

Mecanismos de Policiamento Múltiplas Classes para as Redes Digitais de Serviços Integrados de Faixa Larga

Este exemplar corresponde à redação final da
Dissertação devidamente corrigida e defendida
por Solange Pereira dos Santos Sobral e apro-
vada pela Banca Examinadora.

Campinas, 7 de junho de 1998.



Prof. Dr. Nelson Luís Saldanha da Fonseca
(Orientador)

Dissertação apresentada ao Instituto de Com-
putação, UNICAMP, como requisito parcial para
a obtenção do título de Mestre em Ciência da
Computação.

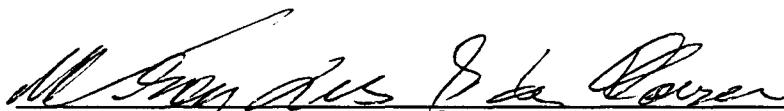
Tese de Mestrado defendida e aprovada em 22 de dezembro de 1997 pela Banca Examinadora composta pelos Professores Doutores



Prof. Dr. Luiz Eduardo Buzato



Prof. Dr. Edmundo Roberto Mauro Madeira



Prof. Dr. Nelson Luís Saldanha da Fonseca

Agradecimentos

Em primeiro lugar, agradeço a Deus pela Força que adquiri neste período da minha vida.

Agradeço aos meus pais pelo apoio total, pela força e pela confiança, sem os quais este trabalho nem teria um início. Agradeço ao meu filho, Ranom, “simplesmente” pelo seu amor e carinho, eu não teria palavras para expressar a forma como ele me ajudou. Ao meu irmão Maurício, agradeço pela empolgação que ele me transmitia em nossas conversas. Agradeço de uma forma maravilhosa, ao Nene, acima de tudo pela compreensão, companheirismo, apoio emocional, ... A ele também eu não saberia e não seria capaz de agradecer Tudo.

Aos amigos, agradeço a todos, sem citar nomes. Cada um deles teve a sua contribuição na realização deste trabalho. Aos amigos especiais, eles saberão da minha gratidão.

Finalmente, gostaria de agradecer ao professor Nelson pela orientação, dedicação e motivação; a todos os funcionários do IC pela paciência e carinho, e aos órgãos de fomento à pesquisa CNPq, através do processo número 830 231/95-1, e FAPESP, através do processo número 96/0631-3, pelo apoio financeiro, sem os quais não seria possível a realização deste trabalho.

Resumo

A futura rede de comunicação, Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga (B-ISDN), irá transportar sinais de vídeo, voz e dados de forma integrada. Diferentes aplicações multimídia requerem Qualidades de Serviço distintas. Uma das soluções para dotar a rede com a capacidade de satisfazer eficientemente requisitos diversos de Qualidade de Serviço é introduzir mecanismos de múltiplas classes na hierarquia de protocolos. Mecanismos de policiamento são utilizados para monitorar o comportamento destas aplicações, a fim de evitar o congestionamento na rede. O objetivo da presente dissertação é estudar mecanismos de policiamento múltiplas classes na concepção de redes B-ISDN.

Abstract

The Broadband Integrated Services Digital Network (B-ISDN), will transport video, voice and data signals in an integrated way. Distinct multimedia applications require different qualities of service. Introducing multi-classes mechanisms in the protocol hierarchy is one of the solutions to provide the network with the capability to satisfy efficiently diverse Quality of Service requirements. Policing mechanisms are used to monitor these applications behavior, in order to avoid network congestion. The aim of this project is to study multi-classes policing mechanisms in the context of B-ISDN networks.

Conteúdo

Agradecimentos	v
Resumo	vi
Abstract	vii
1 Introdução	1
1.1 Organização da dissertação	1
2 Arquitetura ATM	3
2.1 O Modo de Transferência Assíncrono (ATM)	3
2.2 Modelo de Referência da B-ISDN	5
2.3 A Camada Física	6
2.3.1 A Subcamada Dependente do Meio Físico (PMD)	6
2.3.2 A Subcamada de Convergência de Transmissão (TC)	7
2.3.3 Terminologia das Células	8
2.3.4 Sistemas de Transmissão	8
2.3.5 Interfaces da Camada Física	12
2.4 A Camada ATM	14
2.4.1 Primitivas de Serviço	14
2.4.2 Formato das Células ATM	15
2.4.3 Conexões ATM	17
2.4.4 Sinalização	18
2.5 A Camada de Adaptação (AAL)	19
2.5.1 Classes de Serviço	19
2.5.2 Estrutura do AAL	21
2.6 O Plano de Controle	22
2.7 O Plano de Gerenciamento	23
2.7.1 Operação, Administração e Manutenção (OA&M)	24

3	Controle de Tráfego	25
3.1	Congestionamento	25
3.2	Modelo de Referência	26
3.3	Qualidade de Serviço (QoS)	27
3.4	Descritores de Tráfego	28
3.5	Controles de Tráfego e de Congestionamento	29
3.5.1	Controle de Admissão	29
3.5.2	Policciamento	29
3.5.3	Descarte Seletivo	34
4	Mecanismos de Policiamento com Múltiplos Estados	36
4.1	Mecanismos de Policiamento com Múltiplos Estados	38
4.1.1	Mecanismos de Policiamento com Dois Estados	38
4.2	Análises de Desempenho do Mecanismo com Dois Estados	42
4.2.1	Modelos de Fontes de Tráfego	42
4.2.2	Métricas de Desempenho	43
4.3	Resumo dos Resultados	53
5	O Uso de Múltiplas Classes de Prioridade em Controle de Congestionamento	54
5.1	Mapeamento em Múltiplas Classes para Mecanismos de Policiamento de Estado Único	55
5.1.1	Exemplo do Mapeamento em Múltiplas Classes utilizando Mecanismos de Policiamento de Estado Único	55
5.2	Mapeamento em Múltiplas Classes para Mecanismos de Policiamento de Dois Estados	56
5.2.1	Exemplo do Mapeamento em Múltiplas Classes utilizando Mecanismos de Policiamento de Dois Estados	57
5.3	Análise de Sensibilidade do Mapeamento em Múltiplas Classes	58
5.3.1	Resultados do Mapeamento Múltiplas Classes associado ao LB	58
5.3.2	Resultados do Mapeamento Múltiplas Classes associado ao MLLB	64
5.4	Uso Integrado de Policiamento e Descarte Seletivo para Múltiplas Classes	69
5.4.1	Resultados do LB com Mapeamento e Descarte Seletivo Múltiplas Classes	71
5.4.2	Resultado do MLLB com Mapeamento e Descarte Seletivo Múltiplas Classes	74
5.4.3	Resumo dos Resultados	76

6	Conclusões	77
6.1	Mecanismos de Policiamento Múltiplos Estados	77
6.2	Mecanismos de Policiamento Múltiplas Classes	78
6.3	Integração de Mecanismos de Policiamento e Descarte Seletivo Múltiplas Classes	79
6.4	Trabalhos Futuros	79
	Bibliografia	81

Lista de Tabelas

4.1	Parâmetros MMBP.	43
4.2	Parâmetros para os casos 1 e 2.	44
4.3	Descrição de cada experimento.	47
4.4	Parâmetros para o caso 1.	47
5.1	Limite em cada nível do LB/Mapeamento.	59
5.2	Variação do $Limite_1$ do LB/Mapeamento.	60
5.3	Variação do $Limite_1$ do LB/Mapeamento.	60
5.4	Variação do $Limite_2$ do LB/Mapeamento.	61
5.5	Variação do $Limite_2$ do LB/Mapeamento.	62
5.6	Variação do $Limite_3$ do LB/Mapeamento.	63
5.7	Parâmetros MLLB/Mapeamento.	64
5.8	Tempo de Permanência em cada nível do MLLB/Mapeamento.	64
5.9	Variação do $Limite_1$ do MLLB/Mapeamento.	68
5.10	Parâmetros da Fonte.	71
5.11	Limites do LB/Mapeamento.	71
5.12	Taxa Gerada X Taxa de Perda no DS.	72
5.13	Parâmetros da Fonte.	72
5.14	Limites do LB/Mapeamento.	72
5.15	Taxa Gerada X Taxa de Perda no DS.	73
5.16	Limites do LB/Mapeamento.	73
5.17	Taxa Gerada X Taxa de Perda no DS.	73
5.18	Parâmetros da Fonte.	74
5.19	Tempo de Permanência em cada nível do MLLB/Mapeamento.	74
5.20	Tempo de Permanência em cada nível do MLLB/Mapeamento.	75
5.21	Taxa de Perda no DS para o MLLB/Mapeamento para os 2 níveis de prioridade.	75
5.22	Taxa de Perda no DS para o MLLB/Mapeamento para os níveis 1 e 4 de prioridade.	75

Lista de Figuras

2.1	ATM X STM	4
2.2	Classes de Tráfego.	5
2.3	Modelo de Referência dos Protocolos da B-ISDN.	6
2.4	Hierarquias Digitais Atuais.	9
2.5	Hierarquia Digital Síncrona.	11
2.6	Estrutura do STM-1.	11
2.7	Transporte de Células ATM num quadro STM-1.	13
2.8	Formato das células ATM para UNI e NNI.	16
2.9	Identificadores das Conexões da Camada ATM.	17
2.10	Comutação de Canais e Caminhos Virtuais.	18
2.11	A camada AAL.	19
2.12	Classes de Serviços definidas na I.362 do ITU-T.	20
3.1	Configuração de Referência para os Controles de Tráfego e de Congestionamento.	26
3.2	Diagrama Funcional do Leaky Bucket.	32
3.3	Evolução do Contador para o JW.	33
3.4	Evolução do Contador para o SW.	34
4.1	Os dois estados dos mecanismos.	39
4.2	A Probabilidade de Violação como uma função do $Limite_1$	45
4.3	A Probabilidade de Violação como uma função do $Limite_1$ para diferentes valores do $Limite_2$	46
4.4	A Probabilidade de Violação como uma função da Taxa de Pico.	48
4.5	A Taxa Filtrada como uma função da Taxa de Pico.	49
4.6	A Probabilidade de Violação como uma função do Tamanho Médio da Rajada.	50
4.7	A Probabilidade de Violação com uma função da Taxa Baixa.	51
4.8	A Probabilidade de Violação como uma função da Taxa média de Transmissão.	52

5.1	Mapeamento em Múltiplas Classes integrado a um mecanismo de policiamento de Estado Único.	55
5.2	Mapeamento em múltiplas classes integrado a um mecanismo de policiamento de Dois Estados.	56
5.3	Uso integrado dos Mecanismos de Policiamento e Descarte Seletivo Múltiplas Classes.	70

Capítulo 1

Introdução

A futura rede de comunicação Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga (B-ISDN¹) irá transportar sinais de vídeo, voz e dados de forma integrada. Diferentes aplicações multimídia requerem Qualidades de Serviço distintas, como por exemplo, aplicações baseadas em voz são sensíveis ao retardo mas podem tolerar um certo grau de perdas. Por outro lado, aplicações de dados são sensíveis a perdas mas podem tolerar certos retardos. Uma das soluções para dotar a rede com a capacidade de satisfazer eficientemente requisitos diversos de Qualidade de Serviço é introduzir mecanismos de múltiplas classes em sua hierarquia de protocolos[1]. Entende-se por classe de serviço um subconjunto do universo de células que possui tratamento diferenciado, em termos de transporte, das demais células pertencentes a outros subgrupos.

O objetivo desta dissertação de mestrado é estudar mecanismos de policiamento, na concepção de uma rede B-ISDN, com múltiplas classes. O conceito de classes de serviços, no contexto da presente dissertação, refere-se a grupos de células com diferentes prioridades de descarte. Em um mecanismo de policiamento, células cujo comportamento violam o contrato do estabelecimento da conexão, podem ser tanto descartadas na interface do usuário com a rede como simplesmente marcadas com baixa prioridade. Uma célula marcada pode, posteriormente, ser descartada caso ela visite um multiplexador que esteja experimentando uma situação de transbordo.

1.1 Organização da dissertação

O objetivo deste capítulo é dar subsídios para o entendimento dos demais capítulos. No Capítulo 2, são introduzidos os conceitos básicos da arquitetura ATM, que fundamentam

¹Do ingles *Broadband Integrated Service Digital Network*

o desenvolvimento deste trabalho e ajudam na compreensão dos objetivos do mesmo. No Capítulo 3, é apresentada uma visão geral sobre o controle de tráfego e sobre os mecanismos utilizados nos estudos relativos a esta dissertação. No Capítulo 4 são apresentados os mecanismos de policiamento com múltiplos estados. No Capítulo 5 é apresentado um estudo sobre o uso de múltiplas classes de prioridade em controle de congestionamento. Finalmente, o Capítulo 6 faz uma análise e conclusão deste trabalho, apontando assuntos que poderão ser explorados futuramente.

Capítulo 2

Arquitetura ATM

A arquitetura básica ATM apresenta facilidades de transferência de mensagens e de sinalização. Este capítulo visa abordar aspectos de arquitetura da B-ISDN, descrevendo as funções de cada uma de suas camadas, o funcionamento geral desta rede e os seus serviços.

2.1 O Modo de Transferência Assíncrono (ATM)

Tradicionalmente, diferentes sistemas de comunicação, foram desenvolvidos para o transporte de tipos especializados de tráfego (telefonia, vídeo, comunicação de dados, etc.). O ideal de uma única rede capaz de transportar integradamente vídeo, voz e dados, motivou o conceito das redes de serviços integrados [2]. A Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga (B-ISDN) é a novíssima geração de redes de comunicações que fornecerá a infraestrutura de transporte para uma variedade de fontes de tráfego num ambiente integrado a altas velocidades [3].

Modo de Transferência Assíncrono (ATM¹) é a tecnologia apontada pelo ITU-T como padrão para implementar as B-ISDN[4]. ATM é um protocolo orientado à conexão, onde toda informação é empacotada e transferida em unidades de tamanho fixo (53 octetos) e de formato padronizado denominadas células. O roteamento das células é baseado em informações contidas em seus cabeçalhos.

O termo modo de transferência envolve tanto aspectos de transmissão como de comutação e de multiplexação numa rede de telecomunicações [3]. Basicamente, há dois modos de transferência: o modo de transferência síncrono (STM²) e o modo de trans-

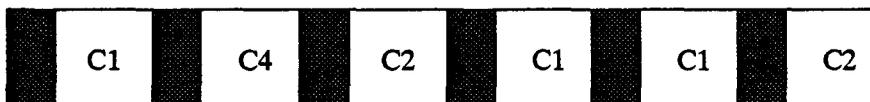
¹Do inglês, *Asynchronous Transfer Mode*

²Do inglês, *Synchronous Transfer Mode*

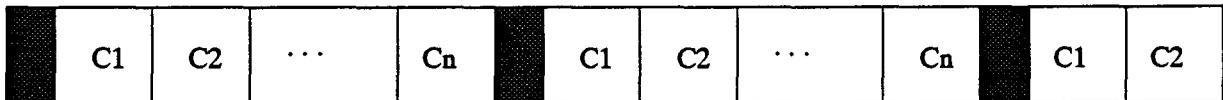
ferência assíncrono (ATM)[10].

O STM é baseado no conceito de comutação por circuitos (circuit-switching). Nele, a capacidade total de um canal de transmissão é alocada periodicamente a cada um dos subcanais que o utilizam (esquema de reserva), através da multiplexação por divisão de tempo síncrona (STDM - Synchronous Time Division Multiplexing). No STM o tempo é dividido em quadros de tamanho fixo, que por sua vez são divididos em *slots* de tamanho fixo. Células de um mesmo par origem-destino são sempre transmitidas no mesmo *slot* em cada quadro.

Por outro lado, o ATM é baseado no conceito de comutação por células (pacotes de tamanho fixo) e na multiplexação por divisão do tempo assíncrona (ATDM - Asynchronous Time Division Multiplexing) - onde não há alocação física de intervalos de tempo a subcanais. A ocupação do canal é feita sob demanda (Figura 2.1).



Multiplexação por Divisão do Tempo Assíncrona



Multiplexação por Divisão do Tempo Síncrona

Figura 2.1: ATM X STM

No modo STM, quem atribui novas conexões aos *slots* e libera *slots* não mais usados para o *pool* de *slots* é um controlador de rede. O número de *slots* por quadro e o tempo de chaveamento de um quadro determinam a taxa de transmissão de uma linha e a taxa de transmissão de uma conexão. Um problema com o modo STM, é o desperdício de banda de passagem alocada e não utilizada. Se ao invés de alocar um *slot* em cada quadro, fosse colocado, em cada célula, um identificador único da conexão na linha, poder-se-ia livrar do controlador de rede. Desta forma, as células seriam comutadas em multiplexadores ultra-rápidos, que tomam decisões de roteamento em tempo real. O uso de um identificador de origem/destino no cabeçalho da célula ATM, permite a rede transportar um número elevado de conexões.

A utilização de multiplexação estatística nas redes ATM torna melhor aproveitável o meio de comunicação na presença do tráfego em rajadas (*bursty*), isto é, tráfego com taxas de transmissão variáveis onde intercalam-se períodos ativos (durante os quais transmite-se à taxa de pico) e períodos inativos (permanece em silêncio), Figura 2.2.

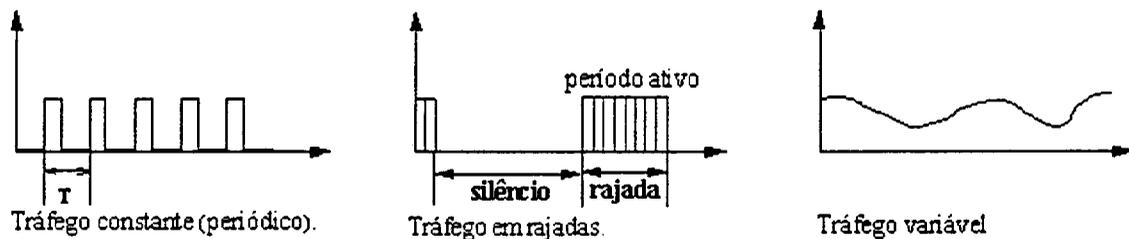


Figura 2.2: Classes de Tráfego.

Alguns desafios, tais como a variação no retardo das células e a possibilidade de perda das mesmas, são devidos ao uso de multiplexação estatística no Modo de Transferência Assíncrono e são tratados pelos mecanismos de controle de rede.

2.2 Modelo de Referência da B-ISDN

O modelo de referência das redes B-ISDN reflete os princípios da comunicação em camadas definida na Recomendação X.200 que corresponde ao modelo de referência para a conexão de sistemas abertos (OSI-RM) para aplicações da ITU-T. Ele é composto de três planos, Figura 2.3, descritos sucintamente abaixo.

O **plano do 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. Ele trata toda a sinalização referente ao estabelecimento, supervisão e liberação de chamadas e conexões. Finalmente, o **plano de gerenciamento** possui funções de gerenciamento das camadas e do plano. As funções de gerenciamento do plano são relativas ao sistema como um todo e tratam da coordenação entre os planos. Por outro lado, o gerenciamento das camadas trata dos fluxos de informação de operação

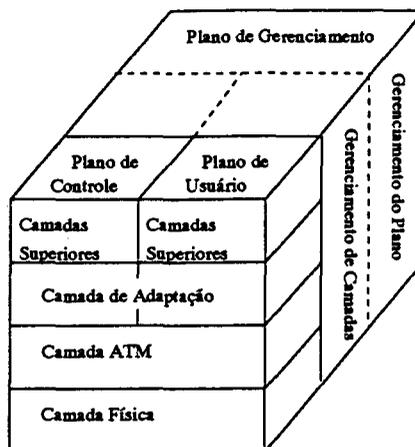


Figura 2.3: Modelo de Referência dos Protocolos da B-ISDN.

e manutenção (OAM³) específicos de cada camada.

Apenas os planos de usuário e de controle são divididos em camadas (física, ATM e de adaptação ATM), apresentadas a seguir.

2.3 A Camada Física

A camada física provê aspectos de transmissão dos *bits* através do meio físico. Sua função básica é fornecer à camada ATM uma interface independente do meio físico de transmissão. A camada física é dividida em duas subcamadas: a subcamada dependente do meio físico (PMD⁴) e a de convergência de transmissão (TC⁵).

2.3.1 A Subcamada Dependente do Meio Físico (PMD)

A subcamada PMD realiza apenas funções dependentes do meio físico utilizado, tais como a transmissão e o alinhamento de *bits* e a conversão eletro/ótica. É ela quem provê a temporização real de transmissão de *bit* sobre o meio físico, que diz respeito à geração e recepção de sinais que são adequados ao meio e a inserção e retirada de informação de temporização de *bit*.

³Do inglês *Operation and Maintenance*

⁴Do inglês *Physical Medium Dependent*

⁵Do inglês *Transmission Convergence*

2.3.2 A Subcamada de Convergência de Transmissão (TC)

A subcamada TC é responsável por transformar o fluxo de células em um fluxo regular de *bits* e *bytes* a serem transmitidos sobre o meio físico. Quando ocorre a transmissão de células, a camada TC as envia como uma sequência de *bits* para a camada PMD. Na outra extremidade, a TC é responsável pela tarefa de enquadramento, isto é, recebe o fluxo de *bits* da subcamada PMD e os converte em um fluxo de células para a camada ATM. Ela controla todas as questões relacionadas à identificação de início e fim de cada célula no fluxo de *bits*.

