



UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS
FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA E DE COMPUTAÇÃO
DEPARTAMENTO DE COMUNICAÇÕES

REDES ATM : UMA VISÃO GERAL

Walderson João Rodrigues Vidal
Orientador: Prof. Dr. Leonardo de Souza Mendes

Dissertação submetida à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da Universidade Estadual de Campinas como parte dos requisitos exigidos para a obtenção do Título de Mestre em Engenharia Elétrica.

Campinas / SP - Brasil
1997

Este exemplar corresponde a redação final da tese defendida por Walderson João Rodrigues Vidal avaliada pela Comissão Julgadora em 12 / 12 / 1997.

[Assinatura]
Orientador



9823235

UNIDADE	BC
N.º CHAMADA:	UNICAMP
	V667r
V	Ex.
TOMBO BC/	35895
PROC.	395/98
C	<input type="checkbox"/>
D	<input checked="" type="checkbox"/>
PREÇO	R\$ 11,00
DATA	19/11/98
N.º CPD	

CM-00118626-2

FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA
BIBLIOTECA DA ÁREA DE ENGENHARIA - BAE - UNICAMP

V667r Vidal, Walderson João Rodrigues
Redes ATM: uma visão geral. / Walderson João Rodrigues Vidal. Campinas, SP: [s.n.], 1997.

Orientador: Leonardo de Souza Mendes
Dissertação (mestrado) - Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Rede digital de serviços integrados. 2. Telecomunicações. I. Mendes, Leonardo de Souza. II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

À minha família.

Resumo

VIDAL, W.J.R. **Redes ATM : uma visão geral**. Campinas: DECOM / FEEC / UNICAMP, 1997. (Dissertação de Mestrado)

Este trabalho tem por objetivo servir como uma referência para o estudo da tecnologia ATM (Modo de Transferência Assíncrono) e de sua relação com os outros tipos de redes existentes atualmente, tais como, X.25, Frame Relay, IP, etc. O ATM permite a integração destes protocolos e serviços em uma arquitetura única. Neste sentido, mostraremos como a tecnologia ATM utiliza protocolos baseados em células para a transferência da informação e como esta tecnologia permite a transmissão de voz, dados e vídeo de modo integrado, eficiente e econômico. Os tópicos básicos abordados neste trabalho são: os padrões de sinalização ATM, de gerenciamento de tráfego, de gerenciamento de rede, de endereçamento, a camada física, a camada ATM e a camada de adaptação ATM (AAL), que juntos formam o coração da tecnologia ATM.

Palavras-chave: ATM; Rede digital de serviços integrados; Telecomunicações.

Abstract

VIDAL, W.J.R. **ATM NETWORKS : Overview**. Campinas: DECOM / FEEC / UNICAMP, 1997. (Dissertação de Mestrado)

The goal of this work is to present a document to serve as a reference for the study of the ATM (Asynchronous Transfer Mode) technology and its relation to the several kinds of network in the market nowadays. Throughout this dissertation we analyze most of the important aspects of the ATM technology, from its definition as a cell based commutation technology up to the encapsulation of the IP protocol inside ATM.

Keywords: ATM; ISDN; Telecommunications

Agradecimentos

Aos meus pais, Waldomiro e Rosária, e às minhas irmãs, Rosilene e Rosaine, que sempre me incentivaram em todos os empreendimentos de minha vida.

Ao meu orientador, Prof. Leonardo de Souza Mendes, pela sua compreensão, amizade, incentivo, paciência e pelas conversas que muito me ajudaram e guiaram durante este período da minha vida.

Ao meu fraterno amigo Rodrigo Gava, que muito me ensinou ao longo da vida e nesta particular etapa me apoiou com seu trabalho na elaboração das figuras deste trabalho.

À Jamile, que com sua energia, alegria, atenção, apoio e amor, contribuiu de maneira fundamental para o bom andamento do meu trabalho.

Aos meus amigos Agostinho, Guilherme, Marcos e Pedro, pela convivência diária em nosso apartamento e que se tornaram irmãos para mim; ao amigo Hebert e Família que abriram as portas de vosso lar e ajudaram à amenizar as minhas dificuldades nesta etapa de minha vida.

Aos companheiros e parceiros desta caminhada em Campinas: Fabiana (Lentine) e Simone (dançarina), Pablo (Cubano), Pacheco, Alex, Carolina, Paulo e Silmar, Marcelo, Geraldo, Edgard, Diego, Nely, Osmar, Rivelino, Paulo Caixeta, Gilmar, Luciano, Zumba, Mylene, Jhuli, Maxwell, Flávio, Marcelo e Paulo, Cacá e

Matheus, Luiz Rômulo, Lucimara, Fabiana e tantos outros. Todos eles contribuíram imensamente nesta dissertação e tornaram a minha vida mais plena e alegre.

Aos meus amigos de Viçosa, que ligaram, escreveram, pensaram e até rezaram por mim.

Aos funcionários e professores do DECOM e FEEC, pelo apoio operacional, em especial à secretária do DECOM, Lúcia, pela sua paciência e presteza.

Aos funcionários e amigos da Embratel, que me ajudaram e tornaram possível a realização deste sonho.

Acima de tudo, AGRADEÇO A DEUS, meu grande apoio, protetor, mentor, meu PAI.

ÍNDICE

AGRADECIMENTOS	i
ÍNDICE	iii
LISTA DE FIGURAS	viii
LISTA DE TABELAS	xii
1 INTRODUÇÃO	1
1.1 Um pouco de história	1
1.2 Objetivo desta tese	4
1.2 Motivação	4
1.4 Organização do trabalho	4
2 INTRODUÇÃO ÀS REDES DE TELECOMUNICAÇÕES	8
2.1 Classificação e tipos de redes de comunicações.	2
2.2 Técnicas de comutação.	11
2.3 Evolução dos sistemas de computação	17
2.4 Redes de comutação de pacotes	18
2.4.1 Razões que motivaram a comutação de pacotes	18
2.4.2 Princípios de comutação de pacotes	19
2.4.3 Evolução da comutação de pacotes	21
2.5 Comutação de pacote x.25	23
2.5.1 Estrutura do x.25	23
2.5.2 Formato do pacote x.25	25
2.5.3 Aspectos de controle de tráfego e congestionamento do X.25	26
2.6 Internet protocol	27
2.6.1 A estrutura do TCP/IP	28
2.6.2 Formato do pacote TCP/IP	31

2.6.3	Funções do TCP/IP	33
2.6.4	Aspectos do controle de tráfego e de congestionamento do TCP/IP	34
2.7	Frame Relay	35
2.7.1	Origem do Frame Relay	35
2.7.2	Estrutura do Frame Relay	36
2.7.3	Formato do quadro Frame Relay	37
2.7.4	Funções do Frame Relay	39
2.8	Switched multimegabit data service (SMDS)	40
2.8.1	Estrutura do SMDS/IEEE 802.6	41
2.8.2	Formato SMDS/802.6 do protocolo unidade de dados (PDU)	42
2.8.3	Aspectos de controle de congestionamento e de tráfego do SMDS	44
3	REDES ATM	47
3.1	Introdução a redes ATM	47
3.2	ATM versus STM	49
3.3	O formato da célula ATM	52
3.3.1	Exemplo de segmentação de célula em uma aplicação multimídia	54
3.4	O tamanho da célula ATM	58
3.5	Conexão ATM	62
3.5.1	Identificadores de caminhos virtuais (VPs) e identificadores de canais virtuais (VCs)	62
3.5.2	Característica geral de conexão de canal virtual (Virtual Channel Connection - VCC)	64
3.5.3	Característica geral de conexão de caminho virtual (Virtual Path Connection - VPC)	67
4	B-ISDN: ARQUITETURA E PROTOCOLO	70
4.1	Introdução	70
4.2	Arquitetura B-ISDN	72
4.3	Protocolo B-ISDN	77
4.4	Capacidade de sinalização na B-ISDN	83
5	CAMADA FÍSICA, CAMADA ATM E CAMADA DE ADAPTAÇÃO ATM	86
5.1	Camada Física	86
5.1.1	Estrutura de transmissão	90
5.2	Camada ATM	93
5.2.1	Funções da camada ATM	93
5.2.2	Multiplexação usando VPI/VCI	94
5.2.3	Comutação VC E VP e cross-connection	95
5.2.4	Interface usuário-rede (UNI) e interface rede-rede (NNI)	98
5.2.5	Estrutura da célula ATM na UNI e na NNI	100
5.3	Camada de adaptação ATM	104
5.3.1	Classes de serviço	106

5.3.2	Estrutura da camada de adaptação ATM	109
5.3.3	descrição geral dos protocolos AAL	112
5.3.3.1	AAL1	113
5.3.3.2	AAL2	116
5.3.3.3	AAL3/4	117
5.3.3.4	AAL5	123
5.3.3.5	Comparação entre AAL3/4 e AAAL5	129
6	PLANOS DE USUÁRIO, CONTROLE E GERENCIAMENTO	132
6.1	Introdução	132
6.2	Visão geral do plano de usuário	133
6.3	Plano de controle	133
6.3.1	Endereçamento e roteamento	137
6.3.2	Modelo do protocolo do plano de controle	141
6.3.3	Mensagens de sinalização	145
6.4	Plano de gerenciamento	150
7	CONTRATO DE TRÁFEGO	152
7.1	Introdução	152
7.2	Modelo de Referência de Um Terminal Equivalente	154
7.3	Arquitetura dos Serviços Para ATM	156
7.3.1	Classes de Aplicações E Requisitos de QOS	157
7.3.2	Categorias de Serviço	158
7.3.3	Árvore Hierárquica da Categorias de Serviços ATM	164
7.3.4	Arquitetura de Serviço como uma Abstração Apropriada para Projeto de Rede	165
7.4	Parâmetros de QOS	166
7.5	Descritor de Tráfego da Fonte	170
7.5.1	Taxa de Pico de Célula (PCR)	171
7.5.2	Tolerância da Variação do Atraso de Célula para a Taxa de Pico de Célula	172
7.5.3	Taxa de Célula Mantida (SCR)	173
7.6	Algoritmo do Balde Furado	174
7.6.1	Exemplo Ilustrando o Conceito do Algoritmo do Balde Furado	177
8	CONTROLE DE TRÁFEGO	183
8.1	Controle de congestionamento e de tráfego	183
8.2	Tempo de resposta	185
8.3	Controle de parâmetro de uso/rede	186

	8.3.1	Relação entre UPC/NPC e prioridade de perda de célula (CLP)	188
	8.4	Gerenciamento de recursos da rede	190
	8.5	Gerenciamento rápido de recursos	191
	8.5.1	Reserva rápida de largura de banda	191
	8.5.2	Reserva rápida de buffer	192
	8.6	Controle de admissão de conexão (CAC)	193
	8.7	Controle de prioridade “scheduling” relacionado com QOS	194
	8.8	Formatação de tráfego	197
9		CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO	198
	9.1	Performance do Controle de Congestionamento	199
	9.2	Indicação de Congestionamento Enviado Explicitamente para Frente (EFCI)	202
	9.3	Descarte Seletivo de Célula	204
	9.4	Controle de Congestionamento Baseado Em Roteamento Dinâmico	206
	9.5	Aspectos do Controle de Congestionamento Relacionados com o Tráfego Não Orientado a Conexão Através da Rede ATM	210
	9.6	Planejamento de Rede	213
10		PLANO DE GERENCIAMENTO	214
	10.1	Níveis de Operação e Manutenção e Fluxos e Eles Associados ...	214
	10.2	Formato das Células OAM	221
	10.2.1	Definição dos Campos Comuns das Células OAM	222
	10.2.2	Definição dos Campos Específicos das Células OAM	223
	10.2.2.1	Campo Específico para Célula de Gerenciamento de Falha	223
	10.2.2.2	Campo Específico para Célula de Gerenciamento de Performance	239
	10.2.2.3	Campo Específico para Célula de Ativação/Desativação	242
11		SERVIÇOS SEM CONEXÃO PARA REDES ATM (WANs) DE LONGA DISTÂNCIA E REDES ATM LOCAIS (LANs)	246
	11.1	Introdução	246
	11.2	Visão Panorâmica dos Atuais Serviços de LANs	249
	11.3	Implementação de Serviços de Dados Banda Larga Não Orientados a Conexão (CBDS)	254

11.4	Resolução de Endereço para o Serviço Não Orientado a Conexão em Redes Públicas	266
11.5	Emulação de LAN	268
	11.5.1 - Endereçamento entre Rede ATM e LAN	271
	11.5.2 - Arquitetura de Emulação de LAN	272
11.6	IP sobre ATM	279
12	CONCLUSÕES	286
A	MODELO OSI OU RM-OSI	287
	REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS	294

Lista de Figuras

2.1	Ilustra as três classificações de redes de comunicação.	9
2.2	Diagrama mostrando a integração de serviços através da B-ISDN.	11
2.3	Modelo de comutação de circuito.	12
2.4	Ilustra os procedimentos da comutação de circuito.	14
2.5	Ilustra os procedimentos da comutação de mensagem.	14
2.6	Ilustra a comutação de pacotes utilizando a técnica de circuito virtual.	16
2.7	Ilustra a comutação de pacotes utilizando a técnica de datagrama.	17
2.8	Ilustra o poder da comutação de pacote.	21
2.9	Estrutura da interface X.25.	24
2.10	Terminal de acesso para a rede X.25.	24
2.11	Formato geral do pacote X.25.	25
2.12	Ilustra o exemplo do controle de fluxo do X.25.	26
2.13	Ilustração do Protocolo Internet (IP) e da Arquitetura em camada do Protocolo Internet.	31
2.14	Ilustra o formato do datagrama IP.	32
2.15	Formato do segmento TCP.	33
2.16	Apresentação do conceito de inter-rede.	34
2.17	Ilustração do controle de fluxo de janela dinâmica do TCP.	36
2.18	Ilustra a estrutura do protocolo Frame Relay.	37
2.19	Estrutura do Quadro Frame Relay.	39
2.20	Ilustra a estrutura de protocolo IEEE 802.6 DQDB e SMDS.	41
2.21	Mostra o relacionamento entre a pilha do protocolos do SIP (SMDS Interface Protocol) e do DQDB.	43
2.22	Apresenta o formato da PDU de nível 3 do SIP.	44
2.23	Ilustra o serviço SMDS utilizando como rede de suporte o DQDB.	45
3.1	Princípios do STM e do ATM.	50
3.2	Ilustra de forma esquemática a função da multiplexação.	52
3.3	Ilustra o formato da célula ATM nas interfaces UNI e NNI.	53
3.4	Exemplo ilustrando uma comunicação multimídia através de uma rede ATM.	55
3.5	Ilustra três canais virtuais estabelecidos em um único caminho virtual, atendendo os diferentes tipos de tráfego.	56

3.6	Mostra um exemplo de Modo de Transferência Assíncrono	57
3.7	Ilustra o compromisso entre atraso e tamanho da célula	59
3.8	Ilustra como o atraso de fila é influenciado pela razão i/h	61
3.9	Ilustra os identificadores de uma conexão ATM	62
3.10	Ilustra a idéia de Comutador VC e Cross-connect VP	63
3.11	Ilustração de uma Conexão de Canal Virtual (VCC)	65
3.12	Ilustração do tipo de conexão ATM	69
4.1	Ilustra a estrutura da SDH.	72
4.2	Ilustra a arquitetura B-ISDN.	73
4.3	Ilustra o modelo de rede de transporte B-ISDN.	74
4.4	Exemplo ilustrando o relacionamento entre o Nível VC e VP.	75
4.5	Ilustra Protocolo do Modelo de Referência ATM da B-ISDN	78
4.6	Ilustra os parâmetros básicos de uma rede ATM.	79
4.7	Ilustra o protocolo de transporte B-ISDN.	80
4.8	Ilustra o modelo de camada e subcamada ATM	82
4.9	Ilustra as camadas e subcamadas ATM e as camadas OSI	83
5.1	Ilustra o procedimento usado no desacoplamento de taxa de célula.	88
5.2	Ilustra a estrutura SDH	91
5.3	Ilustra a transmissão de células no STM-1.	92
5.4	Ilustra esquematicamente o processo de multiplexação realizado pela camada ATM	96
5.5	Exemplo ilustrando VPC, VCC, enlace VP, enlace VC.	98
5.6	Ilustra a configuração de referência NNI e UNI	99
5.7	Estrutura da célula ATM na UNI.	101
5.8	Estrutura da célula ATM na NNI	101
5.9	Representação da camada AAL como primeira camada de protocolo fim a fim do modelo de referência B-ISDN	104
5.10	Estrutura geral do AAL3/4 e AAL5	110
5.11	Ilustra a troca de unidades de informação entre camadas adjacentes.	111
5.12	Ilustra a operação da AAL1.	114
5.13	Formato da SAR-PDU para o AAL1.	115
5.14	Visão simplificada do processo de transmissão do AAL3/4.	119
5.15	Formato da CPCS-PDU da AAL3/4.	120
5.16	Formato da SAR-PDU da AAL3/4.	121
5.17	Exemplo de multiplexação realizada pela AAL3/4	124
5.18	Visão simplificada do processo de transmissão da AAL5	126
5.19	Formato da CPCS-PDU da AAL5	127
5.20	Subcamada SAR da AAL5	127
5.21	Exemplo de utilização da camada AAL5	128
6.1	Visão geral da arquitetura do plano de controle	135
6.2	Ilustra a função de interoperação de redes através do IWF1	136
6.3	Formatos de endereços utilizados em redes ATM	139
6.4	Formato do plano de numeração E.164 do ITU-T	142
6.5	Ilustra o modelo de protocolo da camada de Sinalização AAL (SAAL)	143
6.6	Ilustra o exemplo da estratégia de retransmissão do SSCOP	145
6.7	Exemplo de organização geral das mensagens	147
7.1	Configuração de Referência e Terminal Equivalente para definição de Taxa	

	de Pico de Célula de uma conexão ATM, como definido na Rec. I371 (ITU-T, 1995)	155
7.2	Arquitetura de categorias de serviço. A diferença fundamental é entre aplicações de tempo real e tempo não real. Para cada caso há uma solução simples e então uma ou mais soluções complexas, que se traduzem na ramificação da árvore	165
7.3	Ilustra a origem da Variação do Atraso de Células	169
7.4	Algoritmo do Balde Furado em Estado Contínuo	176
7.5	Ilustra um fluxo de células em conformidade	179
7.6	Ilustra o fluxo de célula em não conformidade.	180
7.7	Ilustra as configurações do algoritmo de Balde Furado para serviços que utilizam uma Capacidade de Transferência à Taxa de Bit Estatística (SBR) . .	182
8.1	Ilustra a Configuração de Referência para Controle de Tráfego e Controle de Congestionamento	184
8.2	Tempo de Resposta dos Controles	185
8.3	Ações possíveis do UPC/NPC	189
8.4	O algoritmo programador (scheduling) de células determina qual classe de serviço será a próxima a ser servida. Cada fila FIFO representa uma classe de serviço, a qual pode compreender uma ou mais fontes de tráfego. (Note que as classes de serviço no scheduler podem ou não estar exatamente alinhadas com as categorias de serviço da arquitetura de serviço.)	196
9.1	Ilustra o througput em função da carga oferecida	201
9.2	Exemplo de Controle de Feedback.	204
9.3	Roteamento entre a fonte 1 e o destino 2	206
9.4	Roteamento entre fonte 1 e destino 2	207
10.1	Ilustra os níveis hierárquicos e seus relacionamentos com a camada ATM e camada Física	215
10.2	Representação dos fluxos F4 em uma VPC	218
10.3	Ilustra um exemplo de configuração física e os fluxos das células OAM	220
10.4	Apresenta o formato da célula OAM com seus respectivos campos comuns e o campo específico de 45 octetos	223
10.5	Campo específico para célula de gerenciamento de falha AIS/RDI	225
10.6	Ilustra a operação de AIS/RDI	226
10.7	Ilustração de propagação de alarmes da camada física para a camada ATM nível VP	229
10.8	Ilustração da propagação dos alarmes AIS/RDI	231
10.9	Campo específico para célula de Loopback	233
10.10	Ilustra a função de indicação de loopback	234
10.11	Apresenta as aplicações de loopback.	
	a) Loopback fim a fim	236
	b.1) Loopback em linha de acesso iniciado pelo cliente	236
	b.2) Loopback em linha de acesso iniciado pela rede	237
	c) Loopback inter-domínio iniciado pela rede	237
	d) Loopback da rede para ponto final	238
	e.1) Loopback intra-domínio iniciado pela rede no ponto final do segmento/conexão	238
	e.2) Loopback intra-domínio iniciado pela rede em um ponto de	

	conexão	239
10.12	Ilustra o campo específico para as células de monitoramento na direção de transmissão (forward monitoring) e para as células de informação na direção contrária a de transmissão (backward reporting) que realizam o gerenciamento da performance	240
10.13	Ilustra o procedimento de gerenciamento de performance	242
10.14	Ilustra o formato do campo específico da célula de ativação/desativação	243
10.15	Procedimento de inicialização para Monitoração da Performance ou ativação do Cheque de Continuidade por células OAM de ativação de acordo com a codificação apresentada na tabela 10.2.	245
11.1	Ilustra os protocolos de LANs da família IEEE 802	250
11.2	Exemplo de uma rede WAN interconectando vários segmentos de LANs (da família IEEE 802) através de Pontes Remotas e Gateways	253
11.3	Ilustra o caminho indireto para serviço não orientado a conexão	256
11.4	Ilustra o caminho direto para serviço não orientado a conexão	258
11.5	Ilustra a arquitetura do protocolo do serviço não orientado a conexão usando servidor CL	261
11.6	Servidores de serviço não orientado a conexões integrado e “stand-alone”. ...	263
11.7	Topologia de redes com servidores de serviço não orientado a conexão	264
11.8	Ilustra a estrutura da pilha de protocolos com a utilização da subcamada ATM MAC em uma estação final	269
11.9	Ilustra a idéia de uma rede local ATM com segmentos LAN	270
11.10	a) Interligação ATM-ATM; b) Interligação ATM-LAN; c) Interligação LAN-LAN	273
11.11	Ilustra a idéia de controle direto e controle distribuído estabelecidos pelo LES	275
11.12	Ilustra o quadro de controle utilizado na LAN Emulation	279
11.13	Conceito de inter-rede utilizado na Internet	280
11.14	Ilustra os dois ambientes de inter-operação de redes ATM com redes IP	281
A.1	O modelo OSI	287
A.2	Exemplo de uma unidade de diálogo	291
A.3	Exemplo de uma atividade	291
A.4	Ilustra a relação entre atividade e conexão de sessão	292

Lista de Tabelas

2.1	define as classes de acesso, somente para acesso físico tipo DS3.	46
4.1	Hierarquia Digital Plesiócrons, Rec. CCITT G.702	71
5.1	Estruturas de transmissão.	89
5.2	Valores pré-fixados para os quatro primeiros octetos do cabeçalho de células ATM reservadas para uso da camada física (bits com P indicam que estão disponíveis para uso pela camada física)..	100
5.3	Valores pré-fixados de VPI, VCI, PT e CLP na UNI.	102
5.4	Codificação do campo de tipo de informação (PT) de uma célula ATM.	103
5.5	Serviços da camada de adaptação ATM	107
5.6	Codificação do campo ST da SAR-PDU da AAL3/4	121
5.7	Comparação entre a AAL3/4 e a AAL5	130
5.8	Protocolos AAL	131
6.1	Valores do campo AFI	140
6.2	Codificação do Identificador do Elemento de Informação	148
10.1	Identifica o tipo de função e o tipo de célula OAM.	222
10.2	Valor do campo mensagem ID.	244
10.3	Apresenta a codificação do bloco de Monitoração de Performance (PM) de acordo com seu respectivo tamanho	245

CAPÍTULO 1 - INTRODUÇÃO

1.1 - UM POUCO DE HISTÓRIA

O século 20 pode ser considerado como o século da tecnologia de telecomunicações. O advento das telecomunicações tirou o ser humano do isolamento primitivo, para levá-lo ao ponto de presença global, de tal maneira que o nosso planeta passou a ser visto como uma aldeia global.

A criação de uma infra-estrutura para o transporte da informação, como redes de telefone de cobertura mundial, a invenção do rádio e da televisão, o desenvolvimento de computadores e de uma rede de comunicação para interligá-los, modificou e continua modificando, drasticamente, nossas sociedades, nossos hábitos de trabalho e o nosso modo de vida em geral.

A primeira fase do desenvolvimento das redes de comunicação foi dominada pela rede de telefonia e obteve um alcance mundial (SAADAWI et al, 1994). Entretanto, o telégrafo surgiu uns 30 anos antes do telefone; em 1844, Samuel Morse realiza a primeira transmissão de mensagem por telegrafia. Em 1876 o telefone foi inventado por Graham Bell e logo tornou-se clara a necessidade de um sistema de comutação para interligar os circuitos telefônicos. As primeiras comutações eram realizadas de forma manual, através de funcionários operadores. Em 1889, foram introduzidas as primeiras centrais de comutação eletromecânica que utilizavam relés para realizar a comutação. As centrais de comutação a base de relés, foram as primeiras centrais automáticas a estabelecerem conexões entre o usuário chamador e usuário chamado, através de um roteamento passo a passo entre as centrais de comutação, sem a necessidade de operadores humanos. O usuário, ao discar um número em seu telefone, emitia automaticamente um pulso para a central de comutação a qual ele estava diretamente ligado, e esta se encarregava de estabelecer o circuito para o usuário de destino, que poderia estar ligado à própria central ou à uma outra central distante. A primeira central de comutação crossbar foi utilizada pela primeira vez na Suécia e em 1938 a Bell System introduziu o primeiro sistema crossbar.

Após a segunda guerra mundial, o mundo entrou na era da telefonia automática, com a automatização de redes de longas distâncias. Esta fase foi marcada pela consolidação da comutação e da transmissão analógica. As primeiras

comutações eletrônicas surgiram no final dos anos 50 e as centrais passaram a utilizar a comutação em frequência. Com a comutação em frequência (eletrônica), tornou-se possível a construção de centrais de comutação de grande capacidade. Também nesta época as linhas de transmissão entre as centrais passaram a ser multiplexadas em frequência.

Um grande passo na criação das redes globais de telecomunicação foi o desenvolvimento das ligações rádios ponto a ponto para o transporte das chamadas telefônicas. Em meados da década de 30, a transmissão analógica ponto a ponto tornou-se uma realidade através do uso de rádios VHF (30 MHz - 300 MHz). Durante a segunda guerra foi desenvolvida a transmissão analógica para a frequência de UHF (300 MHz - 3 GHz). Em 1951 foi estabelecido o primeiro enlace de rádio operando na faixa de 4 GHz com 20 MHz de banda. No início da década de 70, os rádios microondas analógicos operando em faixas SHF (3 GHz - 30 GHz), tipicamente em 6 GHz e 8 GHz, tiveram relevante importância e, na década de 80, aparecem os primeiros rádios microondas digitais que utilizavam a técnica de modulação de amplitude em quadratura (QAM) e operavam na faixa de 5 GHz.

A segunda fase no desenvolvimento das redes de telecomunicação ocorreu na década de 60, e foi marcada pela transmissão digital, a comutação por software e a utilização de satélites. Em 1965, a American Telephone and Telegraph (AT&T) introduziu o primeiro comutador local de controle de programa armazenado (Stored Program Control - SPC).

A evolução dos meios de transmissão ocorreu com a mudança de sistemas de transmissão analógicos para sistemas de transmissão digital. A digitalização da rede telefônica foi possível graças a uma técnica denominada de PCM (Modulação por Código de Pulsos), que realiza a amostragem de um sinal analógico em intervalos regulares e transmite digitalmente a codificação binária no nível analógico (corrente ou tensão) do sinal no instante da amostragem. Utilizando o conceito do teorema de Nyquist, que estabelece que um sinal de largura de faixa F pode ser reconstruído a partir de amostras realizadas à uma taxa de no mínimo $2 \times F$ amostras por segundo, foram desenvolvidos os equipamentos PCM. O canal telefônico possui a largura de faixa de 4 KHz, portanto é necessário amostrar o sinal a uma taxa de 8 KHz (ou seja, 8000 amostras por segundo), que equivale a uma amostragem a cada 125 μ s. A transformação de um canal de voz analógico em um

canal de voz digital é feita discretizando-se o sinal analógico em níveis. Se considerarmos a codificação de 8 bits por amostra, obteremos 256 níveis de discretização, o que dá um canal digital de 64 Kbits/s ($8000 \text{ amostras/s} \times 8 \text{ bits/amostra} = 64 \text{ Kbits/s}$). Durante as décadas de 60 e 70, uma hierarquia de transmissão digital baseada nestes canais de 64 Kbits/s foi introduzida e ainda forma a estrutura central (backbone) das redes digitais de telecomunicação atuais. Portanto, nesta fase as linhas de transmissão passaram a utilizar a multiplexação temporal, enquanto as centrais passaram a realizar a comutação temporal, através de softwares altamente especializados.

As comunicações através de satélites tornaram-se realidade em 1957 com o lançamento do satélite Russo Sputnik. O primeiro satélite de comunicação global civil, o INTELSAT I, foi lançado em abril de 1965.

A terceira fase da evolução das rede de comunicação, ocorreu na década de 70 e é caracterizada pela introdução de redes de dados e a comutação de pacotes. Em 1971 entrou em operação uma rede de comutação de pacotes desenvolvida pelo Advanced Research Project Agency (ARPA) do departamento de defesa dos Estados Unidos e foi denominada de ARPANET. Em 1973 surge a primeira rede de comutação de pacote pública, denominada de TELENET. Em 1976 o CCITT estabeleceu um protocolo de padrão mundial para redes de comutação de pacotes, o X.25. A aceitação mundial do X.25 propiciou o crescimento de redes de comutação de pacotes em vários países do mundo. Em 1978, trabalhando em conjunto com o CCITT, o International Organization of Standardization (ISO) estabeleceu um protocolo de sete camadas, denominado de modelo de referência de interconexão de sistemas abertos (OSI) (ver Apêndice A) com o objetivo de padronizar o desenvolvimento de sistemas operacionais de rede. Com isso seria possível o intercâmbio de informação entre equipamentos de diferentes fabricantes.

Esta terceira fase é também marcada pela introdução das redes locais (LANs). A primeira LAN desenvolvida foi a mundialmente conhecida Ethernet, construída pela Xerox, que utiliza o método CSMA/CD para acesso ao meio de transmissão. Este método de acesso foi desenvolvido inspirado no sistema ALHOA, de Abramson, no Haváí.

O desenvolvimento no campo das comunicações ópticas teve início em 1959 com a invenção do laser (Light Amplification by Stimulated Emission of

Radiation). Em 1970 a Corning Glass Works apresentou a primeira fibra óptica que alcançava uma perda de 20 dB/Km, valor considerado como mínimo necessário para viabilizar a comunicação por fibras ópticas

Em 1980 teve início a quarta fase do desenvolvimento das redes de comunicação. Esta fase, na qual ainda nos encontramos, é caracterizada pela possibilidade de realizar uma rede digital de serviços integrados (ISDN) e pelo surgimento das comunicações móveis. Inicialmente, surgiu a rede digital de serviços integrados faixa estreita (N-ISDN) e posteriormente a de faixa larga (B-ISDN). O aspecto chave da rede digital de serviços integrados é a sua capacidade de suportar uma grande classe de serviços, tais como voz, dados e vídeo, em uma plataforma única. No final da década de 80, surgiu um primeiro protótipo de comutador ATM e, no início da década de 90, os tradicionais vendedores de equipamentos multiplex e comutadores, começaram a vender equipamentos ATM. Atualmente, vendedores de computador iniciaram a venda de cartão de interface ATM para workstation e computadores pessoais. Como veremos no decorrer deste trabalho, o Modo de Transferência Assíncrono (ATM) foi o modelo de rede adotado para a B-ISDN. O ATM utiliza o conceito de célula de tamanho fixo para realizar a transferência de informação ao longo da rede. Esta nova tecnologia, aliada ao grande desenvolvimento da área de equipamentos de informática e de comunicações ópticas, está dando início a uma nova era em sistemas de telecomunicações, caracterizada pela capacidade de armazenar e transmitir informação em altas taxas sendo, portanto, especialmente útil para serviços que requeiram uma grande largura de banda tais como multimídia, vídeo-conferência, vídeo sob demanda, etc.

1.2- OBJETIVO DESTA TESE

O principal objetivo deste trabalho é o de servir como uma referência para o estudo da tecnologia ATM e de sua relação com os outros tipos de redes existentes atualmente, tais como, X.25, Frame Relay, IP, etc. O ATM permite a integração destes protocolos e serviços em uma arquitetura única. Neste sentido, mostraremos como a tecnologia ATM utiliza protocolos baseados em células para a transferência da informação e como esta tecnologia permite a transmissão de voz, dados e vídeo de modo integrado, eficiente e econômico.

1.3 - MOTIVAÇÃO

Vários acontecimentos nos mercados de redes de computador e de telecomunicação têm tornado possível e necessário uma tecnologia como ATM. A indústria de informática está desenvolvendo computadores com capacidades computacionais cada vez maiores, diminuindo vertiginosamente o tempo gasto para o processamento das informações. Por outro lado, a crescente necessidade de transferência de informações imposta pelo nosso modo de vida cria uma acelerada necessidade por taxas mais altas de transmissão. É justamente o casamento da tecnologia de comunicações ópticas com as redes ATM que irão suprir esta necessidade.

Apesar da tecnologia ATM ainda estar em desenvolvimento, sua padronização e aplicação encontram-se já amadurecidas. Padrões de sinalização ATM, de gerenciamento de tráfego, de gerenciamento de rede, de endereçamento, a camada física, a camada ATM e a camada de adaptação ATM, que formam o coração e onde reside a inteligência da tecnologia ATM, estão prontos para atingir o mercado através dos fornecedores de equipamentos de rede.

1.4 - ORGANIZAÇÃO DO TRABALHO

Além deste capítulo introdutório, este trabalho é dividido em mais dez capítulos onde abordaremos os principais aspectos das redes ATM.

No capítulo 2 é apresentada uma visão geral da comutação de pacotes e os principais serviços de dados, públicos e privados, existentes atualmente, incluindo X.25, Frame Relay, IP e SMDS. Este capítulo cobre a estrutura dos protocolos, o formato dos pacotes e aspectos de serviço de cada protocolo.

No capítulo 3 são apresentados os princípios básicos do ATM. Inicialmente é mostrada a estrutura da célula ATM, seguindo-se com a definição dos blocos de construção ATM. São também apresentados os conceitos de caminho de transmissão, caminho virtual e canal virtual. Através de simples exemplos é apresentado o mecanismo de transmissão das células ATM. Uma discussão sobre a definição do tamanho da célula, padronizado em 53 bytes, é mostrado como um

compromisso obtido entre uma célula de tamanho pequeno otimizada para voz e uma célula de tamanho grande otimizada para dados.

No capítulo 4 são descritos a arquitetura e protocolos para a B-ISDN (ou RDSI-FL) baseados no padrão definido pelo ITU-T. É apresentado inicialmente uma breve discussão sobre a motivação para esta padronização, mostrando como o desenvolvimento do transporte integrado e da hierarquia de transmissão digital foram os pontos-chaves para a consolidação da B-ISDN. A comparação entre os dois modos de transferência, ATM (Modo de Transferência Assíncrono) e STM (Modo de Transferência Síncrono), é apresentada. Por fim o Protocolo do Modelo de Referência ATM da B-ISDN é apresentado e discutido.

No capítulo 5 examina-se em detalhe a pilha de protocolos ATM da B-ISDN. As três camadas mais baixas da pilha do protocolo são estudadas, definindo-se as funções de cada uma delas e como elas são interfaceadas. A nossa análise inicia-se com a camada física. Segue a discussão da camada ATM e por fim é feito o estudo da camada AAL. Alguns destes conceitos foram introduzidos em capítulos anteriores e são cobertos com maior profundidade por este capítulo.

No capítulo 6 é fornecida uma visão geral das camadas superiores e da subcamada de convergência específica do serviço (SSCS) que é uma subcamada da camada AAL. Este capítulo inclui os Planos de Usuário, de Controle e de Gerenciamento. O Protocolo do Modelo de Referência B-ISDN que define o fluxo de informação na rede ATM é composto de três planos separados: Planos de Usuário, Plano de Controle e Plano de Gerenciamento. Estes três planos representam as camadas do protocolo associadas com três tipos de fluxo de tráfego: informação do usuário, informação de controle e informação de gerenciamento. Este capítulo mostra de maneira clara que o principal propósito dos Planos de Gerenciamento e de Controle é servir de suporte para os serviços fornecidos pelo plano de Usuário.

No capítulo 7 é investigado o conceito de contrato de tráfego proveniente da Recomendação I.371 do ITU-T. São abordados conceitos como o de cheque de conformidade para a célula ATM, parâmetros de tráfego e parâmetros de Qualidade de Serviço (QoS).

No capítulo 8 é apresentado o conceito de controle de tráfego. O controle de tráfego é um mecanismo utilizado com a intenção de assegurar que o fluxo de células oferecido pelo usuário à rede esteja de acordo com a taxa previamente ajustada entre o usuário e a rede ATM de modo que a rede possa garantir que a performance de QoS acordada no contrato de tráfego seja atendida para todos os usuários da rede.

No capítulo 9 é abordado o conceito de controle de congestionamento introduzido no capítulo 8. A condição de congestionamento é uma situação anormal enfrentada pela rede e que deve ser evitada se possível. Neste capítulo são apresentados os tipos de controle de congestionamentos existentes para redes ATM.

No capítulo 10 é descrito o conjunto de funções necessárias para operar e manter os aspectos da camada física e da camada ATM da B-ISDN para as conexões virtuais permanentes, semi-permanentes, reservadas e sob demanda. Neste sentido é apresentado a arquitetura do fluxo de informação OAM da camada física e da camada ATM. Os detalhes do formato das células OAM são apresentados neste capítulo.

Finalmente no capítulo 11 é feita uma discussão sobre o oferecimento do serviço não orientado a conexão em redes ATM, que são inerentemente orientadas a conexão. De modo a permitir a interconexão das mais tradicionais LANs e MANs que operam de modo não orientado a conexão, através de uma rede pública WAN como a B-ISDN, serviços não orientados a conexão devem ser fornecidos pela rede ATM. Este capítulo apresenta as alternativas de arquitetura e de conceitos propostas para este fim. Embora ATM tenha sido inicialmente projetada para redes WAN, atualmente existe um crescente interesse em utilizar-se esta tecnologia também em ambientes de LAN. Neste sentido este capítulo analisa as propostas de utilização de ATM em ambientes de área local.

CAPÍTULO 2 - INTRODUÇÃO ÀS REDES DE TELECOMUNICAÇÕES

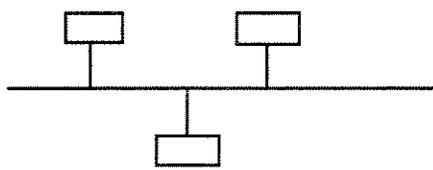
2.1 - CLASSIFICAÇÃO E TIPOS DE REDES DE COMUNICAÇÕES

As redes de comunicação podem ser classificadas de três formas: redes de Difusão (Broadcast), redes Comutadas ou redes Híbridas. As redes de difusão são aquelas onde a informação é distribuída simultaneamente a todos os usuários conectados à rede, sendo estas redes tipicamente locais. Cada usuário conectado à rede, após receber uma informação, verifica se esta é endereçada para ele, caso contrário ele simplesmente a descarta. Nas redes Comutadas, quando um usuário deseja transmitir uma informação para outro usuário, ele a envia para nós da rede que realizam o roteamento da informação até o usuário de destino. Estes nós são denominados comutadores ou nós de comutação. As redes Híbridas, como o próprio nome indica, são uma mistura das duas anteriores. A figura 2.1 ilustra a classificação definida acima.

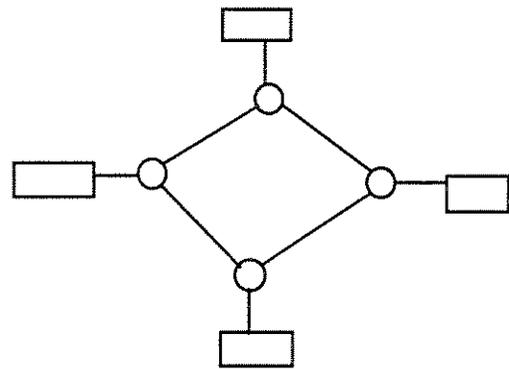
Atualmente existem diferentes tipos de redes de comunicação. As mais comuns são as redes telefônicas, as redes de computador (LAN, MAN, WAN e GAN) e as redes digitais de serviços integrados (ISDN).

As redes telefônicas são formadas por equipamentos multiplex, equipamentos de comutação, estrutura de transmissão e equipamentos do usuário (por exemplo: telefone e modems). A estrutura de transmissão pode ser dividida em linhas de acesso do usuário até a central de comutação, que em sua grande maioria são cabos de par trançado, e linhas de tronco, que interligam as centrais de comutação. As linhas de tronco podem ser formadas por cabos coaxiais, rádio microondas, satélite e fibras ópticas.

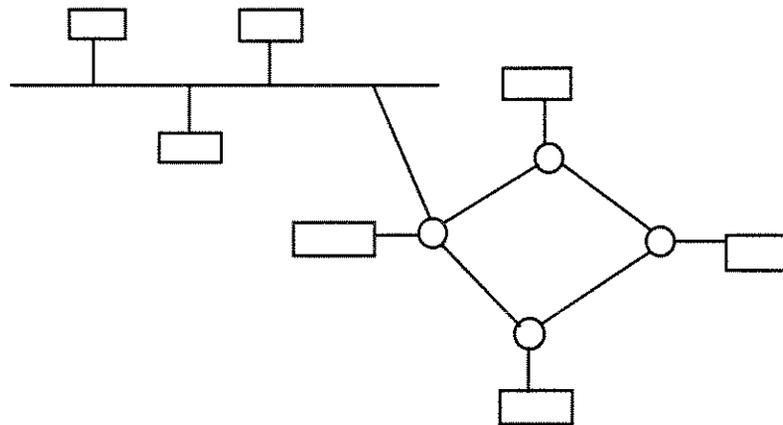
Com relação às redes de computador, um ponto a ser destacado é a crescente necessidade de conectividade de LAN através de WAN. Este crescente interesse de conectividade de LANs está sendo motivado basicamente por dois fatores. O primeiro fator é a necessidade de interconectar computadores localizados em LANs distanciadadas geograficamente. O segundo fator é a extensão lógica de LANs através de grandes áreas geográficas. As redes de computador têm sido definidas de acordo com sua abrangência física. As cinco definições mais comuns são apresentadas a seguir:



a) Rede Difusão



b) Rede Comutada



c) Rede Híbrida

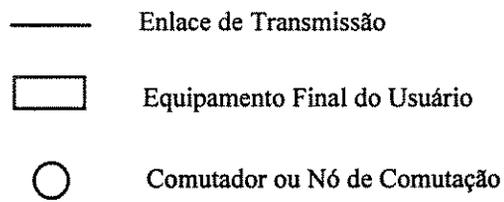


Figura 2.1: Ilustra as três classificações de redes de comunicação.

- **Rede Local (LAN):** é uma rede de comunicação de pacote que ocupa uma área geográfica variando de uns poucos metros a uns poucos quilômetros de raio;

- **Rede de Área de Campus (CAN):** as distâncias envolvidas nestas redes são de aproximadamente 1 Km. Estas redes normalmente interligam prédios localizados em uma mesma área, ou seja, próximos uns dos outros;

- **Rede de Área Metropolitana (MAN):** estas redes ocupam uma faixa geográfica variando de poucos quilômetros a centenas de quilômetros, fornecendo uma conectividade regional. As distâncias típicas são da ordem de 10 Kms. As taxas de transmissão de dados nestas redes variam de poucos Kbits/s a Gbits/s;

- **Rede de Área Larga (WAN):** as distâncias envolvidas nestas redes variam de 100 a 1000 Km, portanto estas redes fornecem uma conectividade nacional.

- **Rede de Área Global (GAN):** as distâncias envolvidas nestas redes variam de 1000 Km a 10000 Km, portanto estas redes fornecem conectividade entre as nações.

Finalmente as redes digitais de serviços integrados (ISDN) fornecem um acesso digital entre o ambiente do usuário e a rede para a transmissão de uma variedade de serviços com diferentes requisitos de QoS, tais como voz, dados, imagem e vídeo, sem a necessidade de se criar uma rede dedicada para cada tipo de serviço. O ITU-T definiu a ISDN como “uma rede que proporciona conectividade digital fim a fim, para suportar uma variedade de serviços vocais e não vocais, aos quais os usuários têm acesso através de um conjunto limitado de interfaces usuário rede (UNI) padronizadas”. A idéia contida na ISDN ou RDSI, é a de fornecer ao usuário uma **Tomada de Informação**, tal como uma tomada elétrica (ROCHER, 1987). A proposta inicial para implantação da ISDN foi de uma rede digital de serviços integrados faixa estreita (**N-ISDN**), a qual fornece a capacidade de transferência integrada para os vários tipos de tráfego em baixas taxas. Porém, atualmente as atenções do mundo das telecomunicações têm se voltado para uma rede digital de serviços integrados faixa larga (**B-ISDN**), a qual possui a capacidade de fornecer serviços de voz, dados e vídeo, através de uma mesma tecnologia em altas taxas de transmissão. A figura 2.2 ilustra a idéia contida na B-ISDN.

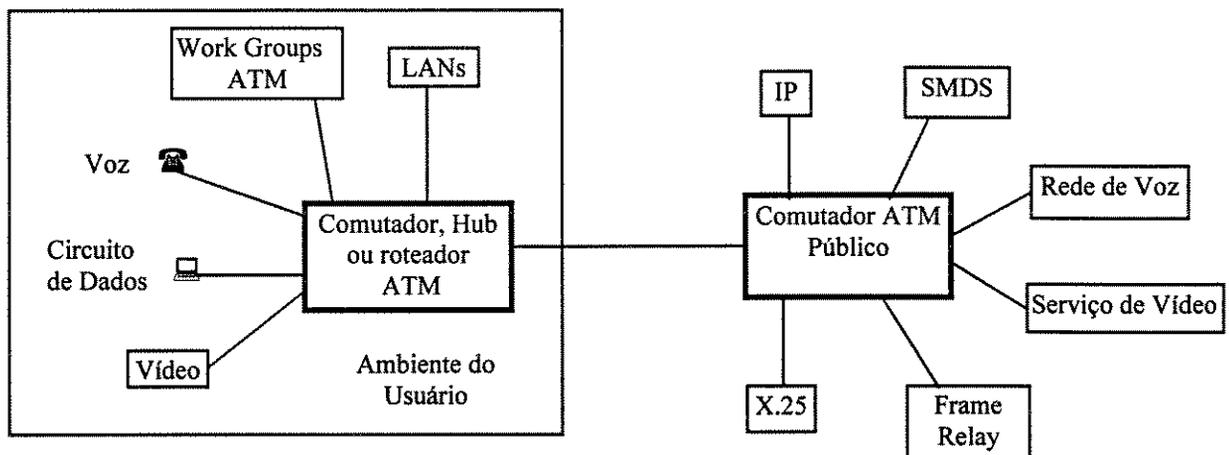


Figura 2.2: Diagrama mostrando a integração de serviços através da B-ISDN.

Como ilustrado na figura a informação de vídeo, voz e dados proveniente do usuário é convertida para um protocolo de rede (neste caso ATM) no próprio ambiente do usuário e interconectada com outras redes através de uma WAN que utiliza a tecnologia ATM. A B-ISDN pode fornecer a integração entre as redes de dados e as redes telefônicas, atualmente separadas, oferecendo diferentes serviços e diferentes capacidades de transferência de informação.

2.2 - TÉCNICAS DE COMUTAÇÃO

Ao longo deste trabalho muitas referências serão feitas às técnicas de comutação, portanto é bastante pertinente que façamos uma breve discussão sobre as técnicas de comutação existentes. As técnicas de comutação em redes de telecomunicações podem ser divididas em três tipos: **Comutação de Circuito**, **Comutação de Mensagens** e a **Comutação de Pacotes** (TANENBAUM, 1994). A *Comutação de Circuito* é a mais antiga forma de comutação, pertencente à era do telégrafo, e é o método utilizado para comutação em redes telefônicas. Quando uma chamada telefônica é solicitada, o equipamento de comutação da rede telefônica procura um caminho físico para interconectar o telefone chamador ao telefone chamado. Este caminho físico pode ser composto de um cabo de par trançado que liga o telefone à central de comutação local e

de meios de transmissão, tais como microondas, satélites e ou fibras ópticas, que interligam as centrais de comutação localizadas em pontos geograficamente distantes. A figura 2.3 ilustra a situação descrita acima.

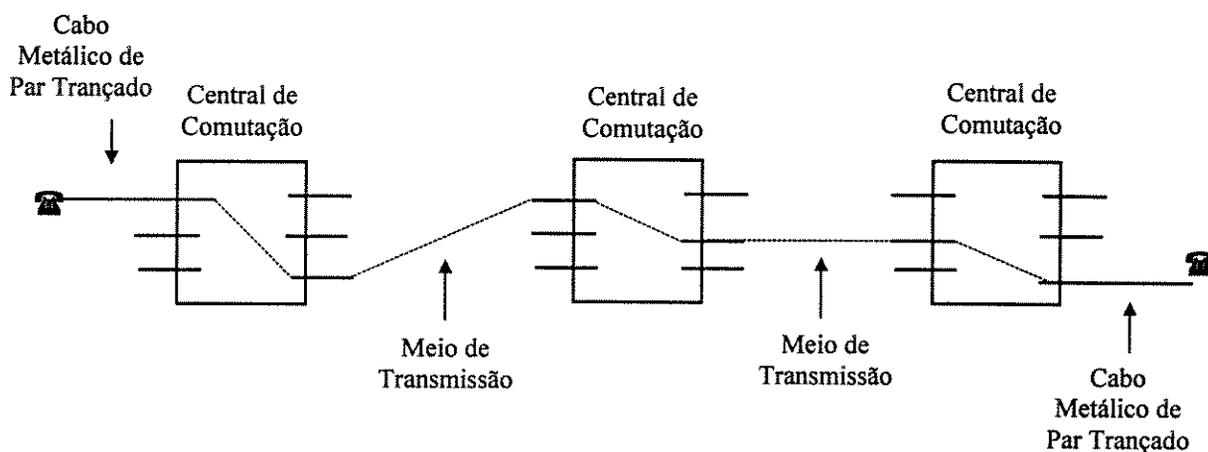


Figura 2.3: Modelo de comutação de circuito.

Portanto, quando uma chamada passa por uma estação comutadora, é estabelecida (conceitualmente) uma conexão física entre a porta de chegada e a porta de saída do comutador. Este procedimento é realizado em cada estação comutadora ao longo da rota, estabelecendo um caminho físico dedicado entre a parte chamadora e a parte chamada. Este caminho físico dedicado permanece ativo, enquanto durar a chamada, sendo desativado após o término da chamada. O estabelecimento de um circuito fim a fim, antes que qualquer informação do usuário possa ser transmitida, é realizado através de mensagens de sinalização que são enviadas através da rede. Ao receber as mensagens de sinalização a rede reserva um canal para a transmissão e envia um sinal de retorno para a fonte chamadora indicando que a transmissão pode iniciar. Antes de se iniciar qualquer transmissão, existe um tempo de espera, da ordem de 10 segundos, que é devido ao tempo de propagação até o destino do sinal que solicita o estabelecimento da chamada somado ao tempo de propagação de volta da confirmação do estabelecimento da chamada. Porém, uma vez que a conexão esteja estabelecida, o único atraso que os dados sofrem durante a sua transmissão na rede é o atraso de propagação do sinal. Uma outra característica importante nesta técnica de comutação é a inexistência de congestionamento, pois a transmissão de informação do usuário só tem início após o estabelecimento do caminho

físico dedicado. Se no momento do estabelecimento da conexão, a rede não tiver recursos disponíveis, a chamada não é estabelecida. Esta técnica também pode ser considerada como orientada à taxa, pois existe a garantia de que uma taxa de transmissão está sempre disponível para a transmissão de informações do usuário. A figura 2.4 apresenta um diagrama ilustrativo da comutação de circuito. Nesta figura, as letras A, B, C e D, representam as centrais de comutação que são interconectadas através de linhas de transmissão como comentado anteriormente.

Na técnica de *Comutação por mensagens* a mensagem é enviada de um nó para o outro sem um prévio estabelecimento de caminho de transmissão. Cada nó recebe a mensagem inteira, armazena-a, inspeciona-a para detectar erros e, caso não haja erros, retransmite-a para o próximo nó comutador. Assim, a mensagem vai sendo enviada de nó para nó ao longo do caminho de transmissão, com a possibilidade de ser enfileirada quando a linha de transmissão estiver ocupada. A figura 2.5 ilustra esta situação. Nesta técnica não há limites para o tamanho das mensagens, portanto uma mensagem longa pode utilizar uma linha de transmissão durante um longo tempo, o que conduz a um mau compartilhamento do meio de transmissão. Portanto, redes utilizando comutação de mensagem são proibitivas para tráfegos interativos. De modo contrário à comutação de circuito onde, quando o tráfego se torna pesado, as chamadas não são aceitas pela rede, aqui as mensagens são sempre aceitas e portanto congestionamentos na rede podem ocorrer. Técnicas para evitar congestionamentos ou diminuir a sua intensidade e duração são necessárias. Por outro lado, a utilização das linhas de transmissão é mais eficiente em relação à comutação de circuitos, pois não existem canais dedicados e os canais podem ser compartilhados por várias mensagens ao longo do tempo.

A *Comutação de Pacotes* é semelhante à comutação de mensagens, a diferença básica é que as mensagens provenientes dos usuários são divididas em pacotes de comprimento limitado. De modo contrário à comutação de mensagens, as redes de comutação de pacotes possibilitam um tráfego interativo, pois os tamanhos dos pacotes são limitados e ocupam as linhas de transmissão por milésimos de segundos. A comutação de pacotes é basicamente utilizada em redes de computadores, as quais possuem um tráfego interativo e em rajadas.

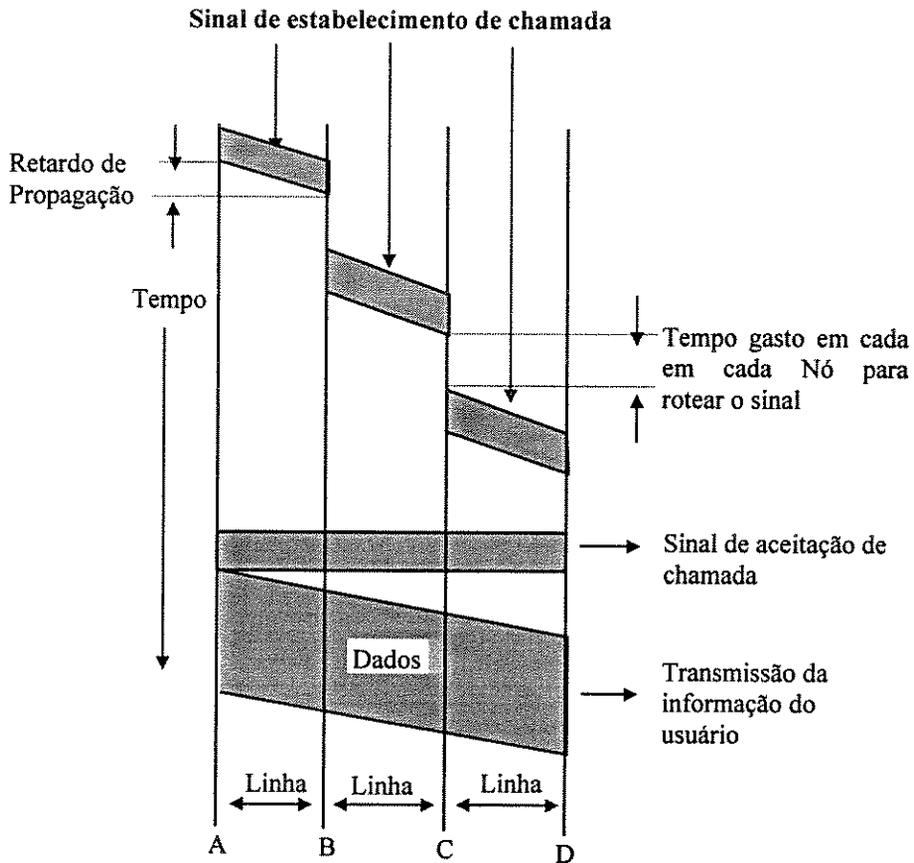


Figura 2.4: Ilustra os procedimentos da comutação de circuito.

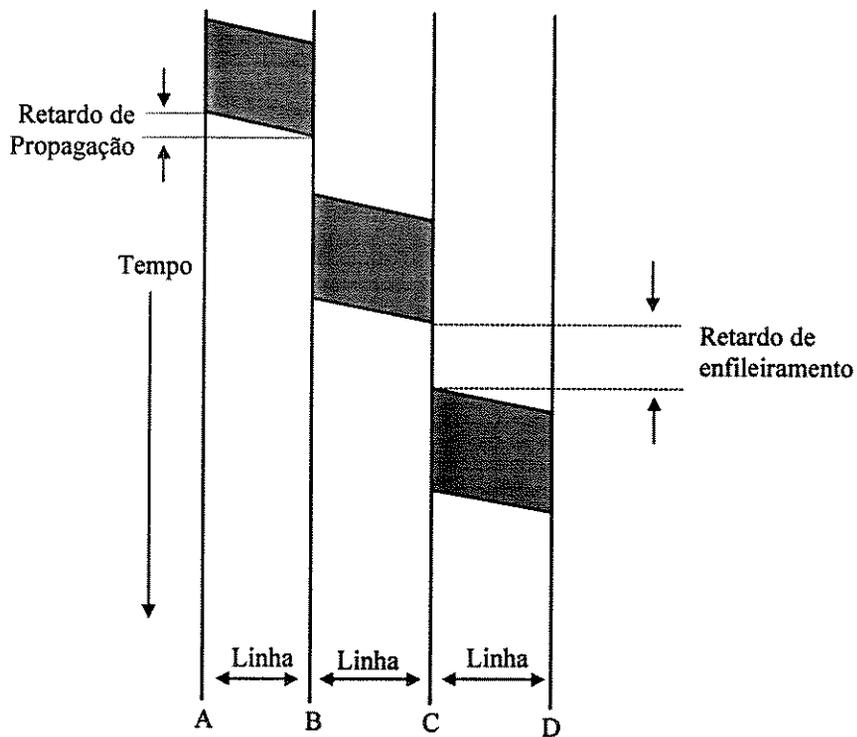


Figura 2.5: Ilustra os procedimentos da comutação de mensagem.

A comutação de pacotes é classificada em duas técnicas: **Circuito Virtual**, que utiliza um modo de transmissão orientado a conexão, e **Datagrama**, que utiliza um modo de transmissão não orientado a conexão.

A comutação de pacotes utilizando **Circuito Virtual** é semelhante à comutação do circuito no que diz respeito à necessidade de estabelecer uma conexão entre a origem e o destino antes que os dados do usuário possam ser transmitidos. Para estabelecer um circuito virtual, a origem envia um pacote de pedido de estabelecimento de chamada que vai sendo transmitido entre os nós da rede até o destino final. Um pacote de aceitação de chamada é enviado de volta autorizando ou não o estabelecimento da conexão de circuito virtual. Portanto, nesta técnica a rota é definida antes que a transmissão da informação tenha início. Esta técnica difere da comutação de circuito no que diz respeito à rota estabelecida entre origem e destino. Aqui, as rotas são formadas por conexões lógicas, o caminho estabelecido não é dedicado para uma conexão específica e os pacotes continuam a ser armazenados nos nós comutadores ao longo da rota. A figura 2.6, ilustra a comutação de pacotes utilizando a técnica de circuito virtual.

Na comutação de pacotes usando a técnica datagrama não há a necessidade de se estabelecer uma rota para que o usuário inicie a transmissão de dados. Portanto, não há pacotes de solicitação e de aceitação de chamadas. Cada pacote proveniente da fragmentação de uma mensagem contém, em seu cabeçalho, informação de endereçamento e de sequenciação de modo a possibilitar, respectivamente, o seu roteamento ao longo da rede e a remontagem da mensagem no destino. Com esta técnica muitos pacotes pertencentes à mesma mensagem podem ser transmitidos simultaneamente, o que reduz o retardo de transferência e melhora a eficiência. Cada nó comutador ao receber o pacote, examina o seu cabeçalho para realizar o seu roteamento, portanto cada nó ao longo da rede tomará decisões de roteamento, baseando-se na melhor rota disponível no momento. A figura 2.7 ilustra a comutação de pacote utilizando a técnica de datagrama.

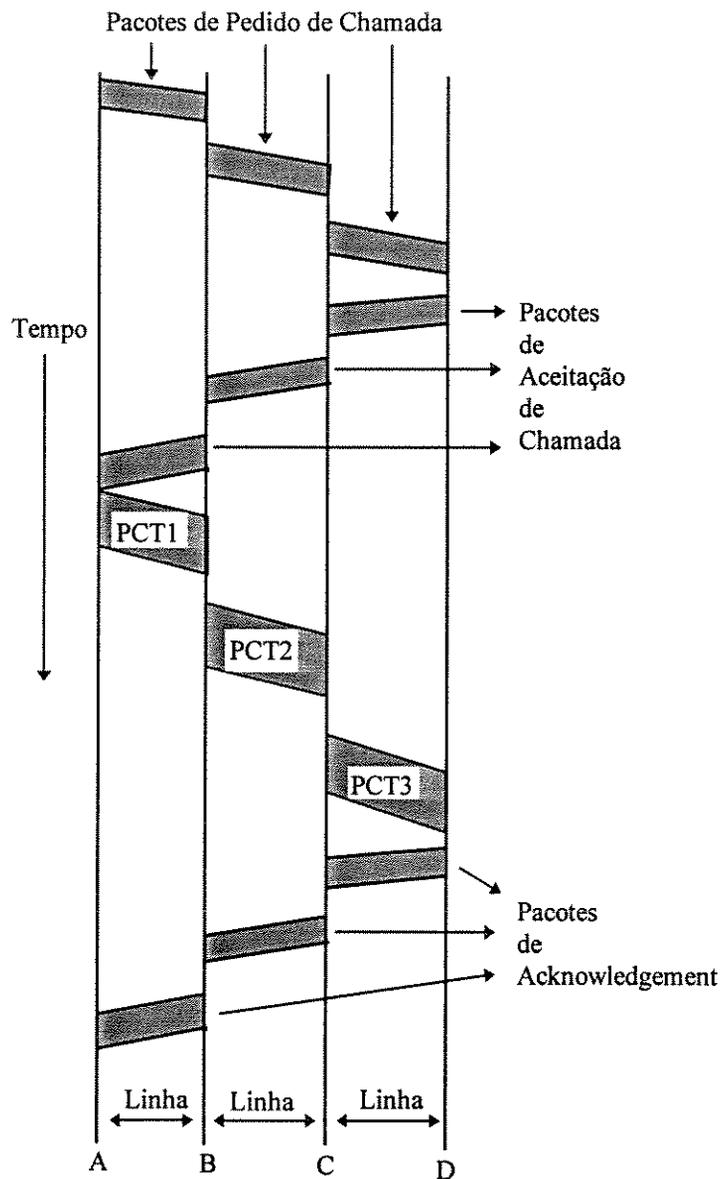


Figura 2.6: Ilustra a comutação de pacotes utilizando a técnica de circuito virtual.

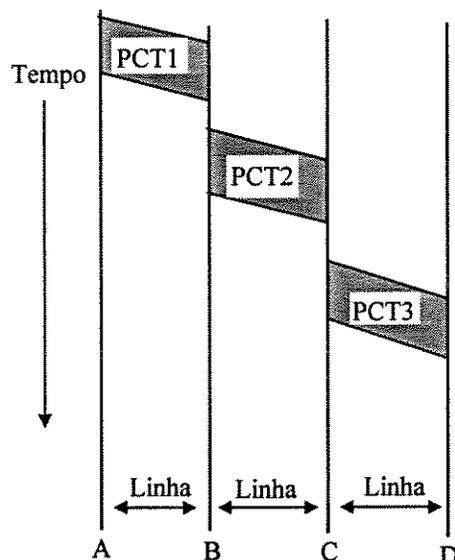


Figura 2.7: Ilustra a comutação de pacotes utilizando a técnica de datagrama.

2.3 - EVOLUÇÃO DOS SISTEMAS DE COMPUTAÇÃO

A indústria de computadores, apesar de jovem, tem tido uma evolução impressionante. Em suas duas primeiras décadas de existência os sistemas de computadores eram centralizados, formando um ambiente denominado de centro de computação (TANENBAUM, 1994). Na década de 50, os computadores eram máquinas grandes ocupando salas inteiras e operados por pessoas especializadas, não havia interação direta entre usuário e máquina. O tempo de processamento era demasiadamente longo. Na década de 60 foram introduzidos os primeiros terminais interativos que eram ligados ao computador central através de linhas de comunicação. Nesta época avanços na técnica de processamento deram origem a sistemas de tempo compartilhado.

Durante a década de 70 um novo conceito surge no cenário dos sistemas de computação, deixando de lado o sistema de processamento centralizado de informações e caminhando para um sistema de processamento distribuído. O aparecimento dos mini e microcomputadores permitiu a distribuição do poder computacional por uma rede de computadores. O antigo modelo baseado em um único computador que realizava todas as tarefas de processamento das informações, foi substituído por vários computadores separados, porém interconectados, realizando as tarefas de modo distribuído.

Embora os custos dos equipamentos (hardware) de processamento estivessem caindo, o preço deles continuavam altos, justificando a utilização compartilhada dos recursos periféricos. Foi assim que ambientes de trabalho cooperativo tornaram-se uma realidade, ou seja, as trocas de informações entre usuários localizados em diferentes áreas de trabalho ou mesmo usuários individuais que necessitavam de benefícios oferecidos por um sistema centralizado, conduziram à interconexão entre os vários sistemas presentes em uma organização. Estes sistemas de operação são chamados de **redes de computadores**. A fusão dos computadores e das comunicações influenciou sobremaneira a organização dos computadores.

A busca de atividades paralelas para solucionar problemas de performance deram origem a várias propostas de arquitetura de computadores e de redes de computadores que tinham por objetivo promover o paralelismo e a distribuição como forma de melhorar o desempenho, a confiabilidade, o custo, a compatibilidade/ interoperabilidade e a modularidade dos sistemas computacionais (SOARES et al., 1995).

2.4 - REDES DE COMUTAÇÃO DE PACOTES

As redes de comutação de pacote têm evoluído através dos últimos 25 anos e são a base de muitas redes de comunicação de dados atualmente em operação. Comutação de pacote fornece um ambiente de rede adequado para manipular tráfegos em rajadas (por exemplo: tráfego de dados entre terminal e host), em plataformas de rede telefônica analógica. Comutação de pacote tem sido amplamente implementada na Europa e no BRASIL, onde constituem os principais serviços de dados privados e públicos.

2.4.1 - RAZÕES QUE MOTIVARAM A COMUTAÇÃO DE PACOTES

Vários fatores motivaram o surgimento da comutação de pacotes: a necessidade de criar padrões de interfaces entre equipamentos de computação, a comunicação entre computadores que era realizada através de canais de transmissão ruidosos, a necessidade de uma utilização mais eficiente da banda de transmissão e a possibilidade de interconectar um grande número de equipamentos de computação (SPOHN, 1993).

Os grandes fabricantes de computadores, tais como IBM e DEC, foram os principais propulsores deste mercado, desenvolvendo protocolos que foram padronizados

através de seus produtos. Visando obter uma padronização para os sistemas desenvolvidos por estes e por outros fabricantes o OSI (Open System Interconnection) Sistema de Interconexão Aberto, criou interfaces padronizadas de comunicação de computadores e protocolos em múltiplos ambientes de fornecedores de equipamento.

Na definição dos pacotes utilizou-se a estratégia de deixar um campo reservado para a verificação cíclica de redundância (Cyclic Redundancy Check - CRC) que tem a finalidade de detectar erros de bit. Nesta técnica define-se um protocolo onde, se o pacote recebido apresentar erros, ele será retransmitido até que seja recebido com sucesso. Com a melhoria dos meios de transmissão (por exemplo: surgimento da fibra óptica), ficou muito reduzida a necessidade de se introduzir mecanismos de verificação de erro.

Os primeiros sistemas de comutação de pacotes foram projetados para comunicação entre terminal e host. Nesta aplicação o tráfego era em rajadas de modo que a taxa de pico de transmissão de cada terminal era muito maior que a sua taxa de média de transmissão. Comutação em pacotes permite que muitas rajadas de dados de usuários sejam multiplexadas estatisticamente dentro das facilidades de transmissão, o que reduz o custo associado às transmissões de dados.

Com o crescente número de computadores e o aumento de sua complexidade, surge uma acelerada necessidade por largura de banda. De forma similar às redes telefônicas, tornou-se rapidamente impraticável se ter circuitos dedicados para conectar todos os pares de computadores, o que motivou o aparecimento da comutação de pacotes. Para dar suporte à comutação de pacotes vários protocolos de roteamento foram então desenvolvidos para conectar terminais aos computadores hosts, e estes entre si.

2.4.2 - PRINCÍPIOS DE COMUTAÇÃO DE PACOTES

A comutação de pacotes fornece um serviço no qual a informação gerada pelo usuário é dividida em blocos de dados e transportados sobre a rede. Estes blocos de dados de usuários são chamados de informação de carga (payload). Na comutação de pacotes um overhead (cabeçalho) de controle é adicionado aos blocos de dados dos usuários, resultando num novo bloco de dados denominado pacote. Vários dos principais protocolos de redes de comunicações de dados possuem esta característica, dentre os quais X.25, Frame Relay, SMDS, Ethernet, FDDI, Token Ring e ATM. Alguns protocolos mais recentes, tais como, Frame Relay, SMDS e ATM, utilizam somente um

subconjunto das funções da camada de enlace, referente ao modelo de referência OSI (Apêndice A), porém com funções de endereçamento que tem significado para redes de faixa larga.

A comutação de pacote funciona como um multiplexador estatístico, permitindo que múltiplos usuários lógicos compartilhem o mesmo circuito físico de acesso à rede pela utilização de memórias (buffers), as quais são usadas para armazenar os pacotes quando o circuito estiver sendo usado. A comutação de pacotes pode controlar a qualidade do serviço oferecido para cada um usuário individual. O controle da QoS oferecida pela rede para cada usuário é realizada basicamente através da alocação de espaço em buffer e de largura de banda. A monitoração de espaço nos buffers dos nós de comutação da rede e da largura de banda disponível, são informações úteis para o controle do tráfego da rede, que tem por objetivo evitar que congestionamentos ocorram na rede.

A idéia contida na comutação de pacotes está ilustrada na figura 2.8. Esta figura apresenta uma malha de rede formada somente por circuitos dedicados na figura 2.8a e uma rede comutada de pacotes na figura 2.8b. A rede dedicada tem três linhas conectadas para todos os hosts, enquanto que a rede de pacotes tem somente uma conexão para comutação de pacotes. Um circuito virtual conecta todos os usuários através da rede comutada de pacotes como mostram as linhas pontilhadas.

A rede dedicada (a) tem uma alta taxa de transmissão, mas não é muito escalonável. A rede comutada de pacotes (b) necessita de uma complexidade adicional e tem taxa de transmissão menor, mas reduz os custos de transmissão de circuitos em torno de 40% neste exemplo simples, com nós colocados nos cantos de uma quadra (MCDYSAN & SPOHN, 1995).

A comutação de pacotes utiliza a técnica de enfileiramento para controlar perdas e resolver problemas de disputas em contra partida adicionando um atraso variável. Se considerarmos a utilização de buffers de tamanho suficientemente grandes, durante períodos de congestionamento de rede as chances de perdas poderão ser muito menores.

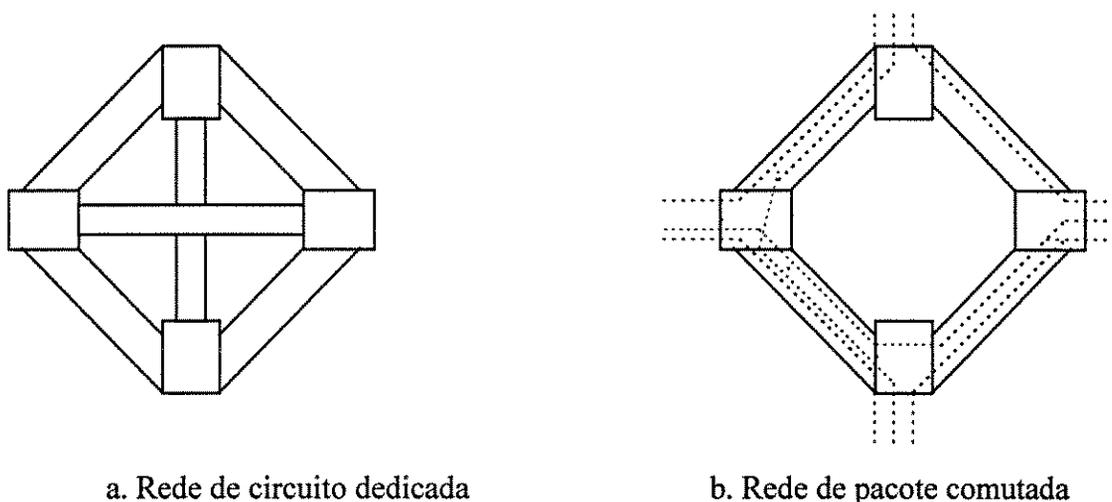


Figura 2.8: Ilustra o poder da comutação de pacote.

2.4.3 - EVOLUÇÃO DA COMUTAÇÃO DE PACOTES

A comutação de pacotes começou com as arquiteturas de comunicação de dados proprietárias da IBM, chamada Systems Network Architecture (SNA), e da DEC, Digital Network Architecture (DNA). O protocolo High-level Data Link Control (HDLC) surge como um padrão mundial, sendo este desenvolvido a partir de uma solução proprietária do SNA. O HDLC deu origem ao X.25 utilizado pelo modelo OSI (Apêndice A) e ao Link Access Procedure D (LAP-D) utilizado na RDSI (SOARES et al., 1995) (MCDYSAN & SPOHN, 1995).

Quase ao mesmo tempo que o modelo OSI, estava sendo desenvolvido na Advanced Research Projects Agency (ARPA) um conjunto de aplicações e protocolos de alto nível baseados no Internet Protocol (IP). O padrão Ethernet de 10 Mbits (utilizando o método de acesso múltiplo com detecção de portadora e detecção de colisão - CSMA/CD) também nasceu neste tempo como uma evolução da experiência em comunicação de pacotes através de rádio enlaces no Hawaii (a qual foi denominada de ALOHA). Atualmente o Ethernet está evoluindo para o Fast Ethernet de 100Mbits. O padrão Token Ring (IEEE 802.5) que utiliza uma técnica de passagem de permissão para obter o acesso ao meio compartilhado e portanto sendo uma técnica de acesso determinística surgiu logo após o Ethernet. Devido à necessidade de altas taxas, um novo padrão, o FDDI (ANSI

X3T9.5) foi desenvolvido posteriormente. O FDDI é formado por uma rede de duplo anel em fibra ótica operando a 100 Mbits. O conceito de comutação rápida de pacotes (Fast Packet Switching - FPS) associado ao Distributed Queue Dual Bus (DQDB) que emprega uma topologia com dois barramentos unidirecionais com estações em suas extremidades que geram slots de tamanho fixo (53 octetos), serviram de base para o desenvolvimento do Switched Multimegabit Data Service (SMDS) e do Modo de Transferência Assíncrono (ATM).

Vários fatores estão atualmente influenciando a evolução das comunicações de dados e conseqüentemente da comutação de pacotes. O surgimento de novas classes de serviços que necessitam de grandes larguras de banda (tais como, video-conferência, vídeo sob demanda, etc.), uma crescente necessidade de interconectividade em âmbito global, a potência das CPUs (sua memória e capacidade de armazenamento crescem a cada dia), além do fato de que as aplicações de computador têm demonstrado um voraz apetite por memória, são exemplos claros dos fatores que estão determinando a evolução da comutação de pacotes. Na maioria dos sistemas atuais de processamento, o gargalo é a rede. As informações manipuladas por estes sistemas também não param de crescer de tamanho. Por exemplo, aplicações de imagens médicas podem facilmente consumir capacidades de rede de gigabits por segundo, portanto redes com grandes largura de banda são uma atual necessidade. A baixa taxa de erro garantida pelos modernos meios de comunicações, tais como fibra ótica e rádio digital, permite uma implementação de comunicação de dados em altas taxas com melhor relação custo-eficiência.

Esta evolução deste cenário computacional cria um ambiente propício para novos protocolos de comunicação de dados. A melhoria na qualidade das estruturas de transmissão, por si só, foi a principal força na evolução de Frame Relay, SMDS e ATM. Estes protocolos são eficientes, pois não executam a correção de erros pela retransmissão em cada nó intermediário da rede, deixando para os usuários nas extremidades da conexão realizarem esta tarefa. A crescente capacidade da eletrônica de alta velocidade associado ao tamanho fixo (53 octetos) da célula ATM permitiu o desenvolvimento mais avançado dos equipamentos ATM, além de melhorar a relação de custo-benefício das máquinas de comutação ATM. Vamos a seguir analisar, de maneira resumida, as várias tecnologias existentes para transmissão de dados.

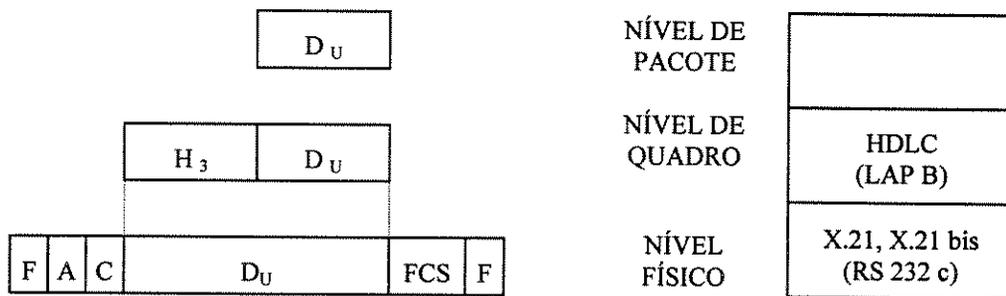
2.5 - COMUTAÇÃO DE PACOTE X.25

O X.25 foi o primeiro protocolo de rede pública padronizado, sendo um exemplo da camada de rede (Packet Layer Protocol) da ITU-T, com sua padronização sendo aprovada em março de 1976 e posteriormente revisada em 1980, 1984 e 1988. Esta seção fornece uma visão dos principais aspectos e terminologias empregadas para o X.25 e que serviram de base para outras redes de pacote, tais como, Frame Relay e ATM.

2.5.1 - ESTRUTURA DO X.25

O X.25 é uma interface padrão entre equipamentos da rede de pacotes, chamados de DCE (Data Communicating Equipments), e equipamentos de usuários, chamados de DTE (Data Terminal Equipments) (SAADAWI et al., 1994). A interface X.25 (Fig. 2.9) entre DTE e DCE especifica os três primeiros níveis do modelo OSI: o nível físico (camada 1), o nível de quadro ou nível de enlace (camada 2) e o nível de pacote ou nível de rede (camada 3). No nível físico, o X.25 faz referência aos padrões X.21 e X.21 bis, que definem respectivamente as interfaces digital e analógica.

No nível de enlace os protocolos utilizados são o LAP e o LAPB, que possuem características bastante semelhante ao padrão IEEE 802.2. Duas formas de conexões são possíveis: circuito virtual permanente (PVC) e chamada virtual ou circuito virtual comutado (SVC). O conceito de PVC e SVC são também utilizados em Frame Relay e ATM. No estabelecimento de uma conexão, recursos disponíveis na rede são alocados para atender à conexão, sendo que estes recursos podem variar de rede para rede. Após o estabelecimento da conexão os dados podem ser trocados bidirecionalmente. Qualquer dos lados pode encerrar uma conexão. O X.121 do ITU-T define o plano de endereçamento da camada de rede do X.25.



D_U : Unidade de dados - Data Unit

H_3 : Cabeçalho da camada 3 (X.25 Packet Header)

F : flag A: Endereço - Address C: Controle - Control FCS: Frame Check Sequence

Figura 2.9: Estrutura da interface X.25.

As recomendações do Antigo CCITT, atual ITU-T, X.3, X.28 e X.29 definem o método para DTEs assíncronos (Terminais, Impressoras e Plotters), que não têm habilidade para implementar os três níveis do X.25, interfacearem com redes X.25 via Packet Assembler/Diassembler (PAD). PAD converte filas de caracteres assíncronos que chegam de DTEs em pacotes síncronos de X.25. A recomendação X.3 define parâmetros PAD, tais como: tipo de terminal, comprimento da linha, ação chave de quebra/remontagem de pacotes e adaptação de velocidade. A recomendação X.28 define a interface terminal-para-PAD, e a recomendação X.29 define a interface computador-para-PAD, como mostra a figura 2.10.

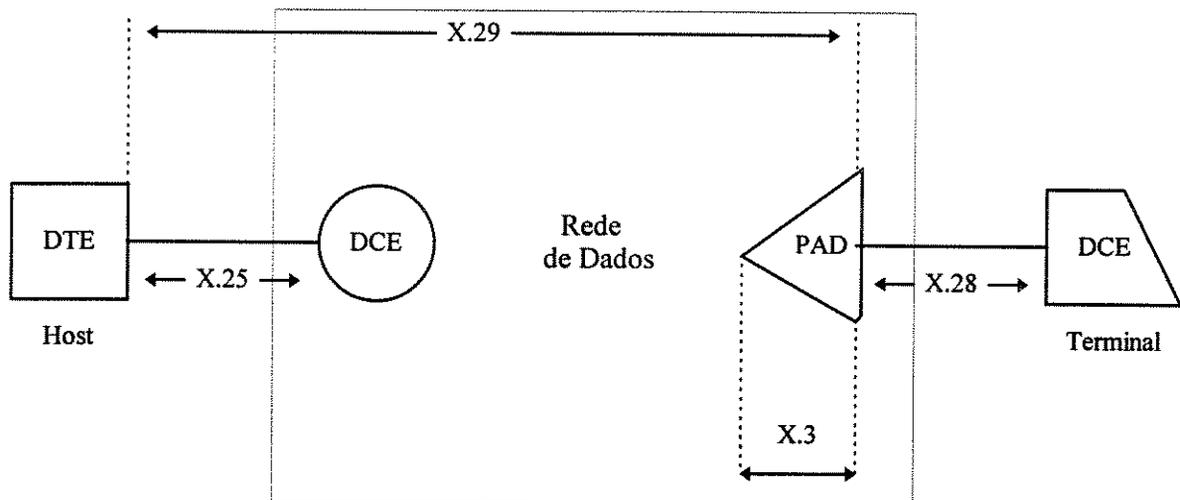


Figura 2.10: Terminal de acesso para a rede X.25.

2.5.2 - FORMATO DO PACOTE X.25

A figura 2.11 mostra o formato geral do pacote X.25. O cabeçalho do pacote é formado por três bytes. Há dois tipos fundamentais de pacotes: pacotes de dados e pacotes de controle. O primeiro bit do terceiro byte do cabeçalho do pacote identifica se o pacote é um pacote de dados (D) ou um pacote de controle. Os pacotes de dados contêm informações do usuário. Há vários tipos de pacotes de controle. O identificador de tipo de pacote distingue um pacote de controle de outro. Os pacotes de controle podem ser classificados em seis grupos; estabelecimento de chamada, controle de fluxo, supervisão, confirmação, diagnóstico e interrupção (SOARES et al., 1995)

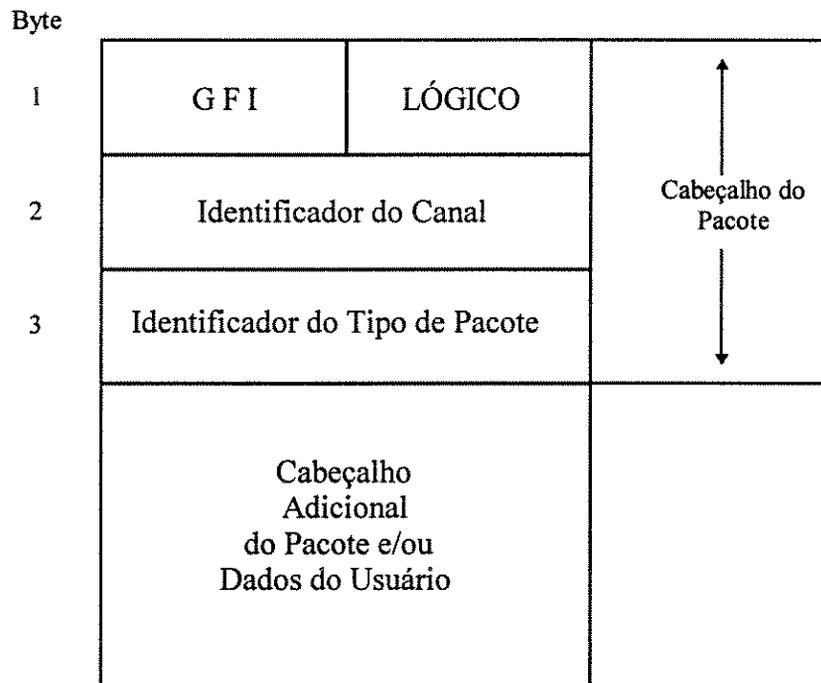


Figura 2.11: Formato geral do pacote X.25.

2.5.3 - ASPECTOS DE CONTROLE DE TRÁFEGO E CONGESTIONAMENTO DO X.25

O controle de fluxo entre a camada de pacote da fonte e do destino é realizado através do número de seqüência (Sequence Number) na camada de pacote do X.25. A figura 2.12 ilustra um exemplo do controle de fluxo da camada de pacote do X.25 (MCDYSAN & SPOHN, 1995). Neste processo, o X.25 usa um número de seqüência para ordenar o fluxo de informação entre as estações. Os números são incrementados em módulos de máximo tamanho das janelas. Este exemplo usa módulo 4, que significa que os números de seqüência são incrementados na ordem 0, 1, 2, 3, 0, 1, 2, 3, 0, e assim por diante.

O número de seqüência recebido em um ACK indica o próximo número de seqüência a ser enviado. Portanto o número de seqüência recebido atua como um acknowledgement para todos os pacotes enviados anteriormente.

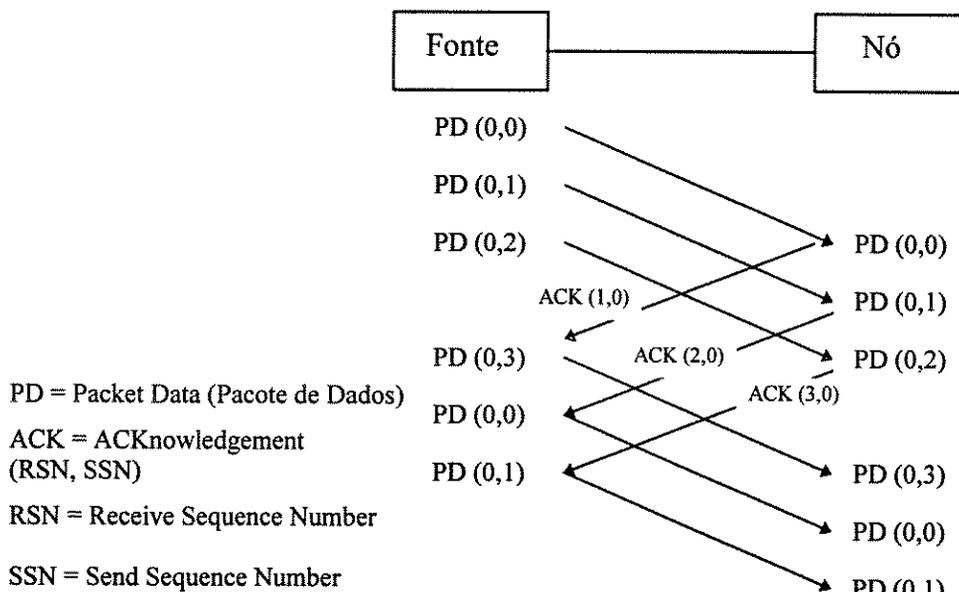


Figura 2.12: Ilustra o exemplo do controle de fluxo do X.25.

O transmissor não pode enviar mais do que o módulo menos 1 pacotes sem receber a confirmação, de outra forma poderia se tornar difícil para o transmissor decidir sobre qual pacote recebido foi confirmado. No nosso exemplo, o transmissor transmite

três pacotes e então espera pelo reconhecimento (ACK) antes de enviar qualquer pacote adicional. Este método de controle de fluxo é chamado de controle de fluxo de janela deslizante, o qual realiza um controle de tráfego, pois permite que o receptor controle a taxa de transmissão sobre o circuito virtual. A confirmação do número de seqüência recebido pode ser transportado no cabeçalho do pacote na direção contrária à de transmissão, sobre o circuito virtual, ou pode ser enviado em pacote separado de confirmação (ACK).

2.6 - INTERNET PROTOCOL

A Internet é a rede de computadores de maior sucesso e mais extensa do mundo. Até 1993 ela contava com aproximadamente 1.3 milhões de hosts e apresenta uma taxa de crescimento anual de 80%. Na Internet, cada host é conectado a outros hosts localmente formando uma sub-rede. Estas sub-redes são, então, conectadas entre si via gateways (MCDYSAN & SPOHN, 1995).

Ao contrário do protocolo X.25, o IP é um protocolo não orientado a conexões. Sua função é transferir blocos de dados, denominados datagramas, da origem para o destino, onde origem e destino são *hosts* identificados por um endereço IP. O protocolo IP também fornece o serviço de fragmentação e remontagem de datagramas longos, quando necessário, para que eles possam ser transmitidos através de uma rede onde o tamanho máximo permitido para os pacotes é pequeno (SAADAWI et al., 1994).

Cada datagrama IP é tratado como uma unidade independente que não possui nenhuma relação com qualquer outro datagrama. A comunicação é não confiável, não sendo usados reconhecimentos fim a fim ou entre nós intermediários. Não é utilizado também nenhum mecanismo de controle de erros sobre os dados transmitidos, exceto um *checksum* do cabeçalho que garante que as informações nele contidas, que são usadas pelos *gateways* para encaminhar os datagramas, estão corretas. Nenhum mecanismo de controle de fluxo é empregado.

O processo de padronização Internet é mantido pela Internet Architecture Board (IAB). A arquitetura Internet TCP/IP foi desenvolvida com o objetivo de resolver um problema prático: interligar redes com tecnologias distintas. O serviço do nível de rede da arquitetura OSI, relativo à interconexão de redes distintas, é implementado na arquitetura TCP/IP pelo protocolo IP. Nessa arquitetura só existe uma opção de protocolo e serviço

para a subcamada do nível de rede, o protocolo IP. Esta inflexibilidade da arquitetura no nível inter-rede (camada Internet) é uma das principais razões do seu sucesso. A arquitetura do protocolo Internet define quatro camadas de serviço: camada de aplicação, de transporte, internet e de enlace.

A CAMADA DE APLICAÇÃO é a camada do topo da arquitetura. Nesta camada rodam os protocolos que oferecem serviços diretamente para o usuário. É importante distinguir aqui entre os protocolos de aplicação de usuário e os protocolos de suporte de aplicação. Dentre os protocolos mais populares estão o protocolo de transferência de arquivo (File Transfer Protocol - FTP) e o protocolo de transferência simples de mail (Simple Mail Transfer Protocol - SMTP). Protocolos de suporte incluem o protocolo de gerenciamento de rede simples (Simple Network Management Protocol - SNMP) e protocolo sistema de domínio de nome (Domain Name System - DNS). O DNS é usado para mapear nomes de *host* a endereços internet.

A CAMADA TRANSPORTE, como no modelo OSI, fornece serviços de comunicação fim a fim para as aplicações. O protocolo de controle de transmissão (TCP - transmission control protocol) e o protocolo datagrama de usuário (UDP - user datagrama protocol) são os principais protocolos da camada de transporte Internet.

A CAMADA INTERNET (INTER-REDE), é responsável pelos serviços de interconexão entre as redes IP.

A CAMADA de ENLACE (INTERFACE DE REDE), é a camada mais baixa da arquitetura internet. É o meio pelo qual a inter-rede faz interface com a rede local. Muitos protocolos são usados nesta camada dependendo do tipo da rede local em uso.

2.6.1 - A ESTRUTURA DO TCP/IP

A figura 2.13 ilustra o protocolo Internet e a sua arquitetura em camada. O UDP (User Datagram Protocol) e o TCP (Transmission Control Protocol) interfaceiam diretamente com a camada IP, e são os dois tipos de protocolos presentes na camada de transporte da arquitetura Internet. Esta seção focaliza a atenção sobre o TCP e o IP.

O TCP fornece um serviço de transferência de dados confiável, operando no modo orientado a conexão, controle de fluxo adaptativo, segmentação e remontagem e priorização do fluxo de dados (que é uma função muito útil em casos de congestionamentos na rede). Como o TCP opera sobre um serviço de rede não confiável

fornecido pela camada Internet, ele passa a ser responsável por recuperar dados danificados, perdidos ou inseridos fora de ordem pela camada IP. O UDP somente fornece um serviço de datagrama não confiável, operando no modo não orientado a conexão, sendo portanto uma extensão do protocolo IP.

Várias interfaces de aplicação para o TCP e o UDP são mostradas na figura 2.13 (MCDYSAN & SPONH, 1995). O protocolo de transferência de arquivo (File Transfer Protocol - FTP), fornece aplicações de log-in seguro, manipulação de diretório e transferência de arquivo (por exemplo: permite que um usuário em uma estação de trabalho transfira arquivos remotos). TELNET fornece capacidade de log-in por terminal remoto (por exemplo: permite que um usuário na cidade do Rio de Janeiro estabeleça uma sessão interativa com uma máquina na cidade de São Paulo). O SNMP (Simple Network Management Protocol) suporta estabelecimento de configurações, recuperação de dados e alarmes, sendo a base para o sistema de gerenciamento de redes da arquitetura TCP/IP. O protocolo Trivial FTP (TFTP) fornece uma versão simplificada do FTP com a finalidade de reduzir a complexidade da implementação, utilizando o UDP para transporte de blocos de dados de tamanho fixo. O procedimento de chamada remoto (RPC - Remote Procedure Call) é utilizado em aplicações distribuídas baseado na idéia de cliente-servidor. O servidor de arquivo de rede (NFS - Network File Server) cria um sistema de arquivos virtuais localizados remotamente que podem ser acessados a qualquer momento pelo usuário local. O RPC e o NFS tornam viável aplicações interagirem sobre o IP. O protocolo Internet de mensagem de controle (Internet Control Message Protocol - ICMP) é obrigatório em implementações da camada IP. Este é o protocolo utilizado para realizar a transferência de mensagens de gateways e estações para uma estação da rede Internet, sendo que as mensagens ICMP são geradas por gateways que estão presentes na rota pela qual o datagrama percorre até atingir o destino final ou pela estação de destino. Portanto, os roteadores (gateways) enviam mensagens de controle e de erros para outros roteadores através do ICMP. ICMP também fornece uma função na qual um usuário pode enviar um "ping" para verificar conectividade para um endereço de host IP.

O Protocolo de resolução de endereço (ARP - Address Resolution Protocol) faz o interfaceamento direto com a camada de enlace de dados, por exemplo, um padrão Token Ring. A função chave do ARP é mapear endereço físico (um endereço MAC, por exemplo: Ethernet, Token Ring, etc.) para um endereço IP.

O protocolo de informação de roteamento (Routing Information Protocol - RIP), como o próprio nome indica, tem como propósito realizar o roteamento dos pacotes (datagramas) através da rede. Este protocolo está presente nos roteadores (gateways) da rede e é responsável pela troca de informação de topologia da rede e de tabelas de roteamento, de modo a manter os roteadores sempre informados a respeito do estado atual da rede.

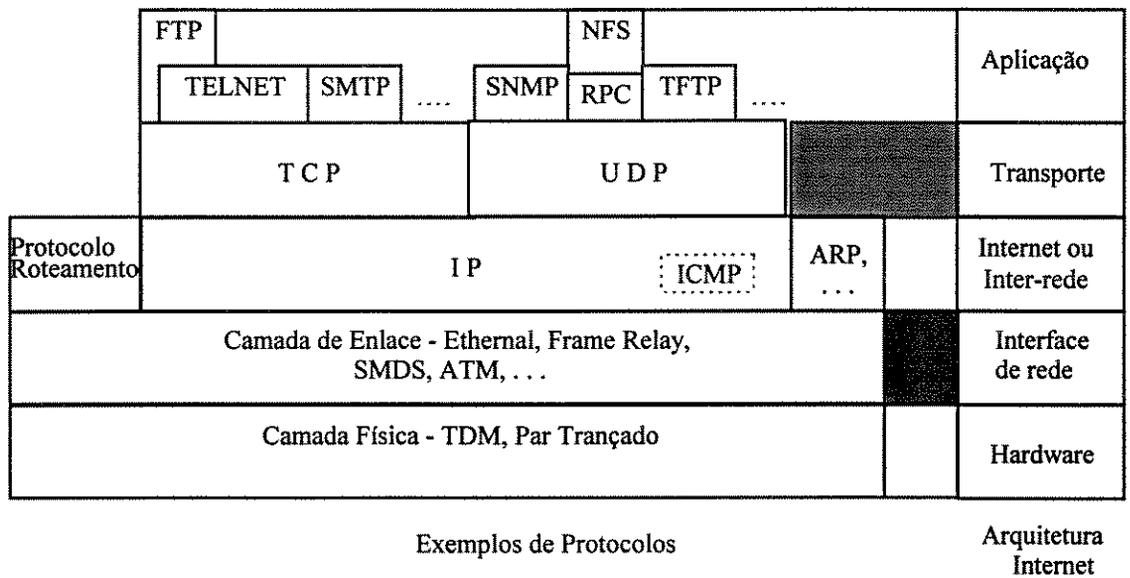


Figura 2.13: Ilustração do Protocolo Internet (IP) e da Arquitetura em camada do Protocolo Internet.