As funções básicas da subcamada de convergência estão resumidas a seguir:

i. Geração e Recuperação de Quadros

Geração e recuperação (identificação) de quadros de transmissão de acordo com suas estruturas específicas;

ii. Adaptação do Quadro de Transmissão

Na direção do transmissor, esta função é responsável por encaixar o fluxo de células dentro da organização específica dos quadros de transmissão, enquanto no receptor, extrai as células destes mesmos quadros;

iii. Delimitação das Células

Torna possível a separação de células individuais a partir de um fluxo de *bits* extraído do quadro de transmissão. Para tal, busca-se uma sequência de 32*bits* seguidas de 8 *bits* que correspondam a um HEC⁶ correto. Para reduzir o risco de detecção incorreta dos limites da célula, o campo de informações da mesma é embaralhado (*scrambled*) no transmissor e uma vez identificado o cabeçalho, é desembaralhado (*descrambled*) no receptor;

iv. Geração da Sequência do HEC e Verificação do Cabeçalho da Célula

Na transmissão, os HECs são calculados e inseridos nos cabeçalhos das células. Na recepção, o HEC é recalculado e comparado com o valor transmitido, a fim de detectar erros de transmissão. Se possível, erros detectados são corrigidos, caso contrário, a célula é descartada;

v. Desassociação da Taxa de Células

A fim de adaptar a taxa de células ATM à capacidade de transmissão do sistema, esta função se encarrega de introduzir células ociosas na transmissão e de descartá-las na recepção, sempre que necessário.

⁶Do ingles, *Header Error Control*

2.3.3 Terminologia das Células

Para o ITU-T uma célula é um bloco de tamanho fixo, podendo ser classificada como:

- Célula Ociosa (camada física): célula inserida/extraída pela camada física a fim de adaptar a taxa de transmissão na interface da camada física com a ATM, à capacidade do sistema de transmissão utilizado;
- Célula Válida (camada física): é aquela cujo cabeçalho não contém erros, ou foram corrigidos pelo controle de erros de cabeçalho (HEC);
- Célula Inválida (camada física): célula cujo cabeçalho apresenta erros, os quais não foram corrigidos pelo controle de erros de cabeçalho. Esta célula é descartada pela camada física;
- Célula Designada (camada ATM): uma célula utilizada para oferecer serviço a uma aplicação que faz uso da camada ATM, e
- Célula Não-Designada (camada ATM): uma célula da camada ATM que não é classificada como designada.

2.3.4 Sistemas de Transmissão

O texto desta seção foi derivado do texto de Suruagy Monteiro [9], discutindo brevemente os meios de transmissão e, em particular sobre o SDH/SONET que deve substituir os atuais sistemas de transmissão para a comunicação entre centrais de comutação.

Hierarquia Digital Plesiócrons (PDH)

A técnica conhecida como PCM⁷ (Modulação de Código de Pulso), foi desenvolvida para a digitalização da rede telefônica. A PCM efetua amostragens do sinal analógico a intervalos regulares e transmite digitalmente a codificação binária (em 7 ou 8 *bits*) do nível analógico (tensão ou corrente) em que o sinal se encontrava no instante da amostragem.

Baseando-se em canais PCM de 64 Kbps e em decorrência do teorema de Nyquist[9], para multiplexar uma série de canais de voz em um único meio de transmissão, basta que a cada 125 μ seg sejam transmitidos 8 *bits* por canal. Desta forma, nasceu nos Estados Unidos o padrão DS-1 (ou TS-1) que reúne amostragens de 24 canais de voz em

⁷Do inglês, *Pulse Code Modulation*

um quadro de 193 *bits* ($24 \times 8 + 1$), o que resulta em uma taxa de 1,544 Mbps.

Na Europa surgiu um outro padrão, o qual foi adotado pelo ITU-T, que consiste de um quadro com 32 canais, o que equivale a uma taxa de 2.048 Mbps (canal E-1). Este formato é utilizado pela maioria dos países (inclusive o Brasil), exceto pelos Estados Unidos e Japão.

A medida que a tecnologia permitia a transmissão digital mais rápida, os canais tributários (DS-X ou E-X) foram sendo agrupados a fim de formar canais de ordem mais elevada, onde os *bits* de cada canal de ordem menos elevada são intercalados no canal de ordem mais elevada.

Na Figura 2.4, estão representadas as estruturas atuais das chamadas Hierarquias Digitais. No padrão "europeu", para exemplificação, quatro canais E-1 formam um canal E-2 a uma taxa em torno de 8 Mbps; quatro canais E-2 formam um canal E-3 a cerca de 34 Mbps; quatro canais E-3 formam um canal E-4 a cerca de 140 Mbps e quatro canais E-4 formariam um canal E-5 (ainda não padronizado) a taxas de 565 Mbps.

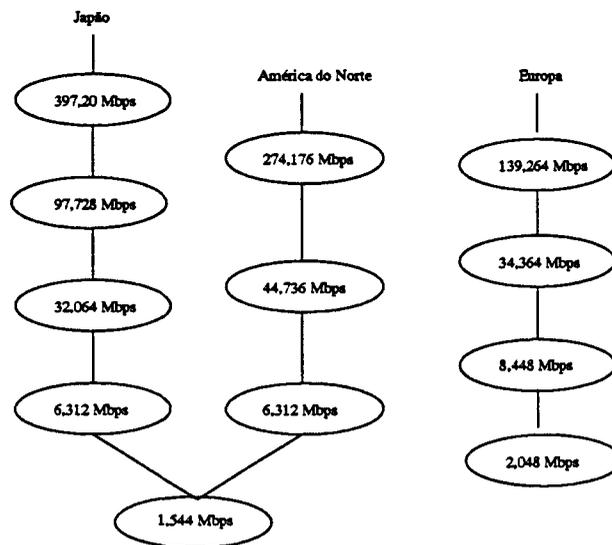


Figura 2.4: Hierarquias Digitais Atuais.

Os relógios de cada canal tributário são ligeiramente diferentes, podendo, cada um deles, trabalhar em uma certa faixa de velocidades. Este fato deve ser considerado em cada etapa da multiplexação e dele também decorre o nome "plesiócrono" uma vez que "plesio" vem do grego *plésios*, que significa próximo. O multiplexador, então, lê os *bits* dos *buffers* dos diversos tributários na taxa mais elevada permitida e, caso não encontre

nenhum *bit* pronto para transmissão (devido a um relógio mais lento), ele insere *bits* de preenchimento. O multiplexador deve também assinalar a inclusão destes *bits* para que sejam removidos pelo demultiplexador na recepção.

A hierarquia digital PDH apresenta algumas limitações evidentes. Uma existência destas destas limitações, ocorre na comunicação de dados, onde somente um conjunto discreto de taxas são disponíveis [17]. Um outro problema é encontrado quando se deseja extrair um dos canais E-1 de um canal E-4, três demultiplexações deverão ser feitas referentes a cada canal tributário e para que os demais canais prossigam para um outro ponto é necessário fazer então toda a multiplexação de volta para um canal E-4. Além disso, estes multiplexadores não são espertos o suficiente para facilitar o trabalho de gerenciamento e reconfiguração da rede em caso de falhas.

Hierarquia Digital Síncrona (SDH)/Rede Ótica Síncrona (SONET)

Em 1985, a Bellcore, começou a trabalhar em um padrão, o SONET, que além de outras vantagens, suportava taxas mais altas de transmissão. Mais tarde, a CCITT começou a participar deste trabalho, surgindo então um conjunto de recomendações chamadas de SDH⁸, as quais diferem da SONET apenas em pequenos detalhes. Atualmente, nos Estados Unidos, e em outros lugares, praticamente todo o tráfego telefônico de longa distância utiliza troncos que executam a SONET na camada física [16].

A estrutura da SDH, representada na Figura 2.5, é compatível com os canais PDH existentes, uma vez que apresenta como canais básicos o DS-1 ou o E-1. Os níveis superiores da hierarquia são comuns, unificando assim os sistemas digitais a nível mundial. A SDH suporta a multiplexação de vários canais digitais, multiplexando também canais digitais mais lentos, em um canal SDH.

A SDH/SONET utiliza a Multiplexação por Divisão do Tempo (TDM⁹), onde a largura de banda é dedicada integralmente a cada um dos subcanais por um determinado segmento de tempo. Seus quadros, transmitidos a cada 125 μ seg, apresentam um formato bem diferente. A Figura 2.6, apresenta o primeiro nível da hierarquia do Módulo de Transporte Síncrono (STM-1¹⁰), que é dividido em 9 linhas e 2 colunas. A primeira coluna, de 9 *bytes*, é constituída por informações de controle e apontadores que marcam o início do quadro de cada canal tributário facilitando sua inclusão e remoção. Já a segunda coluna,

⁸Do inglês, *Synchronous Digital Hierarchy*

⁹Do inglês, *Time Division Multiplexing*

¹⁰Do inglês, *Synchronous Transport Module*

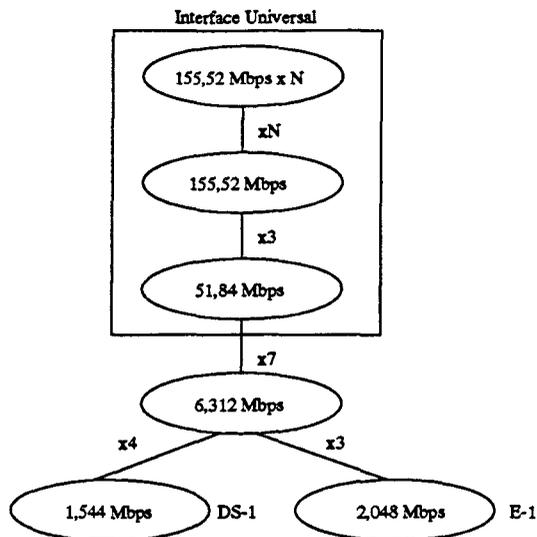


Figura 2.5: Hierarquia Digital Síncrona.

corresponde a 261 *bytes* que são utilizados para o transporte das informações (conteúdo dos canais).

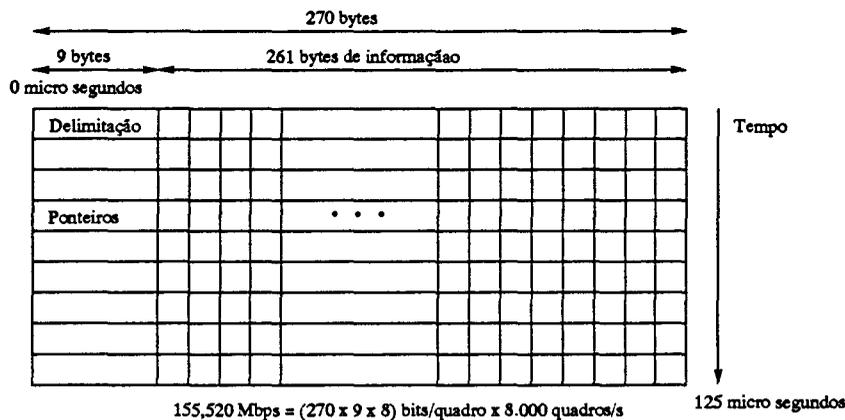


Figura 2.6: Estrutura do STM-1.

A multiplexação é realizada *byte a byte* e não mais *bit a bit* como na hierarquia PDH. Desta forma, níveis hierárquicos de mais alta ordem são construídos a partir da intercalação de *bytes* de níveis mais baixos.

2.3.5 Interfaces da Camada Física

O ITU-T especificou interfaces da camada física, dependentes do meio físico e do sistema de transmissão empregado. O Fórum ATM especificou uma outra interface baseada no FDDI¹¹.

Interface Baseada no PDH

A transferência de células ATM através da UNI¹², pode ser realizada através da estrutura de transmissão baseada em PDH. Basicamente, existem duas formas de mapear células em quadros PDH, de acordo com a taxa de transmissão correspondente. Uma delas, inspirada nos quadros SDH, apresenta octetos especiais utilizados para funções de operação e manutenção e o restante do quadro para o transporte de células. Os *bytes* de cada quadro são tratados como um fluxo constante, podendo uma célula ocupar mais de um quadro. A delimitação das células se dá através de seus cabeçalhos.

Uma segunda interface, especificada pelo Fórum ATM, define um protocolo de convergência da camada física (PLCP¹³). Os quadros PLCP são apresentados de forma a exibir uma estrutura repetitiva que intercala *bytes* de *overhead* e carga útil (conteúdo das células). Uma vez que o tamanho da célula pode ser maior que o espaço reservado para a carga útil, algumas técnicas, como colocar *bits* ociosos ou ponteiros na estrutura de *overhead* dos quadros, devem ser utilizadas.

Interface Baseada no SDH/SONET

Células podem ser transmitidas através de quadros SDH/SONET, como mostrado na Figura 2.7. As células ATM são transmitidas num *Virtual Container* (VC), sendo nele concatenadas de cima para baixo e da direita para esquerda, independente das fronteiras das linhas e das próprias células. As funções de OAM¹⁴ são transmitidas no campo de *overhead*. Os octetos destes campos que não são utilizados estão hachureados na figura.

¹¹Do inglês, *Fiber Distributed Data Interface*

¹²Do inglês, *User Network Interface*

¹³Do inglês, *Physical Layer Convergence Protocol*

¹⁴Do inglês, *Operation And Maintenance*

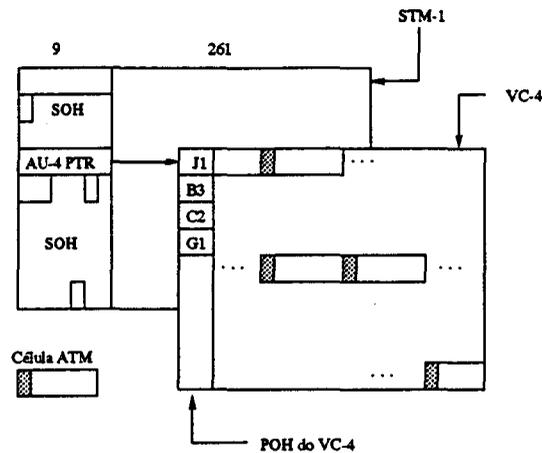


Figura 2.7: Transporte de Células ATM num quadro STM-1.

Interface Baseada no FDDI

O Fórum ATM definiu uma opção, para a UNI privada, baseada no FDDI operando a 100 Mbps com fibras multimodais. Sua camada física segue a especificação do PMD do FDDI. Funções de OAM são suportadas por uma interface provisória de gerenciamento local (ILMI¹⁵). O protocolo utiliza o código bloqueado Quatro entre Cinco (4B/5B), onde cada grupo de quatro *bits* é convertido em um símbolo de cinco *bits*. Dos 32 códigos possíveis, 16 são utilizados para representar o grupo original de *bits* e alguns dos outros símbolos são utilizados como comandos.

Interface Baseada em Células

Na interface baseada em células, o sistema de transmissão permite um fluxo contínuo de células ATM, além de *bytes* de *overhead* para o transporte de informações OAM. Não há divisão em quadros e o delineamento da células é alcançado através dos HECs.

Uma sequência de 27 células formam o quadro da camada física, sendo que a primeira delas constitui uma unidade de dados da camada física utilizada para sincronização de *byte*, sincronização de quadro e OAM da camada física. As demais 26 células são provenientes da camada ATM. Alcançando a velocidade de 155 Mbps, a adaptação das taxas de transmissão é conseguida através da inserção de células ociosas.

¹⁵Do inglês, *Interm Local Management Interface*

2.4 A Camada ATM

Imediatamente acima da camada física está a camada ATM, mantendo características independentes do meio físico. A camada ATM lida com o transporte de células entre origem e destino, envolvendo algoritmos e protocolos de roteamento dentro dos comutadores¹⁶. Todo o processamento nela realizado, se dá a partir da geração e inspeção dos campos do cabeçalho da célula.

A camada ATM é orientada a conexão, apresentando como elemento básico o *canal virtual*, também chamado de circuito virtual. Entende-se por canal virtual, uma conexão de uma origem para um destino, embora o conceito inclua também conexões *multicast*. A camada ATM não oferece confirmação, uma vez que o ATM foi projetado para redes de fibra ótica, porém, garante que as células enviadas num mesmo canal virtual jamais chegarão fora de ordem[16].

As funções da camada ATM incluem: a multiplexação de células de canais e caminhos virtuais, definidos na Seção 2.4.3, em um único fluxo, bem como a demultiplexação do fluxo de células; geração e remoção dos cabeçalhos das células; controle de fluxo na interface usuário-rede (UNI), e a tradução dos identificadores de caminho e canal virtuais nos comutadores a fim de chavear e rotar células.

2.4.1 Primitivas de Serviço

As primitivas de serviço trocadas entre a camada ATM e sua camada imediatamente superior (AAL) são as seguintes:

- *ATM.DATA.request* (ATM_SDU, prioridade de perda, indicação de congestionamento, ATM_user_to_user indication)
- *ATM.DATA.indication* (ATM_SDU, indicação de congestionamento, ATM_user_to_user indication)

Quando a camada superior deseja enviar uma unidade de informação (ATM_SDU) através da conexão, ela utiliza a primitiva *ATM.DATA.request*. Já a *ATM.DATA.indication* é utilizada para indicar, à camada superior, a chegada de uma ATM-SDU. Os parâmetros determinados por estas primitivas estão definidos abaixo:

¹⁶Termo da tecnologia ATM que corresponde aos roteadores

- ATM_SDU¹⁷: unidade de informação da camada ATM;
- prioridade de perda: em caso de congestionamento, este parâmetro informa a importância da célula para um possível descarte;
- indicação de congestionamento: mostra se a ATM_SDU passou por algum nó da rede em situação de congestionamento, e
- ATM_user_to_user indication: através deste parâmetro, os usuários da camada ATM podem demonstrar o tipo da informação sendo carregada naquela ATM_SDU.

A camada ATM troca primitivas de serviço também com a camada física, a saber:

- *PHY_DATA.request* (PHY_SDU)
- *PHY_DATA.indication* (PHY_SDU)

Nas primitivas acima, PHY_SDU¹⁸ corresponde à unidade de informação da camada física. A primitiva *PHY_DATA.request* é enviada pela camada ATM à camada física solicitando a transferência de uma célula à uma camada ATM remota. A camada física calcula e insere o HEC na célula e a envia integralmente. A primitiva *PHY_DATA.indication* é utilizada pela camada física para avisar a ATM da chegada de uma célula.

2.4.2 Formato das Células ATM

A célula ATM apresenta um tamanho de 53 *bytes*, dos quais 5 *bytes* constituem o cabeçalho da célula e os 48 restantes representam os dados. O formato do cabeçalho é dependente da interface considerada, apresentando-se diferentemente na UNI¹⁹ (fronteira entre um *host* e uma rede ATM) e a NNI²⁰ (linha entre dois comutadores ATM, como mostrado na Figura 2.8).

Abaixo encontram-se relacionados os significados de cada um dos campos das células:

- GFC²¹: aparecendo apenas no cabeçalho da célula na UNI, este campo foi originalmente concebido para destinar-se ao controle de fluxo ou de prioridade entre os hosts

¹⁷Do inglês: *ATM Service Data Unit*

¹⁸Do inglês: *PHY Service Data Unit*

¹⁹Do inglês: *User-Network Interface*

²⁰Do inglês: *Network-Network Interface*

²¹Do inglês: *Generic Flow Control*

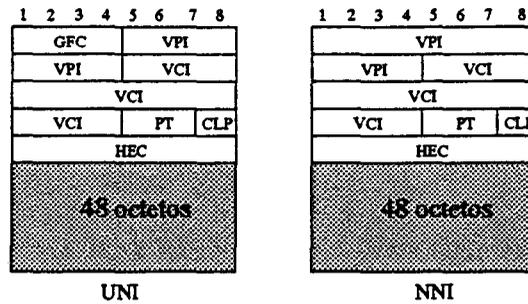


Figura 2.8: Formato das células ATM para UNI e NNI.

e as redes. Portanto, como o seu uso ainda não foi padronizado, ele é simplesmente ignorado pela rede;

- VPI²²: este campo apresenta 8 *bits* no formato UNI e 12 *bits* no NNI. Sua finalidade é selecionar um caminho virtual, que é constituído por um grupo de canais virtuais;
- VCI²³: utilizado para identificar um canal virtual, dentro de um caminho virtual. Os campos VCI e VPI, são necessários para que os comutadores efetuem o chaveamento das células;
- PT²⁴: indica o tipo de carga que a célula carrega;
- CLP²⁵: este campo indica a prioridade da célula. Havendo congestionamento, os comutadores tentarão descartar células de acordo com este campo, procurando sempre descartar primeiro as de menor prioridade;
- HEC²⁶: utilizado pela camada física, este campo é uma soma de verificação usado para conferir o cabeçalho e não a carga.

Depois do cabeçalho, vêm os 48 *bytes* de carga útil. Porém, nem todos os 48 *bytes* estão disponíveis para o usuário, uma vez que alguns protocolos ALL colocam seus cabeçalhos e *trailers* dentro da carga útil.

²²Do inglês, *Virtual Path Identifier*

²³Do inglês, *Virtual Channel Identifier*

²⁴Do inglês, *Payload Type*

²⁵Do inglês, *Cell Loss Priority*

²⁶Do inglês, *Header Error Control*

2.4.3 Conexões ATM

O ATM é um modo de transferência orientado a conexões, que aceita canais virtuais permanentes e canais virtuais comutados, como aqueles utilizados pelas chamadas telefônicas. Desta forma, antes da transferência de qualquer informação, é necessário que seja estabelecida, ou que já exista permanente, uma conexão virtual entre origem e destino.

Durante a fase de estabelecimento de uma conexão, ou na contratação do serviço no caso de conexões permanentes, são especificados os endereços completos do chamador e chamado(s); as características e exigências do tráfego a ser gerado, e um identificador é associado àquela conexão.

O identificador de uma conexão é determinado através de dois campos: o identificador de caminho virtual (VPI²⁷) e o identificador de canal virtual (VCI²⁸). Segundo a ITU-T, um *canal virtual* é um conceito utilizado para descrever o transporte unidirecional de células ATM associadas por um único identificador comum e o *caminho virtual* é um conceito utilizado para descrever o transporte unidirecional de células pertencentes a canais virtuais que estão associados a um mesmo identificador. O conceito de caminho virtual representa um conjunto de canais virtuais (VCIs), como pode-se observar na Figura 2.9, e foi introduzido a fim de possibilitar a comutação de um grupo de canais virtuais como um todo, diminuindo assim o *overhead* de processamento das conexões de canais virtuais entre uma mesma origem e um mesmo destino. Esta economia de processamento nos nós de comutação é de suma importância num contexto de redes de faixa larga, onde têm-se um número elevado de conexões.