2.6.2 - FORMATO DO PACOTE TCP/IP

A figura 2.14 mostra o formato de um datagrama IP (SOARES et al., 1995). O campo *vers* identifica a versão do protocolo IP que está sendo utilizada para montar o quadro. O campo *hlen* indica o tamanho do cabeçalho em palavras de 32 bits. O campo *service type* armazena parâmetros que determinam a qualidade do serviço que deve ser prestado pelas redes por onde passa o datagrama (por exemplo: a sensibilidade ao atraso). O campo *options* possui tamanho e conteúdo variáveis e é utilizado para transportar informações de controle e de teste (tais como: informações de segurança, roteamento na origem, relatórios de erros, depuração, fixação de hora etc). O campo *total length* armazena o tamanho do datagrama (cabeçalho + dados). Os campos *identification*, *flags* e *fragment offset* são responsáveis pela execução correta das operações de fragmentação e remontagem de datagramas. O campo *time to live* é utilizado para limitar o tempo de vida dos datagramas, isto é, o tempo em que os pacotes circulam pela rede. Este campo recebe um valor inicial quando é criado. Sempre que um nó intermediário retransmite um datagrama este campo é decrementado e quando o *time to live* atinge o valor zero, o datagrama é retirado da rede. Esse procedimento evita que datagramas em loop circulem indefinidamente pela rede, servindo também de indicação de que há um congestionamento

na rede. O campo *protocol* identifica o protocolo de transporte (TCP ou UDP) que está sendo utilizado no transporte do datagrama. O campo *header checksum* é usado para garantir que erros não ocorrem no cabeçalho do datagrama IP, pois não faz sentido que um gateway baseie-se em informações inconsistentes para rotear o datagrama. É sempre bom lembrar que o IP não verifica se os dados transportados no datagrama são corretos, deixando para níveis superiores do protocolo a realização desta tarefa. Os campos *source IP address* e *destination IP address* carregam, respectivamente, os endereços dos hosts origem e destino. O campo *data* carrega os dados do datagrama IP.

Octeto 1	Octeto 2	Octeto 3	Octeto 4
----------	----------	----------	----------

VERS	HLEN	SERVICE TYPE	TOTAL LENGTH	
IDENTIFICATION			FLAGS	FRAGMENT OFFSET
TIME TO LIVE		PROTOCOL	HEADER CHECKSUM	
SOURCE IP ADDRESS				
DESTINATION IP ADDRESS				
IP OPTIONS (IF ANY)				PADDING
DATA				
...				

Figura 2.14: Ilustra o formato do datagrama IP.

O formato de quadro TCP é ilustrado na figura 2.15. Os campos *source port* e *destination port* são os responsáveis pela identificação dos *ports* da conexão de transporte. O campo *sequence number* indica a posição do datagrama no feixe de bytes do transmissor. O campo *acknowledgement number* identifica a posição na cadeia de octetos que o transmissor espera receber no próximo pacote. O campo *hlen* fornece o comprimento do cabeçalho. O campo *code bits* determina o uso do conteúdo do segmento. O campo *window* informa a quantidade de octetos que o transmissor pode receber sem a necessidade de que reconhecimentos sejam enviados. O campo *checksum* é usado para detectar erros nos dados do usuário e no cabeçalho do segmento TCP. O campo *urgent pointer* especifica a posição, no segmento de dados, onde os dados urgentes começam, caso o *code bits* (através de um bit que informa se o pacote transporta dados

urgentes) indique que este segmento contenha este tipo de dados. O campo *options* é um campo não obrigatório, sendo utilizado para a troca de informação entre as camadas de transporte associadas à conexão. O campo *padding* é um campo de enchimento que é utilizado de modo a garantir que o campo *options* seja múltiplo de 32 bits.

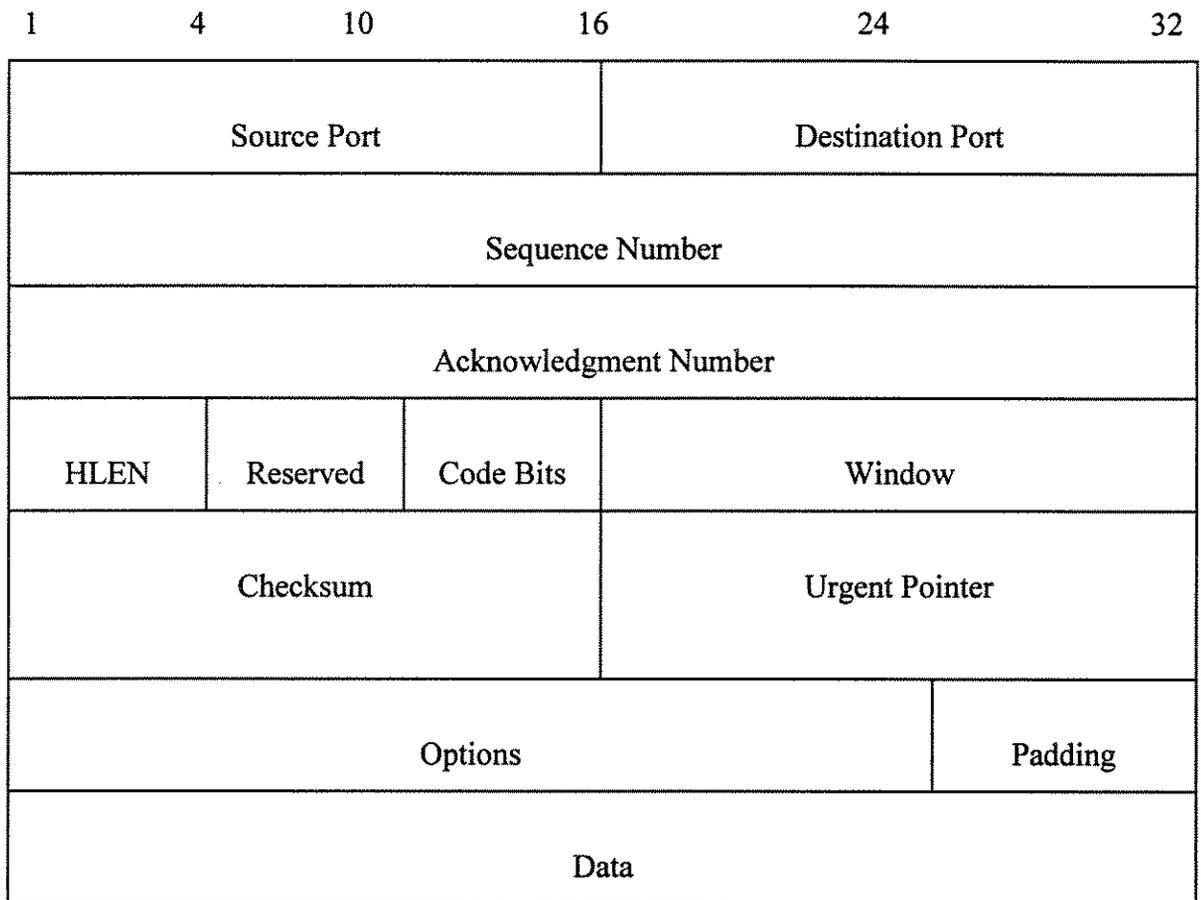


Figura 2.15: Formato do segmento TCP.

2.6.3 - FUNÇÕES DO TCP/IP

O IP fornece um serviço de datagrama sem conexão (*connectionless*) para a camada de transporte, tendo sido projetado para resolver de modo simples o problema de interligação de várias redes formadas por diferentes tecnologias, utilizando *gateways* para interconectar estas redes (SAADAWI et al., 1994). As várias redes (sub-redes) com seus respectivos *hosts* e os *gateways* formam o ambiente de inter-rede como apresentado na

figura 2.16. As redes (sub-redes) pertencentes ao ambiente de inter-rede podem ser de grande porte ou locais.

A função chave do IP é centrada nos protocolos de roteamento. Estes protocolos auxiliam os dispositivos (por exemplo, gateways) a descobrirem a topologia da rede (inter-rede), pois os estados dos elementos (nós, enlaces e hosts) da rede (inter-rede) estão em constante mudança, podendo inclusive ocorrer falhas ou congestionamentos em alguns destes elementos em um determinado instante. O IP realiza o roteamento de pacotes através dos caminhos disponíveis na rede (inter-rede) contornando pontos de falhas que por ventura venham a ocorrer. Portanto, o protocolo IP se preocupa somente em encontrar caminhos disponíveis na rede (inter-rede), não realizando qualquer reserva de largura de banda do canal de comunicação para encaminhar os pacotes para o seu destino final.

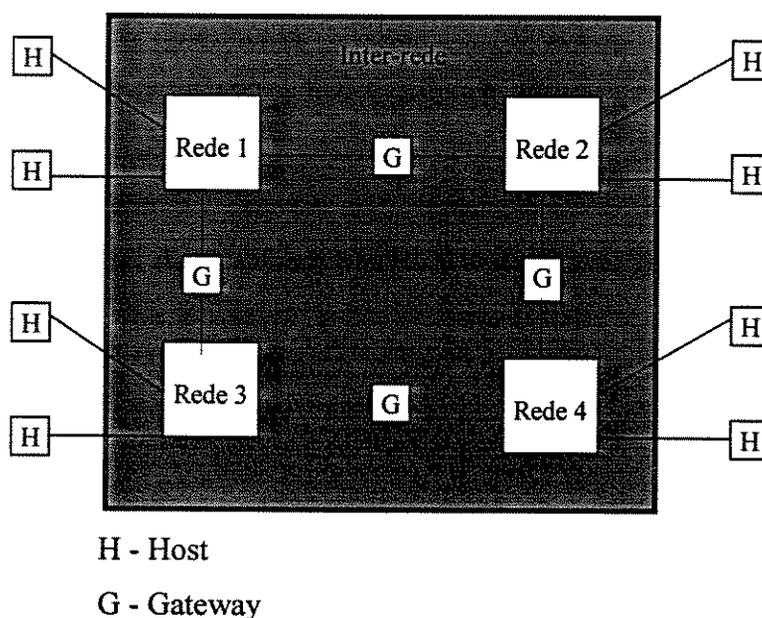


Figura 2.16: Apresentação do conceito de inter-rede.

2.6.4 - ASPECTOS DO CONTROLE DE TRÁFEGO E DE CONGESTIONAMENTO DO TCP/IP

O TCP trabalha sobre o IP e seu principal objetivo é promover uma transmissão confiável fim a fim dos dados através da rede. Tal como o X.25, o controle de fluxo TCP usa o protocolo de controle de fluxo de janela deslizante, porém a janela é de tamanho

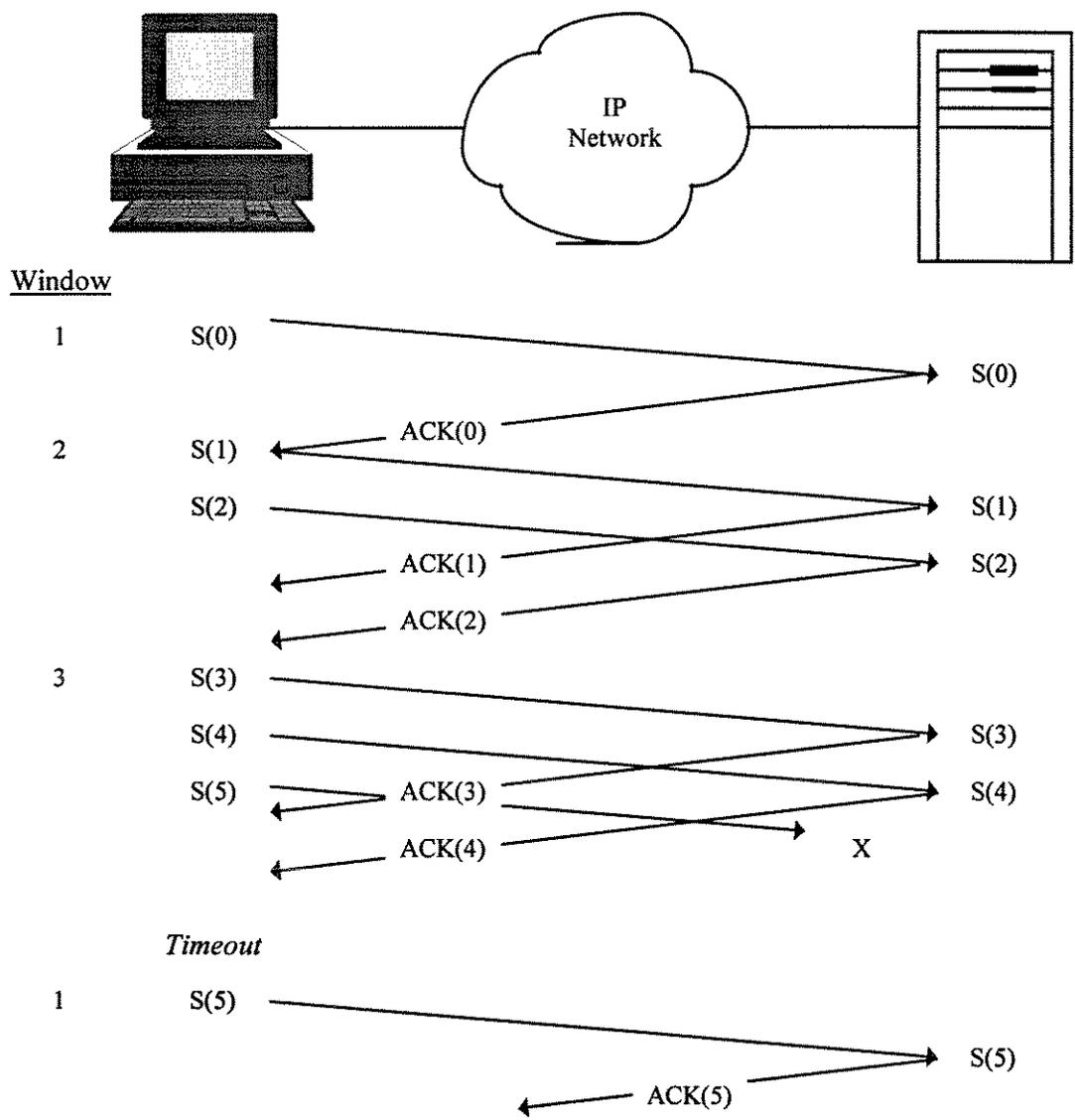
variável, ao invés de ser de tamanho fixo como no caso do X.25. A figura 2.17 ilustra um exemplo simplificado dos conceitos chaves do protocolo de controle de fluxo de janela dinâmica do TPC entre uma workstation e um servidor (MCDYSAN & SPOHN, 1995). O transmissor inicia com um tamanho de janela igual àquele de um segmento TCP. Os datagramas IP são liberados para o servidor, resultando no envio de volta de um segmento de confirmação (ACK). O transmissor então aumenta o tamanho da janela para dois segmentos. Quando estes dois segmentos são recebidos eles são ambos confirmados por ACK, e o transmissor aumenta o tamanho da janela para três segmentos. A rede tornou-se congestionada neste momento e o terceiro segmento é perdido. O transmissor detecta isto, pois sempre após a transmissão de um segmento ele espera por um tempo o recebimento da confirmação (ACK). Se o tempo expira, ele então retransmite o segmento em questão. Após o timeout, o transmissor reinicia sua janela para um segmento e repete o processo acima descrito.

2.7 - FRAME RELAY

Esta seção faz uma apresentação do protocolo Frame Relay, com o objetivo de focalizar os conceitos que tem sido adotados mais recentemente nas redes ATM.

2.7.1 - ORIGEM DO FRAME RELAY

A comutação de pacotes X.25 e redes privadas usando TDM ou multiplexação estatística dominaram o mercado de comunicação de dados nos anos de 1980s. De maneira a manter o passo com a crescente proliferação das fibras ópticas, que tem aumentado de maneira considerável a largura de banda disponível para a transmissão, e o grande avanço tecnológico sofrido pelos equipamentos destinados aos usuários em termos de capacidade de processamento e inteligência, além da necessidade de maior velocidade de interligação de recursos, uma nova tecnologia tornou-se necessária com a finalidade de fornecer alta taxa de transmissão aliada a baixos custos. Um trabalho de padronização derivado do ISDN Link Access Procedure para o canal D (LAP-D) na recomendação Q.921 (CCITT, 1988) conduziu às recomendações I.233 (ITU-T, 1992), Q.922 (CCITT, 1991) e Q.933, que padronizaram a descrição do serviço, o protocolo e o *status* da sinalização do Frame Relay.



S = TCP Segment
 ACK = ACKnowledgement
 (N) = Segment Number

Figura 2.17: Ilustração do controle de fluxo de janela dinâmica do TCP.

O Frame Relay está sendo considerado como uma solução intermediária para rede faixa larga, sendo a sucessora tecnológica das redes X.25.

2.7.2 - ESTRUTURA DO FRAME RELAY

O Frame Relay é composto de dois planos: o plano de controle e o plano de usuário. O plano de usuário do Frame Relay, como visto na figura 2.18, implementa um

subconjunto das funções da camada enlace de dados do Modelo de Referência OSI, como especificado na Rec. Q.922 (CCITT, 1991). Já o plano de controle do Frame Relay tem como função chave a indicação do status das PVCs (Permanent Virtual Connections), ou o estabelecimento das SVCs (Switch Virtual Connections). A Rec. Q.933 define o status de sinalização para as PVCs e o protocolo de controle de chamada para as SVCs. Esta pode operar sobre o protocolo Frame Relay (Q.922) ou ser sinalizada via o protocolo ISDN Rec.Q.921 (CCITT, 1988).

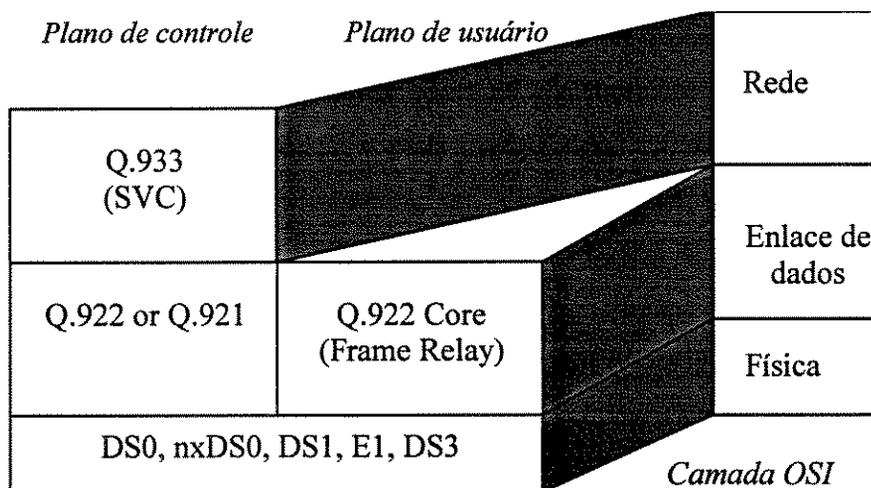


Figura 2.18: Ilustra a estrutura do protocolo Frame Relay.

2.7.3 - FORMATO DO QUADRO FRAME RELAY

O formato do quadro usado pelo serviço Frame Relay é derivado da estrutura de quadro do LAP-D (LAP-D é o protocolo da camada de enlace da RDSI para comutação de pacotes no canal D, que realiza as funções de multiplexação, comutação, detecção de erros e correção através de retransmissão e também utiliza janela de controle de fluxo). A estrutura padrão do quadro Frame Relay é mostrada na figura 2.19, baseada na Rec. Q.922 (CCITT, 1991). O primeiro e o último campo, denominados *flag* de um octeto, são sinalizadores HDLC possuindo um padrão único 01111110. Para evitar que este padrão apareça nos dados do usuário, um mecanismo de *bit stuffing* e *bit destuffing*, idêntico ao usado no X.25, é utilizado. Embora a figura 2.19 mostre dois octetos para campo de endereço, há também formatos de três e quatro octetos, dependendo da faixa de endereçamento utilizada. O campo *user data*, que é o campo destinado à informação do

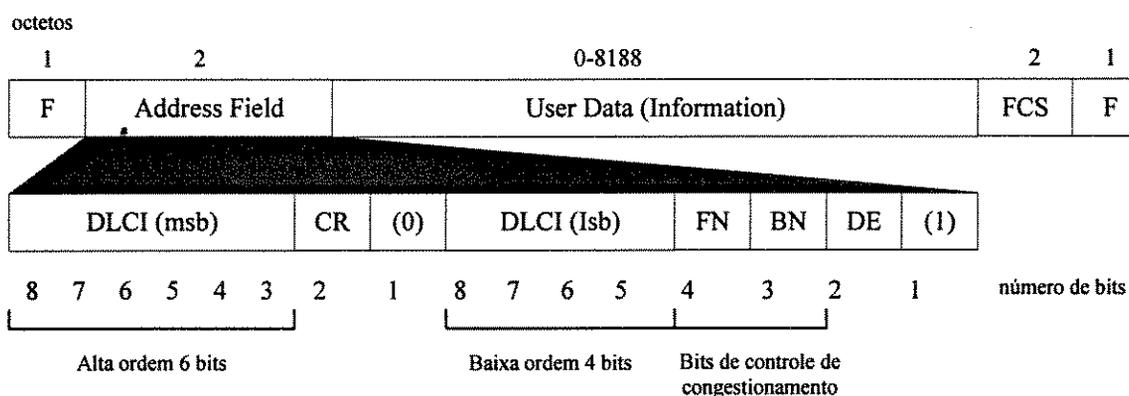
usuário, pode ser de até 8188 octetos. Esta estrutura com frames de comprimento variável possibilita uma economia de banda. O campo cheque de seqüência de quadro (Frame Check Sequence - FCS) foi introduzido porque, apesar de baixa, a taxa de erros de bit não é completamente desprezível. Este campo possui o comprimento de dois octetos e é o mesmo usado no HDLC, X.25 e inúmeros outros protocolos. Agora vamos para uma visão detalhada do campo de endereço.

O identificador de conexão de enlace de dados (Data Link Connection Identifier - DLCI) é usado para identificar uma conexão virtual possibilitando ao sistema final receptor definir a qual conexão o frame pertence. Este campo é dividido em duas partes, como visto na figura 2.19, e juntas formam um DLCI de 10 bits que identifica até 1024 circuitos virtuais por interface, isto é, até 1024 conexões virtuais podem ser multiplexadas dentro do mesmo canal físico. O DLCI tem significado somente local sobre a linha de acesso. Um circuito virtual Frame Relay ponto-a-ponto pode ter diferentes DLCIs para a linha de acesso em cada ponto terminal. Cada equipamento local do usuário CPE precisa ter um DLCI separado para cada destino. O bit C/R (bit de Comando/Resposta) não é interpretado pelos nós Frame Relay, sendo transferido entre os equipamentos finais com a finalidade de identificar se o frame é de comando ou de resposta.

O bit notificação de congestionamento explícito na direção da transmissão, isto é, para frente (Forward Explicit Congestion Notification - FECN) indica para o receptor a presença de congestionamento na rede e o bit notificação de congestionamento explícito no sentido contrário à transmissão, isto é, para trás (Backward Explicit Congestion Notification - BECN) indica para o transmissor a presença de congestionamento na rede. O bit FECN é setado em quadros que estão sendo transmitidos através da rede no sentido do transmissor para o receptor quando estes encontrarem congestionamento. Portanto, o FECN pode ser usado no protocolo de controle de fluxo do receptor, que ajusta sua taxa de recebimento e imediatamente sinaliza ao transmissor para diminuir a taxa de transmissão até que a rede volte a operar em sua condição normal. O bit BECN é setado em quadros que estão sendo transmitidos através da rede no sentido receptor para o transmissor quando há congestionamento na direção oposta. Portanto, o BECN pode ser usado pelo transmissor para alterar dinamicamente sua taxa de transmissão quando congestionamentos são detectados. Quando uma grande quantidade de bits FECN e BECN são recebidos, isto é uma boa indicação de que congestionamentos estão ocorrendo dentro da rede.

O bit descarte elegível de prioridade (Discard Eligibility - DE) quando setado para "1", indica que o quadro é de baixa prioridade e que este poderá ser descartado durante períodos de congestionamento. Quadros com alta prioridade, são aqueles com bit DE marcados para "0" e o descarte destes quadros compromete a qualidade dos serviços a eles associados. Este bit pode ser setado pelo usuário ou pela rede para determinar qual dado será descartado quando o tráfego total exceder a taxa de informação acordada (Committed Information Rate - CIR) e congestionamento ocorrer.

Conforme comentado anteriormente, o campo de endereço pode ser estendido para o formato de três ou quatro octetos, neste caso o bit de endereço estendido (Extended Address - EA) atua como delimitador do campo de endereço, possibilitando estender a faixa de endereçamento para os formatos de três ou quatro octetos.



F = FLAG HDLC = 01111110
 FCS = FRAME CHECK SEQUENCE
 DLCI = DATA LINK CONNECTION IDENTIFIER
 CR = C/R = COMMAND RESPONSE INDICATOR
 FN = FECN = FORWARD EXPLICIT CONGESTION NOTIFICATION
 BN = BECN = BACKWARD EXPLICIT CONGESTION NOTIFICATION
 (0) EXTENDED ADDRESS BIT ZERO
 (1) EXTENDED ADDRESS BIT ONE
 DE = DISCARD ELIGIBILITY BIT

Figura 2.19: Estrutura do Quadro Frame Relay

2.7.4 - FUNÇÕES DO FRAME RELAY

O Frame Relay fornece uma melhora em relação às redes existentes de comutação de pacotes, por suportar velocidades de DS1 (1,544Mbps) e E1 (2,048Mbps) podendo alcançar também velocidades de DS3 (45Mbps) e E3 (34Mbps). Conforme a ANSI T1.606-1990 (ANSI, 1990), o Frame Relay suporta PVC e SVC e comporta-se como uma

rede de pacotes que não realiza as funções de correção de erros, controle do número de seqüência, controle de fluxo (que são funções típicas de redes de pacote X.25) deixando para o equipamento do usuário final a responsabilidade de realizar estas funções (por exemplo: através da camada de transporte do TCP) e retirando, assim, esta responsabilidade da rede. Como resultado da eliminação destas funções excessivas que sobrecarregavam a rede com overhead, um grande aumento na capacidade de vazão e altas velocidades de operação foram alcançadas no Frame Relay.

A principal utilização do Frame Relay é como interface de serviço público de dados, mas ele pode também ser usado como a espinha dorsal (backbone) da rede de comunicação, e uma vez que a conexão esteja estabelecida, os usuários podem negociar entre si a utilização de qualquer protocolo nas camadas de nível mais alto, sendo que a utilização destas camadas são totalmente transparentes para a rede Frame Relay, que não realiza nenhum esforço no sentido de compatibilizar as camadas mais altas. Os circuitos virtuais Frame Relay podem ser ponto a ponto, ponto a multiponto, ou multiponto a multiponto (chamado multicast).

Um circuito virtual permanente (PVC) é gerenciado pelo controle de sinalização definido na recomendação Q.933 do ITU-T, Anexo A e padrão ANSI T1.617, Anexo D (ANSI, 1991a).

2.8 - SWITCHED MULTIMEGABIT DATA SERVICE (SMDS)

O SMDS é um serviço de comunicação de dados por pacotes não orientado a conexão, não é uma rede ou uma tecnologia e deu origem a algumas tendências que têm sido adotadas nas redes ATM. Este serviço foi especificado pela BELLCORE, que estabeleceu sua primeira edição em 1988 e sua principal preocupação era a de atender ao mercado de interconexão de LANs que urgia por uma interconexão a altas taxas (BELLCORE, 1991). A primeira realização do SMDS foi definida utilizando a tecnologia DQDB. Na época em que o SMDS foi proposto o único padrão disponível para redes de alta velocidade com tecnologia apropriada para sub-redes de uma MAN era o padrão IEEE 802.6 DQDB, que define um serviço de transporte de dados sem conexão usando slots de 53 bytes para fornecer serviços integrados de dados, vídeo e voz em uma MAN a qual é tipicamente uma área geográfica de diâmetro menor que 150 km. As

implementações SMDS utilizando como base o padrão IEEE 802.6 foram os primeiros serviços públicos a usar tecnologia como ATM (retransmissão de células).

2.8.1 - ESTRUTURA DO SMDS/IEEE 802.6

Conforme ilustrado na figura 2.20 existe uma correspondência entre as camadas do modelo OSI e as camadas do SMDS e também pode ser percebido através desta figura que o SMDS e o protocolo DQDB IEEE 802.6 tem mapeamento um a um entre si (MCDYSAN & SPOHN, 1995). O protocolo de interface SMDS (SMDS Interface Protocol - SIP) tem unidades de dados de protocolo (Protocol Data Units - PDUs) para as camadas 2 e 3. A SIP PDU na camada 2 corresponde à PDU de controle de acesso ao meio (Media Access Control - MAC) do DQDB (ou à camada AAL do ATM). A interface do usuário com a rede, o SIP nível 3, apresenta sempre a mesma interface com a camada superior (a camada controle de enlace lógico - LLC) para qualquer tecnologia utilizada na rede que serve de suporte para o SMDS. A SIP PDU na camada 3 é tratada como camadas superiores no IEEE 802.6.

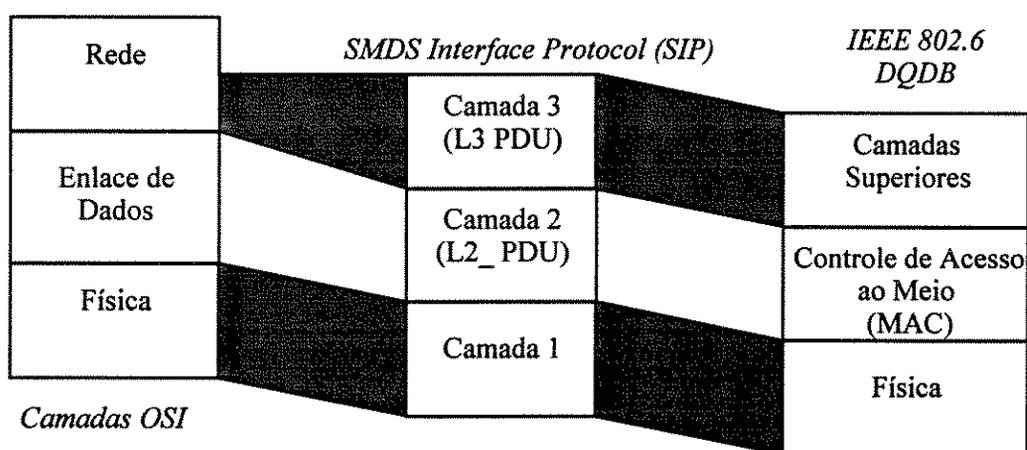


Figura 2.20: Ilustra a estrutura de protocolo IEEE 802.6 DQDB e SMDS.

2.8.2 - FORMATO SMDS/802.6 DO PROTOCOLO UNIDADE DE DADOS (PDU)

A figura 2.21 ilustra o relacionamento entre os dados do usuário, a camada 3 PDU SMDS (SIP nível 3), a camada 2 PDU SMDS (SIP nível 2) e a camada 1 PDU SMDS (SIP nível 1). É sempre bom lembrar que as SDUs, ou seja, unidades de dados de serviço, são trocadas entre camadas adjacentes na pilha de protocolos e que as PDUs, ou seja, unidades de dados de protocolo, são trocadas entre entidades pares no mesmo nível de protocolo. O campo de dados do usuário pode ter o comprimento de até 9188 octetos, constituindo a SMDS SDU. O protocolo da camada 3 adiciona os campos de header (cabeçalho) e trailer (cauda), padding e CRC (o uso de CRC sobre o campo de informação é opcional), compondo a PDU de nível 3 do SIP (L3_PDU), que é passada para o nível 2 do SIP, onde equivale à SDU de nível 2 (BELLCORE, 1991). A camada 2 realiza a função de segmentação e remontagem, transformando o payload da camada 3 em segmentos de 44 octetos (os slots DQDB). A PDU da camada 2 tem um header de 7 octetos e um trailer de 2 octetos que somados aos 44 octetos do payload resultam em um slot de 53 octetos de comprimento, o qual possui o mesmo tamanho da célula ATM. O header da camada 2 identifica cada slot como sendo Beginning Of Message (começo da mensagem), Continuation Of Message (continuação da mensagem) e End Of Message (final da mensagem), (BOM, COM e EOM), de maneira a permitir a remontagem da SDU de nível 2. Pela apresentação da figura 2.21, podemos notar que embora a nomenclatura do protocolo SIP e do DQDB sejam diferentes, existe uma correspondência entre as suas respectivas subcamadas.

A figura 2.22 ilustra o formato da PDU SMDS da camada 3 (L3_PDU). Os dois primeiros octetos e os dois últimos octetos da SMDS L3_PDU são idênticos à subcamada de convergência parte comum (Common Part Convergence Sublayer - CPCS) da AAL3/4, conforme veremos no capítulo 5. O header da SMDS L3_PDU contém o endereço da fonte e do destino SMDS (Source and Destination Addresses - SA and DA), o campo Header Extension Field (HEL) que tem a função de informar a versão do protocolo que está sendo utilizado na rede e outros campos (BELLCORE, 1991) (MCDYSAN & SPOHN, 1995). Todas as informações necessárias para comutar a célula é transportada no cabeçalho de um slot SSM ou BOM e portanto, o comutador necessita examinar somente o primeiro slot para tomar a decisão de comutação.

O plano de endereçamento para SMDS é baseado na recomendação E.164 da International Telecommunications Union - ITU e no plano de numeração norte americano (North American Numbering Plan - NANP) usado para o serviço telefônico. A opção de endereços de 48-bit IEEE do controle de acesso ao meio (Media Access Control - MAC) também pode ser usada nos campos DA e SA.

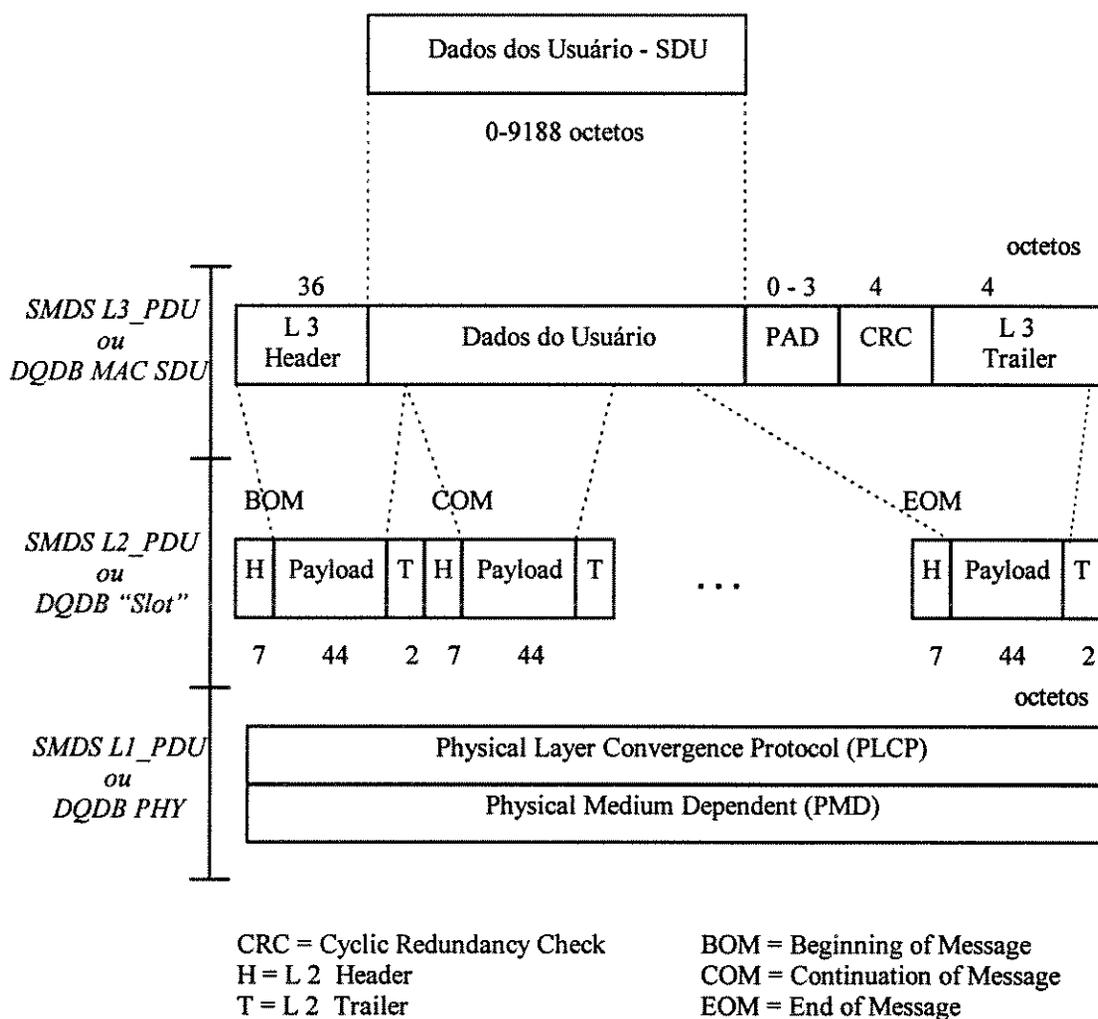
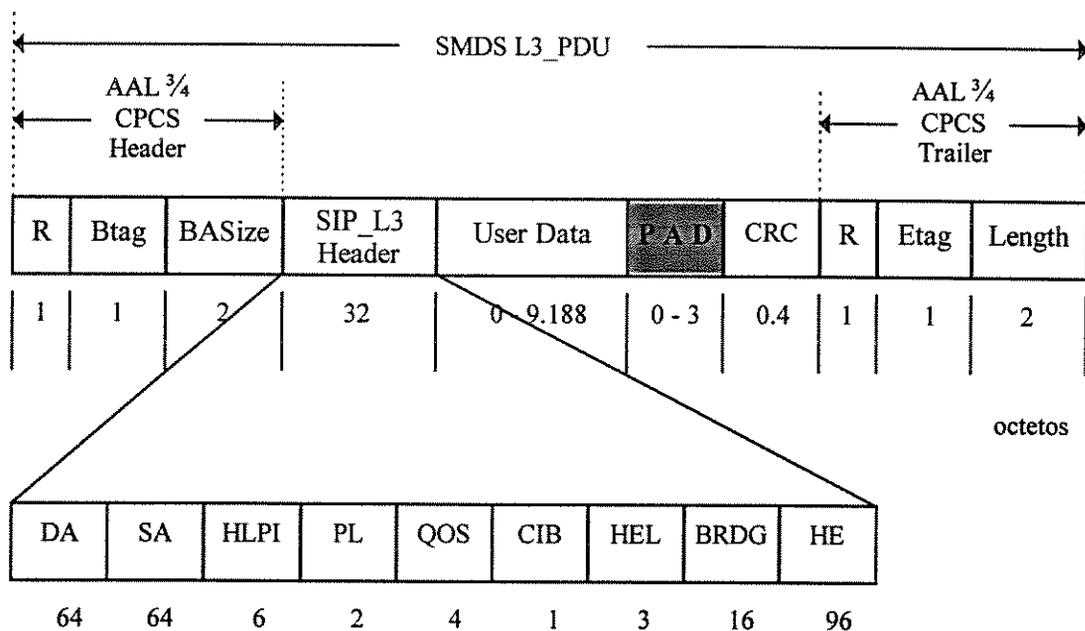


Figura 2.21: Mostra o relacionamento entre a pilha do protocolos do SIP (SMDS Interface Protocol) e do DQDB.



DA = Destination Address
 SA = Source Address
 HLPI = Higher Layer Protocol Indicator
 PL = Pad Length
 QOS = Quality Of Service
 HEL = Header Extension Length
 CIB = CRC Indicator Bit

BRDG = Bridging
 HE = Header Extension
 R = Reserved
 Btag = Beginning Tag
 BASize = Buffer Allocation Size
 Etag = Ending Tag
 Length = SMDS L3_PDU Length

Figura 2.22: Apresenta o formato da PDU de nível 3 do SIP.

2.8.3 - ASPECTOS DE CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO E DE TRÁFEGO DO SMDS

Conforme dito, o padrão de Redes Metropolitanas IEEE 802.6 foi o escolhido para a rede de suporte ao SMDS por ser a melhor opção na época da padronização de serviço SMDS, porém a Bellcore não identificou uma tecnologia particular de MAN, propondo apenas critérios de desempenho (por exemplo: baixo delay, baixo tempo de acesso e elevado throughput) e arquitetura que deve atender aos requisitos necessários ao serviço SMDS.

O assinante do SMDS é tarifado baseado em uma taxa de serviço e no volume de informação que ele tem para transmitir. Portanto surge a necessidade de um mecanismo de controle do tráfego entrante na rede proveniente de cada usuário. O mecanismo proposto foi o de *gerente de crédito*, que controla a taxa média através da interface entre

um usuário e a rede que suporta o SMDS (Subscriber Network Interface - SNI), podendo-se desta forma dimensionar adequadamente os recursos da rede (BELLCORE, 1991).

Este mecanismo de *gerente de crédito* é um mecanismo de controle de fluxo implícito, visto que o SMDS não possui mecanismos de janelas do X.25. Como a taxa de acesso DQDB pode ser maior que aquela acordada com o usuário, há a necessidade deste mecanismo de policiamento de modo a impedir que o usuário exceda os limites referentes à sua classe de acesso contratada (existem cinco classes de acesso que podem ser contratadas pelo usuário de acordo com a SIR necessária para atender as suas necessidades).

Uma Taxa de Informação Sustentada (Sustained Information Rate - SIR) é definida como a taxa líquida máxima que pode ser transmitida através de uma SNI, ou seja, é medida contabilizando-se todos os dados originados nas linhas de acesso SMDS independente de seu destino.

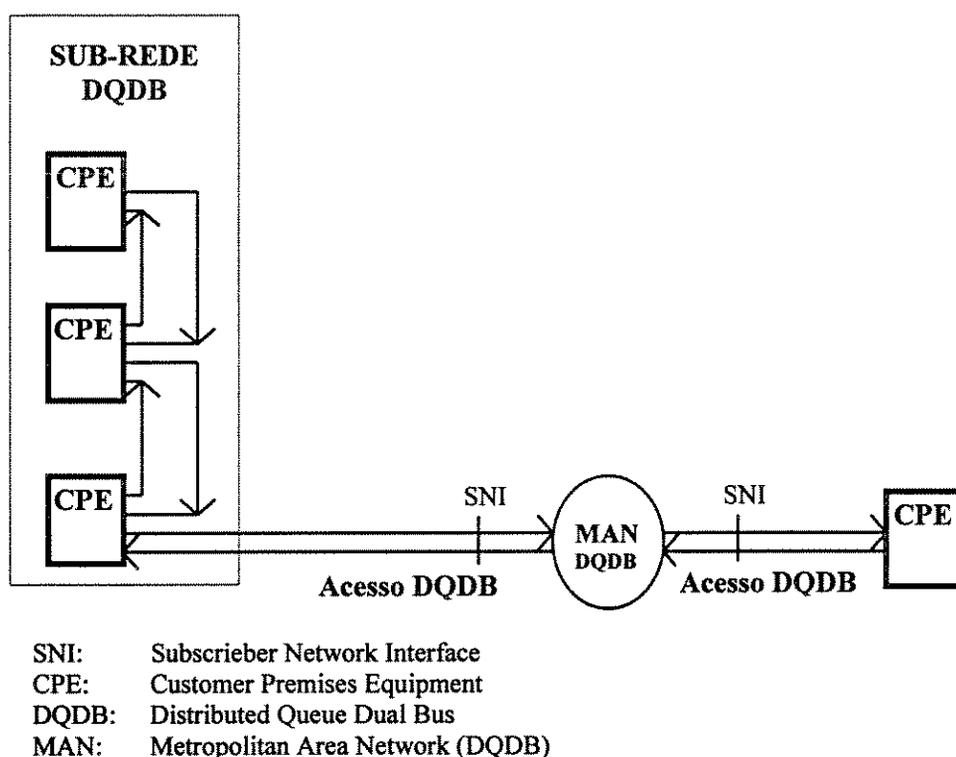


Figura 2.23: Ilustra o serviço SMDS utilizando como rede de suporte o DQDB.

A figura 2.23, mostra de maneira simplificada um cenário de uma rede de suporte DQDB ao serviço SMDS, onde aparece a interface SNI entre usuários de uma sub-rede DQDB e uma MAN (DQDB), que utilizam um acesso DQDB.

Existem atualmente, para linhas de acesso DS3, cinco classes de acesso que são implementadas através do mecanismo de gerente de crédito, estas cinco classes de acessos são definidas na tabela 2.1 (BELLCORE, 1991).

Tabela 2.1: Define as classes de acesso, somente para acesso físico tipo DS3.

Classe de Acesso	SIR (Mbits/s)
1	4
2	10
3	16
4	25
5	34

A taxa de 34Mbps para a classe de acesso 5 é o máximo throughput alcançado sobre a linha de acesso de 45Mbps (que é o acesso físico DS3) após o protocolo de convergência de camada física (Physical Layer Convergence Protocol - PLCP), que provê mecanismos para inserção e retirada de slots DQDB no meio físico (por exemplo: adaptação de taxa e delimitação de slots) e o L2_PDU ou overhead da célula ATM serem levados em consideração.

A classe 1 e 3 que utilizam uma SIR de 4 Mbits/s e 16 Mbits/s são apropriadas para acessos à LANs Token Ring operando a 4 Mbits/s e 16 Mbits/s, respectivamente. A classe 2 é apropriada para acesso à uma LAN Ethernet operando a 10 Mbits/s. A IBM possui interfaces proprietárias para a classe 4.

A SIR usa um gerenciamento de crédito do tipo forçamento de taxa, onde não mais do que M dentre N células podem conter slots ocupados ou células. A classe 5 alcança o throughput máximo, $M=N$. Para as classes inferiores à 5 a relação é $SIR = M \times 34/N$ Mbits/s. O valor de M controla o número de slots/células consecutivos, que podem ser enviados na taxa DS3.

Dados chegando à taxa superior a taxa SIR são descartados nos comutadores SMDS. Pode-se perceber que as classes de acesso de 1 até 3 estão alinhadas com as velocidades padrões de LANs e portanto, o tráfego proveniente de uma única LAN não pode sofrer perdas devido à operação de gerenciamento de crédito SIR.

CAPÍTULO 3 - REDES ATM

3.1 - INTRODUÇÃO ÀS REDES ATM

O Modo de Transferência Assíncrono (Asynchronous Transfer Mode - ATM) é uma tecnologia de multiplexação e comutação baseada na transmissão de pequenas unidades de informação de tamanho fixo denominadas células. As células são transmitidas através do estabelecimento de conexões virtuais, sendo portanto, um modo de transferência orientado a conexão. Na arquitetura ATM existe uma camada, denominada “camada ATM”, que é responsável pela transferência das células entre os sistemas terminais. O modo ATM trata o tráfego orientado a conexão diretamente ou através de uma camada que realiza a adaptação do serviço de transferência de células, realizado pela camada ATM, para um serviço ou aplicativo das camadas mais altas. Esta camada é denominada “Camada de Adaptação ATM” (ATM Adaptation Layer-AAL). O tráfego não orientado a conexão (connectioless) é tratado através desta camada de Adaptação.

A transferência das células no modo ATM é realizada com base nas informações contidas no cabeçalho das células. Estas informações possibilitam o estabelecimento de uma conexão virtual, entre a origem e o destino, através da qual todas as células são transferidas em seqüência. O modo ATM fornece duas possibilidades de conexão virtual: as conexões virtuais permanentes (Permanent Virtual Connections - PVCs) e as conexões virtuais comutadas (Switched Virtual Connections - SVCs).

Tal tecnologia, como veremos, é capaz de suportar diferentes serviços, atendendo às diferentes Qualidades de Serviço (Quality of Service - QoS) requisitadas pelos diversos tipos de tráfego, operando em altas velocidades de transmissão. Através do modo ATM, tanto as empresas operadoras de telecomunicações como as redes mundiais de computadores têm em suas mãos um padrão de arquitetura de rede definindo métodos de multiplexação e comutação, através de estruturas PDH, SDH/SONET, transmissão direta de células ou ainda uma estrutura de transmissão para Interface (Usuário)-(Rede privada) baseada no FDDI, fornecendo a base para a transmissão física em redes de alta velocidades. Devido à possibilidade de integrar os diversos serviços existentes, conjugados com altas taxas de transmissão e com a

compatibilidade as diversas redes existentes atualmente, ATM foi a tecnologia escolhida para suportar a diversidade de serviços definida pela Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga - RDSI-FL ou do inglês B-ISDN (Broadband Integrated Services Digital Networks).

O caminho para a definição das Recomendações B-ISDN foi complicado e permeado por aspectos técnicos e não técnicos incluindo mudanças do paradigma STM para ATM. Atualmente existem duas classes de órgãos envolvidos com a especificação e a padronização da B-ISDN e do ATM: os órgãos de padronização formal e os fóruns industriais (MCDYSAN & SPOHN, 1995).

O órgão internacional de padronização formal é o ITU-T (International Telecommunications Union-Telecommunications standardization sector). Os padrões produzidos pelo ITU-T são definidos como Recomendações ITU-T. O primeiro padrão B-ISDN/ATM foi publicado em 1988. Após esta data ocorreu um acelerado processo de padronização, com a conseqüente publicação de diversas Recomendações que estabelecem a padronização do modo ATM.

O órgão de padronização formal para B-ISDN/ATM nos Estados Unidos é o ANSI (American National Standards Institute). O ANSI é estruturado em vários comitês. O comitê T1 da ANSI está envolvido principalmente na padronização da B-ISDN e ATM nos Estados Unidos. Os padrões desenvolvidos no ANSI estão alinhados com o ITU-T e voltados para as características de tecnologia específica do Estados Unidos.

O órgão de padronização formal para B-ISDN/ATM na Europa é o ETSI (European Telecommunications Standards Institute). Portanto, o ITU-T desenvolve recomendações para o uso mundial, e os órgãos regionais, tais como o ETSI e ANSI, geram, sobre a base de padrão global, uma especificação mais adaptada para a situação de cada região.

Com relação ao fórum industrial, em 1991 as empresas Northern Telecom, SUN Microsystems, Digital Equipment Corporation (DEC) e Sprint formaram o ATM Fórum. Em 1992 o ATM Fórum foi aberto para a indústria. No ATM Fórum existem atualmente três categorias de membros: principal, auditores e usuários. Os membros principais são os únicos autorizados a participar de reuniões técnicas e de marketing. Os membros auditores não estão autorizados a participar das reuniões, porém recebem cópias dos documentos das reuniões técnicas e de marketing. Os membros usuários

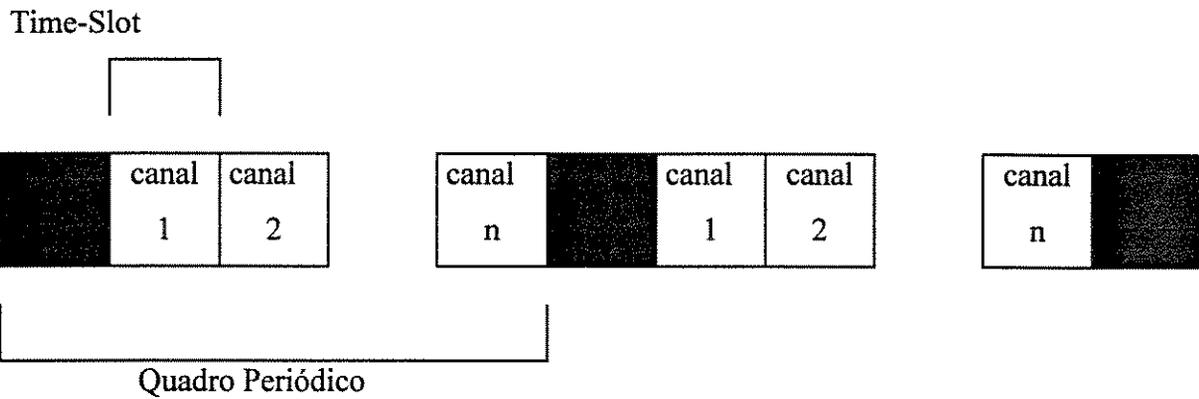
estão autorizados a participar somente de uma reunião denominada de “Mesa Redonda de Usuário Final (End User Roundtable - ENR).

3.2 - ATM VERSUS STM

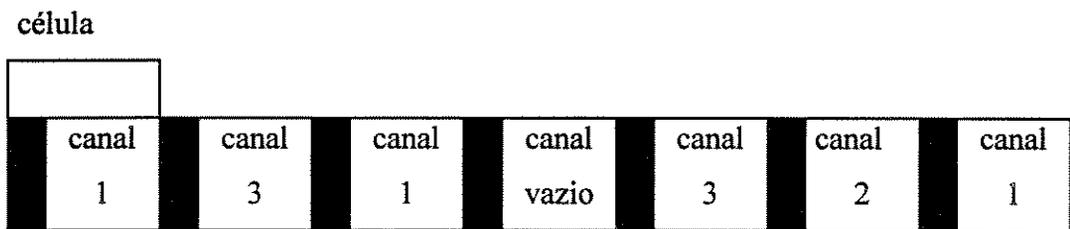
As siglas ATM e STM (Synchronous Transfer Mode) referem-se a duas formas (modos) de transferência de dados com filosofias totalmente diferentes. No ATM a informação é transferida em células usando um mecanismo assíncrono para a transferência das mesmas. Já no STM, a informação é transferida usando quadros (frames) sobre os quais é imposto um mecanismo de sincronização. O jargão Modo de Transferência refere-se aos equipamentos da rede que desempenham funções de multiplexação e comutação (AGUIAR, 1994).

O modo de transferência assíncrono (ATM) tenta eliminar as limitações do STM, tirando vantagem do ganho estatístico de serviços com tráfego de taxa variável e, ao mesmo tempo, garantindo um desempenho aceitável para serviços com taxa contínua (variável ou constante). Ao contrário do STM, um canal não é identificado pela posição fixa de seus *slots* em uma estrutura recorrente no tempo. No ATM, a banda passante é dividida em segmentos fixos de informação chamado células. Um canal ATM é identificado por um rótulo, conhecido por VPI/VCI (Virtual Path/Channel Identification), que representa uma conexão virtual estabelecida para o transporte das células e não por uma posição fixa no tempo.

A chave para compreensão da diferença entre os dois modos de transferência é a figura 3.1. A figura 3.1 (a) apresenta o STM onde o fluxo de bits é distribuído em quadros periódicos, divididos em uma seqüência de canais que se repete periodicamente, além do cabeçalho contendo a palavra de alinhamento. Esta rígida repetição periódica cria lacunas de transmissão que aparecem em intervalos de tempo periódicos porém, para os usuários, é como se existissem simultaneamente com uma capacidade fixa e igual à capacidade de transmissão da lacuna. A principal desvantagem deste processo é que, o canal não estando em uso, sua capacidade é simplesmente desperdiçada. Por exemplo, se o canal 1 não tiver informação para ser transmitida, mesmo assim o intervalo de tempo 1 continua reservado, não podendo ser utilizado por nenhum outro canal.



a) STM - Modo de Transferência Síncrono



b) ATM - Modo de transferência Assíncrono

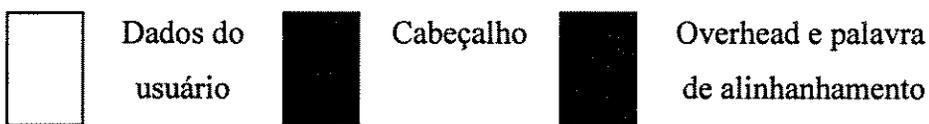


Figura 3.1. Princípios do STM e do ATM

No caso do ATM, a carga útil de uma célula é a banda alocada naquele intervalo para um único canal. Devido ao fato do cabeçalho da célula ser constituído de informação de endereçamento e controle específicos do canal, a célula poderá ser misturada aleatoriamente às outras “células-canais”, ou seja, as células relacionadas a uma chamada/conexão não ocupam um intervalo fixo no quadro.

Os canais repartem dinamicamente a banda total disponível no meio físico em função da demanda de cada um, compartilhando de modo eficiente a banda passante do sistema. Porém, em determinados momentos poderá não haver dados a transmitir por nenhum canal sendo então os mesmos preenchidos com células vazias ou células livres (técnica utilizada para realizar o desacoplamento de taxa de transmissão do meio físico, o que será discutido no capítulo 5).

A comparação das funções de multiplexação do STM e do ATM, como apresentado na figura 3.2, mostra-nos que o STM possui uma Multiplexação por Divisão do Tempo Determinística, realizada através da adição das bandas dos canais tributários na formação dos agregados de saída. Já o ATM usa uma Multiplexação por Divisão Estatística do Tempo, realizada através da divisão de forma estatística da banda disponível, onde os canais com maior demanda têm alocado um número maior de células no fluxo de saída que os canais com menor demanda.

Uma característica do STM é que o atraso da informação é constante e pequeno, enquanto que no ATM o atraso é variável para cada célula, havendo ainda possibilidade de perda de células. O atraso variável do ATM é devido ao compartilhamento estatístico do canal entre as diversas fontes de tráfego e da conseqüente não periodicidade de transmissão. Desta forma, fontes que geram tráfego periódico podem sofrer atrasos diferenciados na rede que deverão ser compensados na outra extremidade.

Foi dito que um fator crítico no ATM é a possibilidade de perdas de células como conseqüência do compartilhamento do canal. Durante o período em que um canal se encontrar ocupado transmitindo uma determinada célula, as células geradas pela mesma fonte ou por outras fontes terão que ser armazenadas até o canal estar livre para transmiti-las. Tendo em vista que os buffers que são utilizados para este armazenamento são de tamanhos finitos, as células que chegarem para ser transmitidas (isto pode ocorrer na entrada da rede ou em nós intermediários) e encontrarem o canal ocupado, e os buffers de armazenamento cheios, serão descartadas (de acordo com a prioridade de descarte do bit - CLP). O parâmetro utilizado neste caso é o Máximo Atraso de Enfileiramento Tolerado. Deve ficar claro que estas perdas devem manter-se dentro de um nível muito baixo de acordo com os requisitos específicos de cada serviço. Por exemplo, no caso de emulação de circuito, esta taxa de perda de célula deve estar na ordem de, no máximo, 10^{-9} , o que dá, em média, uma célula perdida a cada bilhão de células transmitidas.

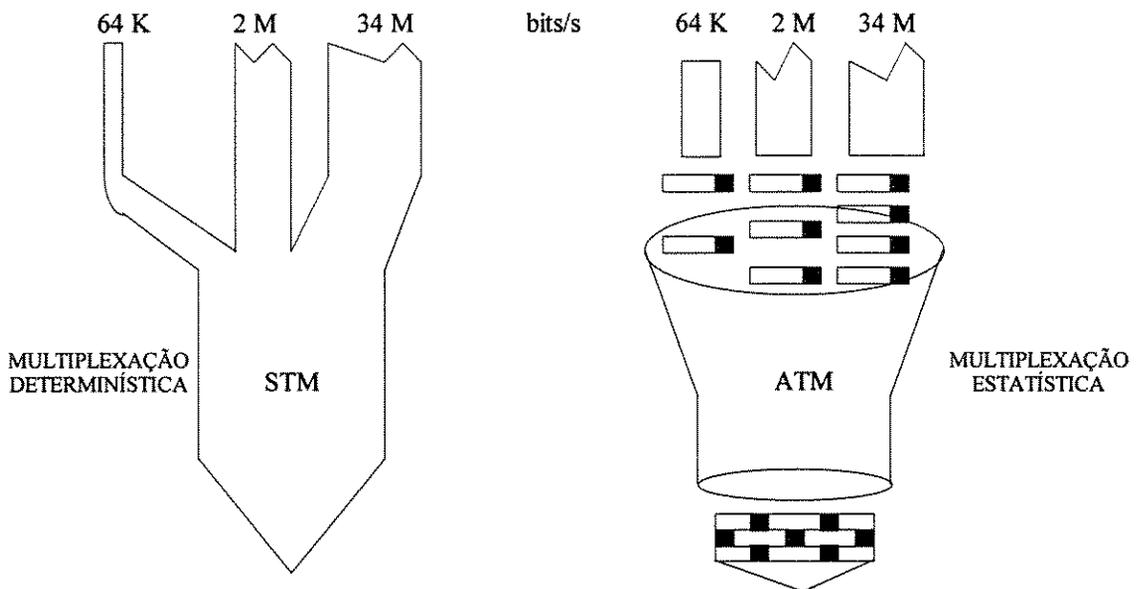


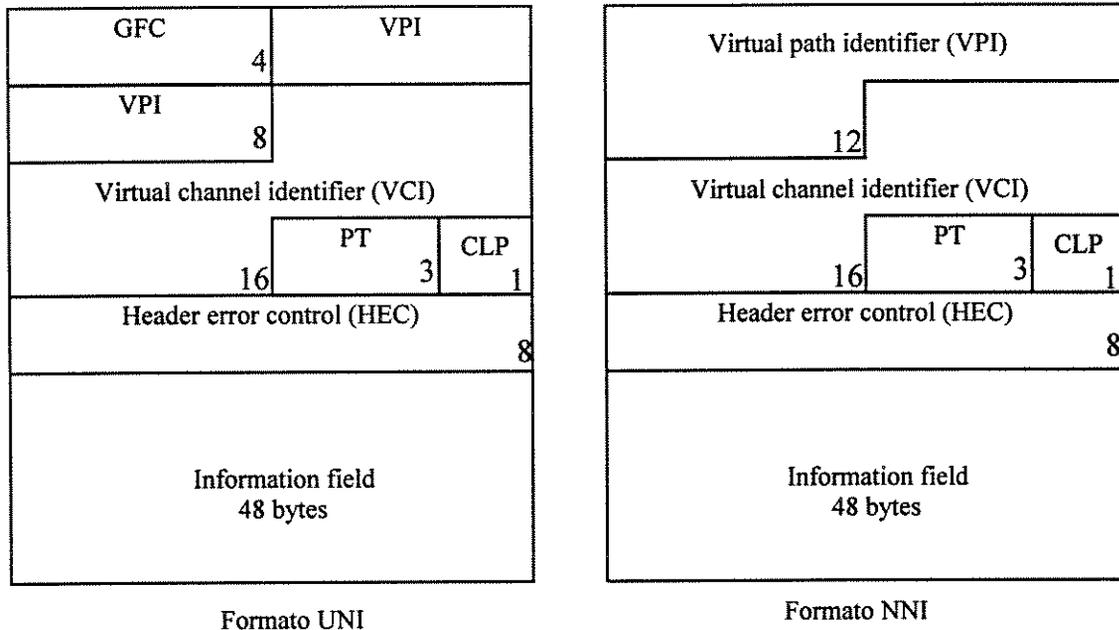
Figura 3.2: Ilustra de forma esquemática a função da multiplexação.

3.3 - O FORMATO DA CÉLULA ATM

A célula ATM contém um cabeçalho de 5 bytes mais um campo de informação (payload) de 48 bytes, que totalizam 53 bytes. A estrutura do cabeçalho difere na NNI (Network Node Interface) e na UNI (User Network Interface), como mostrado na figura 3.3 (FISCHER et al., 1994).

O cabeçalho da célula identifica o **destino**, o **tipo de célula** e a **prioridade**. Os campos VCI (Virtual Channel Identifier) e VPI (virtual Path Identifier) são os campos utilizados pelos comutadores ATM na comutação das células. O campo “controle genérico de fluxo” (Generic Flow Control - GFC) aparece apenas no cabeçalho da célula na Interface Usuário Rede (UNI) e permite que um multiplexador controle a taxa de transmissão de um terminal ATM, garantindo assim, que uma taxa acima da negociada entre o usuário e a rede não seja excedida. O campo “tipo de informação” (Payload Type - PT) indica se a célula contém dados de usuário, dados de sinalização ou informação de manutenção. O bit “prioridade de perda de célula” (Cell Loss Priority - CLP) indica a prioridade em caso de necessidade de descarte de células (células com CLP=1 são descartadas primeiro durante intervalos de congestionamento). O HEC (Header Error Check) corresponde a um código de redundância cíclico que permite à camada física efetuar a verificação de erro no

cabeçalho (podendo efetuar a correção de erro de um bit e detectar a ocorrência de múltiplos erros). O campo de informação (payload) é passado através da rede intacto, sem deteção e correção de erros nos nós intermediários. O ATM transfere aos protocolos das camadas mais altas a responsabilidade de executar a verificação de erros da informação e a sua correção.



- UNI: Interface Rede-Usuário (User Network Interface)
- NNI: Interface Rede-Rede (Network Node Interface)
- GFC: Controle Genérico de Fluxo (Generic Flow Control)
- VPI: Identificador de Caminho Virtual (Virtual Path Identifier)
- VCI: Identificador de Canal Virtual (Virtual Channel Identifier)
- PT: Tipo de Informação (Payload Type)
- HEC: Controle de Erro de Cabeçalho (Header Error Control)
- CLP: Prioridade de Perda de Célula (Cell Loss)

Os números nos campos indicam o comprimento dos campos em bits.

Figura 3.3: Ilustra o formato da célula ATM nas interfaces UNI e NNI.

A informação de controle incluída em cada célula permite uma eficiente extração e inserção de informação em enlaces de comunicação multiplexados. Através do uso do cabeçalho da célula, que contém informações de endereçamento, é possível multiplexar e demultiplexar tráfego, o que permite que uma informação em um ponto de passagem, possa ser extraída/inserida e o seu restante encaminhado para o local de destino. Isto é chamado multiplexação ADD/DROP. Antigos sistemas de comunicação que usavam o tempo e a posição dos bits para identificar feixes de

comunicação no enlace com muitas comunicações distintas, teriam que interromper o canal inteiro para retirar estes componentes e então manipulá-los. Com feixe de células do ATM basta examinar o cabeçalho de cada célula e remover e inserir somente a parte de real interesse.

A tarefa do comutador ATM é examinar o cabeçalho de todas as células do feixe de células e rotear as células de acordo com seu caminho predefinido (VPI/VCI). A principal vantagem da comutação por células é que esta pode ser implementada por uma grande variedade de hardware. A comutação ATM para altas velocidades é normalmente executada por uma rede paralela de pequenos elementos de comutação implementados em hardware. Muitos caminhos são ativados simultaneamente através desta rede de comutador, o que conduz à uma alta taxa de transmissão.

Na tecnologia ATM, pacotes maiores não atrasam pacotes menores, como ocorre em outras tecnologias de comutação de pacotes, porque pacotes longos são divididos em muitas células. Esta segmentação da informação em células de tamanho fixo (53 bytes) possibilita ao Modo de Transferência Assíncrono (ATM) transportar tráfego de Taxa de Bit Constante (Constant Bit Rate - CBR), tais como voz e vídeo, em conjunto com tráfego de dados de Taxa de Bit Variável (Variable Bit Rate - VBR), que potencialmente possuem pacotes muito longos, dentro de uma mesma rede, ou seja, utilizando a mesma plataforma para atender aos diferentes tipos de serviço.

3.3.1 - EXEMPLO DE SEGMENTAÇÃO DE CÉLULA EM UMA APLICAÇÃO MULTIMÍDIA

Os comutadores ATM realizam a segmentação da informação (voz, dados e vídeo) proveniente do usuário em células de tamanho fixo e as multiplexam em um único feixe de bits que é transmitido através de um meio físico. A seguir, vamos descrever uma situação que envolve uma aplicação multimídia. Vejamos um exemplo onde uma pessoa localizada em uma cidade “A” deseja se comunicar, para troca de dados e vídeo com uma segunda pessoa localizada em uma cidade “B”. Para que a situação descrita neste exemplo possa se realizar, as estações de trabalho (Workstations) das pessoas localizadas em ambas as extremidades, necessitam ser

equipadas com um cartão de interface ATM, entrada de som com microfone e câmara de vídeo. Como esta é tipicamente uma aplicação multimídia a rede ATM terá que tratar fluxos de informação de características bem diferentes. A figura 3.4 ilustra o papel da tecnologia ATM neste exemplo real.

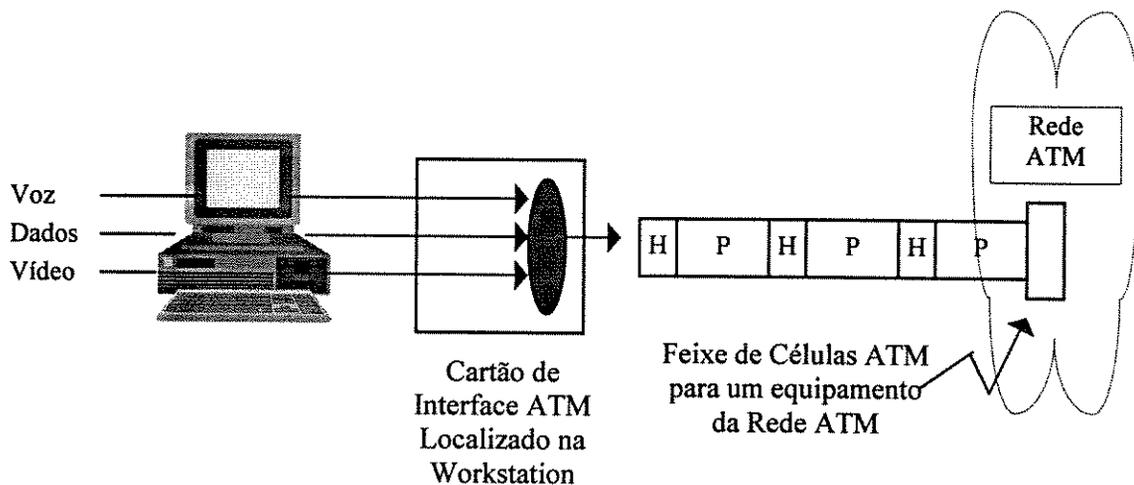


Figura 3.4: Exemplo ilustrando uma comunicação multimídia através de uma rede ATM.

Para a aplicação multimídia obter uma qualidade próxima da real as informações de voz e de vídeo não podem sofrer atrasos significativos e estes não podem ter grandes variações. Já o fluxo de dados pode ser enviado de modo orientado a conexão ou não. Em ambos os casos, o fluxo de dados não é tão sensível ao atraso como os tráfegos de voz e vídeo, porém é muito sensível a perdas. Portanto, a rede ATM precisa diferenciar entre tráfego de voz, vídeo e dados, dando prioridade às células de voz e vídeo e garantindo os limites de atraso para estes serviços, ao mesmo tempo assegurando que o tráfego de dados tenha perda muito baixa.

Examinando este exemplo, um caminho virtual é estabelecido entre o usuário “A” e o usuário “B” e, através dele, são estabelecidos três circuitos virtuais, um para cada tipo de tráfego (dados com VCI =1, voz com VCI = 2 e vídeo com VCI = 3). A figura 3.5 mostra como estes três tipos de tráfego são combinados sobre um único caminho virtual ATM (VP).

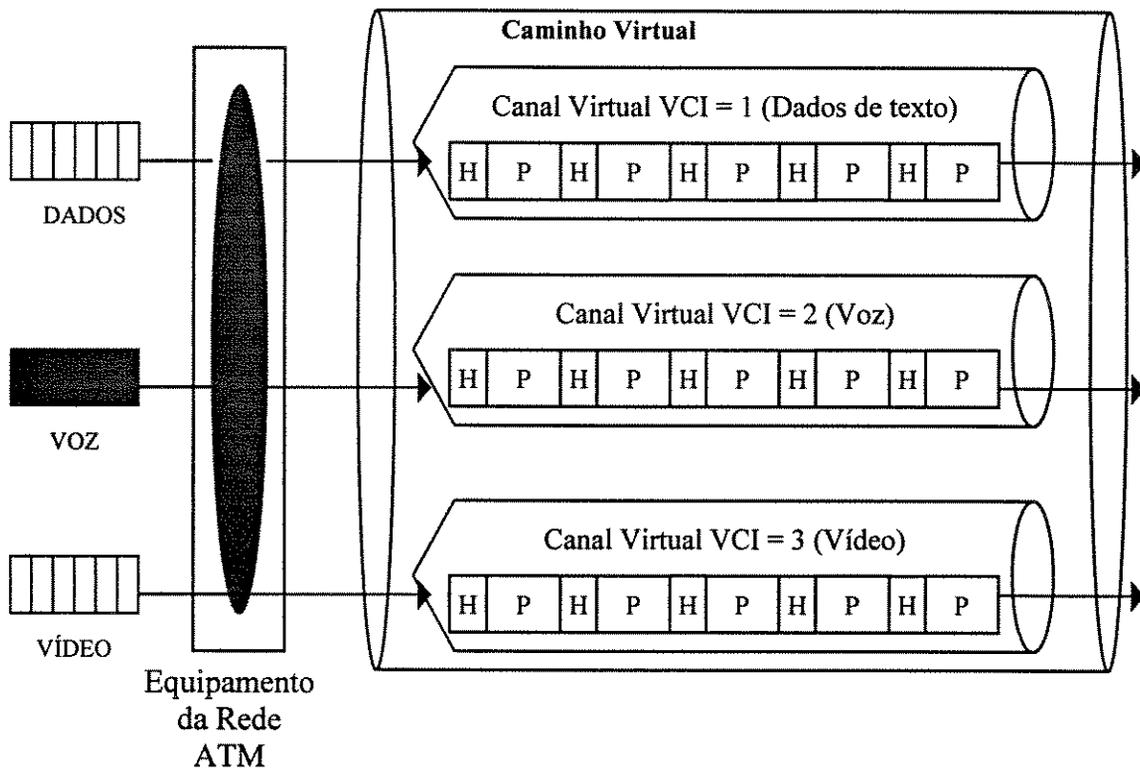


Figura 3.5: Ilustra três canais virtuais estabelecidos em um único caminho virtual, atendendo os diferentes tipos de tráfego.

Para enviar as informações do usuário em “A”, o protocolo ATM inicialmente segmentaliza a seqüência de informação em seções de 48 bytes como mostra a figura 3.6. O próximo passo é o endereçamento da informação prefixando a este segmento o VPI, o VCI e os campos restantes do cabeçalho de 5 bytes. O resultado é um feixe de células ATM de 53 bytes provenientes de cada fonte: voz, vídeo e dados. Estas células são geradas independentemente pelas fonte, de tal sorte que pode haver disputa por espaços de célula na interface conectada ao terminal do usuário (workstation). Os fluxos de dados, voz e vídeo são, cada um, associados a uma Conexão de Canal Virtual VCC: VCI = 1 para dados de texto, VCI = 2 para voz e VCI = 3 para vídeo, todos no VPI = 0.

A figura 3.6 mostra um exemplo de como o terminal do usuário “A” envia os fluxos de voz, dados e vídeo combinados (MCDYSAN & SPOHN, 1995). Um “porteiro” no terminal do usuário “A” amostra os dados transmitidos no intervalo de oito células (em torno de 80µs para a taxa DS3), normalmente permitindo que uma

célula de voz, cinco células de vídeo e duas células de dados sejam transmitidas. Isto corresponde a uma taxa de 4Mbits para áudio de alta fidelidade, 24Mbits para vídeo e 9Mbits para dados. As células são retidas no buffer pelo “porteiro” no caso de todos os intervalos de tempo de células estarem cheios no intervalo de amostragem. Um intervalo de amostragem muito grande é usado na prática para obter uma seletividade eficiente na alocação da largura de banda para os diversos serviços oferecidos pela rede ATM.

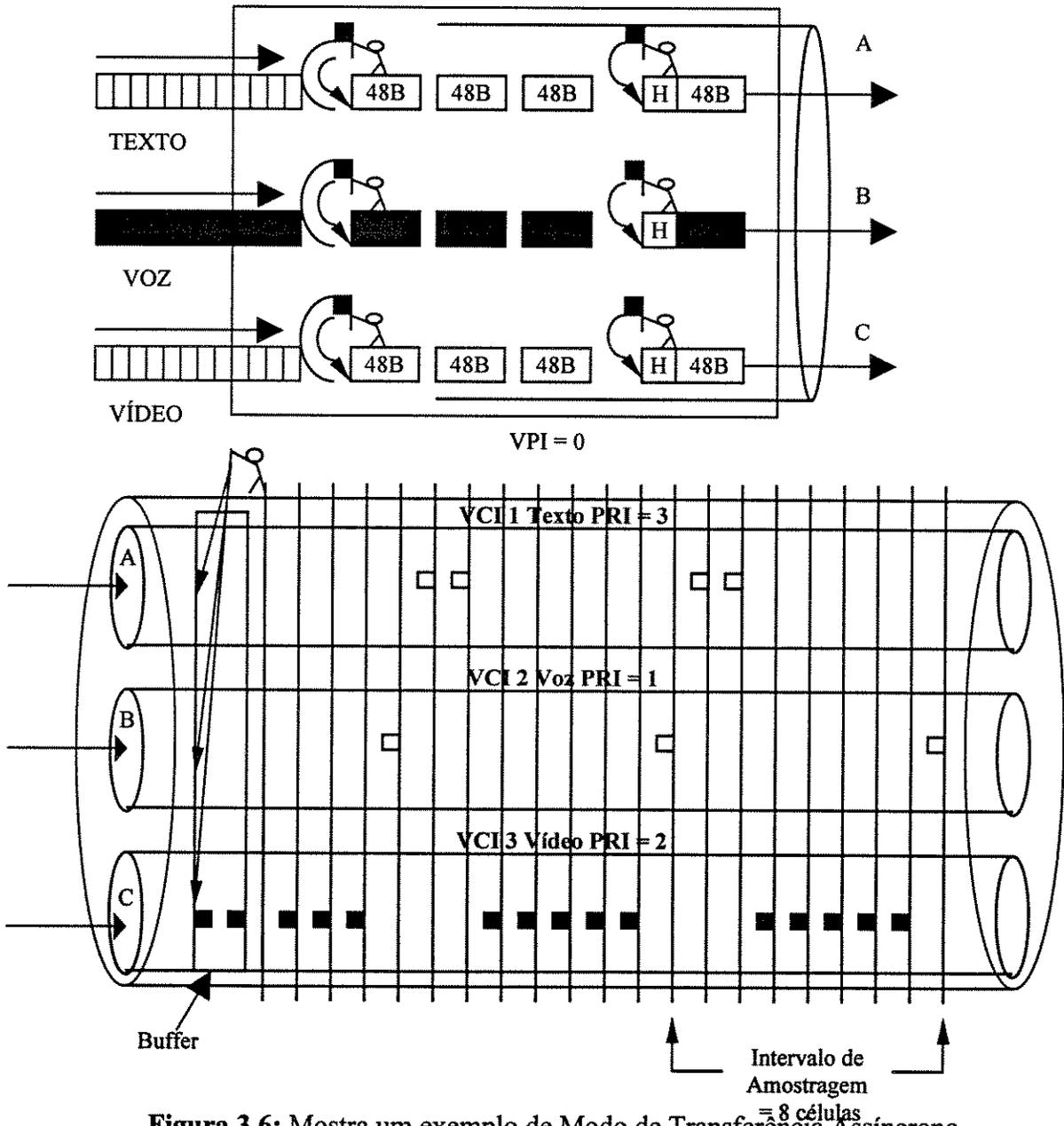


Figura 3.6: Mostra um exemplo de Modo de Transferência Assíncrono.

3.4 - O TAMANHO DA CÉLULA ATM

Não é difícil compreender a escolha por ATM, se comparado a STM, principalmente pelos benefícios do roteamento por células. Mas, fica a pergunta sobre qual a melhor escolha sobre o tamanho da célula. A decisão com respeito ao tamanho da célula foi baseada nos seguintes parâmetros (PRYCKER, 1995):

- **eficiência de transmissão**
- **atraso** (atraso de empacotamento/desempacotamento, atraso de filas e jitter)

1) Eficiência de transmissão.

Para todas as células carregadas com carga útil (informação), a eficiência é dada por $\eta = i / i + h$, onde i é a carga útil (ou informação) e h é o cabeçalho (ou header). Para i em torno de 48 bytes (entre 32 e 64 bytes) obtém-se eficiência da ordem de 90%. A figura 3.7 mostra a eficiência assim calculada para dois tamanhos de cabeçalhos, $h = 4$ e $h = 5$, em função da carga útil.

2) Atraso

Alguns parâmetros, tais como **atraso fixo**, **atraso de fila** e **atraso de empacotamento/desempacotamento** são afetados pelo tamanho da célula. O atraso fixo depende do tipo de hardware implementado pelos elementos da rede ATM. O atraso de fila ocorre porque o nó ATM funciona como um multiplex estatístico comutando células, portanto filas são necessárias para evitar a perda de células. É sempre bom lembrar que o atraso de fila depende da carga da rede e do comportamento das filas. O atraso de empacotamento depende do tamanho da célula, célula grande gera um alto atraso de empacotamento e uma boa eficiência, célula curta leva à um baixo atraso de empacotamento e a uma baixa eficiência devido ao campo do cabeçalho, portanto, um compromisso entre eficiência e atraso de empacotamento deve ser estabelecido. Segue uma análise geral sobre os tipos de atraso.

2.1) Atraso de Empacotamento

O atraso de empacotamento para serviços CBR cresce com o comprimento da carga útil i como mostrado pela curva D_{64} , na figura 3.7. Esta curva D_{64} é plotada para voz a 64kb/s (8 bits a cada 125μ). A curva só é válida para células completamente cheias. O crescimento do atraso de empacotamento tem uma influência importante no desempenho global da rede de conexão.

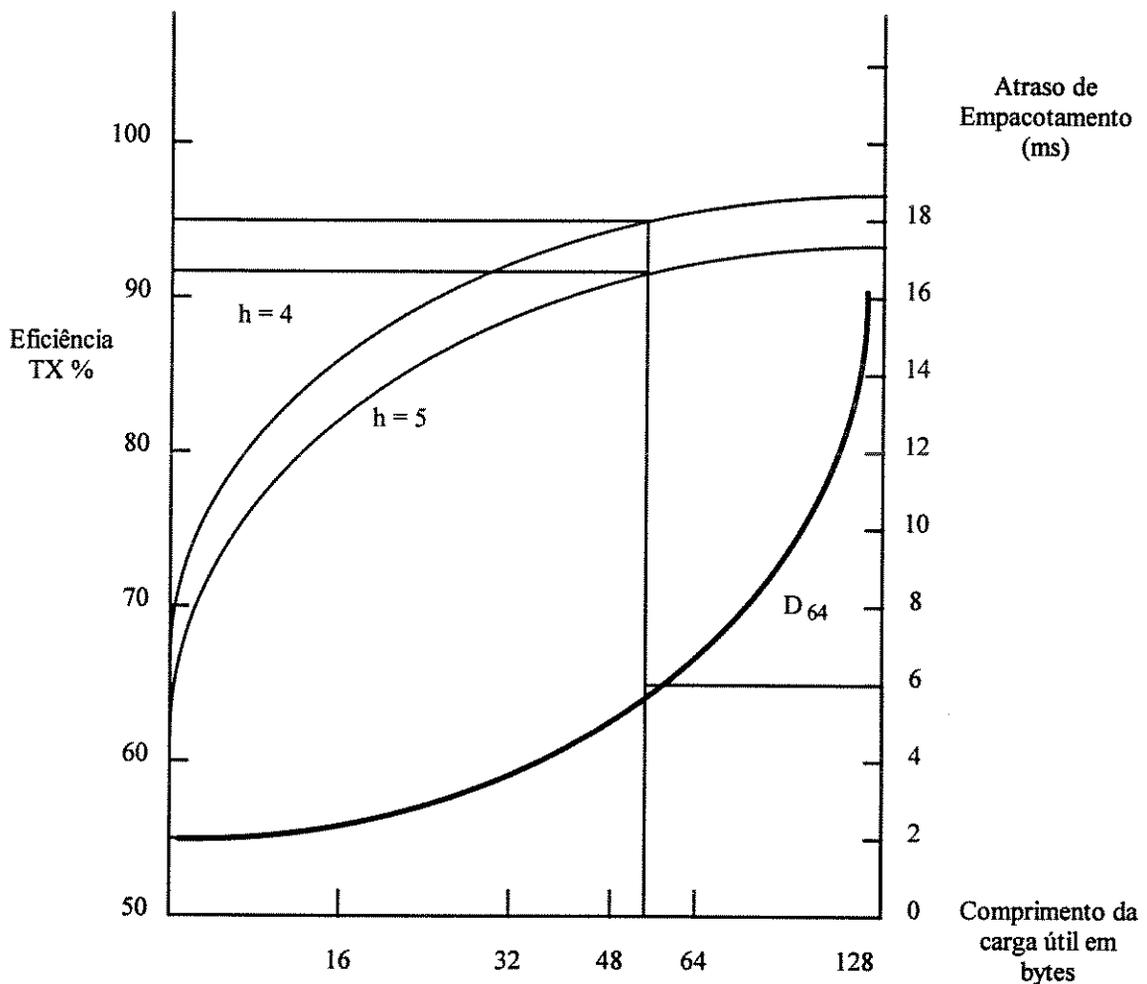


Figura 3.7: Ilustra o compromisso entre atraso e tamanho da célula.

2.2) Atraso Global da Rede

De acordo com a Rec. Q.161 do antigo CCITT (atual ITU-T), o atraso ponta a ponta para sinais de voz tem que ser menor que 24ms, para que não haja necessidade

de se utilizar cancelador de eco. Para conexões nacionais típicas, o atraso total ponta a ponta pode ser mantido dentro de limites se o atraso de empacotamento ficar em torno de 4ms (ver figura 3.7, células de 32 bytes satisfaz). Para células de tamanho de 64 bytes, mesmo a ocorrência de poucas conversões entre ambientes de redes ATM e ambientes de redes não ATM, ou seja, quando há mudanças de ambientes de redes ATM para ambientes de redes com tecnologias distintas, há a necessidade de segmentação/remontagem das células o que conduz muitas vezes a atrasos superiores a 24ms, exigindo o uso de canceladores de eco, mesmo em ligações nacionais. Deste modo, a célula maior coloca em perigo o uso de ATM em redes com tráfego de sinais de voz, devido a necessidade do uso intenso de cancelador de eco. Ficamos então com as seguintes opções:

- Célula Curta ($i = 32$ bytes): neste caso, na maioria das vezes, as comunicações de voz não necessitam de cancelador de eco.
- Célula Longa ($i = 64$ bytes): já neste caso será necessário instalar um cancelador de eco na maioria das ligações telefônicas ou carregar as células parcialmente para reduzir o atraso de empacotamento de modo a eliminar a necessidade de cancelador de eco. Esta solução não é boa, pois reduz a eficiência de transmissão.
- Célula de Comprimento Intermediário ($32 < i < 64$): neste caso evita-se o uso de cancelador de eco em um grande número de casos, principalmente dentro da rede nacional.

2.3) Atrasos de Fila

O atraso de fila é influenciado pela razão i/h como mostra a figura 3.8. As curvas foram feitas para um servidor de fila operando a 150Mbits/s. As curvas são válidas para qualquer i/h , mas três valores foram realçados para comparação: ($i = 32$, $h = 4$), ($i = 64$, $h = 4$), ($i = 128$, $h = 4$).

O comportamento do atraso de fila é regido por dois mecanismos contrários. Para i crescendo, aumenta o tempo de serviço nas filas e portanto aumenta o atraso de

fila. Para i decrescendo, o serviço no cabeçalho maior em relação a i (pois o tamanho do cabeçalho não foi alterado), vai ser maior e portanto o tempo percentual destinado ao serviço de carga útil decresce. Portanto, para valores pequenos de i/h o atraso de fila pode aumentar. Este efeito só é percebido para alto tráfego (carga acima de ~ 80%).

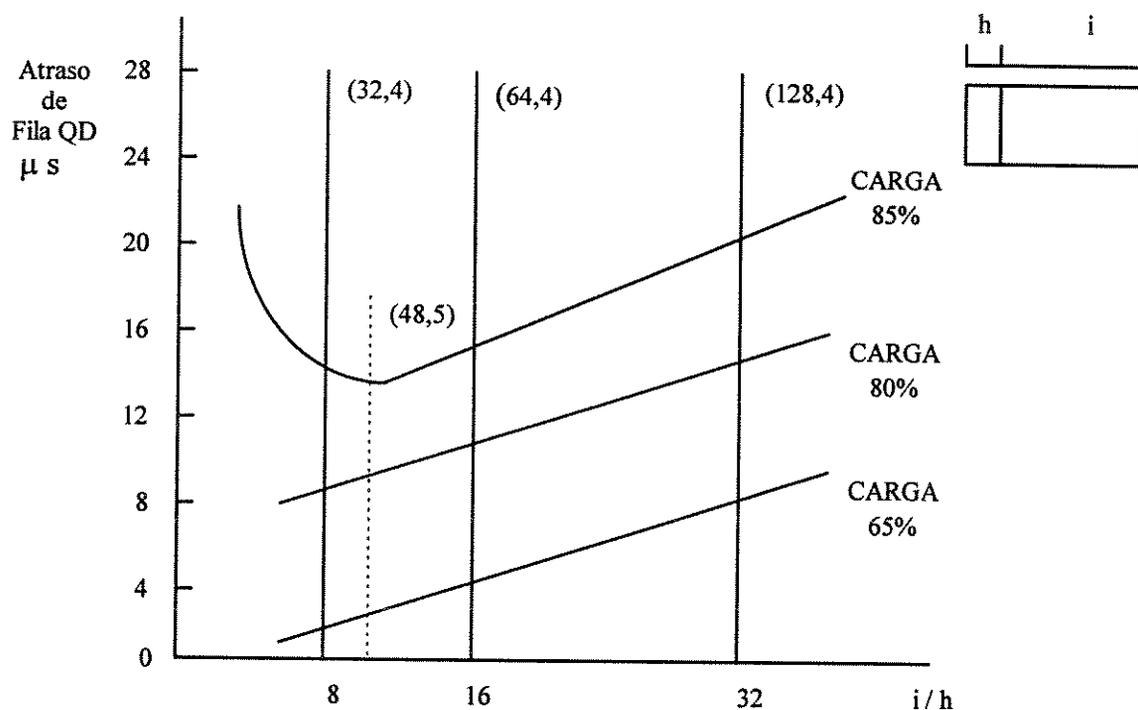


Figura 3.8: Ilustra como o atraso de fila é influenciado pela razão i/h .

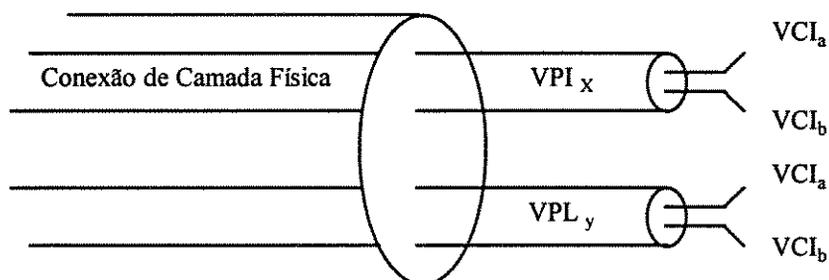
Com estes resultados pode-se ver que existem fatores conflitantes para escolha do tamanho da célula. Fica claro também que um valor entre 32 e 64 bytes é preferível. Idealmente, alta eficiência e baixo atraso são ambos desejáveis, mas não podem ser alcançados simultaneamente. Como visto, melhor eficiência ocorre para células grandes pelo custo do aumento do atraso. No CCITT, antes de se chegar a um acordo, a divisão era assim: Europeus queriam células de 32 bytes para evitar uso excessivo de cancelador de eco para serviços de voz. Americanos queriam células de 64 bytes para obter maior eficiência de transmissão. O compromisso foi uma célula de 48 bytes, padronizada pelo CCITT para ATM.

3.5 - CONEXÃO ATM

Uma conexão ATM consiste de concatenações de enlaces da camada ATM para fornecer uma capacidade de transferência fim a fim para os pontos de acesso. Os três principais conceitos em ATM são: caminho de transmissão ou conexão da camada física (physical layer connection), caminho virtual (Virtual Path - VP) e canal virtual (Virtual Channel - VC). Estes formam os blocos básicos de construção do ATM.

3.5.1 - IDENTIFICADORES DE CAMINHOS VIRTUAIS (VPs) E IDENTIFICADORES DE CANAIS VIRTUAIS (VCs)

Segundo a Rec. I.150 (ITU-T, 1993b), para uma dada interface em uma dada direção, os diferentes enlaces de caminho virtual (VP) multiplexados na camada ATM dentro da mesma Conexão de Camada Física ou Caminho de Transmissão são distinguidos pelo VPI como indica a figura 3.9.



NOTA - VCI_a e VCI_b representam dois dos possíveis valores de VCI dentro dos enlaces VPs com valores VPI_x e VPI_y , que similarmente referem-se a dois dos possíveis valores de VPI dentro da Conexão da Camada Física ou Caminho de Transmissão.

Figura 3.9: Ilustra os identificadores de uma conexão ATM.

Se prestarmos atenção nas estruturas das células ATM dadas na figura 3.3, poderemos verificar que dois VCs diferentes pertencentes a dois VPs diferentes em uma dada interface podem ter o mesmo valor VCI. Portanto, um VC só é completamente identificado em uma interface pela especificação dos valores de VPI e VCI. Isto também fica claro pela observação da figura 3.9.

Um valor específico de VCI não tem significado fim a fim se a conexão de canal virtual (Virtual Channel Connection - VCC) é comutada. VPIs podem ser trocados sempre que enlaces VP são terminados (ex: cross-connects, concentradores e pontes). VCIs somente podem ser trocados onde enlaces VC são terminados. Portanto, os valores dos VCIs são preservados dentro de uma conexão de caminho virtual (Virtual Path Connection - VPC).

A comutação ATM pode ser executada em quaisquer dos três níveis: Caminho de Transmissão ou Conexão de Camada Física, Caminho Virtual e Canal Virtual. Esta capacidade de comutação por nível de canal virtual é similar à comutação telefônica da telefonia mundial. Na central de comutação telefônica, cada canal dentro do grupo de tronco (caminho) pode ser comutado. A figura 3.10 ilustra esta analogia (ITU-T, 1995). Os equipamentos que executam conexões VC são normalmente chamados de comutadores VC por causa de sua analogia com comutadores telefônicos, e equipamentos ATM que conectam VPs são freqüentemente chamados na literatura de VP cross-connects por sua analogia com rede de transmissão. Estas analogias são particularmente úteis para aqueles familiarizados com TDM/STM e telefonia para uma melhor compreensão do ATM.

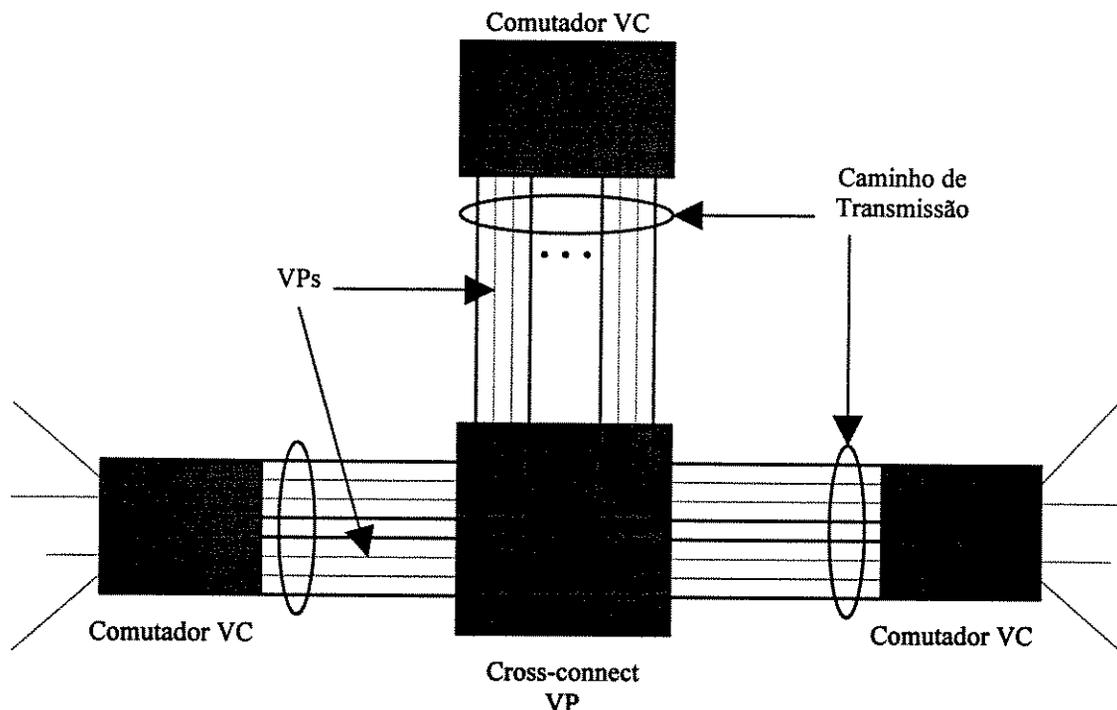


Figura 3.10: Ilustra a idéia de Comutador VC e Cross-connect VP.