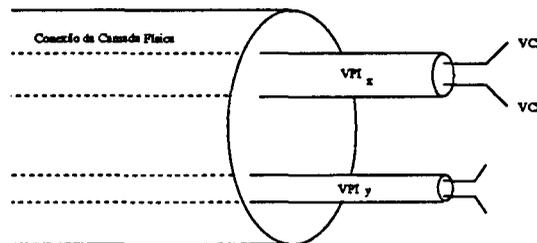


Figura 2.9: Identificadores das Conexões da Camada ATM.

Existem dois tipos de conexões possíveis em ATM. A conexão de canais virtuais (VCC²⁹) e a conexão de caminho virtual (VPC³⁰). Denomina-se VCC, a conexão entre um

²⁷Do inglês, *Virtual Path Identifier*

²⁸Do inglês, *Virtual Channel Identifier*

²⁹Do inglês, *Virtual Channel Connection*

³⁰Do inglês, *Virtual Path Connection*

ponto onde o identificador de canal virtual (VCI) é criado e o ponto onde ele é removido ou traduzido. De maneira semelhante, dá-se o nome de VPC, à conexão entre o ponto onde o VPI é criado e o ponto onde o mesmo é removido ou traduzido.

No trajeto da célula ATM entre origem e destino, pode ser efetuada a comutação de caminhos virtuais ou a de canais virtuais, vide a Figura 2.10. Na primeira, o comutador faz um mapeamento apenas dos VPIs correspondentes ao mesmo caminho virtual nas duas interfaces, sem se preocupar com os VCIs, reduzindo, assim, o processamento no comutador. Por outro lado, na comutação de canais virtuais é necessário ao comutador mapear não apenas VPIs, mas também os VCIs.

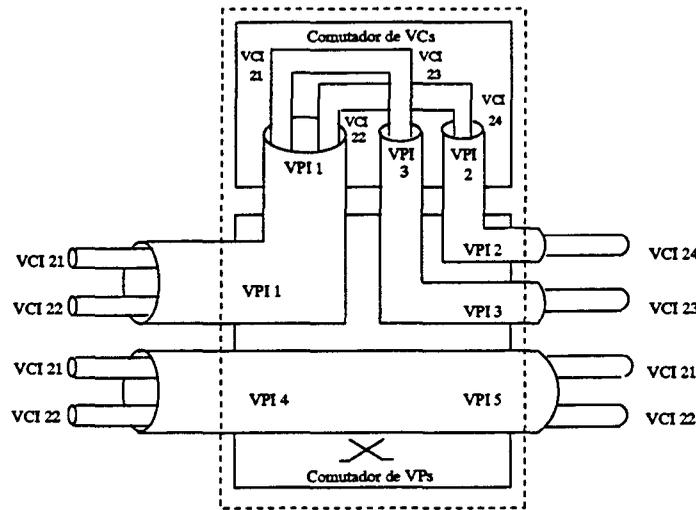


Figura 2.10: Comutação de Canais e Caminhos Virtuais.

2.4.4 Sinalização

O responsável por toda a sinalização de estabelecimento e fechamento de conexão é o plano de controle. Ele utiliza a camada ATM para o transporte de informações de sinalização, que é feito através de uma conexão alocada somente para este fim (sinalização *out of band*). As conexões de sinalização são ponto a ponto e recebem o nome de VCCs de sinalização (SVCCs³¹). As conexões de sinalização não são permanentes. O seu processo de estabelecimento é chamado de *meta-sinalização* e utiliza uma conexão especial conhecida como *conexão de meta-sinalização*.

³¹Do inglês. *Signalling VCCs*

2.5 A Camada de Adaptação (AAL)

Enquanto a camada ATM provê um modo de transferência comum para uma variedade de serviços com características diversificadas, tais como tráfego isócrono (CBR³²) e tráfego de dados, a camada de adaptação ATM (AAL³³) tem como finalidade adaptar as características específicas de cada serviço para que sejam transportados através da rede comum ATM.

Segundo a recomendação I.362, “a camada AAL executa funções requeridas pelos planos de usuário, controle e de gerenciamento, além de suportar o mapeamento entre a camada ATM e a camada imediatamente superior. As funções executadas pela camada AAL dependem dos requisitos da camada superior. O AAL suporta múltiplos protocolos de modo a atender as necessidades específicas dos usuários do serviço AAL. Portanto, a camada AAL é dependente de serviço”.

A camada AAL é a primeira entidade de protocolo fim-a-fim, no modelo de referência das B-ISDN, como ilustrado na Figura 2.11. Desta maneira, as entidades AAL trocam informações com as suas entidades companheiras AAL, a fim de darem suporte às funções AAL.

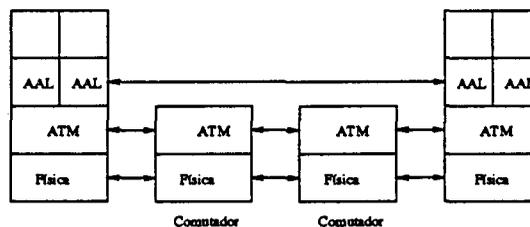


Figura 2.11: A camada AAL.

2.5.1 Classes de Serviço

A fim de minimizar o número de protocolos AAL, foram definidas 4 classes de serviços de acordo com os seguintes parâmetros: sincronização entre origem e destino (necessária ou não); taxa de transmissão (CBR ou VBR³⁴), e modo de conexão (orientado ou não à conexão). A Tabela 2.12. apresenta as características de cada classe de serviço.

³²Do inglês, *Constant Bit Rate*

³³Do inglês, *ATM Adaptation Layer*

³⁴Do inglês, *Variable Bit Rate*

	Classe A	Classe B	Classe C	Classe D
Tempo na fonte e no destino	Relacionado		Sem Relação	
Taxa de geração de bits	Constante (CBR)	Variável (VBR)		
Modo de Conexão	Orientado a Conexão			Sem Conexão

Figura 2.12: Classes de Serviços definidas na I.362 do ITU-T.

Classe A

Na classe A encontram-se aplicações que demandam serviços isócronos tais como a transmissão de áudio e vídeo a taxas constantes (sem compressão ou compactação). Os requisitos desta classe são os seguintes:

- i. pequeno atraso máximo;
- ii. variação do atraso desprezível;
- iii. manutenção do intervalo de tempo no transporte de *bits*/octetos, e
- iv. transmissão completa da cadeia de *bits*/octetos (completa no sentido de que nenhuma informação será perdida e nem a ordem alterada).

O AAL deverá exercer determinadas funções para este tipo de classe, tais como: tratamento de erros; compensação da variação estatística do retardo; recuperação do relógio da origem, e quebra e remontagem de quadros em células.

Classe B

Esta classe apresenta os mesmos requisitos da classe A, porém engloba aplicações de áudio e vídeo cujas reproduções são feitas à taxa constante, mas que podem ser codificadas com taxas variáveis através da compressão ou compactação.

Classe C

Esta classe envolve serviços não isócronos, orientados a conexão. Um exemplo desta classe de serviço é a transferência de quadros de N-ISDN³⁵. Os requisitos básicos desta classe são:

³⁵Do inglês *Narrowband Integrated Service Digital Network*

- i. atraso máximo moderado;
- ii. variação moderada do atraso;
- iii. ausência do requisito de sincronização entre unidades de dados, e
- iv. cadeia de unidades de dados de serviço de comprimentos variáveis, mantendo o seu conteúdo e delimitações.

Foram definidos dois modos de serviço: o *modo mensagem*, que permite a transferência de apenas um quadro de informação e o *modo de fluxo*, que permite a transferência de vários quadros. Algumas das funções que a AAL deve prover são: quebra e remontagem de mensagens, e detecção e sinalização de erros de informação.

Classe D

A classe D apresenta os mesmos requisitos básicos apresentados pela classe C. Seus serviços envolvem serviços com taxas variáveis e não orientados a conexão, como por exemplo os serviços de redes comutadas por pacotes sem conexão (TCP-IP).

2.5.2 Estrutura do AAL

A camada AAL é estruturada em duas subcamadas lógicas: a subcamada de convergência (CS³⁶) e a subcamada de segmentação e remontagem (SAR³⁷). A subcamada CS efetua tarefas tais como multiplexação, detecção de perdas de células e recuperação da relação temporal da informação original no destino. As funções da SAR envolvem a segmentação de PDU's das camadas superiores em comprimento compatível com o campo de informações de uma célula ATM (48 *bytes*), na transmissão, e a remontagem, na recepção, do campo de informações das PDU's das camadas superiores a partir dos campos de informação de células ATM. Um mesmo SAR pode ser comum a diversos protocolos ATM, ao contrário da CS que apresenta funções específicas a um dado protocolo de alto nível.

Basicamente, existem cinco tipos de AAL, apresentadas a seguir. Além destes, existe ainda uma AAL de sinalização (SAAL³⁸), que não é utilizada para serviços de usuário, e sim para suporte às conexões de sinalização entre comutadores ATM ou entre pontos

³⁶Do inglês, *Convergence Sublayer*

³⁷Do inglês, *Segmentation And Reassembly Sublayer*

³⁸Do inglês, *Signalling AAL*

terminais e comutadores ATM.

AAL 0

A AAL0, representa a ausência das funções da camada AAL, implementando apenas o processo que conecta o usuário da AAL ao serviço oferecido pela camada ATM[15]. Este tipo de AAL, pode ser usado por equipamentos que fornecem os seus serviços baseados na tecnologia ATM.

AAL 1

A AAL1 realiza os procedimentos necessários para fornecer serviços referentes à classe A.

AAL 2

Este tipo de AAL, efetua o necessário para fornecer os serviços de classe B.

AAL 3/4

A AAL 3/4 realiza os procedimentos necessários para fornecer serviços referentes às classes C e D. Os tipos AAL 3 e AAL 4 foram combinados durante o processo de definição das normas, quando se concluiu que os mesmos procedimentos poderiam ser executados para ambas as classes de serviço[10].

AAL 5

Realiza os procedimentos que são necessários para o fornecimento dos serviços relativos às classe C e D, porém de forma mais simples do que os realizados pelo tipo AAL 3/4.

2.6 O Plano de Controle

O plano de controle é responsável por toda a sinalização referente ao estabelecimento, supervisão e liberação de chamadas e conexões, além de executar funções críticas de

endereçamento e roteamento. A sinalização é o processo através do qual é possível o estabelecimento, manutenção e o rompimento de conexões ATM (VPCs e VCCs) de forma dinâmica. A função de sinalização deve prover os seguintes aspectos:

- i. estabelecimento, manutenção e liberação de conexões, sejam elas permanentes, semi-permanentes ou sob demanda;
- ii. suporte às configurações ponto a ponto, multiponto e difusão;
- iii. negociações das características de tráfego na fase de estabelecimento da conexão;
- iv. renegociação das características de tráfego para uma conexão já estabelecida;
- v. estabelecimento e liberação simultânea de múltiplas conexões associadas a uma única chamada;
- vi. adição e remoção de uma conexão ou usuário de uma chamada com múltiplos usuários;
- vii. reconfiguração de uma chamada multi-usuário;
- viii. suporte ao interfuncionamento com serviços que não sejam suportados diretamente pela B-ISDN, e
- ix. suporte à indicação de falhas e comutação automática de proteção para conexões permanentes e semi-permanentes.

As informações de sinalização são transportadas através de canais virtuais próprios, os SVCs³⁹. Cada VP, apresenta um VC reservado para o transporte da sinalização ponto a ponto. É através da função de *metasinalização* que se dá o estabelecimento, verificação e liberação de conexões de SVCs (SVCC), as quais não são permanentes. Um *canal de metasinalização* pode controlar apenas SVCs num mesmo VP.

2.7 O Plano de Gerenciamento

O plano de gerenciamento é responsável, dentre outras funções, pelo gerenciamento das camadas e pelo tratamento dos fluxos de informações de operação, administração e manutenção. Em uma rede ATM, um sistema de gerenciamento deve executar as seguintes funções: gerenciamento de configuração, gerenciamento de falhas, coleta de dados

³⁹Do ingles, *Signalling Virtual Channel*

estatísticos, gerenciamento de conexões chaveadas e gerenciamento de conexões permanentes.

A função de **gerenciamento de configuração** refere-se ao controle operacional dos comutadores, já a de **gerenciamento de falhas** é responsável por detectar e diagnosticar falhas da rede. A **coleta de dados estatísticos** toma conhecimento dos dados importantes para uma eficiente manutenção e operação, como o número de células por conexão, número de células descartadas por conexão, etc. A **função de gerenciamento das conexões chaveadas** tem como objetivo principal a tarifação de chamadas, enquanto a função de **gerenciamento de conexões permanentes** monitora estas conexões efetuando controle sobre elas.

2.7.1 Operação, Administração e Manutenção (OA&M)

Um número mínimo de funções necessárias para a manutenção das camadas física e ATM foram definidas pela recomendação I.610. As funções básicas de operação e manutenção são especificadas em cinco fases: monitoramento de desempenho, detecção de falhas e defeitos, proteção do sistema, informação sobre falhas ou desempenho, e localização de falhas.

Entidades da rede são monitoradas na fase de monitoramento de desempenho, gerando informações que mostram os estados destas entidades. Com a detecção de falhas e defeitos, qualquer mal funcionamento é encontrado, sendo então disparados alarmes como resultado. Na fase de proteção do sistema, a entidade em falha é excluída da rede, a fim de minimizar os efeitos do seu mal funcionamento, e suas funções transferidas para outra(s) entidade(s). Informações de falha ou desempenho são propagadas a outras entidades de gerenciamento. Finalmente, caso a informação de falha não tenha sido suficiente, na fase da localização de falhas são executados testes a fim de determinar, com exatidão, a localização das mesmas.

Capítulo 3

Controle de Tráfego

Congestionamento, de uma maneira geral, diz respeito à degradação sofrida pelo fluxo de tráfego de um sistema devido à excessiva solicitação de seus recursos.

Este capítulo, abordará congestionamentos em redes de altas velocidades, bem como os mecanismos para controlá-los.

3.1 Congestionamento

De acordo com o ITU-T, congestionamento é “o estado dos elementos da rede na qual devido a sobrecarga de tráfego ou devido a sobrecarga de recursos de controle, a rede não é capaz de garantir a Qualidade de Serviço negociada tanto para as conexões existentes quanto para os novos pedidos de conexão”.

Basicamente, o congestionamento pode ser causado por flutuações estatísticas do fluxo de tráfego. As filas nos nós congestionados começam a crescer indefinidamente e eventualmente excedem a disponibilidade de espaço nos *buffers*. Esta situação leva à perda de alguns pacotes, que posteriormente podem ser retransmitidos, gerando a perda de recursos de comunicação e realimentando o congestionamento[5].

O controle de congestionamento é um problema dinâmico e o esquema adotado deve apresentar um baixo *overhead*.

3.2 Modelo de Referência

O modelo de referência extraído da recomendação I.3710, utilizado pelos controles de tráfego e de congestionamento está apresentado na Figura 3.1 a fim de apontar a localização de suas funções.

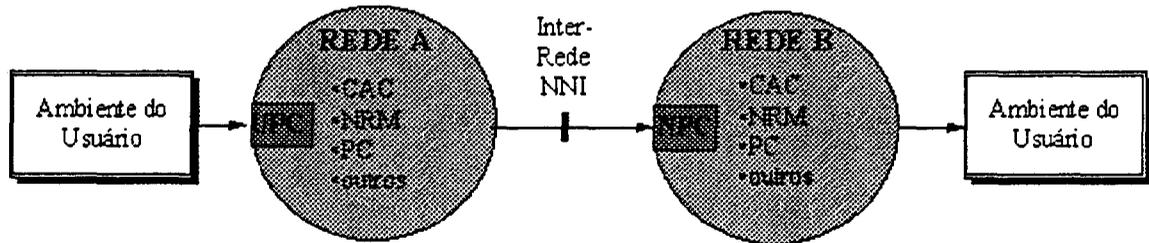


Figura 3.1: Configuração de Referência para os Controles de Tráfego e de Congestionamento.

Na Figura 3.1, NNI¹ é uma interface entre os elementos de comutação de uma mesma rede ou de redes distintas. As funções de controle incluindo UPC e NPC são as seguintes[2]:

Gerenciador dos Recursos da Rede (NRM² ou RM³)

Cuida da alocação dos recursos da rede de modo, por exemplo, a separar os fluxos de tráfego de acordo com as características do serviço.

Controle de Admissão de Conexões (CAC⁴)

Conjunto de ações que são tomadas durante a fase de estabelecimento da conexão (ou na fase de renegociação dos parâmetros).

Controle de Realimentação

É definido como o conjunto de ações que são tomadas pela rede e pelos usuários de modo a regular o tráfego submetido às conexões ATM de acordo com o estado dos

¹Do ingles. *Network Network Interface*

²Do ingles. *Network Resource Management*

³Do ingles. *Remote Multiplexer*

⁴Do ingles. *Connection Admission Control*

elementos da rede.

Controle de Parâmetros de Uso/Rede (UPC⁵/NPC⁶)

Conjunto de ações que são tomadas pela rede de modo a monitorar e controlar o tráfego entrante no acesso do usuário ou da rede, respectivamente.

Controle de Prioridades (PC⁷)

Permite ao usuário gerar fluxos de tráfego com prioridades através da utilização do bit de prioridade de perda de células. Um elemento de rede que se encontrar num estado de congestionamento poderá descartar seletivamente as células de baixa prioridade.

3.3 Qualidade de Serviço (QoS)

A Qualidade de Serviço⁸ é definida como sendo o efeito coletivo do desempenho do serviço e que determina o grau de satisfação do usuário deste serviço [2]. A seguir são descritos alguns dos parâmetros de desempenho da transferência de células ATM de acordo com a Recomendação I.356 e Fórum ATM[2] :

- i. Taxa de Perda de Células (CLR⁹): é a fração de células perdidas ou entregues tarde demais. Alguns tipos de tráfego podem tolerar um número moderado de perdas, enquanto que outros exigem perdas compatíveis com as disponíveis em canais dedicados;
- ii. Atraso de Transferência de Célula (CDT¹⁰): tempo gasto com a transferência da célula da interface origem até a interface destino. Alguns serviços são mais sensíveis a atrasos do que outros, por exemplo, informações de voz devem chegar ao destino dentro de um certo intervalo de tempo. por outro lado, o tráfego de dados é insensível a atrasos. Este requisito de atraso máximo restringe o comprimento mínimo dos *buffers*;
- iii. Variação do Atraso da Célula (CDV¹¹): descreve a variância nos tempos de transferência de células. Esta variância no atraso de transferência das células é causada

⁵Do inglês, *Usage Parameter Control*

⁶Do inglês, *Network Parameter Control*

⁷Do inglês, *Priority Control*

⁸Do inglês, *Quality of Service*

⁹Do inglês, *Cell Loss Rate*

¹⁰Do inglês, *Cell Transfer Delay*

¹¹Do inglês, *Cell Delay Variation*

por diversas características da rede ATM. Quando as células são multiplexadas, células de uma dada conexão podem ser atrasadas enquanto são inseridas células de uma outra conexão na saída do multiplexador. Analogamente, algumas células podem ser atrasadas enquanto são inseridos *bits* de controle da camada física ou células de manutenção (OAM);

- iv. Atraso Médio de Transferência de Célula: média aritmética de um certo número de atrasos de transferência de células.

3.4 Descritores de Tráfego

Os parâmetros de tráfego descrevem as características do tráfego de uma conexão ATM. Os parâmetros podem ser qualitativos ou quantitativos. O *descriptor de tráfego* para uma dada fonte é uma lista genérica dos parâmetros de tráfego usada durante o estabelecimento da conexão para especificar as características de tráfego da fonte. Alguns dos parâmetros de descrição de tráfego, são apresentados a seguir:

- i. taxa de pico (PRC¹²): representa a taxa máxima em que a fonte se compromete a transmitir. A taxa de pico refere-se à taxa máxima de geração de células;
- ii. tolerância da CDV: variação máxima permitida para o atraso das células;
- iii. taxa média: é a taxa de células média esperada ou obrigatória atingida ao longo de um intervalo pré-determinado;
- iv. comprimento máximo de uma rajada;
- v. explosividade (*burstiness*): há diversas formas de se especificar a explosividade de uma fonte, uma delas é a relação entre as taxas de pico e média, e
- vi. nível de atividade: alguns autores preferem definir um nível de atividade como sendo o inverso da explosividade.

Outros parâmetros são específicos de uma determinada classe de tráfego como é o caso do comprimento médio de uma rajada.

¹²Do ingles, *Peak Cell Rate*

3.5 Controles de Tráfego e de Congestionamento

Para B-ISDN, controles de tráfego e de congestionamento devem satisfazer a dois objetivos básicos: garantir um desempenho adequado a cada classe de serviço e prevenir que um usuário “mal comportado” degrade a qualidade de serviço dos demais.

A tentativa de tratar congestionamento pode ser realizada através de métodos que tentam preveni-lo, denominados *Controle de Congestionamento Preventivo*, ou ainda através de mecanismos que reagem à sua existência tentando aliviar o tráfego da rede, chamados de *Controle de Congestionamento Reativo*. Dentre os métodos preventivos encontram-se o controle de admissão e o policiamento, por outro lado dentre os reativos encontra-se o mecanismo de descarte seletivo. Estes três mecanismos, descritos nas próximas Seções, basicamente realizam o controle de congestionamento em redes ATM.

3.5.1 Controle de Admissão

O controle de admissão consiste em avaliar e decidir se um pedido de conexão pode ser aceito ou não. A decisão é baseada no critério de assegurar que a rede será capaz de atender as demandas de QoS desta nova conexão, bem como manter a QoS das conexões já existentes.

Para decidir se aceita uma nova conexão, o controlador de admissão (CAC) deverá acessar um conjunto de descritores para o tráfego a ser levado sobre a conexão requisitada, bem como a QoS requisitada. Uma vez que a conexão foi aceita, o CAC deverá derivar os parâmetros que serão utilizados pelo UPC correspondente, e alocar e rotear os recursos da rede.

Um problema que ocorre com estes mecanismos é que no momento de estabelecer a conexão nem todos os parâmetros, relacionados a uma determinada fonte de tráfego, são conhecidos. Portanto, não é possível uma alocação precisa o que pode gerar um desperdício de capacidades.

3.5.2 Policiamento

Os mecanismos de policiamento monitoram as conexões de modo a avaliar se elas estão se comportando de acordo com os parâmetros declarados na fase de admissão. Para qualquer estratégia de controle de admissão adotada, o uso do policiamento é inevitável. Isto porque ao longo de um caminho virtual, recursos são estatisticamente compartilhados

entre os usuários e a violação do contrato de tráfego por qualquer um deles afeta a QoS de todos.

Policimento (Controle dos Parâmetros de Uso/Rede - UPC/NPC) é definido como sendo o conjunto de ações que são tomadas pela rede de modo a monitorar e controlar o tráfego entrante no acesso do usuário ou da rede, respectivamente. A sua finalidade é proteger os recursos da rede contra violações (intencionais ou não) dos parâmetros do tráfego, as quais poderiam afetar a qualidade do serviço das conexões já existentes. Isto é alcançado através da detecção de violações dos parâmetros negociados e da tomada de ações apropriadas[3].

Um mecanismo é dito ideal quando ele não incomoda um tráfego “bem comportado”. Tal transparência significa que as células bem comportadas não serão descartadas nem marcadas como resultado de suas ações. Por outro lado, um mecanismo de policiamento ideal deveria descartar, marcar ou atrasar todas as células que violaram o contrato de tráfego.

Dentre as características desejáveis a um mecanismo de policiamento pode-se citar:

- Policiamento durante toda fase ativa e operação em tempo real. Este requisito implica que o mecanismo deve ser rápido, simples e apresentar um custo efetivo para ser implementado em hardware[5];
- Capacidade de detecção de qualquer situação ilegal de tráfego;
- Transparência: idealmente o mecanismo de policiamento dever ser transparente às conexões que respeitam o contrato de tráfego. Ao contrário, suas ações devem acontecer sobre todas as células que violam o contrato para limitar o comportamento da fonte, e
- Tempo de resposta dinâmico na detecção de violações dos parâmetros deve ser curto para evitar o *overflow* dos *buffers* na rede.

Para proteger a rede e as conexões coexistentes, ações devem ser executadas pela função de policiamento depois de detectar a violação do contrato. Basicamente três estratégias podem ser usadas a fim de tratar tráfegos excessivos: descartar células excessivas¹³; marcar células excessivas com baixa prioridade ou ainda atrasar estas células[4,5].

¹³Células excessivas são aquelas que violaram o contrato de tráfego

O **descarte de células excessivas** ocorre quando uma fonte começa a gerar células numa taxa mais alta do que a declarada no contrato. Células são descartadas até que a taxa estipulada seja novamente alcançada. Entretanto, deve ser reconhecido que os parâmetros propostos pela CCITT¹⁴ na recomendação I.311, a saber, taxa média de células; taxa pico de células e duração do pico, não são suficientes para descrever completamente o comportamento das fontes de tráfego ATM[5]. Além disso, nem todas estas características podem ser conhecidas, no momento de se estabelecer a conexão, com a exatidão necessária. Sendo assim, uma certa margem deve ser prevista entre os parâmetros do tráfego negociados e os parâmetros do tráfego realmente policiados.

A segunda estratégia, **marcar células excessivas** com baixa prioridade, consiste em marcar as células que violaram o contrato como preferidas para o descarte em caso de congestionamento[5]. Esta opção requer que mecanismos de prioridades sejam implantados dentro da rede. Durante os períodos de baixa utilização da rede, a probabilidade de perda de células marcadas deve ser reduzida consideravelmente.

Por último, o **atraso de células excessivas**[3.8], propõem armazenar as células excessivas e inseri-las na rede assim que possível (de acordo com os parâmetros especificados do tráfego). Porém tal estratégia requer uma porção adicional da capacidade de *buffer* e aumenta o atraso fim-a-fim, que é crítico para serviços de tempo real.

As Seções abaixo descrevem alguns dos mecanismos de policiamento que têm sido propostos na literatura.

Leaky Bucket (Balde Furado)

O *Leaky Bucket* (LB) é um mecanismo de policiamento ATM bem conhecido e de fácil implementação. A Figura 3.2 mostra um diagrama funcional do LB.

O *leaky bucket* consiste de um contador que é incrementado toda vez que chega uma célula pertencente à conexão que está sendo monitorada e é decrementado (se o valor for maior que zero) a uma taxa constante $B\epsilon$. O contador possui um valor máximo N (que corresponde ao tamanho máximo da pseudo-fila). As células que chegam e encontram o contador no seu valor máximo (N) são descartadas. Como mostra a figura, nenhuma célula vinda da fonte é realmente enfileirada, como conseqüência, células bem comportadas não são incomodadas nem atrasadas pelo mecanismo[4].

¹⁴CCITT - *Comité Consultatif International Télégraphique et Téléphonique*, hoje ITU-T.

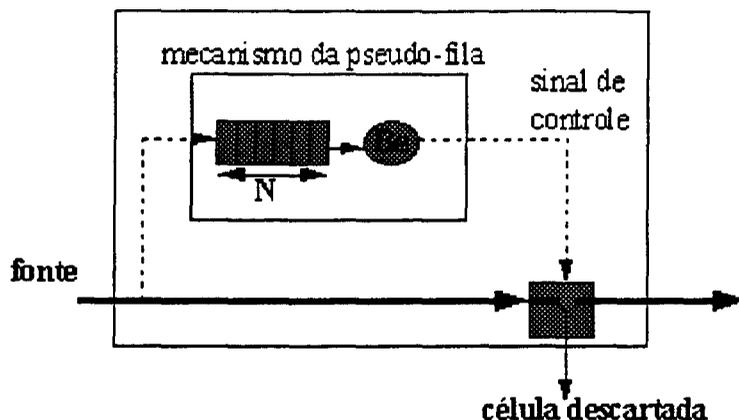


Figura 3.2: Diagrama Funcional do Leaky Bucket.

Muitas variações do LB têm sido propostas. Uma delas, o *Leaky Bucket* com Memória¹⁵, apresenta um *buffer*, no lugar da pseudo-fila, para armazenar as células que chegam e não encontram permissões disponíveis. Estas permissões são geradas a uma taxa constante (taxa média a ser controlada). Células que chegam e encontram o *buffer* cheio são descartadas. O mecanismo de policiamento adotado pela Fórum ATM chamado Algoritmo de Taxa de Células Genérica (*The Generic Rate Algorithm*), é equivalente ao *Leaky Bucket*.

Jumping Window (Janelas Saltitantes)

O mecanismo *Jumping Window* (JW) limita a N o número máximo de células, que uma fonte pode emitir dentro de um intervalo T (tamanho da janela). Para isto, usa um contador que é incrementado sempre que chega uma célula da fonte monitorada e as células só passam a serem descartadas/marcadas quando o valor do contador ultrapassar N . Um novo intervalo começa imediatamente após o final do precedente e o contador sempre é zerado ao final do mesmo. Portanto, o intervalo de tempo durante o qual uma célula contribui para o valor do contador varia de zero ao tamanho da janela. A principal desvantagem com o JW é que, com o início de uma nova janela, o mecanismo perde o passado histórico do tráfego da fonte.

¹⁵Do inglês, *Buffered Leaky Bucket*

A figura 3.3 apresenta um exemplo da evolução do contador de um JW de acordo com o tráfego advindo da fonte monitorada.

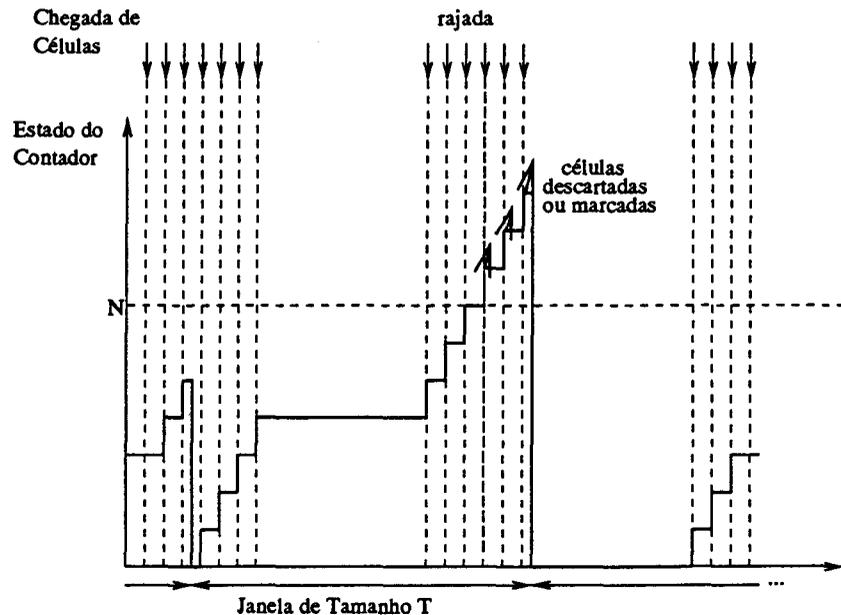


Figura 3.3: Evolução do Contador para o JW.

A complexidade de implementação deste algoritmo é equivalente à do *leaky bucket*. São necessários um contador para medir o número de chegadas e duas variáveis para guardar o limite (N) e o tamanho da janela (T).

Sliding Window (Janelas Deslizantes)

Este mecanismo é semelhante ao JW, exceto que no *Sliding Window* (SW), cada célula deve ser lembrada por um período de tempo equivalente ao tamanho da janela. Isto implica em dizer que o mecanismo precisa saber qual o instante de chegada da célula. A cada chegada de uma nova célula o contador (caso não tenha chegado ao seu valor máximo N) é incrementado de um. As células que chegam e encontram este contador com valor igual ao seu limite são descartadas/marcadas. Exatamente T intervalos de tempo após a aceitação de uma célula, o contador é decrementado de um. Daí a analogia com uma janela que desliza no tempo.

A figura 3.4 apresenta um exemplo da evolução do contador de um SW de acordo com o tráfego advindo da fonte monitorada.

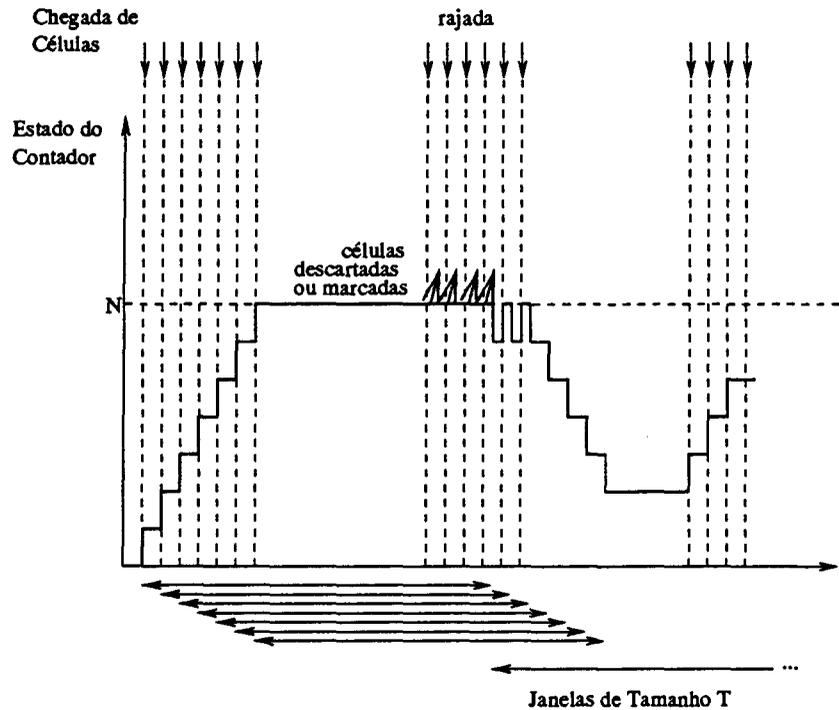


Figura 3.4: Evolução do Contador para o SW.

O SW apresenta a vantagem de não “esquecer” o passado recente do comportamento do tráfego, contudo, seu custo de implementação é alto, uma vez que ele requer que sejam armazenados o número de células que chegaram e o tempo de chegada de até N células.

Vários são os critérios que podem ser utilizados para comparar a eficácia dos mecanismos de policiamento, dentre eles estão: conformidade com o mecanismo ideal, efeito nas fontes bem comportadas (transparência), tempo de reação (resposta), complexidade de implementação e grau de eficiência.

3.5.3 Descarte Seletivo

Devido à natureza de rajadas dos tráfegos multimídia, perdas de células sempre ocorrem em redes baseadas em multiplexação estatística como as Redes ATM. A única maneira de evitar perdas é alocar banda com base na taxa de pico, o que obviamente tornaria a multiplexação estatística ineficiente. Diferentes aplicações multimídia apresentam requisitos de perdas diferentes. Por exemplo, uma conversa telefônica permite uma taxa de perda de 10^{-3} , já uma transmissão de vídeo MPEG pode tolerar taxas de perdas da or-

dem de 10^{-9} . Lidar com requisitos distintos de QoS, é uma tarefa desafiadora. O descarte seletivo é um mecanismo que busca tornar a rede apta a suportar os diversos requisitos de perda.

Em um multiplexador ATM, quando o número de células que chegam mais o número de células já armazenadas excedem a quantidade de *buffers* disponíveis, células são perdidas. O descarte seletivo descarta células, em situações de transbordo, de acordo com a classe de prioridade das mesmas. O descarte ideal deve ser tal que os dados perdidos não alterem a inteligibilidade da informação transmitida. A perda de *bits* e até de pacotes, dentro de certos limites, pode ser tolerável para algumas mídias. Deste modo, são as células que podem ser perdidas, que devem ser marcadas como tendo baixa prioridade.

A classe de prioridade das células pode ser determinada estaticamente ou dinamicamente. Se a atribuição é estática, a classe determina a importância da célula. Desta forma, células que levam informações importantes devem apresentar prioridade estática alta. Se todas as células de uma aplicação apresentarem a mesma classe de prioridade, então esta classe representa o requisito de perda daquela aplicação. Prioridades atribuídas dinamicamente são úteis para mostrar a diferença entre as características de transmissão reais e as negociadas em tempo de admissão da conexão. A atribuição dinâmica é realizada por mecanismos de policiamento que determinam a prioridade da célula de acordo com o comportamento da conexão em relação aos parâmetros negociados. Desta forma, as células com prioridades dinâmicas baixas indicam os períodos de violação de uma conexão.

Capítulo 4

Mecanismos de Policiamento com Múltiplos Estados

A multiplexação estatística foi adotada no padrão ATM devido ao seu uso eficiente da banda passante. Gerenciar distintos requisitos de Qualidade de Serviço, bem como as características de transmissão das aplicações multimídia torna o controle de congestionamento em redes ATM uma tarefa desafiadora. Este capítulo apresenta as vantagens de se adotar mecanismos de policiamento com múltiplos estados no controle de tráfego em redes ATM. Nele, também são comparados diferentes mecanismos de policiamento com múltiplos estados baseados nos mecanismos tradicionais Leaky Bucket, Sliding Window e Jumping Window.

Os mecanismos de policiamento tradicionais carecem de flexibilidade e não estão aptos a fornecerem um alto grau de multiplexação estatística na presença de fontes em rajada e na presença de fontes com taxas variáveis. Isto se deve ao pequeno número de variáveis por eles utilizadas.

Tomando como exemplo, o mecanismo *Leaky Bucket* (LB), que é implementado por um contador, uma taxa de decremento (*leaky rate*) e um limite. Na tentativa de policiar fontes em rajada, caso um limite pequeno seja escolhido para o LB, células bem comportadas são marcadas como violadoras e conseqüentemente a probabilidade de violação poderá ser alta. Ao contrário, se um limite alto é escolhido, o tempo de reação, isto é, o intervalo de tempo até que a sobrecarga seja detectada, é alongado, podendo assim gerar situações de congestionamento. Além disso, a explosividade do fluxo de saída do mecanismo de policiamento aumenta com o aumento do valor limite. Uma outra opção é escolher uma taxa de decremento próxima à taxa de pico da fonte, mas isto pode causar desperdício de banda passante, uma vez que a fonte geralmente não transmite à taxa de

pico durante o todo o tempo.

Uma variação do LB, o Leaky Bucket Multi-estado (MLLB¹), é proposta em [2]. O MLLB está apto a fazer cumprir o bom comportamento de uma fonte de tráfego em rajada, permitindo que a fonte transmita em taxas diferentes por certos períodos de tempo. Esta proposta de mecanismo introduz maior flexibilidade acrescentando mais parâmetros que podem ser regulados a fim de melhor monitorar a taxa de transmissão da fonte.

O problema que ocorre com os mecanismos tradicionais, ao policiarem fontes com taxas variáveis é que apenas dois parâmetros podem ser modificados: a taxa de decremento e o limite. Num mecanismo de policiamento com múltiplos estados, tem-se um número maior de parâmetros e, conseqüentemente, ganha-se flexibilidade no policiamento com um pequeno aumento na complexidade de implementação.

O mecanismo de policiamento com múltiplos estados, apresenta um conjunto de variáveis para cada estado. Além do conjunto tradicional de parâmetros (taxa de decremento, limite e contador), existe também um tempo de permanência máximo que uma fonte pode transmitir em um certo estado. Se o contador associado ao estado alcançar o seu limite, faz-se uma transição para um estado com uma taxa de decremento mais alta. Se o contador alcançar o seu limite e o tempo de permanência no próximo estado tiver expirado, as próximas células a chegar são consideradas como violadoras. Desta forma, consegue-se obter melhores estimativas da taxa de transmissão instântanea de uma fonte.

No decorrer do presente capítulo, investiga-se o benefício de se adotar mecanismos de policiamento com múltiplos estados baseados nos mecanismos *leaky bucket*, *jumping window* e *sliding window*. Compara-se, também, a habilidade dos diferentes mecanismos com múltiplos estados de monitorar fontes com taxas variáveis. Os exemplos numéricos mostram o impacto dos vários parâmetros de controle na eficácia dos mecanismos, ou seja, o impacto de parâmetros tais como o limite e o tamanho da janela na probabilidade de violação (probabilidade de uma célula ser marcada como violadora) e na taxa filtrada (taxa média composta apenas pelas células que não foram marcadas como violadoras). Investiga-se, também, as propriedades dos mecanismos quando o contrato de admissão é violado devido ao aumento da taxa média ou da taxa de pico da fonte. Dois processos de chegada diferentes foram utilizados: um processo Markoviano Bernoulliano Modulado (MMBP²) e um processo Auto-Regressivo (AR³). A eficiência dos mecanismos de poli-

¹Do inglês, *Multi Level Leaky Bucket*

²Do inglês, *Markov Modulated Bernoulli Process*

³Do inglês, *Auto-regressive Process*

ciamento com múltiplos estados mostrou-se insensível ao processo de chegada adotado. Finalmente, concluiu-se que os mecanismos de policiamento com múltiplos estados são mais eficientes para o controle de tráfego ATM do que suas contrapartes tradicionais e que o Leaky Bucket com Múltiplos Estados é o mais preciso na monitoração de fontes com taxas variáveis.

4.1 Mecanismos de Policiamento com Múltiplos Estados

Os Mecanismos de Policiamento com Múltiplos Estados podem ser utilizados para estimar a taxa da transmissão de uma fonte com taxas variáveis. Um mecanismo de policiamento com múltiplos estados consiste de N estados, aos quais são associados os parâmetros correspondentes a um mecanismo tradicional. No Leaky Bucket com Múltiplos Estados (MLLB) associado a cada estado i existe uma taxa $Taxa_i$ e um limite $Limite_i$, onde $Taxa_{i+1} > Taxa_i$. Nos mecanismos de janela, cada estado tem seu próprio limite e tamanho de janela. Quando a fonte aumenta sua taxa de transmissão e o contador do estado corrente alcança o seu limite, o mecanismo sofre transição para o próximo estado (com taxa mais alta do que o anterior). Se o contador do estado corrente tiver valor igual a zero, o sistema transita para um estado anterior (com uma taxa mais baixa). Portanto, a qualquer momento, o estado atual do mecanismo reflete a taxa de transmissão aproximada da fonte.

Pode-se escolher valores baixos para os limites, especialmente para estados com taxas altas, para que desta forma, o mecanismo possa detectar muito rapidamente as flutuações na taxa de transmissão. A taxa associada a cada estado depende das características do contrato e pode ser facilmente definida a partir das taxas de transmissão de uma fonte com taxas variáveis. Assim sendo, pode-se monitorar a taxa de transmissão instantânea da fonte.

4.1.1 Mecanismos de Policiamento com Dois Estados

Dado que a maioria dos critérios de controle de admissão levam em consideração apenas a taxa média e a taxa de pico, um mecanismo de policiamento com dois estados é, de uma maneira geral, suficiente para monitorar estas conexões. Desta forma, para as investigações apresentadas neste capítulo foram definidos mecanismos de policiamento com dois estados, cujo esquema geral, definido em [2] para o mecanismo LB, é demonstrado

na Figura 4.1. A granularidade destes mecanismos pode ser aumentada com a adição de mais estados, embora isto aumente sua complexidade.

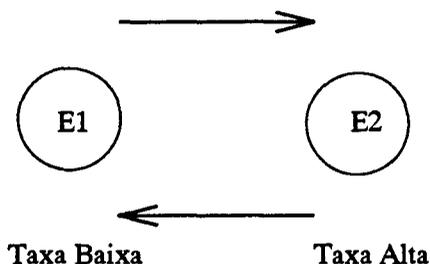


Figura 4.1: Os dois estados dos mecanismos.