3.5.2 - CARACTERÍSTICA GERAL DE CONEXÃO DE CANAL VIRTUAL (VIRTUAL CHANNEL CONNECTION - VCC)

A definição de uma VCC é dada na Recomendação I.113 (ITU-T, 1993a). Células em uma rede ATM são transportadas através de conexões estabelecidas entre os nós comutadores da rede ATM. Uma Conexão de Canal Virtual (VCC) é uma conexão fim a fim em redes ATM, sendo formada através da concatenação de conexões virtuais que são estabelecidas nos enlaces entre os vários nós ATM da rede, da origem até o destino, formando um caminho único pelo qual células são encaminhadas.

VCCs são identificadas pelos campos VCI + VPI, presentes no cabeçalho da célula, que estão associados às portas de entrada e de saída dos nós de comutação. Os nós de comutação possuem tabelas que associam os valores de VPI e VCI aos enlaces de canal virtual (VCL), realizando assim o roteamento das células. Para as interfaces B-ISDN, (ex: UNI ou NNI), há duas direções de transmissão. Quando um valor do campo de roteamento (VPI + VCI) é designado para um enlace de canal virtual (VCL) em uma interface, (UNI ou NNI), o mesmo valor é designado para ambas direções de transmissão. O valor do campo de roteamento usado em uma direção é unicamente usado na direção oposta para identificar um enlace de canal virtual (VCL) envolvido na mesma comunicação. Segundo a Rec. I.150 (ITU-T, 1993b) deve-se observar que:

- a largura de banda em ambas direções de transmissão pode ser a mesma (comunicação simétrica); ou
- a largura de banda em ambas direções pode ser diferente (comunicação assimétrica); ou
- a largura de banda em direção oposta pode ser igual à zero (comunicação unidirecional sem qualquer informação reversa); ou
- a largura de banda na direção oposta poderia ser grande o suficiente para transportar informações de gerenciamento da camada ATM (comunicação unidirecional com informação de gerenciamento reversa).

A figura 3.11 ilustra um exemplo de uma VCC estabelecida entre duas estações A e B, que desejam se comunicar. Enlaces de canal virtual são estabelecidos

entre os nós da rede (nas interfaces NNIs) e entre a rede e as estações terminais A e B (nas interfaces UNIs) de modo a realizar esta conexão. No exemplo aparecem quatro Enlaces de Canal Virtual (VCLs), através dos quais são estabelecidas conexões virtuais que formarão a VCC. Um VCL entre a estação A e o comutador VC 1 identificado pelo rótulo VPI = 1, VCI =1, outro entre o comutador VC 1 e o 2 identificado por VPI = 2, VCI = 3, outro entre o comutador VC 2 e o 3 identificado por VPI = 3, VCI = 4 e, por fim, o último VCL interligando o comutador VC 3 com a estação B identificado por VPI = 1, VCI = 2. Estes VCLs são concatenados para estabelecer a VCC. Durante o estabelecimento da conexão, as tabelas de rota vão sendo atualizadas, internamente na rede.

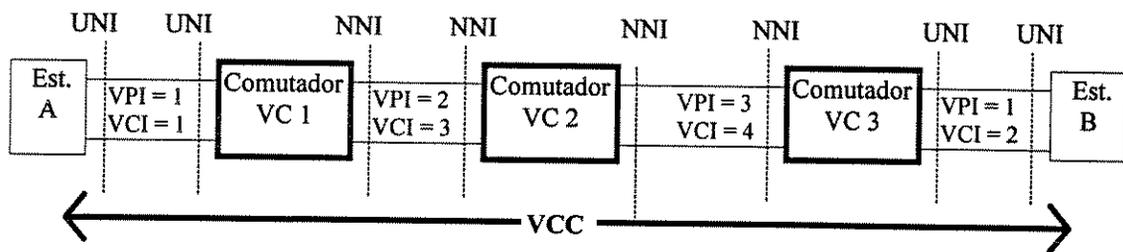


Figura 3.11: Ilustração de uma Conexão de Canal Virtual (VCC).

Alguns comentários adicionais devem ser feitos com relação às VCCs:

a) Qualidade de Serviço (Quality of Service) - Um usuário de uma VCC é atendido com a Qualidade de Serviço especificada por parâmetros da rede, tais como taxa de perda de células (Cell Lost Rate - CLR) e variação do atraso de células (Cell Delay Variation - CDV). Portanto, um usuário de uma VCC é atendido com uma das classes de QoS suportadas pela rede. A classe de QoS requisitada pelo usuário deve ser indicada para a rede no momento do estabelecimento da chamada/conexão. A classe de QoS associada com uma conexão em uma chamada não sofrerá alteração enquanto durar a conexão. A renegociação da QoS pode requisitar o estabelecimento de uma nova conexão.

b) VCCs comutadas e (semi-) permanente - VCCs podem ser fornecidas sobre uma base comutada ou (semi-) permanente.

c) Integridade de seqüência de célula - A integridade na seqüência de célula é preservada dentro de uma VCC.

d) Negociação de parâmetro de tráfego e monitoração de uso - Quando um usuário pede para a rede o estabelecimento de uma VCC, parâmetros de tráfego devem ser negociados entre o usuário e a rede para cada VCC estabelecida, portanto cada VCC está associada com um conjunto de parâmetros de tráfego referente a conexão e após o estabelecimento da VCC estes parâmetros de tráfego podem ser subseqüentemente renegociados. A entrada de células na rede provenientes do usuário podem ser monitoradas para garantir que os parâmetros de tráfego negociados não serão violados, de modo a evitar a ocorrência de congestionamento devido a um usuário mal comportado.

O estabelecimento e a liberação de uma VCC são diferenciados nas interfaces UNI e NNI. O estabelecimento e a liberação da VCC na Interface UNI podem ser feitos utilizando um ou mais dos quatro métodos seguintes:

a) sem utilização de procedimentos de sinalização - por exemplo na assinatura [conexão (semi-) permanente];

b) procedimentos de meta-sinalização (definido na recomendação I.311) - por exemplo pela utilização de meta-sinalização VCC para estabelecer/liberar uma VCC usada para sinalização;

c) procedimento de sinalização do usuário para a rede - por exemplo usando uma sinalização VCC para estabelecer/liberar uma VCC usada para comunicação fim-a-fim.

d) procedimento de sinalização de usuário para usuário - por exemplo usando uma sinalização VCC para estabelecer/liberar uma VCC dentro de uma VPC preestabelecida entre duas UNIs.

O valor designado para um VCI na UNI usando os métodos acima listados podem ser designados pela rede, pelo próprio usuário, através de uma negociação entre o usuário e a rede, ou através de uma padronização. O valor específico designado para um VCI na UNI é, em geral, independente do serviço oferecido sobre aquele canal virtual (VC). Para possibilitar a permutabilidade do terminal e sua

inicialização é desejável usar o mesmo valor para certas funções em todas UNIs. Por exemplo, o mesmo valor VCI para a meta-sinalização VC será usado em todas UNIs de maneira a simplificar a inicialização de um equipamento terminal.

Vamos agora considerar o estabelecimento e a liberação de VCC na NNI. Os elementos de rede ATM (ex: comutador ATM, cross-connects e concentradores) processam o cabeçalho da célula ATM e podem realizar a translação dos VCI e/ou VPI. Assim, sempre que uma VCC é estabelecida/liberada através da rede ATM, enlaces de canal virtual podem ter que ser estabelecidos/liberados para uma ou mais NNIs. Enlaces de canal virtual são estabelecidos/liberados entre elementos de rede ATM usando procedimentos de inter-sinalização e intra-sinalização. Outros métodos são também possíveis.

3.5.3 - CARACTERÍSTICA GERAL DE CONEXÃO DE CAMINHO VIRTUAL (VIRTUAL PATH CONNECTION - VPC)

A definição de uma VPC é dada na Recomendação I.113 (ITU-T, 1993a). A associação de entradas a cada VCC nas tabelas de rotas dos nós comutadores ATM, implica em um grande volume de processamento, tanto no momento do estabelecimento da conexão quanto no momento do encaminhamento das células através dela. A idéia principal que está por trás de uma Conexão de Caminho Virtual (VPC) é a de reduzir o processamento em alguns nós de comutação. Como várias VCCs são roteadas pelos mesmos caminhos em determinadas partes da rede, então, porque não comutá-las em conjunto. Com este procedimento, as tabelas de rotas não precisam conter uma entrada para cada VCC estabelecida, mas sim, para um conjunto de VCCs, que serão comutadas de forma única. Este conjunto de VCCs que serão comutadas em conjunto recebe o nome de Conexão de Caminho Virtual (Virtual Path Connection - VPC). VPCs, de modo análogo a VCCs, são formadas através de concatenação de Enlaces de Caminhos Virtuais (Virtual Path Links - VPLs), que juntos formam o caminho entre dois pontos. As VPCs são então comutadas baseado unicamente no valor do Identificador de Caminho Virtual (VPI). Neste caso, as VCCs dentro de uma VPC possuem o mesmo valor VCI pois somente o VPI é examinado para a realização do roteamento.

Na interface B-ISDN (UNI ou NNI), há duas direções de transmissão. Quando o valor do campo de roteamento (VPI) é designado para um enlace de caminho virtual (Virtual Path Link - VPL) na interface, NNI ou UNI, o mesmo valor é designado para ambas direções de transmissão. O valor do campo de roteamento usado em uma direção é unicamente usado na direção oposta para identificar o enlace de caminho virtual (VPL) envolvido na mesma comunicação. Segundo a Rec. I.150 (ITU-T, 1993b), como para o caso dos VCL, deve-se observar que:

- a largura de banda em ambas as direções pode ser a mesma (comunicação simétrica); ou
- a largura de banda em ambas as direções pode ser diferente (comunicação assimétrica); ou
- a largura de banda na direção oposta pode ser igual à zero (comunicação unidirecional sem informação reversa); ou
- a largura de banda em direção oposta pode ser grande o suficiente para transportar informações de gerenciamento da camada ATM (comunicação unidirecional com informação de gerenciamento reversa).

O estabelecimento e a liberação da VPC. Uma VPC pode ser estabelecida/liberada entre pontos finais VPC por um dos seguintes métodos. Estes métodos são para estudos futuros:

- a) estabelecimento/liberação sem uso de procedimento de sinalização neste caso a VPC é estabelecida/liberada sobre base de assinatura;
- b) estabelecimento/liberação sobre demanda
 - estabelecimento e liberação da VPC controlado pelo cliente onde a configuração do caminho virtual VP pode ser realizada pelo usuário através de sinalização ou por procedimentos de gerenciamento da rede;
 - estabelecimento e liberação da VPC controlado pela rede onde a configuração do caminho virtual pode ser realizada pelos procedimentos de sinalização da rede.

Quando houver mais de uma conexão ATM, a camada ATM é responsável pela função de multiplexação. A entidade de roteamento ATM básica para serviços

de comutação é o Canal Virtual VC. Este é tratado em multiplexadores/demultiplexadores VC e comutadores VC. VCs são agregados em VPs e podem ser roteados através de multiplexadores/demultiplexadores VP e comutadores/cross-connects VP, como visto na figura 3.12.

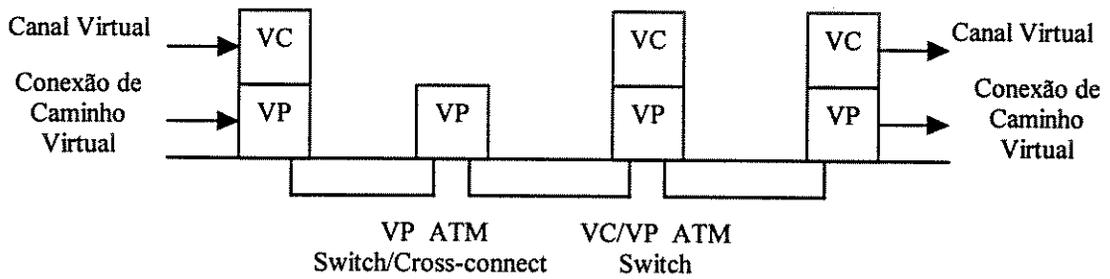


Figura 3.12: Ilustração do tipo de conexão ATM.

CAPÍTULO 4 - B-ISDN: ARQUITETURA E PROTOCOLO

4.1 - INTRODUÇÃO

Os dois principais fatores que influenciaram a pesquisa, o desenvolvimento e a padronização da Rede Digital de Serviços Integrados Faixa Larga, RDSI-FL (ou Broadband Integrated Service Digital Network, B-ISDN) foram a necessidade emergente de comunicações em altas taxas de transmissão e uma tecnologia capaz de suportar os diferentes serviços, tais como videoconferência, de uma maneira integrada. A elevada capacidade de transmissão oferecida pelas fibras ópticas torna possível a transmissão de altas taxas de informação a grandes distâncias com pequenas taxas de erros. Desta forma, as redes ópticas formam a solução natural de transporte para as comunicações em altas taxas. Era necessário, entretanto, o desenvolvimento de um modelo de rede que permitisse a exploração da variedade de serviços requisitados em um ambiente de comunicação multimídia.

O desenvolvimento do transporte integrado e da hierarquia de transmissão digital contribuíram de forma fundamental para a consolidação da tecnologia B-ISDN. O processamento de transporte (multiplexação e comutação) de modo integrado na B-ISDN é realizado pelo Modo de Transferência Assíncrono (ATM). O surgimento da Hierarquia Digital Síncrona (Synchronous Digital Hierarchy - SDH), ao contrário das incompatíveis hierarquias digitais existentes, possibilitou a definição de transferência em altas taxas e uma multiplexação direta sem estágios intermediários, ofereceu a padronização ideal como interface faixa larga (MONTEIRO, 1994). Para a completa padronização desta arquitetura, um grande obstáculo foi encontrado na incompatibilidade das estruturas de acesso das diferentes hierarquias utilizadas: a americana (T1), a européia (E1) e a japonesa, mostradas na tabela 4.1.

Tabela 4.1. Hierarquia Digital Plesiócrons, Rec. CCITT G.702.

Nível	América do Norte (Mbits/s)	Europa (Mbits/s)	Japão (Mbits/s)
1	1,544 (DS-1)	2,048	1,544
2	6,312 (DS-2)	8,448	6,312
3	44,736 (DS-3)	34,368	32,064
4	274,176 (DS-4)	139,264	97,728

As hierarquias digitais atuais, que deverão por algum tempo sobreviver como estruturas de acesso para a hierarquia SDH, são conhecidas na literatura como Hierarquias Digitais Plesiócrons (Plesyochronous Digital Hierarchy - PDH) e são definidas pela recomendação G.702. Devido às diferenças entre as diversas hierarquias PDH, e visando uma unificação das mesmas, foi desenvolvida uma hierarquia digital única para NNI, que pudesse acomodar de forma adequada os diversos padrões. Esta nova hierarquia recebeu o nome de Hierarquia Digital Síncrona - SDH, a qual permite uma multiplexação flexível de várias taxas de fluxo de informação e fornece uma sofisticada capacidade de Operação, Administração e Manutenção (OAM). Em paralelo aos esforços do ITU-T para definição dessa nova hierarquia de transmissão, a Bellcore (Bell Communications Research) propôs um novo padrão, a hierarquia digital SONET (Synchronous Optical Network).

Após várias adaptações sugeridas por Japão e Europa, chegou-se à definição da nova hierarquia de sinais digitais para as NNI, através das recomendações G.707 (Taxas de Bits para SDH), G.708 (Interface para Nó de Rede SDH) e G.709 (Estrutura de Multiplexação Síncrona), consolidando a SDH (figura 4.1) como um padrão internacional. O SONET foi aprovado posteriormente como um dos padrões para a transmissão no nível físico da NNI. A taxa do sinal básico do SONET é de 51,84 Mbits/s, que corresponde ao nível 3 da SDH. A taxa padrão especificada para interface NNI da SDH foi a taxa de 155,52 Mbits/s.

Na estrutura SDH apresentada na figura 4.1, nota-se que os canais básicos podem ser tanto DS-1 como E-1, atingindo assim o objetivo de compatibilidade com os canais PDH atualmente existentes. Nesta configuração, os níveis superiores da

hierarquia são comuns possibilitando um inter-funcionamento dos sistemas de transmissão a nível mundial.

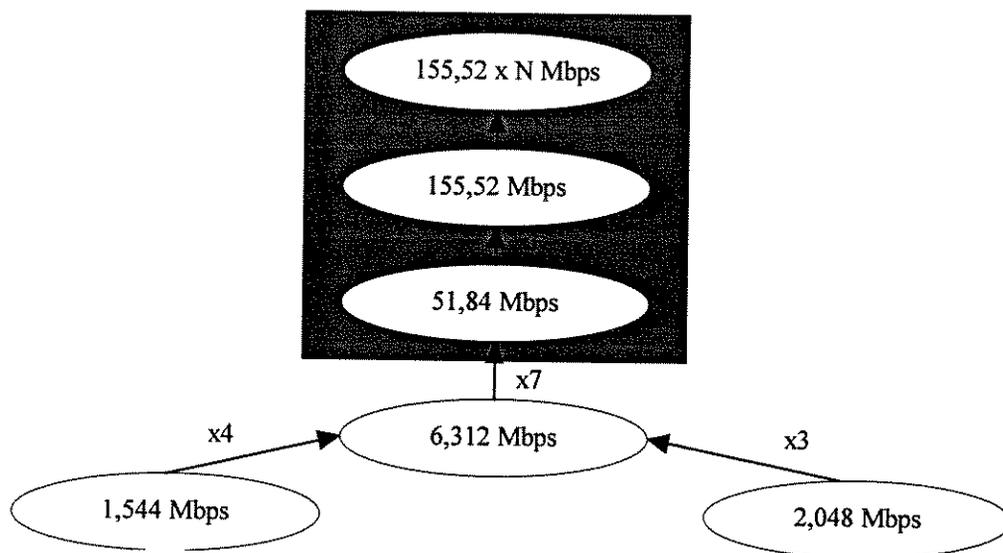


Figura 4.1: Ilustra a estrutura da SDH.

4.2 - ARQUITETURA B-ISDN

Como comentado anteriormente, as principais características do modo ATM são o uso de células de tamanho fixo como unidade básica de transferência de informação e a identificação de cada uma destas unidades básicas de comunicação através de um rótulo nos seus respectivos cabeçalhos. O rótulo no cabeçalho da célula ATM é estruturado em dois campos, um para identificar o canal virtual (VC) e o outro para identificar o caminho virtual (VP).

A arquitetura B-ISDN baseada em ATM é mostrada na figura 4.2. Para um gerenciamento eficiente, o transporte na rede é estruturado em três níveis: o nível VC, o nível VP e o nível do meio de transmissão (KAWARASAKI & JABBARI, 1991). Os canais virtuais (VCs) são tipicamente estabelecidos, liberados e reconfigurados pela demanda básica do cliente. No nível de caminho virtual (VP) a rede estabelece o *backbone* através dos cross-connects VP. Os cross-connects VPs interfaceiam-se com os nós comutadores VCs, completando assim o backbone da rede ATM. Os VPs são, normalmente, estabelecidos, liberados e reconfigurados pelo sistema operacional da rede de modo semi-permanente ou permanente. O nível de transmissão da rede é

fornecido pelo SDH ou outro sistema de transmissão existente e pode ser compartilhado com outras redes de transportes.

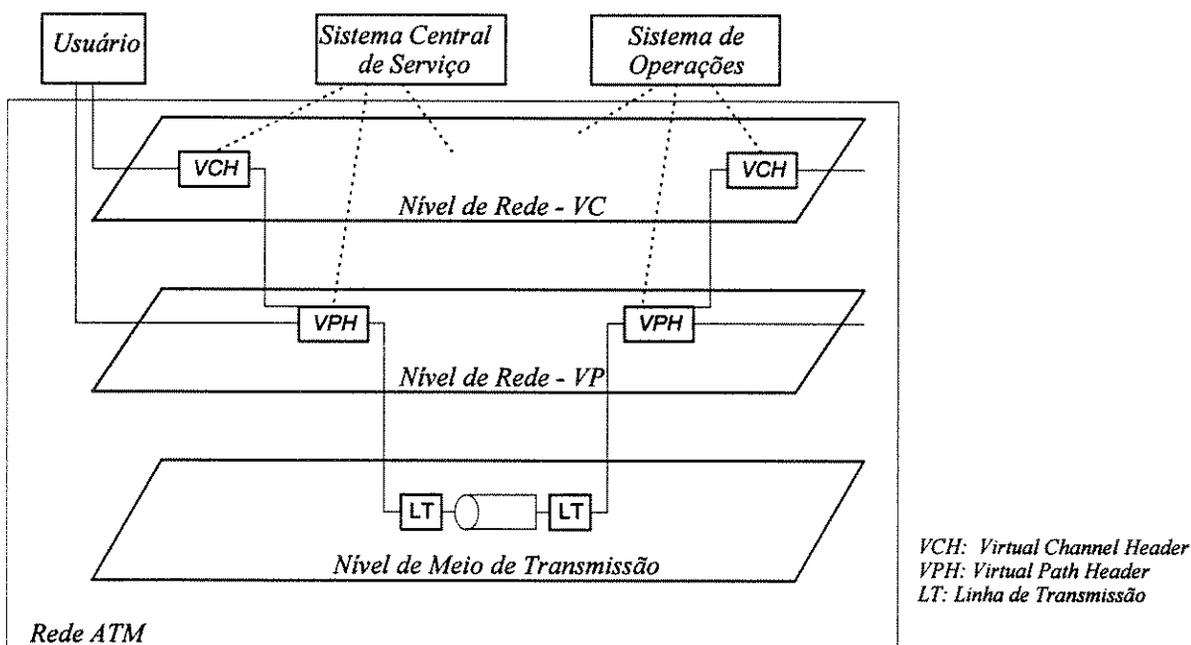


Figura 4.2: Ilustra a arquitetura B-ISDN.

A figura 4.3, baseada na Rec. I.311 (ITU-T, 1991a), mostra a camada física e a camada ATM, que fazem parte de todos os elementos da rede ATM (incluindo os comutadores), e o relacionamento entre as duas camadas. A camada ATM é dividida em dois níveis (Nível de Canal Virtual e Nível de Caminho Virtual) e a camada física é dividida em três níveis (Nível de Caminho de Transmissão, Nível de Seção Digital e Nível de Seção de Regeneração). Cada um destes níveis é formado pelos seguintes elementos de transporte: conexão (connection), enlace (link), ponto final (endpoint) e ponto de conexão (connection point). Os enlaces são concatenados para formar as conexões, que são ligações estabelecidas entre dois pontos finais. Os Pontos finais são localizados nas fronteiras entre dois níveis onde a informação é trocada e o serviço de transporte é oferecido para a próxima camada de nível mais alto.

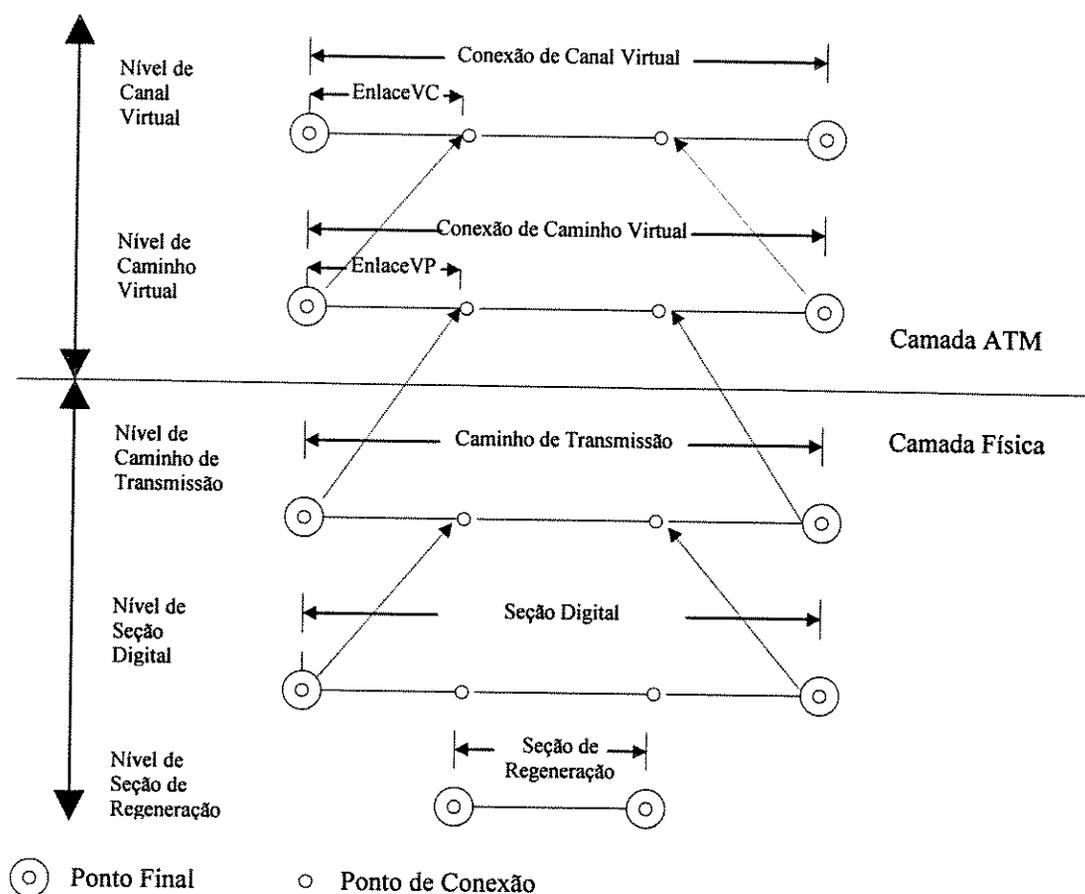


Figura 4.3: Ilustra o modelo de rede de transporte B-ISDN.

Para obter uma melhor compreensão da figura 4.3, vamos considerar o exemplo apresentado na figura 4.4 onde uma Conexão de Canal Virtual VCC é estabelecida em ambas as direções pela concatenação de Enlaces de Canais Virtuais (VCLs) entre dois pontos finais, no Nível de Canal Virtual. Neste exemplo, os equipamentos terminais A e B correspondem aos pontos finais de uma conexão do nível de canal virtual (VC) e o comutador VC corresponde ao ponto final de uma conexão no nível de caminho virtual (VP), servindo também como um ponto de conexão na conexão do nível de canal virtual.

O identificador de canal virtual (VCI) no cabeçalho da célula identifica um único Canal Virtual (VC) em um particular Caminho Virtual (VP). O roteamento por canal virtual é realizado no ponto de conexão VC (por exemplo: comutador VC) através da combinação do VPI e do VCI. O comutador translada o valor VCI dos enlaces VC que chegam nele, em valores VCI dos enlaces VC que saem dele. Enlaces VC são concatenados para formar uma VCC (Vide figuras 4.3/4.4).

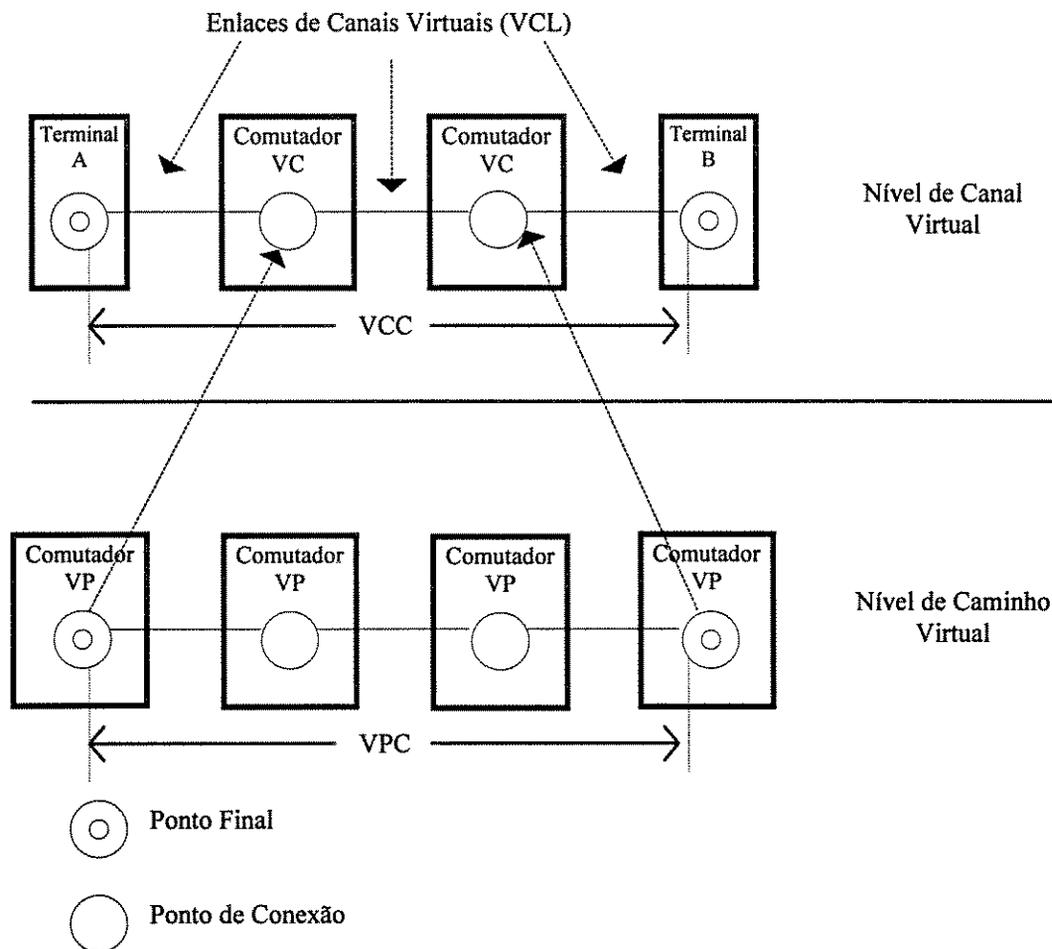


Figura 4.4: Exemplo ilustrando o relacionamento entre o Nível VC e VP.

É sempre bom lembrar que a VCC é unidirecional. Para uma comunicação bidirecional deve ser estabelecida uma VCC em ambas as direções de transmissão e, neste caso, com valores VPI/VCI idênticos em cada interface (NNI ou UNI). No ponto final da VCC, o campo de informação da célula é trocado entre a camada ATM e o usuário do serviço da camada ATM. A integridade da seqüência das células é preservada pela camada ATM para células pertencentes a uma mesma VCC. A cada VCC está associado uma Qualidade de serviço (QoS), que deve ser definida no momento do estabelecimento da conexão.

Similarmente, o identificador de caminho virtual (VPI) no cabeçalho da célula identifica a coleção de enlaces VC que compartilham a mesma VPC. Um enlace VP é identificado por um valor específico de VPI. As funções de roteamento de VPs

ocorrem no ponto de conexão VP, por exemplo, um cross connect VP que translada os valores VPI dos enlaces VP que chegam nele em valores VPI de enlaces VP que saem dele e neste caso o VCI é ignorado. Os enlaces VP, assim como os enlaces VC, são unidirecionais e através da concatenação de vários enlaces VPs é formada uma VPC. Como as VCPs são unidirecionais, em uma comunicação bidirecional é necessário estabelecer uma VPC para cada direção. Neste caso, o valor do campo VPI de roteamento, associado a um enlace VP em uma interface (NNI ou UNI), tem que ter o mesmo valor em ambas as direções de transmissão. Somente no ponto final VPC, isto é, onde ela é terminada, os valores dos VCIs são originados, transladados ou terminados. A integridade da seqüência das células também é preservada pela camada ATM para células pertencentes a uma mesma VPC. A cada VPC está associado uma Qualidade de Serviço (QoS). Se uma VPC contém VCCs com diferentes classes QoS, então a VPC assume a classe de QoS da maioria das VCCs por ela transportadas, portanto, para que na ocorra problemas com a QoS das VCCs o ideal é que associado à cada VPC existam somente VCCs de mesma classe de QoS.

Pelo que foi apresentado, podemos concluir que a rede ATM é uma rede hierárquica, onde o Nível de Canal Virtual (VC) é localizado acima do Nível de Caminho Virtual (VP) e isto é refletido, como podemos ver, na existência de dois tipos de nós comutadores na rede. Um tipo de comutador somente para o Nível VP e outro tipo de comutador para ambos os Níveis VP e VC.

Como mostra a figura 4.3, cada nível de rede é organizado através de um modelo comum mantendo um relacionamento hierárquico entre níveis. Isto possibilita a utilização de um mesmo método de gerenciamento para cada nível da rede. Do ponto de vista de gerenciamento não há diferença entre VC e VP. Por exemplo: o gerenciamento de falha em Enlace de Caminho Virtual (VPL) e em Enlace de Canal Virtual (VCL), gerenciamento da performance do Caminho Virtual (VP) e de performance de Canal Virtual (VC), gerenciamento da largura de banda alocada para Caminho Virtual e da largura de banda alocada para Canal Virtual. Para cada tipo de gerenciamento, um método integrado poderia ser aplicado para ambos VC e VP. Esta é uma característica chave na rede B-ISDN.

4.3 - PROTOCOLO B-ISDN

O modelo de referência de protocolo da B-ISDN apresentado na figura 4.5 é definido na Rec. I.321 (ITU-T, 1991b) sendo constituído por três planos: plano do usuário, plano de controle e plano de gerenciamento. Da camada AAL para as camadas superiores, o modelo de referência de protocolo da B-ISDN é dividido verticalmente em plano de usuário e plano de controle (STAALHAGEN, 1996). O plano de usuário é responsável pela transferência de informações do usuário e do controle associado a esta transferência, tais como controle de fluxo e recuperação de erros. O plano de controle é responsável pelo controle da chamada e pelas funções de controle das conexões do plano do usuário, tendo um papel importante no controle de congestionamento, uma vez que a rede ATM não possui um controle de fluxo entre cada nó da rede como ocorre em redes como X.25. As entidades relacionadas com a sinalização na B-ISDN (por exemplo: o estabelecimento, supervisão e liberação de chamadas e conexões) serão colocadas neste plano.

Por fim, o plano de gerenciamento, perpendicular aos planos de usuário e de controle, possui funções de gerenciamento a nível de cada camada dos referidos planos e de cada plano. O plano de gerenciamento realiza a coordenação entre os planos de usuário, de controle e de gerenciamento e, portanto, gerencia o sistema como um todo. Por outro lado o gerenciamento das camadas é dividido horizontalmente e trata dos fluxos de informação de operação e manutenção (Operation and Maintenance - OAM) específicos de cada camada.

Apenas os planos de usuário e de controle são divididos em camadas, sendo esta divisão feita em três camadas inferiores (camada física, camada ATM e camada AAL) e nas camadas superiores.

Na estrutura do protocolo B-ISDN mostrada na figura 4.5, duas camadas específicas estão relacionadas com funções ATM, propriamente ditas: a camada ATM que é comum para todos os serviços e fornece a capacidade de transferir células; e a camada de adaptação ATM (AAL) que é dependente do serviço e suporta funções de camadas superiores dos planos de usuário, controle e de gerenciamento. A camada física, como o próprio nome indica, está associada com a adaptação do fluxo de células provenientes da camada ATM ao meio físico em que estas serão transmitidas.

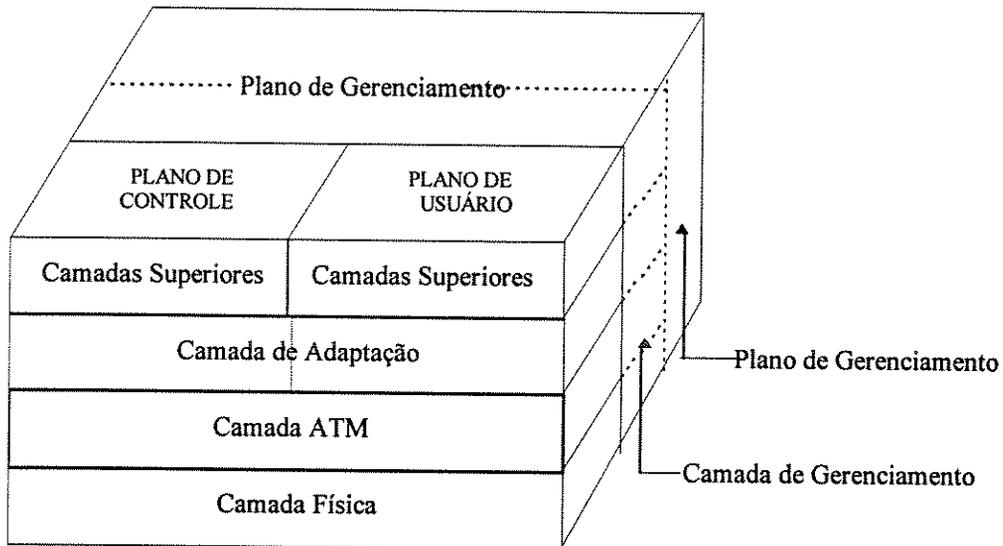


Figura 4.5: Ilustra Protocolo do Modelo de Referência ATM da B-ISDN.

A fronteira entre a camada ATM e a camada AAL corresponde à fronteira entre funções no cabeçalho da célula e funções no campo de informação da célula. O formato da célula e a estrutura da interface de usuário rede (UNI) no ponto de referência T_B (e S_B), (ver figura 4.6) são parâmetros chaves da rede ATM.

A utilização de uma mesma estrutura de células em todas interfaces da rede ATM, tais como, UNI, NNI e interfaces inter-redes, bem como a compatibilidade com sistemas de transmissão baseados em SDH e com outros sistemas de transmissão existentes, são os requisitos básicos para a implantação de uma rede ATM com abrangência mundial. Com estes requisitos, os parâmetros básicos ATM foram definidos como mostra a figura 4.6 (KAWARASAKI & JABBARI, 1991).

Para a estrutura de interface da camada física no ponto de referência T duas opções especificadas se destacam: a opção baseada em SDH e a opção baseada em células. Apesar desta não ser a solução ideal, devido ao feixe de células ser auto-delineado, estas duas opções são compatíveis. Isto significa que o mesmo feixe de células ATM pode ser trocado entre interfaces baseadas nas duas opções. Como uma célula ATM consiste de um campo de informação de 48 octetos acrescidos de um campo de cabeçalho de 5 octetos em qualquer ponto de interface, isto permitirá fácil expansão, a construção de uma rede flexível e a possibilidade de interconexão com equipamento local do cliente e com outras redes.

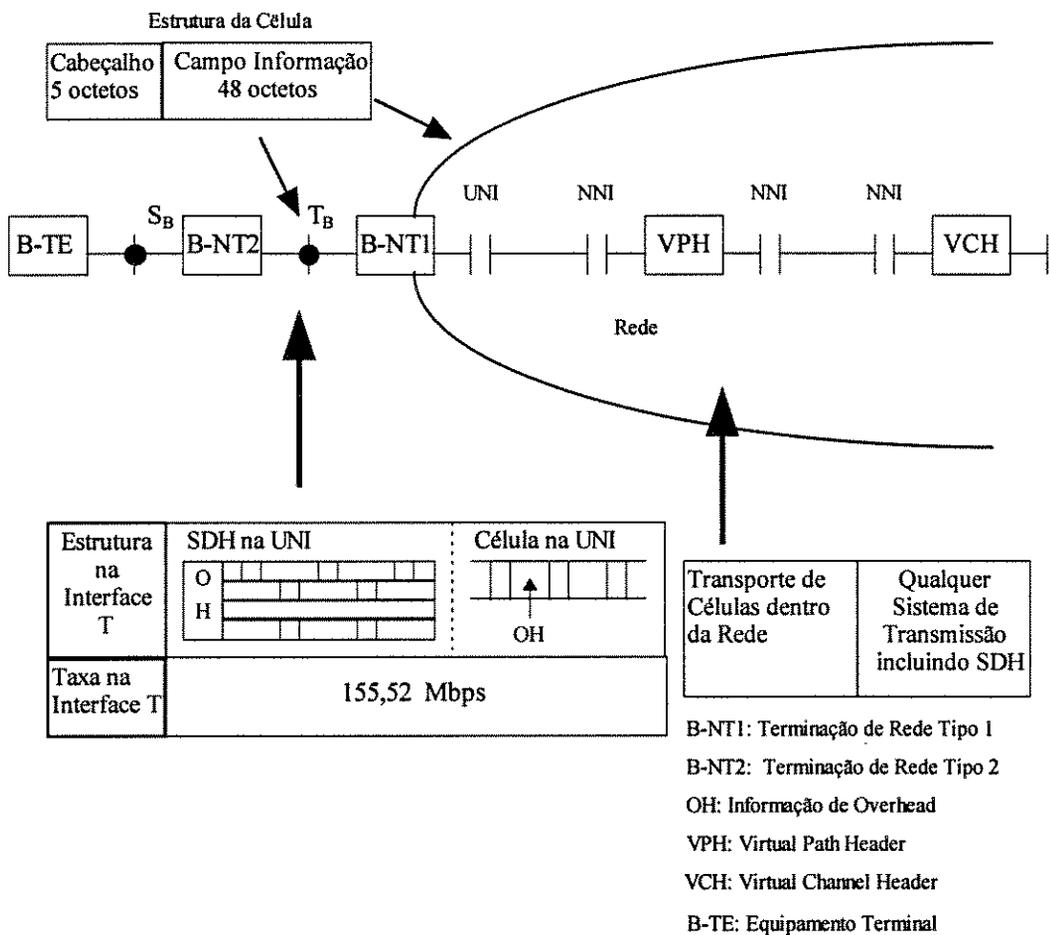


Figura 4.6: Ilustra os parâmetros básicos de uma rede ATM.

Outro ponto interessante a ser comentado é sobre o Protocolo de Transporte de Informação da B-ISDN. Para obter uma capacidade de transporte a altas taxas, o processamento do protocolo de transporte tem que ser reduzido, eliminando nos nós comutadores intermediários funções como controle de fluxo e recuperação de erros. Portanto, a responsabilidade de realizar o transporte da informação através da rede ATM é limitada às camadas física e ATM (que estão presentes nos nós comutadores). As Funções da camada AAL são fornecidas pelo usuário ou nas extremidades da rede (ou seja, não estão presentes nos nós de comutação intermediários) e realizam as tarefas de, controle de fluxo, tratamento de células perdidas e ou inseridas inadequadamente, recuperação de erros de transmissão, além de outras funções. A figura 4.7 mostra o protocolo de transporte de informação da B-ISDN.

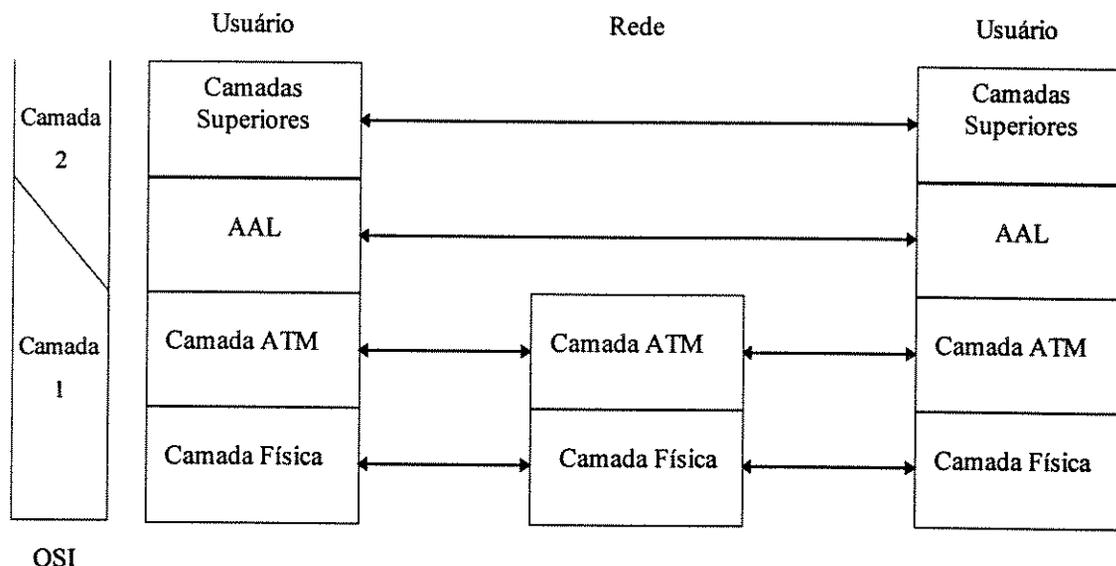


Figura 4.7: Ilustra o protocolo de transporte B-ISDN.

Neste modelo, as principais camadas da rede B-ISDN são as três primeiras: a camada física que oferece capacidade para transportar as células, a camada ATM onde a estrutura das células são definidas além de oferecer uma capacidade de transferência de células comum a todos tipos de serviços e, por fim, a camada de adaptação (AAL) que oferece suporte para serviços de camadas superiores tais como, emulação de circuitos, X.25, Frame Relay e SMDS. Uma visão resumida do modelo de referência para protocolos (Protocol Reference Model - PRM) é apresentada na figura 4.8 (STAALHAGEN, 1996). Esta figura lista as funções das quatro camadas B-ISDN/ATM mostrando também as subcamadas da camada AAL e da camada Física, como definido pela recomendação I.321 (ITU-T, 1991b).

Iniciando pela base da figura, a camada Física é dividida em duas subcamadas: a subcamada de meio físico (Physical Medium - PM) e a subcamada de convergência de transmissão (Transmission Convergence - TC). As funções da subcamada PM estão relacionadas com o **meio de transmissão** usado e incluem, por exemplo, sinalização de linha, codificação de linha, sincronização de bit e, se necessário, faz a conversão eletro-óptica, além de transmitir e receber feixes de bit da subcamada TC. A subcamada PM foi definida pelo ITU-T na NNI e na UNI apenas para a interface T_B , deixando a interface S_B para estudos posteriores, onde T_B corresponde à interface privada ou pública, dependendo se o equipamento B-NT1 é de propriedade do cliente ou da empresa operadora (vide figura 4.6) e a S_B corresponde à interface privada.

A subcamada TC contém funções relacionadas com o **sistema de transmissão**. Existem três opções já padronizadas pelo ITU-T para o sistema de transmissão na UNI: uma baseada no PDH, outra no SDH e a terceira baseada na transmissão direta de células. A subcamada TC extrai e insere células ATM dentro dos quadros TDM plesiócronicos ou síncronicos (PDH ou SDH). Cabe à subcamada TC, oferecer um conjunto de serviços único à camada ATM, realizando funções como o desacoplamento da taxa de transmissão em relação à taxa de geração de células (ou seja, a adaptação do meio de transmissão para o transporte das células ATM que chegam da camada ATM), além de realizar o controle de erros do cabeçalho da célula e o delineamento de células. Uma vez que a subcamada TC é a responsável por realizar a adaptação entre a camada ATM e o meio de transmissão, as funções da camada ATM são independentes do meio físico. Desta forma a camada ATM estará envolvida somente com operações a serem realizadas na célula ATM. As funções realizadas na camada ATM são: multiplexação, comutação, geração e extração do cabeçalho das células e ações de controle baseadas nas informações contidas no cabeçalho da célula ATM (por exemplo: controle genérico de fluxo na UNI). O serviço que a camada ATM fornece para a camada AAL é a transferência de células entre sistemas finais.

A camada de adaptação ATM (ATM Adaptation Layer) é a camada imediatamente acima da camada ATM e é responsável por adaptar a estrutura de envio das células baseando-se na classe do serviço solicitado pelas camadas superiores. A AAL possui duas subcamadas: a subcamada de segmentação e remontagem (Segmentation And Reassembly - SAR) e a subcamada de convergência (Convergence Sublayer - CS). A CS é ainda, quebrada em duas partes, a primeira chamada de parte comum (Common Part - CP) e a segunda de parte específica do serviço (Service Specific - SS). A CS é a subcamada superior da AAL e, portanto, é a responsável por fornecer o serviço AAL para as camadas superiores. Para suportar diferentes requisitos de serviço, o ITU-T dividiu as classes de tráfego existentes levando em consideração a sua natureza (VBR, CBR, etc.) e a necessidade ou não de manter-se a relação temporal da informação no destino. A definição da classe de tráfego é encontrada na Recomendação I.362 (ITU-T, 1993f) a partir da qual, o ITU-T definiu, através da Recomendação I.363 (ITU-T, 1993g), os tipos de serviços que a AAL deverá fornecer para dar suporte aos diferentes tipos de tráfego.

A AAL passa unidades de informação do protocolo (Protocol Data Units - PDUs) para camadas superiores e aceita PDUs provenientes delas. PDUs podem ser de comprimentos variáveis ou de comprimentos fixos diferentes do comprimento da célula ATM. A subcamada SAR da AAL é responsável pela segmentação das informações provenientes das camadas superiores em células de comprimento fixo. No destino final a subcamada SAR é responsável pela remontagem das mesmas para serem entregues às entidades pares das camadas superiores de destino.

Nome da Camada		Funções Realizadas	C a m a d a G e r e n c i a m e n t o
Camadas Superiores		Funções das Camadas Superiores	
A A L	Subcamada de Convergência (CS)	Serviço Específico (SS)	
		Parte Comum (CP)	
	Subcamada de Segmentação e Remontagem (SAR)	Segmentação e Remontagem	
ATM		Controle Genérico de Fluxo Geração e Extração do Cabeçalho da Célula Translação do VCI/VPI da Célula Multiplexação e Demultiplexação da Célula	
F í s i c a	Subcamada de Convergência de Transmissão (TC)	Desacoplamento da Taxa de Célula Delineação da Célula Adaptação do Quadro de Transmissão Transmissão do Quadro Geração/Recepção	
	Meio Físico (PM)	Sincronização de Bit Meio Físico	

Figura 4.8: Ilustra o modelo de camada e subcamada ATM.

Ao se fazer uma comparação entre o modelo OSI e o modelo B-ISDN, deve-se levar em consideração o propósito original dos dois modelos. O modelo OSI foi definido para serviços de comunicação de dados, enquanto que o modelo B-ISDN foi definido com o propósito mais amplo de atender a todos os tipos de serviços. Portanto, uma comparação entre os dois modelos deverá ser baseada somente no serviço de comunicação de dados do B-ISDN.

A camada física corresponde à camada 1 do modelo OSI. A camada ATM e a camada AAL correspondem a partes da camada 2 do modelo OSI, mas o campo de

endereço no cabeçalho da célula tem uma conotação de rede que é característica da camada 3 do modelo OSI. A figura 4.9 ilustra o mapeamento das camadas B-ISDN para as camadas OSI e para as subcamadas B-ISDN (MCDYSAN & SPOHN, 1995).

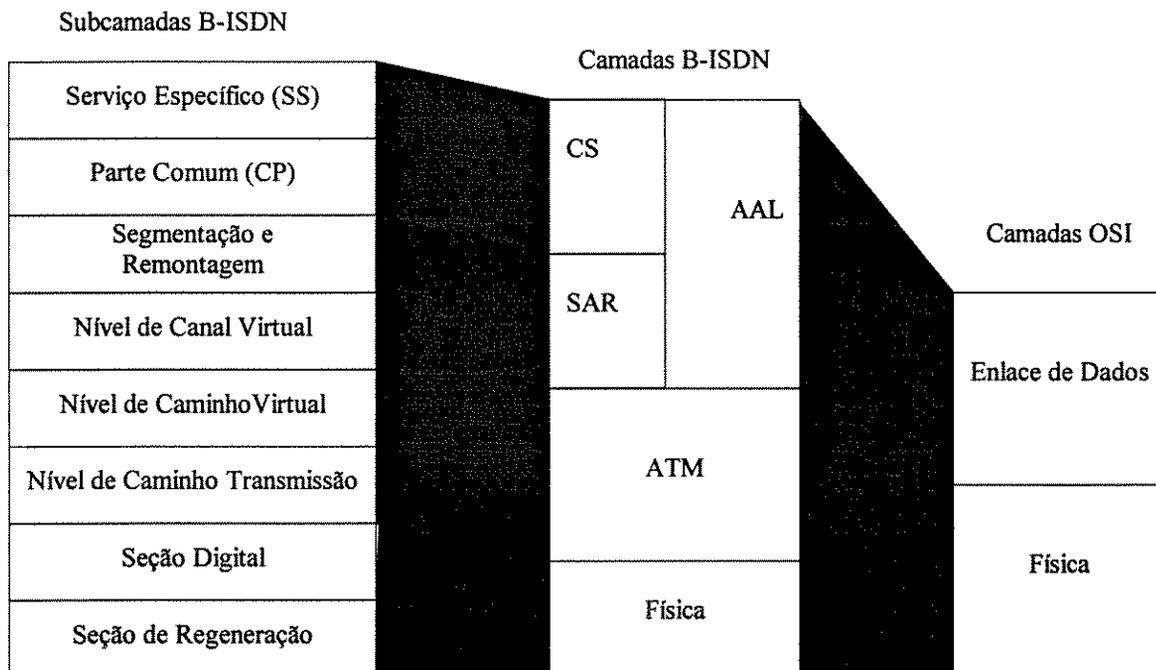


Figura 4.9: Ilustra as camadas e subcamadas ATM e as camadas OSI.

4.5 - CAPACIDADE DE SINALIZAÇÃO NA B-ISDN

Como vimos na figura 4.5, o modelo de referência de protocolo da B-ISDN é dividido verticalmente em plano de controle e plano de usuário na camada AAL e nas camadas superiores. Esta divisão é consequência do método de sinalização utilizado na B-ISDN. A sinalização é realizada por entidades no plano de controle e a informação do usuário é processada por entidades no plano do usuário. Desta forma, é possível uma separação lógica entre a informação de sinalização e a informação do usuário, ou seja, a informação de sinalização e a informação do usuário são transportadas através de conexões separadas. Esta técnica é conhecida como sinalização fora de banda. Um usuário pode ter múltiplas entidades de sinalização conectadas à rede através de conexões virtuais exclusivas para a sinalização.

É interessante lembrar que a sinalização utilizada no modelo de referência OSI, é uma sinalização em banda, isto é, as informações de usuário e de controle são transportadas em uma mesma conexão, não havendo entidades de processamento distintas nas camadas.

Na sinalização B-ISDN a função de controle VC/VP inclui o estabelecimento, a liberação e a reconfiguração de VC/VP sob demanda, de modo semi-permanente ou permanente, de acordo com a característica pedida pela conexão do usuário. Portanto, a sinalização é a chave para se fazer uma utilização eficiente dos recursos da rede, onde o usuário tem a flexibilidade de criar e renegociar as conexões para atender às suas necessidades imediatas. O suporte para conexões ponto a ponto, bem como para conexões virtuais ponto a multiponto (conexões que são estabelecidas entre um usuário “raiz” e vários usuários “folhas”), também deve ser fornecido. No início, as conexões ponto-multiponto serão usadas para aplicações “broadcast”, com transmissão de dados unidirecionalmente da raiz para as folhas. No futuro conexões multiponto-multiponto serão realizadas para aplicações, por exemplo, de vídeo-conferência.

A B-ISDN também irá suportar chamadas com várias conexões, chamadas com vários participantes e chamadas simples. Para o tratamento destas chamadas, as seguintes capacidades de sinalização são necessárias:

- 1) permitir estabelecimento ou liberação simultânea de múltiplas conexões pertencentes a uma chamada,
- 2) suportar a adição e remoção de conexões em uma chamada já existente,
- 3) suportar a adição e remoção de participantes em uma chamada com vários participantes,
- 4) correlacionar conexões que compõem uma chamada com várias conexões,
- 5) e reconfigurar uma chamada com vários participantes incluindo uma chamada já existente ou separar uma chamada originalmente com vários participantes em outras chamadas.

Algumas destas capacidades de sinalização podem ser alcançadas com a melhoria dos atuais protocolos de sinalização ISDN. Entretanto, serviços multimídia

e /ou serviços distribuídos necessitam de uma reestruturação dos protocolos propostos na parte de sinalização de conexão ISDN (ISDN Signaling Connection Part - ISCP).

O capítulo 6 abordará detalhadamente a sinalização utilizada na B-ISDN.

CAPÍTULO 5 - CAMADA FÍSICA, CAMADA ATM E CAMADA DE ADAPTAÇÃO ATM

A camada física é formada por duas subcamadas: a subcamada dependente do meio físico (Physical Medium Sublayer - PMD) e a subcamada de convergência de transmissão (Transmission Convergence Sublayer -TC). Esta camada tem como principal função o transporte da informação.

A camada ATM tem suas funções independente do meio físico utilizado para o transporte das células ATM. As suas principais funções são a comutação e a multiplexação.

A camada de adaptação ATM (AAL) é subdividida em duas subcamadas: a subcamada de convergência (Convergence Sublayer - CS) e a subcamada de segmentação e remontagem (Segmentation And Reassembly Sublayer - SAR). A CS é ainda subdividida em uma parte comum (Common Part Convergence Sublayer - CPCS) e em uma parte específica do serviço (Service Specific Convergence Sublayer - SSCS). A principal função da AAL é a de adaptar os serviços fornecidos pela camada ATM para os serviços requeridos pelas camadas mais altas.

5.1 - CAMADA FÍSICA

A camada física promove a transmissão das células sobre um meio físico que conecta dois equipamentos ATM. Como visto anteriormente a camada física é dividida em duas subcamadas: a subcamada dependente do meio físico (Physical Medium Dependent - PMD) e a subcamada de convergência de transmissão (Transmission Convergence - TC).

A subcamada TC (STAALHAGEN, 1996) está relacionada com o **sistema de transmissão**, e realiza a transformação do fluxo de células em um fluxo contínuo de bits ou bytes para a transmissão sobre o meio físico, efetuando o mapeamento das células ATM na estrutura de transmissão empregada pelo meio (por exemplo: PDH, SDH, baseada em células, etc.). Na recepção a TC é responsável pela extração das células individuais da seqüência de bits ou bytes. Esta extração pode ser feita diretamente do quadro TDM (SDH, PDH) ou através do HEC (Header Error Check) no cabeçalho da célula ATM.

Uma importante função da TC é a geração do HEC e sua inserção no cabeçalho da célula ATM. No lado do receptor o HEC é utilizado para corrigir erro de inversão de um bit (esta operação é mais confiável se a transmissão é por meio de fibras ópticas, onde a probabilidade de se ter dupla inversão de bits no cabeçalho recebido é muito pequena) e detectar múltiplos erros que por ventura possam ocorrer no cabeçalho recebido. Se erros são detectados no cabeçalho, a célula recebida é descartada antes de ser passada para a camada ATM de destino. Como o cabeçalho da célula informa para a camada ATM o que fazer com a célula, é de fundamental importância que ele não contenha erros, do contrário a célula poderia ser encaminhada para o usuário errado ou uma função não planejada poderia inadvertidamente ser invocada na camada ATM. O HEC também é utilizado para a extração de células individuais sobre o feixe de bits recebido, o que é chamado na literatura de delimitação de células baseado no HEC.

Conforme o fluxo de informação de saída vai sendo gerado pela TC, ele vai sendo passado para a subcamada PMD que se encarregará da transmissão de bits pelo meio físico. Como a subcamada PMD em geral baseia-se na transmissão contínua de bytes sem nenhum período ocioso e as técnicas de transmissão utilizadas são, em geral, síncronas (que caracterizam-se pelo envio contínuo de blocos de informação), então a camada TC realiza outra importante função que é o desacoplamento da taxa de célula pelo envio de células ociosas (vazias) quando a camada ATM não estiver fornecendo células, visto que a camada ATM gera células para transmissão de modo assíncrono. Esta função é de fundamental importância, pois permite que a camada ATM opere com uma grande faixa de diferentes taxas de transmissão nas interfaces físicas.

A Rec I.321 (ITU-T, 1991b), atribui esta função à subcamada TC da camada física e usa células ociosas (livres), enquanto o ATM Fórum coloca esta função na camada ATM e usa células não designadas. O modelo ITU-T é mais coerente, pois enxerga a camada ATM como independente do meio físico, atribuindo à camada ATM a responsabilidade de se preocupar somente com operações sobre a célula ATM, propriamente dita. Entretanto, deve-se pensar em sistemas ATM que suportam ambos os métodos para assegurar máxima interoperabilidade. Há um código especial no cabeçalho da célula que indica se a célula é uma célula ociosa (vazia) ou não designada (vide tabela 5.3). Para visualizar esta importante função, um exemplo é

proposto na figura 5.1, onde a inserção de células ociosas ou não designadas é demonstrada no lado do transmissor e no lado do receptor (MCDYSAN & SPOHN, 1995).

O transmissor multiplexa múltiplos feixes de células provenientes de conexões distintas, identificadas pelos VPI/VCI, e de vários usuários, com características de tráfego específicas de cada serviço. Se as células, ao chegarem no transmissor, não encontrarem um slot ATM disponível, para que possam ser transmitidas, então elas serão armazenadas no buffer do transmissor. O enfileiramento das células no buffer é realizado de acordo com suas prioridades (por exemplo: células de tráfego de voz tem alta prioridade, pois são muito sensíveis ao atraso). Por outro lado, se a fila está vazia, ou seja, sem célula nenhuma, na hora de preencher o próximo tempo síncrono de slot ATM de célula, a subcamada TC do transmissor insere uma célula denominada de célula ociosa (ou a camada ATM, insere uma célula denominada de célula não designada). No receptor, a TC realiza a operação inversa extraíndo as células ociosas (ou a camada ATM realiza a extração das células não designadas), que por ventura tenham sido inseridas pela TC (ou camada ATM) na transmissão e encaminha as demais células para seus respectivos destinos.

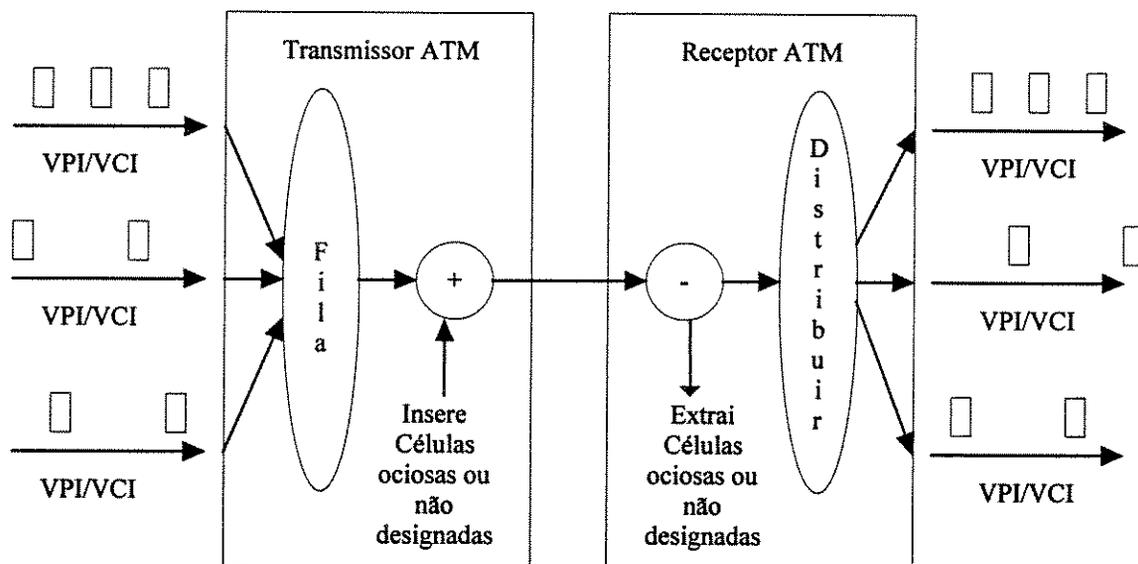


Figura 5.1: Ilustra o procedimento usado no desacoplamento de taxa de célula.

A subcamada PMD tem sua função básica associada ao **meio de transmissão** usado realizando funções, como codificação da informação, para adequar o fluxo de dados à linha de transmissão. No caso de fibras ópticas a subcamada PMD é também responsável pela conversão eletro-ótica e a sincronização de bit. Na maioria dos sistemas de transmissão, as informações passam por algum tipo de codificação para garantir uma certa taxa de transições no sinal a ser transmitido o que é utilizado para recuperação do clock a partir do sinal recebido de forma a garantir a sincronização entre a transmissão e a recepção.

Três órgãos padronizadores têm definido os padrões para a camada física do ATM: ANSI, ITU-T e ATM Fórum. A tabela 5.1 mostra as interfaces padronizadas em termos de taxa e estrutura de transmissão. O padrão ANSI T1.624 (ANSI, 1993) define três interfaces ópticas monomodo baseadas em SONET para UNI: STS-1 (é o sinal básico da SONET - Synchronous Transport Signal level 1), STS-3c e STS-12c. Este padrão também define operação na taxa DS-3 usando o protocolo de convergência da camada física (Physical Layer Convergence Protocol - PLCP) proveniente do padrão 802.6 (DQDB).

Tabela 5.1. Estruturas de transmissão.

Sinal Básico	Taxa (Mbits/s)	Estrutura	Interface	Órgão
DS-1 (T1)	1,544	PDH	UNI	ANSI
E1	2,048	PDH	UNI	ITU-T
DS-2 (T2)	6,312	PDH	UNI	ANSI
DS-3 (T3)	44,736	PDH	UNI	ANSI
STS-1	51,84	SONET	UNI	ANSI
E3	34,368	PDH	UNI	ITU-T
E4	139,264	PDH	UNI	ITU-T
SDH STM-1	155,52	SDH	UNI/NNI	ITU-T
STS-3c	155,52	SONET	UNI	ANSI
SDH STM-4	622,08	SDH	NNI	ITU-T
STS-12c	622,08	SONET	UNI	ANSI
Baseada em Células	155,52	Canal Limpo	UNI	ITU-T
Baseada em Células	622,08	Canal Limpo	UNI	ITU-T
FDDI PMD	100	Código Blocado	UNI (privativa)	ATM Fórum

A expressão "canal limpo" é usada com a idéia de ausência de delimitação ou estrutura de quadro.

A Rec. I.432 do ITU-T define duas interfaces físicas baseadas no SDH: STM-1 e STM-4. Como estas taxas correspondem, respectivamente, às taxas STS-3c e

STS-12c da SONET, a interoperação entre elas torna-se simplificada. O ITU-T padroniza adicionalmente as seguintes tipos de interfaces: DS1, E1, DS2, E3, DS3 usando PLCP e E4.

5.1.1 - ESTRUTURA DE TRANSMISSÃO

Dentre os aspectos da camada física o de maior controvérsia é o da estrutura de transmissão, ou seja, o mapeamento das células ATM em uma das possíveis estruturas de transmissão: SDH/ SONET, PDH, baseada no FDDI e a baseada em células. Este mapeamento das células é realizado pela subcamada TC. Vamos agora analisar de forma simplificada as estruturas de transmissão baseadas nestes padrões.

No SDH o segmento básico é igual ao usado no PDH (8000 quadros por segundo). O que se transmite nestes 125 μ s é normalmente representado em um retângulo como o mostrado na figura 5.2 (AGUIAR, 1994). Na SDH, a informação não é transmitida através de **bits intercalados** (como no caso de sistemas PDH, no qual agrupa-se canais DS-1 ou E-1, formando canais de ordem mais elevada onde os bits de cada um dos canais tributários são intercalados no canal de ordem mais elevada) e sim **em bytes** (ou octetos). Os octetos da SDH são transmitidos linha por linha começando a partir do ponto marcado 0 μ s. O campo maior do retângulo (9 linhas com 261 bytes cada) destina-se ao transporte da informação (conteúdo dos canais), enquanto que o campo menor (9 linhas com 9 bytes cada) na parte da coluna à esquerda corresponde aos segmentos usados para os vários tipos de controle e ponteiros que apontam para o início do quadro de cada um dos canais tributários. A partir destas informações de controle e dos ponteiros é possível ter acesso diretamente aos bytes de um determinado canal, possibilitando desta forma, a remoção ou inserção de um novo canal, sem que seja necessária a demultiplexação de todos os canais até o nível mais baixo.

Ao definir a SDH, o ITU-T tomou o sinal STS-3c (três sinais STS-1 concatenados) como sinal básico para interface NNI, recomendando-o para o Módulo de Transporte Síncrono nível 1 (Synchronous Transport Module level 1 - STM-1). O mapeamento SDH é realizado diretamente no envelope de carga síncrono SDH STM-1 (155,52 Mbits/s) que é denominado "container virtual". A figura 5.3 ilustra como as células são preenchidas no espaço para a carga útil do quadro STM-1 de maneira a

serem transmitidas concatenadamente da direita para a esquerda, de cima para baixo, linha a linha, independente das fronteiras da linha ou da própria célula (SOARES et al., 1995). A determinação das fronteiras das células nos containers é feita através do campo HEC. O mapeamento sobre STM-4 (622,08 Mbits/s) que possui quatro vezes mais bytes do que o STM-1, para o mesmo período de 125µs, é feito de modo semelhante. A diferença entre o SDH e o SONET está nos bytes de overhead do TDM.

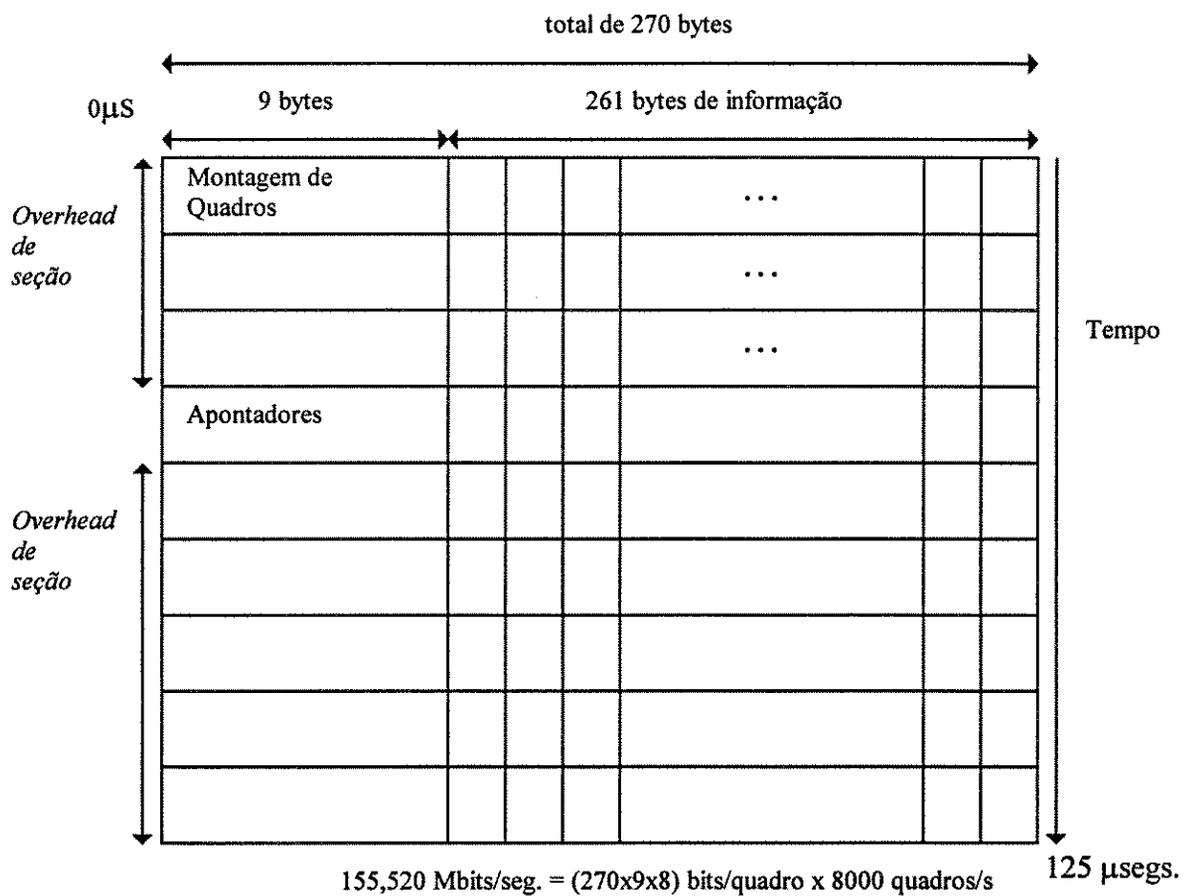


Figura 5.2: Ilustra a estrutura SDH.

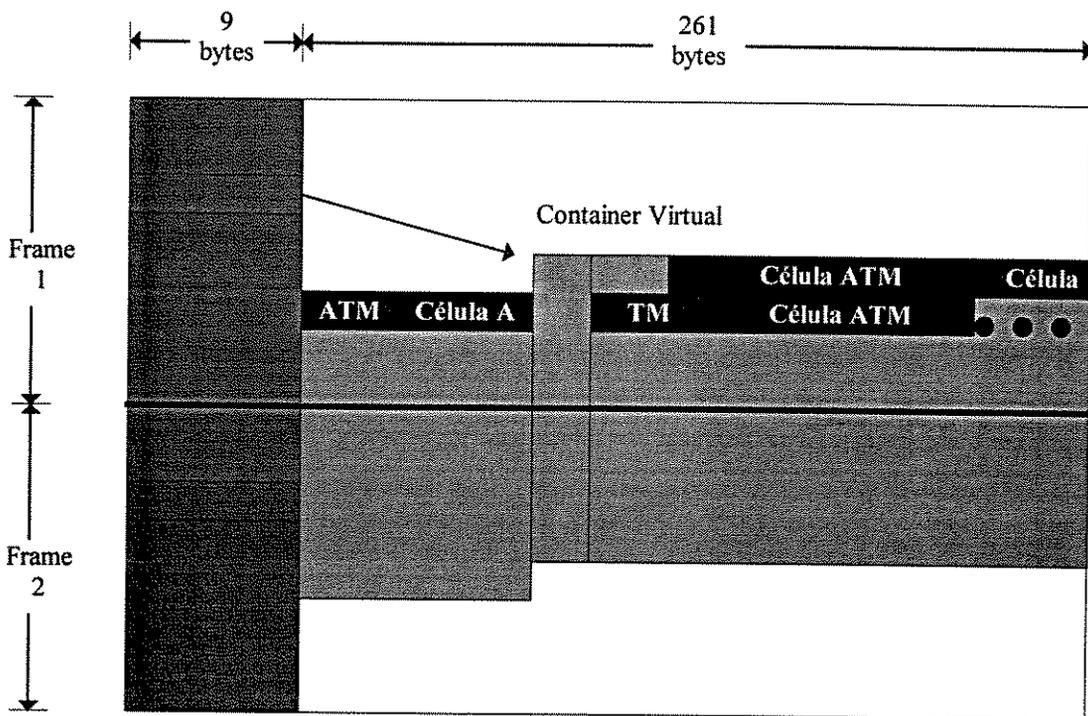


Figura 5.3: Ilustra a transmissão de células no STM-1

A PDH corresponde às hierarquias digitais atualmente mais difundidas, sendo portanto incluída como opção transitória para possibilitar a implantação do ATM a curto prazo. Em cada etapa de multiplexação deve-se levar em conta que os relógios de cada canal tributário são ligeiramente diferentes (“plesio” vem do grego e significa próximo). Cada relógio, de tributários diferentes, pode trabalhar com uma certa faixa de velocidades próximas. O multiplexador lê os bits dos buffers dos vários tributários na taxa mais elevada permitida. Nos tributários onde o relógio está ligeiramente mais lento, portanto não tendo nenhum bit pronto para transmitir, ele insere bits de enchimento através de uma memória elástica. O multiplexador, então assinala a inclusão destes bits que não contêm informação nenhuma para serem devidamente removidos pelo demultiplexador na recepção.

As limitações da PDH são evidentes; por exemplo, se quisermos extrair um dos canais E-1 (2 Mbits/s) de um canal E-4 (140 Mbits/s), temos que fazer a demultiplexação a nível E-3 (34 Mbits/s) e E-2 (8 Mbits/s) para então extrairmos o referido canal E-1. Outro fator a considerar é que os multiplexadores PDH não são suficientemente inteligentes a ponto de facilitar o trabalho de gerenciamento e reconfiguração da rede em caso de falhas.

Com relação à estrutura de transmissão baseada em células, duas propostas foram feitas. Em uma delas, as células são transmitidas em um fluxo contínuo sem haver divisão em quadros, sendo o delineamento das células realizado pelo HEC, o que possibilita ao nó ATM reconhecer corretamente os bits pertencentes às diferentes células. A outra proposta, simula uma estrutura de quadro pela criação periódica de uma célula-overhead portadora de uma palavra de sincronismo e campos para supervisão e gerenciamento da rede. O padrão de sincronismo deve ser colocado em algumas células vagas, visto que não existe de fato uma divisão em quadros.

A proposta destas estruturas baseada em células se apoia no fato de que a transmissão realizada de forma compatível com o modo de transferência (Multiplexação e Comutação) simplificará as interfaces e os equipamentos.

O ATM Fórum definiu, ainda, uma opção para UNI privada baseada no FDDI operando a 100 Mbits/s com fibras multimodo.

5.2 - CAMADA ATM

Como discutido anteriormente, a camada ATM está preparada para realizar somente operações a serem efetuadas sobre células ATM. Associada à camada física, a camada ATM toma parte no funcionamento de todos os elementos da rede ATM. Todo processamento da camada ATM é feito a partir da geração e extração dos campos do cabeçalho da célula ATM. O relacionamento da camada ATM com a camada física e sua divisão em nível de caminho virtual (VP) e nível de canal virtual (VC) será analisado detalhadamente nesta seção. Será apresentada também uma explanação de como as funções de Caminho Virtual (VP) e de Canal Virtual (VC) da camada ATM são usados em sistemas intermediários e em sistemas finais.

5.2.1 - FUNÇÕES DA CAMADA ATM

Segundo a Rec. I.361 (ITU-T, 1993e), as funções mais importantes da camada ATM são as seguintes:

- Montagem da célula ATM
- Multiplexação e demultiplexação de células usando VPI/VCI

- Adição e remoção do cabeçalho das células
- Discriminação do tipo de carga (payload) da célula
- Chaveamento e encaminhamento das células baseado na informação do cabeçalho (realizado pelos nós de comutação)
- Processamento da prioridade de perda de célula
- Suporte para múltiplas classes de QoS
- Controle genérico de fluxo (GFC) na UNI
- Controle de parâmetro de uso (UPC)
- Indicação de congestionamento na direção do transmissor para o receptor (EFCD)
- Designação e remoção de uma conexão

5.2.2 - MULTIPLEXAÇÃO USANDO VPI/VCI

Um conceito chave em ATM é a construção de canais virtuais (VCs) e caminhos virtuais (VPs). Na figura 4.5, apresentada e discutida no capítulo anterior, mostramos que a camada física é composta de três níveis: seção de regeneração, seção digital e caminho de transmissão. Na camada ATM estamos principalmente preocupados com o caminho de transmissão porque este está diretamente relacionado com a informação contida no meio físico que conecta os equipamentos ATM.

A idéia de multiplexação realizada pela camada ATM pode ser melhor entendida através do seguinte exemplo ilustrado na figura 5.4. Considere a situação em que temos várias conexões AAL5, em um sistema final 1, que se destinam ao sistema final 2. Como conexões AAL5 não podem ser multiplexadas em uma única conexão ATM, terá que ser estabelecida uma conexão ATM para cada conexão AAL5 em questão. A camada AAL encaminha estas conexões para a camada ATM através do ponto de acesso de serviço ATM (ATM Service Access Point - ATM SAP). Como existe a necessidade de se estabelecer vários canais virtuais com destinos idênticos, então eles podem ser agrupados (multiplexados) em um mesmo caminho virtual (VP) que por sua vez pode ser agrupado (multiplexado) com outros caminhos virtuais, em um único caminho de transmissão da camada física. Este processo de multiplexação é realizado pela entidade ATM que determina a interface física de saída, encaminhando estas conexões multiplexadas para a camada física através da

interface PHY-SAP, além de executar outras funções da camada ATM que serão definidas mais tarde. Por fim, a camada física do sistema 1, após receber as células da camada ATM e realizar suas funções específicas, libera estas células para a rede. No destino final, a camada física no sistema final 2 libera estas conexões multiplexadas para sua entidade ATM via PHY-SAP. A entidade ATM do sistema 2 demultiplexa as células e as envia para a camada AAL de destino via ATM-SAP.

A camada ATM necessita que a integridade da seqüência de célula seja preservada, o que significa que as células são transmitidas pelos pontos de conexão intermediários e pelo ponto final de destino na mesma ordem em que foram originalmente transmitidas. Como visto anteriormente o coração do ATM é o uso do VPI e VCI para retransmitir ou comutar. Este método permite que a seqüência exigida na transmissão das células seja facilmente obtida pela rede ATM. ATM também realiza eficientemente a multiplexação e demultiplexação de múltiplas conexões lógicas com diferentes requisitos de qualidade usando a célula ATM de comprimento fixo.

De acordo com a Rec. I.361 (ITU-T, 1993e), o número de bits designados no cabeçalho da célula ATM limita cada UNI física a suportar não mais que $2^8 = 256$ caminhos virtuais e cada NNI física a suportar não mais que $2^{12} = 4096$ caminhos virtuais. Cada caminho virtual pode suportar não mais que $2^{16} = 65536$ canais virtuais na UNI ou NNI. Estes números acima definidos estão muito acima das necessidades atuais de uma aplicação ATM.

5.2.3 - COMUTAÇÃO VC E VP E CROSS-CONNECTION

Nesta seção apresenta-se os conceitos de pontos finais VC e VP e pontos de conexão nos sistemas intermediário e final para enlaces VP, VPCs, enlaces VC e VCCs. A definição das funções dos pontos finais VC e VP, pontos de conexão VC e VP, VCC e VPC apresentados na figura 4.5, referentes à camada ATM, são clarificados através do exemplo apresentado na figura 5.5, que descreve dois sistemas finais (ou CPE) e um sistema intermediário (ou comutador). O ponto final e os pontos de conexão são mostrados usando a mesma terminologia da figura 4.5. O caminho de transmissão, caminho virtual e canal virtual são mostrados como um conjunto de

tubos usando a convenção anteriormente introduzida proveniente da Rec I.311 (ITU-T, 1991a). O caminho de transmissão da camada física transporta caminhos virtuais

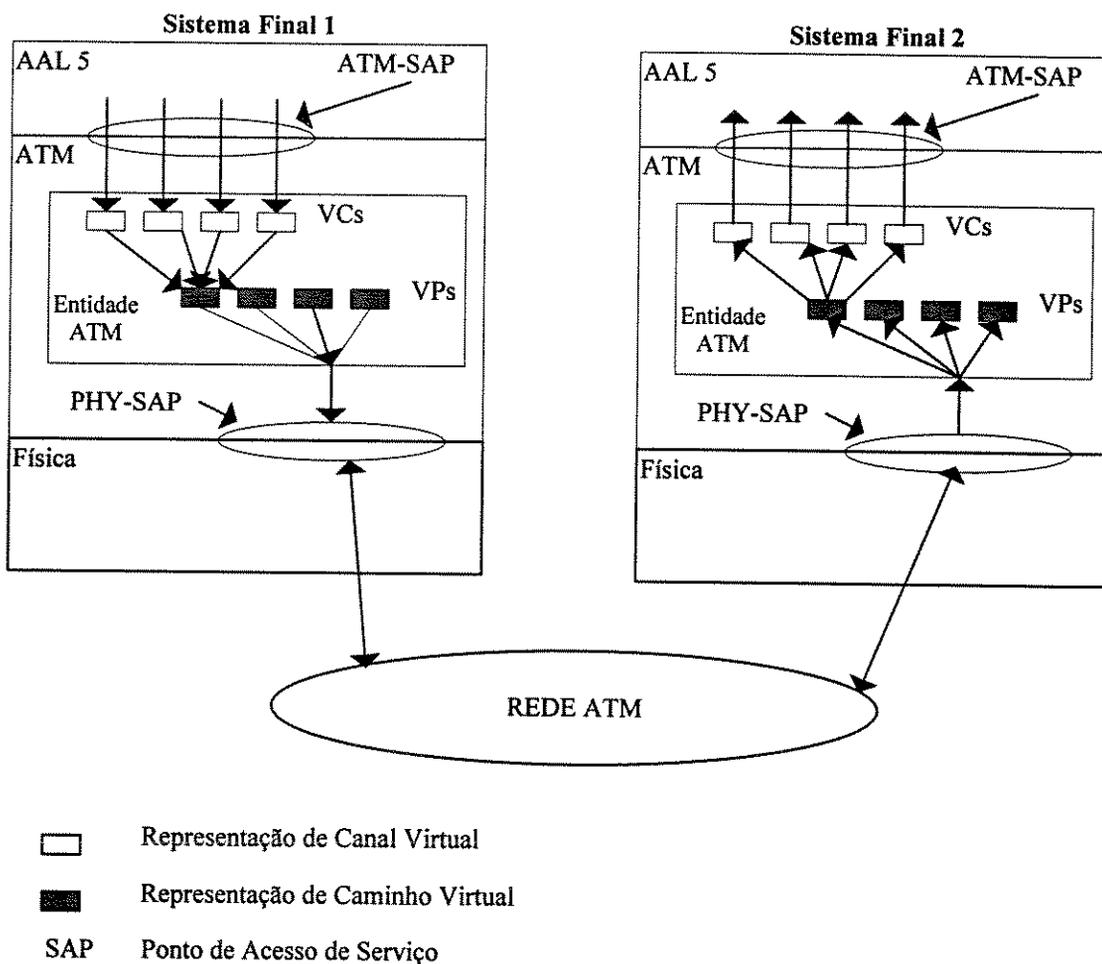


Figura 5.4: Ilustra esquematicamente o processo de multiplexação realizado pela camada ATM.

(VPs) e canais virtuais (VCs), sendo que estes podem ser unidirecionais ou bidirecionais. O exemplo mostra dois sistemas finais (ou CPE) que têm pontos finais VC e VP. Saindo do sistema final 1, ou CPE, existem dois caminhos virtuais (VPs), um identificado por VPI_a , contendo um canal virtual (VC) identificado por VCI_a , e o outro VP identificado por VPI_b , contendo dois VCs identificados por VCI_a e VCI_b . Vamos agora analisar como é feita a transferência de células neste sistema. Na figura, uma VPC é formada pela concatenação de dois Enlaces de Caminhos Virtuais (VPLs), identificados por VPI_a e VPI_b . No sistema intermediário a função de comutação VP translada o VPI de a para b . Através deste caminho virtual vários canais virtuais

podem ser estabelecidos (a figura mostra o canal VCI_d). Os canais virtuais dentro do VPI_a são transladados para o VPI_b , ou seja, o VC identificado pelo VCI_d , assim como todos VCs presentes na referida VPC, são passados transparentemente pelo nó intermediário, sem sofrer alteração até o sistema final 2, onde a VPC termina. Esta comutação simultânea de um grande número de VCs através dos caminhos virtuais é a motivação fundamental para a padronização de VPs. O sistema intermediário apresentado na figura, também contém funções de comutação VC. A função de comutação VC opera dentro de VPs como ilustrado pela outra conexão virtual entre os sistemas 1 e 2. Neste caso uma VCC é estabelecida entre os dois sistemas finais, através da concatenação de dois Enlaces de Canais Virtuais (VCL) identificados, respectivamente, por VPI_h/VCI_a e VPI_c/VCI_b . A função de comutação VC translada o VCI_a recebido através do VPI_h para a ligação VCI_b que está dentro do VPI_c que transmite para o destino, no sistema final 2 onde a referida VCC (formada por VPI_h/VCI_a e VPI_c/VCI_b) termina. O VCI_b proveniente do mesmo VPI_h é comutado para algum outro destino. De modo similar, o VCI_y proveniente de uma outra interface física e/ou outro VPI que chega no comutador é colocado no VPI_c para ser transmitido para o sistema final.

Os comutadores VP e VC podem ser classificados como roteadores ou centrais ATM. Os primeiros são configurados na rede pela gerência de rede na formação de circuitos virtuais permanentes ou caminhos virtuais permanentes que atuam como LPs ou “Backbone”. Os segundos podem atuar configurados via sinalização de forma dinâmica pelo usuário. O termo “dinâmica” é utilizado para caracterizar a forma pela qual conexões chaveadas são estabelecidas e rompidas durante o funcionamento da rede, como parte dos procedimentos realizados pelo usuário, em contraste às conexões estabelecidas de forma permanente, que necessitam de processos de operação e manutenção da rede para o estabelecimento e rompimento, sem que usuários possam interferir.

Então, no processo de comutação, o usuário define para a rede (através do sistema de gerência ou de sinalização) a origem e o destino da chamada. A rede define a seqüência de enlaces da conexão e cada nó recebe sua instrução específica que relaciona as portas de entrada e saída e respectivos VCI/VPI . A escolha desses valores entre os muitos possíveis pertence a um algoritmo da rede. A comutação de

uma célula é determinada por duas ações controladas: a transferência de porta acompanhada da translação do VPI e do VCI.

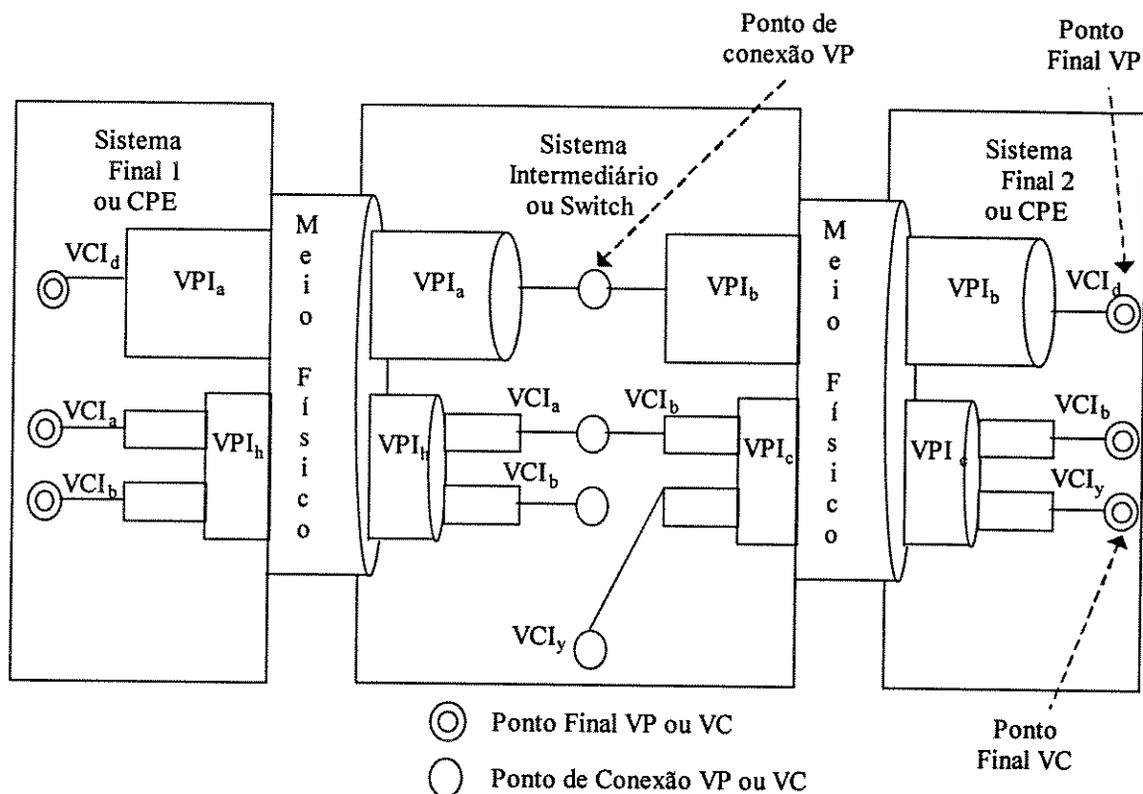


Figura 5.5: Exemplo ilustrando VPC, VCC, enlace VP, enlace VC.

5.2.4 - INTERFACE USUÁRIO-REDE (UNI) E INTERFACE REDE-REDE (NNI)

A configuração de referência é uma ferramenta prática para definir as interfaces entre as diferentes entidades da rede, bem como as funções destas entidades. A figura 5.6 mostra a configuração de referência definida para a interface usuário rede (User-Network Interface - UNI) e para a interface rede-rede ou entre nós da rede (Network-Network Interface - NNI). Os pontos de referência usuário-rede (UNI) são: U_B, T_B, S_B e R_B e os grupos funcionais são: B-TE1, TE2, B-TA, B-NT2 e B-NT1, como visto na figura.

O B-TE1 (Broadband Terminal Equipment 1) corresponde à um equipamento terminal equipado com interface ATM, ou seja, compatível com a B-ISDN tanto na

transferência física de mensagem como de sinalização. O TE2 (Terminal Equipment 2) é um equipamento terminal não compatível com a B-ISDN, portanto requerendo um adaptador de terminais B-TA (Broadband Terminal Adapter). O conjunto TE2 + B-TA é funcionalmente equivalente a um terminal B-ET1.

O terminador de rede B-NT1 constitui uma interface básica entre o ambiente do usuário e a rede pública. Este equipamento poderá ser de propriedade da concessionária ou do usuário. O terminador de rede B-NT2 possui funções de concentração e comutação locais. Em termos de hardware, as funções do B-NT1 e do B-NT2 poderão ou não estarem acoplados em um mesmo hardware.

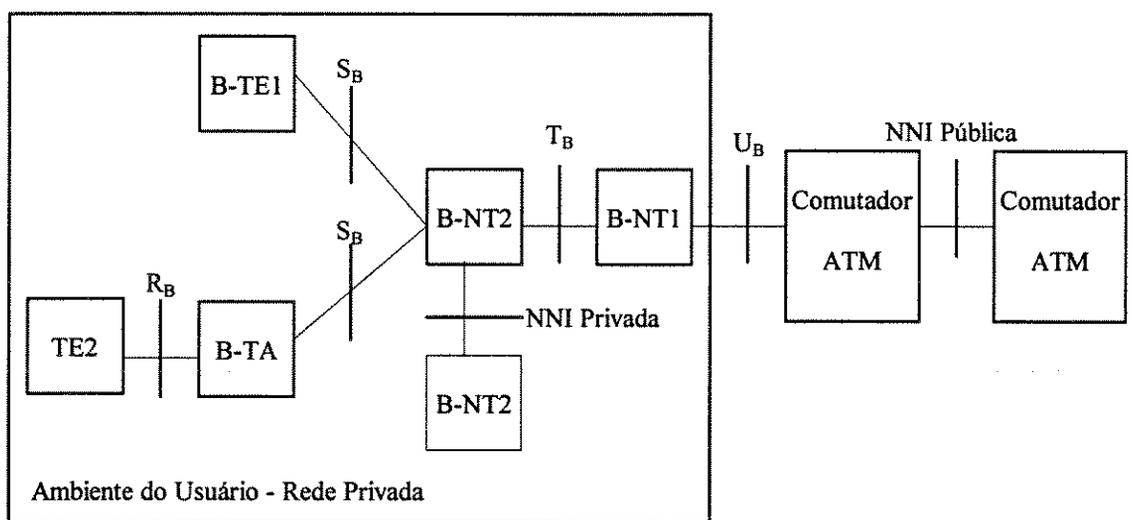


Figura 5.6: Ilustra a configuração de referência NNI e UNI.

A UNI pode ser privada, a qual poderia ocorrer nos pontos de referência R_B ou S_B (que corresponde à interface entre um equipamento terminal do usuário e um comutador ATM que faz parte da rede privada do usuário), ou pública, a qual poderia ocorrer nos pontos de referência T_B, quando B-NT1 é de propriedade da concessionária, ou U_B, quando B-NT1 é de propriedade do usuário (o que em ambos os casos, corresponde à interface entre um usuário e o comutador ATM de uma rede pública). A NNI definida na Recomendação I.113 (ITU-T, 1993a) é uma interface entre redes ou entre nós dentro da rede. O ATM Fórum diferencia a NNI usada para rede privada daquela usada para rede pública como visto na figura 5.6.

5.2.5 - ESTRUTURA DA CÉLULA ATM NA UNI E NA NNI

Existem alguns valores pré-fixados para o cabeçalho da célula ATM. A tabela 5.2 apresenta os valores pré-fixados para os quatro primeiros octetos do cabeçalho das células que são reservadas para uso da camada física (por exemplo, quando a camada física gera células para realizar o desacoplamento da taxa de células), na geração de células que não são passadas da camada física para a camada ATM (ITU-T, 1993e).

Tabela 5.2 Valores pré-fixados para os quatro primeiros octetos do cabeçalho de células ATM reservadas para uso da camada física (bits com P indicam que estão disponíveis para uso pela camada física).