Os mecanismos citados acima, consistem de dois estados E_1 e E_2 , onde a cada estado é associada um $Taxa_i$ e um $Limite_i$, onde $Taxa_{i+1} > Taxa_i$. Cada célula gerada provoca o incremento do contador associado ao estado em que o sistema se encontra. Este contador é decrementado a uma taxa constante $Taxa_i$. Quando a fonte aumenta sua taxa de transmissão, estando em E_1 , o contador C_1 alcançará o $Limite_1$ e o sistema sofre transição para E_2 . Caso o contador de E_2 chegue a zero, o sistema fará transição para E_1 novamente. Assim, o estado atual do mecanismo de dois estados refletirá aproximadamente a taxa momentânea da fonte. Os valores dos limites podem ser pequenos, especialmente para os estados de taxas altas, pois desta forma, as flutuações na taxa de transmissão da fonte poderão ser detectadas muito rapidamente. As taxas de cada estado dependem das características do contrato.

O algoritmo 4.1 ilustra a mudança de estado no mecanismo MLLB.

A fim de assegurar que o comportamento da fonte está de acordo com o comportamento negociado na fase de estabelecimento da conexão, limita-se o tempo de permanência em cada estado. Assim sendo, introduz-se um outro contador em cada estado para contabilizar o número de *time slots* que o sistema permanece nele. Este foi chamado de *timer* para distingui-lo do contador de células. No estabelecimento da conexão especifica-se o tempo máximo que uma fonte pode permanecer em cada estado, isto é, transmitindo a uma certa taxa dentro de um certo intervalo de tempo. Este intervalo é chamado *ciclo*. Por exemplo, uma fonte de televisão com alta resolução (HDTV) transmite em média a 135 Mbps durante 0.1 segundos em um intervalo de 2.1 segundos. Então 2.1 segundos é o ciclo.

O algoritmo seguinte, 4.2, ilustra o MLLB com dois estados com a introdução dos *timers*.

```

Variáveis:
i: Define o estado atual.
C[i]: Contador de células.
Taxa[i]: Taxa do i-ésimo estado.
Lim[i]: Limite.
N: Estado de taxa mais alta. */

/* O mesmo no algoritmo LB */
if 'chegou célula' C[i]++;

/* Se C[i]>0 decrementa C[i] na Taxa[i] */
C[i] = max{0,C[i]-Taxa[i]};

/* Se contador atinge o Limite */
if (C[i] == Lim[i] && i ≠ N) {
  /* Move para estado de taxa mais alta */
  i++;
  C[i] = 0;
}
else if (C[i] == 0 and i ≠ 0) { /* Se o valor do contador atinge zero */
  /* Move de volta para estado de taxa mais baixa */
  i--;
  C[i]=0;
}

```

Programa 4.1: Algoritmo de estimação do estado do MLLB.

Se o valor do contador de um certo estado alcançar o limite e o mecanismo não puder transitar para o próximo estado, devido a expiração do tempo de permanência naquele estado, então as próximas células a chegar serão marcadas. Não há limite para o tempo que uma fonte pode permanecer no estado com a taxa mais baixa. Associados ao *Estado_i* têm-se os seguintes parâmetros:

- *MaxTempo_i*: Tempo máximo que o sistema pode permanecer no estado *i* em cada ciclo.
- *Taxa_i*: Taxa na qual o contador *C_i* é decrementado (taxa de decremento).
- *Limite_i*: Limite do estado *i*.
- *Timer_i*: Acumulador do tempo que o sistema permanece no estado *i*. O *Timer* é inicializado no começo de cada ciclo.
- *C_i*: o contador é incrementado a cada vez que uma célula chega e é decrementado à taxa *Taxa_i*.

Define-se *Taxa Média Disponível* (ABR - Do inglês, *Available Bit Rate*) como a taxa média gerada por um processo MMBP de *N*-estados com as mesmas taxas e *sojourn*

Variáveis:

i: Define o estado atual:

- 1 = taxa baixa,
- 2 = taxa alta.

Variáveis adicionais:

Estado: estado atual.

MaxTempo[i]: Tempo Máximo que o sistema pode permanecer num estado i em cada ciclo. Ele é definido no estabelecimento da conexão.

Timer[i]: Acumula o tempo que o sistema permanece num estado i. O Timer não pode exceder o MaxTempo[i] dentro de um ciclo.

```

/* Sistema está atualmente no estado com taxa baixa */
if (Estado == 1) {
    Timer[1]++;
    /* Se C[1] > 0 decrementa C[1] na Taxa[1] */
    C[1] = max{0,C[1]-Taxa[1]};
    if ('chegou célula') {
        C[1]++;
        /* Contador alcança o Limite */
        if (C[1] > Th1 ) {
            /* Verifica se o tempo em 2 ainda não foi expirado */
            if (Timer[2] < MaxTempo[2]) {
                C[2] = 0;
                /* Move to Estado 2 */
                Estado = 2;
            }
            /* Célula violando */
            else 'Marcar Célula';
        }
    };
}
else { /* Estado == 2 */
    Timer[2]++;
    /* Se C2 > 0 decrementa C2 at Taxa[2] */
    C[2] = max{0,C[2]-Taxa[2]};
    if ('chegou célula') {
        C[2]++;
        /* Contador alcança o Limite. Fonte excede a taxa de pico.*/
        if (C[2] > Th[2]) {
            'Marcar Célula';
        }
    }
    else if (C[2] == 0) {
        /* Move de volta para o estado 1 */
        C[1] = 0;
        Estado = 1;
    };
    /* Max Tempo em 2 é expirado. */
    if (Timer[2] == MaxTempo[2]) {
        /* Move de volta ao estado de taxa baixa */
        C[1] = 0;
        Estado = 1;
    };
};

if ('expira o ciclo') {
    /* começa um novo ciclo */
    C[1] = C[2] = 0;
    Timer[1] = Timer[2] = 0;
};
/* zerar os contadores */
/* zerar timer */

```

times de um mecanismo MLLB. A ABR é uma medida da taxa de transmissão que o MLLB permite entrar na rede sem marcar nenhuma célula.

4.2 Análises de Desempenho do Mecanismo com Dois Estados

Nos exemplos numéricos, considera-se canais SONET com taxas de 155.52 Mbps. Ilustra-se o novo mecanismo mostrando os resultados de um mecanismo com dois estados, dado que o critério de taxa pico/taxa média é amplamente utilizado por mecanismos de controle de admissão. Comparam-se, também, os diferentes mecanismos com múltiplos estados com o *Leaky Bucket* (estado único), dado que o LB é o mecanismo, dentre os tradicionais, que mais se aproxima do mecanismo ideal de policiamento.

4.2.1 Modelos de Fontes de Tráfego

Dois modelos de fonte de tráfego foram utilizados nos experimentos de simulações. A primeira fonte é um processo Markoviano Modulado Binomial (MMBP), com parâmetros atribuídos de acordo com um modelo HDTV. A fonte oscila entre dois estados (Alto e Baixo). Quando no estado Baixo ela gera células de acordo com uma taxa de transmissão igual a 35 Mbps. Quando no estado Alto ela gera células de acordo com a taxa de pico de 135 Mbps. O *sojourn time* no estado baixo corresponde ao tempo entre a mudança de cenário e varia de 1 a 3 segundos. A duração da rajada corresponde ao tempo para transmitir uma mudança de cenário e sua duração média é de 100 ms. A fonte MMBP pode ser caracterizada pelo seguinte conjunto de parâmetros (Tabela 4.1):

- taxa de transmissão baixa, $[Tx_{Baixa}]$;
- taxa de transmissão de pico, $[Tx_{Alta}]$;
- duração média da rajada, isto é, tempo médio que a fonte leva no estado de taxa de pico, $[T_{alta}]$;
- duração média no estado de taxa baixa, $[T_{baixa}]$ e
- taxa média de transmissão, $[Tx_{Media}]$.

A segunda fonte é um modelo Markoviano Autoregressivo. Os parâmetros deste modelo são baseados em dados medidos de um cenário de videofone e tem uma taxa de

Estado	Taxa	Tempo
Baixo	35 Mbps	2.0 segundos
Alto	135 Mbps	0.1 segundos

Tabela 4.1: Parâmetros MMBP.

saída média de 3.9 Mb/s. A taxa de pico é de aproximadamente 10.575 Mb/s. A taxa de transmissão instantânea durante o n -ésimo quadro, λ_n , é calculada como segue:

$$\lambda(n) = 0.8781 * \lambda(n - 1) + (0.1108 * w(n) * 7.5),$$

onde $w(n)$ é uma variável *Gaussiana* com média 0.572 e variância 1. Existem 30 quadros por segundo. As células são enviadas seqüencialmente, de acordo com a taxa de transmissão máxima do *codec* durante um único quadro. Isto implica num padrão com uma rajada e um período de silêncio durante cada quadro. Este fluxo produz uma alta variação no fluxo de saída com um coeficiente de variação de aproximadamente 10.6 por tempo entre a chegada de células.

4.2.2 Métricas de Desempenho

Define-se taxa filtrada como a taxa média composta somente pelas células que não são marcadas. Ela define a taxa média com a qual a fonte transmite caso as células marcadas sejam descartadas. Os exemplos seguintes investigam a probabilidade de violação, bem como a taxa filtrada de acordo com o comportamento de fontes bem/mal comportadas.

Idealmente, um mecanismo de controle de fluxo deveria trabalhar como um dispositivo que permite a transmissão de células bem comportadas, marcando aquelas que não estão de acordo com o contrato de admissão. A probabilidade de violação deve ser baixa, na faixa da probabilidade de erro do canal, para fontes bem comportadas e deve aumentar se a fonte estiver excedendo seus parâmetros pré-definidos. Entretanto, a taxa filtrada deve se manter próxima à taxa média, mesmo que a fonte esteja excedendo seu contrato. Os mecanismos de controle de fluxo necessitam detectar o comportamento desviante de uma fonte e começar a marcar suas células num curto período de tempo. O mecanismo deve responder rapidamente, especialmente na presença de fontes em violação.

Resultados para a Fonte MMBP

Para a fonte MMBP, define-se um mecanismo com dois estados, $Estado_1$ e $Estado_2$. Num primeiro cenário, a fonte se comporta de acordo com seu contrato de conexão, assim sendo, o mecanismo deve apresentar uma probabilidade de violação baixa. Num segundo cenário, modifica-se os parâmetros da fonte de modo que ela viole seu contrato de conexão.

Cenário I - Fonte Bem Comportada

Caso 1

Neste experimento, escolhe-se as taxas do MLLB de forma a serem ligeiramente maiores do que as taxas propostas pela fonte (Tabela 4.2). O $Estado_1$ e o $Estado_2$, têm taxas de transmissão a 40 Mbps e 140 Mbps, respectivamente. O $MaxTempo_2$ é 0.3 segundos e o ciclo é de 2.1 segundos. Portanto a ABR é 54.28 Mbps. Em outras palavras, a cada 2.1 segundos o mecanismo pode permanecer no máximo 0.3 segundos no estado de taxa alta. A ABR está intimamente relacionada com a taxa filtrada. Ao se aumentar a ABR, pode-se aumentar a taxa filtrada.

Estado	Taxa	MaxTempo	Limite
1	40 Mbps	1.8 segundos	10-5000
2	140 Mbps	0.3 segundos	2,10

Tabela 4.2: Parâmetros para os casos 1 e 2.

A rajada máxima que uma fonte pode enviar é limitada a $2 * MaxTempo_2$ se duas rajadas ocorrerem consecutivamente uma após a outra, no final de um ciclo. Por esta razão, escolhe-se um ciclo grande a fim de limitar o valor do tamanho máximo da rajada. O valor do $Limite_2$ é igual a 2, desta forma, se a fonte exceder sua taxa de pico, o Leaky Bucket (MLLB), o Sliding Window (MLSW) e o Jumping Window (MLJW) com Múltiplos Estados, poderão detectar a violação muito rapidamente. A probabilidade de violação (PV) é calculada para valores diferentes do $Limite_1$ (de 10 a 5000). Para o LB, escolhe-se a taxa de decremento igual a ABR e o limite igual ao $Limite_1$.

Como pode-se ver na Figura 4.2 o LB apresenta uma alta probabilidade de violação para uma taxa de decremento próxima à taxa de transmissão média. Entretanto, o LB

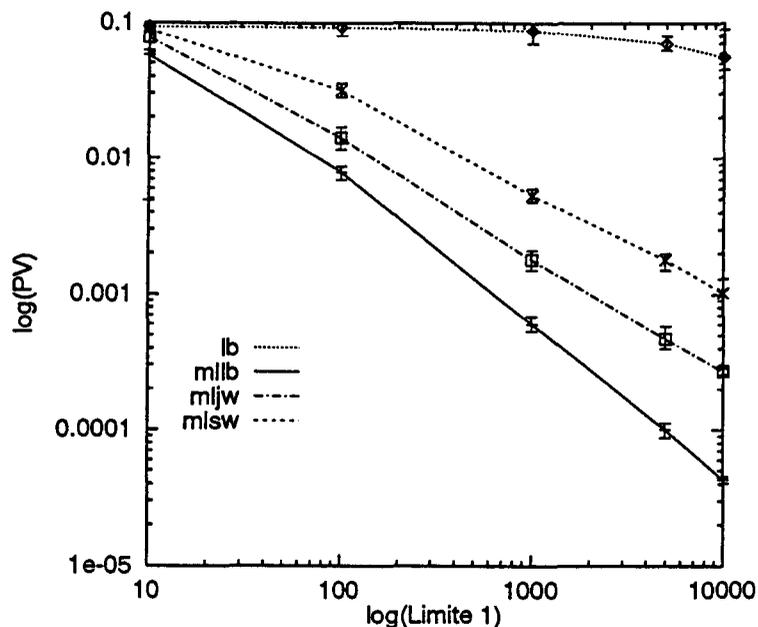


Figura 4.2: A Probabilidade de Violação como uma função do $Limite_1$.

não é sensível ao limite, obtendo-se uma alta probabilidade de violação mesmo quando se escolhe valores altos para o limite. A fim de se policiar a taxa de pico de uma fonte em rajadas e a fim de se obter uma probabilidade de violação baixa, a taxa de decremento deve estar próxima à taxa de pico da fonte. Os resultados obtidos demonstram este fato. Por outro lado, os mecanismos com múltiplos estados apresentam uma probabilidade de violação mais baixa do que o LB, mesmo para limites pequenos. A probabilidade de violação decresce linearmente com o aumento do primeiro limite. Entretanto, nota-se que o MLLB é mais sensível às variações do $Limite_1$ do que os mecanismos de janela. O MLSW reage mais lentamente do que os outros dois mecanismos devido a memória das últimas N células.

Caso2

No segundo experimento, estudou-se a probabilidade de violação como uma função do segundo limite, $Limite_2$, para o mecanismo MLLB (Figura 4.3). Todos os outros parâmetros dos mecanismos com múltiplos estados foram mantidos como anteriormente.

Um pequeno aumento no segundo limite de 2 para 10 provoca uma grande redução na probabilidade de violação dos três mecanismos. O MLLB pode fornecer uma probabilidade de violação na ordem de 10^{-6} para uma ABR próxima à taxa de transmissão média da fonte. Embora os mecanismos de janela sejam também sensíveis às variações do

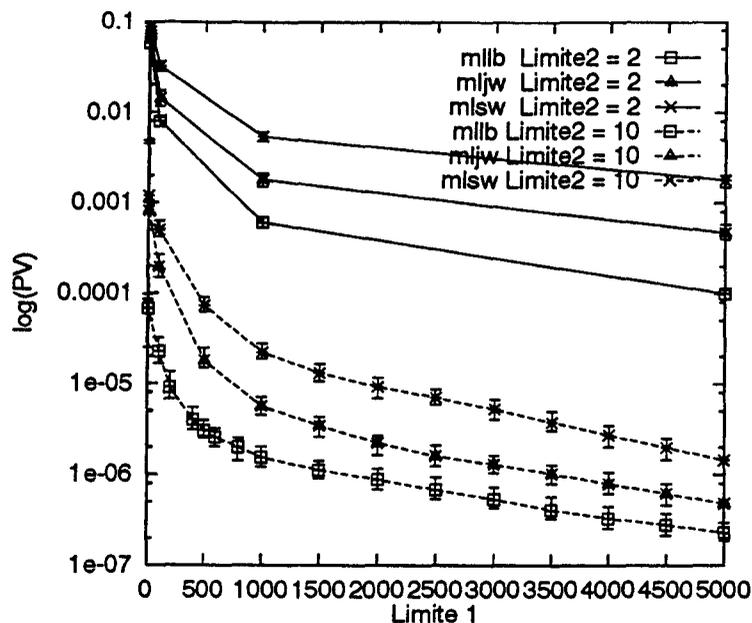


Figura 4.3: A Probabilidade de Violação como uma função do $Limite_1$ para diferentes valores do $Limite_2$.

$Limite_2$, o MLSW apresenta uma probabilidade de violação significativamente mais alta (em ordem de magnitude) do que o MLLB.

Cenário II - Fontes Mal Comportadas

Neste cenário, viola-se o contrato da fonte de três maneiras diferentes (Tabela 4.3):

- excedendo sua taxa de pico;
- excedendo a duração média de sua rajada. e
- excedendo sua taxa baixa de transmissão.

Para cada experimento, computa-se a probabilidade de violação e a taxa filtrada.

Caso1

No primeiro experimento a taxa de pico, Tx_{Alta} , é incrementada até duas vezes o seu valor original, isto é, 270 Mbps. Modela-se os mecanismos com múltiplos estados de

#	Variáveis	Faixa
1	Taxa Alta	135-270 Mbps
2	Duração da Rajada	0.1-0.4 segundos
3	Taxa Baixa	35-140 Mbps

Tabela 4.3: Descrição de cada experimento.

tal forma que a ABR seja próxima à taxa média de transmissão da fonte, (Tabela 4.4). A taxa de decremento e o limite do LB são respectivamente 135 Mbps e 20. Escolhe-se os cenários, tal que ambos, LB e os mecanismos com múltiplos estados apresentem uma probabilidade de violação semelhante para fontes bem comportadas.

Estado	Taxa	MaxTempo	Limite
1	50 Mbps	2.0 segundos	20
2	140 Mbps	0.1 segundos	10

Tabela 4.4: Parâmetros para o caso 1.

Como se pode verificar na Figura 4.4, os mecanismos com múltiplos estados apresentam uma probabilidade de violação baixa (mesmo para a ABR próxima à taxa média da fonte). O mecanismo é sensível às variações da taxa de pico. Um pequeno aumento da taxa de pico produz um aumento na probabilidade de violação. De fato, mesmo que aumente-se o $MaxTempo_2$ para um valor muito alto, os mecanismos com múltiplos estados ainda são capazes de detectar o aumento da taxa de pico muito rapidamente. O *Leaky Bucket* também é capaz de policiar a taxa de pico da fonte, porém ele não detecta a sobrecarga tão rapidamente quanto os mecanismos com múltiplos estados. Nenhuma diferença significativa entre os três mecanismos múltiplos estados foi observada.

Na Figura 4.5, mostra-se a taxa filtrada quando a fonte excede a taxa de pico. A taxa filtrada é normalizada pela taxa de transmissão média da fonte.

Para o LB, a taxa filtrada é uma função da taxa de decremento. Pode-se observar, que a taxa filtrada apresenta um pequeno aumento quando se aumenta a taxa de pico. No caso de mecanismos com múltiplos estados, a taxa filtrada cai rapidamente se a fonte exceder sua taxa de pico. Depois de um certo ponto, ela permanece quase constante, isto é, ela não depende da taxa de pico da fonte. A taxa filtrada depende das taxas de

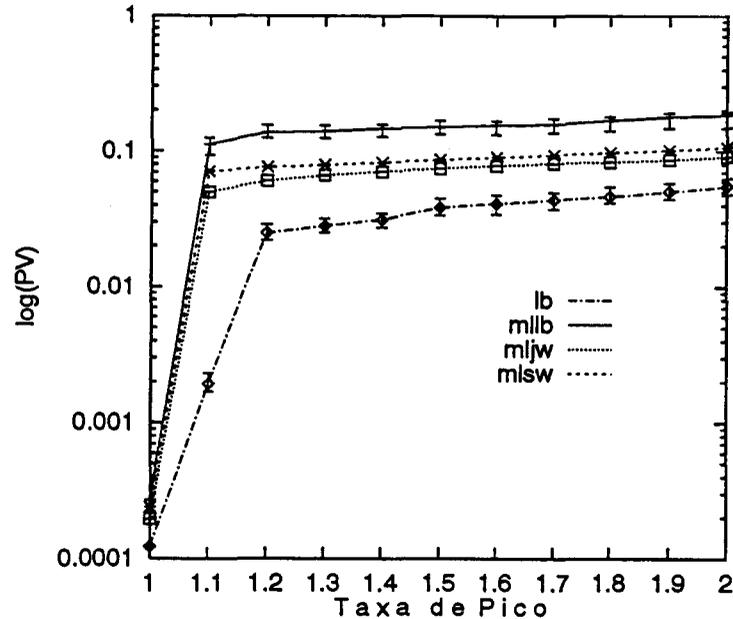


Figura 4.4: A Probabilidade de Violação como uma função da Taxa de Pico.

cada estado. O MLLB penaliza as fontes mal comportadas mais eficientemente do que os mecanismos de janela. Neste exemplo específico, o MLLB penaliza fontes mal comportadas permitindo a transmissão de apenas 88% de sua taxa média. O MLJW não se mostrou muito sensível à variação da taxa de pico, permitindo 98% de sua taxa média. Pode-se regular os parâmetros dos mecanismos com múltiplos estados a fim de se encontrar uma taxa filtrada qualquer. Desta forma, pode-se implementar diferentes tipos de policiamento, escolhendo-se por penalizar ou não uma fonte mal comportada. Portanto, uma vez que se tenha, a qualquer momento, o conhecimento do estado da fonte, pode-se ajustar dinamicamente a taxa filtrada ou a probabilidade de violação, modificando-se as taxas dos mecanismos múltiplos estados. Por exemplo, pode-se aumentar a taxa filtrada de uma fonte ao detectar que existe banda passante disponível.