	1º octeto	2º octeto	3º octeto	4º octeto
Identificação de célula ociosa (livre)	00000000	00000000	00000000	00000001
Célula OAM da camada física	00000000	00000000	00000000	00001001
Reservado para uso da camada física	PPPP0000	00000000	00000000	0000PPP1

Como discutido anteriormente no capítulo 3, a estrutura da célula ATM difere ligeiramente na UNI e na NNI. A figura 5.7 apresenta a estrutura da célula ATM na interface UNI lembrando que o cabeçalho inteiro é protegido de erro pelo campo cheque de erro de cabeçalho (HEC) de 1 byte localizado no 5º octeto do cabeçalho. O significado de cada campo do cabeçalho já foi anteriormente apresentado no capítulo 3. Um fato importante a ser frisado é que a comutação ocorre baseada nos campos VPI/VCI de cada célula. A comutação realizada somente sobre o VPI é chamada de conexão de caminho virtual (VPC) e a comutação realizada com ambos valores VPI/VCI é chamada de conexão de canal virtual (VCC), conforme discutido no exemplo da figura 5.5.

A figura 5.8 apresenta a estrutura da célula ATM na interface NNI e, como visto anteriormente, o formato é idêntico ao da UNI com duas exceções. A primeira é o campo GFC de 4 bits que não existe na NNI e a segunda diferença é que estes 4 bits

são então utilizados para aumentar o campo VPI, na NNI, para 12 bits quando comparado aos 8 bits na UNI.

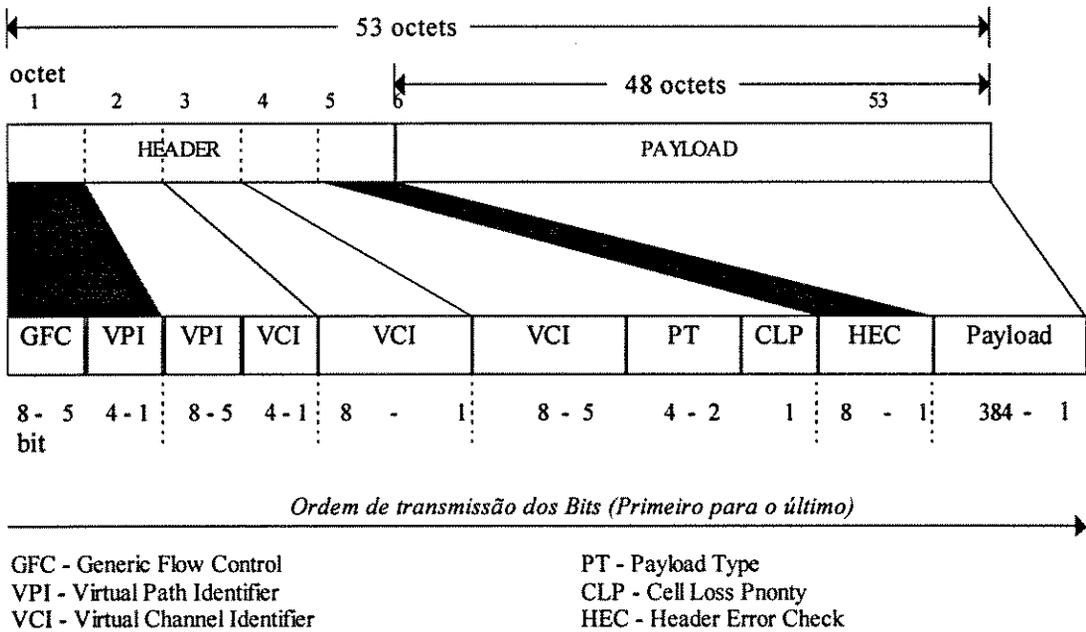


Figura 5.7: Estrutura da célula ATM na UNI.

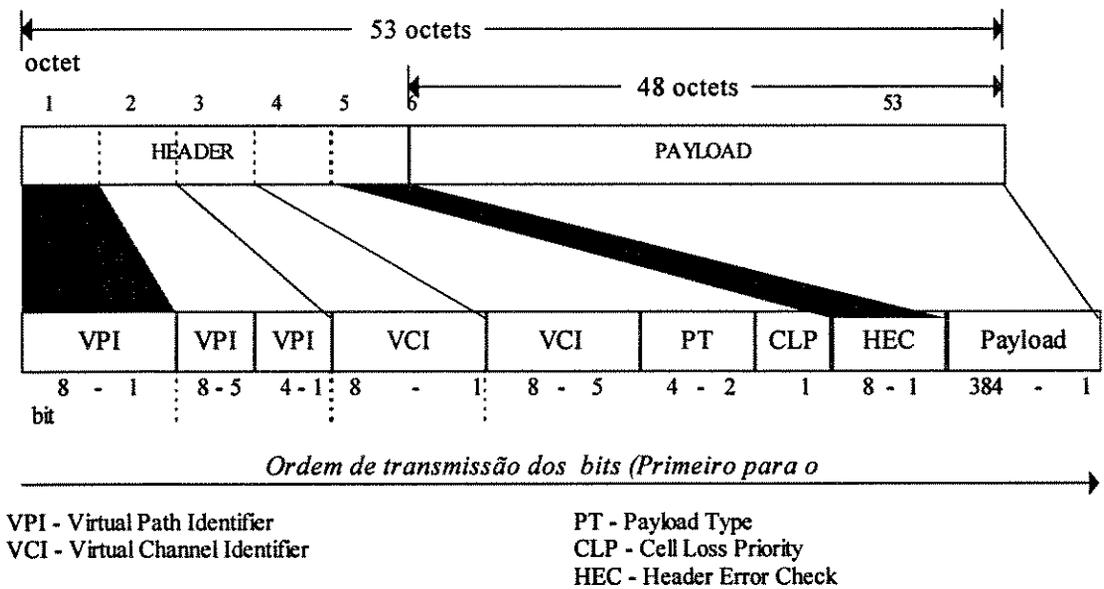


Figura 5.8: Estrutura da célula ATM na NNI.

Uma função estratégica da camada ATM é a identificação de valores pré-fixados nos cabeçalhos da célula ATM. A tabela 5.3 mostra uma série de valores pré-

fixados para os campos do cabeçalho de uma célula na UNI, sendo que o campo GFC de 4 bits pode ser usado com todos os valores apresentados nesta tabela.

Tabela 5.3: Valores pré-fixados de VPI, VCI, PT e CLP na UNI

Uso	VPI	VCI	PT	CLP
Metasinalização	XXXXXXXX	00000000 00000001	0A0	C
Difusão geral	XXXXXXXX	00000000 00000010	0AA	C
Sinalização ponto-a-ponto	XXXXXXXX	00000000 00000101	0AA	C
Célula de fluxo F4 para um segmento	YYYYYYYY	00000000 00000011	0A0	A
Célula de fluxo F4 fim-a-fim	YYYYYYYY	00000000 00000100	0A0	A
Célula de fluxo F5 para um segmento	YYYYYYYY	ZZZZZZZZ ZZZZZZZZ	100	A
Célula de fluxo F5 fim-a-fim	YYYYYYYY	ZZZZZZZZ ZZZZZZZZ	101	A
Gerenciamento de recursos	YYYYYYYY	ZZZZZZZZ ZZZZZZZZ	110	A
Célula não designada	00000000	00000000 00000000	XXX	0
Célula ociosa (Livre) *	00000000	00000000 00000000	000	1
Reservado para a camada física *	PPPP0000	00000000 00000000	PPP	1
Célula da ILMI	00000000	00000000 00010000	AAA	C

* Definido como diagrama inválido pelo ATM fórum

A: Bit pode assumir os valores 0 e 1 e está disponível para uso pela função apropriada da camada ATM

C: A fonte original de tráfego seta este bit para 0, mas pode ser alterado pela rede.

X: Qualquer valor de VPI. Para VPI = 0, o valor específico do VCI é usado para sinalização com o comutador local.

Y: Qualquer valor de VPI.

Z: Qualquer valor de VCI diferente de zero.

P: Reservado para a camada física.

O campo tipo de informação (Payload Type - PT) de três bits, contém o tipo de conteúdo presente no campo de informação indicando se o campo de informação contém células do usuário ou células com informações de gerenciamento. A codificação deste campo está indicada na tabela 5.4 (ITU-T, 1993e).

Tabela 5.4: Codificação do campo de tipo de informação (PT) de uma célula ATM.

Codificação do PT Bits 4 3 2	Interpretação
0 0 0	Célula de informação de usuário que não passou por congestionamento no caminho, EFCI = 0. ATM-user-to-user indication = 0.
0 0 1	Célula de informação de usuário que não passou por congestionamento no caminho, EFCI = 0. ATM-user-to-user indication = 1.
0 1 0	Célula de informação de usuário que passou por nó em congestionamento, EFCI = 1. ATM-user-to-user indication = 0
0 1 1	Célula de informação de usuário que passou por nó em congestionamento, EFCI = 1. ATM-user-to-user indication = 1
1 0 0	Célula associada ao fluxo F5 de OAM para um segmento do VCC
1 0 1	Célula associada ao fluxo F5 de OAM fim-a-fim
1 1 0	Célula de gerenciamento de recursos
1 1 1	Reservado para funções futuras

ATM-user-to-user indication = AAL_indicate.

EFCN = Explicit Forward Congestion Notification.

Observando a tabela de codificação do campo PT, vemos que o bit 2 é um bit de indicação AAL, ou seja, define se células contém indicação para o protocolo AAL. Através do parâmetro ATM-user-to-user indication que pode assumir um valor “1” ou “0”, este valor é passado transparentemente através da camada ATM e pode ser usado pelas camadas superiores como forma de controle de tipo de informação (atualmente usado pela AAL5 para indicar se a ATM-SDU é a última de uma seqüência que faz parte de um mesmo bloco de informação). O bit 3 do campo PT, transportando informação de usuário, pode também indicar se houve congestionamento através da Indicação de Congestionamento Enviada Explicitamente para Frente, isto é, na direção da fonte para o destino (Explicit Forward Congestion Indication - EFCI). Portanto qualquer nó congestionado, assim que recebe uma célula, pode modificar o seu cabeçalho de modo a indicar que a mesma passou por um nó em congestionamento. E finalmente o bit 4 diferencia células de usuários (bit 4 setado “0”) de células de operação e manutenção (bit 4 setado “1”). O campo tipo de

informação (PT), transportando informações de gerenciamento, indica se a célula faz parte de um segmento VCC ou se ela faz parte de um fluxo de células de OAM fim-a-fim, ou seja, de uma VCC (o conceito de segmento de VCC e de VCC fim a fim será esclarecido no capítulo 10).

5.3 - CAMADA DE ADAPTAÇÃO ATM

A camada de adaptação ATM (ATM Adaptation Layer - AAL) é definida pelas Recomendações I.362 (ITU-T, 1993f), que define as classes de serviços e I.363 (ITU-T, 1993g), que define os tipos de AAL para suporte a estas classes de serviços. A AAL está localizada entre a camada ATM e as camadas superiores (que são os usuários do serviço ATM). Assim, as funções realizadas pela AAL dependem dos requisitos das camadas superiores. Como é de responsabilidade da camada ATM a transferência das células entre os sistemas finais, a AAL passa, portanto, a ser a primeira camada de protocolo fim a fim no modelo de referência da B-ISDN, como apresentado na figura 5.9.

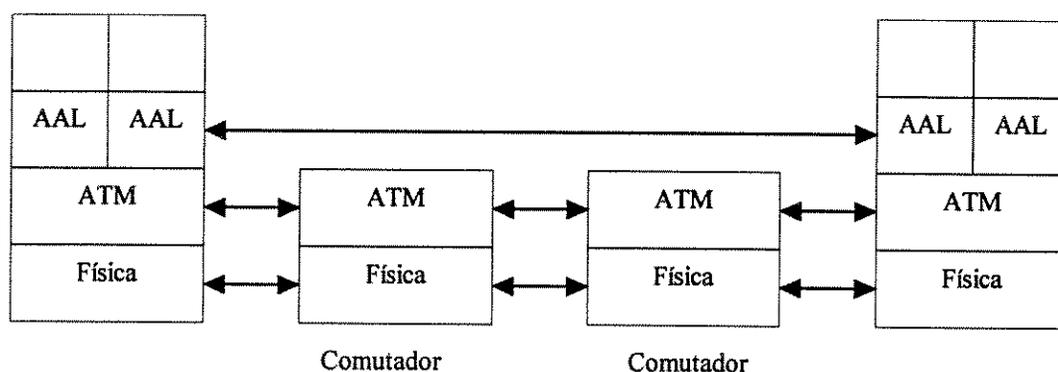


Figura 5.9: Representação da camada AAL como primeira camada de protocolo fim a fim do modelo de referência B-ISDN.

Como visto anteriormente, a camada ATM provê um modo de transferência comum para uma variedade de serviços que possuem características bastante diversas. A análise da lista de aplicações existentes pode identificar uma variedade de tráfego e de requisitos de QoS, tais como: CBR/VBR, grau de explosividade, multiplexação estatística, atraso limitado para aplicações em tempo real, tolerância de atrasos para aplicações em tempo não real, utilização da largura de banda restante (não utilizada

apesar de alocada), prioridade, imparcialidade e consistência de QoS. Com base nesta lista podemos analisar a QoS necessária para um determinado conjunto de aplicações.

Áudio e vídeo podem ser transmitidos convenientemente usando CBR, porque eles são tipicamente codificados em CBR para transporte em circuito. Por outro lado, as aplicações de vídeo e áudio, codificados a uma taxa de bits variável (VBR), e de comunicações de dados, possuem característica de tráfego em rajada e podem se beneficiar do ganho obtido através da multiplexação estatística. Estes tipos de tráfego são orientados a unidade e portanto não possuem uma taxa natural (não tem muito sentido em se definir uma taxa de transferência de informação para estes serviços, porque o tráfego transmitido por estas aplicações não é constante). A descrição para a QoS de tais aplicações é: a transmissão está completa quando todos os dados chegam; quanto mais rápido se completar a transmissão, melhor será a qualidade (GARRETT, 1996). Os usuários deste serviço não estão preocupados com o detalhe de sincronização de uma particular célula, mas com a transferência vista como um todo. Esta propriedade identifica a diferença fundamental entre aplicações orientadas a unidade (unidades de células) e aplicações orientadas a taxa (na qual existe uma transmissão contínua da informação, para a qual faz sentido especificar uma taxa de transferência), tais como voz e vídeo em CBR.

Neste contexto, a camada da adaptação ATM (AAL) é introduzida logo acima da camada ATM com o propósito de adaptar o serviço de transferência de informação da camada ATM para qualquer serviço (estes serviços podem ser de usuário, bem como, funções de gerenciamento e controle), possibilitando que este serviço qualquer que seja sua característica de tráfego, possa ser transmitido através de uma rede comum ATM. Portanto as funções realizadas na AAL são dependentes dos requisitos de serviços das camadas superiores (STAALHAGEN, 1996). Exemplos de serviços oferecidos pela camada AAL incluem o tratamento do efeito de quantização devido ao tamanho do campo de informação da célula, erros de transmissão, células perdidas ou entregue erradamente, controle de fluxo e controle de sincronização (ITU-T, 1993f).

A AAL mapeia unidades de protocolo de dados (PDUs) de usuário, de controle ou de gerenciamento no campo de informação das células ATM, como será apresentado no decorrer deste capítulo. O ITU-T especificou quatro classes AAL baseado em três diferentes critérios: baseado na sincronização requerida entre fonte e

destino, na taxa de bit (constante ou variável) e no modo de conexão (orientado a conexão ou não orientado a conexão), como será apresentado na próxima seção.

5.3.1 - CLASSES DE SERVIÇO

Segundo a Rec. I.362 (ITU-T, 1993f), quatro classes de serviços, referidas por classes A, B, C, e D, são distinguidas nas diversas aplicações de serviços multimídia, como mostrado na tabela 5.5 (PRYCKER et al., 1993). A seleção destas classes é baseada na característica dos serviços fornecidos para a camada superior.

Esta arquitetura de serviços está de acordo com o conceito de Capacidade Portadora (Bearer Capability - BC) ATM, que é basicamente uma versão recente da idéia de throughput. O modelo de serviço BC destingui três propriedades: se a fonte é constante ou variável, se fonte e destino estão sincronizados no tempo e se os serviços acima da camada ATM são orientados a conexão ou não orientados a conexão (connectionless). O requisito de tempo no BC é uma propriedade muito forte. Quando este é declarado a rede precisa fornecer algum mecanismo explicito de recuperação de tempo, tal como o utilizado na AAL1 (por exemplo, Synchronous Residual Time Stamp).

O fato dos protocolos de camadas superiores serem ou não orientados a conexão tem pouco efeito sobre o comportamento da rede ATM. O modelo de serviço BC está difuso no padrão de gerenciamento de tráfego do International Telecommunications Union (ITU) e fornece uma estrutura original para as classes QoS e para as AALs. A estrutura da categoria de serviços reflete a estrutura do conjunto de aplicações e a funcionalidade da comutação.

As quatro classes de serviço AAL atualmente definidas (classes A, B, C e D) são apresentadas na tabela acima e resumidas a seguir:

◆ CLASSE A

Está associada com a camada de adaptação AAL1 fornecendo um serviço de taxa de bits constante que, em redes ATM, é algumas vezes chamado emulação de circuito.

As funções que são fornecidas pela AAL1 para suportar serviços de classe A são:

- segmentação e remontagem de informação de usuário em células.
- tratamento de células perdidas ou recebidas erradamente.
- compensação da variação estatística do retardo das células.
- recuperação da frequência do relógio da fonte na recepção.

Tabela 5.5: Serviços da camada de adaptação ATM.

Parâmetro	Classe A	Classe B	Classe C	Classe D
Sincronização entre fonte e destino	Necessária		Não necessária	
Taxa de transmissão	Constante	Variável		
Modo de conexão	Orientado a conexão			Não orientado a conexão
Exemplos de serviços	Emulação de circuito (E1, T1, DS1), voz a 64kb/s, vídeo a taxa de bit constante	Vídeo e áudio codificados a taxas de bits variáveis	Transferência de dados orientada a conexões ex: Frame Relay, X.25	Transferência de dados não orientada a conexões ex: SMDS, IP
Tipo de AAL	AAL1	AAL2	AAL3/4 ou AAL5	AAL3/4 ou AAL5

◆ CLASSE B

Está associada com a camada de adaptação AAL2 fornecendo um serviço de taxa de bits variável, tais como vídeo e áudio codificados a taxa de bit variável e mantendo a sincronização entre origem e destino. Fornece funções similares às da AAL1.

◆ CLASSE C

Está associada com as camadas de adaptação AAL3/4 e AAL5 fornecendo um serviço de taxa de bits variável, tais como os tradicionais serviços de redes de

comutação de pacotes orientados a conexão como o X.25, não exigindo sincronização entre fonte e destino e, portanto, a variação estatística do retardo não causa problemas. Outros exemplos são o Frame Relay e o serviço orientado a conexão DQDB, utilizando os procedimentos MAC e o acesso QA. Para os serviços VBR, a rede normalmente garante uma largura de banda mínima, porém existe uma variação especial dos serviços VBR oferecidos na classe C, denominados Taxa de Bit Disponível (Available Bit Rate - ABR), para o qual a rede não garante que haja largura de banda disponível. No ABR a rede tentará fornecer para os usuários uma alta taxa de transmissão de informação se a rede não estiver congestionada. Caso congestionamento ocorra na rede, o controle de fluxo limitará a taxa de transmissão dos usuários. Uma boa aplicação para o serviço ABR é em LANs ATM, como será discutido no capítulo 11.

Algumas das funções fornecidas pelas AALs para suportar os serviços oferecidos pela classe C são:

- segmentação e remontagem das informações do usuário de comprimentos variáveis.
- detecção e sinalização de erros na recepção.

◆ CLASSE D

Está associada com as camadas de adaptação AAL3/4 e AAL5 fornecendo um serviço de taxa de bits variável e sem conexão, tais como IP e SMDS.

Outro tipo de camada de adaptação não apresentado na figura acima é o AAL0 que representa ausência da camada de adaptação nos casos em que protocolos de alto nível requeiram exatamente aquilo que a camada ATM fornece, isto é, transmissão de unidades de dados ATM de 48 octetos sem nenhum tratamento de erro nem sincronização.

Há também uma AAL de sinalização (Signalling AAL - SAAL) definida, que é utilizada para dar suporte a conexões de sinalização entre comutadores ATM ou entre pontos terminais e comutadores ATM, não sendo portanto utilizada para serviços de usuário. O plano de controle é o responsável pela sinalização necessária ao estabelecimento e desativação de conexões ATM. Os procedimentos por ele realizados bem como a definição dos serviços prestados pela SAAL são apresentados no capítulo 6.

O planejamento das classes de serviço AALs está somente parcialmente completo em termos de padronização. A próxima seção apresentará a estrutura das camadas de adaptação ATM.

5.3.2 - ESTRUTURA DA CAMADA DE ADAPTAÇÃO ATM

Conforme a Rec. I.362 (ITU-T, 1993f), a camada AAL é estruturada em duas subcamadas lógicas: subcamada de convergência (Convergence Sublayer - CS) e a subcamada de segmentação e remontagem (Segmentation And Reassembly sublayer - SAR). A SAR tem a finalidade de segmentar as informações que chegam das camadas superiores (Protocol Data Units - PDUs) de maneira que possam ser acomodadas no campo de informação das células ATM, para posterior transmissão e remontar as PDUs a partir do fluxo de células que chega. Um mesmo SAR pode ser comum a diversos protocolos de alto nível.

A CS fornece o serviço AAL no ponto de acesso a serviço AAL (AAL-SAP) através de primitivas AAL-PDU, para camadas de nível mais alto e vice-versa, e contém funções específicas a um dado protocolo de nível mais elevado. Dependendo do tipo de serviço, a CS pode realizar multiplexação, detectar perda de células, recuperar o relógio da fonte no destino, além de executar outras funções (ITU-T, 1993f).

Dado que as partes comuns do AAL3/4 e AAL5 incluem funções tanto da SAR quanto da CS, foi feita uma subdivisão especial da CS para estes casos: a Subcamada de Convergência Específica do Serviço (Service Specific Convergence Sublayer - SSCS) e a Parte Comum da Subcamada de Convergência (Common Part Convergence Sublayer - CPCS), (ITU-T, 1993g).

A SSCS pode ser nula, isto significa que esta não é necessariamente implementada. A CPCS precisa sempre ser implementada acompanhada da SAR. Estas subcamadas trocam entre si primitivas a respeito de suas respectivas PDUs, sem a especificação de pontos de acesso a serviços (SAPs); portanto, estas interfaces internas não estão disponíveis aos usuários, como mostrado na figura 5.10 baseada na Rec. I.363 (ITU-T, 1993g). Através do ATM-SAP são trocadas primitivas SAR-PDU (a qual é a informação da célula ATM) entre a camada ATM e a AAL.

A terminologia para as unidades de informação trocadas entre as camadas e subcamadas é idêntica à utilizada pelo modelo OSI no qual toda funcionalidade do sistema de comunicação é dividida em um conjunto de camadas, como mostrada na figura 5.11 (STALAAGEN, 1996). Para a descrição da funcionalidade que não é especificada para uma particular camada, usaremos (N); por exemplo, a camada (N - 1) é a camada imediatamente abaixo da camada (N).

A comunicação entre as entidades de diferentes camadas é feita somente entre as entidades das camadas adjacentes presentes no mesmo sistema (mesmo Nó). Isto significa que a entidade da camada (N) se comunicará somente com a entidade da camada (N + 1) e com a entidade da camada (N - 1) do mesmo sistema e a transferência da informação entre estas camadas adjacentes é realizada através do Ponto de Acesso de Serviço (Service Access Point - SAP).

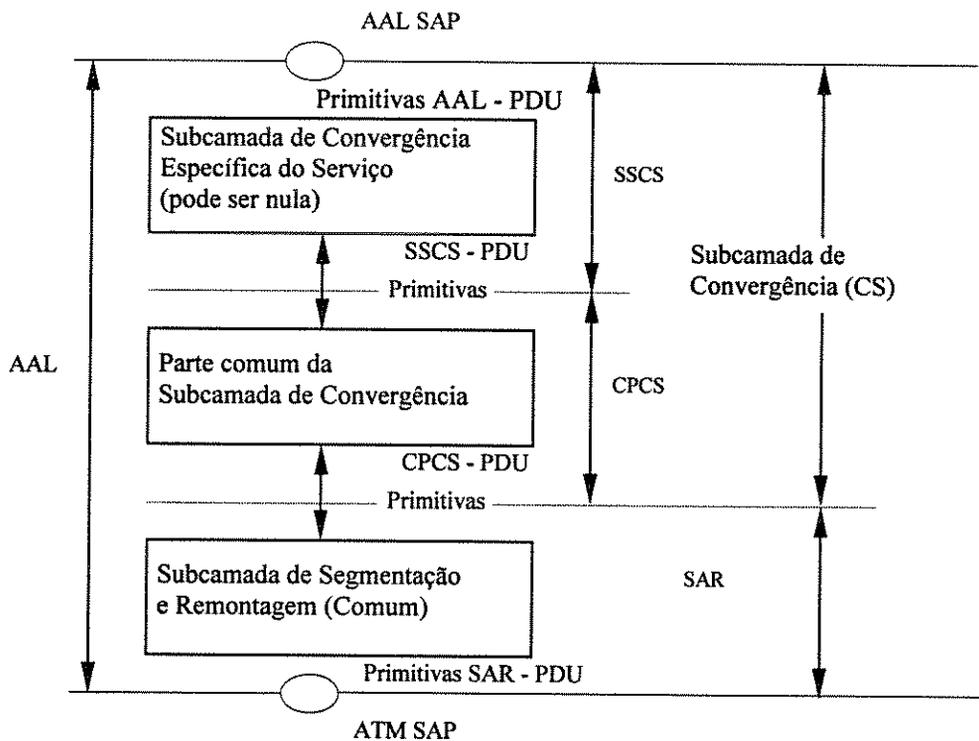


Figura 5.10: Estrutura geral do AAL3/4 e AAL5

Entidades de mesma camada em sistemas (Nós) diferentes são denominadas entidades pares e a comunicação entre elas é feita através da troca de mensagens de

protocolos. Por exemplo, entidades da camada (N) localizadas em nós diferentes precisam trocar mensagens de acordo com o protocolo da camada (N). As mensagens trocadas entre as entidades pares em sistema diferentes são denominadas pela literatura como (N)-Protocol Data Units ((N)-PDUs). Para identificar a unidade de informação passada da camada (N) para a camada (N + 1) usa-se o termo SDU (Service Data Unit, ou unidade de dados de serviço). A camada cria a própria PDU pelo acréscimo da PCI (Protocol Control Information, ou informação de controle de protocolo) à SDU recebida da camada superior. Resumindo, teremos:

- SDU (Service Data Unit): é a unidade de informação de serviço, recebida por uma camada através da interface com a camada superior.
- PDU (Protocol Data Unit): é a unidade de informação de protocolo, gerada por uma camada a partir de uma SDU recebida da camada superior, adicionando informações de controle da própria camada (PCI); portanto a PDU é a unidade de informação entregue à camada inferior.
- PCI (Protocol Control Information): é a informação de controle do protocolo, que se adiciona à SDU recebida, para compor a PDU da camada.

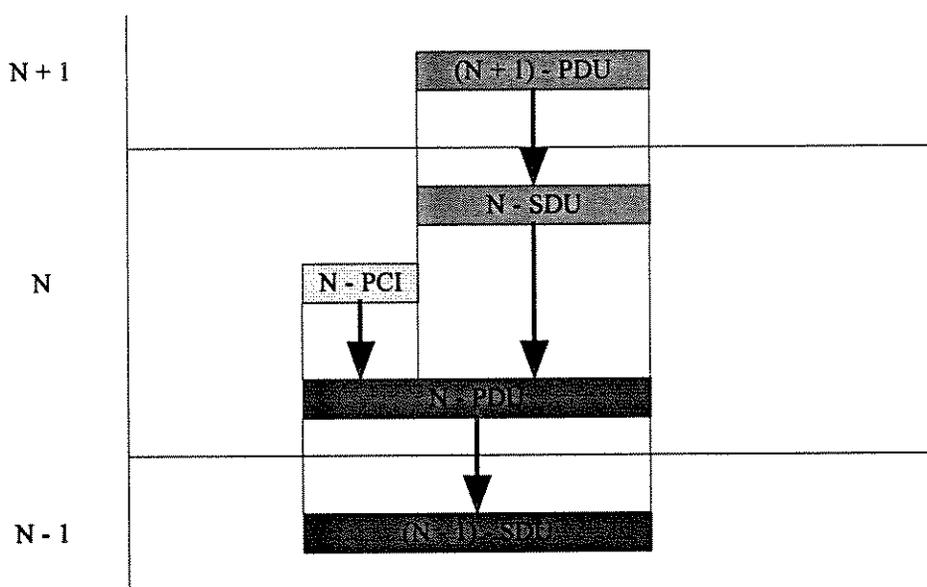


Figura 5.11: Ilustra a troca de unidades de informação entre camadas adjacentes.

5.3.3 - DESCRIÇÃO GERAL DOS PROTOCOLOS AAL

A Recomendação I.363 (ITU-T, 1993g) descreve protocolos AAL que consistem de combinações de funções SAR e CS para suportar os serviços de nível mais elevado pertencentes a uma das classes definidas de serviço (classes A a D). Inúmeras combinações dessas subcamadas (CS e SAR) podem ser usadas para dar suporte a serviços específicos. A AAL1 foi definida para aplicações que exigem taxa de transmissão constantes. A AAL2 transporta informações de áudio e vídeo codificadas usando uma taxa de transmissão variável, mas mantendo a sincronização entre fonte e destino. No campo de comunicação de dados há duas formas de transportar as mensagens: comunicação de dados orientada a conexões (Connection Oriented - CO) e não orientada a conexões (Connectionless - CL). As AALs para cada tipo de comunicação de dados foram inicialmente denominadas AAL3 e AAL4, respectivamente. Posteriormente, a AAL3 e AAL4 foram agrupadas em um único protocolo denominado de AAL3/4 pela recomendação I.363 (ITU-T, 1993g).

Embora a AAL3/4 tenha sido projetada para atender a todos os propósitos de comunicação de dados, os usuários da AAL podem, em alguns casos, necessitar apenas da implementação de serviços CO. A AAL3/4 pode também ser usada nestes casos, mas é muito mais complicada e não otimizada para este serviço, pois fornece multiplexação na subcamada SAR e uma elaborada capacidade para tratamento de erro para ambas subcamadas da AAL (SUZUKI, 1994). Portanto, para os usuários que geralmente usam o serviço orientado a conexão (CO) e nunca comunicam com outros tipos de terminais, algumas funções suportadas na AAL3/4 podem tornar-se inúteis. Para resolver este problema um novo tipo de AAL, inicialmente denominada de SEAL (Simple Efficient Adaptation Layer) e posteriormente renomeada para AAL5, foi definida para dar suporte a estes usuários. A AAL5 foi projetada com uma menor capacidade de tratamento de erro que a AAL3/4 e nenhuma capacidade de multiplexação de conexões CPCS. Quando o caminho para AAL5 foi proposto, imaginava-se que usuários desta categoria deveriam ser a minoria e assim sua proliferação seria muito pequena. O oposto, entretanto, tem acontecido especialmente devido à crescente demanda de ATM para equipar redes locais.

A AAL5 é atualmente padronizada para transporte de mensagens de sinalização e Frame Relay e a AAL3/4, provavelmente, será a escolha para o suporte ao SMDS uma vez que é essencialmente idêntica ao IEEE 802.6 L2_PDU.

A seguir serão apresentadas as diversas camadas de adaptação ATM (AAL), de uma maneira mais detalhada.

5.3.3.1 - AAL1

Segundo a Rec. I.363 (ITU-T, 1993g), os serviços fornecidos pela AAL1 à camada superior são :

- transferência de informação de sincronização entre origem e destino;
- transferência de unidades de dados de serviço com uma taxa constante de geração (CBR) e a sua entrega ao destino na mesma taxa;
- indicação de informações perdidas ou com erros não recuperáveis pelo AAL1;
- transferência de informação sobre a estrutura de dados entre origem e destino.

A AAL1 especifica como os circuitos do tipo TDM podem ser emulados através da rede ATM. A emulação de circuito é especificada detalhadamente para DS1, DS3 e n X DS0 através da ANSI T1.630. A operação da AAL1 encontra-se ilustrada na figura 5.12.

A AAL1 recebe um fluxo de bits constantes e contínuo da camada superior e monta as CS-PDUs, que são enviadas à SAR através de primitivas internas entre as duas subcamadas. A SAR ao receber as CS-PDUs adiciona a elas cabeçalhos específicos transformando-as em SAR-PDUs (48 octetos) que formam a carga da célula.

O cabeçalho da SAR-PDU é formado de um octeto e subdividido em dois campos de 4 bits cada: um campo de número de seqüência (Sequence Number - SN) e outro de proteção do número de seqüência (Sequence Number Protection - SNP). No campo SN, um bit corresponde ao indicador da subcamada de convergência (CS Indication - CSI) e os três bits restantes são utilizados para indicar sua seqüência no fluxo (módulo 8). Este campo é incrementado seqüencialmente pela origem. O

receptor checa este campo para verificar se houve perdas de SAR-PDUs ou se as mesmas estão fora de ordem da seqüência transmitida pela fonte; caso uma das duas situações ocorra, é gerado sinal de alarme pelo receptor. O bit CSI no campo SN é utilizado de maneira diferente nos dois modos SRTS (Synchronous Residual Time Stamp) e SDT (Structured Data Transfer). O bit CSI das SAR-PDUs com números de seqüência ímpares são utilizados para transportar a informação de marca de tempo residual (Residual Time Stamp - RTS) que é utilizada na recuperação do relógio pelo receptor. Este formato é denominado formato não-ponteiro. No modo SDT o bit CSI, quando ativado, com números de seqüência pares indica a existência do campo ponteiro que corresponde ao primeiro octeto da SAR-PDU. Este formato é denominado formato ponteiro. A figura 5.13 baseada na Rec. I.363 (ITU-T, 1993g) ilustra o formato da SAR-PDU para o AAL1.

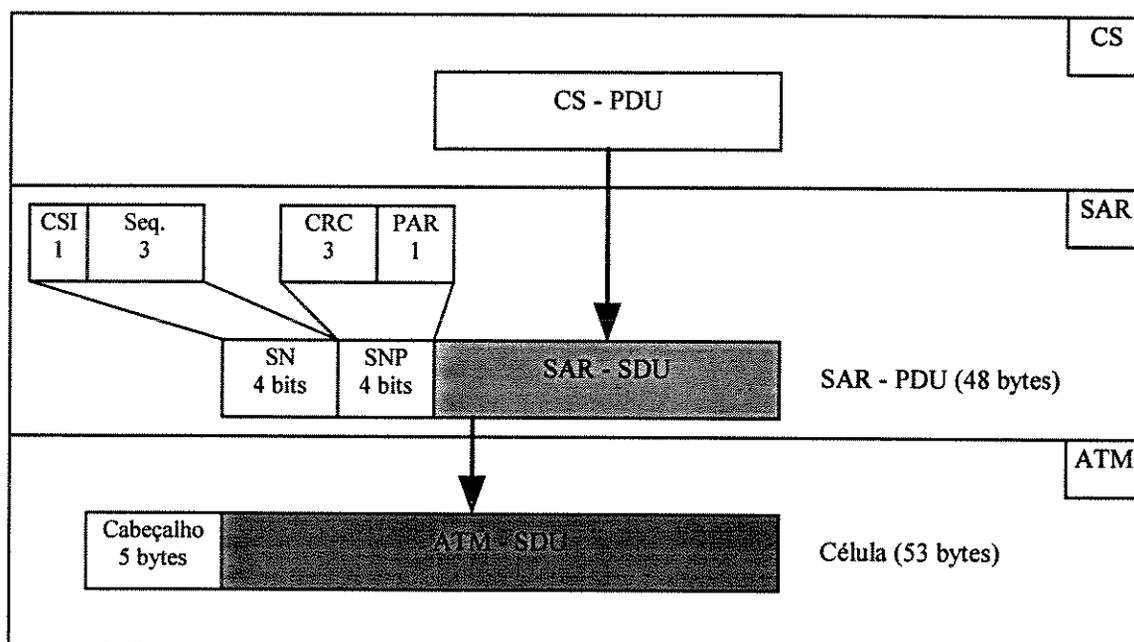


Figura 5.12: Ilustra a operação da AAL1.

O campo ponteiro possui um bit reservado para uso futuro e sete bits de offset para indicar o limite de dados estruturados. Como representado na figura acima o formato não-ponteiro possui 47 octetos para transferência de dados da CS, enquanto o formato ponteiro apresenta 46 octetos.

O campo SNP é utilizado para detectar erros no SN. O SNP é composto de um campo CRC de três bits (cujo o polinômio gerador é $X^3 + X + 1$) e de um bit de paridade par que protege os sete primeiros bits do cabeçalho da SAR-PDU. Com

estes dois mecanismos é possível corrigir erros simples e detectar erros múltiplos. O SN é crítico desde que qualquer problema com a seqüência das SAR-PDUs ou perdas de uma SAR-PDU dentro de uma seqüência acarretará em destruição de pelo menos 47 octetos do feixe de bits do circuito emulado.

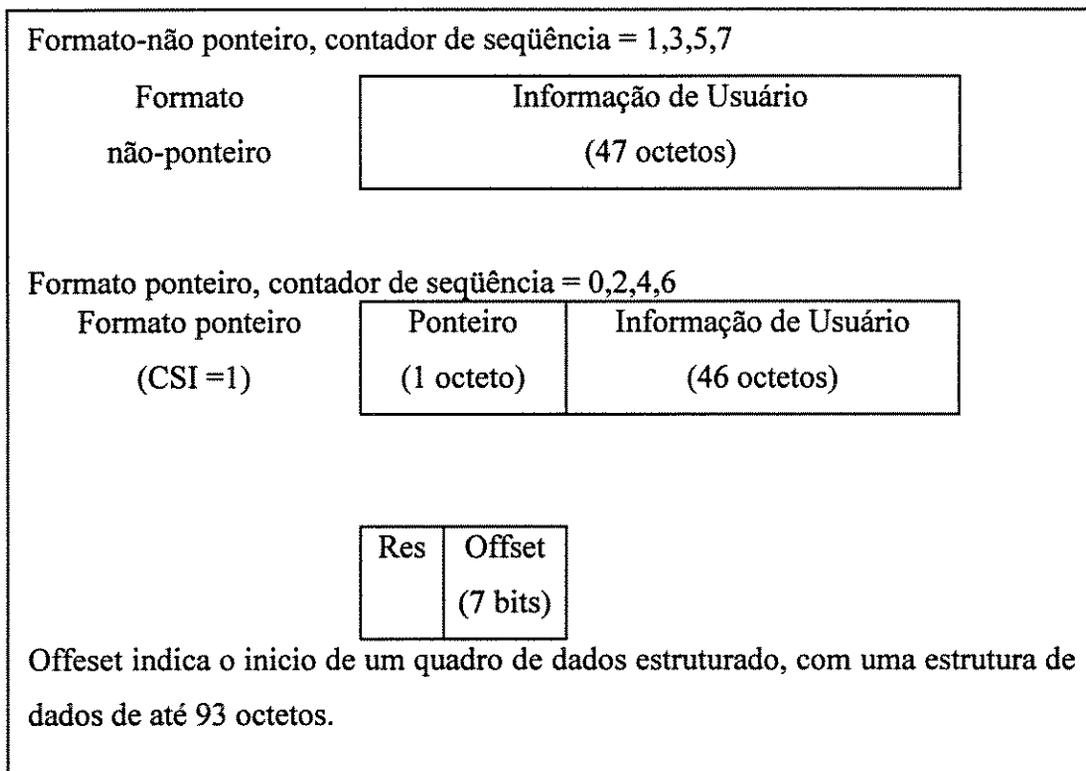


Figura 5.13: Formato da SAR-PDU para o AAL1.

Atualmente existem quatro subcamadas de convergência (CS) em estudo, a saber: suporte a emulação de circuitos, suporte para voz, suporte para vídeo e suporte para áudio de alta qualidade.

A CS da AAL1 suporta emulação de circuitos de duas maneiras distintas: marca de tempo residual síncrona (Synchronous Residual Time Stamp - SRTS) ou transferência de dados estruturados (Structured Data Transfer - SDT). O método SRTS suporta transferência de feixes digitais DS1, E1 ou DS3 (circuitos G.702), incluindo sincronização.

O método SDT suporta transferência de dados estruturados n X DS0. A informação gerada por uma fonte de tráfego para serviços de classe A pode ser

estruturada ou não estruturada. No tráfego estruturado o fluxo contínuo e constante apresenta intervalos lógicos com início e fim (por exemplo, em transmissão de vídeo pode-se marcar o início de cada quadro no fluxo gerado). O modo SDT é mais simples que o SRTS. A CPCS-SDT usa o primeiro octeto dos 47 octetos destinados à carga SAR-PDU (no formato ponteiro de SN par com CSI = 1 como visto na figura acima) para indicar o “offset”. O valor de “n” no n X DS0 pode ser de até 92 no formato ponteiro, uma vez que o ponteiro é repetido em todas as outras células.

A recuperação de relógio baseada no RSTS tem como exigência básica a existência de um relógio de referência comum e exato em ambas as AAL1s envolvidas na transferência. Este relógio de referência é, em geral, bem mais lento que os relógios de transmissão e recepção da rede. Quando a AAL1 na transmissão recebe o fluxo de bits para transmitir, ela determina quantos ciclos de relógio de transmissão existem em um ciclo de relógio de referência. Este número, denominado marcação de tempo residual (RTS, quatro bits codificados no bit CSI para o contador de seqüência = 1, 3, 5, 7), é enviado à outra AAL1 através da rede para a recepção. O RTS, em conjunto com o relógio de referência, pode ser utilizado pelo receptor para controlar um oscilador de maneira a reproduzir na recepção, com alta precisão, o relógio da transmissão.

5.3.3.2 - AAL2

Segundo a Rec. I.363 (ITU-T, 1993g), os serviços fornecidos pela AAL2 à camada superior são:

- transferência de unidades de dados de serviço com uma taxa variável de bits;
- transferência de informação de sincronização entre origem e destino (sendo este um dos grandes desafios para operação adequada do AAL2);
- indicação de informações perdidas ou com erros não recuperáveis pelo AAL2, se necessário.

A AAL2, como apresentado na tabela 5.5 no início desta seção, visa satisfazer os requisitos de serviço da classe B. Os usuários deste serviço geram tráfego a uma taxa variável, sendo portanto possível que as células transmitidas não estejam

completamente preenchidas com dados. Desta forma, é necessário incluir mais mecanismos de controle na subcamada SAR, de modo a compensar a variação estatística do retardo. Vídeo e áudio comprimido, como comentado anteriormente, são os exemplos mais comuns desta classe. A padronização e a especificação de interoperabilidade de vídeo e áudio codificados não está ainda definida, sendo uma área ativa de trabalho. Atualmente ainda não existem recomendações do ITU-T sobre a operação da AAL2.

5.3.3.3 - AAL3/4

Como comentado anteriormente, as AAL3 e AAL4 foram agrupadas em uma única parte comum (CP) formando assim a AAL3/4 para dar suporte aos serviços de classe C (com conexão) e classe D (sem conexão) específicos para tráfego com taxas variáveis (VBR).

Com relação aos serviços de transporte oferecidos pelo AAL3/4, a Rec. I.363 (ITU-T, 1993g) define dois modos de serviços e para cada um deles dois procedimentos operacionais. Os modos de serviços são **modo mensagem** e **modo fluxo** e os procedimentos operacionais são **operação segura** e **operação insegura**.

No serviço modo mensagem, uma unidade de informação de serviço AAL-SDU é passada através da interface AAL em **apenas uma unidade de informação da interface AAL**. Podem ser transmitidas AAL-SDUs tanto de comprimento fixo como de comprimento variável, sendo que uma ou mais AAL-SDUs de comprimento fixo podem ser transmitidas em uma SSCS-PDU, ou uma AAL-SDU de comprimento variável pode ser transmitida em uma ou mais SSCS-PDUs.

No modo fluxo, uma AAL-SDU é passada através da interface AAL em **uma ou mais unidades de informação da interface AAL**. São permitidas apenas AAL-SDUs de comprimento variável. Pode-se cancelar a transferência de uma AAL-SDU que esteja sendo transmitida antes que ela tenha sido completamente recebida. Outra característica do serviço de transporte no modo fluxo é a possibilidade de se iniciar a transferência de uma AAL-SDU antes mesmo que ela tenha sido recebida completamente da camada superior (operação conhecida como "pipelining"). Também, uma AAL-SDU pode ser transmitida em uma ou mais SSCS-PDUs.

Nas operações seguras, todas as AAL-SDUs são entregues corretamente (descartando qualquer SDU que teve células perdidas ou com erro) realizando a recuperação de erros fim a fim através da retransmissão das SSCS-PDUs recebidas com erros ou perdidas; portanto, esta função é parte da subcamada SSCS. Nas operações inseguras as AALs não realizam a recuperação de erros, mesmo que as AAL-SDUs sejam perdidas ou corrompidas, e portanto o controle de fluxo neste caso não é obrigatório. Os modos de mensagem e fluxo e operações seguras ou inseguras são opções dependentes do tipo de serviço e, portanto, são funções da subcamada de convergência específica do serviço (SSCS). A operação da AAL3/4 pode ser melhor compreendida através da figura 5.14 (SOARES et al., 1995).

Assumindo uma SSCS nula, um quadro de usuário (PDU da camada superior) é passado à AAL, sendo aí denominado AAL-SDU. Como foi suposto a ausência de funções específicas de serviço, o quadro é então diretamente entregue à CPCS.

A CPCS-PDU é composta por um cabeçalho, carga útil, bits de enchimento (PAD) para garantir que o tamanho do quadro seja um múltiplo inteiro de 32 bits e uma cauda. Como a CPCS-PDU é, na maioria das vezes, maior que o campo de informação da célula ATM, faz-se necessário a sua segmentação pela subcamada SAR, originando as SAR-PDUs (como observação vale a pena lembrar que a CPCS-PDU passada pela subcamada CS para a subcamada SAR é a própria SAR-SDU, que com a adição do protocolo específico da SAR passa a ser denominada SAR-PDU). A subcamada SAR segmenta a CPCS-PDU recebida da subcamada CS em segmentos de exatamente 44 octetos (caso seja necessário, haverá enchimento na unidade final através do campo PAD) e adiciona um cabeçalho e uma cauda próprios da subcamada (que serão utilizados para remontagem e detecção de erros) formando assim a SAR-PDU que é finalmente entregue à camada ATM para transporte na carga útil de uma célula, portanto a SAR-PDU é o próprio campo de informação (de 48 octetos) da célula ATM. A figura 5.15 baseada na Rec. I.363 (ITU-T, 1993g), apresenta o formato da CPCS-PDU.

O cabeçalho tem três campos, o primeiro é um campo de 1 octeto e corresponde ao indicador de parte comum (CPI) que tem como finalidade indicar o número de unidades contadas (bits ou bytes) para o campo BAsize. O segundo campo de 1 octeto corresponde a uma identificação de mensagem. O transmissor insere os mesmos valores para os campos Btag e Etag. Ao efetuar a remontagem da

CPCS-PDU, o receptor compara estes dois campos para assegurar-se de que não houve erro na remontagem. Esta identificação deve ser diferente em CPCS-PDUs consecutivas (a cada PDU construída, esse valor é incrementado até um valor máximo, quando então retorna ao início).

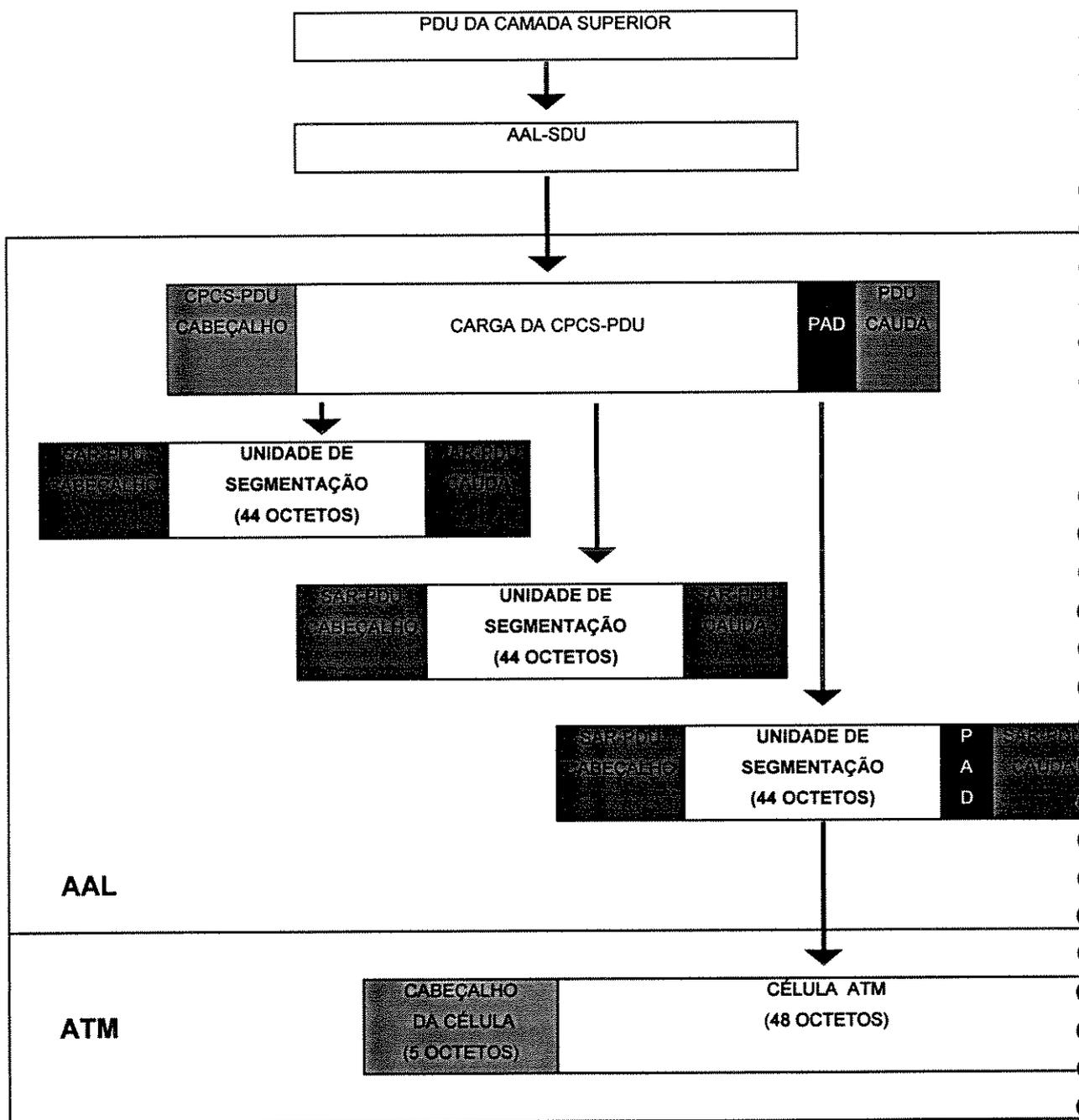
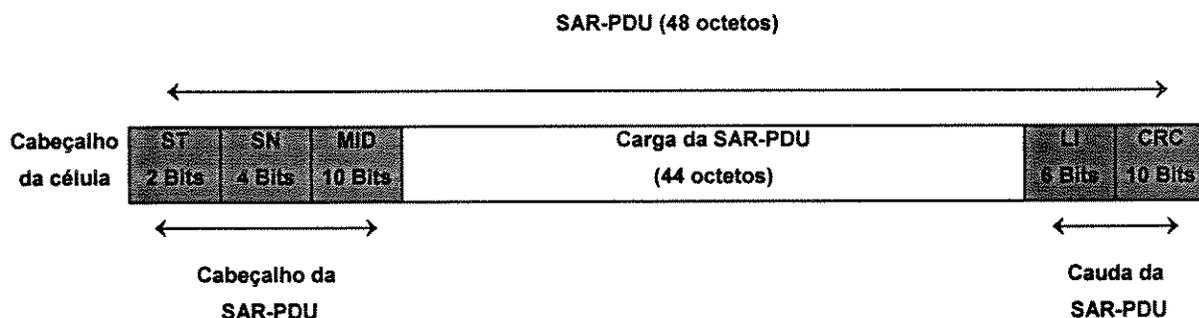


Figura 5.14: Visão simplificada do processo de transmissão do AAL3/4.

A figura 5.16, baseada na Rec. I.363 (ITU-T, 1993g), apresenta o formato da unidade de dados do protocolo SAR para a AAL3/4.



ST = tipo de segmento (Segment Type)

SN = número de seqüência (Sequence Number)

MID = identificador de multiplexação (Multiplex Identification)

LI = indicador de comprimento (Length Indicator)

CRC = código de redundância cíclico (Cyclic Redundancy Check)

Figura 5.16: Formato da SAR-PDU da AAL3/4.

A codificação da SAR-PDU, o formato e sua função é aproximadamente igual ao L2_PDU do IEEE 802.6. O cabeçalho da SAR-PDU é composto por três campos. O primeiro é o ST de dois bits que identifica se este segmento contém uma mensagem completa ou se trata-se de início, meio ou fim da mensagem. A codificação do campo ST é apresentada na tabela 5.6.

Tabela 5.6: Codificação do campo ST da SAR-PDU da AAL3/4.

Codificação		Interpretação
MSB	LSB	
1	0	BOM: Início da mensagem (Begin of Message)
0	0	COM: Continuação da mensagem (Continuation of Message)
0	1	EOM: Fim da mensagem (End of Message)
1	1	SSM: Mensagem com um único segmento (Single Segment Message)

MSB = bit mais significativo

LSB = bit menos significativo

O segundo campo é o SN de quatro bits que é incrementado pelo transmissor, que vai numerando as SAR-PDUs em seqüência módulo 16 (o primeiro segmento pode iniciar com qualquer valor entre 0 e 15) e checado pelo receptor para verificação da seqüência correta de células na recepção no momento da remontagem da SAR-SDU. A numeração realizada pelo transmissor e o cheque realizado pelo receptor começa quando uma ST de BOM é recebida.

O terceiro campo é o MID de 10 bits que permite até $2^{10} = 1024$ CPCS-PDUs diferentes serem multiplexadas em uma única VCC da camada ATM, isto é, a AAL3/4 tem a capacidade de permitir que várias conexões AAL3/4 ou usuários utilizem a mesma conexão ATM simultaneamente. Esta é a função chave da AAL3/4 desde que ela permite múltiplas conexões lógicas serem multiplexadas em uma única VCC. Esta função é essencialmente a mesma utilizada no protocolo 802.6 L2 (DQDB). Cada conexão AAL tem uma instância separada de AAL, o que permite às SAR-PDUs provenientes de diferentes CPCS-PDUs sejam mescladas aleatoriamente em uma mesma conexão ATM. O campo MID é utilizado com o propósito de identificar as SAR-PDUs pertencentes a uma mesma CPCS-PDU. Quando uma SAR-PDU cujo o campo ST é igual a BOM (Begin of Message) é recebida pela AAL de destino, ela é interpretada como início de quadro, sendo o valor de seu campo MID armazenado para ser utilizado no reconhecimento de todas as SAR-PDUs subseqüentes pertencentes ao mesmo quadro.

Após o campo de informação de 44 octetos vem a cauda que é composta de dois campos, o campo LI e o campo CRC. O campo LI especifica quantos octetos de informação existem na carga da SAR-PDU, que para os segmentos do tipo BOM e COM possui o tamanho fixo de 44 octetos. No entanto, nas SAR-PDUs do tipo EOM e SSM este campo pode assumir um valor entre 4 e 44 octetos. O campo CRC, de dez bits, é calculado sobre todo o SAR-PDU (este campo transporta o resto da divisão do conteúdo da SAR-PDU, multiplicado por x^{10} , pelo polinômio gerador $G(x) = x^{10} + x^9 + x^5 + x^4 + x + 1$) sendo utilizado para detecção de erros.

Um exemplo de multiplexação usando a camada AAL3/4 é apresentado na figura 5.17 (MACDYSAN & SPOHN, 1995). Neste exemplo, é mostrado um terminal de comunicações de dados que possui duas entradas por onde chegam simultaneamente dois pacotes de 98 octetos cada e que são destinados a uma única



porta de saída ATM usando o protocolo AAL3/4. Dois processos paralelos da subcamada CPCS encapsulam os pacotes com cabeçalho e com a cauda, formando assim duas CPCS-PDUs diferentes, cada uma com 108 octetos (98 octetos de informação mais 4 octetos de cabeçalho mais 4 octetos de cauda e mais 2 octetos de PAD). O PAD é incluído de maneira que o cabeçalho mais o campo de informação sejam múltiplos de 4 bytes, (ou seja, 4 octetos de cabeçalho + 98 octetos de informação + 2 octetos de PAD, totalizam 104 octetos, que é múltiplo de 4 bytes). As duas CPCS-PDUs são então passadas paralelamente para duas subcamadas SAR distintas. A SAR segmenta as duas CPCS-PDUs distintas com dois diferentes valores de MID resultando em segmentos BOM, COM e EOM de 44 octetos para cada pacote (CPCS-PDU) que chega. Portanto, no nosso exemplo, cada CPCS-PDU dará origem à 3 tipos de SAR-PDUs (definidas pelo campo ST). Em cada célula EOM do exemplo proposto, o campo PAD possui 24 octetos, que são aí incluídos de maneira que a SAR obtenha segmentos de exatamente 44 octetos quando realizar a segmentação de cada CPCS-PDU. Como o processamento de cada CPCS-PDU ocorre em paralelo, as células resultantes são misturadas na saída. Esta função de multiplexação é a principal função adicional da AAL3/4 sobre a AAL5, porém, como comentado anteriormente, isto introduz complexidade à AAL3/4 e overheads, que não estão presentes na AAL5.

5.3.3.4 - AAL5

Como comentado anteriormente, a AAL5 surgiu pela necessidade da indústria de computadores por um protocolo mais simples que o AAL3/4. Portanto, a idéia básica desta AAL é a redução de overheads, que é obtida através da eliminação de certos procedimentos como a não realização do cálculo de CRC para cada segmento da mensagem e nem a realização da multiplexação de conexões da camada de adaptação em uma única conexão ATM (o que não impede que camadas superiores a realizem). Neste protocolo também é descartada a pré-alocação de buffers de remontagem (como é feita na AAL3/4), assim simplificando e agilizando o processamento da informação através da rede.

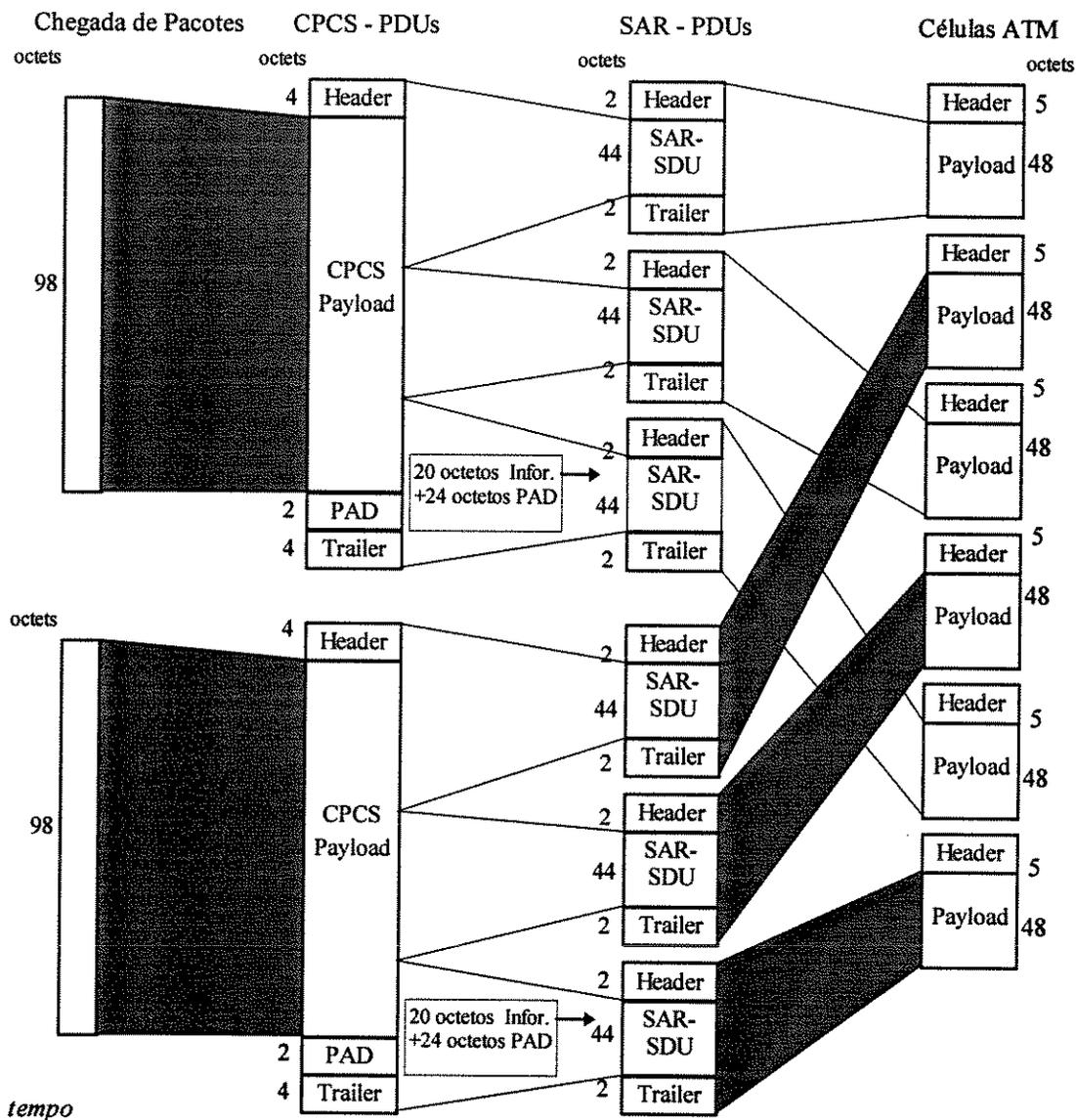


Figura 5.17: Exemplo de multiplexação realizada pela AAL3/4.

A AAL5 apresenta as mesmas funções da AAL3/4 com relação à entrega de mensagens (assegurada ou não assegurada) e com relação aos serviços de transporte que podem utilizar os modos de mensagem ou de fluxo. Como na AAL3/4, estas opções são implementadas através da subcamada SSCS.

A operação da AAL5 pode ser melhor compreendida através da figura 5.18 (SOARES et al., 1995) que apresenta uma AAL-SDU que é recebida no AAL-SAP (ponto de acesso ao serviço AAL), podendo ser processada pela subcamada SSCS e então encaminhada para subcamada CPCS. Na ausência da SSCS a AAL-SDU é encaminhada diretamente para a CPCS. A AAL-SDU ao chegar na CPCS recebe a

denominação de CPCS-SDU que transforma-se em uma CPCS-PDU após o acréscimo do overhead: bits de enchimento (PAD para garantir que a CPCS-PDU seja segmentada pela SAR em segmentos de exatamente 48 octetos cada) e cauda (composta por 8 octetos). A CPCS-PDU é encaminhada para SAR, sendo então denominada de SAR-SDU. A subcamada SAR simplesmente segmenta a SAR-SDU em segmentos de exatamente 48 octetos, que são denominados de SAR-PDU sem acrescentar nenhum tipo de bits de overhead (como não há CRC para os segmentos da SAR, erros simples são detectados somente após a verificação de CRC de toda CPCS-PDU, implicando em, no caso de ocorrência de erros, o descarte de toda a CPCS-PDU). A SAR entrega estes segmentos à camada ATM, onde eles passam a ser denominados ATM-SDUs, e indica, através de um parâmetro de primitiva (o parâmetro utilizado é o ATM-user-to-user indication que pode assumir o valor “1” ou “0”, vide tabela 5.4), se a ATM-SDU é a última de uma seqüência que faz parte de um mesmo bloco de informação CPCS-PDU. Finalmente a camada ATM monta a célula com um cabeçalho de 5 octetos e inclui no campo PT a indicação da última célula pertencente a um mesmo grupo de células.

A figura 5.19, baseada na Rec. I.363 (ITU-T, 1993g), descreve a CPCS para a AAL5. A CPCS-SDU (payload) pode ser qualquer número inteiro na faixa de 1 a $2^{16} - 1$ (65.535) octetos. A informação User-to-User (UU) é transportada de maneira transparente entre os usuários AAL, sendo utilizada para a troca de informações entre as CPCSs. O CPI atualmente possui como única função alinhar a cauda para um comprimento de 8 octetos. O campo Length tem a função de identificar o real comprimento da carga da CPCS-PDU, para que os bits de “enchimentos” (adicionados pelo PAD para garantir SAR--PDUs de exatamente 48 octetos) possam ser removidos pela CPCS de destino. O fato de 16 bits serem alocados para este campo define o comprimento máximo da carga da CPCS-PDU em $2^{16} - 1 = 65.535$ octetos. O campo CRC de quatro octetos detecta erros na CPCS-PDU. Este campo carrega o resultado do cálculo do CRC baseado no polinômio gerador $G_{32}(x) = x^{32} + x^{26} + x^{23} + x^{22} + x^{16} + x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + x + 1$. Este é o mesmo CRC que é utilizado pelo Ethernet/IEEE 802.3, Token Ring/IEEE 802.5 e pelo FDDI.

A figura 5.20, baseada na Rec. I.363 (ITU-T, 1993g) mostra a subcamada SAR para a AAL5. Como comentado anteriormente a SAR-PDU é composta de 48 octetos provenientes da CPCS-PDU. O único overhead que a subcamada SAR usa é o

campo codificado PT do cabeçalho da célula ATM (vide tabela 5.4 da seção 5.2.5), através do parâmetro ATM-user-to-user indication. Este parâmetro, para o caso específico da AAL5, assume o valor “0” para todas as células pertencentes a um mesmo bloco de informação, com exceção da última célula do bloco, quando então o valor é “1” e indica para a subcamada SAR de destino que esta é a última célula da seqüência de células, sinalizando assim que a remontagem pode começar. Portanto, as únicas funções da SAR são a quebra e remontagem de segmentos de 48 octetos e a sinalização através do parâmetro de primitiva ATM-user-to-user-indication.

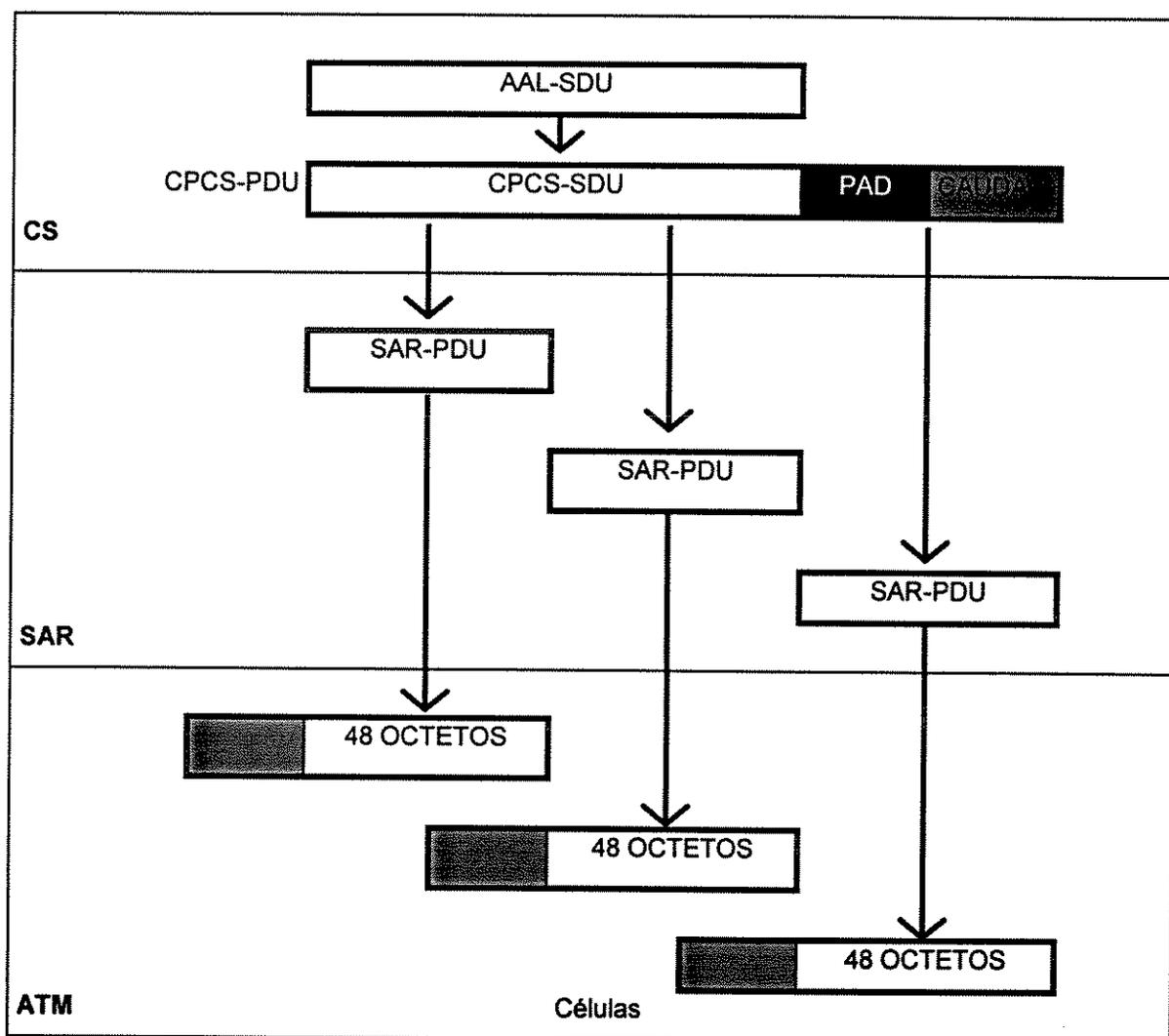


Figura 5.18: Visão simplificada do processo de transmissão da AAL5.

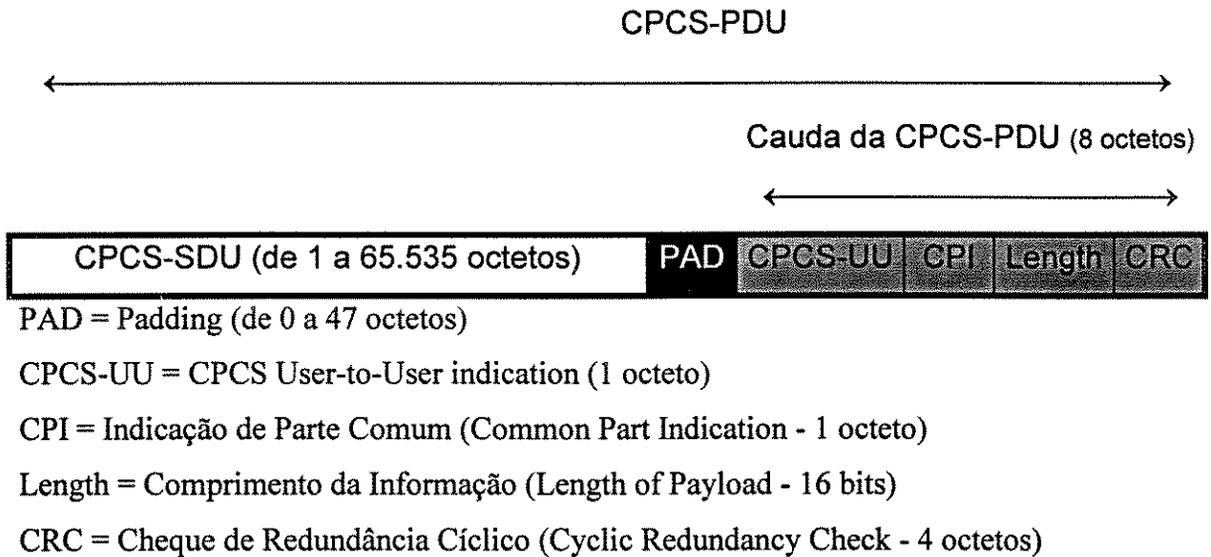


Figura 5.19: Formato da CPCS-PDU da AAL5.

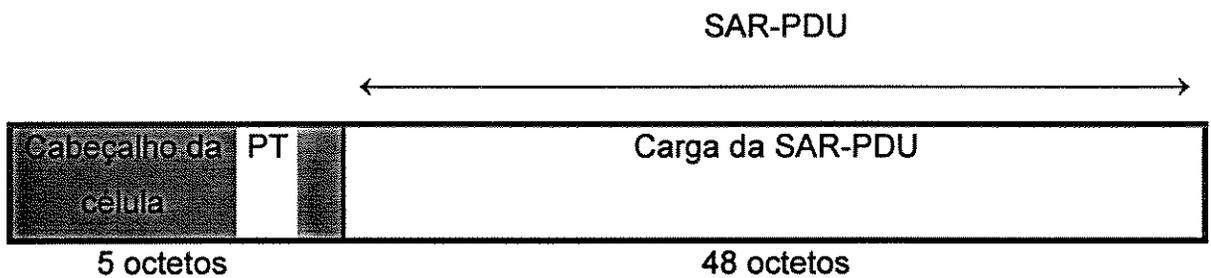


Figura 5.20: Subcamada SAR da AAL5.

A figura 5.21 mostra um exemplo idêntico ao apresentado para a AAL3/4 (figura 5.17) que ilustra de forma bastante clara a principal diferença entre a AAL3/4 e a AAL5 (MCDYSAN & SPOHN, 1995). Como anteriormente comentado, trata-se de um terminal de comunicações de dados que recebe simultaneamente dois pacotes de 98 octetos cada, destinados a uma única porta de saída ATM, porém agora utilizando protocolo AAL5.

Dois processos separados na subcamada CPCS adicionam cauda e PAD em cada pacote. Nota-se que não há necessidade de esperar a chegada do pacote inteiro, para que a subcamada SAR comece a segmentá-lo, o que não é possível na AAL3/4, pois esta necessita inserir corretamente o campo de alocação de tamanho de buffer

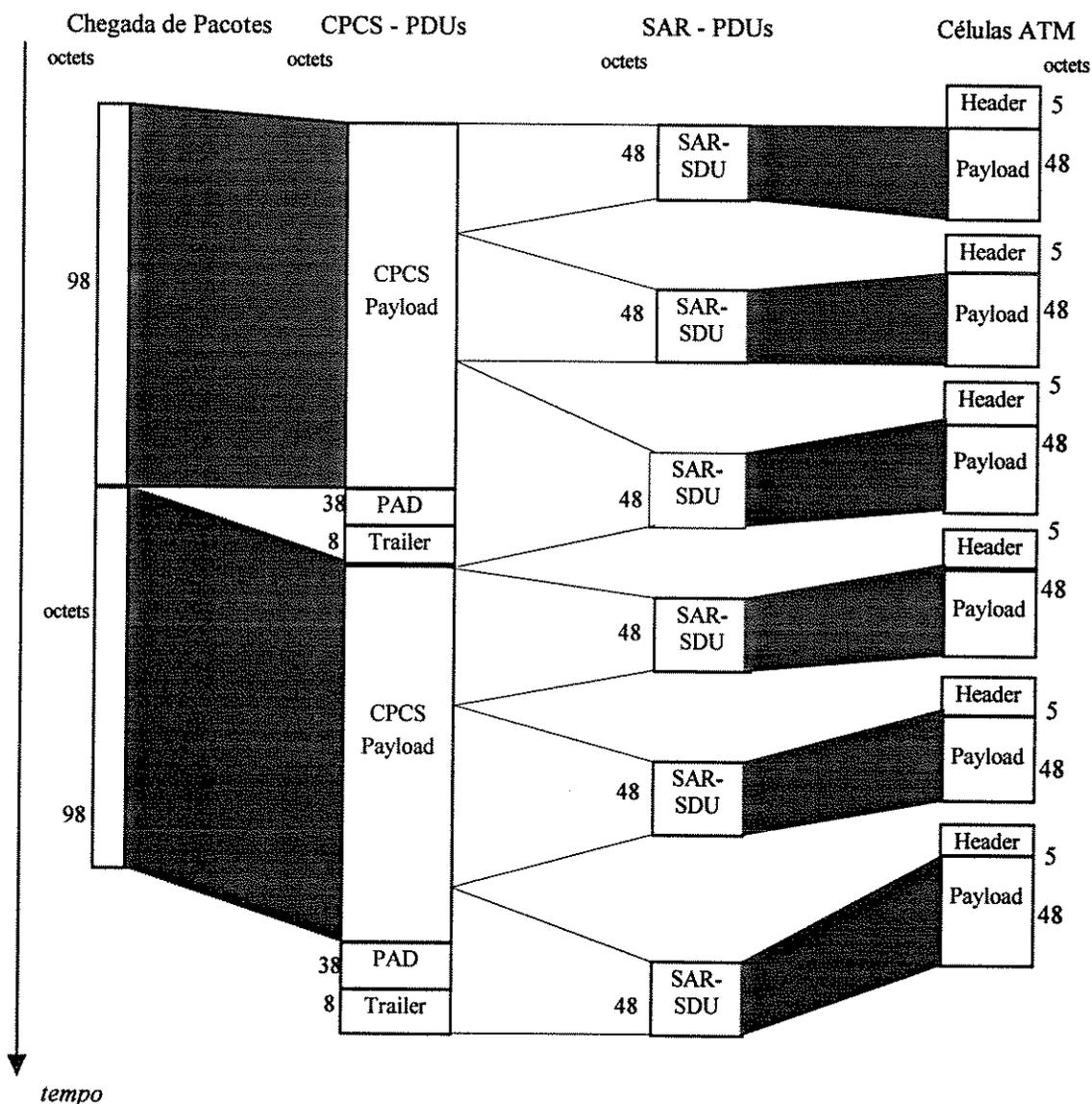


Figura 5.21: Exemplo de utilização da camada AAL5.

(BASize). Os pacotes são tratados por dois processos SAR paralelamente que segmentam as CPCS-PDUs em células ATM. No nosso exemplo, as células são destinadas a um mesmo VPI/VCI e, conseqüentemente, somente uma pode ser enviada por vez (a ausência do campo MID, impossibilita o reconhecimento de células pertencentes a CPCS-PDUs diferentes e portanto não haverá transmissão de células pertencentes a CPCS-PDUs diferentes, simultaneamente, de modo misturado). A implementação da AAL5 é mais simples que a AAL3/4, mas será incapaz de manter um enlace completamente ocupado, como a adicional multiplexação da

AAL3/4 poderia, caso pacotes cheguem mais rápido que a taxa na qual a SAR e a transmissão de células ocorrem. Isto pode levar a uma subutilização da largura de faixa pelo AAL5. Portanto, em alguns casos, a AAL3/4 faz um uso mais eficiente da VCC que a AAL5, apesar de aumentar a complexidade e o overhead.

No exemplo da figura 5.21 temos 98 octetos de informação mais 8 octetos de cauda mais 38 octetos de PAD, que são introduzidos pela subcamada CPCS de modo a garantir que a CPCS-PDU seja segmentada pela SAR em segmentos de exatamente 48 octetos cada.

5.3.3.5 - COMPARAÇÃO ENTRE AAL3/4 E AAL5

Como as duas AALs (AAL3/4 e a AAL5) são especificadas para as mesmas classes de serviço (C e D), elas precisam ser capazes de coexistir. O grande problema na introdução das duas AALs é a interconexão entre os terminais. Devido à estrutura dos dois protocolos serem distintas poderá ser impossível estabelecer uma interconexão direta entre terminais do tipo 3/4 e terminais do tipo 5. Além disto, por causa do formato da SAR-PDU do tipo 5 ser diferente do formato da SAR-PDU do tipo 3/4 a interoperação célula por célula poderia ser impossível entre eles (SUZUKI, 1994). Portanto a conversão de protocolo entre CP tipo 3/4 e CP do tipo 5 precisa ser implementada.

A funcionalidade das AAL3/4 e AAL5 são resumidas na tabela 5.7. O tipo 5 é mais simples porque as funções desnecessárias para o serviço orientado a conexão (CO) são eliminadas.

A AAL3/4 e a AAL5 são projetadas para suportar uma grande variedade de funções combinando várias subcamadas. Alguns exemplos das funções de protocolos existentes são mostradas na tabela 5.8.

Os padrões atuais visam principalmente a parte comum das AAL3/4 e AAL5. Os protocolos para SSCS estão ainda sendo introduzidos: o protocolo orientado a conexão de serviço específico (Service-Specific, Connection-Oriented Protocol - SSCOP) para operação assegurada e o FR-SSCS para operação não assegurada. O SSCOP precisa ser usado com o protocolo de Funções de Coordenação Específicas do Serviço (Service-Specific Coordination Functions - SSCF), especificamente

relacionado à ele, para acomodar os protocolos das camadas superiores. No capítulo 6 é apresentado de modo detalhado os procedimentos do SSCOP e do SSCF.

As especificações do protocolo AAL são a chave para o sucesso dos serviços B-ISDN. Eles precisam ser desenvolvidos de modo à garantir o sucesso das redes ATM.

Tabela 5.7: Comparação entre a AAL3/4 e a AAL5.

Funções	AAL3/4	AAL5	Comentário
Segmentação e remontagem	Usa cabeçalho SAR (ST) para identificar BOM/ COM/ EOM/ SSM	Usa cabeçalho SAR para identificar EOM/ Non-EOM	Não há diferença
Deteção de erro na SAR-PDU	Erro de bit: usa CRC10 Células inseridas/perdidas usa: ST e SN	Erro de bit: N.R. Células inseridas/perdidas: N.R.	Importante para CL Redundante para CO
Deteção de erro na CPCS-PDU	Erro de bit: N.R. Células inseridas/perdidas usa: length, B/Etag	Erro de bit usa: CRC32 Células inseridas/perdidas usa: CRC32, length	Não diferença associada com na deteção de erro da SAR-PDU
Taxa de erro perdida (missing)	Maior que 10^{-10} quando a camada ATM apresenta BER = 10^{-4}	Menor que 10^{-10} quando a camada ATM apresenta BER = 10^{-4}	Normalmente usada quando a camada ATM apresenta BER menor que 10^{-4}
Multiplexação	Usa o cabeçalho SAR (MID)	N.R.	Importante para serviço CL Não obrigatório para serviço CO
Alocação de buffer	Usa o cabeçalho da CPCS-PDU (BASize) no modo mensagem	N.R.	Útil para algumas implementações Requer mais hardware
Payload usada (ver tabela 5.7)	Em torno de 44 bytes/célula	Em torno de 48 bytes/célula	AAL5 é melhor
Mensagem AAL-OAM	Usa cabeçalho CPCS (CPI) para identificar mensagem OAM	N.R. (estudo futuro)	Estudo futuro
Informação User-to-User	N.R.	Usa a cauda CPCS (CPCS-UU) máximo de 1 byte	Estudo futuro
Implementação	Requer mais operação por célula	Requer menos operação por célula Melhor para processamento 32 bits	AAL5 é mais simples
N.R.: Não Realiza			

Tabela 5.8: Protocolos AAL.

Protocolo equivalente existente	Conjunto de protocolo AAL	Características
IEEE 802.2,3,4,5	CP AAL3/4 ou CP AAL5	Suporte a funções MAC
SMDS	CP AAL3/4	Possibilita implementar roteamento célula-por-célula
DL-CORE	CP AAL5 + FR-SSCS	Suporta somente capacidade de detecção de erro assumindo camada DL-CONTROL como camada superior
Camada 2 X.25 nível 2	CP AAL3/4 ou CP AAL5 + SSCOP + SSCF	Suporta funções tais como controle de fluxo, retransmissões e etc, considerando VC ATM como enlace de camada 1
Sinalização B-ISDN MTP2, Q.921	CP AAL5 + SSCOP + SSCF	Somente um conjunto de protocolo precisa ser usado para garantir a conectividade

CAPÍTULO 6 - PLANOS DE USUÁRIO, CONTROLE E GERENCIAMENTO

6.1 - INTRODUÇÃO

Os comutadores existentes nas atuais redes de comunicação fornecem duas funções básicas, o roteamento e a “bufferização”. Porém, os sistemas de comutação ATM necessitam também implementar as funções de controle e de gerenciamento de modo a garantir uma operação eficiente da rede. À medida que as pesquisas foram progredindo, ficou claro que a principal dificuldade em redes ATM está relacionada às questões operacionais (por exemplo, controle de múltiplos tipos de tráfego com diferentes requisitos de serviço). Os sistemas de comutação ATM são os elementos de rede que armazenam, processam e retransmitem o fluxo de informação através da rede.

Há razões para esperar que aspectos de controle de tráfego serão muito mais complicados e custosos para comutadores ATM do que para os atuais comutadores de circuito telefônico (CHEN & LIU, 1994). Isto porque, o processamento e o controle de tráfego precisam ser exercidos a nível individual de células, as quais trafegam em conexões virtuais. Além disto os comutadores ATM são projetados para realizar o tratamento de vários tipos de tráfego (voz, vídeo e dados) com diferentes requisitos de qualidades de serviços (QOS), o que torna sua tarefa ainda mais complicada em relação aos comutadores de circuito telefônico e em relação aos comutadores de redes de computadores. Redes ATM são projetadas para operar com altas taxas de transmissão, portanto, qualquer deterioração no serviço oferecido pela rede, mesmo que pequena, pode resultar em sérias perdas de informação para os usuários. Tendo isto em mente, fica claro a importância de manter-se um nível desejado de performance da rede, destacando o aspecto de controle de tráfego como um fator chave no projeto de sistemas de comutação ATM.

Como visto anteriormente, o modelo de referência de protocolo (PRM) para a B-ISDN, consiste de três planos separados: Plano de Usuário, Plano de Controle e Plano de Gerenciamento. Estes planos representam as camadas de protocolo associadas com três tipos de fluxo de tráfego: informação de usuário, informação de sinalização para controle de chamada/conexão e informação de gerenciamento para uma operação eficiente da rede ATM. A questão importante a ser realçada, é que o

principal propósito dos planos de controle e de gerenciamento é o de dar suporte aos serviços fornecidos pelo plano de usuário.

6.2 - VISÃO GERAL DO PLANO DE USUÁRIO

O plano de usuário possui uma estrutura hierárquica formada pela camada física, pela camada ATM, pelas camadas de adaptação e por camadas superiores, sendo que a camada AAL e as camadas superiores fornecem serviços e interfaces significativas para aplicações de usuários finais, tais como, Frame Relay, SMDS, outros protocolos e APIs (Application Programming Interfaces).

A camada física poderá utilizar estruturas baseadas em quadros SONET/SDH ou PDH ou estruturas baseadas em células. A camada ATM é responsável pela transferência do fluxo de células, preservando a seqüência das células que são transmitidas através da rede, utilizando para isto VPCs/VCCs, que são estabelecidas e desativadas pelo Plano de Controle. Como dito anteriormente o modo ATM é orientado a conexão nos dois níveis de canal virtual (VC) e caminho virtual (VP), este conceito será importante para a futura discussão dos princípios de controle de tráfego e OAM. A AAL é subdividida em duas camadas SAR e CS (que poderá ainda ser subdividida em CPCS e SSCS), como visto anteriormente.

Até a presente data, dois protocolos SSCS foram desenvolvidos especificamente para o plano de usuário: Frame Relay SSCS e SMDS SSCS. Não há uma SSCS para IP ou emulação de circuitos, desde que, a parte comum (CPCS) da AAL suporta-os diretamente.

6.3 - PLANO DE CONTROLE

O plano de controle representa as camadas de protocolo para transporte de informação de sinalização, utilizando a mesma estrutura de camadas hierárquicas do plano de usuário. Através de células ATM de sinalização, os usuários e a rede trocam entre si informação de sinalização. A sinalização é realizada através de um canal específico denominado de canal virtual de sinalização (Signalling Virtual Channel - SVC) (CHEN & LIU, 1994). O canal virtual de sinalização é utilizado para estabelecer, mudar e liberar VPCs/VCCs, que podem ser comutadas ou permanentes (SVC ou PVC), sendo que a função mais crítica é a de dar suporte ao estabelecimento

de SVCs. Cada VP possui um VC reservado para sinalização ponto a ponto. Segundo a especificação de sinalização UNI (ATM Fórum, 1996b), o VC padrão para sinalização ponto a ponto é identificado pelo código no campo do cabeçalho VPI = 0, VCI = 5. Um usuário pode ter múltiplas entidades de sinalização conectadas na rede através de conexões virtuais separadas. Para estabelecer e controlar outros canais virtuais de sinalização, procedimentos de “metassinalização” (no plano de gerenciamento) utilizam um VC permanente chamado de canal virtual de metassinalização identificado pelo código padronizado VPI = 0, VCI = 1. Portanto, na B-ISDN, a utilização de ATM permite uma separação lógica entre o fluxo de informação de sinalização e o fluxo de informação do usuário. Isto é feito estabelecendo conexões virtuais para cada tipo de informação (este tipo de procedimento é comumente chamado de sinalização fora de faixa, que é característico em redes de comutação rápida de pacotes). O estabelecimento, a verificação e a liberação de conexões de canais virtuais de sinalização (Signalling VCCs - SVCCs) são efetuados através da função de metassinalização (KAWARASAKI & JABBARI, 1991). Um canal de metassinalização pode controlar apenas canais de sinalização no seu mesmo VP. A comunicação durante uma fase de metassinalização utiliza uma conexão especial predefinida denominada de VCC de metassinalização (Metasignalling VCC - MVCC). Procedimentos específicos de metassinalização estão ainda em estudos.

O plano de controle é responsável ainda pelas funções críticas de *endereçamento e roteamento*. A arquitetura do protocolo de sinalização do plano de controle é apresentada na figura 6.1 (MCDYSAN & SPONH, 1995).

As especificações para a sinalização AAL (SAAL) estão sendo desenvolvidas no ITU-T. A Rec. Q.2931 do ITU-T (anteriormente chamada de Q.93B) especifica a sinalização da B-ISDN na UNI ATM. A Rec. Q.2130 (anteriormente chamada Q.SAAL2) do ITU-T especifica a Função de Coordenação de Serviço Específico (Service Specific Coordination Function - SSCF) para a UNI. A Rec. Q.2110 (anteriormente chamada de Q.SAAL1) especifica o Protocolo Orientado a Conexão de Serviços Específicos (Service Specific Connection Oriented Protocol - SSCOP). A Parte Usuário ISDN (ISDN User Part - ISUP) está sendo adotada de maneira similar para a faixa larga com a denominação de B-ISUP. O protocolo B-ISUP opera sobre o MTP3 (Message Transfer Protocol 3), idêntico ao usado no sistema de sinalização 7 (SS7) para sinalização de voz e sinalização fora de faixa N-ISDN (WU et al., 1995).

Isto permitirá uma sinalização de rede B-ISDN flexível para operar sobre as redes de sinalização existentes ou diretamente sobre as novas redes ATM. As séries de Recs. Q.2761 até Q.2764 do ITU-T especificam o protocolo B-ISUP. A Rec. Q.2140 do ITU-T especifica a SSCF na NNI. A sinalização NNI usa o mesmo protocolo SSCOP adotado na UNI.



FIGURA 6.1: Visão geral da arquitetura do plano de controle.

A figura 6.2 mostra a troca de sinalização em um cenário de interligação de uma rede ATM com uma rede STM.

A Rec. I.580 (ITU-T, 1993j), especifica a utilização da Interwork function IWF1. No nosso exemplo a IWF1 realiza a conversão entre sinalização utilizada na maioria das redes atuais, ou seja, a SS7, e a sinalização utilizada em redes faixa larga, realizando a tradução de mensagens entre os protocolos B-ISUP e N-ISUP. A pilha de protocolos envolvida nos planos de usuário e de controle também é apresentada na figura.

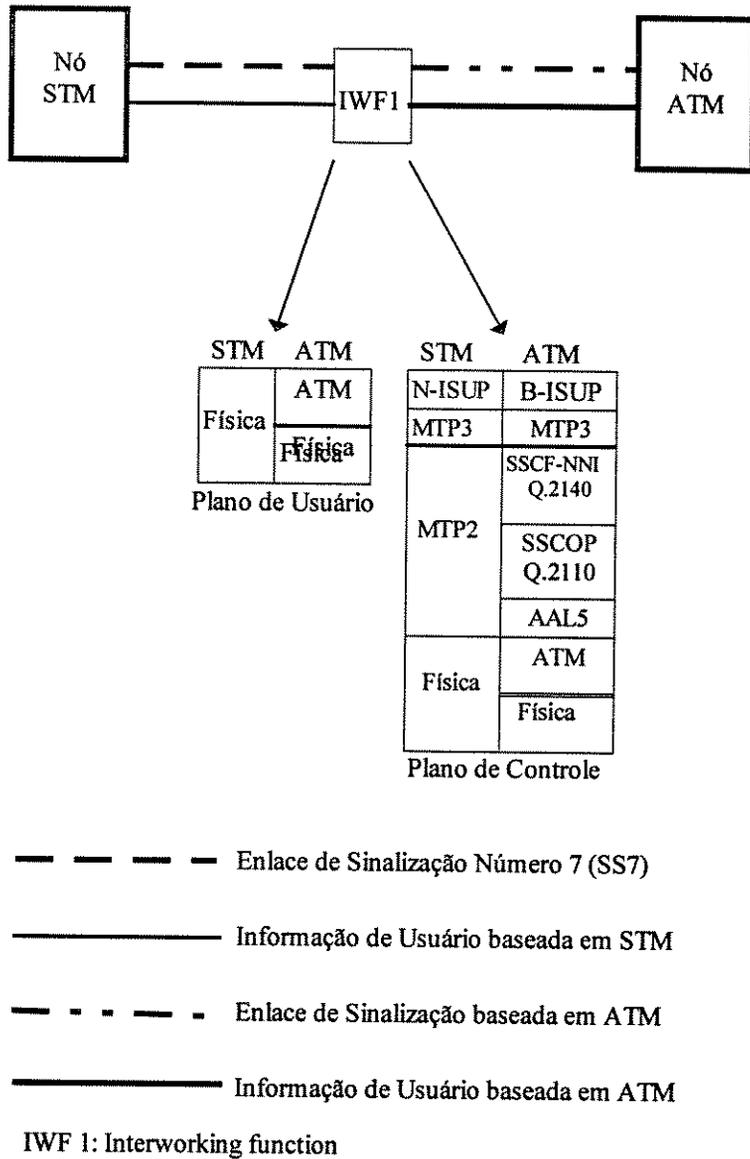


Figura 6.2: Ilustra a função de interoperação de redes através do IWF1.

A seguir vamos relacionar algumas funções de sinalização referentes ao controle de conexões de canal virtual e de caminho virtual. A Rec. I.311 (ITU-T, 1991a) especifica as características de sinalização da B-ISDN, na UNI, que deve atender aos seguintes requisitos:

- Estabelecimento e liberação de VCCs e VPCs para transferência de informação. As conexões podem ser estabelecidas sob demanda, de modo semi-permanente ou permanente, e devem atender as características solicitadas para as mesmas (por exemplo, QoS).
- Suporte a configurações ponto a ponto, multiponto e difusão.

- Negociação das características de tráfego da conexão na fase de estabelecimento de conexão.
- Possibilidade de renegociação das características de tráfego para uma conexão já estabelecida.
- Suporte a chamada com várias conexões.
- Estabelecimento e liberação simultânea de múltiplas conexões associadas a uma única chamada (o estabelecimento de múltiplas conexões não deve ser significativamente mais demorado que o estabelecimento de uma única conexão).
- Adição (remoção) de uma conexão em (de) uma chamada em andamento.
- Adição (remoção) de um usuário a (de) uma chamada com múltiplos usuários.

6.3.1 - ENDEREÇAMENTO E ROTEAMENTO

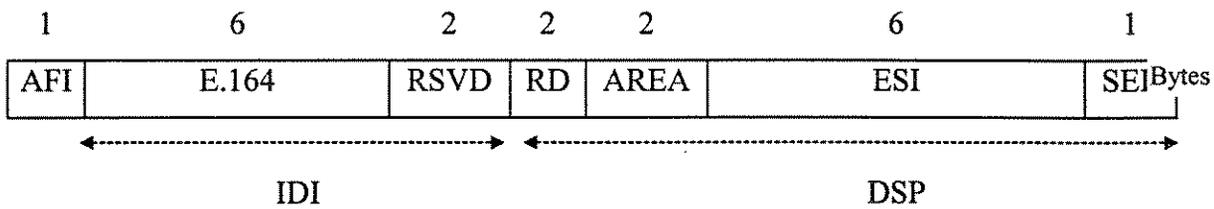
Existem duas funções críticas em redes comutadas que também são realizadas pelo Plano de Controle: **endereçamento e roteamento**.

O endereçamento ocorre no nível VPI/VCI e no nível de rede lógica, sendo de responsabilidade do protocolo de sinalização designar os valores VPI/VCI para os endereços ATM. Quando um usuário deseja estabelecer uma conexão com outro usuário (conexão ponto a ponto), através de uma VCC ou uma VPC, procedimentos de sinalização são realizados pelos protocolos do plano de controle, de acordo com a necessidade de comunicação do usuário chamador para o usuário chamado. Se houver necessidade de uma conexão bidirecional entre eles, então duas VCCs (ou VPCs) terão que ser estabelecidas (lembrando que tanto a VCC quanto a VPC são definidas somente em uma direção) e também que a QoS (especificada por parâmetros de tráfego, tais como, Taxa de Perda de Célula e Variação do Atraso de Célula) associada a cada (VCC ou VPC) pode ser diferente em cada direção de transmissão. No entanto, os valores de endereço ATM VPI para VPC e endereço ATM VPI/VCI para VCC, na interface da rede com os usuários (UNI), devem ser idênticos para as conexões estabelecidas nos dois sentidos de transmissão.