Caso2

Neste caso, a taxa de decremento e o limite do LB são incrementados para 140 Mbps e 100, tal que o LB possa encontrar uma probabilidade de violação na ordem de 10^{-11} para fontes bem comportadas. O $Limite_2$ do MLLB também tem seu valor aumentado para 100, tal que o MLLB encontre a mesma probabilidade de violação; todos os outros parâmetros são mantidos iguais. Aumenta-se o tamanho da rajada média da

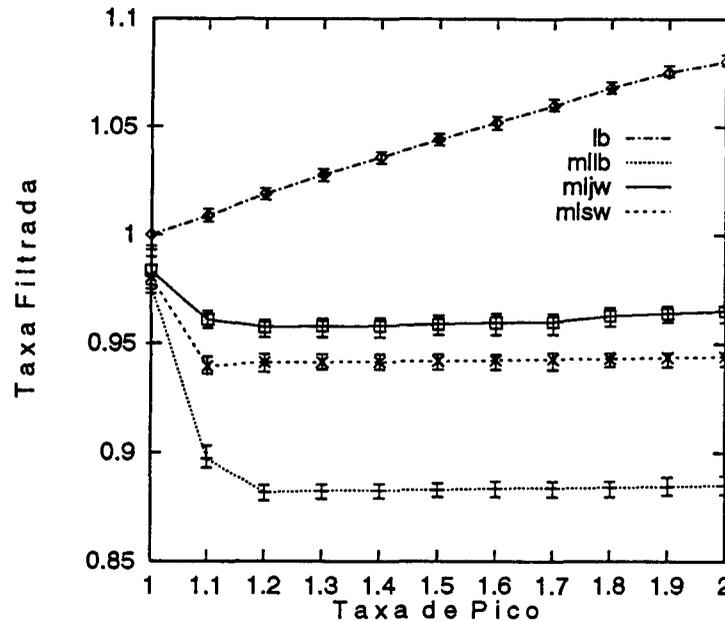


Figura 4.5: A Taxa Filtrada como uma função da Taxa de Pico.

fonte a fim de verificar se ambos os mecanismos detectam o mal comportamento da fonte. Como se pode notar na Figura 4.6, o LB é completamente insensível ao tamanho da rajada. De fato, a fonte pode transmitir na taxa de decremento, isto é, próximo à taxa de pico, durante toda a conexão sem que isto nunca seja percebido. Ao contrário, os mecanismos com múltiplos estados são capazes de policiar o aumento do tamanho da rajada. Nenhuma diferença significativa entre os mecanismos com múltiplos estados foi observada. Portanto, uma vez que se sabe por quanto tempo a fonte transmite com taxa de pico, pode-se facilmente policiar a duração de uma rajada.

Caso3

Neste exemplo, a taxa do $Estado_1$ (menor taxa) é incrementada para quatro vezes o seu valor original. Os parâmetros do MLLB são os mesmos do Caso 2. A taxa de decremento e o limite do LB são 135 Mbps e 20 respectivamente (não se deve escolher uma taxa de decremento próximo à taxa média da fonte pois neste caso deve-se escolher um valor extremamente alto para o limite e, assim sendo, o congestionamento pode ocorrer antes de se detectar a sobrecarga). A Figura 4.7 mostra que o LB também é completamente insensível às variações da taxa mais baixa. De fato, a menos que a menor taxa supere a taxa de decremento, o LB não marca nenhuma célula. Embora os mecanismos com múltiplos

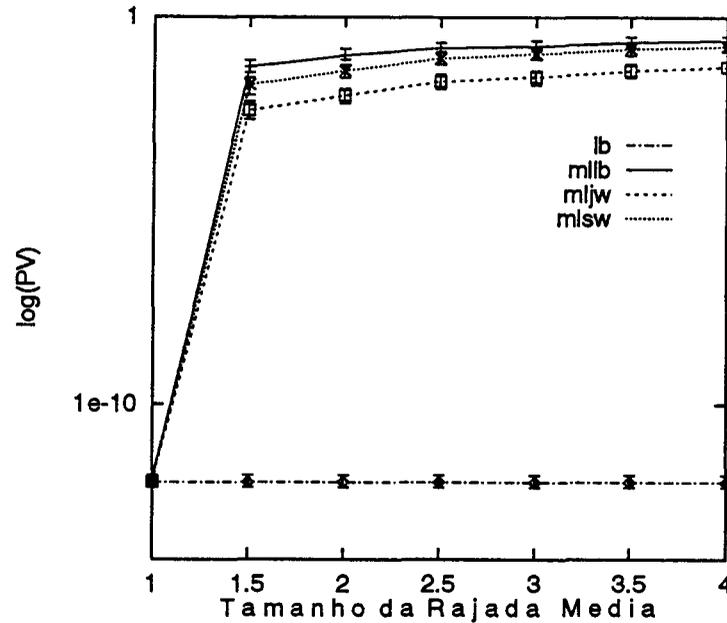


Figura 4.6: A Probabilidade de Violação como uma função do Tamanho Médio da Rajada.

estados sejam sensíveis às variações da menor taxa, eles não são capazes de marcar todas as células violadoras. A probabilidade de violação, quando a menor taxa é duas vezes o seu valor proposto, é ainda muito baixa, na ordem de 10^{-2} . Isto ocorre devido ao fato de que C_1 é inicializado com zero a cada vez que ele sofre transição para o segundo estado. Uma vez que a taxa da fonte é ainda menor do que L_2 , o sistema volta para o primeiro estado e nenhuma célula é marcada. O sistema mantém-se transitando, do primeiro para o segundo estado, e nenhuma célula é marcada a menos que expire o $MaxTempo_2$. A fim de se evitar que isto aconteça, modificou-se o algoritmo de controle tal que $Limite_1$ se torne menor se o sistema sofrer transição de um estado para outro muito freqüentemente. Em outras palavras, a cada vez que o sistema vai para o estado 2 e volta num período de tempo menor do que um tempo mínimo, chamado *período mínimo*, decrementa-se o valor de $Limite_1$ de K unidades. Nos experimentos de simulações, observa-se que fazendo k igual a 10 e o *período mínimo* igual a 75 *time slots*, o MLLB (com as taxas propostas) fornece uma probabilidade de violação baixa e ainda é capaz de detectar as variações na taxa de transmissão.

Este novo algoritmo adaptado é capaz de contabilizar as flutuações da menor taxa, e ainda é capaz de detectar violações na taxa de pico muito eficientemente. Entretanto, se o MLLB transitar para trás e para frente, com muita freqüência, isto significa que foram escolhidos valores incorretos para as taxas dos estados. De fato, este tipo de problema não deveria ocorrer se as taxas do primeiro e do segundo estado não fossem menores do

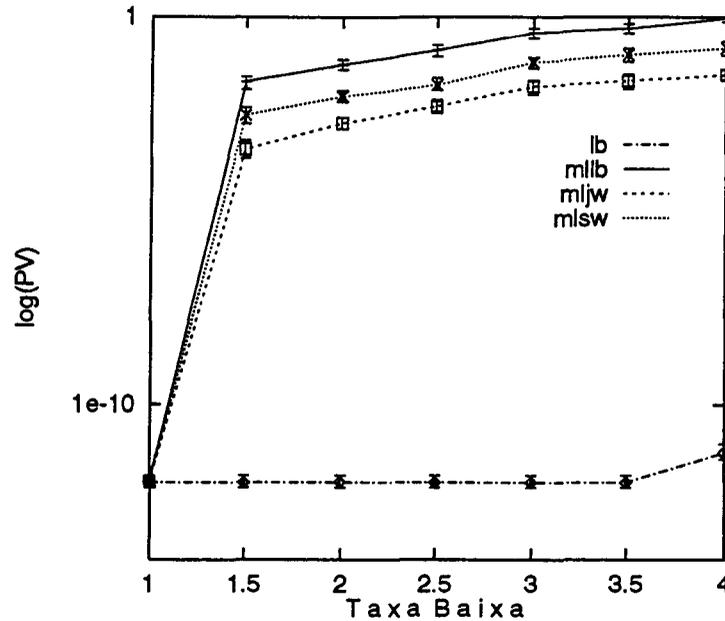


Figura 4.7: A Probabilidade de Violação com uma função da Taxa Baixa.

que a menor taxa da fonte. Uma solução trivial é disparar um alarme para indicar que os parâmetros do MLLB foram escolhidos incorretamente, sempre que o mecanismo flutuar muito rapidamente entre os dois estados.

Resultados para uma Fonte AR

A fonte AR se comporta de maneira semelhante a uma fonte *On-Off*. Durante a transmissão de cada quadro tem-se um período ocupado, onde as células são transmitidas a cada *time slot*, até que todos os dados sejam enviados, depois segue-se um período onde nenhuma célula é transmitida. A quantidade de dados transmitida é dada pela fórmula AR. Não há intervalo de tempo entre a transmissão de duas células consecutivas, portanto a taxa instantânea é igual a capacidade do canal.

Este tipo de tráfego resulta numa probabilidade de violação muito alta para o mecanismo LB, mesmo que a fonte não viole o contrato negociado. Para este tipo de fonte, a taxa de decremento deve estar próxima à capacidade do canal, caso contrário, o valor da probabilidade de violação é extremamente alto, mesmo para limites altos, isto é, maiores do que 10.000. O LB não pode garantir que a fonte utiliza toda a banda passante do canal somente por um intervalo limitado de tempo. Ao contrário, os mecanismos com múltiplos estados, são capazes de garantir o comportamento da fonte.

A fim de se analisar o comportamento desta fonte, definem-se mecanismos com dois estados. No primeiro estado tem-se uma taxa muito baixa, aproximadamente 10Kbps, uma vez que geralmente se trata de um período ocioso. No segundo estado tem-se uma taxa de transmissão alta, de fato, igual à capacidade do canal (células são transmitidas a cada *time slot* durante o período ocupado). O *sojourn time* no estado de taxa de transmissão alta é 2,27 ms (o período para transmitir a informação usando-se a taxa mais alta de transmissão). O *sojourn time* no estado de taxa baixa é o tempo restante do quadro, isto é 31ms. O ciclo é o intervalo entre chegadas de quadros, isto é 1/30s. A ABR é igual a 10.60 Mbps. Em outras palavras, aloca-se banda passante do canal somente durante o intervalo de tempo que é requisitado para transmissão de um quadro.

No exemplo numérico, modifica-se o valor da variável *Gaussiana* a fim de se aumentar a taxa média da fonte, C_0 . Pode-se notar na Figura 4.8, que o MLLB apresenta uma probabilidade de violação muito baixa para uma fonte com os valores propostos de taxa e é muito eficiente em detectar qualquer grande variação na taxa média da fonte. O MLLB é claramente melhor do que LB, para o policiamento deste tipo de fonte, uma vez que não precisa alocar toda a banda passante durante toda a conexão.

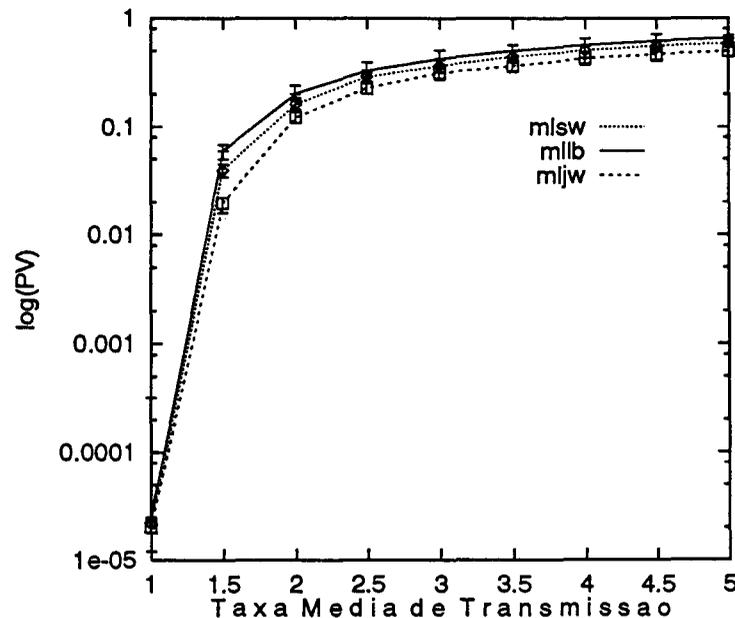


Figura 4.8: A Probabilidade de Violação como uma função da Taxa média de Transmissão.

4.3 Resumo dos Resultados

Os mecanismos com múltiplos estados são simples e fornecem uma estimativa precisa sobre a taxa de transmissão instantânea de uma fonte com taxas variáveis. Os mecanismos com múltiplos estados são capazes de policiar o comportamento de fontes em rajada. Os resultados mostram que os mecanismos com múltiplos estados são mais eficientes do que os mecanismos de estado único para detectar o mal comportamento de fontes em rajada. Em geral, o MLLB é mais sensível às flutuações das taxas da fonte que os mecanismos de janela. A novidade do esquema de múltiplos estados reside no fato de se poder monitorar (e policiar) eficientemente o comportamento de fontes com taxas variáveis. O mecanismo com múltiplos estados é uma tentativa de se definir mecanismos de controle de fluxo que preservam as vantagens da multiplexação estatística.

Capítulo 5

O Uso de Múltiplas Classes de Prioridade em Controle de Congestionamento

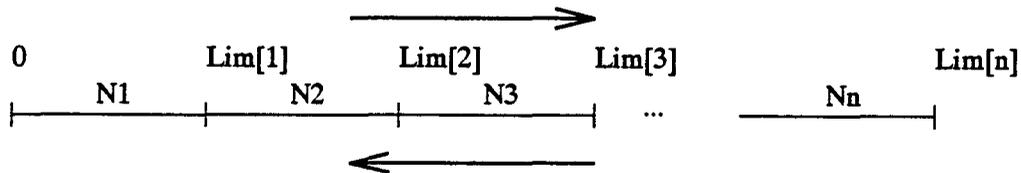
Como anteriormente mencionado, não é possível impedir a perda de células em redes que utilizam a multiplexação estatística e que transportam fluxo multimídia em rajada. Por outro lado os mecanismos de policiamento devem ser idealmente capazes de penalizar as fontes de acordo com os períodos de violação, evitando que uma única fonte degrade a QoS oferecida pela rede a todas as outras conexões.

O presente capítulo ilustra como os mecanismos de policiamento podem atribuir, dinamicamente, múltiplos níveis de prioridade para as células violadoras, bem como demonstra os benefícios da integração de mecanismos de descarte seletivo e policiamento com múltiplas classes. A fim de implementar diversos níveis de prioridade, foi definido um mapeamento entre células violadoras (de acordo com um mecanismo de policiamento) nos diversos níveis de prioridade.

Dois mapeamentos foram definidos, o primeiro para ser utilizado em conjunto com os mecanismos de policiamento de estado único (LB, JW e SW) e o outro para mecanismos de dois estados (MLLB, MLJW e MLSW). Nos exemplos aqui apresentados, estes mapeamentos foram investigados para os mecanismos LB e o MLLB de dois estados, no entanto o mapeamento em classes de prioridade também pode ser generalizado para os demais mecanismos.

5.1 Mapeamento em Múltiplas Classes para Mecanismos de Policiamento de Estado Único

Para os mecanismos de policiamento de estado único são definidos n níveis, onde cada nível representa uma classe de prioridade e tem um $Limite_n$ associado a ele, onde $Limite_{n+1} > Limite_n$, sendo n o número de classes de prioridade (Figura 5.1).



onde: $Lim[n]$ é o limite do nível de prioridade n , e
 Nn é o n -ésimo nível de prioridade.

Figura 5.1: Mapeamento em Múltiplas Classes integrado a um mecanismo de policiamento de Estado Único.

O contador C deste mecanismo inicia em 0 e é incrementado com a chegada de células. O decremento deste contador é feito a uma taxa constante. O limite do último nível é também o valor máximo que o contador C poderá atingir. Ao alcançar este limite máximo, o contador não é mais incrementado. O limite máximo foi estabelecido a fim de limitar a memória do mecanismo, caso contrário, precisaria de um longo tempo para o nível de prioridade das células aumentar.

5.1.1 Exemplo do Mapeamento em Múltiplas Classes utilizando Mecanismos de Policiamento de Estado Único

As células, ao passarem pelo mecanismo de policiamento recebem a prioridade relativa ao nível em que este mecanismo se encontra naquele momento. Por exemplo, se o sistema se encontra no nível 2, as células que chegam recebem prioridade 2.

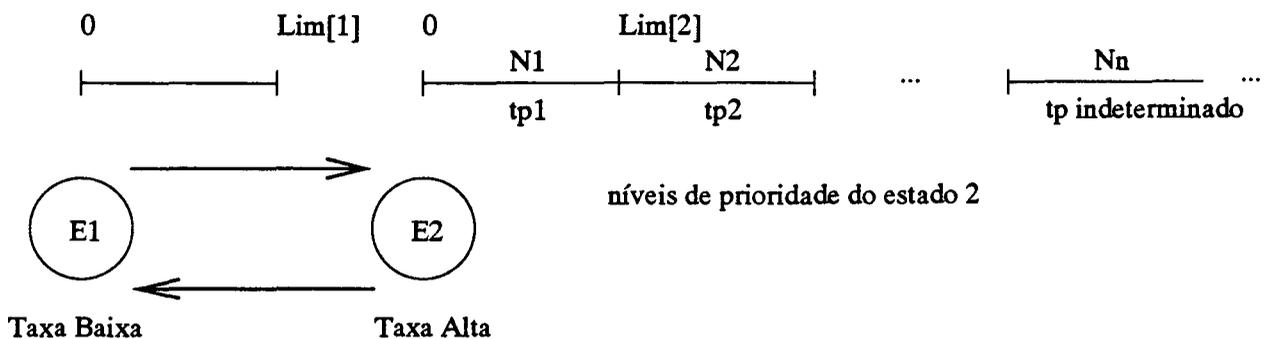
Com o aumento da taxa de transmissão da fonte, o contador alcança o limite do nível em que se encontra, o sistema faz transição para o próximo nível e as novas células que agora chegam recebem prioridades menores. Quando a taxa de decremento supera a taxa de incremento do contador retorna-se, eventualmente, ao nível precedente de maior prioridade.

Se o contador do mecanismo estiver no seu limite máximo as próximas células a chegar, recebem a prioridade relativa ao último nível. Isto acontece até que a taxa de decremento leve o sistema a um nível de maior prioridade, ou seja, até que a fonte diminua a sua taxa de transmissão.

5.2 Mapeamento em Múltiplas Classes para Mecanismos de Policiamento de Dois Estados

Algumas alterações devem ser feitas aos mecanismos de dois (múltiplos) estados a fim de que estes sejam capazes de atribuir múltiplas classes de prioridade às células violadoras (Figura 5.2). Mais especificamente, tem-se que:

- i Associar n níveis de prioridade ao segundo estado destes mecanismos;
- ii Estabelecer um tempo de permanência máximo, tp_n , para cada nível. O tempo de permanência máximo, serve para monitorar o tempo em que a fonte pode transmitir num determinado nível, sendo que no último nível a fonte poderá permanecer por tempo indeterminado, e
- iii Permitir que se faça a transição de $E1$ para $E2$, mesmo que o tempo de permanência em $E2$ do mecanismo de policiamento tenha se esgotado.



onde: $Lim[e]$ é o limite do estado e ,
 N_n é o n -ésimo nível de prioridade do estado 2, e
 tp_n é o tempo de permanência no nível n

Figura 5.2: Mapeamento em múltiplas classes integrado a um mecanismo de policiamento de Dois Estados.

O mecanismo de dois estados continuará a funcionar de acordo com o seu comportamento anteriormente definido. A medida que as células chegam em E_1 , o contador deste estado é incrementado e ao atingir o $Limite_1$ ocorre a transição do sistema para o estado E_2 ; a volta para E_1 ocorre sempre que C_2 retorna ao valor zero. A cada mudança de estado o contador C_i , referente ao novo estado, é inicializado com zero. No estado E_2 , o contador só é incrementado até o valor de $Limite_2$ a fim de não estender muito a memória de cada nível. Na primeira transição para E_2 , o sistema irá para o nível 1, onde as células serão normalmente marcadas com a prioridade mais alta, isto é, prioridade 1. Nas próximas transições para o segundo estado, o mecanismo vai para o último nível que visitou na última vez que esteve em E_2 .

No estado E_2 , a mudança do primeiro para o segundo nível ocorre quando o limite deste estado é atingido ou quando expira o tempo de permanência no nível 1 (tp_1). Nos dois casos, o sistema transita para o segundo nível mantendo C_2 com seu valor atual. A partir do segundo nível, a mudança para os níveis posteriores ocorre apenas em decorrência do tempo de permanência, ou seja, ao vencer o tp_i do nível i , o sistema transita para o nível $i+1$. Como o n -ésimo nível de prioridade não apresenta um limite de permanência, o sistema poderá permanecer ali até que a fonte diminua sua taxa de transmissão, fazendo com que C_2 retorne ao valor zero e conseqüentemente o sistema retorne ao estado E_1 .

Deve-se notar que o critério adotado para se definir múltiplas classes de prioridade leva em consideração apenas a duração do período de violação. Poderia ter sido definido um critério que leve em consideração o número de células violadoras, permitindo o incremento contínuo do contador no estado 2. Tal critério, todavia, introduz uma “tendência de permanência” (memória) no segundo estado do mecanismo de policiamento.

5.2.1 Exemplo do Mapeamento em Múltiplas Classes utilizando Mecanismos de Policiamento de Dois Estados

Cada nível do estado E_2 representa uma classe de prioridade distinta, desta forma, a medida que o mecanismo transita de um nível para o outro, diferentes classes de prioridades são atribuídas às células. O primeiro nível deste estado, atribui alta prioridade (prioridade 1), pois está relacionado com o período negociado pela fonte para transmissão na taxa de pico (Tr_{Alta}). Vencendo o tempo de permanência neste nível, ou se C_2 atingir o $Limite_2$, o sistema sofre uma transição para o segundo nível e as células passam a ser marcadas com prioridade 2. Caso expire o tp_2 as células passam a receber a prioridade do nível posterior, e assim por diante, até chegar ao último nível do mecanismo.

A medida que a fonte diminui a sua taxa de transmissão o contador $C2$ vai sendo decrementado, podendo o mecanismo voltar ao estado $E1$ e a fonte gerar novamente células de alta prioridade. Caso esta fonte volte a violar, o mecanismo sofre transição para o último nível visitado na última vez que esteve em $E2$, aumentando assim a penalidade desta fonte.

5.3 Análise de Sensibilidade do Mapeamento em Múltiplas Classes

Com a implementação do esquema de mapeamento em múltiplas classes e a sua introdução aos mecanismos de policiamento, níveis de prioridade distintos podem ser atribuídos às células violadoras. No decorrer desta seção serão mostrados os efeitos da variação dos parâmetros dos mecanismos acima descritos na proporção de células geradas em cada classe. Foram consideradas quatro classes de prioridade para as células. Com o mapeamento introduzido ao LB, foram feitos vários experimentos alterando-se os limites referentes a cada nível de prioridade. Com o mapeamento utilizado em conjunto com o MLLB, as experiências foram feitas no sentido de alterar os tempos de permanência em cada nível, bem como os limites de cada estado do mecanismo de policiamento. Todos os resultados foram obtidos através de simulação e utilizando o modelo MMBP de fonte de tráfego com parâmetros atribuídos de acordo com o modelo HDTV (Tabela 4.1).

5.3.1 Resultados do Mapeamento Múltiplas Classes associado ao LB

Experimento 1: Variação da taxa de pico da fonte

Este primeiro experimento estuda o efeito da variação da taxa de pico da fonte, Tx_{Alta} , que é incrementada de 135 para 175.5 Mbps. Para o mecanismo *Leaky Bucket*, é escolhida uma taxa de decremento igual à taxa de pico da fonte, ou seja, 135 Mbps. O mapeamento em múltiplas classes tem seus limites de acordo com a Tabela 5.1.

Inicialmente a fonte transmite de acordo com a sua taxa de pico e o mecanismo atribui apenas prioridades altas, 1 e 2, para as células. A prioridade 1 é atribuída para 99,99% das células, enquanto a prioridade 2 é atribuída à 10^{-5} do total de células geradas.

Níveis	Limite
1	40
2	45
3	50
4	55

Tabela 5.1: Limite em cada nível do LB/Mapeamento.

À medida que a fonte aumenta a sua taxa de pico para 148,5 Mbps, o mecanismo aumenta rapidamente a penalidade da fonte, mapeando um grande número de células nos níveis de prioridades mais baixas. Neste ponto, a proporção de células que recebem prioridade 2 e 3 é da ordem de 10^{-4} e a proporção para a classe 4 é da ordem de 10^{-1} . A partir de 148,5 Mbps as proporções para cada classe sofreram poucas variações. Verifica-se que o mecanismo LB utilizado com o esquema de mapeamento adotado vai aumentando a penalidade da fonte de acordo com o seu mal comportamento.

Experimento 2: Variação do $Limite_1$

Os experimentos realizados foram divididos em dois subcasos de acordo com o valor da taxa de pico. Os demais parâmetros da fonte continuam com os mesmos valores encontrados na Tabela 4.1. Pretende-se analisar a sensibilidade do mapeamento em relação ao parâmetro $Limite_1$, para isto, aumenta-se o limite do nível 1, mantendo-se a diferença entre os limites dos demais níveis. A taxa de decremento utilizada para o *Leaky Bucket* é de 135 Mbps. Com o aumento do $Limite_1$ do mecanismo, espera-se atribuir prioridades altas a um maior número de células.

Experimento 2.1

Neste exemplo, a fonte apresenta taxa de pico ($Taxa_{Alta}$) equivalente ao valor da taxa de decremento do mecanismo, 135 Mbps. O valor do $Limite_1$ varia de acordo com a Tabela 5.2. Inicialmente, devido ao pequeno valor atribuído ao primeiro limite e à pequena diferença entre os demais, uma grande proporção de células são geradas para todas as classes de prioridade, seguindo as seguintes ordens: 10^{-1} para a classe 1, 10^{-2} para as classes 2 e 3 e 10^{-3} para a classe 4. Com o aumento do $Limite_1$, a proporção de células geradas com prioridade 1 aumentou de 96% a 100% do total das células geradas.

Níveis	Variação do Limite
1	10 ... 60
2	15 ... 65
3	20 ... 70
4	25 ... 75

Tabela 5.2: Variação do $Limite_1$ do LB/Mapeamento.

Quando o limite em questão atinge o valor 30, a proporção de células da classe 4 cai para a ordem de 10^{-5} e da classe 3 para 10^{-4} . Para a classe 2, esta proporção é de 10^{-2} . A partir deste valor, a proporção de células geradas com prioridades 3 e 4 diminui rápida e acentuadamente, e ao chegar em 40 o valor do $Limite_1$, o mecanismo já não mais mapeia células nestes dois níveis de prioridade.

A proporção de células mapeadas no nível 2 começa a diminuir a partir do valor 40 do $Limite_1$. Quando este limite é igual a 50, esta proporção cai para zero, ou seja, todas as células geradas recebem prioridade 1.

Experimento 2.2

Para este experimento, utiliza-se uma fonte com taxa de pico igual a 148 Mbps. Os limites escolhidos para o mapeamento em múltiplas classes apresentam os valores da Tabela 5.3. Percebe-se que neste experimento elevou-se o $Limite_1$ a valores superiores em relação aos valores observados em 2.1. Isto ocorre pois, ao detectar a violação da fonte, o mecanismo aumenta a penalidade à ela, de modo a manter a QoS oferecida pela rede.

Níveis	Variação do Limite
1	10 ... 5000
2	15 ... 5005
3	20 ... 5010
4	25 ... 5015

Tabela 5.3: Variação do $Limite_1$ do LB/Mapeamento.

Este experimento apresenta resultados semelhantes aos encontrados no subcaso

anterior, porém uma vez que a fonte agora se encontra violando, as proporções de células mapeadas para as classes 2, 3 e 4 diminuem apenas para valores mais altos do $Limite_1$.

A proporção para a classe 1 variou de 88% a 100% do total de células geradas, durante todo o experimento. Inicialmente, o valor do $Limite_1$ é 10 e as proporções de células geradas para cada classe são: 10^{-4} para as classes 2 e 3 e 10^{-1} para a classe 4. Apenas quando o $Limite_1$ atinge o valor 3000 é que estes valores sofrem uma queda acentuada e contínua. O mecanismo só conseguiu mapear todas as células na classe 1, quando o valor deste limite era de 5000 (situações semelhantes ocorrem no subcaso anterior para os valores 40 e 50, respectivamente).

Experimento 3: Variação do $Limite_2$

Nesta investigação, estuda-se o efeito da variação do limite do nível 2. Mantem-se a diferença entre os demais limites, na atribuição de prioridades às células da fonte. Como no caso anterior, os experimentos foram divididos em dois subcasos que apresentam diferentes taxas de pico. A taxa de decremento utilizada para o *Leaky Bucket* é de 135 Mbps.

Experimento 3.1

Utiliza-se uma fonte com taxa de pico igual a 148.5 Mbps. Os valores escolhidos para os limites do mapeamento estão apresentados na Tabela 5.4.

Níveis	Variação do Limite
1	40 ... 40
2	45 ... 5000
3	50 ... 5005
4	55 ... 5010

Tabela 5.4: Variação do $Limite_2$ do LB/Mapeamento.

Inicialmente, as proporções de células geradas para cada classe de prioridade são: 10^{-4} para as classes 2 e 3 e 10^{-1} para a classe 4. A porcentagem de células geradas com prioridade 1 permanece em 88% do total gerado durante todo o experimento. A proporção para a classe 4 já inicia mais alta que as demais, uma vez que a fonte está violando a taxa de pico negociada. A medida que o valor do $Limite_2$ cresce, um aumento no número de

células geradas de classe 2 ocorre e conseqüentemente a proporção relativa a esta classe aumenta continuamente até chegar na ordem de 10^{-1} . Em decorrência do mesmo fato, a proporção de células geradas de prioridades 3 e 4 decresce rapidamente a partir do valor 3000 para $Limite_2$, chegando a zero quando este valor chega a 5000.

Deve-se notar, que a probabilidade de violação geral do mecanismo permanece alta por todo o tempo, uma vez que a fonte não diminui sua taxa de transmissão, o que ocorre apenas é uma modificação no mapeamento da células de acordo com a alteração do parâmetro em questão. O esquema de mapeamento em múltiplas classes distribui as células nos vários níveis pelo mecanismo, de acordo com a configuração do mesmo e com o comportamento da fonte.

Experimento 3.2

Uma fonte com taxa de pico igual a 175.5 Mbps é utilizada para este experimento. Os valores dos limites para cada nível considerados pelo mapeamento são apresentados na Tabela 5.5.

Níveis	Variação do Limite
1	40 ... 40
2	45 ... 10000
3	50 ... 10005
4	55 ... 10010

Tabela 5.5: Variação do $Limite_2$ do LB/Mapeamento.

Os resultados relativos a este experimento, apresentam comportamento semelhante aos obtidos no caso 3.1. Porém, verifica-se que em decorrência do aumento da taxa de pico da fonte de 135 Mbps para 175.5 Mbps, o mecanismo precisa de limites maiores para diminuir as proporções de células mapeadas para os níveis 3 e 4. Estas proporções decrescem rápida e continuamente quando o $Limite_2$ apresenta o valor 5000, e chegam a zero elevando este limite a 10000 (no subcaso 3.1 as mesmas situações ocorrem quando este limite apresenta os valores 3000 e 5000, respectivamente). Comparando-se este subcaso com o anterior, verifica-se que o mecanismo é capaz de aumentar a penalidade quando monitorando uma fonte mal comportada.

Experimento 4: Variação do $Limite_3$

Neste experimento, aumenta-se o $Limite_3$, mantendo a diferença entre os limites dos diversos níveis do esquema de mapeamento adotado para o LB (Tabela 5.6). A taxa de pico da fonte foi escolhida em 148.5 Mbps, de modo a violar os parâmetros negociados.

Níveis	Variação do Limite
1	40 ... 40
2	45 ... 45
3	50 ... 5000
4	55 ... 5005

Tabela 5.6: Variação do $Limite_3$ do LB/Mapeamento.

Como esperado, um aumento do $Limite_3$ provoca um aumento na proporção de células geradas para este nível. Durante todo o experimento, as proporções relativas aos níveis 1 e 2 não sofreram alterações em ordem de grandeza: a proporção para a classe 1 se manteve em 88% do total de células geradas enquanto para a classe 2 se manteve na ordem de 10^{-4} . Em decorrência de um aumento no número de células geradas de prioridade 3, a proporção de células geradas de prioridade 4 diminui lentamente. Uma vez que a fonte se encontra violando, o valor desta proporção só cai bruscamente quando o $Limite_3$ atinge o valor 3000 e só chega a zero quando este limite chega a 5000.

Conclusão do Resultados

Em resumo, pode-se dizer que a variação do $Limite_i$ altera principalmente as proporções de células mapeadas nos níveis $j > i$. Observou-se também uma insensibilidade das proporções de células mapeadas em cada classe em relação a pequenas variações do $Limite_i$, para $i \geq 2$. Por outro lado, as proporções de células geradas em cada classe, mostraram-se bastante sensíveis a variações do $Limite_1$. Assim sendo, na tentativa de distribuir células violadoras em diversos níveis de prioridade, recomenda-se que uma ênfase seja dada aos possíveis valores do $Limite_1$.

5.3.2 Resultados do Mapeamento Múltiplas Classes associado ao MLLB

Experimento 5: Variação da taxa de pico

O objetivo deste experimento é estudar a sensibilidade do mapeamento em múltiplas classes, quando a taxa pico da fonte sofre variações. Para isto, a taxa de pico é incrementada em até duas vezes o seu valor, de 135 a 270 Mbps. As taxas para o MLLB são escolhidas de forma a serem ligeiramente maiores do que as taxas negociadas pela fonte (Tabela 5.7).

Estado	Taxa	Limite
1	50Mbps	20
2	140Mbps	10

Tabela 5.7: Parâmetros MLLB/Mapeamento.

Os tempos de permanência para cada nível de prioridade do mecanismo são apresentados na Tabela 5.8. O tempo de permanência do nível 1 do mecanismo, tp_1 , é escolhido de acordo com o tempo máximo no qual a fonte se compromete a transmitir à taxa de pico, desta forma, o mecanismo pode detectar rapidamente a violação desta taxa. Durante tp_1 unidades de tempo, o mecanismo pode permanecer no estado de taxa alta sem marcar células da fonte como violadoras. Ao encerrar o período de duração tp_1 , ou C_2 atingir o valor do *Limite*2, caso a fonte não diminua sua taxa de transmissão, ocorre transição para os próximos níveis, atribuindo assim, prioridades cada vez mais baixas para as células violadoras.

Níveis	Tempos de Permanência
1	0.1 segundos
2	0.033 segundos
3	0.033 segundos
4	infinito

Tabela 5.8: Tempo de Permanência em cada nível do MLLB/Mapeamento.

Inicialmente, a taxa de pico apresenta valores próximos ao valor negociado e o mecanismo atribui apenas prioridades altas, 1 e 2, para as células. A prioridade 1 é atribuída

à 99,60% das células geradas, enquanto a prioridade 2 é atribuída numa proporção de 10^{-3} do total de células. No final do experimento, em decorrência da violação da fonte, a proporção de células de prioridade 1 cai para 93% do total gerado. Quando a fonte atinge a taxa de pico de 162 Mbps, a proporção para a classe 2 de prioridade aumenta para 10^{-2} , e se mantém até o final do experimento, quando a fonte apresenta a taxa de 270 Mbps.

À medida que a fonte aumenta a sua taxa de pico, o mecanismo começa a marcar células com baixa prioridade, mapeando-as para os níveis 3 e 4. Quando a taxa de pico atinge o valor de 162 Mbps, o mecanismo aumenta muito rapidamente a proporção de células que recebem prioridade 3. Quando esta taxa chega em 189 Mbps, a proporção de células de prioridade 3 já é da ordem de 10^{-3} . A partir deste ponto, o mecanismo começa a atribuir prioridade 4 para as células, de tal forma que ao atingir a taxa de pico de 216 Mbps, a fonte apresenta uma proporção de 10^{-3} do total de suas células com prioridade 4. Ao atingir a taxa pico de 270 Mbps, a fonte apresenta uma proporção de 10^{-2} das células geradas com prioridades 3 e 4.

Em resposta à variação da taxa de pico, o esquema de mapeamento distribui as células nos níveis de prioridade de modo a aumentar a severidade à medida que a fonte aumenta a violação. O mecanismo MLLB com o mapeamento múltiplas classes se mostrou sensível às variações da taxa de pico da fonte.

Experimento 6: Variação do tamanho da rajada

A fim de investigar o comportamento do mapeamento em múltiplas classes quando a rajada da fonte sofre variação, aumenta-se o tamanho da rajada da fonte de 0.1 para 0.8 segundos.

Inicialmente, a fonte não há viola o contrato e o mecanismo atribui prioridade 1 para todas as células geradas. A fonte inicia a violação no tamanho da rajada transmitida e no final do experimento a proporção de células que recebem prioridade 1 cai para 94% do total gerado.

A medida que a fonte aumenta a sua rajada, o mecanismo começa a distribuir células nos demais níveis de prioridade. Quando esta rajada atinge o valor de 0.25 segundos, 10^{-3} do total de células geradas já apresentam prioridade 2. Aumentando-se a rajada para 0.3 segundos, aumenta-se a violação, e em resposta, o mecanismo apresenta uma proporção de 10^{-3} para as prioridades 3 e 4 e 10^{-2} para a prioridade 2. No final do experimento, quando a rajada da fonte é de 0.8 segundos, o mapeamento atribui as

prioridades 2, 3 e 4 a uma proporção de 10^{-2} do total de células geradas, aumentando assim a penalidade em relação à fonte considerada. O mapeamento em múltiplas classes, conseguiu mapear as células violadoras nos níveis de prioridade, de acordo com a violação da rajada da fonte.

Experimento 7: Variação do tempo de permanência no nível 3

A fim de estudar a sensibilidade do esquema de mapeamento em relação à variação do seu parâmetro tp_3 , altera-se o tempo de permanência do nível 3 do mecanismo. Os parâmetros para o mecanismo são os mesmos utilizados para no experimento 5, porém o tempo de permanência no nível 3 sofre um aumento de 0.03 segundos para 0.2 segundos.

Inicialmente ambas as proporções são de 10^{-2} do total de células geradas. No experimento, quando tp_3 atinge o valor 0.06 segundos, estas proporções apresentam valores idênticos e a medida que se vai aumentando este parâmetro até alcançar 0.12 segundos, a proporção relativa a classe 3 cresce rapidamente e a proporção relativa à classe 4 decresce até zero. Com um aumento do tp_3 verifica-se, um deslocamento do fluxo de células geradas com prioridade 4 para o nível de prioridade 3. As proporções relativas aos níveis 1 e 2 não sofrem alterações durante o experimento. O fato do mecanismo permanecer por um tempo maior no nível 3, provoca um aumento da proporção de células geradas com prioridade 3 e por outro lado, a proporção de células de prioridade 4 decresce proporcionalmente, o que mostra a sensibilidade do mecanismo em relação ao parâmetro em questão.

Experimento 8: Variação do tempo de permanência no nível 2

Para estudar a sensibilidade do mapeamento múltiplas classes em relação ao parâmetro tp_2 , este experimento apresenta dois subcasos, onde este parâmetro sofre variações. A diferença entre estes dois subcasos está no valor utilizado para o tp_3 . Foram consideradas as mesmas taxas utilizadas nos experimentos anteriores para o mecanismo MLLB com o mapeamento.

Experimento 8.1

Neste subcaso o tp_2 sofre uma variação de 0.03 para 0.2 segundos e o tp_3 é mantido em 0.033 segundos como na Tabela 5.8.

Inicialmente as proporções para as classes 2, 3 e 4 são de 10^{-2} . À medida que aumenta-se o tp_2 , a proporção de células que recebem prioridade 4 cai muito rapidamente, de modo que, ao elevar este tempo para 0.12 segundos, o mecanismo passa a não mais atribuir a prioridade 4 às células. Em decorrência do aumento do tp_2 , verifica-se também uma queda no número de células que recebem prioridade 4. Quando o tempo de permanência em 2 é igual a 0.19 segundos, a proporção de células que recebem prioridade 4 é nula. Por outro lado, a proporção de células com prioridade 2 aumenta, como o esperado.

Com um aumento do tp_2 , verifica-se a tendência da distribuição das células para o segundo nível. Isto é, um número maior de células passam a receber prioridade 2, aumentando assim a proporção para esta classe. Por outro lado, uma queda já esperada ocorre nas proporções relativas aos níveis 3 e 4, as quais chega a zero a medida que o mecanismo não mais atribui estas prioridades às células da fonte policiada. O mapeamento se mostrou sensível a este parâmetro.

Experimento 8.2

Este subcaso apresenta os mesmos valores utilizados para variar tp_2 no experimento 8.1, porém mantém o tp_3 em um valor superior ao mantido em 8.1, 0,1 segundos.

Neste experimento, a proporção de células geradas com prioridade 4 inicia na ordem de 10^{-3} e atinge zero para um tp_2 igual a 0.08 segundos (no caso 8.1, esta mesma situação ocorre quando tp_2 atinge o valor 0.12 segundos. Fazendo uma análise comparativa com o experimento 8.1, pode-se verificar que mantendo um valor mais alto para o tp_3 , a proporção de células mapeadas para o nível 3 continua decrescendo em decorrência do aumento do tp_2 , como no caso 4, porém com valores mais altos para esta proporção. Em decorrência de tp_2 e tp_3 , a proporção de células do nível 4 apresenta valores baixos, chegando a um ponto onde o mecanismo não mais atribui a classe de prioridade 4 às células da fonte. O esquema de mapeamento associado ao MLLB, pode ser então configurado a fim de se obter o policiamento desejado para uma determinada fonte.

Experimento 9: Variação do tempo de permanência no nível 1

No caso 5, os tempos de permanência nos níveis do mecanismo estão de acordo com a Tabela 5.8, porém o tempo de permanência no nível 1 sofrerá uma variação de 0.05 a 0.3 segundos, com a finalidade de estudar a distribuição das células quando o parâmetro tp_1 é alterado.

Como resultado deste experimento, a proporção de células geradas de prioridade 1 inicia em 91% do total de células e quando tp_1 atinge o valor de 0,27 segundos, esta proporção é de 100%. À medida que o valor de tp_1 aumenta, a proporção de células mapeadas para os demais níveis decresce, uma vez que aumenta o número de células geradas de prioridades mais altas. A partir do início do experimento, a proporção de células de prioridade 4 cai rapidamente, chegando a zero quando tp_1 é igual a 0,19 segundos. Quando tp_1 é elevado para 0,12 segundos, a proporção de células de prioridade 3 também começa a decrescer, chegando a zero quando tp_1 apresenta o valor 0,21 segundos. Ao atingir 0,19 segundos, a proporção de células de prioridade 4 também decresce para zero quando tp_1 atinge o valor 0,27 segundos.

Experimento 10: Variação do $Limite_1$.

Neste experimento, são estudadas as proporções de células geradas em cada nível em função da variação do $Limite_1$. Os parâmetros do MLLB foram considerados de acordo com a Tabela 5.9. Para os tempos de permanência foram utilizados os mesmos valores mostrados na Tabela 5.8.