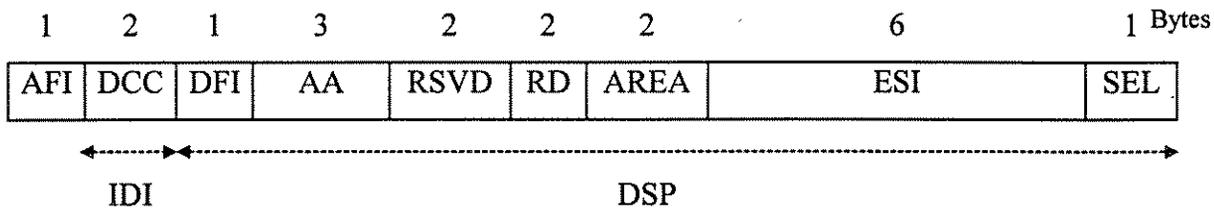
Desde de que o VPI/VCI é único somente para o caminho de transmissão físico (tendo significado local somente), há a necessidade de se ter um endereço de

nível superior que seja único pelo menos através de cada rede, caso haja mais de uma rede envolvida no estabelecimento de uma conexão fim a fim. Portanto, durante a fase de estabelecimento de conexões é necessário identificar unicamente cada ponto terminal ATM. Uma vez que cada entidade envolvida na conexão virtual (comutada ou permanente) tenha um endereço único definido no momento do estabelecimento da conexão, torna-se possível o roteamento das células de informação, através da conexão.

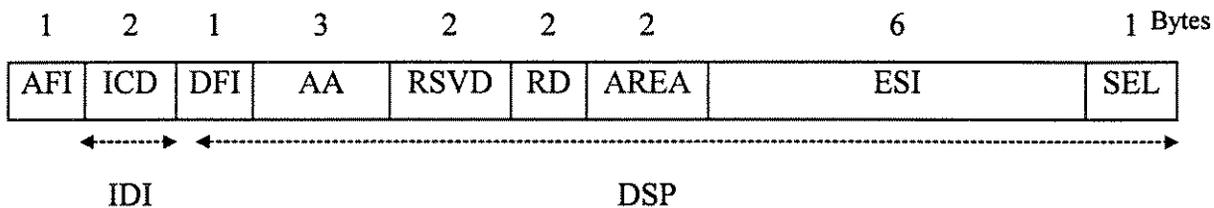
O formato deste endereço em redes privadas segue o formato dos pontos de acesso de serviço de rede da OSI, especificado nos padrões ISO 8348 e Rec. X.213. Os três formatos de identificadores iniciais de domínio (Initial Domain Identifier - IDI) que estão especificados são: DCC, ICD e E.164 e estão apresentados na figura 6.3 (CHAO et al., 1994). Cada um destes três tipos de endereços ATM é formado por 20 bytes e possui uma estrutura hierárquica de modo que nem todo sistema é visível para outro sistema. Por causa deste endereçamento hierárquico, cada comutador necessita saber somente como alcançar as sub-redes e os gateways que possuem endereços de outras redes. Para um melhor entendimento da idéia contida no endereçamento hierárquico, vamos analisar o formato ATM DCC, considerando um exemplo em que: o primeiro nível de roteamento é feito para países (gateways interligando os países formam uma rede que constitui o nível mais alto de roteamento); o segundo nível de roteamento é feito, dentro de cada país, o roteamento é realizado com base nos domínios (que forma outro nível de roteamento por exemplo a rede do país é uma sub-rede para o resto do mundo); já dentro de cada domínio, o roteamento é feito até uma determinada área (que pode ser um terceiro nível de sub-rede, por exemplo, uma rede de um estado, que por sua vez é uma sub-rede dentro da sub-rede do país); finalmente dentro de cada área o roteamento é realizado com o objetivo de alcançar os terminais ligados àquela área (por exemplo, os computadores de uma rede cooperativa).



(a) Formato ATM E.164



(b) Formato ATM DCC



(c) Formato ATM ICD

AFI: Authority and Format Identifier

DCC: Data Country Code

RD: Routing Domain

DFI: Domain specific part Format Identifier

ESI: End System Identifier

AA: Administrative Authority

SEL: NSAP Selector

ICD: International Code Designator

Figura 6.3: Formatos de endereços utilizados em redes ATM.

O campo de identificação de autoridade e formato (AFI) identifica a autoridade que aloca o código do país, o designador do código internacional ou o número E.164, o formato do campo IDI e a sintaxe do resto do endereço. Os valores

do campo AFI que estão atualmente definidos são apresentados na tabela 6.1, portanto o AFI identifica também qual dos três formatos estão sendo utilizados.

Tabela 6.1: Valores do campo AFI.

AFI	Formato
39	Formato ATM DCC
47	Formato ATM ICD
45	Formato ATM E.164

O código do país (Data Country Code - DCC) especifica o país no qual o endereço está registrado (códigos de países são definidos pela norma ISO 3166, codificados em BCD).

O designador de código internacional (International Code Designator - ICD) identifica uma organização internacional (códigos para organizações internacionais são atribuídos pela British Standards Institute, e também codificados em BCD).

A Rec. E.164 especifica a numeração a ser utilizada pela RDSI e inclui a numeração telefônica atual. Estes números, como apresentado na figura 6.4, podem ter até 15 dígitos codificados em BCD.

Dentro de cada um destes domínios existe uma parte específica de domínio (Domain Specific Part - DSP). A DSP é idêntica para os formatos ATM DCC e ATM ICD.

O identificador de formato DSP (DSP Format Identifier - DFI) especifica o significado do restante do endereço, ou seja, a estrutura, semântica e requisitos administrativos do restante do endereço.

O valor do campo autoridade administrativa (Administrative Authority - AA) identifica a organização que é responsável pela alocação do endereço no restante do DSP. Esta organização pode ser um fornecedor de serviço ATM, um vendedor de equipamentos ATM ou um administrador de uma rede privada ATM. O restante do DSP é idêntico para todos domínios.

O campo reservado (ReSeRVeD - RSVD) está reservado para uso futuro.

O identificador de domínio de roteamento (Routing Domain - RD) é um campo que deve ser único para cada valor E.164 (no Formato ATM E.164), para cada

valor da seqüência DCC+DFI+AA (no Formato ATM DCC); e cada valor da seqüência ICD+DFI+AA (no Formato ATM ICD).

O campo de área (AREA) identifica uma área única dentro de um domínio de roteamento.

O identificador de sistema final (End System Identifier - ESI) e o campo de seleção (SElector - SEL) são idênticos para todos os formatos IDI como especificado na ISO 10589. O identificador de sistema final (ESI) identifica o sistema final dentro de uma área. Este endereço pode ser um endereço globalmente único, por exemplo, um endereço de 48 bits da subcamada de acesso ao meio definido pelo IEEE (endereço 48-bit IEEE MAC). O campo de seleção (SEL) não é utilizado para roteamento mas pode ser usado pelos sistemas finais (End Systems - ES).

A figura 6.4 ilustra o formato do plano de numeração E.164 do ITU-T. A numeração internacional é codificada em código decimal binário (Binary Coded Decimal - BCD) e é preenchido com zeros no campo PAD para obter um comprimento constante de 15 dígitos. Há um código de país (Country Code - CC) de um à três dígitos como padronizado pela Rec. E.163. O restante do endereço é o número de significado nacional (Nationally Significant Number - NSN). O NSN pode ser dividido em um código de destino nacional (National Destination Code - NDC) e um número de assinante (Subscriber Number - SN).

6.3.2 - MODELO DO PROTOCOLO DO PLANO DE CONTROLE

A figura 6.5 ilustra o protocolo modelo para a Sinalização AAL (SAAL) tal como definido na especificação de sinalização ATM na UNI, Versão 4.0 (ATM Fórum, 1996b). A SAAL é composta de duas subcamadas, a subcamada de parte comum e a subcamada de parte específica do serviço. Conforme dito, em redes ATM as mensagens de sinalização são transportadas em canais virtuais separados, usando a parte comum de uma das AALs descritas anteriormente. A parte comum da AAL (CP-AAL) utilizada para o envio de mensagem de sinalização, é a AAL5 como comentado no capítulo 5. Como visto na figura 6.5, a parte específica do serviço é subdividida em dois protocolos, o protocolo de Função de Coordenação Específica do Serviço (Service Specific Coordination Function - SSCF) e Protocolo Orientado a Conexão Específico de Serviço (Service Specific Connection Oriented Protocol - SSCOP), os quais são adicionados acima da camada AAL5.

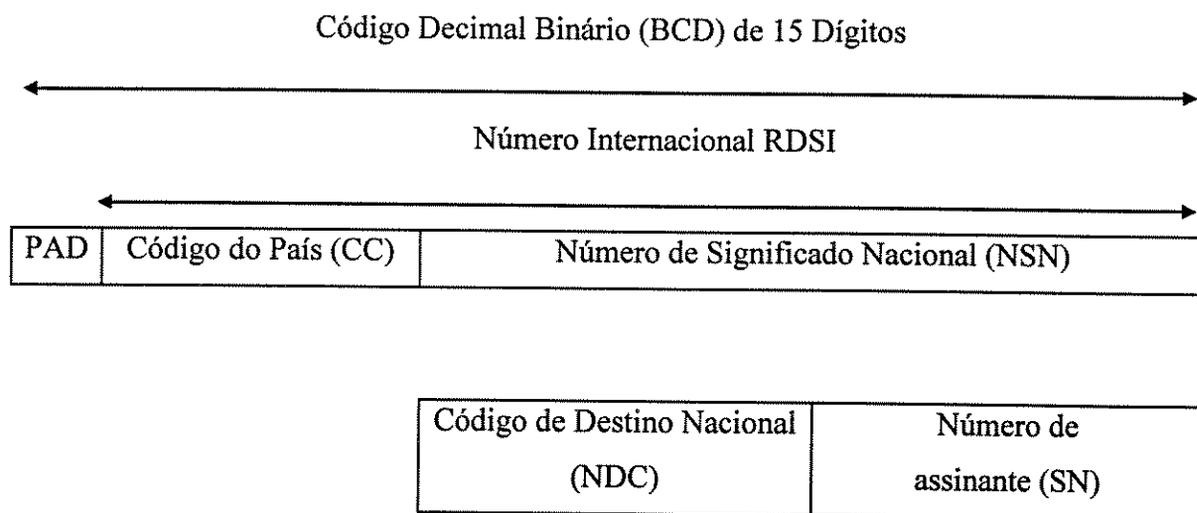


Figura 6.4: Formato do plano de numeração E.164 do ITU-T.

As primitivas SAAL são fornecidas no ponto de acesso de serviço (SAP) SAAL. Há uma correspondência direta entre o SAP SAAL e o SAP ATM, ou seja, a SAAL reside entre a camada ATM e o Q.2931 (anteriormente chamada Q.93B). O propósito da SAAL é o de fornecer um transporte confiável de mensagens Q.2931 entre as entidades pares Q.2931 (por exemplo, comutador ATM e Host) sobre a camada ATM. O interfaceamento da SAAL com a camada ATM é realizado pela parte comum AAL5. Como observado na figura 6.5, os protocolos de sinalização SSCF e SSCOP e a parte comum da AAL são todos gerenciados como camadas separadas, pelas funções correspondentes da camada de gerenciamento. A camada de gerenciamento é responsável por funções de gerenciamento específicas da camada. O plano de gerenciamento coordena, através das funções da camada de gerenciamento, a maneira como toda a capacidade de sinalização fim a fim é fornecida.

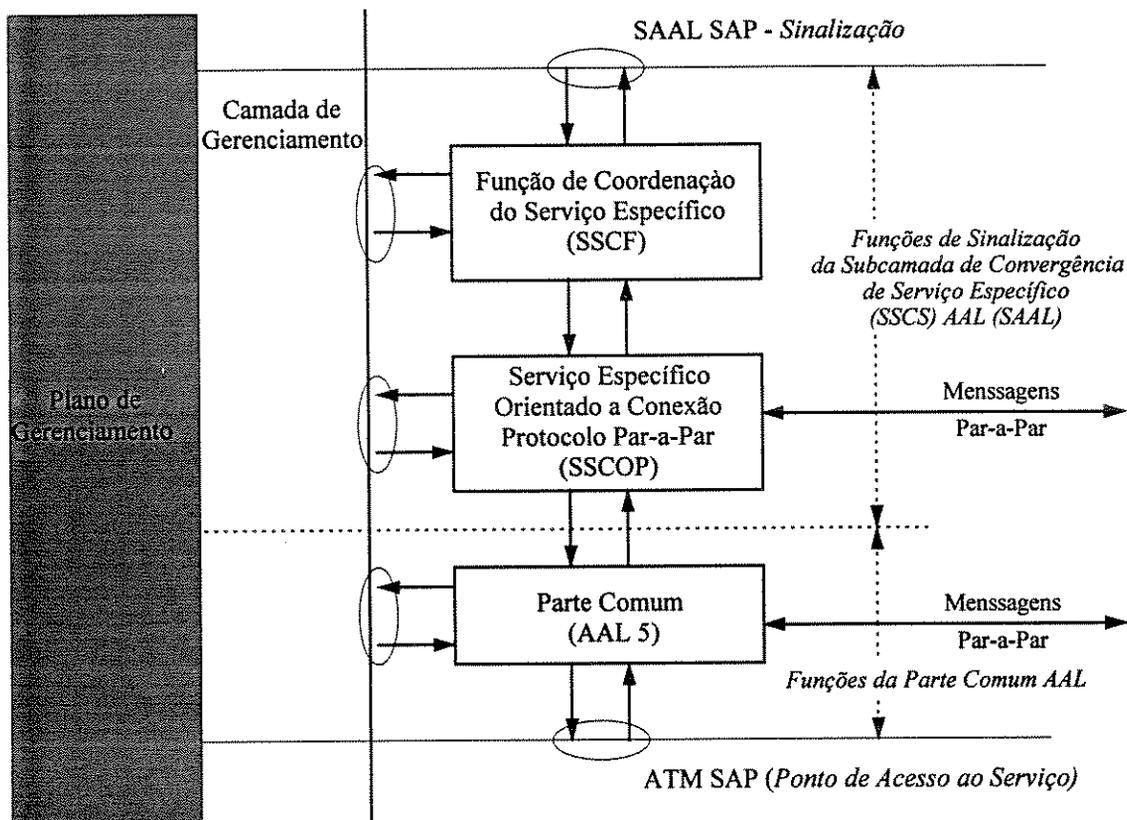


Figura 6.5: Ilustra o modelo de protocolo da camada de Sinalização AAL (SAAL).

A função de coordenação específica do serviço (Service Specific Coordination Function - SSCF) fornece os serviços para a sinalização AAL (SAAL), sendo que os mais importantes são: independência em relação às camadas subjacentes, modo de transferência de dados não assegurado, modo de transferência de dados assegurado, retransmissão de informações de maneira transparente e estabelecimento de conexões para o modo de transferência assegurado.

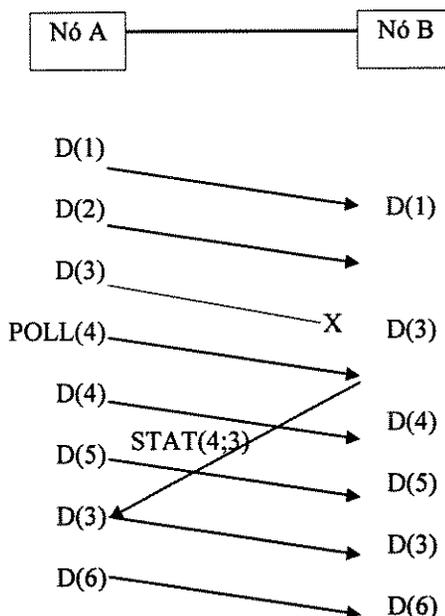
O SSCF fornece as capacidades acima mencionadas, principalmente, para possibilitar o mapeamento entre uma máquina de estado simples de usuários e uma máquina de estados mais complexa empregada pelo protocolo SSCOP. Portanto a SSCF mapeia os serviços do SSCOP para as necessidades dos usuários SSCF. Diferentes SSCF podem ser definidas para suportar as necessidades de diferentes usuários AAL. A SSCF usada para suportar Q.2931 na UNI é especificado na Q.2130.

O protocolo orientado a conexão para serviço específico (Service Specific Connection-Oriented Protocol - SSCOP) é um protocolo que trabalha com a troca de mensagens de sinalização par a par, ou seja, a troca de mensagens de sinalização é

feita entre entidades pares SSCOP localizadas em máquinas distintas. O SSCOP é especificado na Q.2110 e realiza as seguintes funções:

- garantia da integridade na seqüência de células transmitidas, ou seja, entrega ordenada das células transmitidas,
- envio de informação de erro para a camada de gerenciamento,
- capacidade de estabelecer, liberar e sincronizar uma conexão SSCOP,
- correção de erro por detecção e retransmissão,
- recepção baseada no controle de fluxo do transmissor,
- manter ativo o envio de mensagens quando outros dados não estão sendo transmitidos,
- transferência de dados do usuário de modo assegurado e de modo não assegurado,
- troca de informação de status entre entidades pares.

O modo não assegurado é um protocolo datagrama não confiável semelhante ao protocolo de transporte *Protocolo de Dados de Usuário* (User Datagram Protocol - UDP) da arquitetura Internet, mas é no modo de transferência de dados assegurado que este protocolo encontra o seu maior valor (onde uma conexão precisa ser estabelecida antes que a transferência de dados possa ter início). A característica chave do SSCOP é que o receptor, através de uma solicitação periódica do transmissor, indica se um ou mais quadros da seqüência transmitida foram perdidos e solicita as retransmissões específicas dos mesmos (esta solicitação periódica feita pelo transmissor ao receptor, serve também para o propósito de manter a conexão ativa, quando outros dados não estão sendo transmitidos). É bom lembrar que a detecção de erros é realizada pela CP-AAL5, que trabalha em conjunto com o SSCOP. O transmissor portanto, retransmite somente os quadros perdidos, o que reduz de maneira significativa as retransmissões, quando comparado com a estratégia de retransmissão “Go-Back N” utilizadas pelo X.25. Esta estratégia de retransmissão é mostrada na figura 6.6.



D(SN) = Dados(Número de Seqüência)
 POLL(Próximo) = Poll identificando o próximo SN
 STAT(Próximo; Erro) = Status próximo ACK e a lista de dados errados, caso tenha mais de um.

Figura 6.6: Ilustra o exemplo da estratégia de retransmissão do SSOP.

6.3.3 - MENSAGENS DE SINALIZAÇÃO

O que vem a ser o protocolo de sinalização? Ele dita as regras para a troca de mensagens de sinalização, especificando a seqüência das mensagens que precisam ser trocadas entre as partes envolvidas no processo de sinalização, define regras para verificação dos parâmetros solicitados para cada conexão da camada ATM a ser estabelecida e define as ações a serem tomadas para estabelecer, manter e desativar conexões da camada ATM. Uma vez que o protocolo de sinalização precisa ter alta confiabilidade, uma parcela significativa deste está voltada para assuntos como, tratamento de erros, mensagens inválidas e inúmeras outras situações relacionada à sua confiabilidade, de maneira que ele possa ser eficiente.

A seguir apresentaremos de maneira sumária as principais mensagens de sinalização provenientes do protocolo Q.2931 (MONTEIRO, 1994).

Mensagens para o controle de chamadas e conexões ponto a ponto:

- Mensagens de estabelecimento de chamadas
 - SETUP: pedido de estabelecimento de conexão.

- CALL PROCEEDING: é a indicação de que o pedido de estabelecimento de conexão já foi iniciado.
- CONNECT: indica aceitação da conexão pelo usuário chamado.
- CONNECT ACKNOWLEDGE: indica confirmação da chamada.

- Mensagens de rompimento de chamadas

- RELEASE: pedido de liberação da conexão.
- RELEASE COMPLETE: confirmação de liberação da conexão.

- Mensagens para obtenção de status

- STATUS ENQUIRY: pedido de informação sobre o estado de uma conexão.
- STATUS: resposta a uma mensagem de STATUS ENQUIRY.

Mensagens para controle de chamadas e de conexões ponto a multiponto:

- ADD PARTY: pedido de inclusão de um novo parceiro em uma conexão já estabelecida.
- ADD PARTY ACKNOWLEDGE: indica a confirmação do ADD PARTY.
- ADD REJECT: indica a rejeição do ADD PARTY.
- DROP PARTY: indica a remoção de um parceiro em uma conexão já existente.
- DROP PARTY ACKNOWLEDGE: indica a confirmação do DROP PARTY.

Mensagens usadas com a referência global de chamada:

- RESTART (ALL): solicita ao destinatário que reinicialize, isto é, libere todos os recursos associados com o canal virtual (VC) em questão ou com todos os VCs controlados pelo canal virtual de sinalização.

- RESTART ACKNOWLEDGE: indica que a reinicialização solicitada foi concluída.
- STATUS

Cada mensagem de sinalização é composta de um **discriminador de protocolo** (usado para diferenciar mensagens de controle de chamadas de outras mensagens), **referência da chamada** (possui somente significado local e é usado para identificar a qual chamada pertence uma determinada mensagem), **tipo da mensagem** (sua finalidade é a de identificar a função da mensagem que está sendo enviada), **comprimento da mensagem e elementos de informação** de comprimento variável, alguns dos quais são obrigatórios e outros são opcionais.

A figura 6.7 apresenta uma organização geral das mensagens de sinalização.

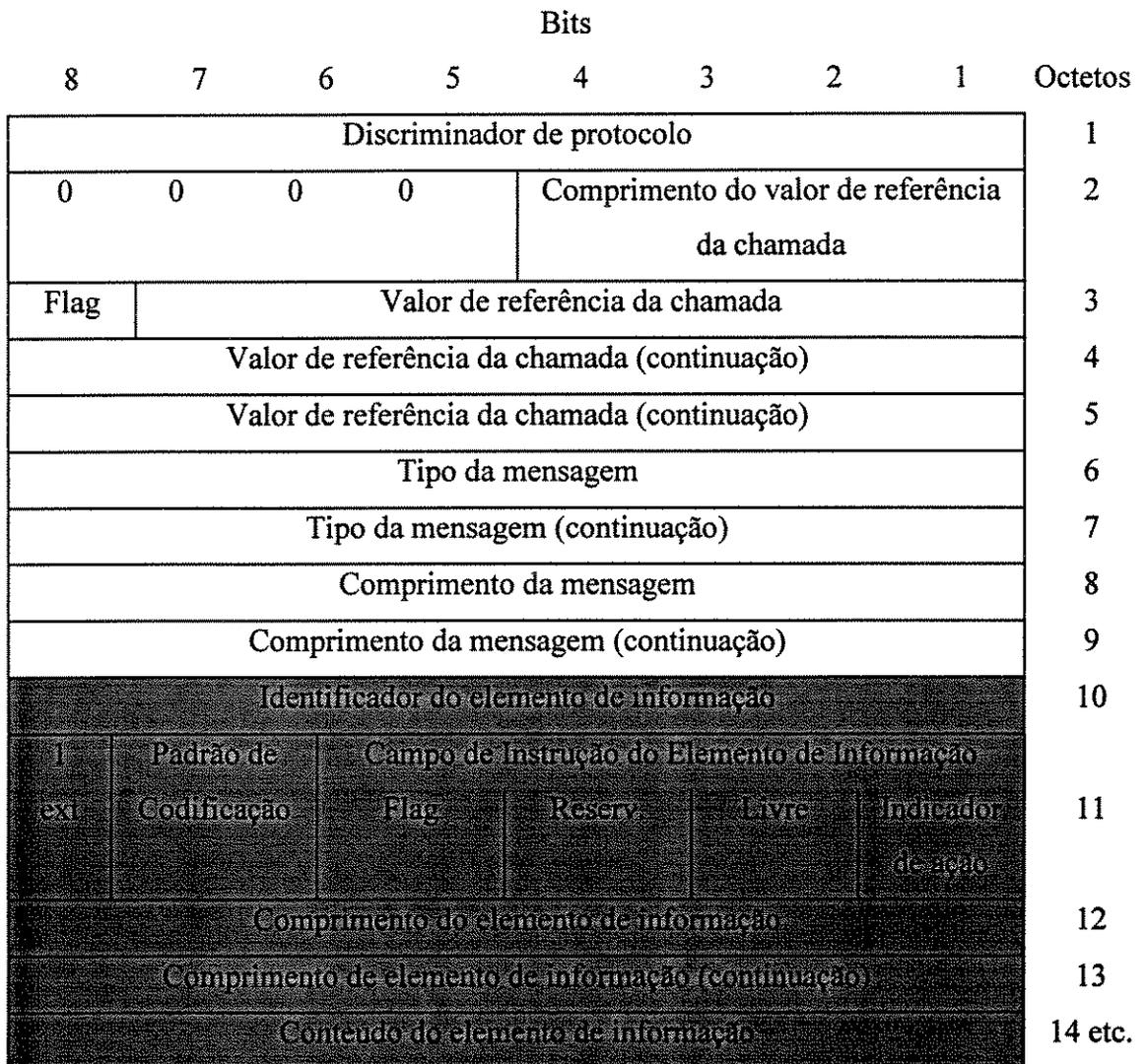


Figura 6.7: Exemplo de organização geral das mensagens.

A parte sombreada da figura 6.7 representa o formato geral do Elemento de Informação (EI). O identificador do elemento de informação possui uma codificação pré-definida para os vários parâmetros do elemento de informação, quer sejam obrigatórios ou opcionais. A tabela 6.2 apresenta esta codificação para os elementos de informação obrigatoriamente usados pelo protocolo e também para alguns elementos de informação não obrigatórios.

Tabela 6.2: Codificação do Identificador do Elemento de Informação.

Bits 8 7 6 5 4 3 2 1	Elemento de Informação	Comprimento Máximo	Obrigatoriamente usado pelo protocolo
0 1 0 1 1 0 0 1	Taxa de geração de células do usuário	30	Sim
0 1 1 1 0 0 0 0	Número da parte chamada	25	Sim
0 1 0 1 1 0 1 0	Identificador de conexão (valor designado para VPI/VCI)	9	Sim
0 1 0 1 1 1 0 0	Parâmetro da qualidade de serviço (QoS)	6	Sim
0 1 0 1 1 1 1 0	Capacidade de faixa larga requisitada	7	Não
0 1 0 1 1 1 0 1	Informações da camada de alto nível	13	Não
0 1 0 1 1 1 1 1	Informações da camada de baixo nível	17	Não
0 1 0 1 1 0 0 0	Parâmetros da camada AAL	20	Não
0 1 1 1 0 0 0 1	Subendereço da parte chamada	25	Não
0 1 1 0 1 1 0 0	Número da parte chamadora	26	Não
0 1 1 0 1 1 0 1	Subendereço da parte chamadora	25	Não
0 1 1 1 1 0 0 0	Seleção da rede de trânsito	8	Não
0 0 0 0 1 0 0 0	Código de causa	34	Não
0 1 0 1 0 1 0 0	Identificador de referência de ponto terminal	7	Não
0 1 0 1 0 1 0 1	Estado do ponto terminal	5	Não

A seguir serão explicados os elementos referidos na tabela 6.2:

- O elemento de informação *taxa de geração de células* é responsável pela especificação do conjunto de parâmetros de tráfego (por exemplo, especificação da taxa de pico e média e o comprimento máximo da rajada).
- O elemento de informação *número da parte chamada* é utilizado para identificar o destino da chamada, sendo que o formato do endereço pode ser um daqueles anteriormente discutidos na seção 6.2.1 (Formato ATM ICD, formato ATM DCC e o formato ATM E.164).
- O elemento de informação *subendereço da parte chamada* é utilizado para identificar um subendereço associado com o destino da chamada.
- O elemento de informação *identificador de conexão* é utilizado para identificar os recursos locais de conexão na interface.
- A finalidade de elemento de informação *qualidade de serviço* é a de requisitar e indicar a classe de QoS para a conexão.
- Os elementos de *informação das camadas de nível alto* e *informação das camadas de nível baixo* têm por objetivo fornecer as condições para a verificação da compatibilidade de funcionamento com a entidade que está sendo endereçada.
- O elemento de informação *parâmetro da camada AAL* como o próprio nome indica é usado para apresentar os valores dos parâmetros da camada AAL para a conexão.
- Os elementos de informação *número da parte chamadora* e *subendereço da parte chamadora* são utilizados de modo semelhante aos número da parte chamada e subendereço da parte chamada, sendo que estes agora se referem à origem da chamada.
- O elemento de informação *seleção de rede de trânsito* é utilizado para indicar uma rede de trânsito para a conexão, dentre as várias redes possíveis.
- O elemento de informação *código de causa* é utilizado para fornecer informações de diagnósticos em caso de erros.

- O elemento de informação *identificador de referência do ponto terminal* tem o objetivo de identificar os pontos terminais em uma conexão ponto a multiponto.
- E por fim, o elemento de informação *estado do ponto terminal* é utilizado para indicar o estado de um ponto terminal em uma conexão ponto-multiponto.

6.4 - PLANO DE GERENCIAMENTO

O plano de gerenciamento representa a transferência de informação de controle usada para manter uma operação eficiente da rede ATM. Está subdividido em plano de gerenciamento e camada de gerenciamento. O plano de gerenciamento é responsável por funções relacionadas à rede como um todo e a coordenação entre todos os planos e por isso ele não é dividido em camadas (CHEN & LIU, 1994). As funções específicas do plano de gerenciamento são apresentadas a seguir:

- Gerenciamento de falhas: para detectar dinamicamente, isolar e corrigir falhas.
- Gerenciamento da performance: para continuamente informar, monitorar e avaliar o comportamento dos elementos da rede.
- Gerenciamento da configuração: para inicializar equipamentos instalados em serviço e checar ou alterar seu status de serviço.
- Gerenciamento da contabilidade: para coletar, processar e relatar informações sobre os recursos usados pelo usuário, para o faturamento.
- Gerenciamento da segurança: regular e controlar o acesso para os elementos de base de dados da rede.

Estas funções estão de acordo com o gerenciamento convencional de redes. A camada de gerenciamento é responsável pelas funções de gerenciamento específicas da camada. Existe uma interface de gerenciamento para cada camada física, camada ATM, camada AAL e para cada entidade de protocolo de camada superior em ambos os planos de controle e de usuário. O plano de gerenciamento somente interfaceia com a camada de gerenciamento, que fornece interfaces para os planos de controle e plano de usuário. A camada de gerenciamento é responsável por monitorar os planos

de usuário e de controle com relação a falhas, geração de alarmes e realizar ações corretivas, como também monitorar a obediência da performance estabelecida no contrato de tráfego.

Enquanto mais detalhes do plano de gerenciamento continuam a ser estudados, o ATM Fórum especificou uma interface de gerenciamento local provisória (Interim Local Management Interface - ILMI) que possibilita troca bidirecional de mensagens entre as entidades de gerenciamento dos equipamentos ATM através da UNI. A arquitetura de rede de gerenciamento de telecomunicações (Telecommunication Management Network - TMN) desenvolvida pelo ITU-T para gerenciar todos tipos de redes de telecomunicações está sendo estendida para o plano de gerenciamento da B-ISDN.

CAPÍTULO 7 - CONTRATO DE TRÁFEGO

7.1 - INTRODUÇÃO

A característica do tráfego de uma conexão ATM é descrita pelos parâmetros de tráfego. Segundo a Rec. I.371 (ITU-T, 1995) os parâmetros de tráfego de uma fonte são agrupados nos Descritores de Tráfego da Fonte de maneira a facilitar a troca de informação entre o usuário e a rede. Para que a rede atinja a performance necessária para atender as conexões contratadas ou a serem contratadas, um controle de tráfego se faz necessário. O controle de tráfego utiliza as informações contidas no Descritor de Tráfego de Fonte para realizar de modo eficiente as suas funções. As funções básicas de controle de tráfego de uma B-ISDN baseada em ATM são o Controle de Admissão de chamada (CAC) e o Controle de Parâmetro de Uso (UPC)/Controle de Parâmetro de Rede (NPC) (KAWARASAKI & JABBARI, 1991), que serão analisados com mais detalhe no capítulo 8. A principal função do CAC é aceitar ou rejeitar pedidos de conexão. O CAC realiza esta tarefa analisando, por exemplo, se existe largura de banda ou espaço em buffers disponíveis na rede para atender aos parâmetros contidos no Descritor de Tráfego de Fonte, definidos pelo usuário, para a conexão que ele está solicitando. Após o pedido de conexão ser aceito pela rede, os Descritores de Tráfego de Fonte serão monitorados pelo mecanismo de policiamento UPC/NPC. Se as células provenientes do usuário (ou de outra rede) violarem os valores dos parâmetros negociados com a rede, elas serão descartadas ou marcadas (para serem descartadas se a rede ficar congestionada) pelo UPC ou NPC. Portanto, os procedimentos de Controle de Admissão de Conexão (CAC) utilizarão os *Descritores de Tráfego de Fonte* para alocar recursos e obter os parâmetros que serão utilizados pelos mecanismos de policiamento da rede UPC/NPC.

Os parâmetros de tráfego podem, por exemplo, descrever a taxa de pico de células, a taxa média com que células são geradas, explosividade (burstiness), duração do pico. Estes parâmetros podem ser definidos implicitamente a partir do Tipo de Serviço (por exemplo, telefone, videoconferência) que será utilizado na conexão. Portanto o Tipo de Serviço pode ser utilizado pelo usuário para declaração implícita dos parâmetros de tráfego, pois cada serviço necessita que certos parâmetros de tráfego sejam atendidos para

que possam funcionar adequadamente. O Tipo de Serviço inclui também, implicitamente, a declaração dos requisitos de QoS.

A Rec. I.371 (ITU-T, 1995), define Descritor de Tráfego ATM como sendo uma lista genérica de parâmetros de tráfego que pode ser utilizada para caracterizar uma conexão ATM. Esta recomendação também define Descritor de Tráfego da Fonte como sendo o conjunto de parâmetros de tráfego pertencentes ao Descritor de Tráfego ATM, e definindo a característica de tráfego para a conexão que é requisitada pela fonte. Os parâmetros do Descritor de Tráfego de Fonte são definidos pelo usuário no momento do estabelecimento da conexão. Portanto, o pedido de conexão do usuário só poderá ser atendido se as características de serviço que ele necessita, estiverem de acordo com os parâmetros de Descritor de Tráfego ATM.

Outro importante conceito a ser ressaltado é o do *Contrato de Tráfego*. Existe um contrato de tráfego separado para cada VPC ou VCC. Segundo a Rec. I.371 (ITU-T, 1995), o contrato de tráfego é um acordo firmado entre o usuário e a rede através da interface usuário rede (UNI) que tem por objetivo assegurar os seguintes aspectos do fluxo das células ATM em qualquer VPC ou VCC:

- A Qualidade de Serviço (QoS) que deve ser fornecida pela rede;
- A regra de cheque de conformidade usada para interpretar os parâmetros de tráfego;
- Os parâmetros de tráfego que especificam as características do fluxo de célula transmitido pelo usuário;
- Definição pela rede dos critérios que definem uma conexão submissa, ou seja, aquela que respeita os parâmetros contratados.

Para uma operação eficiente da rede, os valores dos parâmetros negociados no contrato de tráfego não devem ser violados. Para tanto são necessários mecanismos de policiamento que serão introduzidos neste capítulo e abordados detalhadamente no capítulo 8.

Se algumas células pertencentes a um fluxo de célula de uma VPC ou VCC não estiverem em conformidade com algum importante teste de conformidade, a rede pode considerar a conexão como não submissa. A QoS da camada ATM compromissada para

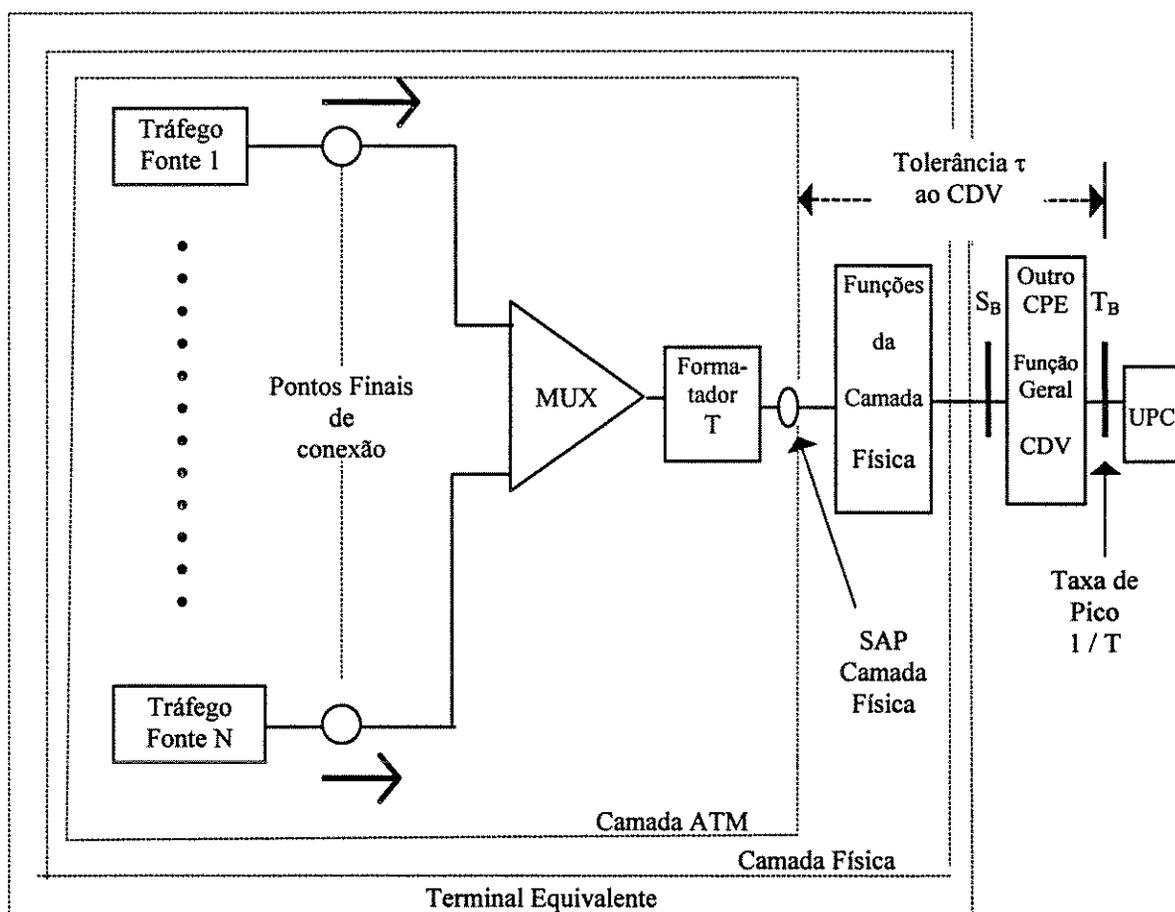
qualquer conexão, não precisa ser “honrada” (mantida) se o fornecedor da rede determinar que a conexão não seja submissa, ou seja, que esta esteja violando o contrato de tráfego acordado. Portanto, é muito importante que o fornecedor de rede defina os critérios para decidir se uma conexão que contém células (ou bloco de células) “não conformadas” é submissa ou não. É de responsabilidade do fornecedor de rede a definição exata de não conformidade. Se a rede optar por manter a QoS compromissada para uma conexão que contém algumas células “não conformadas”, fica claro que a QoS da camada ATM é somente assegurada para o volume de células presente na conexão que estejam em conformidade com todos os testes importantes de conformidade. Para controlar e assegurar a QoS para uma dada conexão o operador de rede tem que optar por assegurar a QoS da conexão da camada ATM para todas as células admitidas pelo UPC/NPC, onde os parâmetros do UPC/NPC tenham sido definidos com suficiente margem de maneira que o UPC/NPC não descarte células da conexão indevidamente.

7.2 - MODELO DE REFERÊNCIA DE UM TERMINAL EQUIVALENTE

A base do contrato de tráfego é o modelo de referência apresentado da figura 7.1. Um terminal equivalente é um modelo idealizado que pode ser implementado através de uma coleção de máquinas, e não somente através de uma máquina única. Dentro da visão de um Terminal Equivalente representando uma coleção de máquinas, o tráfego de célula ATM é gerado por fontes de células, por exemplo, vários usuários (por exemplo, workstations) cada um tendo uma específica VCC. Este tráfego de células proveniente dos usuários chega a um comutador ATM privado que então se encarrega de multiplexá-los. Associado com a função de multiplexação está um formatador de tráfego (shaper), que assegura que o feixe de células proveniente do usuário esteja de acordo com o conjunto de parâmetros de tráfego definido por algum algoritmo particular de verificação de conformidade. A saída do formatador é o ponto de acesso à camada física (PHY-SAP) do modelo de camada ATM.

Após a função do formatador, algumas funções da camada física (e outras) podem alterar as características do fluxo de células que chega em uma UNI ATM privada (ponto de referência S_B) de modo que este não mais esteja em conformidade com os parâmetros de tráfego. Este fluxo de células pode ainda ser comutado por outro equipamento local do

cliente (Customer Premises Equipment - CPE) que realiza a função B-NT1, antes que seja entregue para uma UNI ATM pública (ponto de referência T_B).



$1/T$ - Taxa de Pico de célula da conexão ATM

t - Tolerância à Variação do Atraso de Célula (CDV)

UPC - Controle de Parâmetro de Uso

→ ATM PDU DATA_REQUEST

Figura 7.1: Configuração de Referência e Terminal Equivalente para definição de Taxa de Pico de Célula de uma conexão ATM, como definido na Rec. I.371 (ITU-T, 1995).

Segundo a Rec. I.371 (ITU-T, 1995), a Capacidade de Transferência ATM (por exemplo, Determinística, Estatística, etc.), o Descritor de Tráfego da Fonte, a Classe de

QoS requisitada, a máxima Variação de Atraso de Célula (Cell Delay Variation - CDV) que é tolerada pelo Equipamento Local do Usuário (Customer Equipment) e a definição da opção de “tagging” (etiquetamento, aplicada para o tráfego de célula em excesso ou de prioridade inferior) definem o *Contrato de Tráfego no ponto de referência* T_B , ou seja, na UNI. Para que a QoS compromissada seja cumprida, uma definição de conformidade é especificada no ponto T_B para uma dada capacidade de transferência ATM (que pode ser Determinística, Estatística, etc.). A definição de conformidade é também aplicada nas interfaces padronizadas de inter-redes (NNI). Uma Capacidade de Transferência ATM, um Descritor de Tráfego ATM e uma Classe de QoS são declarados pelo usuário no momento do estabelecimento da conexão por meio de sinalização ou assinatura. A definição se a máxima tolerância permissível para a variação de atraso de célula será também negociada por assinatura ou por base de conexão é um ponto que ainda está para ser decidido em futuros estudos.

7.3 - ARQUITETURA DOS SERVIÇOS PARA ATM

O grupo de estudos de Gerenciamento de Tráfego (Traffic Management - TM) (ATM Fórum, 1996a), recentemente completou a especificação TM 4.0, que inclui uma arquitetura revisada dos serviços para ATM. Cinco categorias de serviço são identificadas, a saber:

- CBR -- Taxa de bits constante (Constant Bit Rate)
- rt-VBR -- Taxa de bit variável em tempo real (real-time Variable Bit Rate)
- nrt-VBR -- Taxa de bit variável em tempo não real (non-real-time Variable Bit Rate)
- UBR -- Taxa de bit não especificada (Unspecified Bit Rate)
- ABR -- Taxa de bit disponível (Available Bit Rate)

A definição das categorias de serviço é uma abstração que fornece uma ferramenta conceitual tanto para fabricantes de equipamentos como para fornecedores de serviço de

rede, pela estruturação do problema de fornecer apropriada QoS e Gerenciamento de Tráfego sobre a grande variedade de aplicações e seus diferentes requisitos. Será abordada nesta seção a importância de um mecanismo que seleciona (“scheduling”) pacotes (ou células) ou seja, (que escolhe células através de uma lista programada de prioridades) para obter um comportamento seletivo da QoS. Este algoritmo de seleção (“scheduler”) deve realizar esta operação de escolha a uma alta velocidade, de modo a atender aos requisitos de rapidez, que são peculiares às redes ATM.

7.3.1 - CLASSES DE APLICAÇÕES E REQUISITOS DE QoS

Em aplicações que necessitam de comunicação em tempo real uma célula que chega atrasada é considerada uma célula perdida. Porém, em uma transferência *orientada a unidade* (tráfego de informação em rajada de células, onde a noção de taxa de transmissão não tem muito sentido, pois não há uma transmissão constante da informação) não é tão simples descrever um bom atraso para QoS, pois estas aplicações podem ter diferentes sensibilidades para atraso, apesar de geralmente serem aplicações em tempo não real ou tolerantes a atrasos. Uma aplicação orientada a unidade pode também ser interativa (por exemplo, pessoas em ambientes distintos se comunicando através de envios de textos). Portanto, um atraso médio excessivo pode afetar a qualidade da transmissão, embora atrasos longos ocasionais sejam tolerados. Segundo a Rec. I.211 (ITU-T, 1993c), os vários tipos de aplicações podem ser divididos nas seguintes classes: aplicação conversacional, aplicação de mensagem, aplicação de distribuição, aplicação de comunicação de computador e aplicações de modo seguro.

Uma aplicação *conversacional* ou interativa é aquela que é realizada com uma pessoa em cada ponto extremo da conexão (por exemplo: telefone, vídeo conferência, etc) (GARRETT, 1996). Uma aplicação de *mensagem* é aquela que envolve uma pessoa conversando com uma máquina (por exemplo: correio eletrônico, fax, telex, etc.). As aplicações de mensagem são tolerantes a atrasos. Uma aplicação de *distribuição* é aquela em que uma máquina transmite para pessoas ou outras máquinas, que recebem a informação passivamente (por exemplo: televisão, rádio, etc.). Estas aplicações podem ser substancialmente atrasadas, mas a variação do atraso tem que ser limitada porque há necessidade de um buffer para ressincronizar o “playback”. Uma aplicação de *modo*

seguro é aquela que uma pessoa solicita que uma máquina transfira a informação (por exemplo: vídeo sobre demanda, transferência de arquivos, etc). Por fim, aplicações de comunicação de computador são aquelas que envolvem interações entre máquinas (por exemplo: interconexão de LANs, telecomputação, etc.). Geralmente estas aplicações são sensíveis à perda porque todos os dados precisam ser recebidos corretamente e erros causam retransmissões.

Há dois aspectos prioritários que definem as aplicações. O primeiro é a diferenciação entre aplicações que toleram perdas e atrasos de modo diferente. O segundo é determinar quem consegue acesso aos recursos da rede (largura de banda ou buffers) em tempo real.

Outra importante preocupação é a questão da imparcialidade (fairness) com que a rede trata os vários usuários que são multiplexados estatisticamente. Sempre que um serviço é definido simetricamente com relação a dois usuários, é possível que um usuário obtenha melhor serviço que o outro por causa da quantidade ou da sincronização do tráfego oferecido. Se há uma grande variação na qualidade, os usuários podem perceber uma falta de consistência na QoS fornecida pela rede. A rede deve portanto, garantir um justo e consistente serviço para o conjunto de usuários que assinam o mesmo serviço.

7.3.2 - CATEGORIAS DE SERVIÇO

Uma distinção simples mas muito importante entre aplicações é o conceito de *tempo real e orientada a taxa* versus *tempo não real e orientada a unidade*. Neste sentido vamos analisar as categorias de serviços (GARRETT, 1996).

- **Categoria de Serviço CBR**

Para aplicações em tempo real é razoável designar uma largura de banda fixa para uma única fonte. Por esta razão comunicações de voz e vídeo são comumente transportas sobre circuitos de taxa fixa com pequena tolerância a atraso. Portanto, serviços CBR são muito simples, confiáveis e possuem um canal garantido. A taxa alocada é definida e é assumido que a aplicação oferece tráfego constante nesta taxa. A taxa de perda aceitável, o máximo atraso e o máximo jitter também são especificados para estes serviços.

Devido ao fato das conexões estabelecidas para estes serviços requisitarem uma quantidade estática (fixa) de largura de banda, que fica alocada continuamente durante o período de duração destas conexões, uma Capacidade de Transferência com Taxa de Bit Determinística (DBR) deve ser utilizada. Esta quantidade de largura de banda é caracterizada pelo valor da Taxa de Pico de Célula (Peak Cell Rate - PCR). A capacidade DBR é planejada para fornecer uma QoS compromissada que permite à rede suportar aplicações CBR, mas não é restrita à estas aplicações somente. Portanto, na utilização da capacidade DBR a fonte pode emitir células na PCR ou a uma taxa abaixo da mesma (e pode até mesmo ficar em silêncio). A capacidade DBR pode ser usada para VCC ou VPC, porém nem a opção de tagging e nem a opção de descarte seletivo de células $CLP = 1$, podem ser aplicadas para esta Capacidade de Transferência.

Agora, vamos imaginar uma situação em que uma conexão CBR é estabelecida através de várias redes, envolvendo, portanto vários domínios administrativos nesta conexão. A taxa PCR e uma Tolerância (t_{PCR}) à Variação do Atraso de Célula (Cell Delay Variation - CDV) são parâmetros medidos e policiados por um mecanismo denominado de Algoritmo de Taxa de Célula Genérico (Generic Cell Rate Algorithm - GCRA, que é discutido na seção 7.6) em cada fronteira administrativa e em cada interface ao longo da conexão onde se aplica este cheque de conformidade de célula. Após a transmissão pela primeira rede, a medida de jitter ou a variação do atraso de célula (CDV) certamente sofrerá aumento. O tráfego entrante na próxima rede terá suas características ligeiramente alteradas, porém os valores dos parâmetros (PCR e da t_{PCR}) acordados para a conexão (VPC ou VCC) no estabelecimento da conexão ainda devem ser os mesmos. Assim, os parâmetros definidos inicialmente devem considerar o jitter inerente à fonte e o adicionado por todas as redes no caminho da conexão. Esta é uma situação delicada que deve ser considerada, pois a entidade que estabelece a conexão certamente desconhece o caminho completo a ser utilizado. O problema da acumulação da CDV e como ela se comporta a medida que a dimensão da rede aumenta é talvez um dos mais importantes e subestimados problemas abertos em redes ATM. Este problema relativo à acumulação do jitter não é mais fácil na Internet, se desejarmos introduzir reserva de recursos e o limite de atraso garantindo que são oferecidos pela rede ATM.

• Categoria de Serviço UBR

As aplicações que subtilizam o canal CBR são aquelas que enviam esporadicamente unidades discretas de informação. A maioria das comunicações de computador e aplicações como telex e fax, comportam-se deste modo e, portanto, podem obter vantagens com o uso da multiplexação estatística. Estas são sensíveis a perdas, porém não tem o limite de atraso das aplicações em tempo real. Podemos chamar estas aplicações de *orientadas a unidade*, já que a noção de taxa de transferência não tem sentido para elas, pois o seu objetivo é o de transferir uma quantidade fixa de bits ao invés de fornecer um fluxo contínuo.

A disciplina de serviço mais simples (em termos de implementação) para estas aplicações é a disciplina de fila FIFO (primeiro que chega primeiro que sai). A utilização de buffers grandes é bem aceita para estes serviços, porque apesar deste aumento no tamanho dos buffers acarretar em um aumento no atraso da transferência da informação, isto faz com que a probabilidade de descarte de células nos comutadores da rede diminua e, conseqüentemente, as perdas decorrentes deste descarte diminuirão. A noção de um serviço simples para tráfego em rajada e em tempo não real é o que é comumente chamado pela literatura de “best effort”. A especificação de Gerenciamento de Tráfego (Traffic Management - TM) Versão 4.0 (ATM Fórum 1996a), nomeou este serviço como Taxa de Bits não Especificada (Unspecified Bit Rate - UBR) porque este é um serviço sem qualquer parâmetro de taxa explícita. O UBR nada mais é que o modelo de serviço da atual Internet, que embora não utilize muitos mecanismos de controle é comercialmente viável.

A definição de UBR não especifica parâmetros de tráfego (por exemplo, noção de taxa) e nem parâmetros GCRA. Similarmente, os usuários deste serviço não acordam com a rede objetivos de performance, portanto não há atraso de célula aconselhável ou requisitos de jitter ou qualquer contrato de taxa de perda explícito. A QoS neste caso é determinada não por algoritmos operando em cada célula, mas pela capacidade da rede acomodar o tráfego total demandado pelos usuários deste serviço. As aplicações de usuários devem se adaptar às variações dos recursos disponíveis na rede. Embora haja a possibilidade de que nenhuma taxa seja alocada por circuito virtual (VC), é aconselhável ter uma determinada largura de banda reservada (o que implica em uma alocação de taxa

mínima) para o serviço UBR, de tal sorte, que não haja a possibilidade de que outros serviços a preencham.

CBR e UBR são os dois serviços mais simples e podem acomodar a vasta maioria das aplicações. Seguindo esta linha de raciocínio vamos analisar outras categorias de serviço em que as características das aplicações não são completamente ou eficientemente satisfeitas por nenhuma das duas anteriormente apresentadas.

• Categoria de Serviço VBR em Tempo Real

Uma melhoria na eficiência da rede, em termos de utilização de largura de banda, pode ser obtida se permitirmos que aplicações em tempo real utilizem codificação VBR, o que possibilita que as fontes possam ser multiplexadas estatisticamente. Porém, a multiplexação estatística introduz a probabilidade de perda de célula, motivando as aplicações dos sistemas finais a codificarem, adequadamente, as informações antes de entregá-las à rede.

Para definir a categoria de serviço VBR em tempo real (imaginem um CBR onde a taxa da fonte é permitida variar) os requisitos de taxa de perda aceitável, o atraso e o jitter precisam ser definidos. Os parâmetros de Taxa de Célula Mantida (Sustainable Cell Rate - SCR) e o Máximo Tamanho da Rajada (Maximum Burst Size - MBS) devem ser usados em adição à PCR e à Tolerância t_{PCR} para descrever o processo da largura de banda variável.

Há duas situações, com relação à utilização de VBR de tempo real, que não são explicitamente separadas na padronização. A primeira situação ocorre quando a variação da taxa de tráfego não altera a QoS (taxa de perda e variação do atraso). A QoS continua sendo mantida, porque suficientes recursos são sempre garantidos; chama-se a isto de Pico alocado VBR (Peak-allocated VBR, ou PVBR). Na segunda situação, as fontes geradoras de tráfego são multiplexadas estatisticamente, logo o tráfego apresentado e o throughput fornecido para a fonte variam; chama-se a isto de VBR Multiplexado Estatisticamente (Statistically Multiplexed VBR, ou SMVBR).

Do ponto de vista da garantia de QoS da rede e da alocação de recursos, PVBR é como CBR. Porém do ponto de vista de descrição de tráfego e da possibilidade de economizar a largura de banda restante, PVBR assemelha-se com SMVBR.

A PVBR para fontes que geram tráfegos bem comportados (que estejam em conformidade com o GCRA) utiliza procedimentos de alocação de recursos que são sempre suficientes para garantir que não ocorra perdas devido a congestionamentos. Quando um usuário deste serviço não usa sua taxa de pico, ele não está utilizando toda a largura de banda que dispõe e esta largura de banda restante pode ser usada por outros serviços de prioridade inferior. Apesar desta largura de banda restante ser irregular, o tráfego 'best effort' (ambos UBR ou ABR) pode aproveitá-la devidamente, visto que estes serviços se beneficiam com largura de banda extra mas não tem contrato de alocação para a mesma.

Já no caso SMVBR, a rede aloca uma taxa de transmissão menor do que a taxa de pico para cada fonte deste serviço, o que pode ocasionar perdas de células. De modo análogo, qualquer largura de banda alocada e não utilizada pelas fontes que utilizam este serviço, pode ser utilizada eficientemente através do uso de um "scheduler" (programador de prioridades para a utilização da largura de banda alocada e não utilizada) pelas fontes que utilizam os serviços UBR ou ABR.

Apesar de aplicações de áudio e vídeo poderem ganhar eficiência de largura de banda através da multiplexação estatística, existirão aplicações que não poderão suportar qualquer perda e portanto, continuarão a usar transporte CBR.

Atualmente não é possível a utilização de uma Capacidade de Transferência à Taxa de Bit Estatística (SBR) para estas aplicações, porém existem esforços neste sentido.

• **Categorias de serviço nrt-VBR**

A categoria de VBR em tempo não real e *orientada a unidade*, utiliza-se de uma Capacidade de Transferência à Taxa de Bit Estatística (Statistical Bit Rate - SBR). Esta Capacidade de Transferência SBR, definida entre os sistemas finais, padroniza a Taxa de Célula Mantida (SCR/IBT) e a tolerância associada à CDV (t_{SCR}), ou Tipo de Serviço em adição aos parâmetros PCR e t_{SCR} , além de suportar a opção de "tagging", o que possibilita a aplicação de descarte seletivo de células. Estes parâmetros são utilizados para alocar recursos para cada conexão nrt-VBR (que pode ser VCC ou VPC), portanto a relação de atrasos e de perdas para esta categoria de serviço é melhorada em relação à UBR (que, como vimos, não inclui noção de taxa de bits ou parâmetros GCRA).

A taxa de perda permite que a categoria de serviço seja projetada para multiplexação estatística enquanto mantém uma performance aceitável.

- Categorias de serviço ABR

Muitas aplicações têm a possibilidade de reduzir suas taxas de transferência de informação se a rede por alguma necessidade solicitar. Igualmente, elas podem desejar aumentar suas taxas de transferência de informação se existe uma largura de banda extra, disponível na rede. Para suportar o tráfego proveniente de tais fontes utilizando a largura de banda não reservada da rede ATM é definida a categoria de serviço ABR que utiliza a Capacidade de Transferência a Taxa de Bit Disponível (ABR). Na Capacidade de Transferência ABR é esperado que os usuários que adaptem o seu tráfego de acordo com a alteração das características de transferência da camada ATM experienciem uma baixa taxa de perda de células. A minimização de perdas e o fornecimento de imparcialidade são as principais considerações em termos de QoS que têm motivado a definição da categoria ABR. Estes objetivos podem ser alcançados pela introdução do protocolo de controle de fluxo feedback baseado na taxa, que a rede é capaz de suportar para esta categoria de serviço, que é detalhado na especificação de gerenciamento de tráfego do ATM Fórum. Através do feedback recebido, os usuários, de modo dinâmico, adaptam as características do seu tráfego para as condições oferecidas pela rede.

Algoritmos de controle de fluxo fim a fim (tal como TCP) não necessariamente garantem que recursos no meio da rede sejam compartilhados de maneira justa ou imparcial; e nem minimizam o congestionamento, tão eficientemente, quanto poderia ser possível pela utilização de informação proveniente de um nó congestionado dentro da rede.

O protocolo ABR não controla atraso de transferência e nem variação do atraso e não suporta aplicação CBR, sua filosofia de alocação de recursos é parecida com UBR. Não são definidos requisitos de atraso e de jitter para esta categoria de serviços, que pode incluir, opcionalmente, uma taxa mínima de célula (também referida como mínima largura de banda requisitada). Portanto, não é obrigatoriamente fornecido um limite de atraso para cada célula transportada, embora este parâmetro seja certamente útil para alocação de recursos mínimos para a conexão.

Devido ao atraso de transferência de célula, o feedback reflete a situação da rede em um intervalo de tempo anterior ao seu recebimento pelo usuário. Então mesmo que o usuário adapte sua taxa de transmissão corretamente, de acordo com a informação recebida do feedback da rede, a rede pode ainda ter de fornecer uma capacidade de armazenamento (buffering) de modo a possibilitar uma baixa perda de células para o serviço ABR.

Para amenizar o problema da eficiência do mecanismo de feedback, devido ao atraso de transferência, a Capacidade de Transferência ABR especifica larguras de banda máxima e mínima, para cada conexão ATM que utiliza a ABR. Portanto, um usuário deverá especificar uma largura de banda máxima requerida (também referida como taxa de célula de pico PCR) para a rede no momento do estabelecimento da conexão ABR. A largura mínima também é especificada no momento do estabelecimento de cada conexão, mas esta pode ser zero

As larguras máxima (PCR) e mínima, ou mínima taxa de célula (Minimum Cell Rate - MCR) são controladas pelo GCRA, e podem assumir diferentes valores para cada direção da conexão.

A largura de banda disponível em uma conexão ABR é a soma de uma MCR (que pode ser zero) e de uma taxa variável de células que resulta do compartilhamento da largura de banda disponível entre conexões ABR, através de um policiamento.

7.3.3 - ÁRVORE HIERÁRQUICA DA CATEGORIAS DE SERVIÇOS ATM

A figura 7.2 apresenta um modelo de árvore hierárquica definindo, a estrutura das categorias de serviço em ATM (GARRET, 1996). Um comutador ATM pode ser implementado para acomodar qualquer aplicação (ainda que ineficientemente) usando CBR ou UBR. Quando a vantagem de VBR ou ABR tornarem-se claras, a implementação pode ser estendida. Isto no entanto, não garante a compatibilidade entre comutadores ATM suportando diferentes níveis de complexidade, mas pelo menos estrutura o problema.

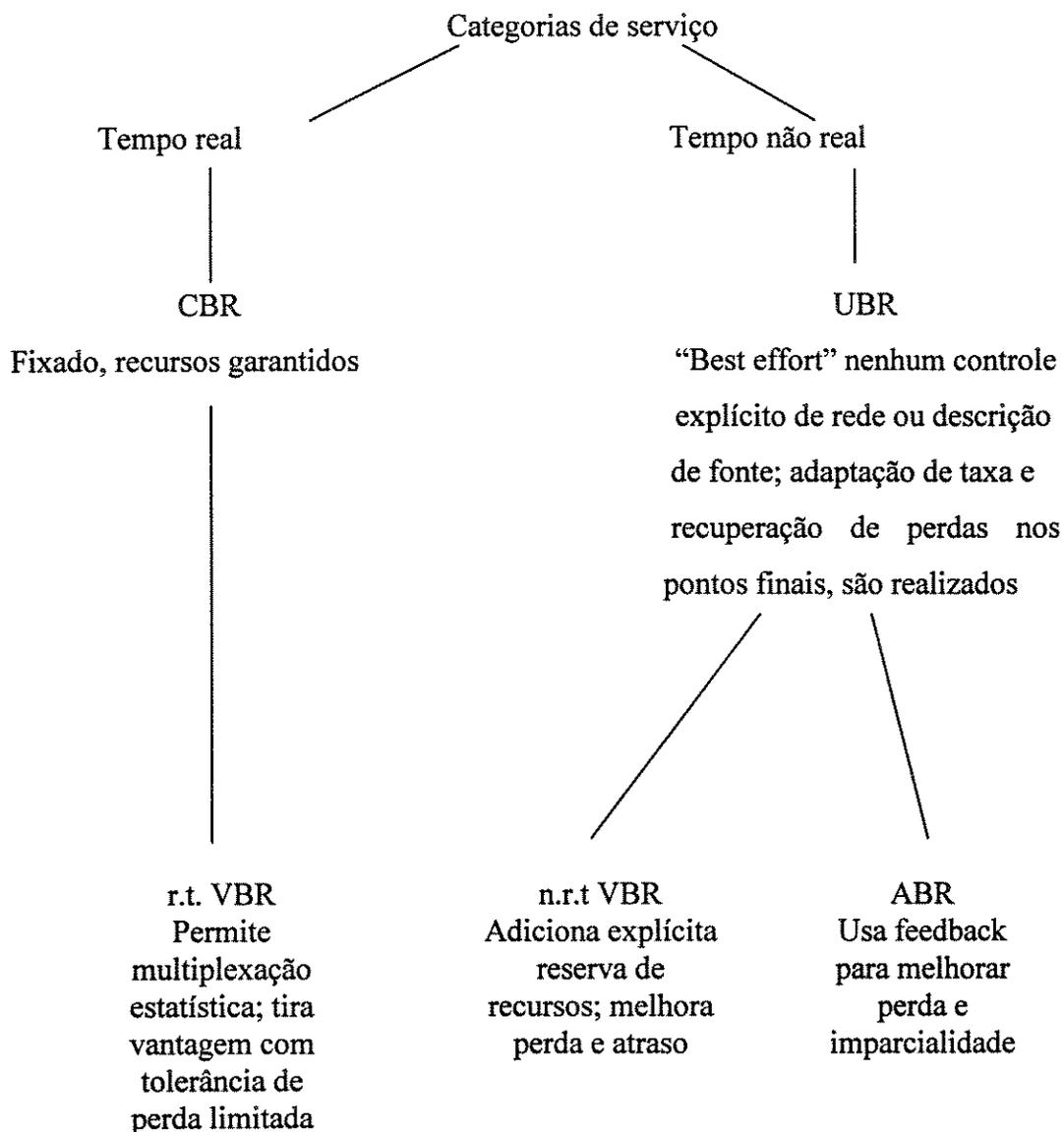


Figura 7.2: Arquitetura de categorias de serviço. A diferença fundamental é entre aplicações de tempo real e tempo não real. Para cada caso há uma solução simples e então uma ou mais soluções complexas, que se traduzem na ramificação da árvore.

7.3.4 - ARQUITETURA DE SERVIÇO COMO UMA ABSTRAÇÃO APROPRIADA PARA PROJETO DE REDE

Esta seção visa esclarecer a vantagem de se definir uma arquitetura de serviço baseada em categorias de serviços, tal como apresentado na seção anterior. Face à grande variedade de aplicações ATM, um comutador ATM tem que ser projetado com uma

variedade de mecanismos funcionais, tal que possa atender as QoS's solicitadas pelas fontes que disputam os recursos na rede. Dentre estes mecanismos funcionais podemos destacar: algoritmos scheduling (algoritmo de programação) simples e complexos, prioridades, controle de fluxos feedback, além de outros mecanismos que impõem seletividade de atrasos e de perdas sobre o tráfego.

O modelo de serviço é uma ferramenta de abstração utilizada para casar os diferentes tipos de aplicações com os mecanismos funcionais que serão implementados nos comutadores existentes. O conceito de categoria de serviço se baseia no fato de que há um conjunto de importantes aplicações com certos requisitos e propriedades comuns e que algum mecanismo funcional pode ser implementado de forma a atender a QoS para estas aplicações (Garret, 1996).

Para entender a importância do modelo de serviço, considere o conjunto quantitativo de QoS e parâmetros de tráfego que são usados em ATM (PCR, SCR, MBS, CTD, CDV, CLR, MCR, etc.). Alguns poderiam argumentar que cada aplicação pode ser *quantificada* utilizando unicamente estes parâmetros. A suposição, então, é que a rede saberá de algum modo o que fazer. Porém, do ponto de vista dos projetistas de comutadores, o espaço sete-dimensional é impossível de ser estruturado. Os valores para os parâmetros do mecanismo funcional terão que mudar qualitativamente e não apenas quantitativamente. É exatamente este tipo de relação qualitativa entre aplicações e mecanismos de rede que é capturado pela distinção entre as várias categorias de serviços.

7.4 - PARÂMETROS DA QoS

A Qualidade de Serviço (QoS) é uma medida fim a fim, onde a definição de *fim* pode ser uma estação de trabalho, uma rede local do cliente, uma UNI ATM privada ou uma UNI ATM pública.

Segundo a REC. I 350 (ITU-T, 1993d), a QoS é definida em termos de uma das seguintes medidas (que são parâmetros de desempenho de transferência de células ATM segundo a Rec. I.356), que são feitas a partir de células enviadas de um usuário na origem para um usuário no destino.

•Taxa de Perda de Célula (Cell Loss Ratio)

$$\text{CLR} = \frac{\text{Células Perdidas}}{\text{Células Transmitidas}}$$

•Taxa de Célula Errada (Cell Error Ratio)

$$\text{CER} = \frac{\text{Células Erradas}}{\text{Células Transferidas com Sucesso} + \text{Células Erradas}}$$

•Taxa de Bloco de Células Severamente Errados (Severely Error Cell Block Ratio)

$$\text{SECBR} = \frac{\text{Bloco de Células Severamente Errados}}{\text{Total de Blocos de Células Transmitidos}}$$

•Taxa de Células Inseridas Erradamente (Cell Misinsertion Rate)

$$\text{CMR} = \frac{\text{Células Inseridas Erradamente}}{\text{Total de Blocos de Células Transmitidos}}$$

Onde,

Células Transmitidas são aquelas provenientes do usuário de origem

Células Transferidas com Sucesso são as que chegam até o usuário de destino

Células Perdidas são aquelas que não alcançaram o usuário de destino

Células Erradas chegaram ao destino, mas com erro na carga útil

Células Inseridas Erradamente chegaram ao destino, mas não foram enviadas pelo usuário de origem. Isto pode acontecer devido à um erro não detectado no cabeçalho da célula, causando o erro no roteamento da mesma ou devido à erro de configuração.

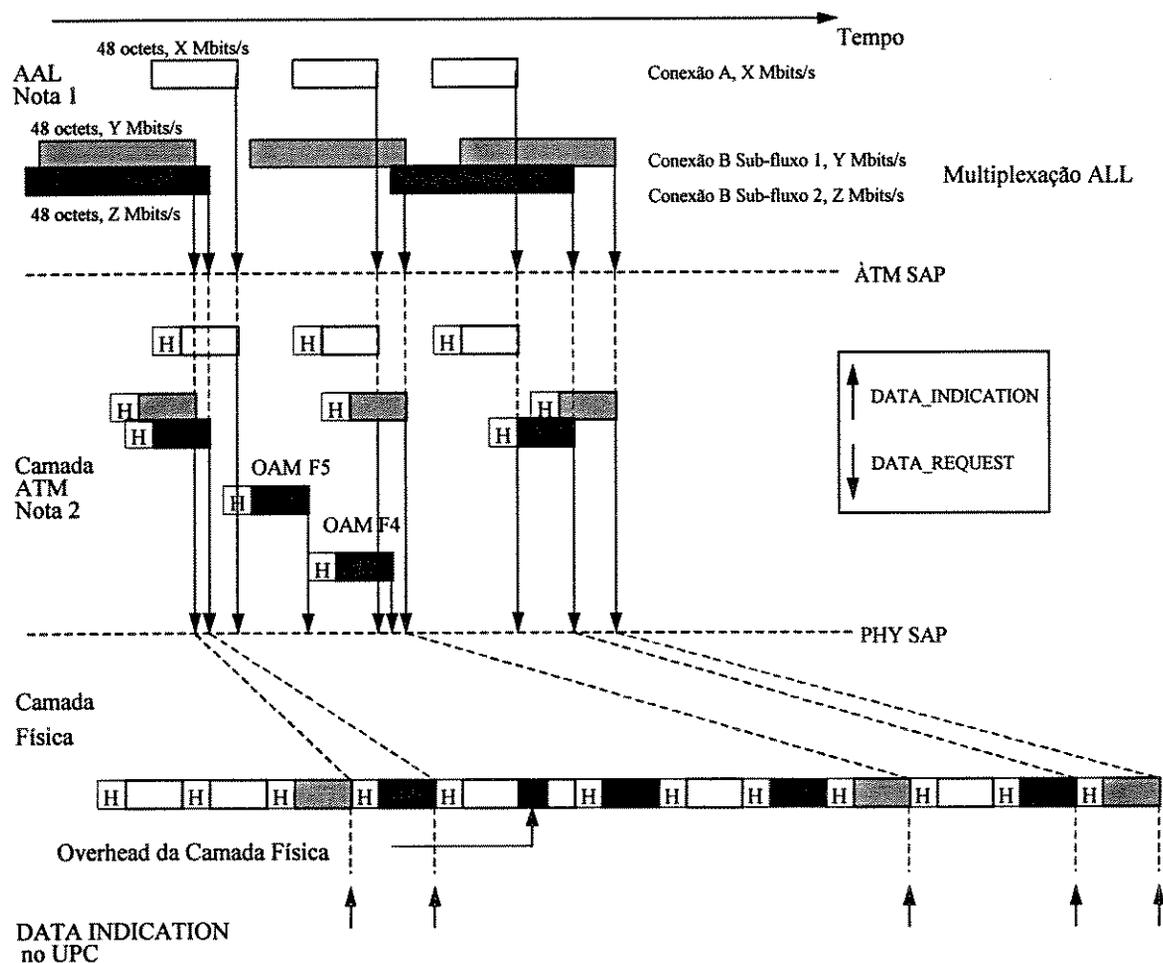
Bloco de Célula Severamente Errado é definido como o caso onde mais que M das N células estão erradas, perdidas ou inseridas erradamente.

- **Atraso de Transferência de Célula (Cell Transfer Delay - CTD):** é o tempo gasto para transferir uma célula da interface de origem até a interface de destino, sendo composto por vários componentes de atraso: atraso nos terminais de transmissão e de recepção (devido a codificação/decodificação e segmentação e remontagem na SAR da AAL), atraso de transmissão entre os nós da rede ATM por onde passam as células e o atraso de processamento em cada nó ATM (devido a fila, roteamento, comutação, etc.). Portanto, atrasos podem ocorrer no lado do transmissor e receptor do terminal final, em nós intermediários ATM e nos enlaces de transmissão que conectam os nós ATM.

- **Atraso Médio de Transferência de Célula:** é a média de componentes aleatórios (atraso na comutação, atraso no roteamento e atraso na fila) e do atraso de propagação fixo.

- **Variação de Atraso de Célula (Cell Delay Variation - CDV):** algumas funções da camada ATM (por exemplo, multiplexação de células) podem alterar a característica de tráfego de conexões ATM pela introdução de CDV. Quando células provenientes de duas ou mais conexões ATM são multiplexadas, células de uma dada conexão podem ser atrasadas enquanto células da outra conexão ATM estão sendo inseridas na saída do multiplexador. De maneira análoga células podem ser atrasadas enquanto células OAM são inseridas ou quando o cabeçalho da camada física é inserido. Também a multiplexação na camada de adaptação (AAL) introduz atrasos adicionais para

transferência de alguma célula. CDV pode ser computada em um único ponto de gerenciamento ou entre dois pontos de gerenciamento. A figura 7.3, baseada na Rec. I 371 (ITU-T, 1995), ilustra a origem da Variação do Atraso de Célula.



Nota 1: As ATM-SDUs são acumuladas para a taxa de bits da camada Superior. Além disto, a CVD pode também ser originada na Multiplexação AAL.

Nota 2: Atraso GFC e a Variação do Atraso é parte do Atraso e da Variação de Atraso introduzida pela camada ATM.

Nota 3: A CDV pode também ser introduzida pela Rede por causa do Atraso de Filas que é aleatório e que são experienciados por cada Célula nos Concentradores, Comutadores e Cross-Connects.

Figura 7.3: Ilustra a origem da Variação do Atraso de Células.

As classes de qualidade de serviço (QoS) são principalmente definidas em termos dos seguintes parâmetros definidos pela Rec. I.350 (ITU-T, 1993d) para cada VPC ou VCC ATM:

- Taxa de Erro
- Variação no Atraso de Célula
- Perda de células ATM com CLP=0
- Perda de células ATM com CLP=1
- Atraso Médio

Erros devidos a transmissão em meios físicos (por exemplo, fibras ópticas) são os principais determinantes da *taxa de erro* e são comuns a todas as classes de QoS. O Atraso médio sofre um forte impacto devido ao atraso de propagação, principalmente quando grandes distâncias estão envolvidas na conexão. Outro fator impactante para o atraso médio é o atraso devido a estratégias de enfileiramento nos nós de comutação. A implementação de um único buffer em cada nó de comutação, de tamanho grande, para ser compartilhado por todas as células da rede resulta em baixas perdas, mas às custas de um grande atraso médio e de um aumento da variação do atraso (CDV). Portanto, uma maior flexibilidade pode ser alcançada com a utilização de vários buffers em cada comutador, atendendo a um compromisso entre atraso e perdas dos diversos tipos de tráfego.

7.5 - DESCRITOR DE TRÁFEGO DA FONTE

O descritor de tráfego da fonte como definido anteriormente, é uma lista de parâmetros que fornece as características de tráfego das fontes. A **Taxa de Pico de Célula** (Peak Cell Rate - PCR), em células/segundo, é um parâmetro de tráfego obrigatório a ser declarado implícita ou explicitamente em qualquer Descritor de Tráfego da Fonte. Associado à Taxa de Pico de Célula de uma conexão ATM, é obrigatório para o usuário declarar implícita ou explicitamente a correspondente **Tolerância à Variação do Atraso de Célula** (Cell Delay Variation Tolerance) τ_{PCR} , em segundos, para a UNI no contrato de tráfego. A **Taxa de Célula Mantida** (Sustainable Cell Rate - SCR), em células/segundo, é um parâmetro de tráfego sempre igual ou menor ao PCR. Em

conjunção com a Taxa de Célula Mantida de uma conexão ATM é apresentado o **Máximo Tamanho de Rajada** (Maximum Burst Size - MBS), em células.

A definição de conformidade (conformance) em um contrato de tráfego confia em uma definição não ambígua dos parâmetros de tráfego. Atendendo a este propósito, uma lista de valores discretos que um dado parâmetro (por exemplo, valores especificados para PCR, SCR, etc.) e a tolerância à CDV podem assumir, expresso em unidades adequadas, é padronizado na Rec. I.371 (ITU-T, 1995). Por exemplo, valores especificados para a taxa de pico de célula (PCR) são compreendidos pela seguinte fórmula que fornece uma lista de 16384 valores para PCR (Λ_{PCR}) variando desde 1 célula/segundo até 4,29077 Gcélulas/segundo. Um sistema de codificação de ponto flutuante com 9-bit mantissa e 5-bit expoente é usado. A diferença entre sucessivos pares de valores é quase constante sobre toda a faixa e sempre menor que 0.19%.

$$\Lambda_{PCR} = 2^{m_{PCR}} (1 + k_{PCR} / 512) \text{ células por segundo}$$

$$0 \leq m_{PCR} \leq 31$$

$$0 \leq k_{PCR} \leq 511$$

Os parâmetros chave de contrato de tráfego apresentados acima PCR, CDV, SCR e MBS serão analisados mais detalhadamente nas subseções seguintes.

7.5.1 - TAXA DE PICO DE CÉLULA (PCR)

A Taxa de Pico de Célula presente no Descritor de Tráfego da Fonte especifica o limite superior de tráfego que pode ser submetido em uma conexão ATM. A imposição deste limite pelos mecanismos de policiamento UPC/NPC possibilita ao operador de rede alocar recursos suficientes de maneira a garantir que os objetivos de performance (por exemplo: Taxa de Perda de Célula, Taxa de Célula Inserida Erradamente, definidos na seção 7.4) possam ser alcançados. A PCR negociada no estabelecimento da conexão ou subsequentemente modificada deve ser mantida ao longo da conexão ATM. A tolerância à CDV τ_{PCR} associada à PCR pode ser diferente nas diversas interfaces ao longo da conexão ATM.

A Taxa de Pico de Célula de uma conexão ATM é definida como o inverso do mínimo intervalo entre chegada (T_{PCR}) de dois eventos básicos, ou seja, $PCR = 1/T_{PCR}$, em unidades de células/segundo. Evento básico é um pedido de envio de uma ATM-PDU (que é a célula ATM de 53 bytes) no terminal equivalente, como indicado na figura 7.1. T_{PCR} é denominado de Intervalo de Emissão de Pico (Peak Emission Interval - PEI) de uma conexão ATM, que em outras palavras é o intervalo de tempo entre primeiro bit de uma célula e o primeiro bit da próxima célula, medido em segundos.

7.5.2 - TOLERÂNCIA DA VARIAÇÃO DO ATRASO DE CÉLULA PARA A TAXA DE PICO DE CÉLULA

A tolerância a CDV referente às componentes de dados do usuário pode ser declarada explicitamente, através de mensagens de sinalização ou de forma implícita pela especificação das características da CDV em uma dada interface (por exemplo, UNI ou NNI) na assinatura ou por meio de acordo entre os operadores de rede.

Atualmente a caracterização da tolerância da CDV em uma dada interface tem sido definida para dois casos extremos. Um caso é quando somente uma quantidade muito pequena de CDV pode ser tolerada, ou seja, para aplicações muito sensíveis à CDV. A seguinte regra, que é baseada no Intervalo de Emissão de Pico (Peak Emission Interval - PEI), especifica um limite inferior para a quantidade de CDV que qualquer elemento de rede pode tolerar no fluxo de células de informação do usuário,

$$\tau = \max[T, \alpha \cdot \Delta \cdot (1 - \Delta / T)]$$

onde:

- T é o Intervalo de Emissão de Pico (Peak Emission Interval - PEI) da conexão expressado em segundos,
- Δ Tempo de transmissão de células em segundos na interface do enlace,
- α é um coeficiente adimensional, onde o valor sugerido é $\alpha = 80$

O outro caso extremo é quando uma grande quantidade de CDV pode ser tolerada. Somente a especificação de um valor máximo de tolerância τ_{MAX} à CDV que pode ser alocado para a conexão é considerado. Portanto, τ_{MAX} é a máxima quantidade de CDV

que pode ser tolerada no fluxo de células de informação do usuário, seu valor exato ainda está em estudos.

Entre estes dois casos extremos existem os casos intermediários que poderiam pertencer a interfaces da rede e para os quais a regra apresentada acima que é baseada no PEI, poderia ser especificada. Estes casos não impedem qualquer operador de suportar diferentes valores de tolerância à CDV, que podem ser especificados no momento da assinatura ou através de acordos mútuos.

7.5.3 - TAXA DE CÉLULA MANTIDA (SCR)

A Taxa de Célula Mantida (SCR) e o parâmetro que caracteriza o Máximo Tamanho da Rajada (Maximum Burst Size - MBS) para a Taxa de Pico de Célula (Tolerância Intrínseca a Rajada - IBT), são pretendidas para descrever fontes VBR e possibilitar a multiplexação estatística do fluxo de tráfego de tais fontes. Estes parâmetros são contidos no descritor de tráfego de fonte ATM.

A definição da Taxa de Célula Mantida Λ_{SCR} e Tolerância Intrínseca de Rajada (Intrinsic Burst Tolerance - IBT) τ_{IBT} utiliza o Algoritmo de Taxa de Célula Genérico (GCRA). O IBT é indicado pela sinalização em termos do Máximo Tamanho da Rajada (MBS) através da seguinte regra, onde MBS é o número máximo de células que pode ser enviado na taxa de pico:

$$\text{Tolerância Intrínseca de Rajada} = \tau_{IBT} = \lceil (MBS - 1)(T_{SCR} - T_{PCR}) \rceil \text{ segundos}$$

onde $\lceil X \rceil$ é o primeiro valor acima de X da lista genérica de valores, definida na Rec. I.371 do ITU-T, que τ_{IBT} pode assumir.

Se o usuário tem um maior conhecimento do τ_{IBT} do que do MBS, então a seguinte regra de aplica:

$$MBS = 1 + \lfloor \tau_{IBT} / T_{SCR} - T_{PCR} \rfloor \text{ células}$$

onde $\lfloor X \rfloor$ representa a parte inteira de X

A SCR representada por Λ_{SCR} e a IBT representada por τ_{IBT} de uma conexão ATM são definidas pelo GCRA(T_{SCR} , τ_{IBT}) baseado na chegada de um evento básico. Evento básico é um pedido para envio de uma ATM_PDU (que é a célula ATM de 53 bytes) no terminal equivalente, como indicado na figura 6.1. A SCR é representada formalmente por $\Lambda_{SCR} = 1 / T_{SCR}$ em unidades de células por segundo. Portanto, a especificação do GCRA depende somente de dois parâmetros; Intervalo de Emissão T e Tolerância τ , ambos medidos em unidades de tempo.

O parâmetro SCR negociado no momento do estabelecimento da conexão, ou subsequentemente modificado e transportado pela sinalização, deve ser o mesmo ao longo de uma conexão ATM. A tolerância a CDV τ'_{SCR} associada com SCR pode ser diferente nas diferentes interfaces ao longo da conexão ATM. A SCR é a taxa média em que uma rajada, fonte de tráfego on-off, pode ser enviada na taxa de pico.

Para a definição de conformidade na UNI/NNI, a tolerância τ'_{SCR} tem sido adicionada para a τ_{IBT} . A τ'_{SCR} considera a CDV introduzida pelos sistemas de multiplexação a nível de célula e a nível de rajada. Um limite superior para τ'_{SCR} é $d_{max} - d_{min}$, que é a diferença do atraso de transferência de célula (entre a fonte e a UNI) computado entre a célula mais lenta e a mais rápida da conexão (ou τ'_{SCR} pode ser escolhido como uma menor quantidade, isto é 10^{-9} , da variação de atraso possível).

Quando o parâmetro SCR (T_{SCR} , τ_{IBT}) é usado em adição ao PCR, o Descritor de Tráfego de Fonte contém os seguintes parâmetros: a Taxa de Pico de Célula (PCR), Taxa de Célula Mantida (SCR) e a Tolerância Intrínseca a Rajada (IBT). Além disso, o contrato de tráfego deve fornecer o parâmetro de tolerância à Variação do Atraso de Célula relacionado com a Taxa de Pico de Célula τ_{PCR} e o relacionado com a Taxa de Célula Mantida τ'_{SCR} .

Quando a Taxa de Célula Mantida é usada em adição à Taxa de Pico de Célula para uma conexão ATM, T_{SCR} é sempre maior que T_{PCR} , ou seja, Λ_{SCR} é menor que Λ_{PCR} .

7.6 - ALGORITMO DO BALDE FURADO

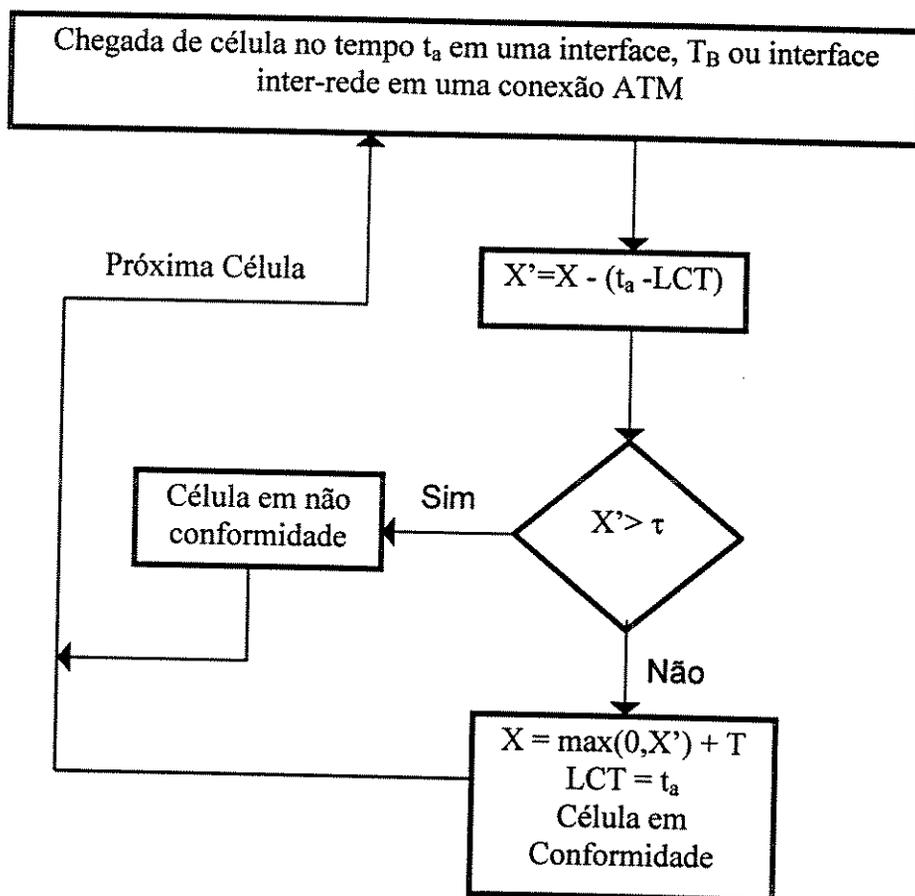
O algoritmo do *balde furado* (leaky bucket) é a chave para a definição do cheque de conformidade para um fluxo de célula que chega em uma interface e que não está de acordo com os parâmetros de tráfego acordados no contrato de tráfego. Assumindo-se

que uma tolerância τ (tolerância correspondente à variação do atraso de célula CDV) é designada, pode-se utilizar o algoritmo do *balde furado* para definir as células pertencentes a um fluxo de células que não estão em conformidade com o valor negociado para a Taxa de Pico de Célula (PCR), $\Lambda = 1 / T$. Estes dois parâmetros, completam a especificação do Algoritmo de Taxa de Célula Genérico (GCRA). Este algoritmo possui duas versões equivalentes: o Virtual Scheduling Algorithm e o Continuous State Leaky Bucket Algorithm. A versão do Continuous State Leaky Bucket Algorithm será apresentada a seguir.

Segundo a Rec. I.371 (ITU-T, 1995) que define formalmente o algoritmo do Balde Furado, a operação começa quando a primeira célula da conexão ATM atravessa uma dada interface.

O Algoritmo do Balde Furado em Estado Contínuo apresentado na figura 7.4 é uma das versões para o Algoritmo de Taxa de Célula Genérico (Generic Cell Rate Algorithm - GCRA) e, como comentado anteriormente, a sua especificação depende somente de dois parâmetros: o Intervalo de Emissão T (lembrando que T é denominado de Intervalo de Emissão de Pico (PEI) de uma conexão ATM, que em outras palavras é o intervalo de tempo entre primeiro bit de uma célula e o primeiro bit da próxima célula, ou seja, intervalo entre a chegada de células, medido em segundos) e a Tolerância τ , onde T e τ estão em unidade de tempo. O limite superior do valor de X (contador do balde furado) na figura 7.4 é $t + T$.

Com a chegada de uma célula no instante t_a , o valor anterior do contador X , é atualizado, isto é, o seu valor é diminuído do tempo decorrido desde a última vez que chegou uma célula bem comportada (Last Conformance Time - LCT) e o resultado é guardado na variável auxiliar X' . Caso X' seja menor que zero, significa que o Balde Furado está vazio e X' é setado para zero. Se X' for maior que τ significa que a célula chegou antes de decorrido o intervalo aceitável e portanto deve ser declarada como estando em não conformidade. Nos casos em que a célula for aceita como em conformidade. Neste caso, é preciso atualizar o valor do contador do Balde Furado (X) e o instante desta atualização (LCT).



X : Valor do contador do balde furado

X' : Variável auxiliar

LCT : Tempo da última “conformancia”

No tempo de chegada t_a da primeira célula da conexão que atravessa uma dada interface, $X = 0$ e $LCT = t_a$.

Figura 7.4: Algoritmo do Balde Furado em Estado Contínuo

Uma observação a ser feita com relação ao GCRA, diz respeito à situação em que a conexão ATM está utilizando uma Taxa de Bit Estatística e neste caso os sistemas finais padronizaram os parâmetros de tráfego adicionais (SCR/IBT ou Tipo de Serviço). Portanto a definição de conformidade na interface (UNI ou NNI) em que chegam as células é baseada em duas instâncias do GRCA, operando de modo coordenado, ou seja, o estado do GRCA será atualizado se e somente se a célula que chega estiver em conformidade para todas instâncias importantes do GRCA. Portanto, neste caso o algoritmo controla a PCR e a tolerância τ_{PCR} associada com T_{PCR} e adicionalmente, de modo coordenado, a SCR e a tolerância τ_{SCR} associada com T_{SCR} ($= \tau_{IBT} + \tau'_{SCR}$). Maiores detalhes podem ser encontrados na Rec. I 371 (ITU-T, 1995).

A analogia com um balde furado imagina um balde com um furo no fundo por onde vaza uma taxa que corresponde ao parâmetro de taxa de tráfego de célula. A profundidade do balde corresponde a um parâmetro de tráfego ou de tolerância. Cada célula que chega é imaginado como uma porção de água que é despejada em um ou mais baldes para fazer o cheque de conformidade. O bit Prioridade de Perda de Célula (Cell Loss Priority - CLP), presente no cabeçalho da célula ATM, controla o transbordo do fluxo de células que chegam no balde. Por exemplo, se chega mais água (células) que a capacidade do balde (células chegam em uma taxa mais alta do que a taxa acordada) o balde irá transbordar e uma porção de água será perdida, as células (porção de água) com o bit CLP setado para 1 serão as primeiras a serem despejada para fora do balde, por terem prioridade inferior.

7.6.1 - EXEMPLO ILUSTRANDO O CONCEITO DO ALGORITMO DE BALDE FURADO

Um Primeiro exemplo ilustrado através das figuras 7.5 e 7.6, onde uma Capacidade de Transferência DBR é utilizada para uma conexão ATM (neste caso um único balde é necessário pois o controle do balde furado é baseado somente nos parâmetros de PCR e τ_{PCR}), será apresentado. Em seguida, um segundo exemplo ilustrado pela figura 7.7, estenderá esta análise para a situação em que uma Capacidade de Transferência SBR é utilizada na conexão ATM (neste caso dois baldes serão necessários pois o controle do balde furado é realizado com base nos parâmetros PCR e τ_{PCR} e adicionalmente SCR e τ_{SCR}).

Segue-se a análise do primeiro exemplo, onde é descrita a operação do *balde furado* para um fluxo de células em conformidade e para um fluxo de células em não conformidade. Nestas duas situações o intervalo de tempo entre chegada de células é definido como três unidades de tempo de uma célula ($T_{PCR} = 3$ unidades de tempo), o qual é incrementado no balde, e a profundidade do balde é de seis unidades de tempo de uma célula ($\tau_{PCR} = 6$ unidades de tempo). Quando uma célula chega, um medidor automático verifica se a célula pode ser adicionada ao conteúdo do balde sem que ocorra transbordo do mesmo. Se o balde não transbordar, então a célula está em conformidade, caso contrário a célula está em não conformidade. O medidor despeja o fluxo de células em

não conformidade para fora do balde, através de um ladrão. O conteúdo de uma célula que chega é adicionado no balde somente se a célula estiver em conformidade, pois uma quantidade acumulada de células em não conformidade no interior do balde, poderia motivar células posteriores serem identificadas como em não conformidade (devido a profundidade limitada do balde).

A cada unidade de tempo de célula o balde drena um incremento de uma unidade pelo furo localizado no seu fundo. Cada célula que chega adiciona um número de 3 unidades. Como a taxa de pico negociada é para $T = 3$ (lembre-se de que $PCR = 1/T$, ou seja, pode chegar $1/3$ de células por unidade de tempo), após a chegada de uma célula, seu conteúdo é completamente drenado para fora do balde após três unidades de tempo de célula serem decorridos. Observe que se não houvesse tolerância (que no nosso exemplo é de $\tau_{PCR} = 6$ unidades de tempo), a taxa de pico deveria ser rigorosamente seguida ou com células chegando com diferença de tempo em relação à anterior de no mínimo 3 unidades de tempo, para que não ocorresse descarte de células. A figura 7.5 ilustra esta situação para o caso de células em conformidade. A primeira célula chega no terceiro tempo de célula e encontra o balde completamente vazio e preenche-o com a profundidade de três unidades. No quinto tempo de célula duas unidades foram drenadas para fora do balde e no sexto tempo, o balde foi completamente drenado e chega mais uma célula, que preenche o balde com uma profundidade de 3 unidades novamente. No oitavo tempo chega uma célula, que preencherá o balde até a profundidade de 4 unidades. No nono tempo, o medidor automático determina que o fluido proveniente desta célula preencherá o balde até a borda (isto é, até a profundidade de seis unidades); entretanto, esta está em conformidade e seu incremento será adicionado ao balde. Agora o próximo tempo de chegada de uma célula em conformidade será décimo segundo desde que, no mínimo, três unidades de tempo precisarão ser drenadas para fora do balde de modo que a próxima célula que chegue não cause transbordo no balde. A próxima célula chega no tempo de célula 17 e preencherá o balde até a profundidade 4, porque o balde possuía um conteúdo de uma unidade ainda não drenada.

A figura 7.6 mostra o exemplo para células em não conformidade, utilizando os mesmos critérios do exemplo anterior ($T = 3$ unidades de tempo de células e a tolerância é de $\tau_{PCR} = 6$ unidades de tempo). A seqüência de chegada de células é idêntica à da figura 7.5 até o nono tempo de célula. No décimo primeiro tempo de célula outra célula chega e

o medidor automático determina que o balde transbordaria se o fluido da célula que chegou fosse adicionado ao conteúdo existente no balde (pois no décimo primeiro tempo de célula, existia 4 unidades de células ainda não drenadas), portanto esta definição determina que esta célula está em não conformidade. O medidor despeja o conteúdo desta célula fora do balde através do ladrão. Desde que o conteúdo da célula em não conformidade não foi adicionado ao balde, a próxima célula em conformidade pode chegar no tempo 15, preenchendo o balde até a borda.

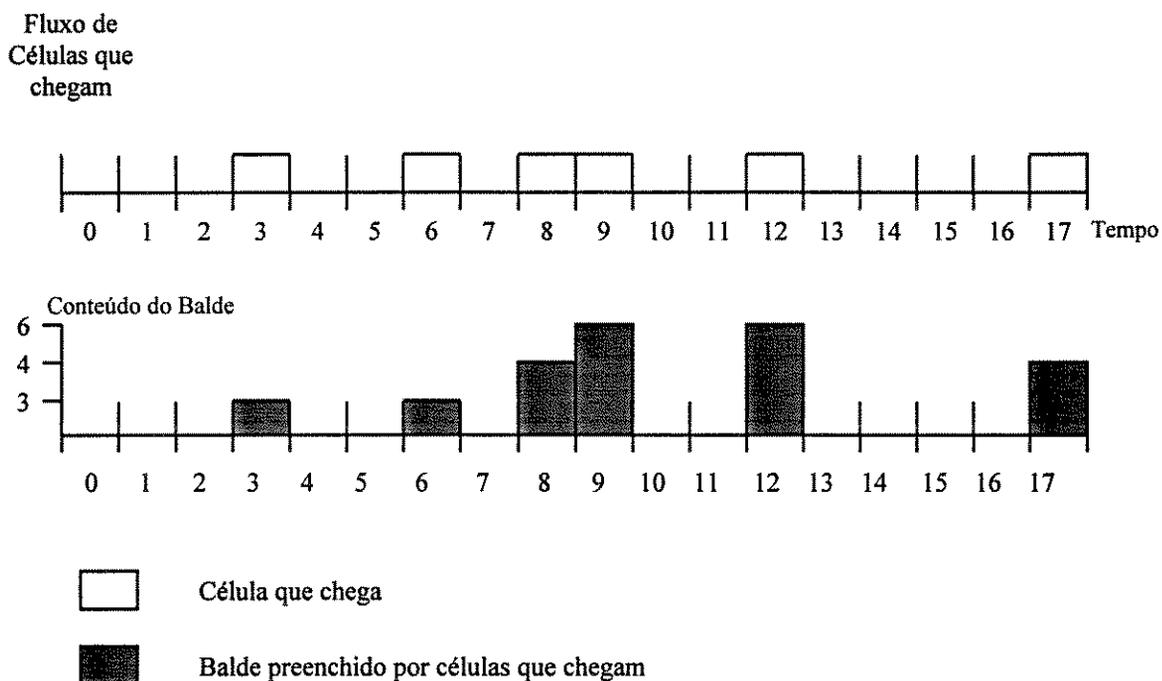


Figura 7.5: Ilustra um fluxo de células em conformidade

Vamos a seguir apresentar a análise do segundo exemplo proposto, quando uma Capacidade de Transferência SBR é utilizada na conexão ATM.

Para capacidade de transferência de um fluxo com Taxa de Bit Estatística (SBR) a fonte descreve o fluxo de bit a ser submetido na conexão através de PCR e SCR/IBT, ou PCR e Tipo de Serviço, ou Tipo de Serviço. Para estas aplicações há conceitualmente um GCRA para uma PCR com $T_{PCR} = 1/PCR$ e tolerância zero no PHY-SAP e adicionalmente há conceitualmente um GCRA para SCR/IBT com o associado Intervalo de Emissão $T_{SCR} = 1/SCR$ e tolerância τ_{IBT} . As seguintes configurações de parâmetros de

tráfego PCR e SCR/IBT com bit CLP e opção de “tagging” são especificadas (ITU-T, 1995):

1. PCR para componente de célula CLP = 0 + 1 e SCR/IBT para componente de célula CLP = 0 + 1.
2. PCR para componente de célula CLP = 0 + 1 e SCR/IBT para componente de célula CLP = 0; opção tagging (ação de mudar o campo de cabeçalho CLP de 0 para 1 quando uma célula em não conformidade é detectada) não é aplicada.
3. PCR para componente de célula CLP = 0 + 1 e SCR/IBT para componente de célula CLP = 0; opção tagging é aplicada.

Fluxo de Células que chegam

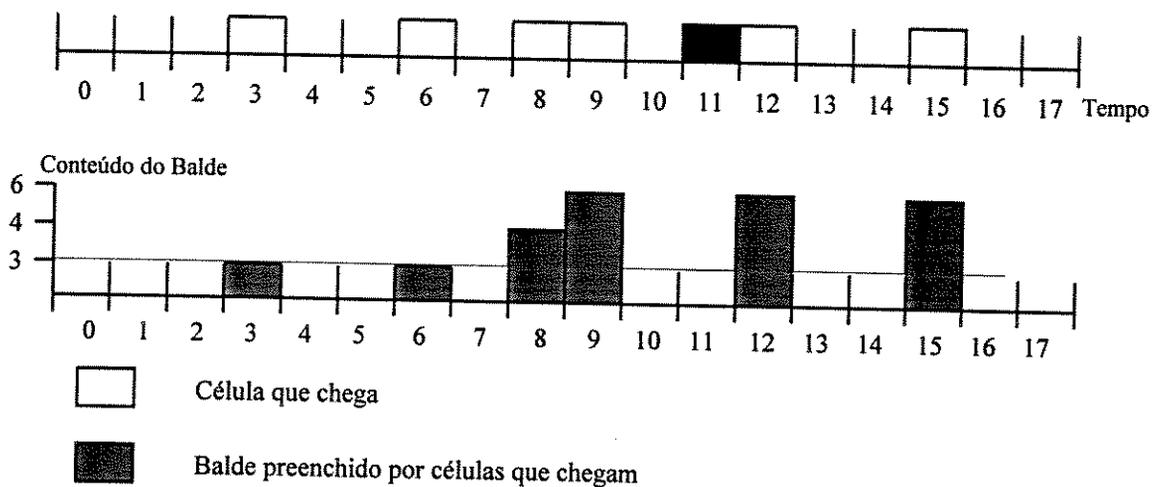


Figura 7.6: Ilustra o fluxo de célula em não conformidade.

Observe que nenhuma opção de tagging (mudança de células CLP=0 que não estão em conformidade para CLP=1) é aplicada na opção 1. A Taxa de Pico de Célula (PCR) é modelada como a taxa drenada no balde furado e a Tolerância (τ_{PCR}) à Variação do Atraso de Célula (CDV) define a profundidade do balde para o cheque de conformidade da Taxa de Pico no fluxo combinado CLP = 0 + 1.

A Taxa de Célula Mantida (SCR) é modelada como a taxa drenada no balde furado e a tolerância a rajada, t_{IBT} , (a qual é proporcional ao Máximo Tamanho da Rajada - MBS) define a profundidade do balde para o cheque de conformidade da Taxa Mantida no fluxo $CLP = 0$ ou no fluxo combinado $CLP = 0 + 1$. A Tolerância a Rajada é definida pela fórmula apresentada na seção 7.4.3.

A Tolerância a Rajada (t_{IBT}), ou profundidade do balde, para SCR é determinada pelo cálculo da profundidade do balde requisitada para um máximo tamanho da rajada (MBS) de células chegando a uma dada Taxa de Pico de Célula (PCR), enquanto drena para fora do balde a uma dada Taxa de Célula Mantida (SCR).

A figura 7.7 ilustra os casos acima apresentados, para o caso em que há dois baldes e uma igual quantidade de fluxo de célula é direcionado para ambos os baldes. Na figura isto é representado por uma linha diagonal e por uma seta com duas pontas.

Para os parâmetros de tráfego da configuração 1, os dados do usuário ou célula OAM fim a fim, são consideradas em conformidade quando estão em conformidade para ambos testes de conformidade (PCR e SCR/IBT), ou seja, após o cheque da Taxa de Pico e a Taxa Mantida de um fluxo agregado $CLP = 0 + 1$, será descartada qualquer célula que viole pelo menos um dos cheques.

Para os parâmetros de tráfego da configuração 2 e 3, células do usuário com $CLP = 0$ ou célula OAM fim a fim, são consideradas em conformidade quando estão em conformidade para ambos testes de conformidade SCR/IBT (0) e PCR(0 + 1).

Para os parâmetros de tráfego da configuração 2 e 3, uma célula com $CLP = 1$, é considerada em conformidade se esta está em conformidade para teste de conformidade PCR(0 + 1).

Para os parâmetros de tráfego da configuração 3, células do usuário com $CLP = 0$ ou célula OAM fim a fim, que não estão em conformidade, para teste de conformidade SCR/IBT (0) são marcado através da função tagging para $CLP = 1$ e entregues ao teste de conformidade PCR(0 + 1), e estas células estarão em conformidade, como células $CLP = 1$, se estiverem em conformidade com teste de conformidade PCR (0 + 1).

O apêndice B da versão 3.0 da Especificação de Interface Usuário Rede (UNI) (ATM Fórum), dá um exemplo de como a configuração 2 pode ser usada para emular o gerenciamento de crédito de classe de acesso SMDS e de como a configuração 3 pode ser usada para emular os parâmetros de tráfego Frame Relay Taxa de Informação Acordada

(Committed Information Rate - CIR) e Taxa de Informação em Excesso (Excess Information Rate - EIR).

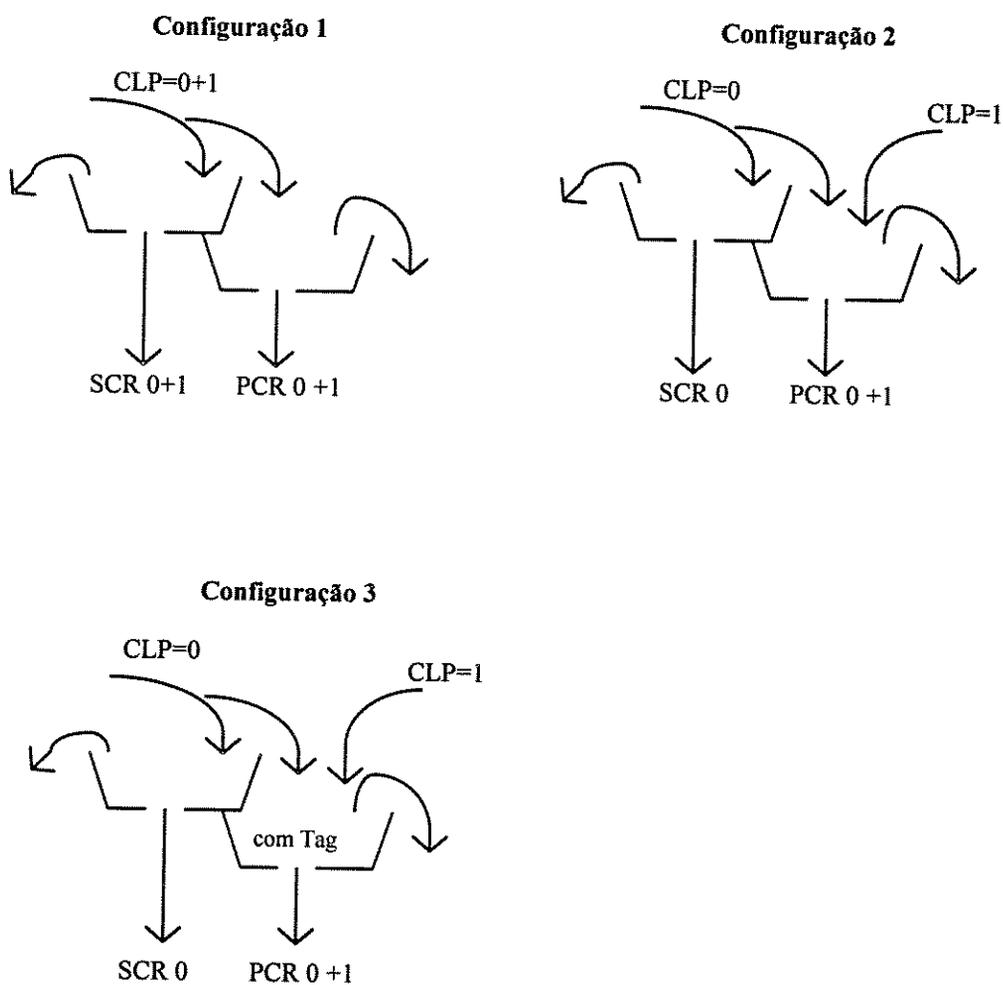


Figura 7.7: Ilustra as configurações do algoritmo de Balde Furado para serviços que utilizam uma Capacidade de Transferência à Taxa de Bit Estatística (SBR).

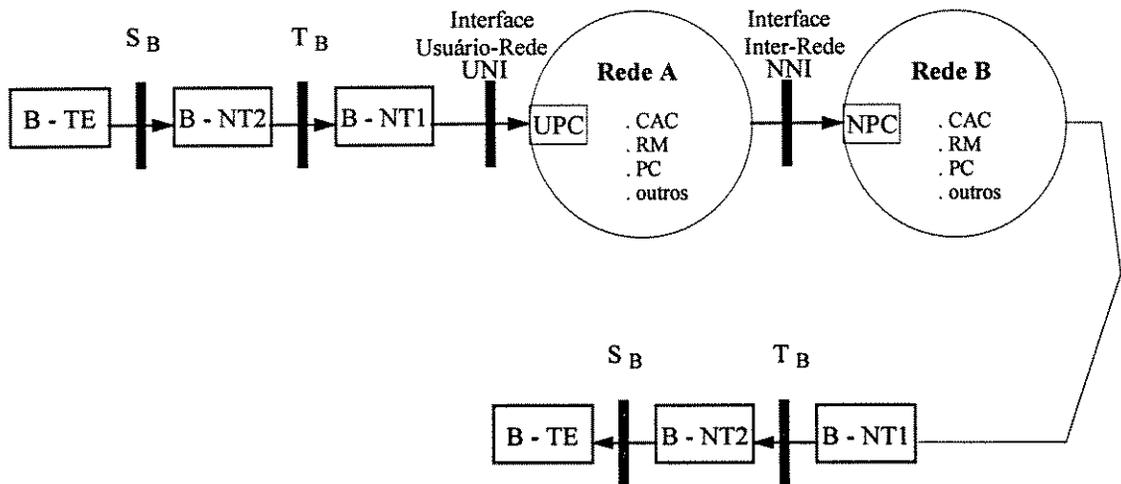
CAPÍTULO 8

CONTROLE DE TRÁFEGO

As funções do Controle de Tráfego são definidas como um conjunto de ações tomadas pela rede sobre todos os elementos de rede relevantes para evitar condições de congestionamento tendo portanto, características de medida preventiva. O controle de tráfego fornece os meios necessários para um usuário garantir que o fluxo de células, por ele oferecido à rede, apresente a taxa especificada no contrato de tráfego e também, para a rede garantir que a taxa acordada no contrato de tráfego não seja violada pelos usuários, de tal modo que a performance da QoS continue a ser alcançada por todos os usuários da rede ATM. Segundo a Rec. I 371 (ITU-T, 1995), as principais funções do controle de tráfego utilizadas na B-ISDN para manter a QoS de conexões ATM são: Gerenciamento de Recursos da Rede (Network Resource Management - NRM), Controle de Admissão de Conexão (Connection Admission Control - CAC), Controle de Parâmetro de Uso/Rede (Usage/Network Parameter Control - UPC/NPC), Controle de Prioridade (Priority Control - PC) e Descarte Seletivo de Célula (Selective Cell Discarding - SCD), Formatação de Tráfego (Traffic Shaping) e Gerenciamento Rápido de Recurso (Fast Resource Management).

8.1 - CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO E DE TRÁFEGO

O principal papel dos parâmetros de controle de tráfego e de controle de congestionamento é o de proteger a rede e os usuários de modo a alcançar os objetivos de Performance da Rede. Um papel adicional é otimizar o uso de recursos da rede. A Rec. I.371 (ITU-T, 1995), fornece uma Configuração de Referência para Controle de Tráfego e Controle de Congestionamento como ilustrado na figura 8.1.



UPC: Usage Parameter Control
CAC: Connection Admission Control
PC: Priority Control

NPC: Network Parameter Control
RM: Resource Management
Outros para futuro estudo

Note 1: NPC pode ser aplicado para algumas interfaces intra-redes

Note 2.: As setas são a indicação da direção do fluxo de células

Note 3: Controle de feedback através de células RM vai em direção contrária à do Fluxo de Células

Figura 8.1: Ilustra a Configuração de Referência para Controle de Tráfego e Controle de Congestionamento.

O modelo de referência apresentado na figura acima ilustra a localização das várias funções de controle de tráfego e de controle de congestionamento. A formatação do fluxo de células de modo a colocá-las em conformidade com os parâmetros de tráfego pode ser realizada opcionalmente no equipamento terminal do usuário. Na Interface Usuário Rede (UNI) é necessário checar ou policiar a conformidade destes parâmetros de tráfego antes que o fluxo de células proveniente do usuário seja aceito pela rede, função realizada pela rede através do Controle de Parâmetro de Uso (UPC). De maneira similar, a rede pode checar o fluxo de células que chegam provenientes de outras redes através do Controle de Parâmetro de Rede (NPC) na Interface Inter-Rede (NNI), como ilustrado na figura 8.1.

8.2 - TEMPO DE RESPOSTA

A figura 8.2, baseada na Rec. I 371 (ITU-T, 1995), mostra os tempos de respostas característicos em que as várias funções de controle de tráfego e de congestionamento operam.

FUNÇÕES DE CONTROLE DE TRÁFEGO DE CONTROLE DE Exemplos	TEMPO DE RESPOSTA
Descarte de Células, Controle de Prioridade, Gerenciamento de Buffer e Disciplina de Serviço de Célula, Formatação de Trafego, UPC, ...	Tempo de Inserção de Célula / PDU
Controle de Feedback, ...	Tempo de Propagação "Round-trip"
Estabelecimento de Chamada e Controle de Admissão, Roteamento, Alocação de Recursos, ...	Intervalo de Tempo Entre Chegadas Célula / Conexão
Controles de Gerenciamento de Rede Centralizados, ...	
Procedimentos de Engenharia de Rede a Longo Termo ...	

Figura 8.2: Tempo de Resposta dos Controles.

Pelo o que foi exposto na figura acima, os mecanismos de descarte de células, controle de prioridade, gerenciamento de buffer, disciplina de atendimento das células, formatação de tráfego, UPC, etc., atuam com o tempo de resposta da ordem do tempo de inserção de uma célula (o tempo de resposta define a velocidade com que o mecanismo de controle reage). O tempo de resposta para os controles de realimentação é, intuitivamente, da ordem do tempo de propagação de ida e volta (Round-trip Propagation Time). As ações realizadas na fase de estabelecimento da conexão, como por exemplo alocação de recursos, são efetuadas na escala de tempo entre chegadas de pedidos de

conexão/chamada. E por fim, procedimentos de planejamento de rede que são efetuados a longo termo e procedimentos de gerenciamento de rede que operam em uma escala de tempo muito mais longa que os mecanismos anteriores, implicando em tempos de resposta na ordem de horas à dias e até mesmo meses e anos.

Para um planejamento adequado de rede de área ampla, o qual envolve planos de expansão da rede em função do tráfego demandado, os tempos envolvidos são geralmente da ordem de anos.

8.3 - CONTROLE DE PARÂMETRO DE USO/REDE

O Controle de Parâmetro de Uso (Usage Parameter Control - UPC) e o Controle de Parâmetro de Rede (Network Parameter Control - NPC) realizam funções semelhantes em diferentes interfaces (CHEN & LIU, 1994). A função UPC é realizada na Interface Usuário Rede (UNI) e a função NPC é realizada nas Interfaces Inter-Redes (NNI). Outro nome comumente usado para UPC/NPC é “policimento”. O controle de Parâmetro Uso/Rede é definido segundo a Rec. I.371 (ITU-T, 1995) como o conjunto de ações tomadas pela rede para monitorar e controlar o tráfego em termos de tráfego oferecido e validado de uma conexão ATM no acesso do usuário e da rede, respectivamente. Seu principal propósito é proteger os recursos da rede contra comportamentos “maliciosos ou não” que violam os parâmetros de tráfego acordados para uma conexão ATM específica e que poderiam dessa forma afetar a Qualidade de Serviço de outras conexões existentes, realizando para tanto, a detecção de violação dos parâmetros negociados e tomando ações apropriadas em tais casos.

A tarefa de monitoração no controle de parâmetro de uso/rede para as VCCs e VPCs é realizada através das seguintes ações: 1) para o caso das VCCs é realizado o cheque de validade de VPI e VCI (isto é, se os valores de VPI/VCI são ou não atribuídos) e a monitoração do tráfego entrante na rede que vem das VCCs ativas de modo a garantir que os parâmetros acordados não são violados; 2) para o caso das VPCs é realizado o cheque da validade de VPI (isto é, se os valores de VPI são ou não atribuídos) e a monitoração do tráfego entrante na rede que vem das VPCs ativas de modo a garantir que os parâmetros acordados não são violados.

O Controle de Parâmetro de Uso (UPC) é realizado em VCCs ou VPCs no ponto onde o primeiro enlace VC ou VP são terminados dentro da rede. De modo análogo o Controle de Parâmetro de Rede (NPC) é realizado em VCCs ou VPCs no ponto onde eles são processados pela primeira vez na rede após cruzar a Interface Inter-Rede (NNI).

Dentre as características desejáveis em um algoritmo UPC/NPC encontram-se:

- capacidade de detectar qualquer situação ilegal de tráfego;
- seletividade sobre os parâmetros que estão sendo checados (isto é, o algoritmo deve determinar se o comportamento do usuário está dentro de uma região aceitável);
- resposta rápida para poder detectar adequadamente a violação dos parâmetros;
- simplicidade de implementação.

A Rec. I 371 (ITU-T, 1995), define dois parâmetros de performance (desempenho) para mecanismos UPC/NPC, porém métodos para a avaliação da performance do UPC/NPC ainda estão em estudos. Um dos parâmetros de performance do UPC/NPC é o *tempo de resposta* que é definido como o tempo gasto pelo mecanismo para detectar uma situação que envolve células em “não conformidade” em uma VPC/VCC em certas condições de referência. O outro parâmetro de desempenho relacionado à UPC/NPC é a *transparência* que é definida como a precisão com que o UPC/NPC inicia as ações de controle sobre o fluxo de células que contém algumas células em não conformidade e evita ações de controle indevidas sobre o fluxo de células em uma conexão bem comportada para um mesmo conjunto de condições de referência. Parâmetros adicionais de performance de UPC/NPC estão ainda em estudos.

Um mecanismo específico de policiamento UPC/NPC pode cometer erros por tomar ações excessivas de policiamento, isto é, declarar um volume de células em não conformidade maior do que o volume de células que realmente estão em não conformidade de acordo com o contrato de tráfego. Excessivas ações de UPC/NPC, em qualquer conexão, fazem parte da degradação de performance da rede como um todo. Para contornar este problema, alguns algoritmos de UPC/NPC, podem fornecer margens de segurança para limitar a degradação introduzida pelo UPC/NPC.

Outro importante fato a ser considerado é o impacto do UPC/NPC sobre o atraso de célula. O Atraso de Célula e a Variação do Atraso de Célula (CDV) introduzida pelo UPC/NPC também fazem parte do atraso e da variação do atraso alocado para a rede como um todo.

8.3.1 - RELAÇÃO ENTRE UPC/NPC E PRIORIDADE DE PERDA DE CÉLULA (CLP)

Segundo a Rec. I 371 (ITU-T, 1995), quando uma conexão ATM utiliza a capacidade de CLP a pedido do usuário, recursos da rede são alocados para o fluxo de tráfego CLP=0 e para o fluxo de tráfego CLP=1. Através do controle dos fluxos de tráfego CLP=0 e CLP=0+1 (como ilustrado na figura 8.3), um roteamento apropriado e uma alocação adequada de recursos são realizados. Para alcançar este propósito, um operador de rede pode fornecer duas taxas de perda de célula (Cell Loss Ratio - CLR) acordadas para os dois tipos de fluxo de célula (CLP=0 e CLP=0+1).

Se a opção de “tagging” é aplicada para a conexão, as células pertencentes ao fluxo de célula CLP=0, e identificadas pela função UPC/NPC como células em “não conformidade”, serão convertidas para células CLP=1 e adicionadas ao fluxo de tráfego CLP=1, proveniente do usuário, antes de entrar no mecanismo de teste de conformidade UPC/NPC do fluxo de tráfego CLP=0+1 (o algoritmo GCRA descrito no capítulo 7 é um dos mecanismos propostos para UPC; a configuração 3 da figura 7.7, ilustra a utilização da função “tagging”). Por outro lado, se a opção de “tagging” não é aplicada à conexão, então as células que são identificadas pelo UPC/NPC como em “não conformidade” com pelo menos um elemento do contrato de tráfego são descartadas, como visto na figura 8.3. As células pertencente ao fluxo célula agregado CLP=0+1 que são consideradas em “não conformidade” pelas funções do UPC/NPC são descartadas.

Pelo o que foi exposto na figura acima, a célula CLP=0 é considerada em conformidade pelo UPC/NPC se for considerada em conformidade pelo teste C_0 realizado sobre a componente CLP=0 e se for considerada em conformidade pelo teste C_{0+1} realizado sobre o fluxo agregado. Similarmente, a célula CLP=1 é considerada em

conformidade se for considerada em conformidade pelo teste C_{0+1} realizado sobre o fluxo agregado.

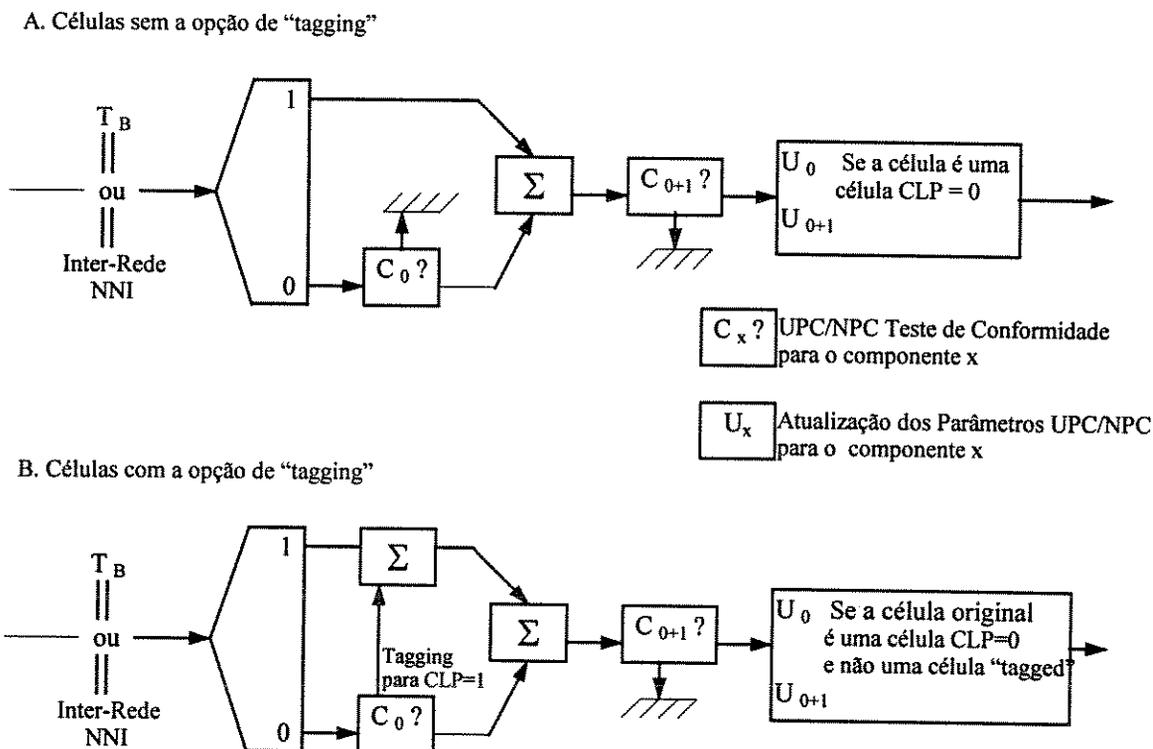


Figura 8.3: Ações possíveis do UPC/NPC.

A célula CLP=0 considerada em “não conformidade” pelo teste C_0 pode ser “tagged” (como uma opção). Quando a função de “tagging” é aplicada, caso B da figura 8.3, a célula CLP=0 considerada em “não conformidade” pelo teste C_0 tem o bit CLP presente em seu cabeçalho marcado para 1 e, agora como célula CLP=1, é agrupada ao fluxo de células CLP=1 e estará em conformidade como uma célula CLP=1 se for considerada em conformidade pelo teste C_{0+1} realizado sobre o fluxo agregado.

Quando nenhum recurso de rede é alocado adicionalmente para o fluxo de tráfego CLP=1 (a pedido do usuário ou devido ao fornecimento da rede), as células CLP=0 identificadas pelo UPC/NPC como estando em “não conformidade” são descartadas e a opção de “tagging” não é aplicada, situação ilustrada no caso A da figura 8.3.

Vários mecanismos de policiamento (UPCs) tem sido propostos, dentre eles: Balde Furado (GCRA), Janelas Saltitantes, Janelas Deslizantes, Contadores de pico, etc.

8.4 - GERENCIAMENTO DE RECURSOS DA REDE

Em redes ATM os recursos mais críticos são *espaços em buffers e largura de banda de troncos*. Um importante conceito para Controle de Tráfego e Gerenciamento de Recursos na B-ISDN são os Caminhos Virtuais (VPs). Com relação a Controle de Tráfego, VPCs podem ser usadas para:

- 1) simplificar CAC (por exemplo, se todo nó na rede é interconectado por uma VPC, então somente o total de largura de banda VPC disponível precisa ser considerada nas decisões CAC, o que simplifica bastante o processo pois uma VPC é muito mais fácil de ser gerenciada do que várias VCCs individuais),
- 2) implementar uma forma de controle de prioridade pela separação de tipos de tráfegos com diferentes requisitos de QoS (quando VCCs dentro de uma VPC requerem diferentes QoS, o objetivo de performance da VPC deve estar de acordo com a necessidade de QoS da maioria das VCCs presentes na VPC),
- 3) distribuir de modo eficiente mensagens para operação de sistemas de controle de tráfego (por exemplo, indicar congestionamento na rede através da distribuição de uma única mensagem para todas as VCCs pertencentes a uma mesma VPC),
- 4) agregar serviços de usuário para usuário tal que UPC/NPC possa ser aplicado sobre o tráfego agregado (VPCs, permitem que um grupo de VCCs sejam gerenciadas e policiadas do modo simplificado).

VPCs também têm um papel chave no Gerenciamento de Recursos da Rede. Através de *reserva de capacidade* nas VPCs, o processamento requisitado para estabelecer VCCs individuais é reduzido. VCCs individuais podem ser estabelecidas através de simples decisões de Admissão de Conexão nos nós onde VPCs são terminadas.

É importante lembrar que a performance ponto a ponto de uma dada VCC depende da performance de consecutivas VPCs usadas por esta VCC e de como esta é

tratada nas Funções Relacionadas com Conexão de Canal Virtual (CRF(VC)), ou seja, comutadores VC.

Finalmente, o controle de roteamento dinâmico no nível de Caminho Virtual (VP) permite um método simples para uma reconfiguração adaptativa da rede. O caminho do roteamento pode ser mudado simplesmente pela modificação da informação de roteamento nos pontos de conexão VPC.

8.5 - GERENCIAMENTO RÁPIDO DE RECURSOS

As funções de Gerenciamento Rápido de Recursos (Fast Resource Management - FRM) operam na escala de tempo do atraso de propagação de ida e volta (round-trip propagation delay) da conexão ATM. O FRM é utilizado para gerenciar dinamicamente **largura de banda e espaços em buffers**. A Capacidade de Transferência ABR utiliza as funções do FRM para alocar dinamicamente recursos para as conexões ATM que utilizam esta capacidade. O ITU-T padronizou o código 110 no campo "Payload Type" (PT) do cabeçalho da célula ATM (para célula de gerenciamento de recursos, vide tabela 5.4) e um formato de célula FRM (o capítulo 10 apresentará o formato da célula de gerenciamento de recurso). Esta seção descreve resumidamente as duas categorias de FRM que foram propostas até a presente data, reserva de largura de banda e reserva de buffer.

8.5.1 - RESERVA RÁPIDA DE LARGURA DE BANDA

O protocolo de reserva rápida (Fast Reservation Protocol - FRP) é um procedimento que permite aos usuários negociar temporariamente com a rede mudanças para a taxa de bit (ou largura de banda) durante uma conexão (FISCHER et al., 1994).

Antes de uma rajada ser transmitida, uma célula de gerenciamento rápido de recurso (célula FRM), que contém um pedido de taxa de bit (ou largura de banda) para a conexão, é enviada. Após receber esta "célula de pedido de reserva" uma tentativa é feita por todos os nós para reservar a taxa de bit pedida para a subsequente transmissão da rajada. Se a taxa de bit (ou largura de banda) não pode ser reservada em algum enlace da

conexão, então, imediatamente uma resposta negativa é retornada e a fonte pode tentar novamente mais tarde. Se todos os nós intermediários e o nó de destino forem capazes de fornecer a taxa de bit (ou largura de banda) requisitada, um “acknowledgement” é enviado pelo nó de destino para a fonte, após o qual a fonte pode iniciar a transmissão de seus dados. Uma vez concluída a transmissão, a taxa de bit (ou largura de banda) reservada é liberada em todos os nós com ajuda de outra célula de gerenciamento rápido de recursos. Um protocolo de transporte confiável ou um “time-out” precisa ser empregado para garantir que a liberação das reservas não sejam destruídas por perdas ou erros nas células FRM.

A eficiência deste método diminui drasticamente para grandes atrasos de propagação (round-trip propagation delay) das células de reserva/acknowledgement. Este problema pode ser resolvido pelo envio da rajada imediatamente após o envio da “célula de solicitação de reserva” e pelo descarte da rajada no nó se a taxa de bit (ou largura de banda) requisita não estiver disponível no nó. Esta maneira de abordar o problema é conhecida como FRP com imediata transmissão (Fast Reservation Protocol with Immediate Transmission - FRP/IT) e requer uma considerável complexidade de implementação nos nós.

8.5.2 - RESERVA RÁPIDA DE BUFFER

O outro recurso crítico que pode ser gerenciado é o espaço do buffer nos nós intermediários. Neste tipo de protocolo uma rajada solicita que espaços de buffers sejam reservados nos nós intermediários. Este pedido de reserva pode ser feito por uma célula FRM no começo da rajada (ou seja, juntamente com a primeira célula de dados), através de um campo da AAL (por exemplo: campo BAsize de dois octetos presente na subcamada CPCS da AAL3/4), ou por um parâmetro de Máximo Comprimento da Rajada (MBS) acordado no momento da assinatura para o VPI/VCI em questão. Quando uma rajada chega em um nó, o tamanho de buffer requisitado para ela é conferido com o espaço de buffer disponível no nó. Caso o tamanho de buffer requisitado pela rajada seja maior do que a disponibilidade de espaço no buffer do nó, então a rajada não é aceita pelo nó; caso contrário a rajada será aceita.

8.6 - CONTROLE DE ADMISSÃO DE CONEXÃO (CAC)

O Controle de Admissão de Conexão (Connection Admission Control - CAC) é definido pela Rec. I.371 (ITU-T, 1995) como sendo o conjunto de ações realizadas pela rede na fase de estabelecimento de chamada (ou durante a fase de renegociação da chamada) de modo a definir se uma Conexão de Canal Virtual (VCC) ou uma Conexão de Caminho Virtual (VPC) pode ser aceita ou deve ser rejeitada.

Através do CAC uma rede analisa o pedido de conexão (que define parâmetros de tráfego da fonte e a classe de QoS requisitada) para uma dada chamada e aceita-o somente se recursos suficientes estão disponíveis para estabelecer a chamada através de toda a rede, atendendo a QoS requisitada pela chamada e mantendo a QoS acordada para as demais chamadas já existentes na rede.

Renegociações podem ser feitas através de procedimentos de sinalização ou por Gerenciamento Rápido de Recursos (FRM). Portanto, os parâmetros estabelecidos para uma conexão só podem ser alterados através da renegociação entre o usuário e a rede. Quando a renegociação é feita através de sinalização, mensagens de sinalização contendo descritores de tráfego da fonte e requisitos de QoS são enviadas pelo usuário, através do protocolo de sinalização Q.93B. Como comentado anteriormente, as mensagens de sinalização Q.93B são encapsuladas em células ATM de acordo com a AAL de sinalização (SAAL). Pela análise desta informação de sinalização, que contém o Descritor de Tráfego da Fonte, a classe de QoS requisitada e a Capacidade de Transferência ATM (SBR, DBR, ABR ou ABT- ATM Block Transfer) requisitada, o CAC: determina se a conexão pode ser aceita ou não, deriva os parâmetros de tráfego a serem utilizados pelo UPC/NPC e roteia e aloca os recursos da rede.

Em ambientes B-ISDN alguns tipos de chamada podem envolver mais de uma conexão como é o caso de multimídia, serviços de videoconferência ou serviços de videotelefone. Nestes casos, procedimentos de CAC devem ser aplicados independentemente para cada conexão (CHEN & LIU, 1994).

O CAC precisa ser simples e rápido para altas taxas de comutação. A complexidade do CAC está relacionada com o descritor de tráfego. O algoritmo de CAC

mais simples é o de alocação de Taxa de Pico de Célula, onde um pedido de conexão não pode ser admitido se a soma das Taxas de Pico de Célula excederem a largura de banda do tronco. Parâmetros de tráfego padronizados em adição a Taxa de Pico de Célula devem permitir ao operador de rede implementar um policiamento CAC que obtenha um ganho de multiplexação estatístico quando comparado com um policiamento CAC que só aloca PCR para conexões, e ainda apresentar a QoS acordada para a conexão. Muitas variedades de policiamento CAC são possíveis e a escolha é decisão do operador de rede. Algumas propostas podem ser encontradas em (VAKIL & SAITO, 1991) (SAITO et al., 1991).

8.7 - CONTROLE DE PRIORIDADE “SCHEDULING” RELACIONADO COM QoS”

Controle de Prioridade (Priority Control - PC) pode ser entendido pelo que é também chamado de prioridade de enfileiramento, serviço scheduling ou justo enfileiramento. Basicamente, múltiplas filas são implementadas nos comutadores de tal forma que o tráfego estabelecido em VPC/VCCs que não são tolerantes a atrasos podem passar à frente daqueles que são mais tolerantes a atrasos.

Veremos a seguir como o “scheduling”, em conjunto com controle de admissão de chamada (CAC) e alocação de recursos, pode ser usado para distinguir uma grande faixa de comportamento de QoS, tais como aqueles da arquitetura de serviço ATM (GARRETT, 1996). CAC e alocação de recursos operam no momento do estabelecimento da conexão, enquanto o controle de “scheduling” é aplicado na transmissão a nível de cada célula ATM. Estas funções fornecem as seguintes propriedades:

- Isolamento das fontes ou classes de serviços do tráfego
- Utilização da largura de banda não alocada ou alocada para fontes inativas
- Multiplexação estatística
- Partilhamento da largura de banda pelas conexões dentro da mesma classe
- Imparcialidade

- QoS consistente
- Mantém de maneira adequada baixos atrasos e/ou perdas

Um sistema de isolamento pode ser criado através de várias filas distintas (em um comutador ou roteador) de modo a agregar as células pertencentes a uma mesma classe de serviço, o que facilita um compartilhamento adequado dos recursos disponíveis na rede (FLOYD & JACOBSON, 1995) (CLARK et al., 1992) . Estas funções de isolamento e de compartilhamento podem ser implementadas por um mecanismo de “scheduling”, que deve ser colocado na porta de saída do comutador ou roteador, e determina qual dos conjuntos de células que estão esperando será o próximo a ser servido, como representado na figura 8.4. As células pertencentes à uma mesma classe de serviço serão enfileiradas juntamente em uma mesma fila e, geralmente, mantém sua ordem de chegada. Então, o mecanismo de decisão do scheduler precisa realizar sua escolha baseado somente na análise da primeira célula de cada fila (lembrando que a cada fila está associada uma dada classe de serviço).

Os primeiros comutadores ATM e roteadores Internet usaram a disciplina de serviço “primeiro que entra primeiro que sai” (FIFO) para “scheduling”. FIFO é uma solução simples e totalmente adequada para os casos em que as fontes de tráfego tem prioridades iguais e, aproximadamente, requisitos equivalentes de QoS, como é o caso de cada fila individual presente no comutador da figura 8.4. Um dos métodos possíveis para oferecer um isolamento parcial entre diferentes classes de aplicações é o de programação (scheduling) de prioridades. Por exemplo, uma fila que contém tráfegos CBR, sendo portanto de prioridade mais alta, e que não está vazia é sempre a próxima a ser servida. Um sistema de duas prioridades pode separar eficientemente fontes sensíveis a atrasos e menos sensíveis a perdas, que possuem aplicações em tempo real, de fontes sensíveis a perdas e menos sensíveis a atrasos, que possuem aplicações em tempo não real. O limite de atraso para os serviços de tempo real é garantido limitando-se o tamanho do buffer associado à fila específica para esta classe de serviço e pela reserva de largura de banda suficiente (que está associada com a taxa de transmissão requisitada). Para a classe de serviço em que o atraso é menos importante do que as perdas, a utilização de buffers maiores associados à suas respectivas filas no comutador ATM, é uma boa solução. As

taxas de perdas associadas com a performance da rede como um todo, são controladas limitando o número de conexões que podem ingressar na rede, procedimento este realizado pela própria rede, através do CAC.

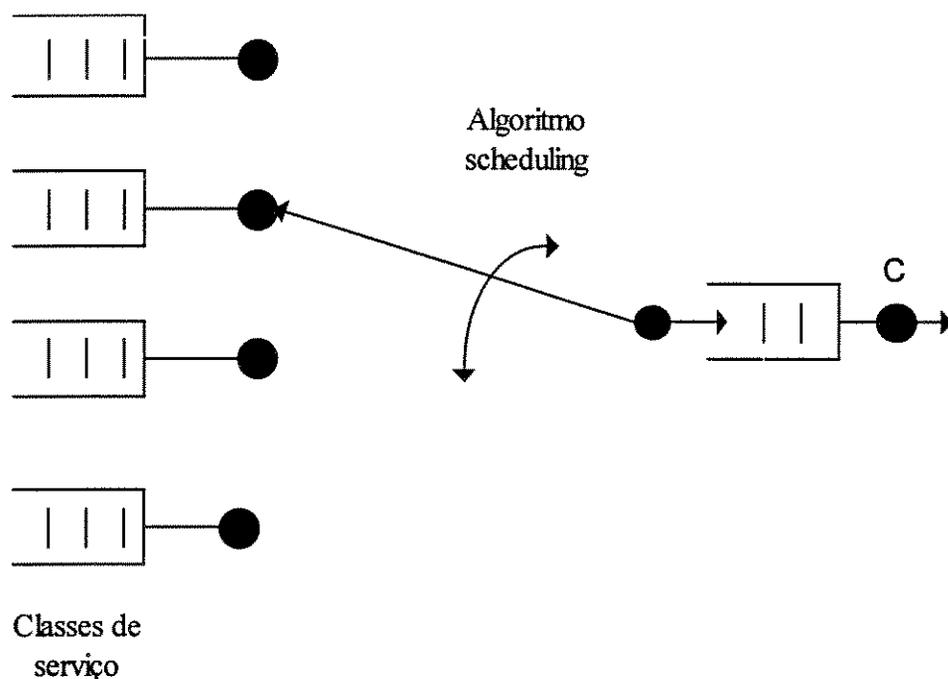


Figura 8.4: O algoritmo programador (scheduling) de células determina qual classe de serviço será a próxima a ser servida. Cada fila FIFO representa uma classe de serviço, a qual pode compreender uma ou mais fontes de tráfego. (Note que as classes de serviço no scheduler podem ou não estar exatamente alinhadas com as categorias de serviço da arquitetura de serviço.)

O scheduler fornece acesso para a partilha da largura de banda, como se cada classe de serviço da figura 8.4, tivesse, virtualmente, o seu próprio servidor e a sua própria taxa. Como o “scheduler” está sempre trabalhando, quando pelo menos uma das classes tiver células para transmitir ela será servida, o que garante uma eficiente utilização da largura de banda da rede.

8.8 FORMATAÇÃO DE TRÁFEGO

A Formatação de Tráfego (Traffic Shaping) é um mecanismo que altera as características de tráfego de um fluxo de células em uma VPC ou VCC com o objetivo de melhorar a eficiência da rede, reunindo os objetivos de QoS ou garantindo a conformidade do fluxo de células para a interface subsequente. A formatação do Tráfego precisa manter a integridade da seqüência das células na conexão ATM. Um ponto delicado a ser considerado na implementação do formatador de tráfego, é que ele modifica a característica de tráfego de um fluxo de célula sob pena de aumentar o Atraso Médio de Transferência da Célula.

A Formatação de Tráfego é um elemento chave sob o ponto de vista do usuário, podendo ser usada no equipamento do cliente como uma ferramenta para garantir que o fluxo de célula gerado por ele, e que está sendo enviado para rede, estará submetido aos parâmetros de tráfego acordados no contrato de tráfego. Esta função é definida como sendo opcionalmente padronizada, mas se ela não é realizada, então o fluxo de células pode não estar em conformidade e a rede não garante a performance de QoS acordada com o usuário (ou com outra rede, pois a rede também pode usar opcionalmente a Formatação quando transfere fluxo de célula para uma outra rede, que neste caso precisa manter as condições do contrato de tráfego rede-para-rede). Se uma rede vai ou não utilizar a Formatação é decisão do operador de rede, que também define onde realizá-la (por exemplo, o operador pode escolher realizar a Formatação em conjunção com as funções do UPC/NPC).

Exemplos de funções realizadas pela Formatação de Tráfego são: redução da taxa de pico (PCR), limitação no comprimento da rajada, redução do CDV através de um espaçamento adequado de células no tempo e sistemas de serviço de fila.

CAPÍTULO 9 - CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO

A Rec. I.371 (ITU-T, 1995) descreve os procedimentos de controle de tráfego e de congestionamento para a B-ISDN. Em B-ISDN congestionamento é definido como o estado dos elementos de rede (comutadores, concentradores, cross-connects e enlaces de transmissão) no qual a rede não é capaz de apresentar os objetivos de performance de rede negociados pelas conexões já estabelecidas e/ou para novas conexões pedidas, o que em outras palavras quer dizer que é a condição alcançada quando a demanda para recursos excede os recursos disponíveis na rede em um determinado intervalo de tempo. Congestionamentos podem ser causados basicamente por dois fatores: *flutuações estatísticas imprevisíveis do fluxo de tráfego e condições de falhas dentro da rede* (por exemplo falha no dispositivo de Controle de Parâmetro de Uso ou outros elementos da rede). Para as condições de falha em elementos da rede cabe ao plano de gerenciamento realizar os devidos procedimentos para sanar o problema específico (por exemplo, no caso de falha do UPC o plano de gerenciamento deve tomar providências para isolar o enlace em falha). É sempre bom frisar, que o fato de ocorrência de transbordo em buffers causando perdas de células não necessariamente causará condição de congestionamento se a QoS (Quality of Service) negociada para a respectiva conexão ainda for mantida apesar do transbordo.

Uma analogia clássica para a visualização de congestionamento é a situação em que o número de veículos que deseja utilizar uma estrada (a demanda) é maior que a capacidade de tráfego de veículos que esta estrada pode suportar (recursos disponíveis) durante, por exemplo, uma hora de “rush” (determinado intervalo de tempo).

Segundo a Rec. I 371 (ITU-T, 1995), o controle de congestionamento da camada ATM, refere-se ao conjunto de ações realizadas pela rede para detectar o começo do congestionamento e minimizar a intensidade, duração e espalhamento do mesmo, através da rede. As ações do *controle de congestionamento* são disparadas pela ocorrência de congestionamento em um ou mais elementos da rede, tais como, porta de comutadores, buffers, enlaces de transmissão, processos da camada de Adaptação ATM (AAL) e em processos do Controle de Admissão de Conexão (CAC).

Algumas redes tentam evitar o aparecimento de congestionamento pelo controle de fluxo. Porém, vale a pena salientar que o controle de congestionamento é

diferente do controle de fluxo, embora sejam muitas vezes confundidos. O controle de congestionamento é global envolvendo todos os recursos da rede e é realizado com o objetivo de garantir que a rede seja capaz de transportar o tráfego oferecido. O controle de fluxo está relacionado com a regulação do tráfego fim a fim de uma conexão individual, isto é, entre o transmissor e o receptor. Sua finalidade é prevenir o transbordo de buffers dedicados à uma conexão individual, garantindo assim que o transmissor não transmita informação em uma taxa maior que a capacidade do receptor, com possível participação dos nós intermediários ao longo do caminho.

As funções específicas do controle de congestionamento incluirão: **Descarte Seletivo de Células** (Selective Cell Discarding) de acordo com o bit CLP e a **Indicação de Congestionamento Enviado Explicitamente para Frente**, isto é, no sentido da fonte para o destino (Explicit Forward Congestion Indication - EFCI). Algumas funções adicionais podem ser usadas, porém requerem estudos futuros para determinar seus detalhes. Dentre estas podemos citar:

- CAC que reage de acordo com a avaliação da medida de carga da rede,
- Alteração dos parâmetros de uso monitorados pela rede (por exemplo, redução da taxa de pico disponível para o usuário),
- Outras funções de controle de tráfego (por exemplo, rerroteamento, liberação de conexões, funções OAM) são para estudos futuros.

9.1 - PERFORMANCE DO CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO

O problema do congestionamento é devido ao resultado direto de recursos gastos em uma rede mal controlada (SAADAWI et al., 1994). Uma rede é definida como estando em estado congestionado se o aumento do tráfego oferecido (isto é, tráfego demandado presente na rede) causar decréscimo no *throughput útil*. Outra medida básica a ser considerada no estudo de congestionamento é o *atraso efetivo*. O *throughput útil* é a medida, em bits por segundo, do tráfego transmitido com sucesso entre estações, isto é, mesmo que células sejam corrompidas no trajeto de uma estação para outra, o *throughput útil* computa somente as células livres de erros.

Para fazer uma análise completamente independente da taxa real do canal, o *throughput S* é normalmente expresso em uma forma normalizada adimensional:

$$S = \lambda K / R$$

onde K é o comprimento do pacote ou célula (evento) em bits e R é a taxa de transmissão do canal em bits por segundo, e é definido como a taxa média de chegadas de eventos por unidade de tempo, geralmente computado em segundos, onde eventos podem ser células individuais, rajada de células ou um serviço completado de células de pacotes, ou mesmo outros modelos de eventos arbitrários. O valor de S varia entre 0 e 1.

Outro parâmetro que está associado com o throughput é a *utilização do canal* ou *eficiência*, designada por ρ . A utilização do canal é definida como a fração média do tempo que um canal encontra-se ocupado. Uma condição improvável de ocorrer é aquela em que todos pacotes (células) sejam transmitidos através da rede sem erros na transmissão e que não haja a utilização de overheads, condição esta em que throughput e eficiência seriam iguais. Assim se D (dados) é o número de bits de informação e H é o número de bits de overhead, a definição formal de eficiência é:

$$\rho = SD / D + H$$

A segunda medida de performance de interesse é o atraso efetivo que é o intervalo de tempo desde a geração do último bit do pacote na fonte até a recepção deste bit no destino. Os principais componentes de atraso são: o atraso na fila ou o tempo de espera no buffer da fonte antes do pacote ser processado e pronto para ser transmitido, atraso de processamento com protocolos que gerenciam a transmissão dos pacotes (células), tempo de propagação requisitado para transmissão dos pacotes através da rede (incluem atrasos de espera e de processamento nos nós intermediários da rede), tempo de espera no buffer associado com a estação de destino e atraso de processamento na estação de destino.

A figura 9.1 mostra o comportamento geral do throughput, que é a taxa com a qual a rede libera pacotes, em função da carga oferecida ou a taxa com a qual pacotes (novos e retransmitidos) são oferecidos para a rede.

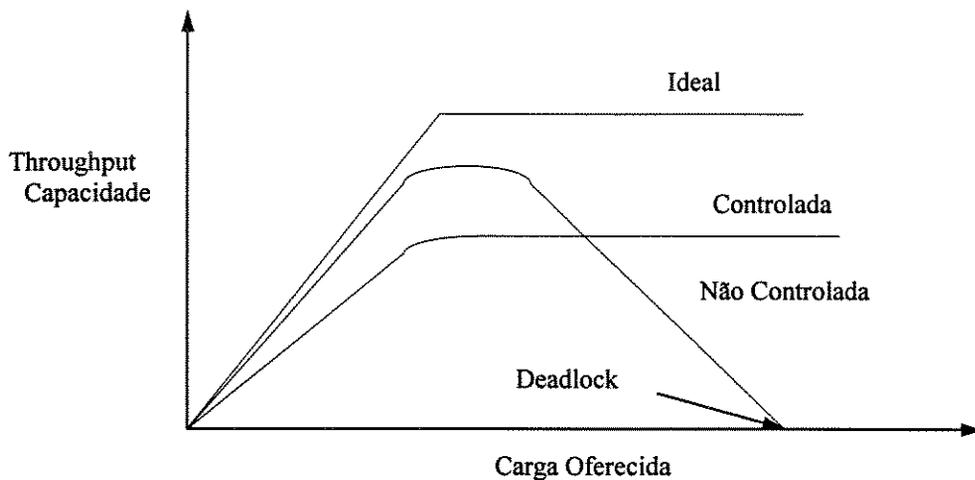


Figura 9.1: Ilustra o throughput em função da carga oferecida.

Quando congestionamentos ocorrem em redes “não controladas”, um fenômeno denominado “deadlock” (impasse) pode ocorrer. O “deadlock” acontece quando os usuários da rede adquiriram uma parte mas não o total dos recursos necessários para completar uma tarefa e não desejam liberá-los enquanto não recebem os recursos restantes necessários à conclusão de sua tarefa. Entretanto, desde que todos os recursos (por exemplo, espaços em buffers e largura de banda em enlaces) estão utilizados, um “deadlock” (impasse) acontece e o throughput cai a zero porque a tarefa não poder ser completada.

O Controle de Congestionamento é normalmente introduzido nas redes para garantir que, mesmo em situações de sobrecarga, a rede continue a realizar um trabalho útil. Estes procedimentos, entretanto, requerem uma certa quantidade de *overhead* (por exemplo, troca de mensagens de controle ou reservas de recursos), exigindo um compromisso entre o ganho na eficiência, que é motivado pelo controle de congestionamento, e a perda da eficiência devido ao overhead introduzido pelo controle de congestionamento.

Como ilustrado na figura 9.1, em uma rede controlada, quando ocorre aumento da carga oferecida, o throughput continua a aumentar até um valor máximo. O máximo throughput é tipicamente menor que a capacidade ideal da rede. Além disso, para certos valores de carga oferecida na rede controlada, o throughput pode ser menor que o throughput na rede não controlada devido ao overhead introduzido pelos

procedimentos de controle de congestionamento em redes controladas. Entretanto, a introdução de “overheads” é justificada pela obtenção de uma rede controlada.

9.2 - INDICAÇÃO DE CONGESTIONAMENTO ENVIADO EXPLICITAMENTE PARA FRENTE (EFCI)

Na EFCI (Explicit Forward Congestion Indication), nós congestionados ao longo de uma VPC/VCC podem informar ao ponto final de destino sua condição de congestionamento através de uma alteração no campo PT do cabeçalho das células que passam por eles (conforme comentado no capítulo 4 através da tabela 4.4 que apresenta a codificação do campo PT) (FISCHER et al., 1994). As indicações de congestionamento são coletadas nos pontos finais das VPCs/VCCs que informam às respectivas fontes para ajustarem suas taxas (CHEN & LIU, 1994). Devido ao atraso de propagação envolvido neste mecanismo, não é esperado que ele previna congestionamento, mas que ajude a aliviar a quantidade de células perdidas durante um período persistente de congestionamento.

A marcação do bit da EFCI poderia ser feito, por exemplo, quando o limiar de capacidade de buffer é excedido ou quando ocorrem falhas em equipamentos ou enlaces de transmissão. Sempre que a indicação EFCI é marcada em uma célula, a célula não é descartada, uma vez que esta tem a finalidade de evitar a persistência da condição de congestionamento. A utilização da EFCI por protocolos de camadas superiores não está padronizada atualmente.

Como vimos no capítulo 2, o Frame Relay tem uma indicação de congestionamento similar chamada de Notificação de Congestionamento Enviada Explicitamente para Frente (Forward Explicit Congestion Notification - FECN). Além disso, o Frame Relay tem um Notificação de Congestionamento Enviada Explicitamente para Trás (Backward Explicit Congestion Notification - BECN), isto é, informação de congestionamento enviada no sentido contrário ao da transmissão (sentido do destino para a fonte), para a qual não existe nenhuma analogia em ATM. Uma das razões pelas quais a BECN não foi padronizado em ATM, é que a rede ATM julga que o protocolo da aplicação de destino deve comunicar ao protocolo da respectiva fonte o comando para reduzir a sua transmissão caso congestionamentos estejam ocorrendo na rede.

Um outro problema a ser considerado na utilização do bit EFCI é com relação a sua utilização em equipamentos intermediários (por exemplo: roteadores). Se os equipamentos intermediários reduzirem sua taxa e os protocolos de aplicação da fonte não reduzirem a sua transmissão, certamente perdas ocorrerão nestes equipamentos intermediários (visto que os buffers presentes nestes equipamentos não são dimensionados para armazenar uma grande quantidade de células). A maioria dos roteadores fazem uma coleta estatística do número de mensagens de congestionamento recebidas. Esta informação é posteriormente encaminhada para o plano de gerenciamento, o qual poderá gerar relatórios que servirão de auxílio para o Planejamento da Rede a longo prazo.

As redes podem usar o EFCI ATM, e a atualmente *não padronizada* Notificação de Congestionamento Enviada Internamente para Trás, tal como FR BECN, no “loop feedback” como ilustrado na figura 9.2. Basicamente, se um congestionamento é detectado em qualquer lugar ao longo da rota (por exemplo, em um enlace de saída de um nó, como visto na figura 9.2), uma mensagem “feedback” de congestionamento é enviada ao nó de origem. O nó de origem, após receber o “feedback”, deve reduzir o serviço oferecido para conexão ou descartar seletivamente as células. Em última análise, a fonte causadora de congestionamento é “estrangulada” para que a rede possa sair do estado de congestionamento e para que a condição de condição “deadlock” não ocorra na rede. É importante notar que a rede precisa ter funções de policiamento que sejam capazes de monitorar os procedimentos de “estrangulamento” das fontes durante os períodos de congestionamento, pois o controle de congestionamento baseado em “feedback” só poderá ser útil se os usuários ATM obedecerem a estes procedimentos de controles relativos.

Como comentado anteriormente, este mecanismo é eficiente somente se a duração do congestionamento é maior que o atraso de ida e volta (round-trip delay). Neste caso o controle de “feedback” poderia ser uma técnica eficiente para a recuperação do estado de congestionamento e para dividir razoavelmente, entre os recursos da rede, os prejuízos causados pelo congestionamento.

O procedimento pelo qual a rede monitora e classifica seu estado de congestionamento é dependente da implementação, não sendo portanto objeto de padronização.

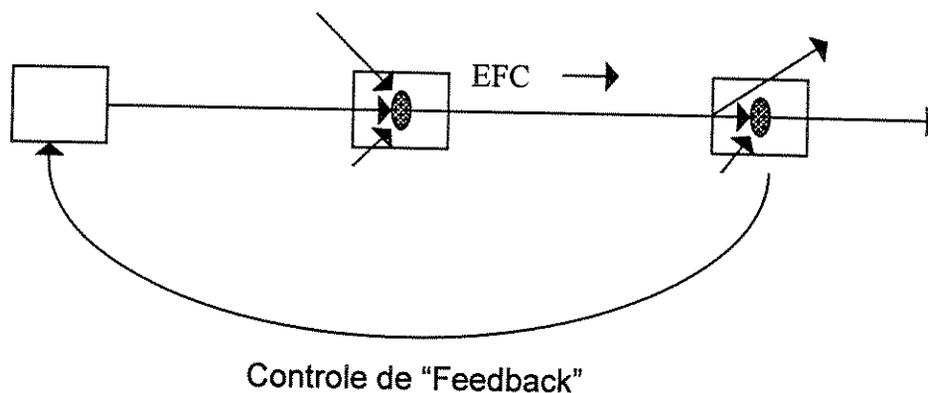


Figura 9.2: Exemplo de Controle de Feedback.

9.3 - DESCARTE SELETIVO DE CÉLULA

Um elemento de rede congestionado pode descartar seletivamente células com CLP=1. Através da função "tagging" realizada pelos mecanismos de policiamento UPC/NPC, células anteriormente definidas como CLP=0 pelo usuário, são alteradas para CLP=1 (como discutido no capítulo 8), ou células CLP=1 podem ser definidas pelo usuário como células de baixa prioridade a priori. Portanto, a definição de células CLP=1 pode ser feita tanto pela rede como pelo usuário, e neste caso há uma ambigüidade porque não existe uma maneira de distinguir se foi o usuário que marcou o bit CLP ou se foi a opção "tagging" realizada pelo UPC/NPC.

Segundo a Rec. I 371 (ITU-T, 1995), os usuários podem solicitar uma conexão ATM com uma QoS distinta para cada componente da conexão ATM, isto é, componente CLP=0 e a componente agregada CLP=0+1. Isto é feito através do estabelecimento de um conjunto de parâmetros de tráfego associado com a componente CLP=0 e outro associado com a componente CLP=0+1.

Quando usuários setam o bit CLP e a rede implementa a opção de "tagging", pode não ser possível garantir a Taxa de Perda de Célula (CLP) para o fluxo de célula agregado CLP=0+1. Para equacionar este tipo de problema a opção de utilização da função tagging pode ser feita dos dois seguintes modos:

- O usuário pode requisitar que a opção tagging seja aplicada para o tráfego CLP=0 em excesso. Neste caso, a informação do usuário para a rede será "Tagging requested".
- O usuário pode requisitar que a opção tagging não seja aplicada para o tráfego CLP=0 em excesso. Neste caso, a informação do usuário para a

rede será “Tagging not allowed”, o que leva à desabilitação de tagging no mecanismo UPC e o tráfego excedente aos parâmetros acordados será descartado. Como consequência, o bit CLP permanece inalterado, desde a interface usuário rede (UNI) da fonte até a interface usuário rede (UNI) de destino.

O descarte seletivo de célula é uma solução chave em ATM para função de equipamento de rede, cujo objetivo é o de dar um tratamento preferencial para as células CLP=0 em relação às células CLP=1 durante períodos de congestionamentos.

A rede pode usar o descarte seletivo de célula para garantir que conexões que requeiram uma QoS garantida baseada nos parâmetros de tráfegos acordados para um fluxo de célula CLP=0 alcancem seus objetivos de performance. Se a rede não está congestionada, então as aplicações podem alcançar alto throughput se o mecanismo de policiamento UPC da rede implementa o CLP “tagging” como descrito anteriormente. A idéia, do descarte seletivo de células, é baseada na função do bit de Descarte Elegível (Discard Eligible - DE) utilizada no Frame Relay.

O Early Packet Discard é um exemplo de mecanismo que utiliza uma estratégia alternativa de descarte seletivo de célula, como ilustrado na figura 9.3. No Early Packet Discard, um buffer de N posições é preenchido com células que chegam, que podem ser provenientes de várias fontes distintas. Considerando uma situação em que este buffer esteja localizado em um nó intermediário da rede e que sua porta de saída esteja ligada à um tronco de alto tráfego, congestionamentos podem ocorrer. O buffer é dimensionado de modo que existe um limiar acima do qual células CLP=1 são imediatamente descartadas, de modo a sobrar mais espaço para as células CLP=0. Este sistema evita a transmissão de células de baixa prioridade em um enlace congestionado e reduz a carga total da rede. Através deste controle, a performance de atraso para células CLP=0 pode ser mantida. A dificuldade desta implementação é determinar o valor ótimo para este limiar. Outro fator a ser ponderado neste tipo de mecanismo é que mesmo as células com CLP=1, provenientes de usuários bem comportados que não estão causando congestionamento, são igualmente descartadas. Portanto, não há uma garantia de “justiça” por parte da rede.

O conceito de limiar de “bufferização” pode ser estendido para múltiplos limiares, por exemplo, pelo uso de um “Tag” interno a um comutador que indica múltiplos níveis de prioridade de perda por VCI/VPI.

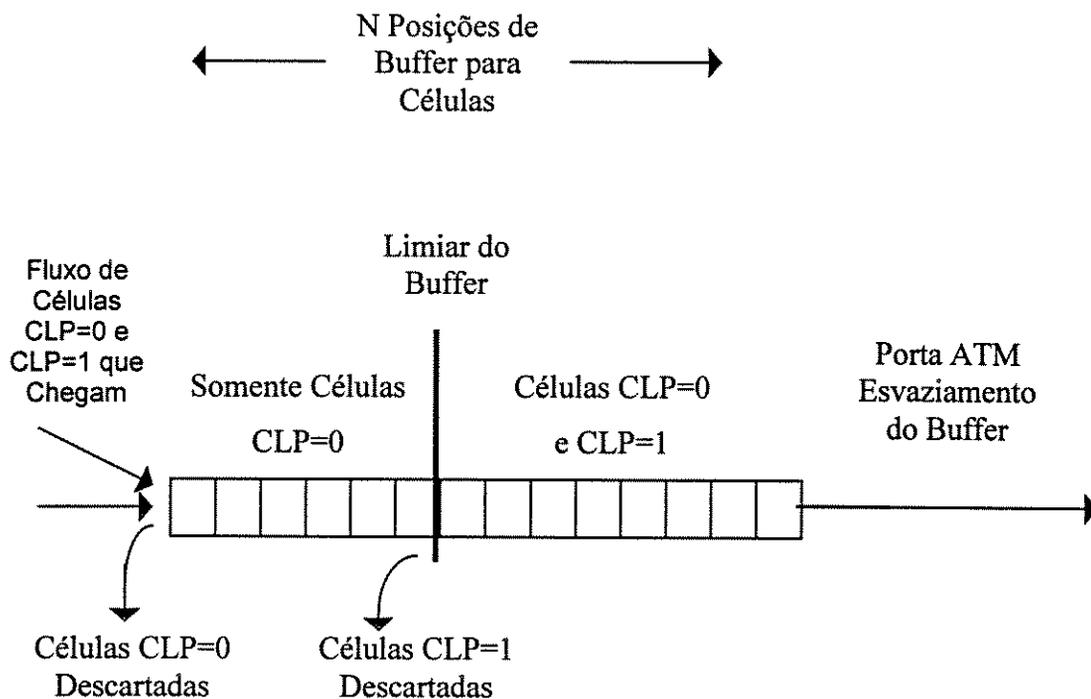
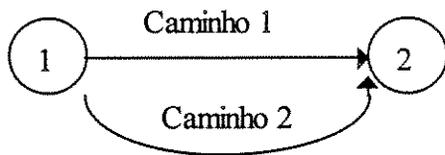


Figura 9.3: Ilustração da Função de Descarte Seletivo de Célula

9.4 - CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO BASEADO EM ROTEAMENTO DINÂMICO

A deficiência da maioria dos algoritmos de roteamento é a falta de cooperação entre controle de congestionamento e roteamento. Estudos de Rudin mostraram que controle de congestionamento tem uma significativa relação com roteamento (RUDIN & MUELLER, 1980).

O roteamento baseado somente em atraso é tão amarrado a este critério que pode não evitar congestionamento (BAHK & ZARKI, 1994). Por exemplo, uma rede à 150 Mbits/s permite um par fonte destino ter dois caminhos alternativos, como ilustrado na figura 9.3.



O caminho 2 tem 48 Km a mais que o caminho 1

Figura 9.4: Roteamento entre a fonte 1 e o destino 2.

Assume-se neste exemplo que o caminho 2 possui 48 quilômetros a mais que o caminho 1 e a velocidade de transmissão, igual para os dois caminhos, é de 80% a velocidade da luz.

Se a fonte opera com um algoritmo baseado em atraso, esta seleciona o caminho 1 para roteamento mesmo se a utilização do caminho 1 alcançar 99%. Isto ocorre porque o atraso de enfileiramento no caminho 1 com 99% de utilização é igual a 143 μ s que é menor que o atraso de propagação igual a 200 μ s no trecho adicional de 48 Km do caminho 2. Isto resulta em uma alta probabilidade de perda de célula durante a transmissão realizada no caminho selecionado pelo algoritmo (caminho 1).

O problema proposto é um fila M/D/1 com a célula de tamanho fixo de 53 bytes. $T = 2 - \rho / 2\mu(1 - \rho)$, é a fórmula para o cálculo do atraso em uma fila M/D/1, onde ρ é a intensidade de tráfego ($\rho=0,99$) e μ é a taxa de atendimento ($1/\mu$ é o tempo de serviço em segundos). O tempo de serviço é definido por $1/\mu = L/C$ segundos, C é a capacidade medida em unidades de dados por segundo ($C=150$ Mbits/s) e L é o comprimento da mensagem em bits ($L =$ tamanho de célula de 53 bytes). A seguir é apresentado o cálculo do atraso para o caminho 1 e para o caminho 2.

• Cálculo de atraso para o caminho 1:

$$\mu = C / L, \mu = \frac{150 \text{ Mbits/segundo}}{53 \cdot 8 \text{ bits/célula}} = 353,77 \cdot 10^3 \text{ células/segundos}$$

$$T = \frac{2 - 0,99}{2 \cdot 353,77 \cdot 10^3 (1 - 0,99)} = 142,75 \cdot 10^{-6} \text{ segundos} = 143 \mu\text{s}$$

- Cálculo do atraso para o caminho 2:

$$T = L / C, \text{ onde } C = 3 \cdot 10^5 \text{ Km/s (velocidade da luz)}$$

$$T = 48 \text{ Km} / 0,8 \cdot 3 \cdot 10^5 \text{ Km/s} = 200 \cdot 10^{-6} \text{ segundos} = 200 \mu\text{s}$$

Outro tipo de estratégia de roteamento é aquela baseada somente no congestionamento. Neste caso, o caminho menos congestionado é selecionado, ou seja, aquele em que o enlace tem menor utilização dentre os possíveis caminhos, independente do comprimento do enlace selecionado. Este tipo de algoritmo também tem alguns problemas. Por exemplo, consideremos o caso em que o enlace mais congestionado é o caminho 1 sendo sua utilização 80% e um caminho 2 alternativo com utilização de 79%, como ilustrado na figura 9.4.

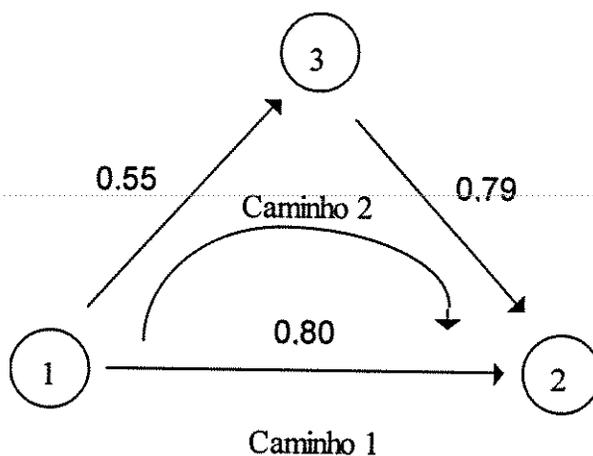


Figura 9.5: Roteamento entre fonte 1 e destino 2.

Se a fonte trata o congestionamento baseado somente no algoritmo de roteamento ela então selecionará o caminho 2, porque este é ainda ligeiramente, menos utilizado que o caminho 1. Dentro de uma performance semelhante de perda de células entre os dois caminhos, esta escolha resultará em um desperdício de recursos da rede, pois o caminho 2 é mais longo e utiliza mais recursos. Este desperdício degradará o throughput da rede, porque os futuros novos usuários que desejarem utilizar o caminho 2 como uma melhor opção, poderão ser bloqueados devido à falta de recursos do caminho 2.

Outro problema típico na maioria dos sistemas de roteamento são as oscilações de roteamento. Para um esclarecimento do que vem a ser oscilação de roteamento, vamos considerar a seguinte situação. Levando-se em consideração dois caminhos com iguais custos, caminho 1 e caminho 2, no instante t , se a fonte seleciona o caminho 1 no instante t , todas as conexões que chegarem após o instante $t + \Delta t$ serão estabelecidas no caminho 1 e todos os pedidos de conexão que chegarem entre o instante $t + \Delta t$ e o instante $t + 2\Delta t$ serão estabelecidos no caminho 2 porque, agora, o seu custo é menor do que o caminho 1 e, assim por diante, perpetua-se esta oscilação no roteamento.

Outro ponto a ser considerado, com relação ao congestionamento, é que a sua ocorrência em redes de alta velocidade, como é o caso de redes ATM, poderá acarretar perdas de muitas células. Como comentado anteriormente, não há maneira de se controlar a fonte se a duração do congestionamento for menor do que o atraso de propagação. Como referência para comparação de tempo de atraso de propagação é bom lembrar que, segundo a Rec. Q.161 do CCITT (atual ITU-T), o atraso ponta a ponta para sinais de voz tem que ser menor do que 24 ms para que não seja necessário a utilização de cancelador de eco. Em redes ATM operando à taxa de 150 Mbits/s, 7076 células podem ser extraídas da rede se o enlace ficar congestionado por apenas 20 ms.

A possibilidade do destino controlar a fonte em tempo útil diminui com o aumento da taxa de transmissão da rede. Assim, a performance métrica em redes de alta velocidade usando a liberação de “menor esforço” deve ser baseada em *medidas de atraso e de perda de células*.

Alguns sistemas de roteamento dinâmico que utilizam múltiplos caminhos foram propostos para redes ATM orientadas a conexão, de modo a contornar os problemas acima discutidos. Por exemplo, (BAHK & ZARKI, 1994) propõem um algoritmo de roteamento de multicaminho que possui uma operação completamente distribuída. O algoritmo proposto permite que a rede forneça uma conexão fim a fim que é adaptativa sem contudo sofrer os inconvenientes de controles baseado em “looping” (ida e volta). O principal objetivo deste sistema é minimizar o atraso de células da rede com baixa carga, assim como fazem os sistemas convencionais, e além disso reduzir as oscilações de roteamento e perdas de células quando a rede estiver fortemente carregada. Para tanto, a seleção de rota é feita “on-line” e classifica-se a

utilização de Caminho Virtual (VP) em K classes de QoS para facilitar o cálculo do processo. Cada classe corresponde a uma taxa particular de perda de célula e a um nível de performance de atraso, quando o tamanho do buffer do VP é fornecido. Portanto, cada classe corresponde a um limiar de congestionamento.

9.5 - ASPECTOS DO CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO RELACIONADOS COM O TRÁFEGO NÃO ORIENTADO A CONEXÃO ATRAVÉS DA REDE ATM

Como já foi discutido anteriormente, a rede ATM deve suportar uma grande variedade de tráfego com diferentes características, principalmente com relação aos requisitos de *atraso de células e perda de células*. Algumas aplicações requisitam uma QoS que deve ser obtida através de reserva de recursos (por exemplo, largura de banda, recursos de buffers, etc.), o que exige que a fonte previamente declare as suas características de dados. Porém, a maioria do tráfego não orientado a conexão, proveniente de LANs, operam em rajadas e sofrem grandes variações ao longo do tempo. Associado a isto, a maioria dos usuários é incapaz de prever seu próprio tráfego (quer seja em volume como em tempo de duração, VICKERS & SUDA, 1994). Para aplicações envolvendo tráfego proveniente de LANs através da rede ATM, em que conexões virtuais específicas são estabelecidas, uma técnica possível é a alocação de largura de banda fixa. Este caso pode conduzir a duas situações: uma é a má utilização dos recursos se a largura de banda alocada for sub-utilizada e a outra é a limitação do throughput do tráfego proveniente da LAN se a capacidade da banda alocada é insuficiente para o tráfego demandado. Sistemas alternativos para evitar os problemas provenientes da alocação de largura de banda fixa para tráfego não orientado a conexão tem sido propostos. Um de tais sistemas é best-effort ou serviço de taxa de bits disponível (Available Bit Rate - ABR). ABR é freqüentemente definido como serviço best-effort porque tenta, a todo momento, acomodar o tráfego não orientado a conexão em qualquer largura de banda disponível na rede. O ABR utiliza-se de mecanismos de feedback para notificar, por exemplo, as IWUs (que podem ser pontes ou roteadores que realizam a interface da rede ATM com a rede LAN que está gerando tráfego não orientado a conexão, ver capítulo 11) da existência de congestionamentos. As IWUs de posse das informações provenientes da rede, ajustam suas taxas de saída adequadamente. O mesmo procedimento de feedback

pode ser adotado quando o tráfego não orientado a conexão está sendo transportado através de servidores CL (Connectionless Service). Como será visto no capítulo 11, a introdução na rede ATM de servidores de serviço não orientado a conexão é um esquema adequado para o transporte do fluxo de dados não orientados a conexão através da rede ATM.

É importante ressaltar que o ABR não pode afetar o tráfego que possui largura de banda reservada (QoS garantida pela rede ATM). Este tipo de serviço pode ser extremamente útil em LANs ATM. Entretanto, em ambientes de área larga onde atrasos de propagação são significantes, serviços baseados em feedback como ABR podem não ser operacionais sem um suporte adequado de hardware. Outro importante ponto a ser considerado é, pelo fato deste tipo de serviço não fazer reserva de largura de banda (ou fazer reserva da mínima quantidade de largura de banda denominada de MCR), pode acontecer de a capacidade de largura de banda disponível na rede se esgotar (por exemplo devido à ocorrência de falhas em troncos ou mesmo por excesso de tráfego garantido presente na rede) o que implicará em perdas de células do tráfego não orientado a conexão provenientes das LANs. A característica marcante deste tipo de tráfego é que ele é constituído, em sua maioria, de pacotes longos (por exemplo, 9188 octetos) que portanto necessitam de ser fragmentados. Através de funções da subcamada SAR da camada AAL, os pacotes longos são fragmentados em células de 53 octetos. Se a camada AAL5 for a camada implementada para o suporte da transmissão dos dados não orientados a conexão, então a perda de uma única célula causará a perda de todo o pacote de dados (por exemplo 9188 octetos) e a conseqüente retransmissão de 174 células. A perda de todas estas células já seria bastante ruim, porém o impacto de suas retransmissões em uma rede já congestionada causaria mais congestionamento, que por sua vez causaria mais células perdidas e assim por diante. Portanto, é grande a necessidade de um mecanismo de controle de congestionamento para amenizar os efeitos destas perdas, que no caso do serviço ABR é feito através do citado feedback para a fonte (servidor CL ou IWU).

Conforme apresentado no capítulo 7, dois tipos de serviços tem sido considerados para o tráfego em rajadas, ABR e UBR. O UBR, diferentemente do ABR, não possui mecanismos explícitos de feedback que possibilite aos sistemas finais adaptarem suas taxas (aumentá-las ou diminuí-las), o que o torna menos

confiável em relação ao ABR. Em contra partida o ABR introduz complexidades adicionais, pois necessita especificar uma taxa máxima e uma taxa mínima.

Inicialmente o ATM Fórum estava investigando dois tipos de mecanismos de feedback, um sistema baseado na taxa e outro baseado em crédito (VICKERS & SUDA, 1994). A opção adotada foi do sistema baseado na taxa (KAVAK, 1995). No sistema baseado na taxa, a rede ou o destino enviam informações periódicas para a fonte (servidor CL ou IWU) sinalizando a taxa em que esta pode transmitir seus dados, operação esta denominada de “anúncio da largura de banda”. Se alguma condição de congestionamento ocorrer, os servidores CL ou IWUs são informados para reduzir sua taxa de transmissão. Em condições normais de operação da rede os servidores CL e IWUs podem se valer destas mensagens para monitorar o controle da taxa de transmissão baseado na ocupação de seus buffers. Quando o tamanho do buffer excede um limiar superior, uma largura de banda adicional é requisitada para a rede através de protocolos de sinalização apropriados. Quando o tamanho do buffer cai abaixo de um limiar ou quando o buffer permanece vazio por um determinado período de tempo, largura de banda é então liberada para a rede através de um procedimento similar de sinalização (VICKERS & SUDA, 1994).

As conseqüências indesejáveis da renegociação direta da largura de banda (situação em que não há o procedimento de anúncio) entre a fonte e a rede, são amenizadas pelo “anúncio da largura de banda” feito pelo sistema final de destino ou pela rede como mencionado acima.

O “anúncio da largura de banda” é uma mistura entre o serviço de best-effort e a renegociação direta da largura de banda (renegociação direta da fonte com a rede, sem envio de informações periódicas pela rede ou pelo usuário de destino). Assim como no serviço best-effort, a estratégia do “anúncio da largura de banda” utiliza a largura de banda não utilizada por outras conexões para transmissão de tráfego não orientado a conexão. No que diz respeito à renegociação direta da largura de banda, a estratégia do anúncio de largura de banda é vantajosa porque reduz o número de renegociações necessárias (e portanto a quantidade de sinalização) que teriam que ser realizadas toda vez que uma grande rajada de tráfego não orientado a conexão chegasse. Esta estratégia, também reduz a quantidade de “buffering” que é necessária desde que grandes rajadas de tráfego podem ser imediatamente enviadas através da rede quando largura de banda não usada está disponível.

Por outro lado, esta estratégia do “anúncio da largura de banda” introduz tráfego na forma de notificação e necessita implementar função de monitoramento de tráfego dentro da rede. Outro aspecto negativo são os problemas comuns dos mecanismos de feedback quando longas distâncias estão envolvidas (por exemplo, ambientes de redes ATM WAN), como por exemplo, o não recebimento da notificação de congestionamento em tempo hábil para reduzir a sua taxa de transmissão.

É esperado que o detalhamento do sistema baseado em taxa e as definições dos serviços ABR e UBR se consolidem o mais rápido possível.

9.6 - PLANEJAMENTO DE REDE

Um método para a alocação eficiente de recursos tem por base tendências históricas de evolução da rede, projeções e decisões de planejamento a longo prazo. Este procedimento é feito, atualmente, na maioria das redes públicas e privadas. Os tipos de decisões incluem, por exemplo, a determinação de quando e onde instalar ou de melhorar comutadores e capacidade de troncos. Várias medidas estatísticas do comportamento do tráfego na rede e da performance podem ser coletadas de modo a modelar precisamente as fontes de tráfego para usar no algoritmo de planejamento da rede. Não há padronização nesta área e estas decisões ficam a critério do fornecedor de rede.

CAPÍTULO 10 - PLANO DE GERENCIAMENTO

O principal objetivo do gerenciamento de redes, em ATM, é o de garantir um bom desempenho dos serviços oferecidos pela B-ISDN (YONEDA, 1990). Para alcançar este propósito, o plano de gerenciamento realiza a importante tarefa de monitorar a performance das facilidades da rede para detectar falhas e mal funcionamento, respondendo com ações adequadas de modo a eliminar ou minimizar os efeitos danosos causados por estas condições anormais da rede (CHEN & LIU, 1994). Este conjunto de funções necessárias para operação e manutenção (OAM) da camada física e da camada ATM na B-ISDN, para conexões virtuais permanentes, semi-permanentes, reservadas e comutadas, é definida na Rec. I.610 (ITU-T, 1996), que não considera as funções acima da camada ATM.

A descrição das funções e mecanismos de OAM da camada física é dependente do sistema de transmissão utilizado (por exemplo, SDH, PDH ou transmissão baseada em células).

Através de fluxos bidirecionais F4 e F5, definidos na camada ATM para manutenção e que seguem a mesma rota física que as células de usuários, constituindo assim um fluxo de manutenção em banda, realizam-se o transporte de mensagens de operação e manutenção no nível VP e VC, respectivamente.

Além da subdivisão vertical em níveis F4 e F5, existe também uma divisão horizontal em ambos os fluxos que podem ser uma conexão virtual (com fluxo fim-a-fim) ou um caminho de conexão virtual (com segmento de fluxo). Células OAM dedicadas com valores de VCI e PTI pré-definidos são usadas para implementar os fluxos F4 e F5 para o nível de segmento e para o nível fim-a-fim.

10.1 - NÍVEIS DE OPERAÇÃO E MANUTENÇÃO E FLUXOS A ELES ASSOCIADOS

As funções de OAM são realizadas através de cinco níveis hierárquicos associados com as camadas física e ATM, como apresentado na figura 10.1, baseada na Rec. I.610 (ITU-T, 1996).

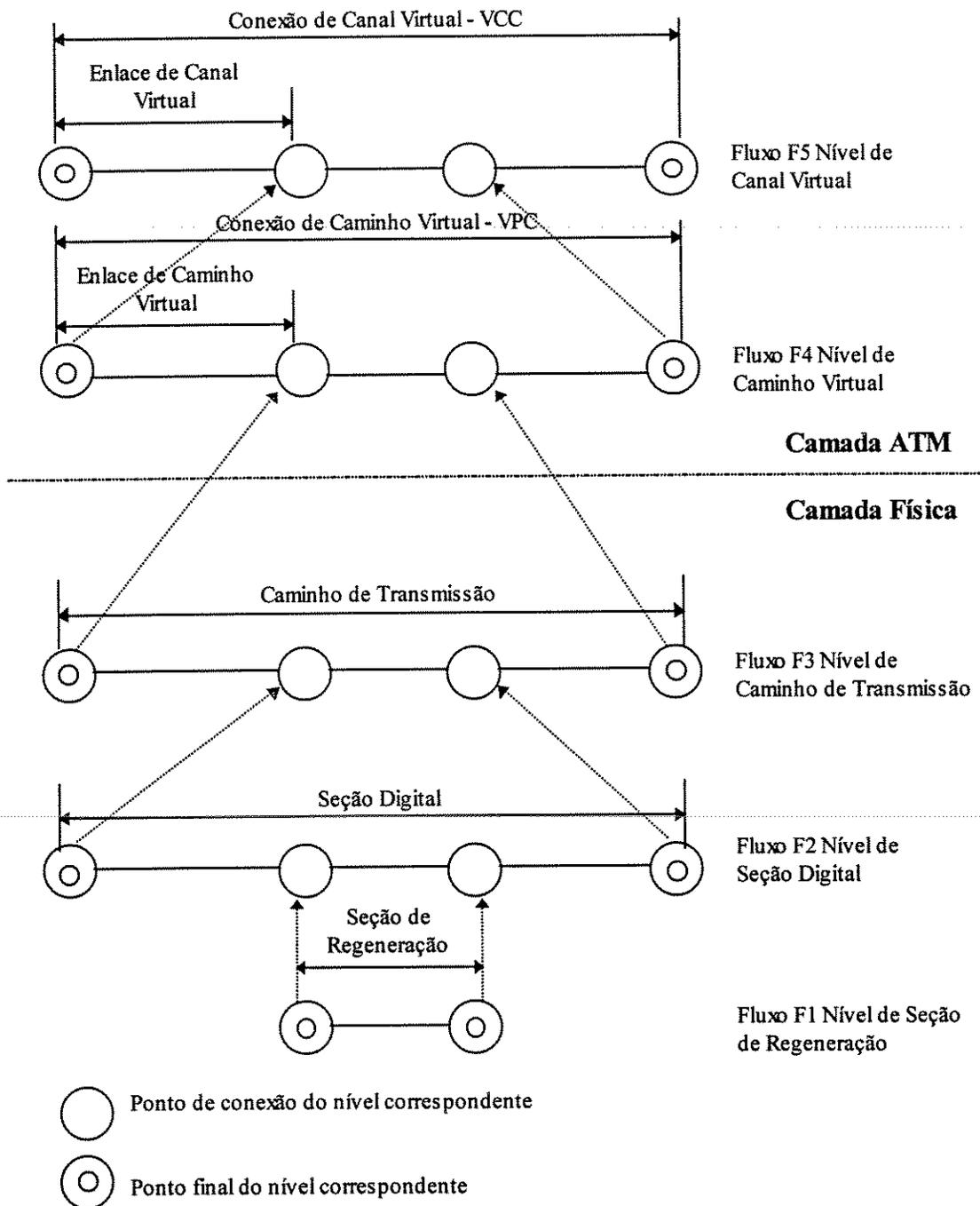


Figura 10.1: Ilustra os níveis hierárquicos e seus relacionamentos com a camada ATM e camada Física.

A camada física contém os três níveis inferiores de OAM: o fluxo F1 a nível da seção de regeneração, o fluxo F2 a nível da seção digital e o fluxo F3 a nível de caminho de transmissão. O nível de seção de regeneração é uma parte da seção digital e, como tal, é uma sub-entidade de manutenção. O nível de seção digital estende-se entre pontos finais de seção e compreende uma entidade de manutenção. O nível de caminho de transmissão estende-se entre elementos de rede, que montam e desmontam a informação do sistema de transmissão e a associam com suas funções OAM. O caminho de transmissão é composto de uma ou mais seções digitais.

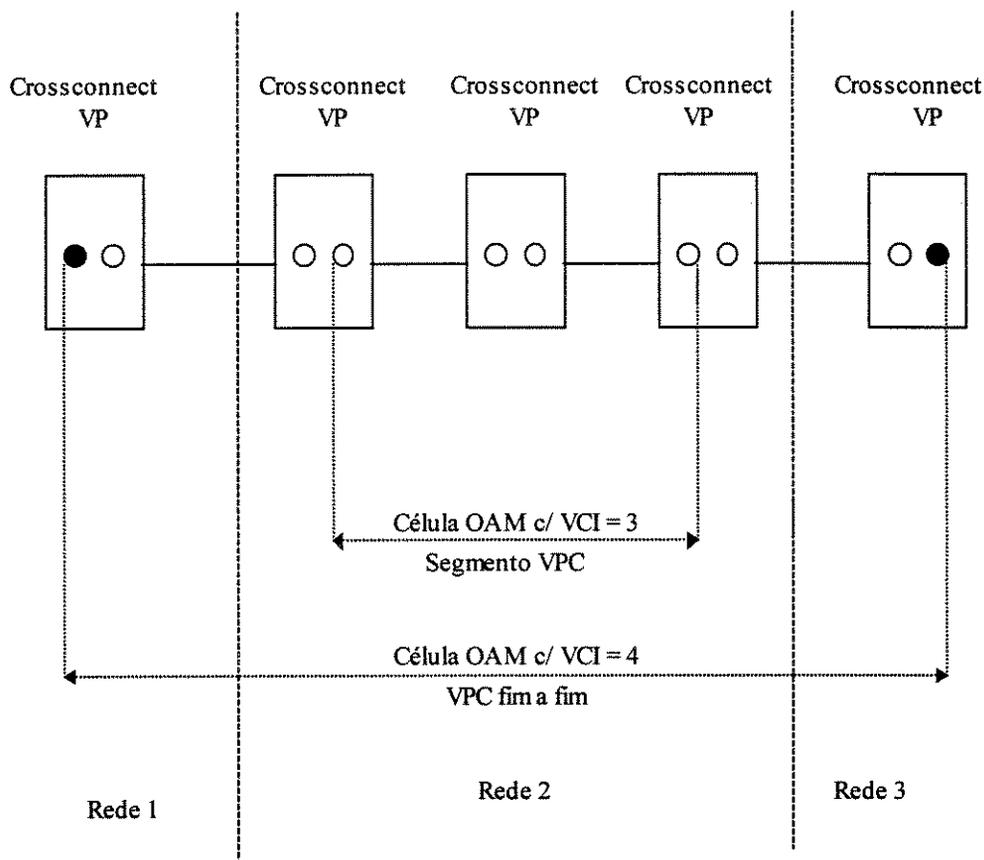
Segundo a Rec. I.610 (ITUT-T, 1996), os mecanismos utilizados para fornecer funções OAM e gerar fluxos F1, F2 e F3 dependerão do sistema de transmissão utilizado pela rede. Três tipos de transmissão podem ser fornecidos em redes ATM, a saber:

- 1) Sistema baseado em SDH, no qual os fluxos F1 e F2 são transportados em bytes na Section Overhead (SOH) e o fluxo F3 que é transportado no quadro de transmissão do Path Overhead (POH),
- 2) O sistema baseado em células, no qual o fluxo de células OAM F1 e F3 são transportado através de células de manutenção na camada física, que utilizam um padrão específico em seu cabeçalho para F1 e F3. O fluxo F2 não é fornecido, mas suas funções são realizadas pelo fluxo F3. Estas células *não são passadas para a camada ATM*. Para cada tipo de célula PL-OAM (F1 e F3) é definido um espaçamento máximo entre a ocorrência (chegada) das células. Se este espaçamento máximo é excedido, ou seja, o espaço entre chegadas de células PL-OAM excede a um limiar, um fluxo de perda de manutenção (Loss of Maintenance Flow - LMF) será disparado.
- 3) Por fim, o sistema baseado em PDH, no qual modos específicos para monitorar a performance da seção são definidos nas Rec. G.702, G.804 e G.832.

Vamos agora analisar os mecanismos da camada ATM. A padronização para OAM na camada ATM tem endereçado principalmente o gerenciamento de performance e o gerenciamento de falhas (FISCHER et al., 1993). A camada ATM contém os dois

níveis OAM superiores, como visto na figura 10.1. O fluxo F4, a nível de caminho virtual, e o fluxo F5, a nível de canal virtual. Estes fluxos de OAM são compostos de células dedicadas para funções da camada ATM, tanto para VPC quanto para VCC. O nível de caminho virtual estende-se entre elementos de rede que realizam funções de terminação de conexão de caminho virtual e, como demonstrado na figura, pode estar inserido em um ou mais caminhos de transmissão. Além disso, vários caminhos virtuais podem estar contidos em um único caminho de transmissão da camada física. O nível de canal virtual estende-se entre elementos de rede que realizam funções de terminação de conexão de canal virtual e pode estar contido em uma ou mais conexão de caminho virtual. Além disto, vários canais virtuais podem estar contidos em um único caminho virtual.

Os fluxos F4/F5 são bidirecionais e podem se referir a *conexões fim a fim ou a segmentos de conexão*. As células OAM em ambas as direções (isto é, pertencentes a uma comunicação bidirecional) precisam seguir a mesma rota física de maneira que em, qualquer ponto de conexão (ou seja, ponto de conexão final ou ponto de conexão intermediário) presente na conexão, pode-se correlacionar informações de falha e de performance para ambas as direções da comunicação. As células de OAM F4 possuem o mesmo valor de campo VPI que as células de usuários da mesma VPC, mas são distinguidas por valores pré-fixados de VCI. O **fluxo F4 de conexão fim-a-fim** é identificado, em ambas as direções de transmissão, pelo valor padronizado VCI = 4 e é usado para operações de comunicação VPC fim-a-fim, enquanto que o **fluxo F4 em segmento** é identificado, em ambas as direções de transmissão, pelo valor padronizado VCI = 3 e é usado para comunicação de informações de operação dentro do limite de um enlace VPC (observe que aqui não é o caso de uma VPC fim a fim e sim de um enlace VPC) ou múltiplos enlaces VPCs interconectados (MONTEIRO, 1994). Uma concatenação de enlaces VPCs é denominado de segmento VPC. A figura 10.2 representa de modo detalhado o exposto acima.



- Terminação de um Caminho Virtual
- Terminação de VPC

Figura 10.2: Representação dos Fluxos F4 em uma VPC.

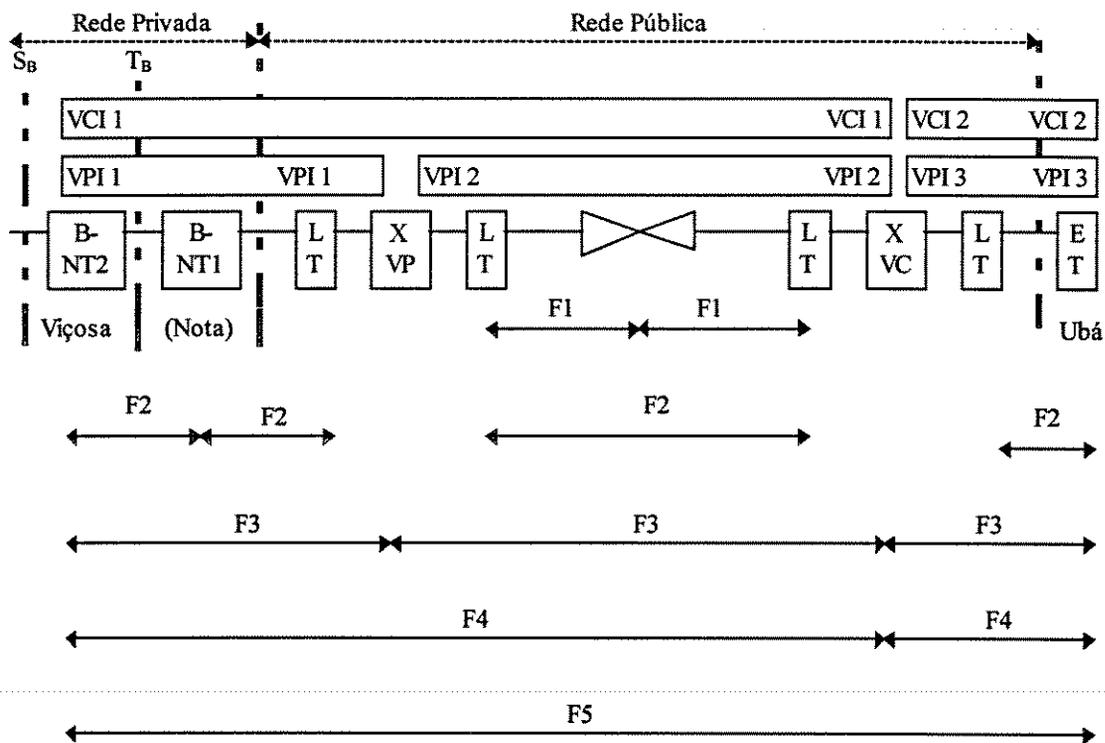
Note que um segmento VPC está tipicamente dentro do controle de uma administração ou organização; entretanto, este pode estender-se além dos limites de controle da administradora/organização através de acordo mútuo. Como observado na figura 10.2, o *fluxo F4 fim-a-fim* precisa ser terminado nos pontos terminais da VPC, e o *fluxo F4 de segmento* nos pontos de conexão de terminação de um segmento VPC. Pontos intermediários (isto é, pontos de conexão) ao longo de uma VPC ou ao longo de um segmento de VPC podem monitorar as células que passam por eles e inserir novas

células de OAM, mas não podem terminar os fluxos de células OAM, exceto quando loopbacks são realizados.

As células de OAM F5 possuem os mesmos valores de VPI/VCI que as células de usuários pertencentes à mesma VCC, mas são identificadas por valores pré-fixados no campo PT das células. O **fluxo F5 de conexão fim-a-fim** é identificado, em ambas direções de transmissão, pelo valor codificado no campo Payload Type de três bits PT = 101 e é usado para operações de comunicação VCC fim-a-fim, enquanto que o **fluxo F5 de segmento** é identificado, em ambas direções de transmissão, pelo valor codificado no campo PT = 100 e é usado para comunicação de informação de operações dentro dos limites de um enlace VCC ou múltiplos enlaces VCCs interconectados. Uma concatenação de enlaces VCC é denominada de segmento VCC.

Um segmento VCC, assim como um segmento VPC, está tipicamente dentro do controle de uma administração ou organização; entretanto, também este pode estender-se além dos controles de uma administração/organização através de um acordo mútuo. O *fluxo F5 fim-a-fim* precisa ser terminado nos pontos finais de uma VCC e o *fluxo F5 de segmento* nos pontos de conexão onde termina um segmento VCC. Os pontos intermediários (pontos de conexão) ao longo de uma VCC ou ao longo de um segmento VCC podem monitorar as células OAM que passam por eles e inserir novas células OAM, mas não podem terminar o fluxo de célula OAM, exceto quando loopbacks são realizados. A figura 10.3, baseada na Rec. I.610 (ITU-T, 1996), apresenta um exemplo de configuração física e o fluxo de células OAM nas camadas física e ATM. Esta figura está representando uma conexão de canal virtual (VCC) fim-a-fim conectando, por exemplo, dois usuários finais, localizados nas cidades de Viçosa e Ubá. O fluxo F5 de células OAM é terminado nos pontos extremos da VCC, como indicado pelas setas F5 na figura. O fluxo F4 de células OAM passa através do VP crossconnect que pode fazer a monitoração do mesmo e, eventualmente, inserir novas células de OAM, pois este se trata de um ponto de conexão VP intermediário no qual somente o valor do VPI das células que passam são alterados (por exemplo, VPI=1 alterado para VPI=2), enquanto seus respectivos VCIs permanecem inalterados. O fluxo F4 é terminado no comutador VC e nos respectivos extremos, pois o comutador VC pode alterar os valores de VPI (por exemplo de VPI=2 para VPI=3) e o valor de VCI (por exemplo de VCI=1 para VCI=2),

sendo portanto um ponto de terminação de VPC. Neste exemplo existem duas VPCs, uma entre o usuário na cidade de Viçosa e o computador VC e outra entre o usuário na cidade de Ubá e o computador VC.



- LT: Terminação de linha
- B-NT2: Possui função de concentração e comutação local
- B-NT1: Constitui a interface básica entre o ambiente do usuário e a rede pública
- X VP: Crossconnect VP da rede pública
- X VC: Comutador de VC da rede pública
- ET: Equipamento Terminal
- Representação de um regenerador digital

Nota: No caso de sistema de transmissão baseado em células, um fluxo F1 é fornecido.

Figura 10.3: Ilustra um exemplo de configuração física e os fluxos das células OAM.

O fluxo F3 de OAM termina no crossconnect VP, comutador VC e pontos extremos da conexão, passando através dos equipamentos de terminação de linha (no caso de existirem mux STM no caminho de transmissão eles serão pontos de conexão intermediários e o Fluxo F3 passará diretamente através deles). O caminho de transmissão está na interface entre a camada física e a camada ATM e, portanto, as funções de delineamento de células e controle de erro de cabeçalho (HEC) são requisitadas no ponto final de cada caminho de transmissão.

O fluxo F2 de OAM a nível de seção digital, está presente no ambiente do usuário em Viçosa entre os elementos de terminação de rede B-NT2 e B-NT1 (cujas funções associadas são suportadas pelo fluxo F1 de OAM), entre B-NT1 e o equipamento de terminação de linha (ou seja entre a interface da rede privada e pública) e também está presente entre os pontos finais da seção digital. A seção digital pode ser formada por uma ou mais seções de regeneração, sendo que, no nosso exemplo, existe uma seção de regeneração entre o repetidor (ou regenerador) e um equipamento de terminação de linha e outra entre o repetidor (ou regenerador) e o outro equipamento de terminação de linha, nas quais fluem o fluxo F1 de células OAM, como observado pelas setas F1 na figura 10.3.

10.2 - FORMATO DAS CÉLULAS OAM

Conforme definido na Rec. I 610 (ITU-T, 1996), as células de OAM da camada ATM apresentam campos comuns e campos específicos a todos os tipos de células OAM. A camada ATM possui três tipos de células de OAM, **célula OAM de Gerenciamento de Falhas**, **célula OAM de Gerenciamento de Performance** e **célula OAM de Ativação/Desativação**. Os tipos de células OAM correlacionados com seus respectivos tipos de função são apresentados na tabela 10.1, juntamente com as codificações dos bits a elas associadas. A seguir discutiremos os campos comuns e posteriormente os campos específicos, definindo assim de forma completa todos os tipos de células OAM.

Tabela 10.1: Identifica o tipo de função e o tipo de célula OAM.

Tipo de célula OAM	Codificação dos bits	Tipo de função	Codificação dos bits
Gerenciamento de falha	0 0 0 1	AIS	0 0 0 0
	0 0 0 1	RDI	0 0 0 1
	0 0 0 1	Cheque de continuidade	0 1 0 0
	0 0 0 1	Loopback	1 0 0 0
Gerenciamento de performance	0 0 1 0	Monitoração na direção de transmissão	0 0 0 0
	0 0 1 0	Informação na direção contrária à transmissão	0 0 0 1
Ativação/desativação	1 0 0 0	Monitoração de performance	0 0 0 0
	1 0 0 0	Cheque de continuidade	0 0 0 1

10.2.1 - DEFINIÇÃO DOS CAMPOS COMUNS DAS CÉLULAS OAM

Todas as células OAM da camada ATM serão formadas por campos comuns, que são (ITU-T, 1996):

- 1) Cabeçalho - composto por 5 octetos e, como apresentado em capítulos anteriores, na UNI é subdividido em 6 campos: GFC, VPI, VCI, PT, CLP e HEC. Para identificar fluxo F4 de células OAM nível VP, utiliza-se VCI = 3 para fluxo de células em segmentos VPCs e VCI = 4 para fluxo de células em VPCs fim-a-fim. Para identificar fluxo F5 de células OAM nível VC, utiliza-se PT = 100 para fluxo de células em segmentos VCCs e PT = 101 para fluxo de células em VCCs fim-a-fim.
- 2) Tipos de células OAM - este campo é composto por 4 bits que definem os tipos de células OAM de acordo com a codificação apresentada na tabela 10.1.
- 3) Tipo de função OAM - este campo é composto de 4 bits e indica as funções de gerenciamento realizadas pelas células de acordo com o tipo específico de célula OAM e para tanto utiliza a codificação de bits apresentada na tabela 10.1.

- 4) Campo reservado para uso futuro - este campo é composto de 6 bits cujo valor “default” é zero. Uma possível utilização para este campo é a indicação da versão do protocolo OAM que está sendo utilizada.
- 5) Código de detecção de erro (Error detection Code - EDC) - este campo transporta um código de detecção de erro CRC-10 computado sobre o campo de informação da célula OAM excluindo o próprio campo EDC. $G(x) = 1 + x + x^4 + x^5 + x^9 + x^{10}$, é o polinômio gerador utilizado pelo EDC.

Assim, as células OAM terão o formato apresentado na figura 10.4.

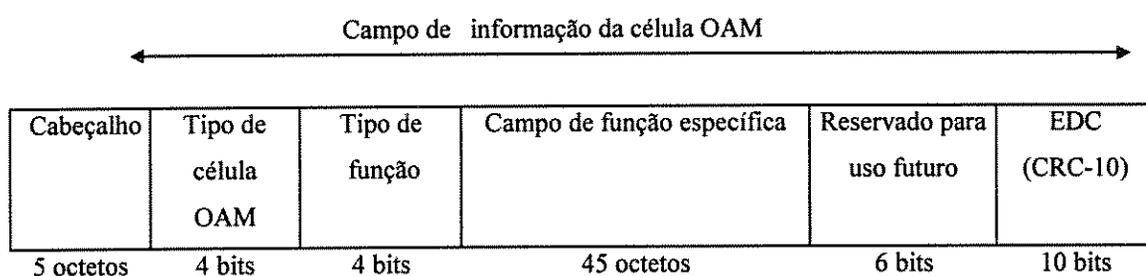


Figura 10.4: Apresenta o formato da célula OAM com seus respectivos campos comuns e o campo específico de 45 octetos.

10.2.2 - DEFINIÇÃO DOS CAMPOS ESPECÍFICOS DAS CÉLULAS OAM

O campo de função específica, como o próprio nome indica, é definido especificamente para cada tipo de célula OAM (Gerenciamento de Falha, Gerenciamento de Performance e Ativação/Desativação). Vamos a seguir analisar detalhadamente cada uma destas situações específicas.

10.2.2.1 - CAMPO ESPECÍFICO PARA CÉLULA DE GERENCIAMENTO DE FALHA

As possíveis funções para este campo foram apresentadas na tabela 10.1 e são *AIS*, *RDI*, *Cheque de Continuidade e Loopback*. O gerenciamento de falha é

responsável por determinar onde ocorrem as falhas ou mal funcionamentos dos elementos da conexão (VPC ou VCC) e como decorrência deste mal funcionamento, é feita a notificação para os outros elementos da conexão através de indicação de alarmes, possibilitando assim um meio para diagnosticar e, se possível, isolar a falha. Logo, o objetivo de gerenciamento de falha da camada ATM é o de monitorar e testar a disponibilidade de VPCs e VCCs (CHEN & LIU, 1994). Como visto na tabela 10.1, o mecanismo de gerenciamento de falha realiza esta tarefa através de três métodos: distribuição de alarmes (AIS e RDI); cheques de continuidade e teste de conectividade sobre demanda por meio de células de loopback. O objetivo maior do gerenciamento de falhas é o combate ao congestionamento causado por falhas nos elementos da rede.

- **Célula de gerenciamento de falha - AIS/RDI:** estas células terão as seguintes campos de funções específicas:

- 1) Tipo de defeito - campo de 8 bits (1 octeto): é um campo opcional que pode ser usado para informar a natureza do defeito. Exemplos para estes tipos de defeitos são: defeito não especificado, defeito na camada VP ou VC na qual o fluxo OAM é transmitido ou defeito na camada inferior que serve de suporte para a camada na qual o fluxo OAM é transmitido. Se este campo não for usado ele deve ser codificado por 6AH (0 1 1 0 1 0 1 0).
- 2) Localização do defeito - campo de 16 octetos: é um campo opcional que pode ser usado para transportar informação sobre localização de defeitos. Para uma célula AIS este campo indica a localização que gera a célula AIS. Para célula RDI este campo contém o mesmo identificador de localização que foi recebido na correspondente célula AIS. Se este campo opcional não for utilizado, deve ser codificado de modo análogo por 6AH.

Os octetos não usados não possuem nenhuma regra de codificação e, portanto, não são checados pelo receptor.

O campo específico para célula de gerenciamento de falha é mostrado na figura 10.5 (ITU-T, 1996).

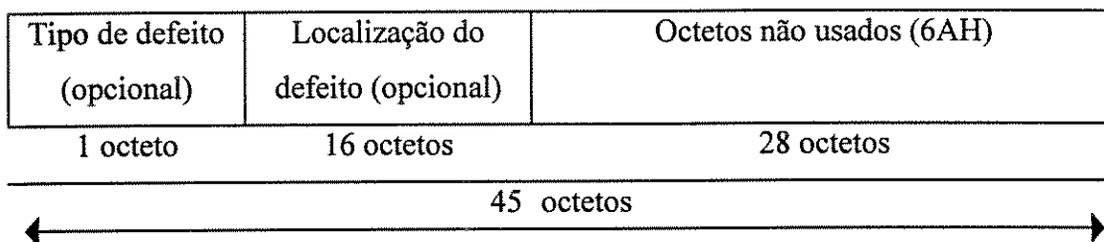


Figura 10.5: Campo específico para célula de gerenciamento de falha AIS/RDI.

Um exemplo do que foi exposto será apresentado a seguir. Imaginemos uma situação onde um usuário na cidade de Viçosa tenha estabelecido uma conexão de canal virtual (VCC) com um usuário na cidade de Ubá, através de uma rota que passa por um nó comutador ATM situado na cidade de Coimbra e outro situado na cidade de Rio Branco e então ocorre uma falha no enlace de transmissão entre as cidades de Coimbra e de Rio Branco no momento em que o usuário em Viçosa estava enviando um arquivo de dados para o usuário em Ubá. O nó comutador de Rio Branco envia um sinal de indicação de alarme (Alarm Indication Signal - AIS), na direção de transmissão (Upstream) para o nó comutador de Ubá, informando o tipo de falha e a sua localização. O nó comutador de Ubá, ao receber o AIS, envia um sinal de indicação de defeito remoto (Remote Defect Indication - RDI) na direção contrária à da transmissão (Downstream) para o nó localizado na cidade de Viçosa, informando que ocorreu uma falha e o local onde a mesma ocorreu. Estas informações de falhas devem ser enviadas para um sistema de gerenciamento da rede para que sejam tomadas as medidas necessárias (por exemplo: roteamento, isolamento e/ou restauração do enlace em falha). A ilustração do exemplo discutido acima é mostrada na figura 10.6.

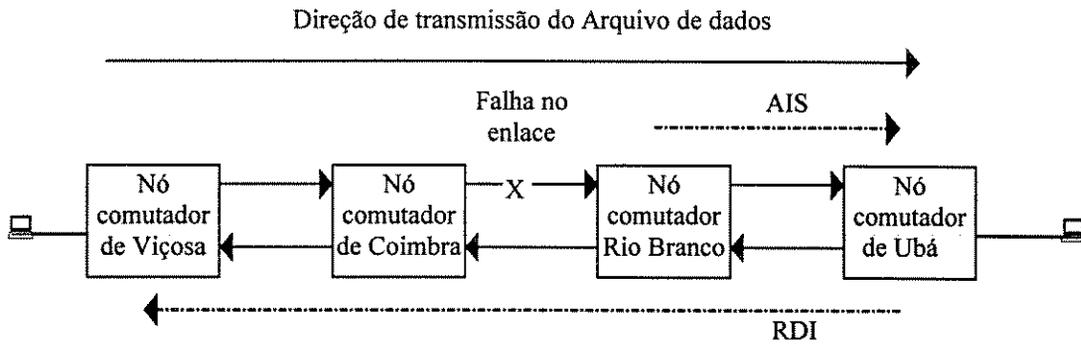


Figura 10.6: Ilustra a operação de AIS/RDI.

Vamos analisar a seguir a propagação dos alarmes AIS/RDI entre a camada física (nível caminho de transmissão) e camada ATM (nível VP e VC). As indicações de defeitos VP-AIS e VP-RDI são usadas para informar e identificar defeitos fim-a-fim em VPCs, através de fluxo F4 OAM.

As células VP-AIS devem ser geradas e enviadas através de todas VPCs ativas em um ponto de conexão VP (por exemplo um crossconnect ATM) que detecta defeito na VPC no nível VP. Isto ocorrerá devido ao recebimento de indicação de defeito *Caminho de transmissão-AIS* proveniente da camada física (resultante da observação de defeitos na seção de regeneração, seção digital ou no nível de caminho de transmissão) ou pela detecção de perda de continuidade na camada VP. As células VP-AIS são transmitidas periodicamente durante a condição de defeitos na frequência de uma célula por segundo, sendo que sua geração deve ser interrompida logo que a condição de falha seja removida. As células VP-AIS são detectadas somente em pontos finais da VPC, sendo que os pontos de conexão VP podem monitorá-las sem qualquer intromissão. Quando a célula VP-AIS é recebida em um ponto final de uma VPC, o estado de VP-AIS é então declarado. A eliminação do estado de VP-AIS ocorre quando células de usuários são recebidas indicando que a capacidade de transferencia no nível VP foi restaurada ou quando uma célula de cheque de continuidade for recebida. Se o cheque de continuidade não está ativado o estado de VP-AIS é também liberado se células VP-AIS não são recebidas por um período de 2,5 segundos com uma margem de $\pm 0,5$ segundos.

Um estado de VP-AIS é declarado sempre que uma célula VP-AIS é recebida em um ponto extremo de uma VPC. Associada à VP-AIS está a VP-RDI. A VP-RDI é

enviada para a outra ponta final da VPC (outro extremo da VPC) logo que o estado de VP-AIS é declarado na ponta final da VPC que recebeu a VP-AIS. As células VP-RDI são geradas e transmitidas periodicamente na frequência de uma célula por segundo, enquanto o estado de VP-AIS permanecer, de modo a informar à direção contrária à transmissão que a capacidade de transferência de célula está interrompida no nível VP na direção em que a transmissão se processa. De forma análoga às células VP-AIS, as células VP-RDI são detectadas somente nos pontos finais de uma VPC e o estado de VP-RDI é então declarado após a recepção de uma célula VP-RDI em um dos extremos da VPC. Aqui também os pontos de conexão podem monitorar apenas as células VP-RDI sem qualquer intromissão. A geração de células VP-RDI deve ser interrompida logo que o estado VP-AIS é eliminado e, conseqüentemente, o estado VP-RDI é eliminado no ponto final de uma VPC quando nenhuma célula VP-RDI for recebida durante um período de 2,5 segundos com uma margem de $\pm 0,5$ segundos. A figura 10.7 mostra o esquemático da situação de propagação de alarmes descrita acima. Na figura são representados dois Nós comutadores VP (por exemplo crossconnect), A e B, que possuem uma VPC fim a fim entre o Nó de comutação A e o Nó de comutação B (identificada por VPI_a), e uma VPC que começa no Nó de comutação A e chega ao Nó de comutação B através de um enlace VP identificado por VPI_c e que é roteada pelo Nó B (o Nó B neste caso é um ponto de conexão VP) através de um outro enlace VP identificado por VPI_b para a estação de destino. Entre o Nó A e o Nó B e entre o Nó B e a estação de destino, são representadas as duas direções de transmissão. Os mesmos valores de VPIs são designados para ambas direções de transmissão de modo a identificar o enlace VP envolvido em uma mesma comunicação.

Supondo-se que tenha ocorrido uma falha na conexão da camada física que interliga o Nó A e o Nó B (na seção de regeneração, ou na seção digital ou no nível de caminho de transmissão), sendo portanto enviado uma indicação de defeito através de um *caminho de transmissão-AIS*, todas as VPCs presentes nesta conexão de camada física estarão comprometidas. No nosso exemplo o crossconnect B, ao receber um *caminho de transmissão-AIS*, gera dois tipos de células a nível VP, células *VP-AIS* e células *VP-RDI* e a nível de camada física gera também células *caminho de transmissão-RDI*. Analisando a situação em que o comutador B é uma passagem, possuindo um ponto de

conexão VP, as células *VP-AIS* são transmitidas através do enlace VP (VPI_b) na direção de transmissão para informar a ocorrência de defeitos a nível de caminho virtual (VP). Quando a célula VP-AIS chegar no outro extremo da VPC, na estação de destino, esta por sua vez dará origem a uma *VP-RDI* que será transmitida em direção contrária à da transmissão para a estação de origem. Considerando a situação em que a VPC termina no comutador B (VPI_a), a indicação de defeito *caminho de transmissão-AIS* irá gerar células *Caminho de transmissão-RDI* e células *VP-RDI* as quais serão transmitidas em direção contrária a de transmissão, para a outra ponta da VPC localizada no Nó A, com o objetivo de informá-lo de que ocorreu defeitos a nível de camada física e a nível VP, na direção de transmissão e que, portanto, a capacidade de transferência de células está interrompida. Lembrando mais uma vez que o fluxo F4 de células OAM a nível VP é o que está sendo utilizado entre os comutadores VP.

Em todos equipamentos ATM terminais de caminho de transmissão, as células *caminho de transmissão-AIS*, quando ocorrem, são sempre detectadas e, por sua vez, dão origem à célula *caminho de transmissão-RDI*, que é transmitida na direção contrária à de transmissão, como representado na figura 10.7. De maneira análoga as indicações de defeitos, VC-AIS e VC-RDI devem ser usadas para identificar e informar defeitos fim a fim em VCCs, através de fluxo F5 OAM.

Segundo a Rec. I.610 (ITU-T, 1996) as células VC-AIS são geradas nos pontos de conexão VC (por exemplo um comutador ATM) que detectam VCCs com defeito no nível VC. VC-AIS serão transmitidas quando for recebida uma indicação de defeito *caminho de transmissão-AIS* proveniente da camada física ou uma indicação de defeito proveniente do nível VP (*VP-AIS ou Perda de continuidade VPC*) ou por determinação de *perda de continuidade na camada VC*. Nota-se que ocorre uma propagação de indicação de alarme caso ocorram defeitos abaixo do nível VC.

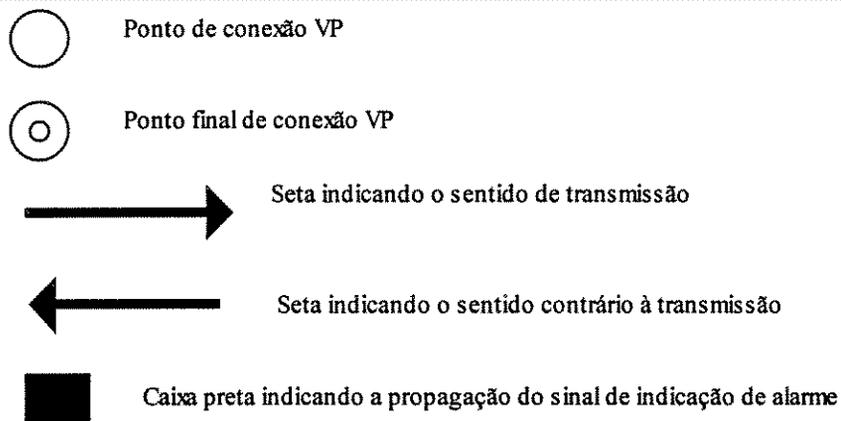
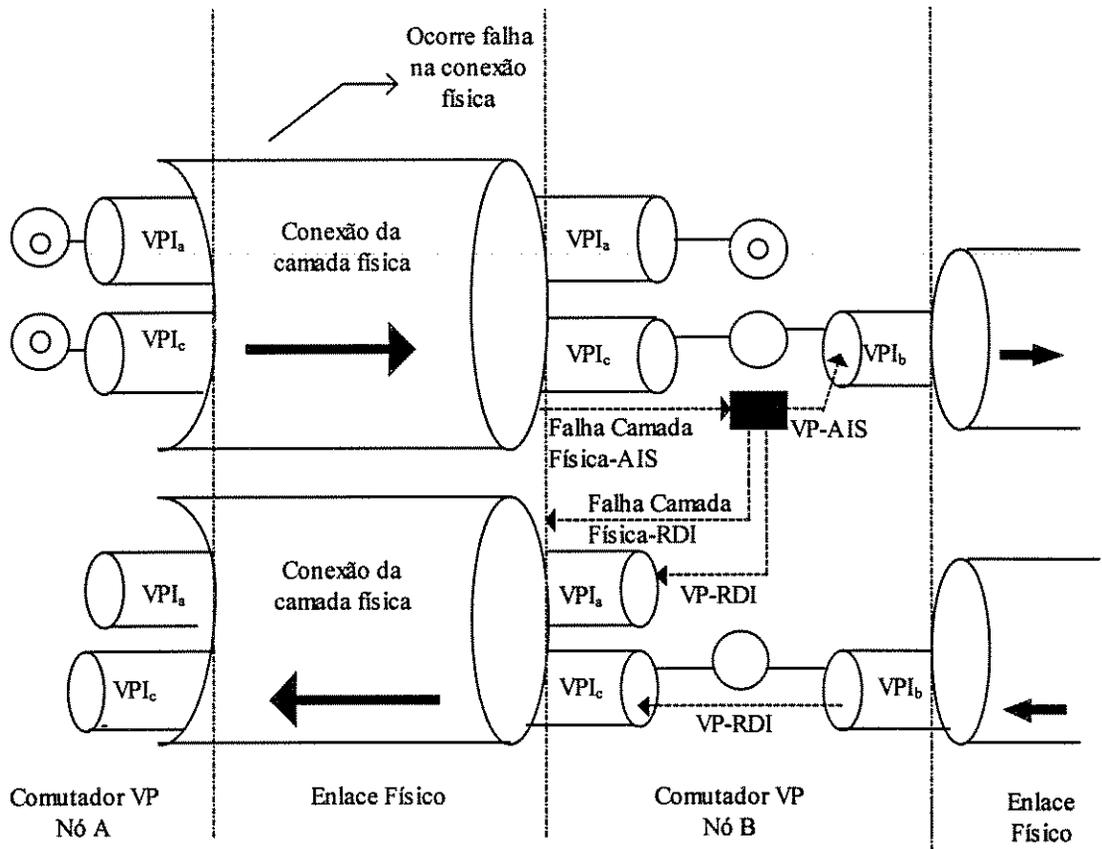


Figura 10.7: Ilustração de propagação de alarmes da camada física para a camada ATM nível VP.

As células VC-AIS são transmitidas periodicamente na frequência de uma célula por segundo pelo tempo que o defeito persistir, sendo que a geração das mesmas deve ser

interrompida logo que as indicações de defeitos sejam removidas. As células VC-AIS são detectadas somente nos pontos finais de uma VCC, sendo que os pontos de conexão VC intermediários podem apenas monitorá-las. O estado VC-AIS é declarado em um ponto final de uma VCC logo que este recebe uma VC-AIS ou uma indicação de defeito *caminho de transmissão-AIS* ou uma indicação de defeito proveniente do nível VP (VP-AIS) ou um defeito na VCC (por exemplo, detecção de perda de continuidade na VCC) é detectado no ponto final. A figura 10.8 ilustra de forma simplificada a propagação de alarmes. São apresentados três nós de comutação VC (por exemplo um comutador ATM), um nó na cidade de Viçosa, outro na cidade de Coimbra e outro na cidade de Ubá. No nosso exemplo, um usuário A na cidade de Viçosa está conectado a um usuário B na cidade de Coimbra através de uma VCC, que está sendo transportada através de uma VPC_a e outro usuário C na cidade de Viçosa está conectado com um usuário D na cidade de Ubá através de outra VCC, que está sendo transportada através de VPC_a e VPC_b. Células de fluxo F5 de OAM são tratadas nas extremidades das VCCs e células de fluxo F4 de OAM são tratadas nas extremidades das VPCs. Durante a comunicação entre estes usuários ocorre uma falha no enlace da camada física que interliga o nó de Viçosa com o nó de Coimbra, apenas no sentido de transmissão de Viçosa para Ubá. A partir desta situação, vamos analisar a propagação dos alarmes de indicação de defeito.

O comutador de Coimbra recebe uma indicação de defeito da camada física *caminho de transmissão-AIS* e gera de volta para o nó de Viçosa um *caminho de transmissão-RDI*, um *VP-RDI* e um *VC-RDI*, pois uma falha no caminho de transmissão da camada física dará origem à falha nas VPCs e VCCs que nele estiverem presentes (as RDIs geradas informam ao nó de Viçosa que a capacidade de transmissão de células está interrompida) e também gera alarmes de indicação de defeitos na direção da transmissão de Coimbra para Ubá, *VP-AIS* e *VC-AIS*, informando ao nó de Ubá que ocorreram falhas a nível de caminho virtual (VP) e a nível de canal virtual (VC), visto que o usuário C em Viçosa não mais consegue falar com o usuário D em Ubá.

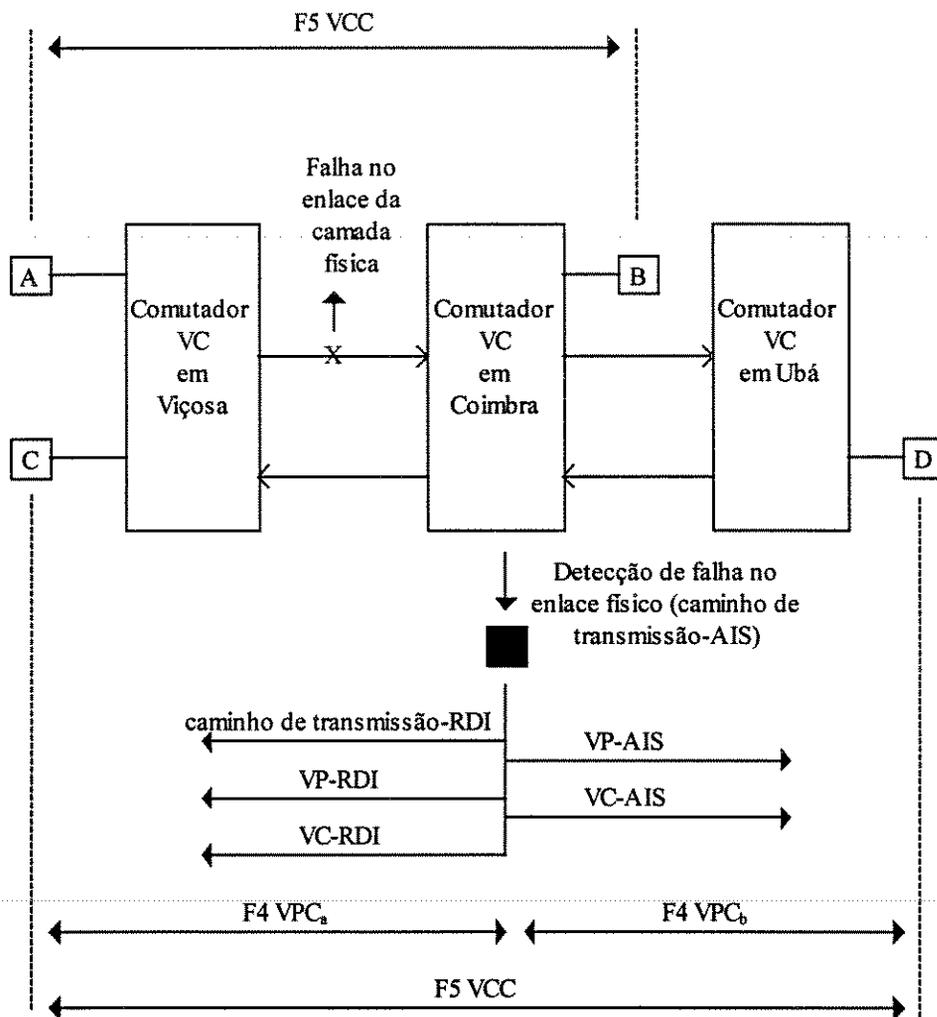


Figura 10.8: Ilustração da propagação dos alarmes AIS/RDI.

- **Células de gerenciamento de falhas - *Cheque de Continuidade:*** não há atualmente nenhum campo específico para a função de cheque de continuidade e, portanto, o campo de função específica é todo codificado por 6AH. O cheque de continuidade pode ser ativado durante o estabelecimento da conexão ou a qualquer momento após a conexão ser estabelecida. Embora a implementação do cheque de continuidade seja uma opção do operador de rede, sua utilização é muito importante pois é um mecanismo capaz de detectar de modo contínuo a ocorrência de defeitos na camada ATM em tempo real.

Segundo a Rec. I.610 (ITU-T, 1996) existem dois mecanismos alternativos para a inserção de células de cheque de continuidade após a ativação de suas funções:

- 1) célula de cheque de continuidade é transmitida pela ponta de origem da VPC/VCC (ou pela ponta de origem de um segmento VPC/VCC) quando nenhuma célula de usuário tenha sido transmitida por um período de 1 segundo.
- 2) células de cheque de continuidade podem também ser transmitidas periodicamente na razão de uma célula por segundo independentemente do fluxo de células do usuário.

Quando a ponta de destino de uma VPC/VCC com função de cheque de continuidade ativada não receber células de usuário ou células de cheque de continuidade em um intervalo de tempo de 3,5 segundos com margem de segurança de $\pm 0,5$ segundos, será declarado estado de VP/VC-AIS por defeito de perda de continuidade (Loss of Continuity - LOC).

- **Células de gerenciamento de falha - *Loopback***: estas células terão os seguintes campos de funções específicas:

- 1) campo de indicação de loopback: este campo é formado por 8 bits e o último bit fornece uma indicação “booleana” se as células já foram ou não “looped back”. Este campo confirma que o loopback tenha ocorrido na camada ATM e evita que o loopback continue infinitamente. O ponto de origem codifica este campo por 0 0 0 0 0 0 0 1. O ponto de loopback altera a codificação para 0 0 0 0 0 0 0 0.
- 2) campo de correlação tag: este campo possui 4 octetos e é usado para correlacionar a célula OAM transmitida com a célula OAM recebida, na operação de loopback.
- 3) campo ID de localização do loopback: este campo é formado por 16 octetos e identifica o ponto de conexão ao longo da conexão virtual/segmento de conexão onde o loopback está ocorrendo. Seu valor default é todos os bits iguais à 1 e representa o ponto final da conexão ou do segmento de conexão, dependendo do tipo de fluxo

(fim a fim ou em segmento). A codificação de valores diferentes do default é opcional.

- 4) campo ID da fonte: este campo é opcional, formado por 16 octetos e identifica a fonte originadora das células de loopback. O valor deste campo também não é padronizado e seu default é todos os bits iguais à 1.

A figura 10.9 apresenta o formato da célula OAM para Loopback VP/VC nível fim a fim ou nível de segmento.

Indicação de Loopback	Correlação tag	ID localização Loopback	ID Fonte (opcional)	Não usado (6AH)
1 octeto	4 octetos	16 octetos	16 octetos	8 octetos
Não usado (0000000)				
7 bits				1 bit

Figura 10.9: Campo específico para célula de Loopback.

A capacidade de Loopback da camada ATM considera que a informação relacionada a esta operação pode ser inserida em uma localização ao longo de um VPC/VCC e retornada (ou looped back) em diferente localização. A operação de loopback realiza, portanto, a monitoração da conectividade de uma VPC/VCC durante a condição de serviço. Isto é possível pela inserção de células de loopback OAM em um ponto acessível ao longo da VPC/VCC (em qualquer ponto de conexão ou em um ponto final da conexão). Discutiremos a seguir, como definido na Rec. I.610 (ITU-T, 1996), o princípio de funcionamento do loopback.

- 1) o ponto de conexão VP/VC que originou a célula de loopback pode opcionalmente removê-la, após o casamento do campo de correlação tag e do campo identificador de fonte (ID Fonte).

- 2) o ponto de conexão VP/VC pode opcionalmente remover o segmento de fluxo de células OAM de loopback após o retorno das células.
- 3) o tempo de espera entre a transmissão de sucessivos loopbacks na conexão deve ser de segundos. O loopback deve ser considerado mal sucedido em sua função se suas células não retornam ao ponto de origem em 5 segundos.
- 4) deve ser possível iniciar um loopback sem um comando proveniente do TMN (isto é, o usuário pode iniciar um loopback fim a fim) o que não impede que a informação resultante do loopback seja enviada para o TMN.
- 5) um meio para confirmar que o loopback está sendo realizado na camada ATM é fornecido pelo campo de indicação de loopback presente no campo específico da célula de loopback. O valor deste campo é alterado no ponto onde o loopback ocorre. Além disso, este procedimento resolve o problema de loopback infinito, como mostrado na figura 10.10.
- 6) células de loopback fim a fim não devem ser retornadas em pontos de conexão intermediários.

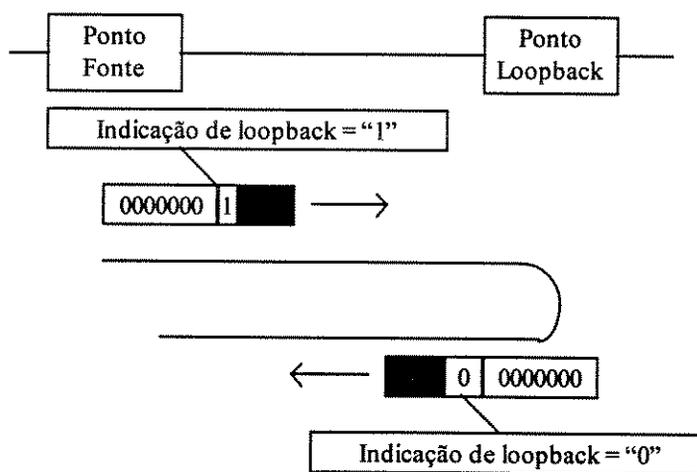


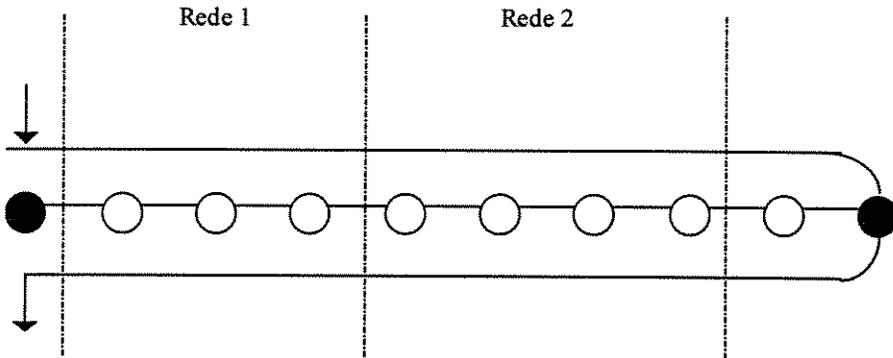
Figura 10.10: Ilustra a função de indicação de loopback.

A seguir analisaremos os 5 possíveis casos para aplicações de loopback, que são mostrados na figura 10.11:

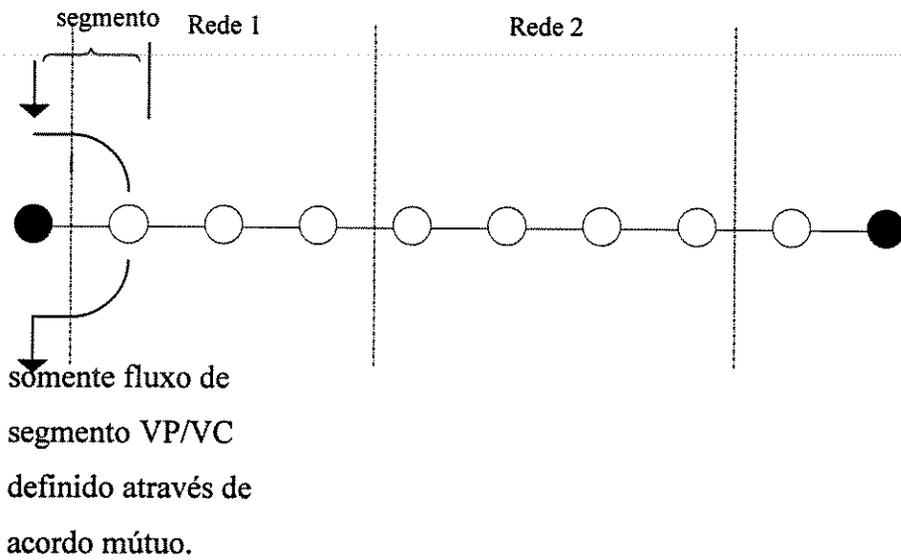
- a) Loopback fim a fim - Uma célula de loopback fim a fim VP/VC é inserida em um ponto final VP/VC e retornada pelo correspondente ponto final VP/VC (do outro extremo).
- b) Loopback de linha de acesso - Uma célula loopback de segmento VP/VC é inserida por um cliente ou pela rede e retornada pelo primeiro nó ATM da rede ou equipamento do cliente, respectivamente. Para implementar esta aplicação, o segmento é definido através de acordo mútuo.
- c) Loopback inter-domínio - Uma célula loopback de segmento VP/VC é inserida por um operador de rede e retornada pelo primeiro nó ATM adjacente ao domínio da operação da rede. Para implementação desta aplicação o segmento é definido através de acordo mútuo.
- d) Loopback da rede para ponto final - Uma célula de loopback VP/VC fim a fim é inserida por um operador de rede e retornada pelo ponto final VP/VC do outro domínio.
- e) Loopback intra-domínio - Uma célula loopback de segmento VP/VC é inserida por um ponto final de conexão/segmento VP/VC ou um ponto de conexão VP/VC e retornada por um segmento VP/VC ou ponto de conexão VP/VC. Para esta aplicação, o uso de ID localização de loopback é uma opção do operador de rede.

As figuras abaixo, Figura 10.11 a, b.1, b.2, c, d, e.1 e e.2, apresentam as aplicações de loopback.

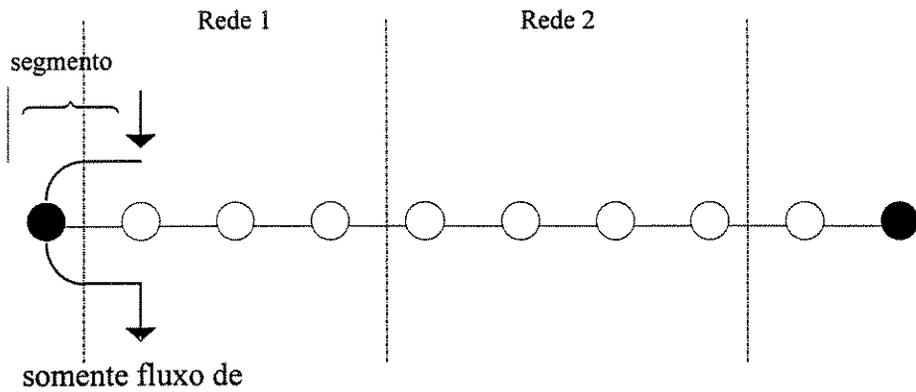
a) Loopback fim a fim



b.1) Loopback em linha de acesso iniciado pelo cliente

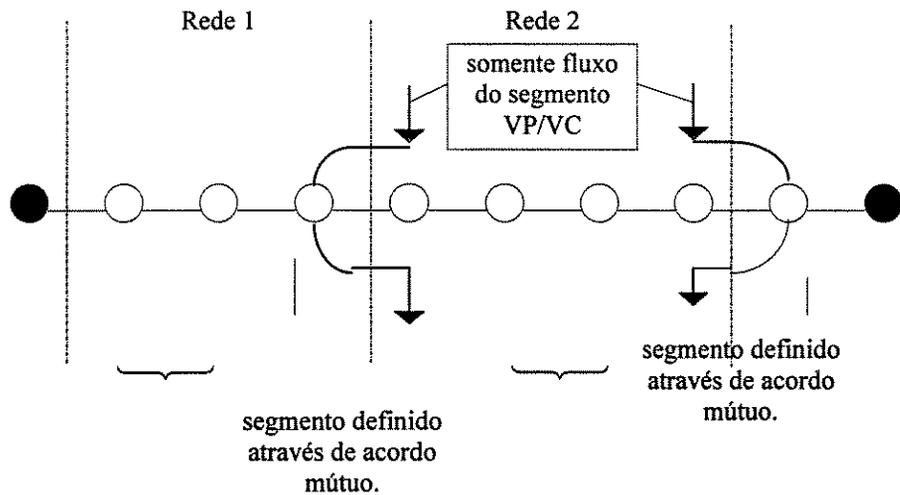


b.2) Loopback em linha de acesso iniciado pela rede

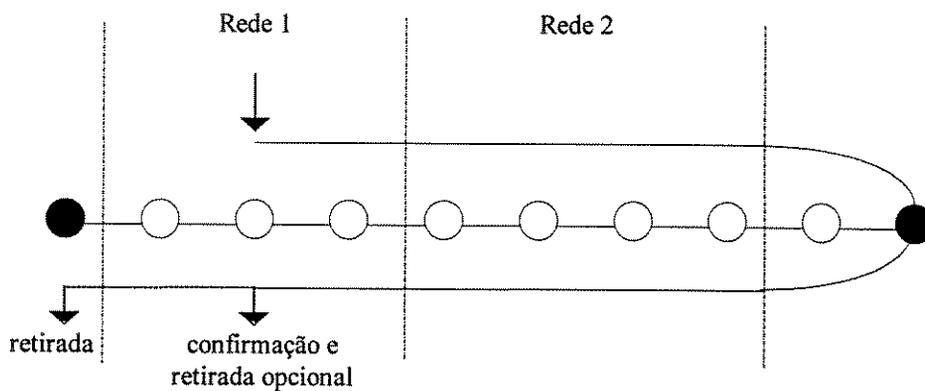


segmento VP/VC
definido através de
acordo mútuo.

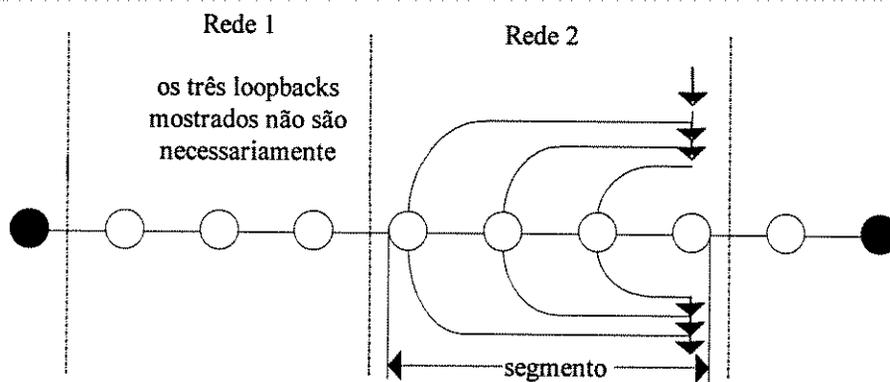
c) Loopback inter-domínio iniciado pela rede



d) Loopback da rede para ponto final



e.1) Loopback intra-domínio iniciado pela rede no ponto final do segmento/conexão



e.2) Loopback intra-domínio iniciado pela rede em um ponto de conexão

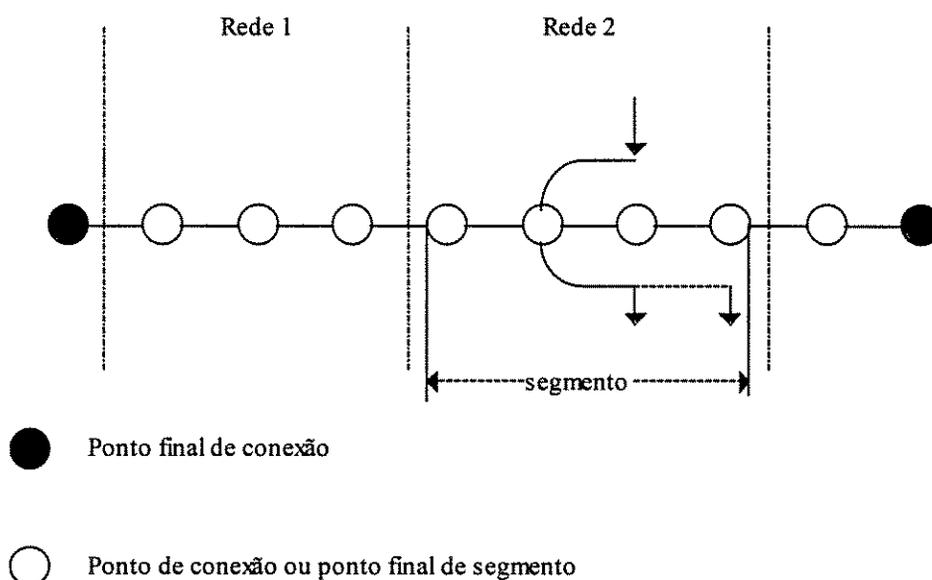


Figura 10.11: Apresenta as aplicações de loopback.

10.2.2.2 - CAMPO ESPECÍFICO PARA CÉLULA DE GERENCIAMENTO DE PERFORMANCE

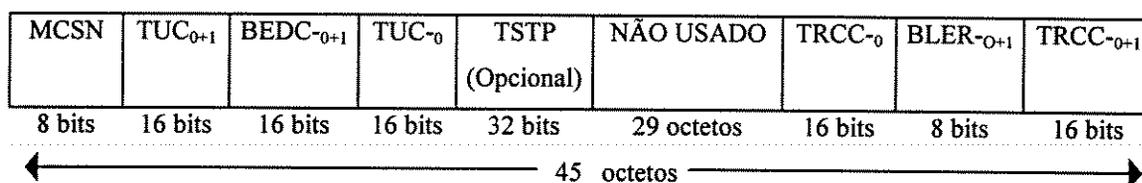
Como podemos ver, a detecção de falhas críticas na rede são feitas pelo gerenciamento de falhas. Porém, condições de erros intermitentes podem causar uma gradual deterioração na QoS (CHEN & LIU, 1994). Para resolver este problema, uma coleta contínua de medidas de performance é realizada por células de gerenciamento de performance.

As células OAM de gerenciamento de performance fornecem o mecanismo para medir a performance de VPCs/VCCs e informar os dados de performance coletados. O monitoramento de performance de uma VPC/VCC ou segmento VPC/VCC é realizado pela inserção de células de monitoramento nos pontos finais da VPC/VCC ou segmento de VPC/VCC. A informação de detecção de erro na direção de transmissão (forward

monitoring) é comunicada pelos pontos finais usando, respectivamente, os fluxos F4 (no caso de VPC ou segmento de VPC) e F5 (no caso de VCC ou segmento de VCC) na direção de transmissão da fonte para o destino. Por outro lado, o resultado do monitoramento da performance é recebido através dos fluxos F4 (no caso de VPC ou segmento de VPC) e F5 (no caso de VCC ou segmento de VCC) na direção contrária a de transmissão (backward reporting).

O monitoramento da performance é realizado através de monitoramento de blocos de células do usuário de tamanho N (os valores atualmente padronizados para N são 128, 256, 512 e 1024) e pode ser iniciado no momento em que a conexão é estabelecida ou a qualquer momento após ela ter sido estabelecida.

As células de monitoramento detectarão blocos errados e perdas/inserções erradas de células dentro do bloco de células monitorado. O formato do campo específico da célula de gerenciamento de performance é apresentado na figura 10.12.



BEDC₋₀₊₁ é usado somente para células de monitoramento na direção de transmissão (Forward monitoring).

TRCC₋₀, BLER₋₀₊₁ e TRCC₋₀₊₁ são usados somente nas células de informação na direção contrária à de transmissão (backward reporting).

MCSN, TUC₋₀, TSTP e TUC₋₀₊₁ são campos usados para ambos os tipos de células PM-OAM.

Figura 10.12: Ilustra o campo específico para as células de monitoramento na direção de transmissão (forward monitoring) e para as células de informação na direção contrária a de transmissão (backward reporting) que realizam o gerenciamento da performance.

Vamos analisar resumidamente cada campo da figura apresentada acima, maiores detalhes podem ser encontrados na Rec. I.610 (ITU-T, 1996).

- 1) Monitoring Cell Sequence Number - MCSN: número da seqüência de célula em monitoramento.
- 2) Total User Cell - TCU₋₀₊₁: número de total de célula de usuário relacionado com o fluxo de células do usuário CLP₋₀₊₁.
- 3) Total User Cell - TCU₋₀: número de total de células de usuário relacionado com o fluxo de células do usuário CLP₋₀.
- 4) Block Error Detection Code - BEDC₋₀₊₁: Código de detecção de erro de bloco relacionado com o fluxo de célula de usuário CLP₋₀₊₁.
- 5) Time Stamp - TSTP: pode ser usado para representar o tempo no qual a célula OAM de monitoramento de performance foi inserida.
- 6) Total Received Cell Count - TRCC₋₀₊₁: contador do total de célula recebida para o fluxo de célula do usuário CLP₋₀₊₁.
- 7) Total Received Cell Count - TRCC₋₀: contador do total de célula recebida para o fluxo de célula do usuário CLP₋₀.
- 8) Block Error Result - BLER₋₀₊₁: resultado de erro no bloco.

A figura 10.13 ilustra os procedimentos de “forward monitoring” (monitoração na direção de transmissão) e “backward reporting”.

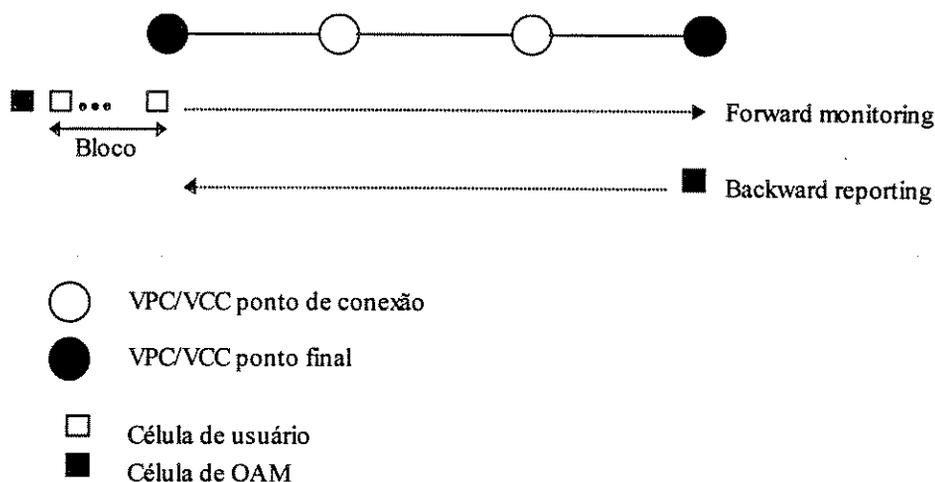


Figura 10.13: Ilustra o procedimento de gerenciamento de performance.

As células OAM de gerenciamento de performance são inseridas entre os blocos de células de usuário.

10.2.2.3 - CAMPO ESPECÍFICO PARA CÉLULA DE ATIVAÇÃO/ DESATIVAÇÃO

O *monitoramento de performance* e o *cheque de continuidade* podem ser ativados durante o estabelecimento da conexão/segmento ou a qualquer momento após ela ter sido estabelecida, como comentado anteriormente. Os procedimentos são idênticos para ambos os níveis VP e VC. A ativação/desativação é iniciada pelo usuário final ou pelo TMN (Telecommunication Management Network). Após o usuário final ou o TMN ter requisitado a ativação/desativação do *monitoramento da performance* ou do *cheque de continuidade*, um procedimento de inicialização é realizado entre os dois pontos finais da conexão (ou segmento de conexão) para inicializar adequadamente o processo de OAM. Como determinado pela Rec. I.610 (ITU-T, 1996), o procedimento de inicialização tem os seguintes propósitos:

- Coordenar o início ou o fim da transmissão do fluxo de células OAM e da recepção do fluxo de células OAM na direção contrária à de transmissão, que é utilizado para *monitoramento de performance e cheque de continuidade*.

- Estabelecer o tamanho do bloco de células e a direção de transmissão para iniciar ou encerrar o monitoramento no caso do *monitoramento de performance*.

O procedimento de inicialização pode ser realizado de dois modos: usando-se células OAM de ativação/desativação para ativar e desativar ou inteiramente através do TMN.

O formato do campo específico da célula de ativação/desativação é apresentado na figura 10.14.

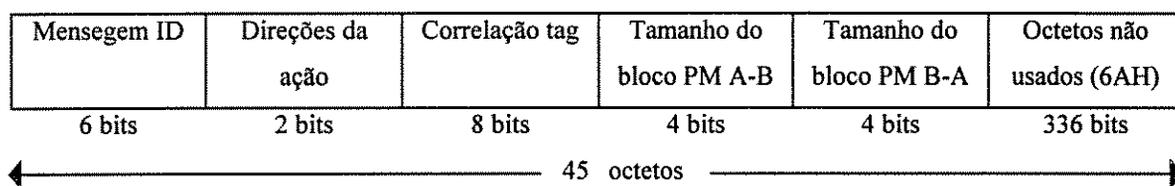


Figura 10.14: Ilustra o formato do campo específico da célula de ativação/desativação.

Vamos analisar a seguir os campos apresentados na figura acima:

- 1) ID mensagem (Message ID) - este campo indica a mensagem ID para funções OAM VPC/VCC específicas. O código para este campo é apresentado na tabela 10.2.
- 2) tag correlação (Correlation tag) - uma correlação tag é gerada para cada mensagem (ativar,desativar,desativação confirmada,etc) de modo que, os nós podem correlacionar comandos com respostas (isto é, o correlação tag da resposta precisa ser igual ao correlação tag do comando à ela associado). Os correlações tag gerados consecutivamente precisam ser diferentes, de modo a correlacionar corretamente comandos com respostas.
- 3) Direção da ação (Direction(s) of action) - este campo é composto por dois bits e identifica a direção ou direções da transmissão para a função OAM de ativação/desativação. A notação A-B e B-A é usada para diferenciar entre a direção de ativação e a de desativação,

respectivamente. O valor deste campo é usado como parâmetro para mensagens de ATIVAÇÃO e mensagens de DESATIVAÇÃO. Para B-A este campo é codificado por 01, para A-B por 10.

- 4) Tamanho do bloco de Monitoramento de Performance (Performance Monitoring - PM) A-B (PM block size A-B) - este campo especifica o tamanho do bloco PM A-B requisitado pelo ativador para a função de monitoramento de performance. Os valores atualmente codificados para este campo são apresentados na tabela 10.3. O valor deste campo é usado como parâmetro para mensagens de ATIVAÇÃO e para mensagens de ATIVAÇÃO CONFIRMADA. O valor de “default” para este campo é 0000 para todas as outras mensagens e para a ativação/desativação do cheque de continuidade.
- 5) Tamanho do bloco de Monitoração de Performance (Performance Monitoring - PM) B-A (PM block size B-A) - este campo especifica o tamanho do bloco B-A requerido pelo ativador para a função de monitoração de performance. Este é codificado e usado do mesmo modo que o campo tamanho de bloco PM A-B.

Tabela 10.2: Valor do campo mensagem ID.

	Comando/resposta	Codificação
Ativar	Comando	000001
Ativação confirmada	Resposta	000010
Pedido de ativação negado	Resposta	000011
Desativar	Comando	000101
Desativação confirmada	Resposta	000110
Pedido de desativação negado	Resposta	000111

Como exemplo ilustrativo dos comandos apresentados na tabela 10.2 utilizados para função de Cheque de Continuidade (Continuity Check -CC) e Monitoramento de Performance (Performance Monitoring - PM), apresentaremos a seguir a figura 10.15.

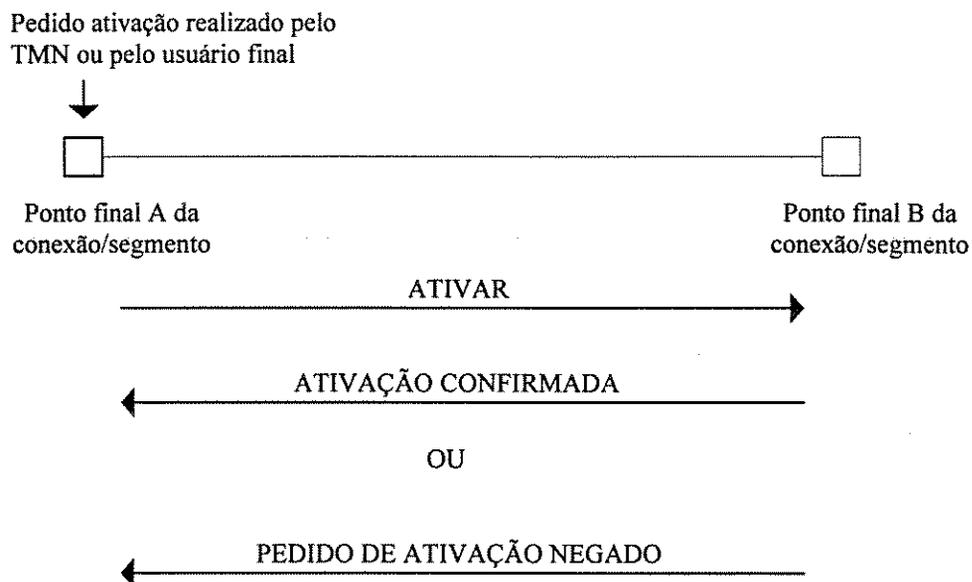


Figura 10.15: Procedimento de inicialização para Monitoração da Performance ou ativação do Cheque de Continuidade por células OAM de ativação de acordo com a codificação apresentada na tabela 10.2.

Tabela 10.3: Apresenta a codificação do bloco de Monitoração de Performance (PM) de acordo com seu respectivo tamanho

Tipo de mensagem	Tamanho do bloco de Monitoração de Performance (PM)	Codificação
Outras	Não usado	0000
ATIVAR	1024	0001
e	512	0010
ATIVAÇÃO CONFIRMADA	256	0100
para Monitoramento de Performance	128	1000

CAPÍTULO 11 - SERVIÇOS SEM CONEXÃO PARA REDES ATM (WANs) DE LONGA DISTÂNCIA E REDES ATM LOCAIS (LANS)

11.1 - INTRODUÇÃO

A tecnologia B-ISDN aparece no cenário das telecomunicações, como a principal forma de atender as necessidades emergentes de grande largura de banda que tornará possível aplicações multimídias. O advento da comutação faixa larga e a evolução da tecnologia de telecomunicações tornou possível a transmissão eficiente de informação multimídia, como voz e vídeo (VICKERS & SUDA, 1994). O sucesso de qualquer tecnologia nova é fortemente influenciado pelos custos e pela complexidade de implementação desta nova tecnologia. A B-ISDN deve ser capaz de suportar os atuais protocolos e aplicações de comunicações de dados existentes, de modo a obter sucesso em sua fase de implementação. Para tanto, a B-ISDN confia no Modo de Transferência Assíncrono (ATM) como tecnologia capaz de realizar esta tarefa. Os primeiros interessados nesta tecnologia foram os fabricantes de equipamentos de redes de área larga (Wide Area Network - WAN) e os fornecedores de serviço público idealizando-a como o “backbone” de suas redes de transmissão (NEWMAN, 1994). No entanto, a crescente proliferação de computadores pessoais (desktop) na última década, causou um explosivo crescimento de redes de computadores, motivando um acentuado interesse na utilização da tecnologia ATM no ambiente destas redes, ou seja, a utilização da tecnologia ATM em redes locais. A tecnologia ATM para ambientes de redes locais apresenta uma abordagem ligeiramente diferente daquela para ambientes de rede pública. As redes locais ATM irão se interligar *localmente* ou *remotamente* com outras redes locais de tecnologias distintas e também com outras redes locais ATM. Dependendo destes dois tipos de enfoque, isto é, uma interconexão local ou uma interconexão remota, através de uma rede ATM pública, diferentes tecnologias serão necessárias como veremos no decorrer deste capítulo.

No mercado atual, aumenta o número de usuários requerendo acesso a LAN com alta largura de banda e baixos atrasos em transmissões a longas e médias distâncias, o que motivou o aparecimento de várias tecnologias de rede oferecendo

taxa de transmissão de dados em torno de 100Mbits/s. Dentre elas podemos citar: Frame Relay, FDDI, Fast Ethernet e ATM (KAVAK, 1995).

A utilização de ATM no ambiente de redes locais é superior, em comparação às outras tecnologias, por ser mais flexível oferecendo uma grande largura de banda além de sua capacidade para suportar tráfego multimídia.

Conforme visto, as redes ATM são orientadas a conexão. Circuitos virtuais são estabelecidos entre sistemas finais e as células são comutadas de acordo com identificadores de conexão (VPI/VCI). Por terem seus recursos estatisticamente alocados por conexão, redes como a ATM permitem uma rigorosa *garantia da Qualidade de Serviço (QOS)*. Além disto, como as decisões de roteamento são tomadas somente no momento do estabelecimento da conexão, a integridade da seqüência de células é mantida (VICKERS & SUDA, 1994).

As atuais redes LANs são interconectadas através de pontes (bridges) e roteadores (ou gateways), e fornecem uma grande variedade de serviços, desde simples e práticos com o e-mail (correio eletrônico) até serviços de transferência de arquivos entre usuários distantes (ou interligação remota com Hosts). A grande maioria destas LANs não são orientadas a conexão pela natureza de seu sistema de acesso ao meio de transmissão. Como ilustração podemos citar as redes de meio compartilhado ou broadcast, por exemplo, Ethernet e as redes de passagem de token, tais como, Token Ring. Nestas redes, nenhum estabelecimento prévio de conexão é necessário, elas simplesmente fazem o broadcast ou encaminham pacotes usando uma subcamada de Controle de Acesso ao Meio (Media Access Control - MAC), e uma subcamada comum de Controle de Enlace Lógico (Logical Link Control - LLC) ou protocolos de pontes. A utilização de uma LLC comum, acima da subcamada MAC utilizada em LANs e MANs, possibilita o oferecimento de um serviço com conexão, para dar suporte aos serviços sem conexão das respectivas LANs e MANs. A nomenclatura utilizada acima é conhecida pela literatura como família de LANs IEEE 802, na qual a camada de enlace é dividida em duas subcamadas, LLC e MAC (NEWMAN, 1994)

A subcamada de controle de enlace lógico (Logical Link Control - LLC) IEEE 802.2 tem capacidade de fornecer suporte para redes não orientadas a conexão, de modo que estas possam ser atendidas com serviços que emulam funcionalmente redes orientadas a conexão. A LLC contém primitivas para estabelecimento/desativação de conexões lógicas, o que possibilita o fornecimento de uma liberação de dados

garantida. Em redes não orientadas a conexão, os serviços orientados a conexão são tipicamente implementados em protocolos (por exemplo, TCP na camada de transporte da arquitetura Internet, que fornece aos usuários, serviços orientados a conexão, mantendo caminhos de estado de transmissão sobre base fim-a-fim e, portanto, emulando o comportamento de serviços orientados a conexões).

Em tecnologia como ATM acontece uma situação contrária à de redes como a Internet. As redes ATM são inerentemente orientadas a conexão, mas oferecem serviços não orientados a conexão para obter os benefícios de redes não orientadas a conexão e permitir a interoperabilidade com estas redes.

Um dos pontos críticos para o sucesso de uma rede WAN ATM, é a questão de como esta irá operar com as tecnologias existentes de redes locais. Quanto melhor e mais rápida for esta adaptação, mais rapidamente os benefícios da rede ATM superarão os seus custos (FINN & MASON, 1996).

Um outro ponto chave é o sucesso de ATM como tecnologia de LAN, ou seja, em ambientes locais, o que depende de sua capacidade de fornecer um serviço típico de LAN e ao mesmo tempo compatível com os protocolos existentes e aplicações.

Portanto, o fornecimento de serviços não orientados a conexão para interconexão de LANs e MANs através de ambientes públicos ATM, bem como o fornecimento de serviços não orientados a conexão em ambientes de redes locais, utilizando tecnologia ATM, serão os temas básicos abordados neste capítulo.

Com o objetivo de atender estas necessidades, várias propostas tem surgido proveniente dos esforços de fabricantes de equipamentos e de órgãos padronizadores (KAVAK, 1995). Como fruto destes esforços podemos destacar dois métodos sugeridos para transferência de tráfego não orientado a conexão através de redes ATM. O primeiro utiliza o **Serviço de Dados Multimegabit Comutado (Switched Multimegabit Data Service - SMDS)** e o segundo o **Serviço de Dados Banda Larga Não Orientado a Conexão (Connectionless Broadband Data Service - CBDS)** suportados pela maioria dos provedores de serviço de rede pública. Sua proposta é a de fornecer serviços não orientados a conexão através de uma rede WAN ATM. O CBDS pretende fornecer serviços não orientados a conexão na interface usuário-rede (UNI). Este caminho é popular entre os provedores de serviços de rede pública como um meio para suportar a interconexão de LANs e MANs não orientadas a conexão e tem sido definido pelo ITU-T para B-ISDN (ITU-T, 1993i).

O outro método está relacionado com a utilização da tecnologia ATM em ambientes de rede local e, para tanto, há essencialmente dois caminhos propostos: **IP sobre ATM (IP over ATM) e emulação de LAN (LAN Emulation)**. Estas soluções são mais ligadas ao paradigma de rede local.

O ATM Fórum desenvolveu e está aperfeiçoando uma versão para LAN Emulation. Nesta, os procedimentos para transferência de informação não orientada a conexão são realizados através de uma construção de redes locais virtuais. As estações interconectadas em cada rede virtual, têm os seus endereços de enlace MAC não orientado a conexão mapeados em endereços ATM, independente de suas localizações físicas.

O IP over ATM, ao invés de realizar o mapeamento dos endereços da subcamada de controle de acesso ao meio (Medium Access Control - MAC) não orientado a conexão em endereços ATM, fornece a ilusão da existência de sub-redes lógicas IP; portanto, o mapeamento é feito entre endereços IP e endereço ATM. Este caminho está sendo defendido pelo Internet Engineering Task Force RFC 1577 (IETF, 1994a). A análise desta várias propostas será o tema deste capítulo.

11.2 - VISÃO PANORÂMICA DOS ATUAIS SERVIÇOS DE LANs

A tecnologia ATM precisa oferecer suporte para tráfego de dados de modo compatível com os protocolos, aplicações e equipamentos existentes nas redes locais (NEWMAN, 1994). Atualmente, as LANs oferecem serviços não orientados a conexão tipo “best effort”, no qual a transferência de dados pode ser ponto a ponto, multitrajeto (multicast) e broadcast (para toda a rede). A maioria dos protocolos utilizados nestas redes contam com a capacidade de broadcast. Duas características são marcantes neste caso: os usuários não necessitam estabelecer uma conexão antes de iniciar a transferência de dados e não é necessário que eles definam as características de tráfego para que seus dados possam ser transmitidos. O tráfego é enviado para a LAN que reparte dinamicamente a largura de banda disponível em um único canal compartilhado entre todos os usuários ativos. Este canal possui uma única característica de performance e uma única característica de Qualidade de Serviço para todas as aplicações do usuário final. A maioria dos equipamentos das LANs adaptam-se à família de protocolos IEEE 802 apresentada na figura 11.1. Estes protocolos foram desenvolvidos para aplicações em LANs, que são limitadas a pequenas

distâncias, possuindo características que afetam os dois níveis mais baixos do protocolo RM-OSI, ou seja, o nível físico e o nível de enlace. Nesta arquitetura a camada de enlace de dados (camada 2 do modelo RM-OSI) é dividida em duas subcamadas, controle de enlace lógico (Logical Link Control - LLC) e controle de acesso ao meio (Medium Access Control - MAC), que são os protocolos que disciplinam o acesso ao meio físico. A subcamada LLC oferece uma interface comum para a camada de rede (por exemplo, camada 3 do modelo RM-OSI e camada interface de rede da arquitetura IP), enquanto cada diferente protocolo MAC é especificado para uma LAN particular, por exemplo, acesso ao meio com sensibilidade de portadora e com detecção de colisão (Carrier Sense Multiple Access with Collision Detction - CSMA/CD), Token Ring, Token Bus, etc. Todas as estações na LAN IEEE 802 usam um único endereço individual e global de 48 bits com o plano de espaço de endereço, conforme apresentado na seção 6.3.1 do capítulo 6. Este formato de endereço é baseado em uma numeração fornecida pelo fabricante e não reflete a topologia da rede, o que propicia uma flexibilidade em termos de localização dos equipamentos dentro da rede.

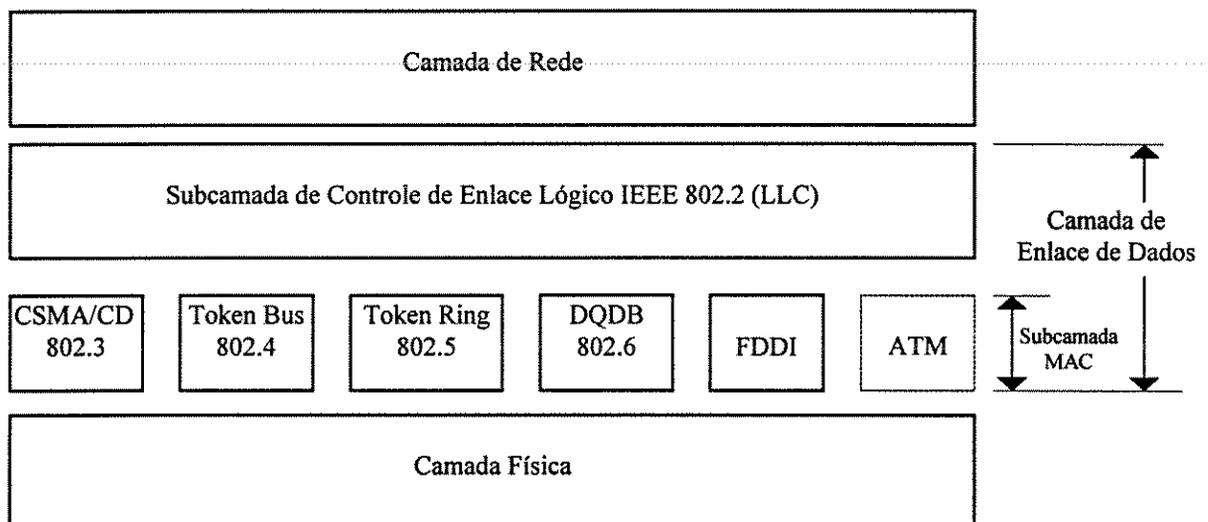


Figura 11.1: Ilustra os protocolos de LANs da família IEEE 802.

As LANs são freqüentemente interconectadas através de pontes (bridges) e roteadores (routers) para formarem grandes redes (CHAO et al., 1994). Pontes operam na subcamada MAC, portanto atuam no nível de enlace, e são populares porque requerem muito pouca configuração manual e são transparentes para o usuário. As pontes interconectam múltiplos segmentos de LANs, dando a impressão

de uma única LAN para o usuário, realizando a repetição somente de pacotes de dados que se destinam às redes que elas interligam ou que devem passar pelas redes que elas interligam para alcançar seu destino final. Ela realiza esta função através da associação de endereços MAC dos hosts a ela conectados com suas portas de saída. A figura 11.2 exemplifica a função realizada pelas pontes. Nesta figura, a ponte P1 tem que aprender que o endereço MAC dos hosts A, B e C estão associados com uma de suas portas, enquanto que os endereços MAC dos hosts D, E, F e G da ponte P2 e do roteador estão associados com outras portas.

Os gateways (ou roteadores) operam na camada de rede, mas suportam somente um conjunto finito de protocolos de camada de rede (nem todos os protocolos em uso comercial são roteáveis). Eles oferecem um maior controle, melhor facilidade de gerenciamento e podem ser usados para construir redes muito maiores do que as pontes podem realizar. A Internet, por exemplo, é uma coleção de LANs/MANs que são interconectadas através de roteadores ou gateways.

Uma ponte transparente (estas pontes operam abaixo da interface definida pelo serviço MAC, a origem do seu nome se deve ao fato de que as LANs interconectadas por elas não sofrem nenhuma modificação) é definida em duas formas: local e remota como visto na figura 11.2. A ponte local interconecta LANs ligando-as diretamente às suas portas. Pontes remotas conectam LANs através de um meio de interconexão diferente de IEEE 802, tipicamente uma WAN (por exemplo, X.25, Frame Relay ou linhas privadas E1). Uma ponte remota possui a função adicional de realizar a conversão de meio de transmissão, através do encapsulamento de cada pacote proveniente da LAN de origem, dentro de específico protocolo do meio de interconexão. O pacote proveniente da LAN de origem e encapsulado pelo protocolo do meio de interconexão, ao chegar na ponte remota da LAN de destino, sofre uma operação inversa de desencapsulamento. A comunicação entre estações conectadas diretamente ao meio de interconexão e uma estação ligada à uma LAN não é possível (por exemplo a interconexão do host A com o host I da figura 11.2), a não ser que, primeiro os pacotes passem pelo protocolo de encapsulamento de ponte (NEWMAN, 1994).

Porém, a comunicação direta entre estações ligadas à uma LAN e estações ligadas ao meio de interconexão é possível através da utilização de uma interface ATM ligada diretamente à camada de transporte ou camada de rede do modelo OSI. Entretanto, há muitos protocolos de camada de rede e cada um poderia ter que

implementar uma interface ATM individualmente. Portanto, para oferecer uma compatibilidade geral independente da camada de rede e da pilha de protocolo de camadas mais altas, e para suportar uma ponte MAC transparente, é necessário que haja uma interface ATM para a subcamada MAC. Esta permitirá que a imensa herança de aplicações de LANs existentes migrem para ambientes ATM sem maiores transtornos. Este é o caminho adotado pela **LAN Emulation**.

Na implementação da **LAN Emulation**, uma subcamada MAC é desenvolvida para LANs ATM, a qual oferece o mesmo serviço MAC não orientado a conexão, tal como as subcamadas MAC IEEE 802 existentes. Também é desejável que exista a possibilidade de se realizar pontes na camada MAC (camada 2) entre estações ligadas diretamente à LAN ATM e estações ligadas à LAN IEEE 802. Tais pontes oferecem uma ponte local transparente, e são possíveis através da implementação da MAC ATM.

Como já foi dito, uma das alternativas possíveis para LAN ATM é a solução de LAN Emulation que possui uma versão desenvolvida pelo ATM Fórum, a qual oferece um serviço não orientado a conexão na subcamada MAC. Portanto a idéia básica de emulação de LAN é fazer um sistema final ATM parecer para a rede como um típico sistema final LAN IEEE 802. Isto é alcançado através da implementação desta subcamada MAC especializada e feita especificamente para ATM.

Com relação à interconexão de IP e outros protocolos da camada de rede com uma LAN ATM o modo ATM pode ser configurado ou como um protocolo MAC abaixo da camada de rede ou como um separado protocolo da camada de enlace. O modo utilizando uma subcamada MAC é a idéia chave da LAN Emulation e possibilita que o IP e outros protocolos de rede sejam implementados diretamente sobre ATM, além de permitir comutadores ATM serem interconectados transparentemente com protocolos LAN da família IEEE 802 e será discutido na seção 11.5 deste capítulo (CHAO et al., 1994). A outra implementação do modo ATM como um separado protocolo da camada de enlace é o caminho seguido pelo "classical IP over ATM". Este caminho é ligeiramente diferente da proposta do ATM Forum (VICKERS & SUDA, 1994). Ao invés de mapear endereços MAC das estações em endereços ATM, este caminho fornece a ilusão de existirem sub-redes lógicas IP (Logical IP Subnetworks - LIS). À uma sub-rede IP estão associadas várias estações com o mesmo endereço IP e deste modo, o mapeamento é feito entre endereços IP e endereços ATM. Esta implementação consiste em encapsular quadros

IP com cabeçalhos LLC IEEE 802.2 e SNAP IEEE 802.1a. Os quadros IP encapsulados são então encaminhados para a subcamada de convergência da camada de adaptação ATM (AAL 5), onde recebem um PAD e um trailer, sendo a partir daí denominados de CPCS-PDUs. A CPCS-PDU é enviada para SAR que realiza sua segmentação em pacotes de 48 octetos e entrega-os à camada ATM. A camada ATM encapsula-os com um cabeçalho de 5 octetos, montando assim a célula ATM. A resolução de endereço no modelo IETF de serviço não orientado a conexão é alcançado através do uso de servidores ARP localizados em cada sub-rede IP. A interconexão de redes ATM isoladas é realizada através do uso de roteadores IP. A implementação deste caminho será discutida na seção 11.6 deste capítulo.

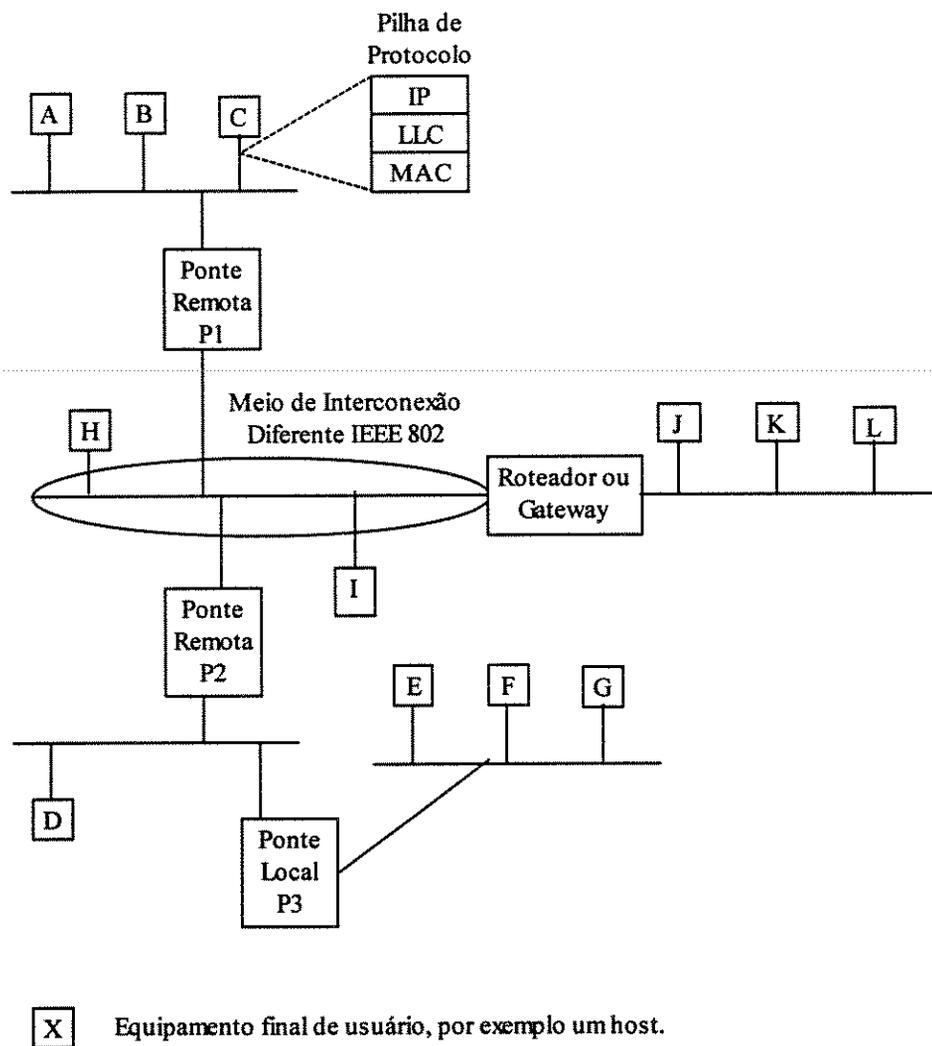


Figura 11.2: Exemplo de uma rede WAN interconectando vários segmentos de LANs (da família IEEE 802) através de Pontes Remotas e Gateways.

Vamos analisar na seção seguinte a proposta do ITU-T, a CBDS, que é muito semelhante ao serviço SMDS e que é bastante adequada à transmissão do tráfego não orientado a conexão em ambientes de redes ATM de área larga.

11.3 - IMPLEMENTAÇÃO DE SERVIÇOS DE DADOS BANDA LARGA NÃO ORIENTADOS A CONEXÃO (CBDS)

O ITU-T recomenda dois caminhos gerais para oferecer serviço não orientado a conexão em rede ATM: **caminho indireto** e o **caminho direto** (ITU-T, 1993c) (ITU-T, 1993h). Em ambos os casos o ITU-T, especificou o fornecimento de serviço não orientado a conexão na interface usuário rede (UNI).

No **caminho indireto**, o serviço não orientado a conexão é oferecido pela rede através do uso de conexões virtuais (PVCs ou SVCs) estabelecidas entre cada par de unidades de interoperação (InterWorking Units - IWUs) que podem ser, por exemplo, pontes ou roteadores. Uma IWU realiza a interface entre uma rede de área local (LAN) não orientada a conexão e uma rede de área larga ATM (Wide Area ATM Network - WAAN), portanto o serviço não orientado a conexão em conjunto com a associada entidade da camada ATM, são instalados fora da B-ISDN. Conexões virtuais ATM (permanentes, reservada ou sob demanda) são estabelecidas ligando uma IWU à outra, ou seja, são estabelecidas entre interfaces B-ISDN (nas UNIs) transparentemente. Todas as funções relacionadas ao serviço não orientado a conexão são realizadas fora da B-ISDN, que serve apenas como rede de transporte, estabelecendo as necessárias conexões virtuais entre as IWUs, geograficamente distantes.

Este modo de operação é somente apropriado em dois casos, quando a rede não suporta sinalização e quando o número de pontos finais de conexão são pequenos. À medida que o número de pontos finais vão crescendo (isto é, o número de IWUs que necessitam se interconectar vão aumentando), vai se formando uma densa malha de conexões dentro da rede como visto na figura 11.3 (esta topologia de rede é denominada de malha completa, vide figura 11.7 [a]). Portanto o grau de conectividade imposto pelo caminho indireto torna-se inviável, quando muitos pontos finais precisam se interconectar. Tais conexões podem ser estabelecidas todas de uma

vez, usando conexões virtuais permanentes ou semi-permanentes (PVCs) ou elas podem ser estabelecidas quando necessário e desativadas durante períodos livres se conexões virtuais comutadas (SVCs) são utilizadas.

Percebe-se aqui que este caminho impõe certas limitações. Por exemplo, ele impõe uma restrição substancial da largura de banda disponível para o tráfego não orientado a conexão e, portanto, a promessa de ATM de fornecer grandes capacidades de largura de banda não é atendida para o tráfego não orientado a conexão. Além disto o roteamento do tráfego não orientado a conexão é realizado pelas IWUs e não pela rede ATM.

Um ponto importante a ser destacado com relação ao caminho indireto, diz respeito à **utilização de PVC ou SVC** para as conexões estabelecidas entre as IWUs. Há um importante compromisso entre o uso de PVC ou SVC para o fornecimento de serviço não orientado a conexão (VICKERS & SUDA, 1994). A utilização de SVC, implica em um estabelecimento de conexão para cada transmissão de dados e posterior desativação da mesma, intuitivamente podemos perceber que este procedimento sobrecarrega o serviço de sinalização além de introduzir overheads devido às mensagens de sinalização necessárias para a ativação/desativação das conexões (principalmente em ambientes WAN). Outro fator crítico está relacionado ao atraso devido ao tempo de espera para o estabelecimento da conexão antes da transmissão da mensagem, com consequência direta nas unidades de inter-operação (IWUs) que tornam-se responsável pelo armazenamento de pacotes, enquanto as conexões entre as IWUs estão sendo estabelecidas. Por outro lado, SVC é mais escalável que PVC desde que, conexões não são mantidas quando não há dados a transmitir, portanto a utilização dos recursos da rede (por exemplo, largura de banda, etc.) é mais eficiente.

Com relação ao uso de PVCs, este é mais vantajoso em ambientes ATM onde o número de LANs conectadas é pequeno o suficiente para permitir uma malha interconectada completamente. As PVCs apresentam vantagens em relação aos atrasos relacionados com estabelecimento de conexões, que neste caso são completamente evitados. Porém existe uma grande dificuldade em dimensionar a largura de banda alocada para a conexão PVC. Vejamos, se a quantidade de largura de banda alocada for muito grande, esta permanecerá sub-utilizada pelos usuários do serviço não orientado à conexão por longos períodos de tempo e em contra partida, se uma quantidade muito pequena de largura de banda é alocada para a conexão, grandes

atrasos e taxas de perda de quadros podem ocorrer. Portanto, a escolha de SVCs ou PVCs envolvem compromissos que dependem do tamanho da rede, da característica de tráfego do usuário e dos requisitos de QoS.

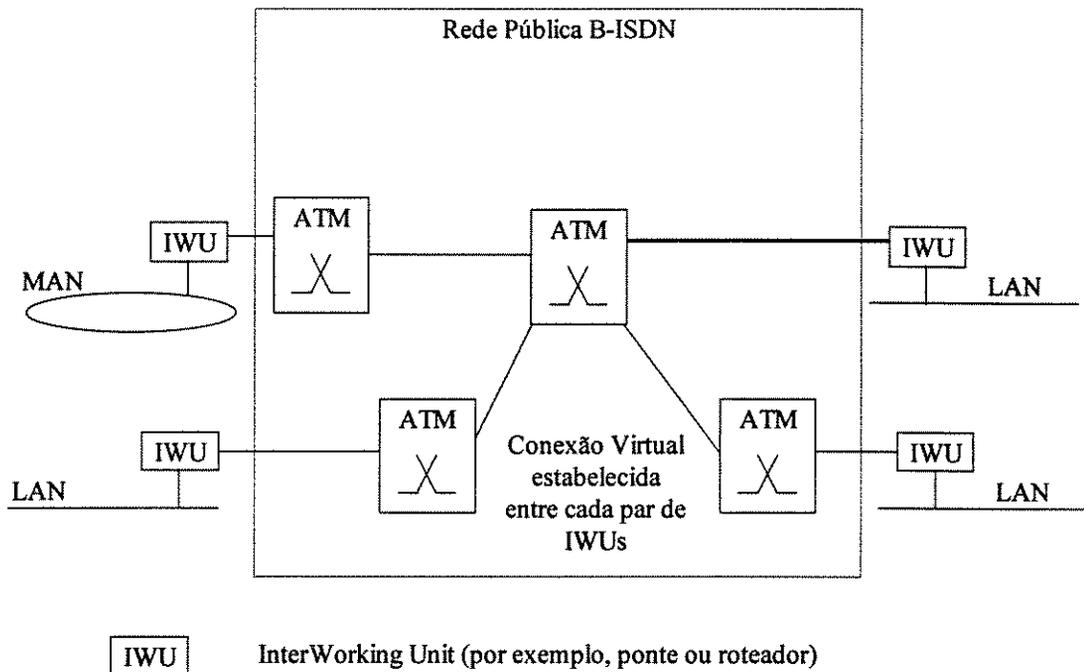


Figura 11.3: Ilustra o caminho indireto para serviço não orientado a conexão.

A discussão feita até aqui para o caminho indireto, considerou a transmissão de dados não orientados a conexão, através de uma rede ATM de área larga. A seguir vamos considerar a utilização do caminho indireto em ambientes LANs ATM.

Em ambientes de LAN ATM, tem sido proposto um serviço ABR, no sentido de evitar os problemas de alocação de banda em VCCs. A capacidade de transferência ATM utilizando Taxa de Bit Disponível foi discutida no capítulo 7 (e no capítulo 9, seção 9.5). Este tipo de serviço é mais difícil de ser implementado em uma WAN ATM, devido ao mecanismo de feedback que este utiliza em sua operação, visto que, estas redes envolvem grandes distâncias e conseqüentes atrasos de propagação, os quais são críticos para os mecanismos de feedback, utilizados pelo ABR. Este tipo de serviço se prevalece do princípio fundamental da comutação ATM, que é a utilização de uma conexão que possui flexibilidade em termos de recursos da rede associados a ela (por exemplo, largura de banda e buffers). Uma conexão ATM utilizando a

capacidade de transferência ABR pode alterar os recursos a ela associados em função de suas necessidades de tráfego. Portanto torna-se possível ter um grande número de conexões virtuais inativas, estabelecidas na rede. Esta situação era insustentável nas antigas redes orientadas a pacotes, tal como X.25, onde a cada conexão estabelecida estava associado de modo fixo os recursos da rede por ela utilizados. Intuitivamente podemos pensar em uma rede local ATM, oferecendo serviços de dados, na qual, a distinção entre uma implementação orientada a conexão e uma não orientada a conexão está perdendo o significado.

As variantes do caminho indireto para ambientes LAN ATM estão sendo adotadas por ambos ATM Fórum e IETF de IP sobre ATM Work Group. Ambas aparecem como soluções para ambientes locais ATM e na Internet.

Como comentado anteriormente os operadores públicos, devido ao seus desejos de controlar o impacto das rajadas de tráfegos de dados de LANs/MANs em suas redes e para suportar a interconexão de LAN/MAN nestes ambientes área larga (Wide Area), estão centrando os seus interesses sobre o fornecimento de serviço não orientado a conexão usando um outro caminho: o caminho direto.

No **caminho direto** a função de serviço não orientado a conexão é realizada através do uso de Servidores de Serviço Não Orientados a Conexão (Connectionless Service Function - CLSF) que são instalados dentro da B-ISDN e de unidades de interoperação (IWUs) que realizam a interface entre as redes, como mostrado na figura 11.4. As IWUs, conectam redes não orientadas a conexão à rede ATM, e simplesmente encaminham os dados não orientados a conexão após segmentá-los ou remontá-los (VICKERS & SUDA, 1994). As IWUs, diferentemente do caminho indireto, não realizam decisões de roteamento através da rede ATM, o roteamento é realizado pelos nós da rede ATM em conjunto com os servidores CL. Os servidores de serviços não orientados à conexão que operam na rede ATM podem ser instalados em qualquer nó ATM (comutador ou cross-connect) e são normalmente **interconectados por PVCs** para reduzir o atraso no estabelecimento da conexão (KAVAK, 1995). Portanto uma rede virtual interligando os servidores dentro da rede ATM e interligando servidores com os IWUs localizados nas UNIs, realizam a transmissão dos dados não orientados a conexão. Esta "**Rede de Cobertura Virtual**" interligando vários servidores CLs, pode ser formada por várias conexões VP (cada VPC com diferentes QoS associadas). A título de ilustração, vamos considerar o seguinte exemplo; um usuário não orientado a conexão envia seus dados para uma

IWU que encaminha-os para o servidor CL mais próximo. O servidor CL encaminha os dados para o usuário de destino possivelmente através de outros servidores CL. Cada servidor é responsável por realizar as decisões de roteamento que determinam o salto para o próximo servidor ou IWU de modo que as células ou pacotes sejam encaminhadas para o destino final.

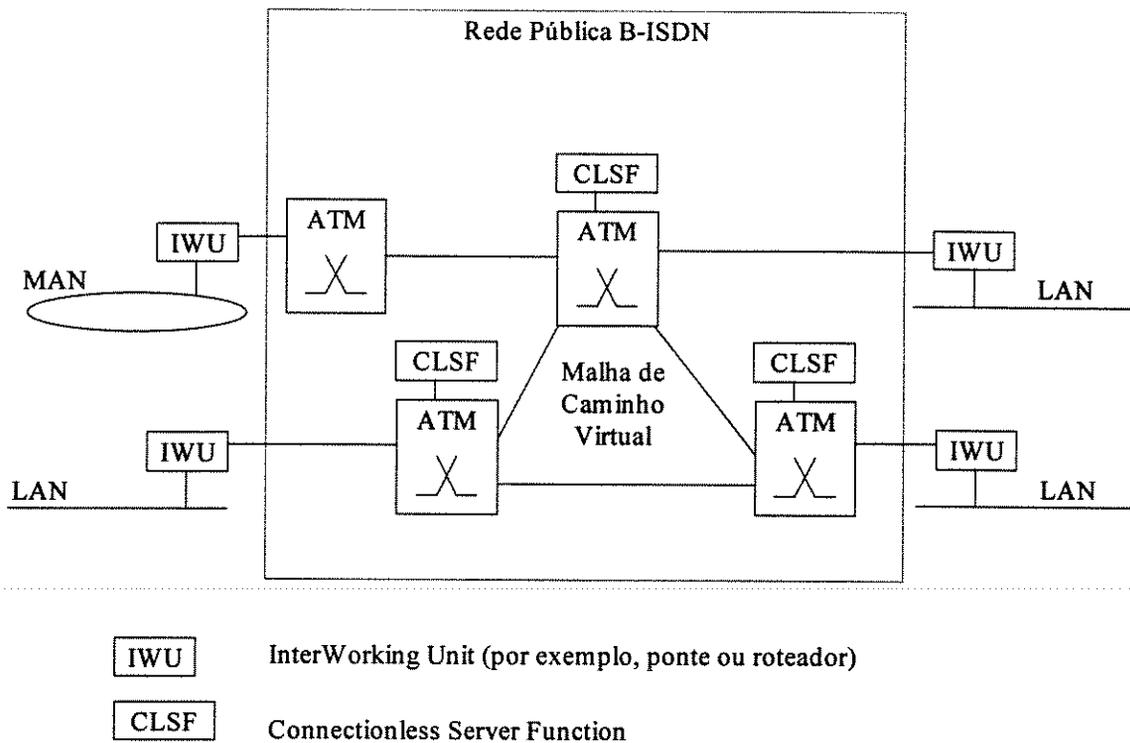


Figura 11.4: Ilustra o caminho direto para serviço não orientado a conexão.

Pode-se perceber claramente, que a utilização de servidores CL inseridos na rede ATM, reduzirão o número de conexões VPs se comparado com o serviço indireto, que utiliza uma topologia de malha completa de VPs. Esta abordagem com servidor CL, propicia a concentração do tráfego não orientado a conexão em poucos Caminhos Virtuais (VPs). A interligação dos servidores CL pode ser implementada por meio de várias topologias, por exemplo, topologia arbitrária, hierarquia de árvore, em anel, etc (VICKERS & SUDA, 1994). Devido à característica deste tráfego ser em rajadas, torna-se possível a realização de multiplexação estatística, várias fontes poderão ocupar o mesmo caminho virtual e como consequência disto a explosividade na conexão pode ser reduzida. Além disto, cada ponto final (por exemplo, IWU ou

um usuário isolado) necessita de estabelecer somente uma conexão, o que não acontece com a abordagem indireta.

A arquitetura de protocolo do caminho direto, consoante a Rec. I.364 (ITU-T, 1993h), utilizado para os serviços não orientados a conexão é mostrada na figura 11.5. Nas IWUs, o protocolo de acesso à rede não orientada a conexão (Connectionless Network Access Protocol - CLNAP) encapsula datagramas antes de entregá-los para a camada de adaptação ATM. O formato do quadro CLNAP especificado na recomendação I.364 (ITU-T, 1993h), é quase idêntico ao formato MAC PDU do DQDB e pode conter até 9188 octetos para informação do usuário. Uma vez que o quadro CLNAP-PDU tenha sido gerado ele contém o endereço de destino e do remetente localizado no início do quadro. O quadro CLNAP-PDU é mapeado em um serviço ATM orientado a conexão através de uma entidade da AAL3/4 (obs: a utilização da camada AAL5 está em estudo). Neste mapeamento realizado pela entidade da AAL3/4, a subcamada de convergência é responsável por realizar o encapsulamento do quadro CLNAP-PDU. Posteriormente, o quadro CLNAP encapsulado pela subcamada CPCS, é segmentado em segmentos de 44 octetos, pela subcamada SAR da AAL3/4, que encapsula cada segmento com cabeçalho e cauda (2 octetos para o cabeçalho e 2 octetos para cauda), e então entrega os segmentos para a camada ATM que os encapsula com um cabeçalho de 5 octetos, compondo as células para transmissão através da rede ATM. Na recepção a camada ATM encaminha as SAR-PDU para a AAL, que verifica o campo ST. Se o campo ST da célula recebida for ST=BOM, então trata-se de início de mensagem, a qual contém o endereço de destino. A operação de roteamento é realizada com base no endereço de destino contido na célula BOM. Após o recebimento de uma célula ST=BOM, a SAR de destino inicia a remontagem de um novo quadro CLNAP-PDU, associando-o ao valor do campo MID contido nesta célula. À medida que as SAR-PDUs vão sendo recebidas a camada AAL verifica se são ST=COM ou ST=EOM, e neste caso inspeciona o campo MID para associá-las à algum quadro CLNAP-PDU já iniciado por uma célula ST=BOM. Caso a AAL não encontre nenhuma montagem de quadro CLNAP iniciada, com o respectivo valor de MID contido na SAR-PDU recebida, é porque a respectiva célula com ST=BOM não foi recebida e perdas de células são detectadas neste caso. SAR-PDUs recebidas com ST=EOM indicam que a montagem do quadro CLNAP foi concluída, o que provoca a entrega do quadro remontado à camada CLNAP. Portanto, os quadros CLNAP após remontados completamente pela AAL, são

encaminhados um a um para a camada CLNAP. Este método de encaminhamento baseado na remontagem inteira do quadro CLNAP é denominado “Frame-Based Forwarding”.

Na interface nó rede (NNI), os quadros CLNAP são encapsulados com cabeçalho de 4 octetos pelo protocolo de interface de rede não orientada a conexão (Connectionless Network Interface Protocol - CLNIP). Este procedimento é realizado pela entidade de mapeamento (Mapping Entity - ME) localizada no servidor CL, que é responsável por realizar o necessário encapsulamento dos quadros CLNAP nos quadros CLNIP. Posteriormente no destino, a ME executa o processo inverso realizando o desencapsulamento dos mesmos. Quando as células chegam na IWU de destino, elas são remontadas em datagramas que são liberados para o sistema final apropriado.

No processo discutido acima, quando os quadros CNAP-PDU são remontados um por vez, a camada CLNAP realiza o tratamento de um quadro por vez, neste caso a camada de adaptação AAL5 poderia ser usada, pois não há muito ganho com a multiplexação introduzida pela AAL3/4 através do campo MID. Esta é uma dentre as duas maneiras que o servidor CL pode transmitir dados não orientados a conexão (FIORETTO et al., 1991). Este caminho que realiza o roteamento (o roteamento é baseado na informação de endereço E.164 contida no cabeçalho da CLNAP-PDU) após a remontagem inteira do quadro CLNAP, como comentado é denominado método de encaminhamento baseado em quadro (Frame-Based Forwarding) (BOX et al., 1993). A implementação deste método associado com a camada AAL5 é um forte candidato para interconexão de LANs ATM, porque isto possibilitará uma interoperação mais eficiente com outros serviços de comunicações de dados (tais como, Frame Relay, IP over ATM e LAN Emulation), do que com a camada AAL3/4, pois estes serviços são todos projetados no topo da camada AAL5 (a proposta para a utilização da camada AAL5, está em estudo, e até a presente data não foi concluído) (KAVAK, 1995).

A outra maneira do servidor CL realizar a transmissão é através do método baseado na célula (Cell-Based Forwarding). Este caminho necessariamente utiliza a camada de adaptação AAL3/4, pois quando a primeira célula pertencente a um quadro chega no servidor CL, ele examina os valores do campo VPI/VCI do cabeçalho da célula e o campo MID da SAR-PDU, para realizar o roteamento, armazenado esta informação, de modo que as próximas células que chegam com os mesmos

identificadores (VPI/VCI e MID) são transmitidas logo após a sua chegada (VICKERS & SUDA, 1994). Percebe-se que o roteamento neste caso é baseado nas informações contidas nas células ATM e não é realizado a remontagem do quadro CLNAP nos nós intermediários. Os servidores CL que utilizarem este procedimento, precisam realizar o cheque de identificadores no tempo de transmissão da célula para manter o fluxo do tráfego. Neste caso a utilização de circuitos digitais operando em paralelo e com alto tempo de resposta é obrigatório. Clarificando o que se quer dizer com tempo de transmissão da célula, consideremos uma taxa de transmissão de $155,52 \times 10^6$ bits/s, uma célula possui $53 \times 8 = 424$ bits, portanto $424 \text{ bits} \div 155,52 \text{ bits/s} = 2,7 \mu$ que é o tempo que a célula precisa ser processada e transmitida, o qual torna-se mais crítico a medida que a taxa de transmissão aumenta. Em um raciocínio análogo para 622,08 Mbits/s, este tempo é de 680 ns.

Em ambos procedimentos descritos acima, o roteamento e endereçamento de pacotes CBDS de comprimentos variáveis, são transferidos de uma fonte para um ou mais destinos sem um explícito estabelecimento de qualquer conexão ATM pelo usuário, ou seja de forma transparente para o usuário.

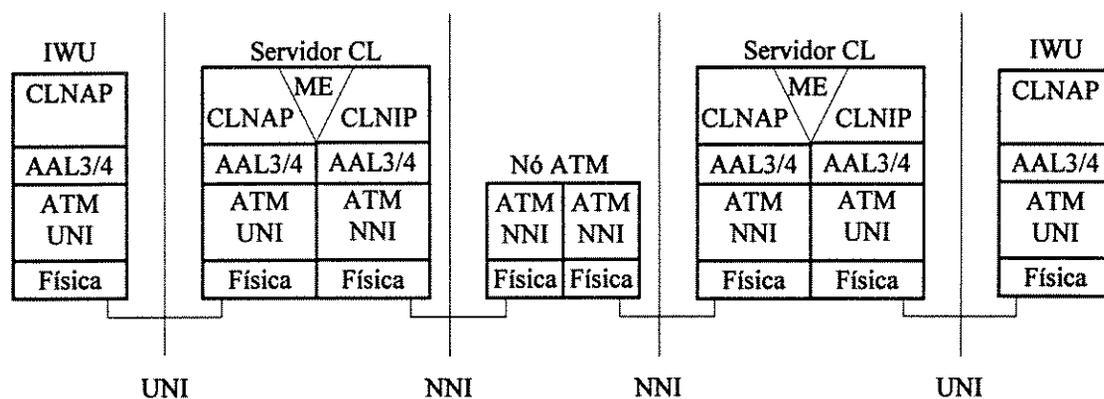


Figura 11.5: Ilustra a arquitetura do protocolo do serviço não orientado a conexão usando servidor CL.

Na sua forma mais simples um servidor de serviço não orientado a conexão (CLS) é um comutador de pacotes ligado a um comutador ATM. Os servidores CL realizam o roteamento de quadros através de conexões ATM, operando sobre o

serviço oferecido pela camada AAL3/4 (as propostas para utilização da AAL5 estão em fase de amadurecimento) e implementam um nível a mais de comutação. Todos canais virtuais transportando tráfego que necessitam de um serviço de comutação não orientado a conexão são encaminhados pelo comutador ATM para o servidor de serviço não orientado a conexão (CLSF). E como vimos, os servidores CL são interconectados por caminhos virtuais através de comutadores ATM para formar uma **“Rede de Cobertura Virtual”**, conforme ilustrado na figura 11.4.

Outro ponto importante a ser considerado, diz respeito à localização dos servidores de serviço não orientado a conexão e as topologias para interconectá-los. Segundo a Rec. I.364 (ITU-T, 1993h), existem duas alternativas com respeito ao modo que o CLSF pode ser introduzido na rede ATM. Uma delas é implementá-lo de modo integrado ao comutador ATM (chamada opção A na recomendação I.364). A outra é implementá-lo como uma unidade servidora conectada externamente ao comutador ATM (opção B). A opção B é referida na literatura como “estar só” (stand alone), o servidor CL é interligado ao comutador ATM através de feixes de dados não orientados a conexão. A principal desvantagem deste método é que as células que chegam ao servidor CL, são processadas e após o processamento terminar elas retornam para os comutadores ATM de onde vieram. O modelo de um servidor stand alone é ilustrado na figura 11.6a. O ponto favorável do caminho stand alone é a sua flexibilidade, o projetista da rede pode adicionar facilmente servidores aos nós de comutação da rede ATM. Entretanto, este caminho impõe longos atrasos sobre tráfego não orientado a conexão, porque o tráfego é roteado através dos dois comutadores.

A opção do CLSF integrado internamente ao comutador ATM é ilustrada na figura 11.6b, as células contendo dados não orientados à conexão (identificadas por exemplo, por um especificado valor de VPI ou pelo bit CLP=1) são encaminhadas para o componente de serviço não orientado a conexão do comutador ATM, onde são então processadas e transmitidas na apropriada porta de saída do comutador. Este caminho é atrativo, pois apresenta uma melhor performance em relação ao “stand alone” mas necessita que os fabricantes de equipamentos ATM de área larga (WAN) implementem esta função de serviço de dados não orientados a conexão em seus comutadores, além de ser menos flexível.

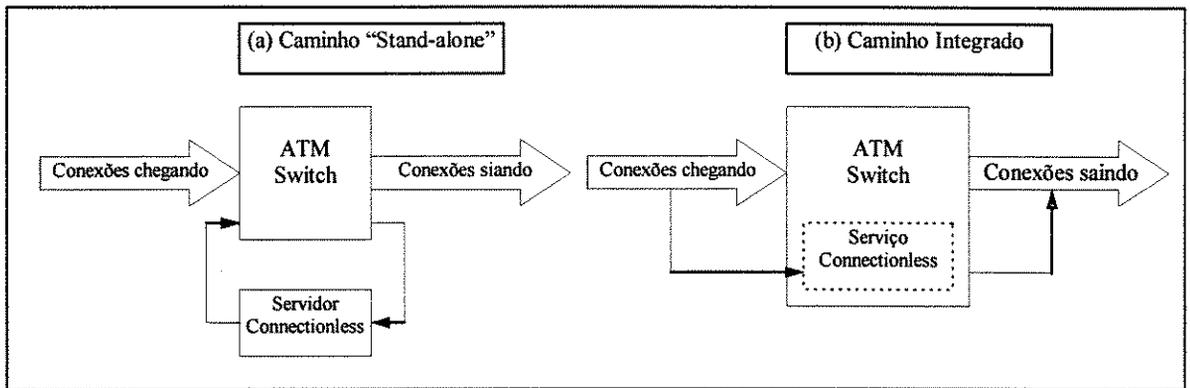


Figura 11.6: Servidores de serviço não orientado a conexões integrado e "stand-alone".

Um aspecto chave com relação ao caminho direto é o planejamento adequado da "**Rede de Cobertura Virtual**" que necessita de um trabalho de engenharia no sentido de determinar os Nós da rede ATM que suportarão a Função de Serviço Não Orientado a Conexão (CLSF) e também a topologia adequada da rede de cobertura virtual. A equalização destes dois problemas influenciará decisivamente na performance alcançada para o tráfego não orientado a conexão (VICKERS & SUDA, 1994). Uma recomendação é colocá-los em cada comutador ATM que esteja ligado diretamente à IWU, o que é bastante intuitivo. Isto facilita o gerenciamento do serviço não orientado a conexão, desde que o exame dos endereços e o cálculo da tarifa serão feitos provavelmente no comutador. Entretanto, colocar os servidores de serviços não orientados à conexão mais centralizados pode reduzir o número de servidores necessários.

O outro aspecto crucial em termos de performance é a topologia de uma "**Rede de Cobertura Virtual**". Basicamente cinco topologias têm sido propostas: malha completa, conexões arbitrárias, topologia de hierarquia em árvore, topologia de hierarquia em árvore particionada e topologia em anel. A figura 11.7 mostra todas alternativas propostas (MURAKAMI et al., 1991) (YAMAZAKI et al., 1993).

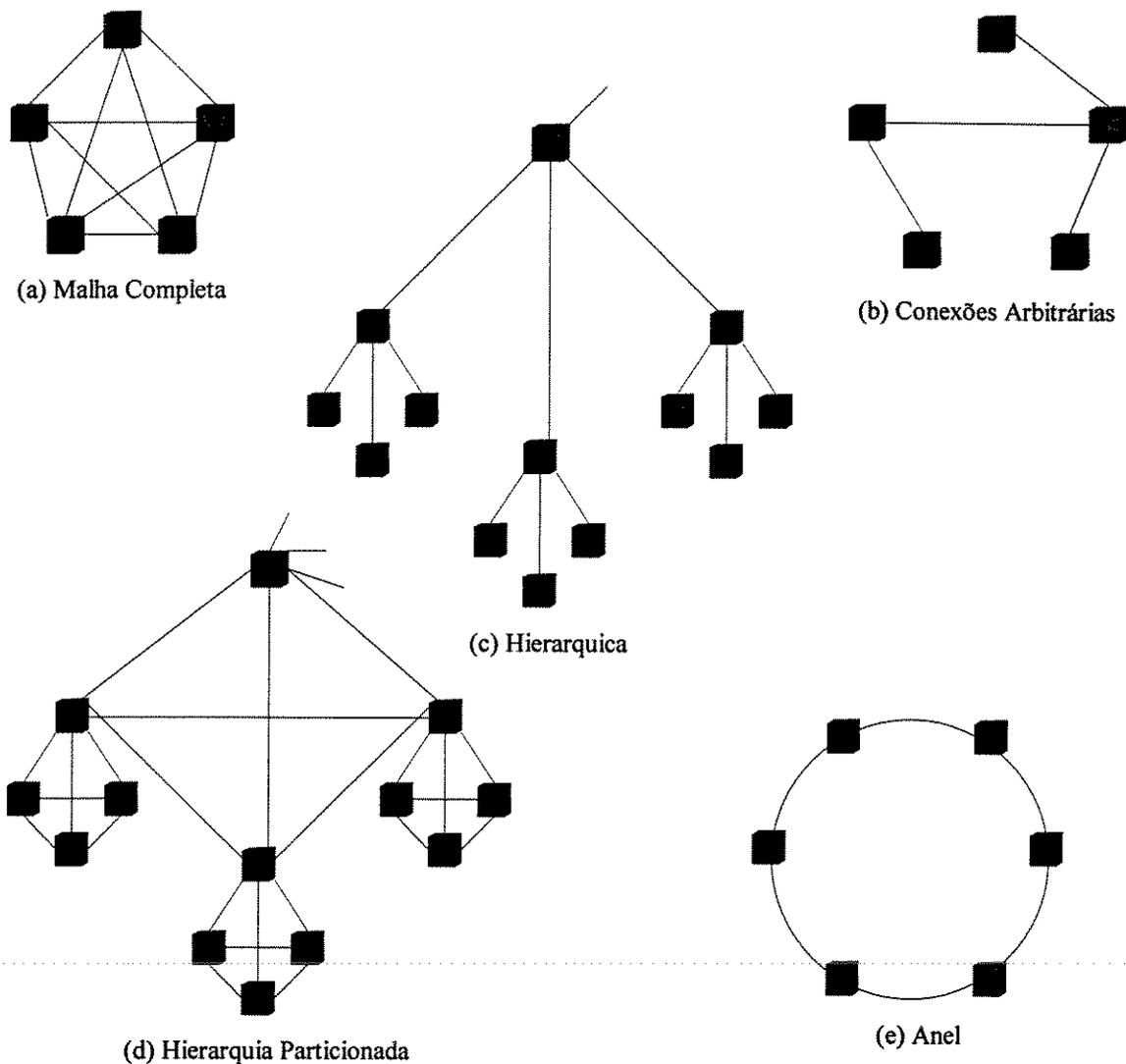


Figura 11.7: Topologia de redes com servidores de serviço não orientado a conexão.

A malha completa é talvez a topologia mais intuitiva onde todos os servidores CL são interligados dois a dois entre si através de uma conexão virtual dedicada. Como comentamos anteriormente, esta é a topologia mais adequada para o caminho indireto e portanto, propícia para ambientes de redes públicas ou privadas em que o número de sistemas finais envolvidos é relativamente pequeno, o que conduz a utilização de um número reduzido de servidores CL. Entretanto, para redes públicas ATM de área larga (WAN) este método de malha é problemático.

O método de interconexão arbitrária de servidores é uma simplificação da topologia de malha completa, este limita o número de conexões entre os servidores CL, através estabelecimento de conexões arbitrárias. Cada servidor CL é conectado arbitrariamente à um ou mais servidores na rede, portanto caminhos alternativos

existem e podem ser utilizados em caso de falhas ou congestionamentos. Esta topologia tem a vantagem que as tabelas de roteamento são menores do que na topologia de malha completa.

A topologia de hierarquia em árvore é apresentada na figura 11.7c. A operação de roteamento é realizada em níveis hierárquicos da árvore, o que a torna bastante atrativa para sistemas de endereçamento como o E.164, ou seja, cada nível da árvore pode realizar sua operação de roteamento em diferentes partes do endereço de destino E.164. O problema referente a esta topologia é que os servidores próximos à origem da árvore podem tornar-se congestionados a medida que as comunicações através das sub-árvores aumentam.

Uma alternativa para contornar os problemas relacionados ao congestionamento é utilizar a topologia de hierarquia em árvore particionada, como visto na figura 11.7d. Cada nível da hierarquia é particionado em vários grupos de servidores CL, cada um dos quais é capaz de se comunicar diretamente com qualquer outro servidor de seu grupo. Formando assim a idéia de um servidor CL pai ao qual estão ligados servidores CL filhos e que por sua vez um destes servidores filhos é designado como pai de outros servidores CL filhos. Se o número de servidores em cada partição é mantido baixo, as tabelas de roteamento permanecem relativamente pequenas.

Outra topologia proposta é a de anel, mostrada na figura 11.7e. Esta apresenta-se como um caso inverso ao da topologia de malha completa, no sentido de que esta topologia procura diminuir ao máximo o número de conexões virtuais. O principal benefício desta topologia é a redução na complexidade dos algoritmos de roteamento. Células são simplesmente encaminhadas ao longo de rotas fixas entre servidores e copiadas pelas IWUs apropriadas no destino. Entretanto em redes muito grandes, geograficamente distribuídas, o número elevado de Comutadores pelos quais a mensagem tem que passar até que chegue ao destino final, poderá causar um retardo de transferência intolerável (atraso no processamento nos nós e atraso na transmissão).

Pelo o que foi exposto até aqui, o caminho direto possui características que o tornam mais atrativo para ambientes públicos de área larga (Wide Area) do que o caminho indireto. É claro, que o caminho direto também possui suas limitações. Por exemplo, servidores CL ou conexões de caminhos virtuais estabelecidas entre os servidores CL e que formam a “**Rede de Cobertura Virtual**” podem se tornar o

gargalo em termos de performance para o tráfego não orientado a conexão. A capacidade para realocar largura de banda da conexão entre servidores CL, pode melhorar a performance durante períodos de congestionamentos.

O caminho direto está especificado para utilizar AAL3/4, enquanto a comunidade LAN ATM tem decidido utilizar AAL5. Isto pode complicar a interoperabilidade entre LANs ATM e WANs ATM públicas (VICKERS & SUDA, 1994).

11.4 - RESOLUÇÃO DE ENDEREÇO PARA O SERVIÇO NÃO ORIENTADO A CONEXÃO EM REDES PÚBLICAS

A resolução de endereço para o tráfego não orientado a conexão através de uma rede ATM WAN é um ponto chave a ser considerado. Vamos considerar um exemplo comum, quando um host localizado em uma LAN, deseja estabelecer conexão com um outro host localizado em uma outra LAN geograficamente distante. A conexão deve ser estabelecida através de rede ATM WAN, que utiliza o caminho direto para realizar a transferência de tráfego não orientado a conexão. Vamos considerar o pior caso, que acontece quando a IWU na qual a LAN que contém o host que deseja estabelecer a conexão, não está inicialmente ciente da LAN na qual o outro host reside. A resolução de endereço precisa, portanto atuar para descobrir o endereço da IWU de destino para que a comunicação com o host de destino possa ocorrer.

Há dois métodos propostos para resolução de endereço que a IWU pode utilizar para descobrir o endereço da IWU de destino (VICKERS & SUDA, 1994). Um deles consiste na transmissão para todas IWUs presentes na rede ATM (broadcasting) do endereço do host de destino, portanto a IWU transmite para todas IWUs existentes na rede ATM um pedido de resolução de endereço (ARP). Quando as IWUs recebem o pedido, elas comparam o endereço de destino pedido com uma lista interna. Cada IWU após o recebimento do ARP checa sua lista interna que contém a relação dos últimos pedidos de ARP, se o endereço do host encontra-se na sua lista interna, significa que ele está conectado a uma rede local, que por sua vez está conectada a esta IWU. Então a IWU retorna seu próprio endereço ATM para a fonte do pedido ARP. Se o endereço não é encontrado na lista, então a IWU gera um pedido de ARP local em cada uma das LANs à ela conectada e determina se o host específico está conectado em algumas das LANs à ele associado. Este procedimento

é realizado em cada IWU conectada à rede ATM, e após o processo de ARP ser disparado a IWU que o gerou espera que a IWU que contém a LAN na qual o host de destino está conectado responda qual o seu endereço ATM. Esta técnica é similar ao protocolo de resolução de endereço (Address Resolution Protocol - ARP) normalmente usado em LANs e requer a existência de serviço ATM multitrajeto (multicast) (NEWMAN, 1994). ARP foi originalmente projetado para utilização em redes baseadas em um meio de transmissão compartilhado, porém se as redes ATM tiverem a capacidade de broadcast e multicast, os procedimentos de ARP podem ser facilmente introduzidos na rede ATM.

O outro método proposto consiste em um estabelecimento de uma base de dados de resolução de endereço distribuída na rede ATM. Este é o caminho que o IETF IP over ATM tem adotado (CHAO et al., 1994). Esta base de dados de resolução de endereços é implementada através de servidores ARP distribuídos pela rede ATM. Neste método, sempre que uma IWU interconecta-se inicialmente em uma rede ATM, esta atualiza o servidor ARP mais próximo com a lista de endereços host das LANs à ela conectada. Note que a funcionalidade deste tipo de resolução de endereço requer que cada IWU conheça o endereço de pelo menos um servidor ARP. Este método é eficiente mesmo quando uma grande quantidade de redes estão interconectadas.

Há um compromisso envolvido na utilização destas duas técnicas de resolução de endereço (VICKERS & SUDA, 1994). O primeiro método (multicast ARP) requer a transmissão de pacotes ARP para um grande número de IWUs, portanto introduz uma quantidade de tráfego extra na rede ATM (além do tráfego de informação e de controle). Esta técnica pode não ser muito eficiente em redes ATM de área larga (WAN), onde o número de IWUs pode ser elevado. O outro método que utiliza servidores ARP reduz a quantidade de tráfego necessária para realizar a resolução de endereço, mas transfere complexidade e necessidade de armazenamento para um ou mais servidores centrais. Este método é bem menos tolerante a falhas do que o seu concorrente, pois se um servidor estraga, toda sua base de informação pode perder-se, a menos que haja vários servidores ARP, o que aumenta os custos de implementação.

11.5 - EMULAÇÃO DE LAN

A maioria dos protocolos atualmente instalados em ambientes locais, baseiam-se nas facilidades oferecidas nas LANs, portanto para aproveitar esta gama de protocolos e aplicações existentes para as LANs é necessário definir um serviço ATM que emule os serviços destas LANs em um ambiente ATM sem contudo, alterar qualquer interface do equipamento terminal ATM. O serviço de LAN Emulation do ATM Fórum apresenta estes requisitos.

Os defensores de implantação da LAN Emulation definem alguns aspectos básicos que são vantajosos em relação ao seu conconcorrente, IP sobre ATM (IP over ATM). O mais óbvio está relacionado com o ambiente de mistura de protocolos presentes nas atuais redes, tais como, Internet Protocol IP, IPX, SNA/APPN, Apple Talk, NetBios e DECNet (FINN & MASON, 1996). Tendo em vista este misto de protocolos, uma solução que utiliza somente IP, não é útil em ambientes de produção. Um outro aspecto é que as redes ATM são interconectadas através de comutadores ATM, enquanto que os segmentos LANs são interconectados através de pontes e roteadores, portanto ATM precisa ser integrado com as atuais redes através de pontes e roteadores, o que torna-se possível através da LAN Emulation. LAN Emulation oferece uma funcionalidade básica para Ethernet e Token Ring, pelo custo de sacrificar algumas vantagens do ATM e umas poucas características de uma LAN. Uma LAN IEEE 802 (por exemplo, Ethernet, Token Ring, etc.) oferece um serviço MAC não orientado a conexão suportando um serviço broadcast e multicast, entre estações, que realizam o acesso ao meio físico de transmissão compartilhado (todo o pacote, unicast, multicast ou broadcast, é broadcast para todas as estações da rede que estão conectadas ao meio de transmissão compartilhado e cada estação filtra cada pacote que deseja receber) (KAVAK, 1995). Em contraste, ATM fornece um serviço de comunicações orientado a conexão baseado em um meio físico comutado ponto a ponto, que é denominado pela literatura de **NonBroadcast Multiple Access (NBMA)**. Portanto no serviço NBMA as mensagens são visíveis somente para o transmissor e para o receptor, envolvidos na comunicação estabelecida através de uma conexão ponto a ponto.

A idéia básica da LAN Emulation é a simulação do serviço broadcast das LANs atuais. Neste sentido, uma camada de protocolo emulando o serviço não orientado a conexão de uma LAN, precisa ser projetada acima da camada ATM de

adaptação (AAL). Esta camada é denominada de subcamada ATM MAC como visto na figura 11.8 (NEWMAN, 1994). Esta subcamada ATM MAC emula o serviço LAN por criar a aparência de um meio virtual partilhado.

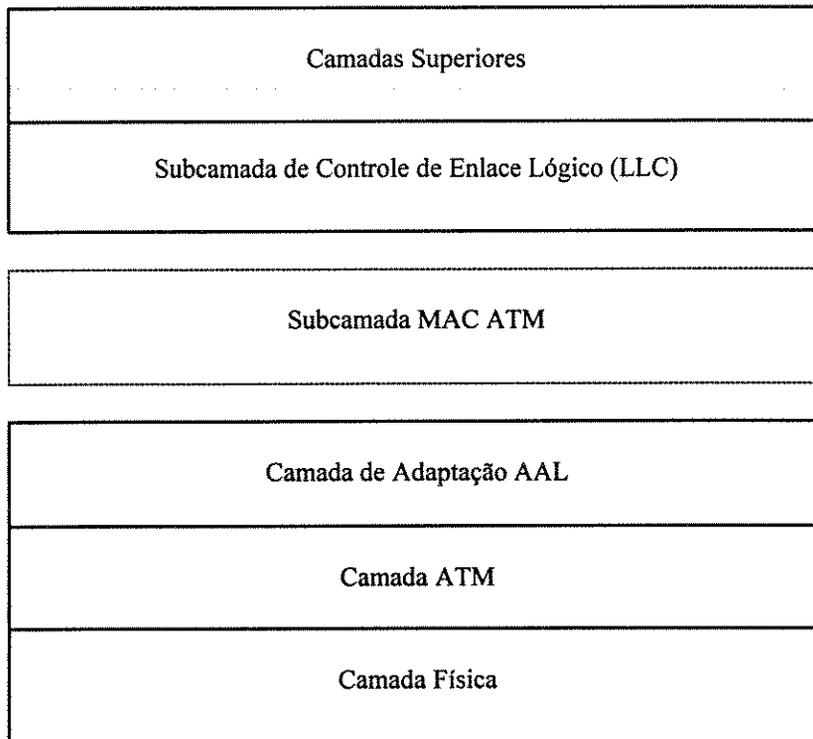


Figura 11.8: Ilustra a estrutura da pilha de protocolos com a utilização da subcamada ATM MAC em uma estação final.

Há vários possíveis modelos para Emulação de LAN. O modelo mais simples é denominado de “flooding forwarder” (FINN & MASON, 1996). Neste modelo um “encaminhador” (Forwarder), mantém conexão ponto multiponto estabelecida com todos os membros de uma LAN emulada. Portanto um segmento de LAN físico pode ser emulado conectando um grupo de estações terminais em uma rede ATM, através de uma conexão virtual multitrajeto, a qual emula um meio físico broadcast (transmissão por toda parte) de LAN IEEE 802. Qualquer estação terminal pode transmitir para o “encaminhador”, que então retransmite a mensagem para todas as outras estações terminais que estão no segmento LAN ATM, através de uma compartilhada conexão virtual ATM multitrajeto. A idéia por trás deste método é a de transformar ATM em uma LAN de rápido Broadcast, o que impõe uma grande quantidade de overhead sobre os sistemas finais, pelo fato de não utilizar a capacidade

ATM de transferir a mensagem através de um canal específico entre o transmissor e o receptor.

Porém o modelo proposto pelo ATM Fórum para Emulação de LAN apresenta uma solução geral, que utiliza pontes e roteadores e tenta manter a grande maioria do tráfego não orientado a conexão, presente na rede, através de conexões ponto a ponto entre o transmissor e o receptor. Este modelo será abordado ainda nesta seção. A figura 11.9 apresenta uma visão geral de um ambiente de LAN ATM com três comutadores locais. A idéia de segmento de LAN ATM é também apresentado nesta figura.

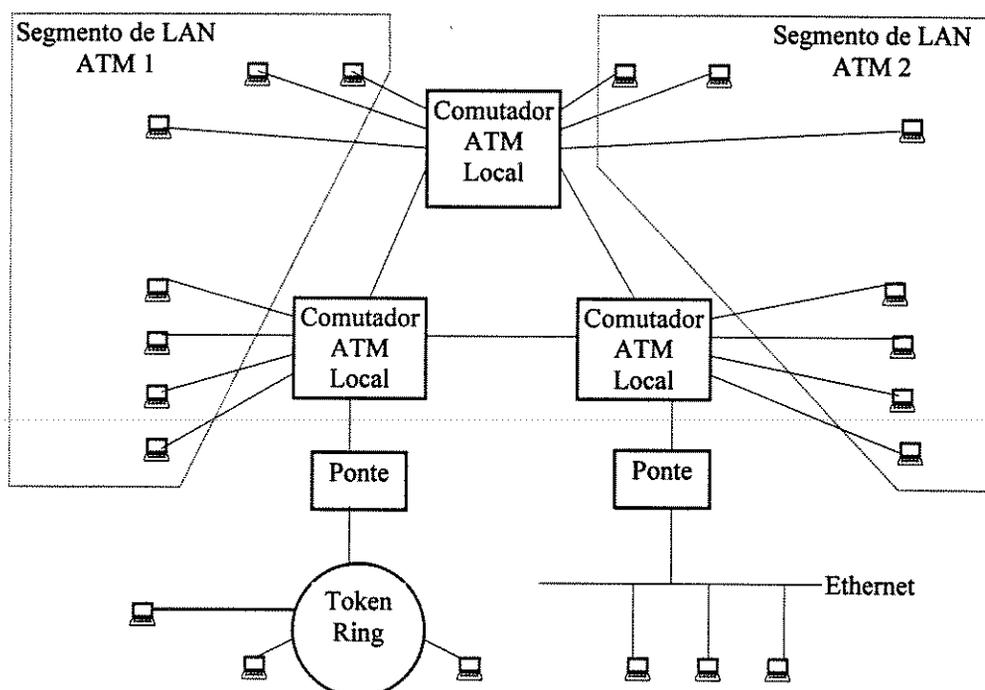


Figura 11.9: Ilustra a idéia de uma rede local ATM com segmentos LAN.

Nas atuais LANs IEEE 802, o número de participantes de um segmento de LAN individual é definido pela conexão física do meio físico compartilhado. Mas nas LANs ATM, o número de participantes de um segmento LAN ATM é definido pela conexão lógica para a conexão virtual ATM multitrajeto que emula o canal broadcast (que transmite para todas as partes) de um segmento LAN ATM (NEWMAN, 1994). A idéia de conexão lógica é claramente ilustrada na figura acima, onde estações terminais ATM pertencentes à diferentes segmentos LAN estão conectadas à um mesmo comutador ATM, portanto o número de participantes de um segmento LAN

ATM é definido logicamente ao invés de fisicamente como em LAN IEEE 802 (Ethernet e Token Ring). Isto oferece mobilidade do terminal e uma flexibilidade crescente no gerenciamento da rede e tem conduzido à utilização do termo “LAN virtual” para descrever um segmento de LAN ATM. A rede local ATM pode ser implementada por um único segmento de LAN ATM ou através de múltiplos segmentos de LANs. Os Segmentos de LAN ATM podem ser organizados ao longo de fronteiras de administração (por exemplo: estabelecimento de um segmento de LAN ATM para cada Departamento de uma Empresa) fornecendo um aumento de segurança através das fronteiras. Quando a divisão da rede local ATM é realizada através de segmentos LAN ATM (introduzindo a idéia de LAN virtual), o canal broadcast de cada segmento de LAN ATM é limitado para os membros daquele segmento, ou seja, o tráfego broadcast de um segmento LAN ATM não sairá além dos limites daquele segmento, a menos que, segmentos LAN ATM, sejam interconectados por uma ponte. O gerenciamento da configuração desta LAN VIRTUAL, pode ser estabelecido pelo gerente da rede local, que tem a capacidade de definir as estações terminais para cada segmento LAN.

11.5.1 - ENDEREÇAMENTO ENTRE A REDE ATM E UMA LAN

O formato de endereço das atuais LANs (por exemplo: Token Ring, FDDI, etc.) é baseado no número de série de fabricação, ou seja, o endereço MAC é definido pelo fabricante da interface de rede e é garantido ser globalmente único (KAVAK, 1995). Isto permite que a estação terminal seja relativamente móvel (elas podem se desconectar e reaparecer em diferentes localizações com bastante frequência), portanto o endereço MAC não reflete a topologia da rede, desde de que ele não faz alusão à localização da estação final. Porém os endereços ATM são hierárquicos, isto implica em uma necessidade de implementar uma função de resolução de endereço de modo à associar endereços LAN em endereços ATM em um ambiente de interoperação.

Esta diferença no procedimento de endereçamento adotado entre redes locais LAN e redes WAN é justificado. O uso direto do endereço MAC para comunicar com uma estação terminal é aceitável quando esta comunicação é realizada entre estações terminais pertencentes à um mesmo segmento LAN ou através de um limitado número de segmentos de LANs interconectados via pontes. Entretanto, redes

com muitas pontes tornam-se mais difíceis de serem gerenciadas e introduzem excessivos tráfegos broadcast (transmissão para todas estações da rede) na tentativa de localização de estações finais (NEWMAN, 1994). O espaço de endereço de uma rede grande, (por exemplo, uma WAN ATM) é organizado hierarquicamente (um exemplo de endereço hierárquico é o de uma rede de telefones, que é organizada por códigos de área, números de centrais e números de linhas de assinantes). O endereçamento hierárquico restringe a mobilidade dos elementos da rede, porém facilita a localização dos elementos da rede.

O protocolo de sinalização que está sendo desenvolvido para a B-ISDN permite que o endereço ATM seja dividido dentro de um endereço e um sub-endereço. O ATM Fórum recomenda que o endereço descreva o ponto de conexão para a rede pública (por exemplo, o endereço da ponte MAC) e que o sub-endereço identifique uma LAN ou um estação terminal específica dentro dos limites de uma rede privada.

11.5.2 - ARQUITETURA DA EMULAÇÃO DE LAN

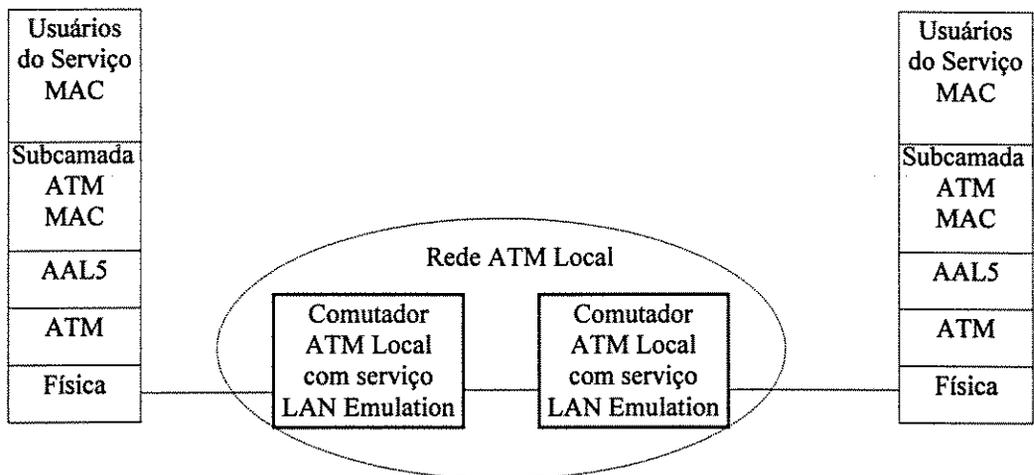
O serviço de Emulação de LAN, pode servir como suporte para interligação através de uma rede ATM em três tipos de situação: interligando duas estações locais ATM, interligando uma estação local ATM com uma estação terminal conectada à uma LAN IEEE 802 e interligando duas estações terminais conectadas em duas LANs IEEE 802 distintas, através da rede local ATM (KAVAK, 1995). A figura 11.10 ilustra esquematicamente estas três situações.

Se um serviço de emulação de LAN é oferecido através da subcamada MAC, então hosts, pontes e roteadores podem ser interconectados transparentemente através de segmentos LAN ATM de mesmo modo que os existentes segmentos LAN IEEE 802. A comunicação entre segmentos LAN IEEE 802 e os segmentos LAN ATM podem também ser suportados por pontes ou roteadores. Cada interface para um segmento LAN ATM possui uma entidade MAC ATM separada, com seu próprio endereço MAC. A figura 11.10 dá um exemplo da estrutura de protocolo de uma ponte interligando estações de um segmento LAN ATM com estações de um segmento LAN IEEE 802.

ESTAÇÃO ATM

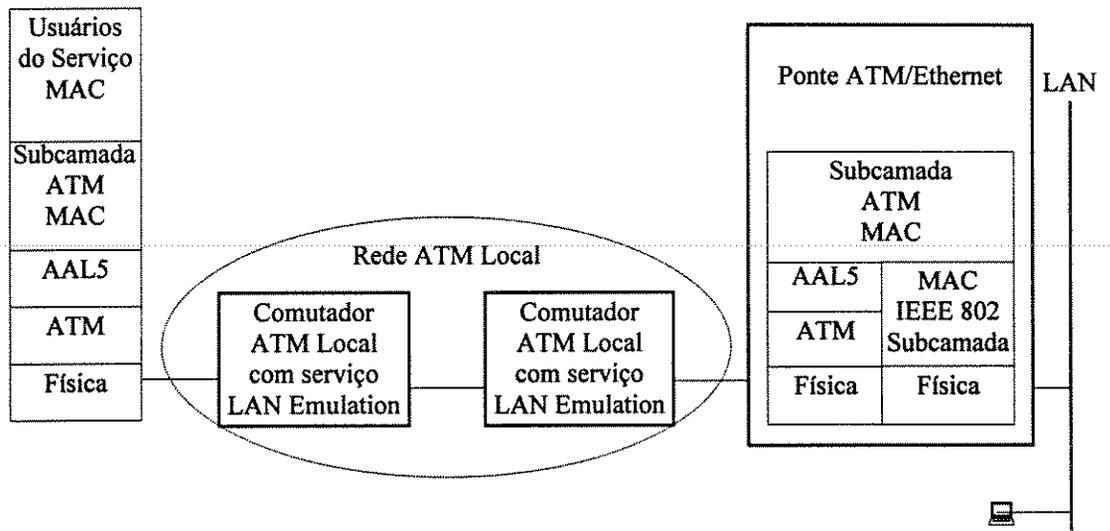
ESTAÇÃO ATM

a)



b)

ESTAÇÃO ATM



c)

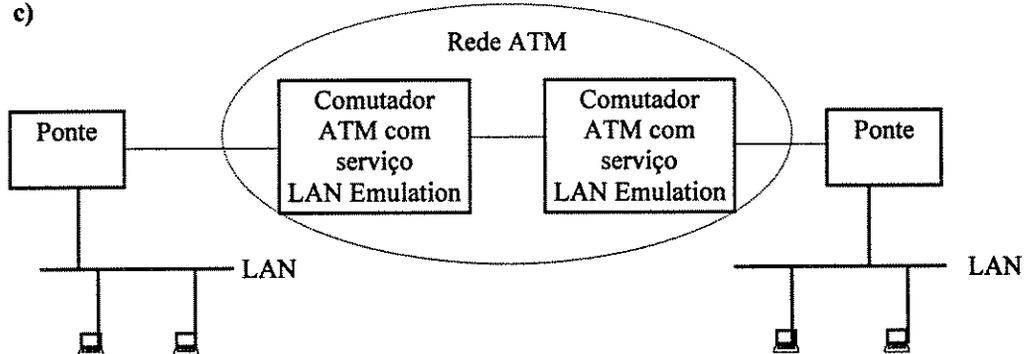


Figura 11.10: a) Interligação ATM-ATM; b) Interligação ATM-LAN; c) Interligação LAN-LAN.

Entretanto, uma vez que duas estações terminais localizadas em diferentes segmentos ATM tenham trocado pacotes através de um ou mais roteadores, usando um protocolo de camada de rede comum, elas podem descobrir o endereço ATM entre elas e estabelecer uma conexão ATM direta para transferência de dados. Uma conexão ATM direta oferece uma performance melhor do que broadcast.

Vamos analisar a seguir a arquitetura proposta pelo ATM Fórum para uma rede virtual formada por Emulação de LAN. A Emulação de um meio broadcast em um meio orientado a conexão ATM é realizada através de quatro componentes principais: Clientes de Emulação de LAN (LAN Emulation Clients - LEC), e três servidor de serviços de Emulação de LAN: Servidor de Configuração da Emulação de LAN (LAN Emulation Configuration Server - LECS), Servidor de Emulação de LAN (LAN Emulation Server - LES) e o Servidor de Difusão e Desconhecimento (Broadcast and Unknown Server - BUS) (FINN & MASON, 1996).

A mais simples implementação de uma LAN Emulada (Emulated LAN - ELAN), como comentamos anteriormente, é a denominada de "flooding forwarder". Neste modelo um "encaminhador" (Forwarder), mantém conexão ponto multiponto estabelecida com todos os membros de uma LAN emulada, e simula uma transmissão broadcast. Esta implementação da ELAN é realizada por um único Servidor de Difusão e Desconhecimento (BUS), portanto o BUS mantém uma VCC ponto a multiponto estabelecida com todos os membros da ELAN e deste modo, simula um serviço de difusão broadcast. Todos os LEC presentes na rede possuem uma conexão de canal virtual (VCC) estabelecida com o BUS. O BUS ao receber os dados de um LEC transmite-os multicast para todos os outros LECs presentes na ELAN.

Outra possibilidade de transferência de informação é feita estabelecendo-se uma VCC diretamente entre pares de LECs, o que diminui o overhead sobre os sistemas finais, pois a troca de informação é realizada somente entre as estações de interesse. Neste procedimento cada LEC tem que descobrir o endereço do outro LEC para então realizar o estabelecimento da VCC entre eles. Sempre que possível o Cliente LAN Emulation (LEC) estabelece VCCs com outros LECs e somente em casos necessários realiza os procedimentos BUS.

O Servidor da LAN Emulation (LES) é o centro de controle da ELAN, sendo o responsável por tomar a decisão com relação ao tipo de transferência de informação, ou seja, se a transferência da informação é realizada através de VCCs diretas ou através de servidor BUS. Caso seja escolhida a opção de VCC direta, o LES realiza a

descoberta do endereço entre os LECs envolvidos. Os LECs se comunicam com os servidores (LES) através de uma VCC ponto a ponto para dados e uma VCC ponto a ponto para controle. Porém, o LES pode também estabelecer um controle distribuído através de VCCs, ao invés de um controle ponto a ponto direto, para todos os LECs ou para alguns LECs. Em geral o LES implementa conexões ponto a multiponto para a distribuição de quadros de controle. A figura 11.11 ilustra a idéia de controle direto e controle distribuído estabelecidos pelo LES.

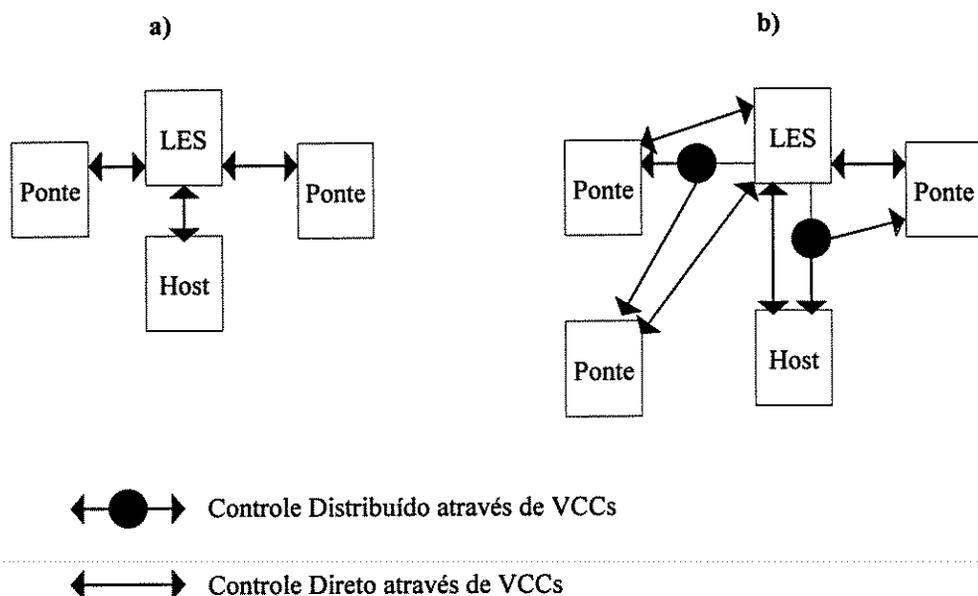


Figura 11.11: ilustra a idéia de controle direto e controle distribuído estabelecidos pelo LES.

O Servidor de Configuração LAN Emulation (LECS), fornece a capacidade para LEC se auto-configurar e se juntar a rede virtual sem uma intervenção manual. O passo fundamental a ser dado quando um LEC deseja se juntar à rede virtual é descobrir o endereço ATM do LES. A tarefa de descobrir o endereço do servidor LES é realizada com o auxílio do servidor de Configuração (LECS), porém a priori o LEC também não sabe qual o endereço ATM do LECS. Há três caminhos que o LEC pode seguir para descobrir o endereço ATM do LECS. Um deles é através obtê-lo diretamente do comutador Local ATM, através da Interface Provisória de Gerenciamento de Enlace (Interim Link Management Interface - ILMI). Um segundo caminho é através de um endereço ATM padronizado e fixo para o LECS, e por fim um terceiro caminho que pode ser adotado através de uma definição de uma conhecida PVC. Se houver sucesso nesta tentativa de descoberta de endereço do

LECS, o LEC então estabelece uma VCC com LECS, para descobrir o endereço do LES. O LEC envia um quadro de controle de pedido de configuração (Configure Request) para o LECS, no qual ele informa o seu endereço ATM e opcionalmente o seu endereço MAC de 48-bits, o tipo de LAN que ele é capaz de participar (Token Ring, Ethernet, etc.), o nome da ELAN que ele deseja se juntar e o tamanho máximo dos quadros que ele pode receber. O LECS retorna para o LEC um quadro de controle de resposta de configuração (Configure Response), informando se ele está autorizado a se juntar e em caso afirmativo, informa pelo menos, qual o endereço ATM do servidor LES da ELAN que ele deve se juntar. Esta resposta pode opcionalmente conter outras informações de configuração para o LEC.

O LEC de posse do endereço ATM do LES, estabelece uma conexão de canal virtual de controle com o LES. Através desta VCC de controle ele envia um pedido de entrada na rede virtual por um quadro de controle de pedido de entrada (Join Request). O quadro Join Request contém o endereço ATM do LEC e um flag indicando se ele irá atuar como uma ponte (isto é, ponte transparente IEEE 802.1D) e opcionalmente pode incluir o tipo de LAN, o tamanho máximo do quadro e o endereço MAC.

O LES então decide se o LEC pode juntar-se à sua ELAN, enviando uma resposta ao pedido de entrada através de um quadro de controle de resposta ao pedido de entrada (Join Response). Se a resposta for de pedido negado, então o LEC deve encerrar a conexão e reiniciar o processo desde o início. Se a resposta for de pedido concedido, o LES pode decidir estabelecer um controle de VCC distribuído ou direto como visto na figura 11.11 (FINN & MASON, 1996). O requisito é de que cada LEC tenha sempre um, e somente um, controle de VCC direto e não mais que um controle de VCC distribuído. A resposta de pedido concedido (Join Response) enviada ao LEC através do quadro de controle Join Response informa o tipo de LAN, o máximo tamanho do quadro e o nome da ELAN. Anexado ao quadro Join Response vai também o identificador do LEC (LECID de 16 bits), que é único para cada LEC presente em cada ELAN. Este identificador do LEC (LECID) está presente em todos os quadros de dados ou de controle enviados pelo LEC após este ter se juntado à ELAN.

Após o LEC estar registrado no LES, ele então envia um pedido ao LES através de um LE-ARP, para encontrar o endereço ATM do BUS. Este pedido LE-

ARP contém o endereço MAC broadcast (0×fffffffffff), o endereço ATM e o LECID do LEC solicitante. O LEC recebe uma resposta ao LE-ARP enviado, contendo o endereço ATM do BUS, a qual pode ser enviada pelo LES ou pelo próprio BUS. De posse deste endereço o LEC estabelece uma VCC com o BUS. Portanto agora o LEC está habilitado para uma transmissão multicast (que simula uma transmissão broadcast) com todos os outros LECs presentes na ELAN e também está habilitado para receber um tráfego multicast proveniente de qualquer outro LEC pertencente à ELAN.

Após os procedimentos acima descritos, um usuário, presente em uma LAN (por exemplo Ethernet) que está pendurada à um LEC (por exemplo uma ponte MAC), pode transferir mensagens para qualquer outro usuário presente na ELAN (ou por difusão através do servidor BUS, ou por conexão direta) (CHAO et al., 1994). No caso do usuário realizar um pedido de conexão direta para o usuário de destino, o LEC verifica se conhece o endereço ATM do usuário de destino, consultando a sua tabela que relaciona endereço MAC com endereço ATM, se a sua tabela contém o endereço MAC/endereço ATM do usuário de destino ele verifica se já possui uma conexão preestabelecida com o mesmo ou se necessita estabelecer uma VCC. As VCCs são estabelecidas através de procedimentos de sinalização. Caso o LEC não encontre o endereço MAC/endereço ATM da estação de destino, ele então encaminha um pedido LE-ARP para o servidor LES, que procura o endereço MAC/endereço ATM do LEC em que a estação de destino está ligada. Durante o tempo de pesquisa de endereço realizado pelo LES, o LEC de origem pode iniciar uma transmissão multicast através do BUS, enquanto espera o estabelecimento de uma conexão de canal virtual direta entre a estação fonte e a estação de destino. Portanto quando a conexão direta for estabelecida, o cliente LEC pode possuir dois caminhos de transmissão, um via BUS outro via conexão direta. A troca de um caminho para o outro introduz a possibilidade de quadros serem liberados fora de ordem. Para resolver este problema de integridade da seqüência dos quadros através da ELAN, foi desenvolvido um protocolo denominado “flush protocol” (KAVAK, 1995). O procedimento realizado por este protocolo é simples, vejamos: quando LEC transmissor vai realizar a troca de caminho, ele envia uma mensagem de “flush” derrubando o caminho antigo e segura a transmissão dos quadros que estão sendo enviados para a LAN de destino até que uma mensagem “acknowledgement”, proveniente do LEC de destino, informando que o caminho antigo foi desconectado e

que o caminho novo está pronto para ser usado, seja recebida. O LEC após o recebimento do “acknowledgement” libera a transmissão de todos os quadros que estavam presos, através do novo caminho.

Um ponto importante a ser destacado está relacionado com o registro dos endereços MAC e endereços ATM (FINN & MASON, 1996). A manutenção de tabelas correlacionado endereço MAC com endereços ATM, pode ser uma tarefa difícil para o LEC. Para contornar esta situação a especificação fornece a possibilidade do LEC registrar no LES pares de **endereço MAC/endereço ATM** e no caso específico de uma LAN Token Ring, o LEC também pode registrar pares de **descritor de rota Token Ring/ endereço ATM**. Só lembrando que está é uma tarefa adicional, implementada no LES, mas este já contém o registro de par **endereço MAC/endereço ATM** do próprio LEC.

Vamos analisar a seguir o formato do quadro. Como comentado anteriormente, a LAN Emulation utiliza a camada AAL5 como suporte para seus serviços. A CPCS-PDU da AAL5 possui um CRC-32 de 4 bytes, que detecta erros na CPCS-PDU. Este CRC-32 é o mesmo que o utilizado na IEEE 802.3/Ethernet, IEEE 802.5/Token Ring e FDDI. Conforme comentamos anteriormente, dois tipos de quadros são transmitidos através da ELAN (LAN emulada), quadros de dados e quadros de controle (FINN & MASON, 1996). Os dois primeiros octetos do quadro de dados possuem ou valor “0” ou o identificador LECID do LEC. Nenhum cheque de seqüência de quadro (FCS) é realizado no quadro de dados, pois a LAN Emulation confia no cheque realizado pela AAL5. Cada ELAN possui um tamanho máximo de quadro, que é informado à cada LEC quando este se junta à ELAN. Existem quatro valores definidos para o tamanho de quadro, que independem do tipo de ELAN. Os quatro valores para o tamanho máximo de quadro são: 1516, 4544, 9234 e 18190 octetos. Por exemplo uma Ethernet com tamanho de quadro máximo igual à 18190 octetos é permissível.

O quadro de controle possui um formato comum e é apresentado na figura 11.12. Os dois primeiros octetos possuem um valor de X”FF00” específicos para os quadros de controle e que não pode ser utilizado pelos quadros de dados de modo a diferenciá-los.

	0	1	2	3
0	MARKER = X'FF00'		PROTOCOL = X'01'	VERSION = X'01'
4	OP-CODE		STATUS	
8	TRANSACTION-ID			
12	REQUESTER-LECID		FLAGS	
16	SOURCE-LAN-DESTINATION			
24	TARGET-LAN-DESTINATION			
32	SOURCE-ATM-ADDRESS			
52	LAN-TYPE	MAXIMUM-FRAME-SIZE	NUM-TLVs	ELAN-NAME-SIZE
56	TARGET-ATM-ADDRESS			
76	ELAN-NAME			
10	Parâmetro TVL opcional			
8				

Figura 11.12: Ilustra o quadro de controle utilizado na LAN Emulation.

Pelo que foi exposto até aqui LAN Emulation é apropriado para um ambiente de pequenos “workgroups”(grupos de trabalho) devido ao seu protocolo independente e as altas velocidades. Várias LANs emuladas podem ser interconectadas através de pontes ou roteadores, porém as bem conhecidas limitações das pontes conduzem à uma utilização delas estendendo as LANs virtuais somente à uma abrangência de área local ou a um limitado número de “workgroups”. A interconexão de várias LANs emuladas através de uma WAN, utilizando pontes, não é uma boa opção devido às limitações de performance ocasionadas pelo tráfego broadcast, como comentado anteriormente. Portanto a utilização do caminho direto, discutido anteriormente, para o tráfego não orientado a conexão provenientes de LANs é a melhor opção para a transferência deste tipo de tráfego através de uma WAN ATM.

11.6 - IP sobre ATM

Esta seção trata das questões relacionadas com a inter-operação do protocolo Internet (Internet Protocol - IP) com redes locais ATM. O Internet Engineering Task

Force (IETF) desenvolve especificações para alcançar inter-operação de outras redes com o protocolo IP (Internet Protocol). As especificações são definidas em documentos chamados de Request for Comments (RFC). Portanto a inter-operação de IP com ATM é especificada através de RFCs padronizadas pelo IETF. A aplicação inicial de classical IP over ATM considera a situação em que ATM substitui os atuais segmentos de LANs. Neste sentido esta implementação considera uma LAN ATM como uma sub-rede IP lógica (Logical IP Subnetwork - LIS). Para uma melhor compreensão da interoperação de LANs ATM com IP, vamos rever alguns conceitos básicos relacionados com uma rede Internet. A rede Internet é uma coleção de LANs/MANs formando sub-redes IP lógicas (Logical IP Subnetwork - LIS) que são interconectadas através de roteadores e gateways, formando assim uma inter-rede, como visto na figura 11.13.

Cada Host na Internet possui um endereço de camada de rede, denominado de endereço IP (IP address) (CHAO et al., 1994). Como comentamos anteriormente o endereço na rede Internet é organizado de forma hierárquica, sendo utilizado para rotear pacotes de modo não orientado a conexão. A unidade básica de transferência é denominada de datagrama, que é composto de um cabeçalho (que contém o endereço IP da fonte e do destino) e dados do usuário.

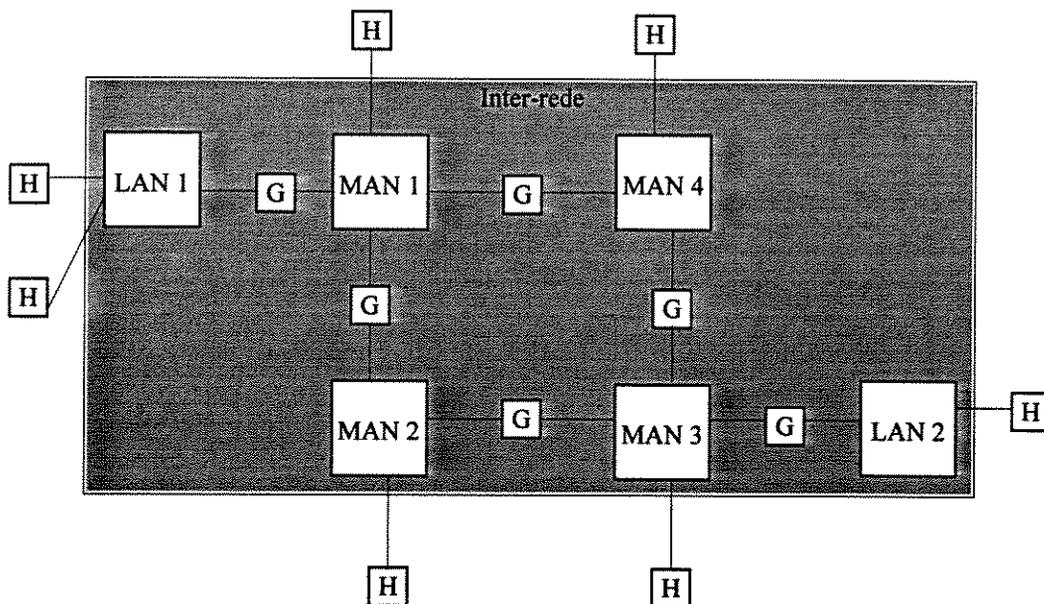


Figura 11.13: Conceito de inter-rede utilizado na Internet.

A maioria das LANs são baseadas em um meio compartilhado e utilizam protocolos LAN da família IEEE 802. No exemplo da figura 11.13, cada host conectado a uma LAN possui um endereço MAC globalmente único de 48-bits de comprimento. Esta forma de endereçamento permite que um host envie dados para outro host localizado na mesma LAN diretamente, precisando apenas saber o endereço MAC do host de destino. Porém se um host desejar enviar dados para outro host localizado em uma LAN geograficamente separada, ele precisa saber o endereço MAC do próximo roteador, ou seja, esta tarefa só é possível através de um roteador IP (independentemente se uma conectividade ATM direta, é possível entre os dois hosts). A interconexão de uma rede IP com uma rede ATM é o tema abordado nesta seção. Os primeiros esforços no sentido de realizar esta inter-operação, foram bastante apegados à natureza do protocolo IP e por isto foram denominados de IP over ATM.

A utilização da tecnologia ATM inter-operando com redes IP pode ser visualizada em duas situações. A primeira situação é aquela em que uma LAN ATM substitui as atuais LANs (Ethernet, Token Ring e FDDI) e esta será o foco de nossa atenção. Neste contexto, um roteador IP local com uma ou mais interfaces ATM será utilizado para interconectar ilhas de redes locais ATM. As LANs ATM são enxergadas pela rede Internet como sub-redes IP lógicas (LIS), conforme ilustrado na figura 11.14a. A segunda situação ocorre quando uma rede WAN ATM pública ou privada interconecta-se com roteadores IP, que por sua vez podem ter LANs ATM ligados a eles, conforme ilustrado na figura 11.14b. Futuras Request for Comments (RFCs) descreverão a operação de IP over ATM quando as redes ATM tornarem-se globalmente desenvolvidas e interconectadas.

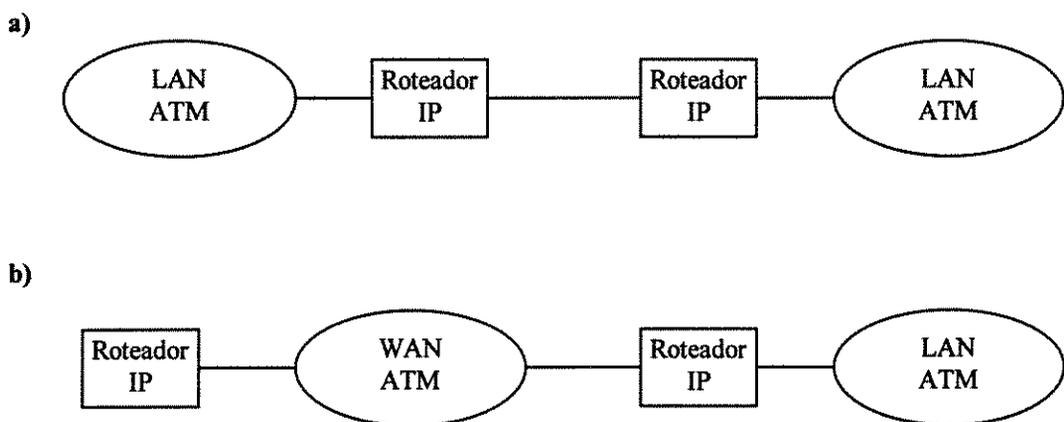


Figura 11.14: Ilustra os dois ambientes de inter-operação de redes ATM com redes IP.

No cenário das LISs, cada entidade administrativa separada, configura os seus hosts e roteadores dentro de cada sub-rede lógica fechada. Logo, cada LIS (LAN ATM) opera de modo independente em relação às outras LISs. Um mesmo tamanho para a máxima unidade de transmissão é usado para todos canais virtuais (VCs) estabelecidos dentro de uma mesma LIS (LAN ATM). Os hosts ATM interconectados em uma mesma LIS (LAN ATM) comunicam-se diretamente. A comunicação de hosts fora da LIS local só possível através de roteadores IP. Segundo a RFC 1577 (IETF, 1994a), os requisitos para os membros IP (hosts, roteadores) operando na configuração LIS ATM são:

- Todos os membros têm que possuir o mesmo número rede IP/sub-rede e mesma mascara de endereço.
- Todos os membros dentro da LIS (LAN ATM) estão diretamente interconectados pela rede ATM.
- Todos membros da LIS precisam ter um mecanismo para resolução de endereços IP em endereços ATM através de ATM-ARP e vice versa através de um inverso IN-ATM-ARP quando estiverem usando SVCs.
- Todos os membros da LIS precisam ter um mecanismo para resolução de VCs para endereços IP através de IN-ATM-ARP quando estiverem usando PVCs.
- Todos os membros dentro da LIS precisam ser capaz de se comunicarem via ATM com os outros membros dentro da mesma LIS (isto é, a topologia de conexão virtual entre os membros da LIS é de malha completa).

A implementação do que tem sido denominado pela literatura de “Classical IP over ATM” necessita realizar um mapeamento entre o endereço IP e o endereço ATM. Os primeiros trabalhos que padronizaram IP over ATM foram realizados pelo working group IETF e estes trabalhos não tentaram modificar a estrutura fundamental do protocolo IP. Esta proposta compreende métodos de encapsulamento, métodos de resolução de endereços dentro da sub-rede lógica e a definição da máxima unidade de transmissão (Maximum Transmission Unit - MTU) (KAVAK, 1995).

A idéia de uma sub-rede lógica ATM é fundamental para a implementação do “Classical IP over ATM”. Em uma sub-rede ATM, por exemplo, uma LAN ATM (LAN construída somente com comutadores ATM) é possível simplificar a pilha de protocolos e rodar IP diretamente sobre ATM, e para tanto, conforme comentado é necessário a translação de um endereço IP para um endereço ATM. A solução adotada para esta proposta é a de manter um servidor denominado de servidor IP-ATM-ARP Server. Este servidor IP-ATM-ARP possui um canal virtual, globalmente conhecido, na sub-rede ATM (CHAO et al., 1994). Este servidor precisa manter tabelas de modo a transladar endereços IP para endereço ATM. A interação entre o servidor IP-ATM-ARP Server e os hosts pode ser realizada através de um único protocolo de pedido e resposta (query/response protocol). Em um procedimento inicial, os hosts têm que registrar os seus próprios endereços no servidor ARP, o qual está conectado em um canal virtual, globalmente conhecido, da sub-rede ATM. Portanto, o host tem que, em primeira instância, definir para o servidor ARP a sua “existência”. O servidor usa um InARP para determinar o endereço IP e o correspondente endereço ATM do host à ele conectado. Após estes procedimentos o host que desejar enviar pacotes para um host IP de destino, pode solicitar ao servidor ARP o endereço ATM associado ao referido endereço IP do host de destino.

Com relação aos métodos de encapsulamento, a camada ATM precisa oferecer interfaces para diferentes protocolos da camada de rede. Para encapsular diferentes protocolos da camada de rede, há dois caminhos que o host pode adotar de modo a realizar esta tarefa, que se traduzem em dois caminhos para realizar a multiplexação do tráfego interconectado (por exemplo, o tráfego de dados entre dois hosts localizados em redes geograficamente distantes) sobre ATM (IETF, 1993). O primeiro método permite a multiplexação de múltiplos protocolos em uma única conexão virtual ATM. O protocolo da PDU transportada é identificado por um prefixo da PDU no cabeçalho LLC IEEE 802.2. O segundo método faz a multiplexação dos protocolos nas camadas superiores implicitamente pelo uso de diferentes canais virtuais para os diferentes protocolos. Ambos os métodos são funcionalmente equivalentes. O método baseado na multiplexação por canal é mais apropriado em ambientes onde a criação dinâmica de um grande número de canais virtuais ATM é rápido e econômico. O outro método de encapsulação LLC, por outro lado, é mais apropriado se a rede ATM suporta somente conexões virtuais (semi-) permanente (PVC).

Com relação ao tamanho da máxima unidade de transmissão (MTU), as aplicações sobre o TCP indicam que um tamanho grande para a MTU no protocolo IP tende a garantir uma melhor performance da rede (IETF, 1994b). É sabido que a fragmentação de datagramas IP é altamente indesejável, portanto é desejável reduzir a fragmentação através da rede e com isto obter uma melhor performance. A RFC 1191, padroniza um mecanismo para descobrir a MTU e este é uma importante ferramenta para redução da fragmentação IP na Internet. Tendo em vista que as novas sub-redes ATM usam um tamanho default para a MTU diferente das antigas tecnologias (Ethernet, FDDI, etc.), a implementação deste mecanismo (pelos Hosts e roteadores) é bastante importante de maneira a garantir uma boa performance através da Internet. O default para o tamanho da MTU para os membros da rede IP operando sobre redes ATM deve ser de 9180 bytes. O cabeçalho do LLC/SNAP é 8 bytes, portanto o tamanho para a unidade de dados do protocolo ATM AAL5 é de 9188 bytes (IETF, 1994a).

Portanto, com relação a implementação de IP em LANs ATM, existem duas opções padronizadas uma é através do “Classical IP over ATM” (proposta do workgroup do IETF) e a outra é através da LAN Emulation (proposta do ATM Fórum). Na proposta da LAN Emulation, como vimos ATM é configurado como um protocolo MAC 802 (através da subcamada MAC ATM) abaixo da LLC. Esta implementação fornece uma solução geral, pois permite um comutador ATM ser integrado transparentemente com as LANs IEEE 802 e também permite ATM ser transparente para o IP e outros protocolos de rede. Na proposta de “Classical IP over ATM”, o modo ATM é configurado como um separado protocolo da camada de enlace de dados (isto é, sem a referida subcamada MAC ATM), então o IP precisa ser implementado diretamente sobre ATM (CHAO et al., 1994). Apesar do “Classical IP over ATM” ser simples e não necessitar de qualquer alteração nos sistemas existentes ele peca pela sua obrigação em utilizar roteadores sempre que diferentes sub-redes precisarem se comunicar. Esta limitação torna-se bastante crítica se pensarmos em uma rede ATM, onde a possibilidade de se ter várias sub-redes é muito grande. O “Classical IP over ATM” foi projetado para uma rápida implementação, face às necessidades do mercado. E como tal, apresenta algumas ineficiência, por exemplo, não é capaz de garantir QoS fim a fim obscurecendo as vantagens oferecidas pela rede ATM.

De maneira à superar as limitações do “Classical IP over ATM”, o Routing Over Larger Clouds (ROLC) workgroup da IETF está estudando a possibilidade de uma arquitetura que não seja tão “amarrada” quanto a tradicional arquitetura de sub-rede é na interoperação com ATM. O novo modelo investigado está sendo chamado de par (peer) dentro da idéia de que roteadores IP e redes ATM são considerados como pares (KAVAK, 1995). O ROLC está trabalhando no desenvolvimento de um protocolo denominado de “Next Hop Resolution Protocol” (NHRP), o qual possibilitará o estabelecimento de conexões diretas através de redes Non-Broadcast Multi Access (NBMA) que é o caso de redes ATM. Portanto, através de um super servidor IP-ATM-ARP Server com protocolo NHRP, um host poderá estabelecer uma conexão virtual direta com o host de destino, através da rede ATM, sem a necessidade de utilizar roteadores IP ou utilizar apenas um poucos roteadores IP, o que representa uma oportunidade para melhorar a performance, devido a eliminação de algumas ou todas comunicações entre roteadores IP ao longo do caminho de transmissão. Este é um novo caminho que está sendo estudado, mas apresenta alguns problemas de engenharia que ainda não foram solucionados, porém é um caminho promissor.

CONCLUSÃO

A proposta de elaboração deste trabalho, surgiu através de pesquisa feita em diversos artigos que abordavam as tendências nacionais e mundiais ligadas à redes de telecomunicação. A partir de leituras de revistas especializadas ficou claro que o Modo de Transferência Assíncrono (Assynchronous Transfer Mode - ATM) foi adotado como o modo de transferência a ser utilizado pela Rede Digital de Serviços Integrados - Faixa Larga (RDSI-FL ou B-ISDN), portanto sendo um assunto bastante atual e área de intensa pesquisa. Tendo isto em mente, optamos por elaborar um trabalho que apresentasse uma visão geral das redes ATM. O principal objetivo deste trabalho é o de servir como uma referência para o estudo da tecnologia ATM e de sua relação com os outros tipos de redes existentes atualmente, tais como, X.25, Frame Relay, IP, etc. O ATM permite a integração destes protocolos e serviços em uma arquitetura única. O ponto chave para o sucesso desta tecnologia se deve ao fato dela possibilitar a transmissão de voz, dados e vídeo de modo integrado, eficiente e econômico. Embora a tecnologia ATM ainda esteja em desenvolvimento, sua padronização e aplicação encontram-se já amadurecidas. O que torna o momento, ideal para uma publicação sobre o assunto. Nós procuramos abordar os principais assuntos das redes ATM, tais como: os padrões de sinalização ATM, de gerenciamento de tráfego, de gerenciamento de rede, de endereçamento, a camada física, a camada ATM e a camada de adaptação ATM.

Acreditamos que este trabalho será útil para pesquisadores da área de redes de telecomunicações, vendedores e fornecedores de equipamentos, estudantes de engenharia de telecomunicações e de computação, profissionais da área de telecomunicações e de computação, gerentes de empresas do ramo ou que utilizam-se da telemática como suporte à suas áreas a fins. Esperamos ter atingido a meta de contribuir com nossa energia no sentido de tornar mais claras as idéias contidas nas redes ATM, visto que, em um futuro não muito distante, tal tecnologia fará parte (de forma direta ou indireta) das nossas vidas. Lembramos que o estudo de tal tecnologia não encontra-se esgotado e muito ainda há que se evoluir, portanto sendo um campo bem aquecido para trabalhos e novas publicações.

APÊNDICE A

MODELO OSI OU RM-OSI

A ISO (International Organization for Standardization) elaborou um modelo com a intenção de estabelecer o funcionamento de computadores interligados através de rede de comunicação de dados. Este modelo recebeu o nome de “Modelo de Referência para Interconexão de Sistemas Abertos” (Open Systems Interconnection - OSI) ou (Reference Model - OSI).

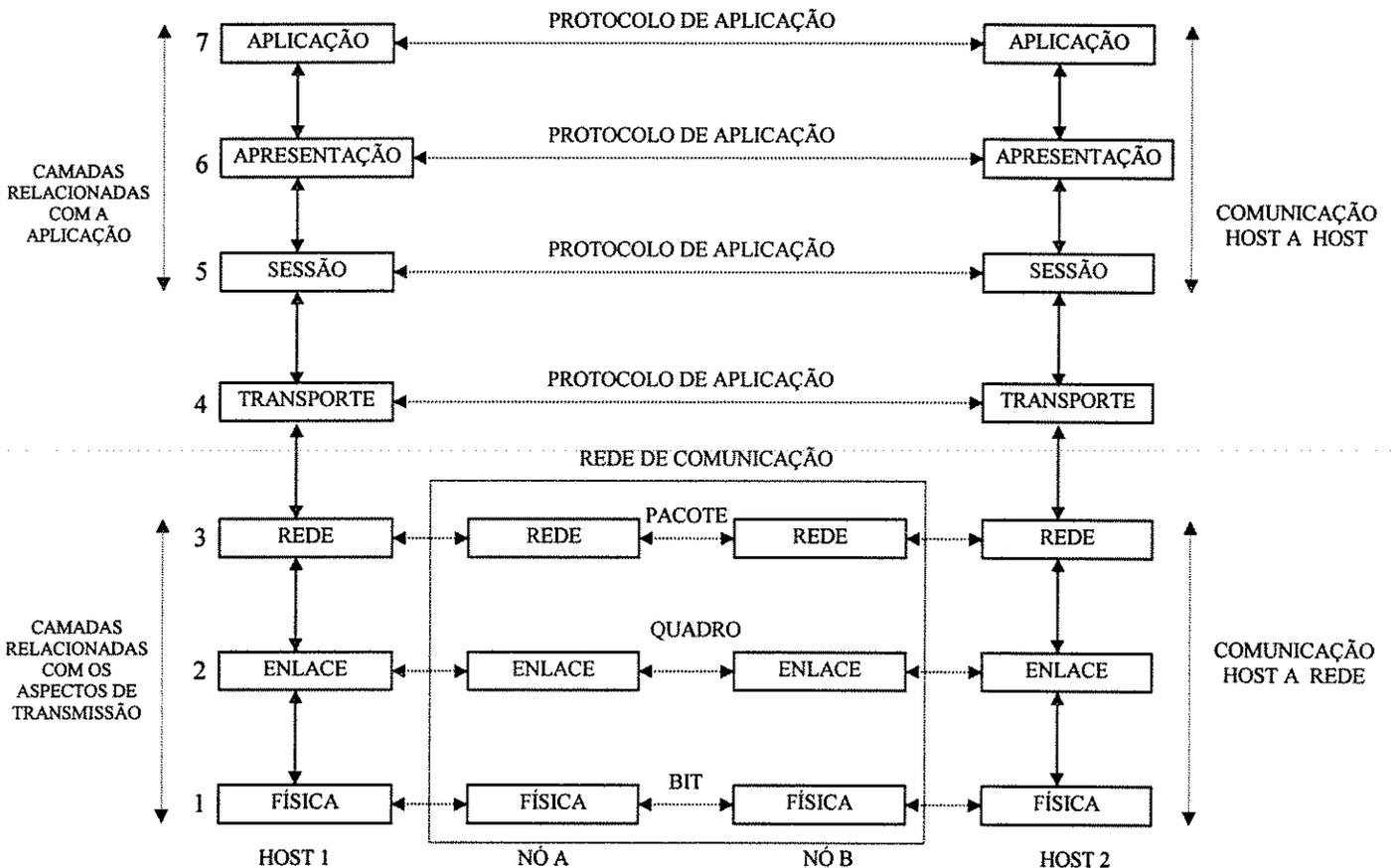


FIGURA A.1: O modelo OSI.

O termo sistema aberto é devido ao fato deste ser implementado através de padronizações, o que permite sua interconexão com qualquer outro sistema implementado a partir das mesmas padronizações, ou seja, independentemente se os sistemas são projetados por diferentes fabricantes ou não (BRISA, 1994). O modelo OSI é composto de sete

camadas, como visto na figura A.1. O modelo OSI não especifica os protocolos empregados pelas camadas, portanto ele não é uma arquitetura, porém a ISSO projetou, especificou e implementou os protocolos das várias camadas definidas pelo modelo OSI, nascendo assim a arquitetura OSI.

Conforme visto na figura A.1, as 7 camadas que compõem o modelo OSI são Aplicação, Apresentação, Sessão, Transporte, Rede, Enlace e Física. As três primeiras estão mais relacionadas com os aspectos de transmissão da informação entre usuários finais através da rede. A camada de transporte é a primeira camada do modelo OSI a estabelecer uma conexão fim a fim, ou seja, entre os sistemas finais (host a host). E as três camadas superiores estão relacionadas com os aspectos da aplicação. A seguir faremos uma descrição resumida das camadas do modelo OSI.

CAMADA FÍSICA

Esta camada é responsável pelo tratamento a ser dado no fluxo de informação de maneira a adequá-lo ao meio de transmissão utilizado, sendo a responsável pela propagação deste fluxo de informação através do meio físico. Portanto nesta camada, são especificadas as características mecânicas, elétricas, funcionais e procedurais da interface física existente entre os equipamentos (host e nós de comutação) e o meio de transmissão.

CAMADA DE ENLACE

Esta camada realiza um tratamento no tráfego de dados que flui através da conexão física de modo a indicar a fronteira de quadros, implementar detecção de erro, capacitar multiplexação de múltiplas conexões lógicas e fornecer algumas capacidades básicas para gerenciamento da rede. As opcionais funções da camada de enlace são: controle de fluxo de quadros, retransmissão, protocolo de suporte comando/resposta e procedimento para estabelecimento de níveis de enlace (MCDYSAN & SPOHN, 1995). A camada de enlace torna o canal mais confiável ao realizar o controle de erro. O controle de fluxo de quadros evita que um nó da rede envie quadros para outro nó em

uma taxa maior do que este é capaz de processá-lo, esta técnica é utilizada em auxílio ao controle de congestionamento da rede.

Para atingir os seus objetivos a camada de enlace realiza a montagem da informação em quadros que são transmitidos através da rede, ou seja, ela realiza a montagem de quadros a partir das unidades de dados de serviço provenientes da camada de rede e realiza a delimitação da cadeia de bits recebida da camada física, em quadros. Os quadros são delimitados por uma seqüência de bits preestabelecida.

No caso de redes locais (Local Area Networks - LAN), esta camada é subdividida em duas subcamadas: a subcamada LLC (Logical Link Control) e a subcamada MAC (Medium Access Control).

CAMADA DE REDE

As funções da camada de rede sempre possuem um modo para identificar uma estação da rede com um único endereço específico. Funções opcionais da camada de rede incluem: controle de fluxo, retransmissão, priorização no fluxo de dados, roteamento automático e procedimentos para estabelecimento de conexão na camada de rede.

A camada de rede fornece à camada de transporte a possibilidade de transferir a informação entre os sistemas finais, independentemente dos meios de transmissão e da tecnologia das sub-redes de comunicação utilizada. Portanto a comutação e o roteamento da informação que é realizado pela camada de rede é transparente para a camada de transporte. A camada de rede oferece dois tipos diferentes de serviço: o serviço orientado a conexão (estabelece um circuito virtual) e o serviço não orientado a conexão (datagrama).

CAMADA DE TRANSPORTE

Esta é a primeira camada do modelo OSI que realiza a comunicação fim a fim, sem se preocupar com o roteamento e as retransmissões da informação através das sub-redes, pois conforme dito estas funções são realizadas pela camada de rede. Como a

camada de rede não garante que os pacotes cheguem ao seu destino final, há a necessidade de um outro nível de protocolo que garanta a plena confiabilidade do canal de transmissão e isto é obtido na camada de transporte. Esta camada tem por objetivo otimizar os serviços de rede, para tanto, ela realiza duas importantes funções: a multiplexação e o splitting. A multiplexação é quando várias conexões de transporte são estabelecidas em uma única conexão de rede. O splitting é quando uma única conexão de transporte utiliza-se de várias conexões de rede. Outras importantes funções realizadas pela camada de transporte são: controle de seqüência fim a fim, controle de fluxo, monitoração de qualidade de serviço, além de outras.

CAMADA DE SESSÃO

A camada de sessão tem como principais funções a sincronização e a organização da troca de informação entre os nós comunicantes. Tendo isto em vista, os principais serviços oferecidos por esta camada são: gerenciamento do diálogo (Token), sincronização do diálogo e gerenciamento de atividade.

O gerenciamento do diálogo se faz necessário no caso de aplicações do tipo HALF-DUPLEX (quando só existe um único circuito para transmitir a informação e portanto só é possível transmitir bidirecionalmente em um sentido de cada vez). Para possibilitar que uma conexão FULL-DUPLEX (quando a informação pode ser transmitida nos dois sentidos do circuito simultaneamente) seja implementada em uma única comunicação HALF-DUPLEX, a camada de sessão utiliza-se do conceito de "token". Em uma conexão HALF-DUPLEX com a utilização de "token", somente quem possui o "token" é quem está habilitado a transmitir a informação através da conexão. A posse e a passagem do "token" são gerenciados pela camada de sessão.

A sincronização do diálogo tem por finalidade básica a retomada da transfência da informação, onde esta foi interrompida, ou seja, a partir de um ponto marcado. Neste sentido a camada de sessão utiliza o conceito de ponto de sincronização. Portanto, pontos de sincronização são marcas estabelecidas ao longo do diálogo com o objetivo de retomada da comunicação. A partir de qualquer uma destas marcas. Foram definidos dois tipos de ponto de sincronização: o ponto de sincronização maior e o ponto

de sincronização menor. O ponto de sincronização maior define a unidade de diálogo. Quando um ponto de sincronização maior é enviado por um usuário, este representa o término de uma unidade de diálogo. O ponto de sincronização menor é utilizado para estruturar a troca de informação dentro de uma unidade de diálogo. A figura A.2 apresenta a idéia de unidade de diálogo (BRISA, 1994).



Figura A.2: Exemplo de uma unidade de diálogo.

E por fim, a camada de sessão utiliza-se do conceito de “atividade”. Atividade é definida como um conjunto de unidades de diálogo, conforme apresentado na figura A.3.

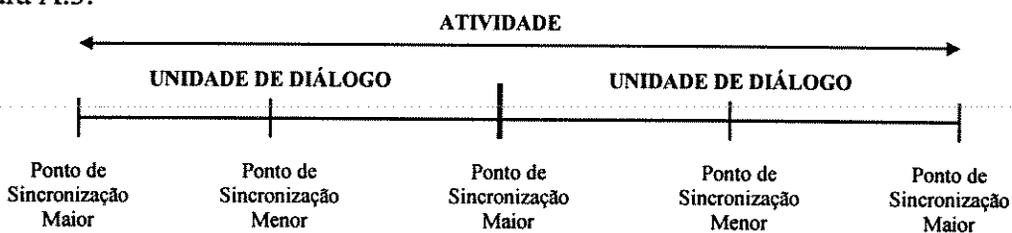
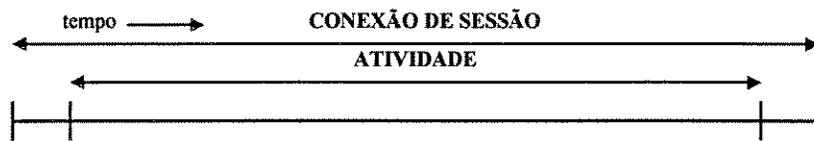
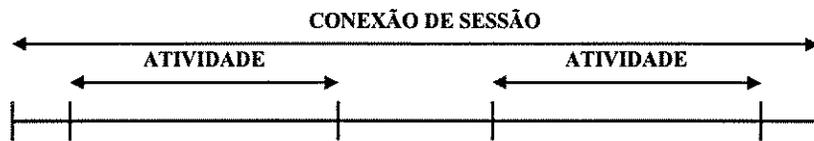


Figura A.3: Exemplo de uma Atividade.

Em uma conexão de sessão só pode existir uma atividade por vez, porém em uma mesma conexão podem existir várias atividades consecutivas. Uma atividade também pode estender-se através de outras conexões de sessão. A figura A.4 (BRISA, 1994) ilustra as situações que foram descritas acima. Como exemplo de atividade podemos citar a transferência de arquivos, onde cada arquivo está associado à uma Atividade.



a) Exemplo de uma Atividade sobre uma conexão de sessão.



b) Exemplo de várias Atividades sobre uma conexão de sessão.



c) Exemplo de uma Atividade sobre várias conexões de sessão.

Figura A.4: Ilustra a relação entre Atividade e Conexões de Sessão.

CAMADA DE APRESENTAÇÃO

A principal função da camada de apresentação é a de permitir que as aplicações negociem uma representação para a informação a ser trocada entre os heterogêneos sistemas interligados por meio do ambiente OSI. Portanto a camada de apresentação deve ser capaz de conhecer a sintaxe do sistema local e a sintaxe do sistema de transferência. A tradução entre a sintaxe do sistema local e a sintaxe de transferência é realizada por meio de uma regra de codificação preestabelecida.

CAMADA DE APLICAÇÃO

A camada de aplicação estabelece protocolos que são utilizados pelos aplicativos, denominados de Processo de Aplicação. Por exemplo, um processo de aplicação que implementa aplicações interativas em um ambiente OSI, utiliza o protocolo ROSE (Remote Operations Service Element), o qual permite a solicitação de execução de uma operação em um sistema aberto remoto. Outros protocolos definidos na camada de aplicação são o FTAM (File Transfer Access Management), o ACSE (Association Control Service Element), o MHS (Message Handling Systems), entre outros.

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- AGUIAR, A, F. D. Redes baseadas em ATM. IN: I SEMINÁRIO TELEBRÁS REDES E SERVIÇOS FAIXA LARGA, 1994, Brasília. **Procedente do I SIMPÓSIO TELEBRÁS REDES E SERVIÇOS FAIXA LARGA**. Brasília: 1994. P. 53-74.
- ANSI, New York, USA. **T1.606-1990**: ISDN - Architectural Framework and Service Description for Frame Relaying Bearer Service, New York, USA, 1990.
- ANSI, New York, USA. **T1.618-1991**: ISDN - Core Aspects of Frame Protocol for Use with Frame Relay Bearer Service, New York, USA, 1991a.
- ANSI, New York, USA. **T1.617-1991**: ISDN - DSS1 Signaling Specification for Frame Relay Bearer Service, New York, USA, 1991b.
- ANSI, New York, USA. **T1.624-1993**: "B-ISDN UNI: Rates and Formats Specification", New York, USA, 1993.
- ATM Fórum, Foster City, Canada. "**Traffic Management Specification**": Working Documents Version 4.0, July 1996a.
- ATM Fórum, Foster City, Canada. "**User-Network Interface (UNI) Signalling Specification**": Version 4.0, July 1996b.
-
- BELLCORE, Red Bank-NJ, USA. **TA-TSV-000774**: SMDS Operations Technology Network Element Generic Requirements, Red Bank-NJ, USA, 1991.
- BAHK, S., ZARKI, M EL. Congestion control based dynamic routing in ATM networks. **Butterworth-heinemann Ltd Computer Communications**, v. 17, n. 12, p. 826-835, 1994.
- BOX, D. F., HONG, D. P., SUDA, T. Architecture and design of connectionless data service for a public ATM network. In: IEEE INFOCOM, 1993, San Francisco. **Proceedings of IEEE INFOCOM**. San Francisco: 1993. p. 722-731.
- CCITT, Geneva, Switzerland. **Recommendation Q.921**: ISDN User-Network Interface Data Link Layer Specification, Blue Book, ITU, 1988.
- CCITT, Geneva, Switzerland. **Draft Recommendation I.370**: Congestion Management for the Frame Relay Bearing Service, 1991a.
- CCITT, Geneva, Switzerland. **Draft Recommendation Q.922**: ISDN Data Link Layer Specification, 1991b.
- CHAO, J. H., GHOSAL D., SAHA D., TRIPATHI S. K. IP on ATM local area networks. **IEEE Communications Magazine**, v. 32, n. 08, p. 52-59, 1994.

- CHEN, T. M., LIU S. S. Management and control functions in ATM switching systems. **IEEE Network**, v. 08, n. 07, p. 27-41, 1994.
- CLARK, D.D., SHENKER, S., ZHANG, L. Supporting real-time applications in an integrated services packet network: architecture and mechanism. In: ACM SIGCOMMUNICATIONS SYMPOSIUM, 1992, Baltimore. **Proceedings ACM SIGCOMMUNICATIONS SYMPOSIUM**. Baltimore: 1992. p. 14-26.
- IETF, Reston-VA. **RFC 1483**: Multiprotocol Encapsulation over ATM Adaptation Layer 5. Finland, 1993. p.14.
- IETF, Reston-VA. **RFC 1577**: Classical IP and ARP over ATM. Palo Alto-CA, 1994a. p.18.
- IETF, Reston-VA. **RFC 1626**: Default IP MTU for use over ATM AAL5. Washington-DC, 1994b. p.05.
- IETF, Reston-VA. **RFC 1680**: Ipn Support for ATM Services. Morristown-NJ, 1994c. p.07.
- FINN, N. , MASON, T. ATM LAN emulation. **IEEE Communications Magazine**, v. 34, n. 06, p. 96-100, 1996.
- FIORETTO, G. Et al. Connectionless service handling within B-ISDN. In: IEEE GLOBECOM, 1991, Phoenix, **Proceedings of IEEE GLOBECOM**. Phoenix: 1991. p. 217-222.
- FISCHER, W., WALLMEIER, E., WOSTER, T., DAVIS, S. P., HAYTER, A. Data communications using ATM: architectures, protocols, and resource management. **IEEE Communications Magazine**, v. 32, n. 8, p. 24-33, 1994.
- FISCHER, W., STIEFEL, R., WORSTER, T. An ATM system and network architecture in field trial. In: GLOBECOM'93, 1993, Houston, **Conference Record**. Houston: 1993. p.1476-1479.
- FLOYD, S., JACOBSON, V. Link-sharing and resource management models for packet networks. **IEEE/ACM Trans. Networking**, v. 03, n. 04, 1995.
- GARRET, M. W. A service architecture for ATM: from applications to scheduling. **IEEE Network**, v. 10, n. 05, p. 6-14, 1996.
- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendation I.311**: "General Network Aspects", 1991a.
- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendation I.321**: "B-ISDN Protocol Reference Model and Its application", Melbourne, 1991b. p.11.

- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendation I.233**: Frame Mode Bearer Services, Geneva, 1992. p.48.
- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendation I.113**: "Vocabulary for B-ISDN", Helsinki, 1993a.
- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendations I.150**: "B-ISDN Asynchronous Transfer Mode Functional Characteristics", Helsinki, 1993b. p.12.
- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendation I.211**: "B-ISDN Service Aspects", Helsinki, 1993c. p.14.
- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendation I.350**: "General Aspects of Quality of Service and Network Performance in Digital Networks, Including ISDN", Helsinki, 1993d. p.12.
- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendation I.361**: "B-ISDN ATM Layer Specification", Helsinki, 1993e. p.16.
- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendation I.362**: "B-ISDN ATM Adaptation Layer (AAL) Description", Helsinki, 1993f. p.05.
- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendation I.363**: "B-ISDN ATM Adaptation Layer (AAL) Specification", 1993g.
- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendation I.364**: "Support of the Broadband Connectionless Data Bearer Service by the B-ISDN", Helsinki, 1993h. p.14.
- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendation I. 413**: "B-ISDN User-Network Interface", Helsinki, 1993i. p.13.
- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendation I.580**: "General Arrangements for Interworking between B-ISDN and 64 kb/s ISDN", Helsinki, 1993j. p.18.
- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendation I.371**: "Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN", Jul. 1995. P.63
- ITU-T, Geneva, Switzerland. **Recommendation I.610**: "B-ISDN Operation and Maintenance Principles and Functions", Helsinki, 1996. P.50.
- KAVAK, N. Data communication in ATM networks. **IEEE Network**, v. 09, n. 05, p. 28-37, 1995.
- KAWARASAKI, M., JABBARI, B. B-ISDN Architecture and protocol. **IEEE Journal on Selected Area in Communication**, v. 9, n. 9, p. 1405-1415, 1991.
- MCDYSAN, D. E., SPOHN, D. L. **ATM: theory and application**. United States of America: McGraw-Hill, 1995.

- MONTEIRO, J. A. S. **Rede digital de serviços integrados de faixa larga (RDSI-FL)**. Recife: UFPE-DI, 1994.
- MURAKAMI K., et al., Communication service and media control using ATM. **IEICE Trans. Comm.**, v.E 74, n. 04, p. 772-779, 1991.
- NEWMAN, P. ATM local area network. **IEEE Communications Magazine**, v. 32, n. 03, p. 86-98, 1994.
- PRYCKER, D., M. **Asynchronous transfer mode: solution for broadband ISDN**. 3. ed.. Great Britain: Prentice Hall, 1995.
- PRYCKER, D. M., PESCHI, R., VAN LANDEGEM, T. B-ISDN and the OSI protocol reference model. **IEEE Network**, v. 07, n. 03, p. 10-18, 1993.
- ROCHER, E. Y. ULAN versus ISDN. **IEEE Communication Magazine**, v. 25, n. 4, p. 18-32, 1987.
- RUDIN, H., MUELLER, H. Dynamic routing and flow control. **IEEE Trans. Communications**, v. 28, n. 07, julho 1980.
- SAADAWI, T. N., AMMAR, M. H., HAKEEM, A. E. **Fundamentals of Telecommunication Networks**. United States of America: John Wiley & Sons, Inc., 1994.
- SAITO, H. et al. Traffic control technologies in ATM networks. **IECE Trans.**, v. 74, p. 761-771, abril 1991.
- SOARES, L. F. G., LEMOS, G., COLCHER, S. **Redes de computadores: das LANs, MANs e WANs às redes ATM**. Rio de Janeiro: Campus, 1995.
- SPOHN D., **Data network design**. United States of America: McGraw-Hill, 1993.
- STAALHAGEN, L. A Comparison between the OSI reference model and the B-ISDN protocol reference model. **IEEE Network**, v. 10, n. 01 , p. 24-33, 1996.
- SUZUKI, T. ATM Adaption layer protocol. **IEEE Communications Magazine**, v. 32, n. 04, p. 80-83, 1994.
- TANENBAUM, A. S. **Redes de computadores**. Rio de Janeiro: Campus, 1994.
- VAKIL, F., SAITO, H. On congestion control in ATM networks. **IEEE Lts.**, p. 55-65, 1991
- VICKERS, B. J., SUDA, T. Connectionless service for public ATM networks. **IEEE Communications Magazine**, v. 32, n. 08, p. 34-42, 1994.

- WU, T., YOSHIKAI N., FUJII H. ATM Signaling transport network architectures and analysis. **IEEE Communications Magazine**, v. 33, n. 12, p. 90-99, 1995.
- YAMAZAKI, K., WAKAHARA, Y., IKEDA, Y. Networks and switching for B-ISDN connectionless communications. **IEICE Trans. Comm.**, v.E 76-B, n. 03, p. 229-236, 1993.
- YONEDA, S. Broadband ISDN ATM layer management: operations, administration, and maintenance considerations. **IEEE Network**, v. 04, p. 31-35, 1990.