Estado	Taxa	Limite
1	50Mbps	10 - 310
2	140Mbps	10

Tabela 5.9: Variação do $Limite_1$ do MLLB/Mapeamento.

Um aumento do $Limite_1$, deve provocar o aumento da tendência de geração de células de prioridades mais altas. No início do experimento, 97% das células geradas recebiam prioridade 1. As demais classes de prioridade apresentavam uma proporção de células numa ordem de 10^{-2} . À medida que se aumenta este limite, o número de células de prioridade 4 e 3, decrescem, nesta ordem. Quando o $Limite_1$ é elevado para 50, o número de células geradas de prioridade 4 cai para zero. Ao atingir o valor 100, a proporção de células de prioridade 3 também cai para zero. A proporção de células de prioridade 2, também apresenta uma queda, porém muito sensível, uma vez que aumenta a produção de células de prioridade alta (classe 1). O esquema de mapeamento se mostrou sensível à variação do $Limite_1$.

Conclusão do Resultados

Em resumo, pode-se dizer que a variação do tp_i altera principalmente as proporções de células mapeadas nos níveis $j > i$. Foi observada uma insensibilidade das proporções de células mapeadas em cada classe em relação a pequenas variações do tp_i , para $i \geq 2$. Por outro lado, as proporções de células geradas em cada classe, mostraram-se bastante sensíveis a variações do tp_1 . Assim sendo, na tentativa de distribuir células violadoras em diversos níveis de prioridade, recomenda-se que uma ênfase seja dada aos possíveis valores do tp_1 .

5.4 Uso Integrado de Policiamento e Descarte Seletivo para Múltiplas Classes

Em um multiplexador ATM, quando as células que chegam mais o número de células já armazenadas excedem a quantidade de *buffers* disponíveis, células são perdidas. O descarte seletivo com múltiplas classes, descarta as células em situações de transbordo, de acordo com o nível de prioridade da célula. Estas situações sempre ocorrerão quando se utiliza multiplexação estatística devido à natureza do tráfego em rajada das fontes multimídia. O descarte deve procurar manter a Qualidade de Serviço (QoS¹) das diversas aplicações multimídia. Em [1], mostrou-se a vantagem de se usar mecanismos de descartes seletivos com múltiplas classes em termos do aumento de carga transmitida com requisitos de QoS diversos. O objetivo desta Seção é mostrar a integração de mecanismos de descarte seletivo e policiamento com múltiplas classes.

Para se mostrar as vantagens no uso de múltiplas classes, utilizou-se um cenário com várias fontes de tráfego que alimentam uma fila com descarte seletivo. A cada fonte foi associado um mecanismo de policiamento de forma a se obter um mapeamento para múltiplas classes. Estas células com diversas classes de prioridades, alimentam uma fila com mecanismo de descarte seletivo (Figura 5.3).

O mecanismo de descarte seletivo utilizado no cenário acima descrito, implementa a política *Complete Sharing with Push Out* para organização do *buffer*. Esta política define que qualquer *slot* do *buffer* pode ser ocupado por qualquer célula independente de sua classe, porém, se uma célula que chega encontra o *buffer* cheio e há uma célula de prioridade mais baixa que a sua enfileirada, então esta última célula, é perdida. Caso não exista nenhuma célula de prioridade mais baixa enfileirada, então a célula que chegou é

¹Do inglês, *Quality of Service*

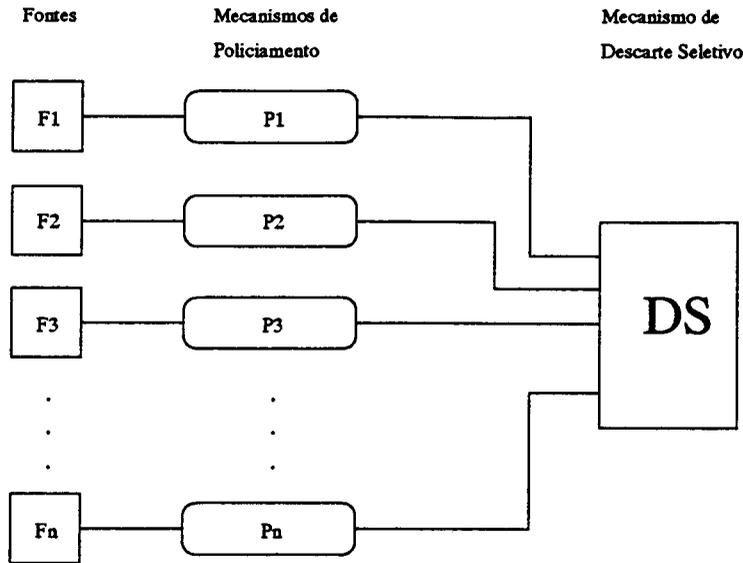


Figura 5.3: Uso integrado dos Mecanismos de Policiamento e Descarte Seletivo Múltiplas Classes.

descartada.

Os exemplos numéricos mostram, os efeitos da utilização de mecanismos de policiamento com múltiplas classes em conjunto com mecanismos de descarte seletivo múltiplas classes, bem como investiga o número de fontes que se pode admitir quando se utiliza mecanismos com dois e com quatro níveis de policiamento, a fim de se verificar o ganho que se obtém em QoS com o uso de mecanismos de múltiplas classes em uma rede com múltiplas classes de serviço. A diferença no número de fontes em termos da qualidade de serviço define o ganho que se obtém com a introdução de um esquema de múltiplas classes.

Os requisitos de QoS de uma aplicação são geralmente traduzidos em duas métricas de desempenho principais: a taxa de perdas, que representa a fração de células perdidas de um fluxo, e o tamanho do intervalo de perdas, que representa o número de células consecutivamente perdidas. Os exemplos a seguir investigam as *taxas de perdas* que ocorrem nos mecanismos de descarte seletivo, para as diversas classes de prioridades. A taxa de perda para cada classe de prioridade foi calculada como segue:

$$TaxaPerda(n) = \frac{CélulasPerdidas(n)}{CélulasGeradas(n)} .$$

onde n é o n -ésimo nível do mecanismo.

5.4.1 Resultados do LB com Mapeamento e Descarte Seletivo Múltiplas Classes

Experimento 1

Neste exemplo foram utilizadas 32 fontes com parâmetros dados pela Tabela 5.10 e uma fila de tamanho igual a 100 células. O mecanismo Leaky Bucket teve sua taxa de decremento (*leaky rate*) em 1,20 Mbps e os limites para o mapeamento em múltiplas classes de acordo com a Tabela 5.11.

Estado	Taxa	Tempo
Baixo	1 Mbps	2 segundos
Alto	4 Mbps	0.1 segundos

Tabela 5.10: Parâmetros da Fonte.

Níveis	Limite
1	5
2	10
3	20
4	50

Tabela 5.11: Limites do LB/Mapeamento.

A Tabela 5.12, apresenta a porcentagem de células mapeadas em cada classe de prioridade, bem como a taxa de perda relativa a cada classe. Fazendo uma análise desta tabela, verifica-se uma taxa de perda alta para as células de baixa prioridade e uma perda mais baixa, para aquelas de alta prioridade, levando-se em consideração que estas últimas foram geradas em quantidade bem superior em relação às primeiras. Com os mecanismos múltiplas classes é possível manter taxas de perdas diferenciadas.

Experimento 2

Este experimento traz um cenário apresentando 31 fontes com parâmetros de acordo com a Tabela 5.13. A taxa de decremento para o mecanismo Leaky Bucket é de 1,20 Mbs, ou seja, as fontes estão transmitindo acima da taxa negociada. Utiliza-se uma fila

Classe	Taxa Gerada	Taxa de Perda
1	0.706	0.00004
2	0.122	0.00078
3	0.064	0.00556
4	0.107	0.06373

Tabela 5.12: Taxa Gerada X Taxa de Perda no DS.

de tamanho 100.

Estado	Taxa	Tempo
Baixo	1 Mbps	2 segundos
Alto	4 Mbps	0.1 segundos

Tabela 5.13: Parâmetros da Fonte.

Experimento 2.1

Num primeiro exemplo, o esquema de mapeamento em múltiplas classes, associado ao LB, apresentou 2 níveis e teve seus parâmetros atribuídos de acordo com a Tabela 5.14.

Níveis	Limite
1	5
2	50

Tabela 5.14: Limites do LB/Mapeamento.

A Tabela 5.15 mostra a distribuição das células geradas nos dois níveis de prioridade do mecanismo e a perda relativa a cada nível. Percebe-se uma grande perda de células de prioridade alta (classe 2) no descarte seletivo.

Experimento 2.2

O esquema de mapeamento em múltiplas classes apresenta 4 níveis e teve seus parâmetros de acordo com a Tabela 5.16. A Tabela 5.17 mostra a distribuição das células

Classe	Taxa Gerada	Taxa de Perda
1	0.7064	0.000009
2	0.2936	0.020482

Tabela 5.15: Taxa Gerada X Taxa de Perda no DS.

nos níveis de prioridade do mecanismo e a taxa de perda para cada nível.

Níveis	Limite
1	5
2	10
3	20
4	50

Tabela 5.16: Limites do LB/Mapeamento.

Classe	Taxa Gerada	Taxa de Perda
1	0.7064	0.000009
2	0.1225	0.000202
3	0.0645	0.004499
4	0.1066	0.053455

Tabela 5.17: Taxa Gerada X Taxa de Perda no DS.

Comparando as Tabelas 5.15 e 5.17, pode-se verificar o ganho em QoS obtido com a introdução de mais dois níveis de prioridade. Enquanto a Tabela 5.15 apresenta uma taxa de perda da ordem de 10^{-2} para um nível de prioridade alta (nível 2), o mecanismo de 4 níveis, em 5.17, consegue manter uma perda da ordem de 10^{-4} para este mesmo nível, preservando as células de prioridades mais altas em detrimento daquelas de baixas prioridades (3 e 4).

5.4.2 Resultado do MLLB com Mapeamento e Descarte Seletivo Múltiplas Classes

Experimento 3

O objetivo deste experimento é mostrar o ganho em QoS, em termos da carga transportada. Os parâmetros da fonte estão de acordo com a Tabela 5.18. O mecanismo MLLB teve suas taxas baixa e alta em 1Mbps e 3Mbps, respectivamente e como limites dos contadores foram utilizados o valor 5 para o estado 1 e 100 para o estado 2. A fila possui tamanho 100.

Estado	Taxa	Tempo
Baixo	1 Mbps	2 segundos
Alto	6 Mbps	0.1 segundos

Tabela 5.18: Parâmetros da Fonte.

Para o esquema de mapeamento com 2 níveis, os tempos de permanência são os apresentados na Tabela 5.19. Já o mapeamento de 4 níveis, utilizou os valores apresentados na Tabela 5.20. De acordo com os parâmetros escolhidos, a fonte se encontra violando na taxa de pico e no tempo de permanência em seu segundo estado, o que ocasionará uma alta taxa de perda de suas células.

Níveis	Tempos de Permanência
1	0.0001 segundos
2	infinito

Tabela 5.19: Tempo de Permanência em cada nível do MLLB/Mapeamento.

A Tabela 5.21 mostra a taxa de perda quando se utiliza o mapeamento com 2 níveis transportando uma carga de 18 fontes idênticas. Para efeito de comparação, a Tabela 5.22 apresenta a taxa de perda para os níveis 1 e 4 quando se utiliza o esquema de mapeamento com 4 níveis no transporte de 21 fontes iguais às utilizadas na construção da Tabela 5.21.

Analisando-se comparativamente as Tabelas 5.21 e 5.22, verifica-se que a taxa de perda para os primeiros e últimos níveis dos mecanismos são equivalentes nas duas tabelas.

Níveis	Tempos de Permanência
1	0.0001 segundos
2	0.013 segundos
3	0.0075 segundos
4	infinito

Tabela 5.20: Tempo de Permanência em cada nível do MLLB/Mapeamento.

Classe	Taxa de Perda
1	0.000155
2	0.012420

Tabela 5.21: Taxa de Perda no DS para o MLLB/Mapeamento para os 2 níveis de prioridade.

Classe	Taxa de Perda
1	0.000599
4	0.047318

Tabela 5.22: Taxa de Perda no DS para o MLLB/Mapeamento para os níveis 1 e 4 de prioridade.

o que mostra, que mesmo transportando 3 fontes a mais, o mecanismo de 4 classes ainda conseguiu manter a QoS, o que significa um ganho em QoS em termos de carga suportada.

5.4.3 Resumo dos Resultados

Os exemplos mostraram ganhos em QoS quando mecanismos de policiamento são utilizados em conjunto com o descarte seletivo múltiplas classes. Uma vez que se obtem vários níveis de prioridade para o descarte, estes mecanismos ajudariam, em situações de transbordo, a penalizar cada fonte de acordo com o seu comportamento, não comprometendo a QoS de toda a rede em decorrência de uma fonte violadora.

Capítulo 6

Conclusões

A presente dissertação estudou mecanismos de policiamento com múltiplas classes na concepção de uma rede B-ISDN. Com base neste objetivo, mecanismos de policiamento múltiplos estados foram investigados, bem como foi feita uma comparação destes mecanismos com mecanismos de estado único. Também foi definido um esquema para mapear as células violadoras em múltiplas classes de prioridade. Por último, foi feito um trabalho de integração de mecanismos de policiamento e descarte seletivo para múltiplas classes de prioridade.

6.1 Mecanismos de Policiamento Múltiplos Estados

Introduzindo um número maior de parâmetros a serem policiados, os mecanismos com múltiplos estados são mais flexíveis e monitoram melhor a taxa de transmissão da fonte. Estes mecanismos apresentam N estados, e a cada estado são associados os parâmetros correspondentes ao mecanismo tradicional.

Além dos parâmetros tradicionais (taxa de decremento, limite e contador) existe também um tempo de permanência máximo que uma fonte pode transmitir a uma certa taxa, permitindo que a fonte transmita em taxas diferentes por certos períodos de tempo. Assim sendo, os mecanismos múltiplos estados podem ser utilizados para estimar a taxa de transmissão instantânea da fonte.

Os experimentos realizados levaram em consideração dois estados. Uma vez que a maioria dos critérios de controle de admissão consideram apenas a taxa média e a taxa de pico, um mecanismo de policiamento de dois estados, em geral, é suficiente para monitorar as conexões. Foram investigados cenários com fontes bem comportadas, bem como

cenários de violação.

Dois processos de chegada diferentes foram utilizados como fonte de tráfego: o *Markoviano Bernoulliano Modulado* (MMBP) e o processo Auto-Regressivo (AR). A eficiência dos mecanismos de policiamento mostrou-se insensível ao processo de chegada utilizado.

Este estudo mostrou que os mecanismos com múltiplos estados são mais eficientes do que os mecanismos de estado único no policiamento de fontes com taxas variáveis. Um melhor aproveitamento de banda passante é alcançado e as vantagens da multiplexação estatística podem ser preservadas. Concluiu-se também que o *Leaky Bucket* com múltiplos estados é o mais preciso, dentre os analisados, na monitoração de fontes com taxas variáveis. Finalmente conclui-se que os mecanismos de policiamento com múltiplos estados são mais eficientes para o controle de tráfego ATM do que suas contrapartes tradicionais.

6.2 Mecanismos de Policiamento Múltiplas Classes

Também foi definido um esquema, através do qual os mecanismos de estado único e de dois estados são capazes de atribuir múltiplas classes de prioridade às células violadoras. O objetivo é mapear as células violadoras em várias classes de prioridade. A medida que a fonte aumenta ou permanece na violação de seus parâmetros de contrato, diferentes prioridades vão sendo atribuídas às suas células. Assim sendo, estes mecanismos podem monitorar os períodos de violação das fontes, aumentando a penalidade de acordo com o aumento das violações.

Dois mapeamentos foram definidos, o primeiro para ser utilizado em conjunto com os mecanismos de estado único e o outro para mecanismos de dois estados. Experimentos foram realizados utilizando estes mapeamentos em conjunto com o LB e com MLLB de dois estados, no entanto o mapeamento em classes de prioridade também pode ser generalizado para os demais mecanismos.

As investigações foram feitas no sentido de variar os parâmetros dos mecanismos, a fim de investigar a sua sensibilidade, e estudar seu comportamento frente às violações de uma fonte MMBP. Foram consideradas quatro classes de prioridade para as células. Para os dois mapeamentos, melhores resultados foram observados quando alterando o parâmetro relativo ao primeiro nível de prioridade ($Limite_1$ para o LB e tp_1 para o MLLB). Desta forma, na tentativa de distribuir células violadoras em diversos níveis de

prioridade, recomenda-se que uma ênfase seja dada ao parâmetro do primeiro nível.

6.3 Integração de Mecanismos de Policiamento e Descarte Seletivo Múltiplas Classes

Estudou-se também como integrar mecanismos de policiamento múltiplas classes com mecanismos de descarte seletivo. O cenário utilizado envolveu várias fontes de tráfego que alimentam uma fila de descarte seletivo. A cada fonte foi associado um mecanismo de policiamento de forma a se obter células com diferentes classes de prioridade. Estas células alimentam uma fila com descarte seletivo.

Com esta integração, é possível evitar com que uma única fonte degrade a QoS oferecida pela rede a todas as outras conexões, bem como evitar com que os mecanismos de controle de tráfego incomodem fontes bem comportadas.

6.4 Trabalhos Futuros

O desenvolvimento deste trabalho permitiu apontar algumas contribuições e trabalhos futuros, apresentados a seguir:

Definição de mecanismos de controle de admissão múltiplas classes

Uma vez que as fontes multimídia apresentam requisitos bem diversificados de QoS, a definição de um mecanismo de controle de admissão múltiplas classes para ser utilizado em conjunto com os mecanismos de policiamento e descarte seletivo múltiplas classes, poderia trazer vários benefícios. O número de conexões aceitas poderia ser aumentado, já que certos tipos de fontes suportam perdas.

Uso de prioridade definidas estática e imutavelmente

A prioridade de uma célula pode ser atribuída de duas formas: dinâmica e estaticamente. A definição da prioridade de uma célula pela violação do mecanismo de policiamento corresponde ao caso dinâmico e depende do padrão de violação do fluxo de células.

Uma outra possibilidade, é definir a prioridade de uma célula estaticamente. Um problema a ser investigado é o uso conjunto de prioridades definidas estática e dinamicamente.

Caracterização da distribuição das prioridades das células no fluxo de saída de um mecanismo de policiamento

O dimensionamento de redes ATM necessita de modelos de redes de filas para a computação de métricas fim-a-fim. Existem atualmente na literatura, alguns modelos de redes de filas orientados para redes ATM. Um destes modelos assume que o fluxo na rede é descrito através de um processo Markoviano modulado. Um estudo a ser realizado é a investigação da distribuição das prioridades de células consecutivas de um fluxo de células de um processo Markoviano modulado com o mesmo padrão encontrado no fluxo de saída de um mecanismo de policiamento.

Bibliografia

- [1] N.L.S. Fonseca, "Queueing Network Models for Multiple Class Broadband Integrated Service Digital Networks". *Ph.D. Thesis, USC Tech Report 94-25*. 1994.
- [2] G. Mayor e J. Silvester. "The Multi-Level Leaky Bucket Mechanism", a ser publicado em *Proc of International Conference on Computer Communication and Networks*
- [3] J. A. Silvester, N.L.S. Fonseca, G.S. Mayor e S. Sobral, "The Effectiveness of Multi-Level Policing Mechanisms in ATM Traffic Control". a ser publicado nos anais da conferência *IEEE ITS*. Publicado também como Relatório Técnico, UNICAMP IC 96 - 08. 1996.
- [4] J.A.S.Monteiro, M. Gerla e L.Fratta. "Leaky Bucket Analysis for ATM Networks". *Proc. of IEEE SBT ITS*. 1990.
- [5] E. Rathgeb, "Modeling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks", *IEEE JSAC*, Apr,1991.
- [6] V. Anantharam e T. Konstantopoulos, "Burst Reduction Properties of the Leaky Bucket Flow Control Scheme in ATM Networks", *IEEE Transactions on Communications*, December,1994.
- [7] J. Boudec. "An Efficient Solution Method for Markov Models of ATM Links with Loss Priorities", *IEEE JSAC*, April 1991.
- [8] K. Sohraby e M. Sidi. "On the Performance of Bursty Modulated Sources Subject to Leaky Bucket Rate-Based Access Control Schemes", *IEEE T.C.*. *Feb/Mar/Apr*. 1994.
- [9] J. A. Suruagy Monteiro. "Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga(RDSI-FL)", *IX Escola de Computação - Recife* 1994.
- [10] L. F. G. Soares, G. Lemos e S. Colcher, "Das LANs, MANs, e WANs às Redes ATM". Editora Campus, 1995.

- [11] J. A. Frazão Júnior e J. A. Suruagy Monteiro. "On the Efficiency of Policing Mechanisms for ATM Networks", *Journal of the Brazilian Computer Society*, VOL.1, NO. 2, November 1994, ISSN 0104-6500.
- [12] C.Baransel, W.Dobosiewicz e P.Gburzunski, "Routing in Multihop Packet Switching Networks":Gb/s Challenge, *IEEE Network*, Pgs. 38-61,VOL.9,NO.3,May/June 1995.
- [13] A.S.Acampora, "An Introduction to Broadband Networks", Plenum:New York 1994.
- [14] C.Partridge. "Gigabit Networking", Addison-Wesley:Reading MA, Pgs. 253-263,1994.
- [15] N.L.S.Fonseca, "Uma Introdução à Arquitetura de Redes ATM e aos seus Mecanismos de Controle de Tráfego". Apostila da IX JAI,1995.
- [16] A.S. Tanenbaum, "Redes de Computadores", *Editora Campus*, 1997.
- [17] D.E. McDysan e D.L. Spohn, "ATM Theory and Application", *Editora Campus*, 1997.
- [18] M. Nomura, T. Fujii e N. Ohta, "Basic Characteristics of Variable Rate Video Coding in ATM Environment", *IEEE JSAC*, June 1989.
- [19] G. Niestegge. "The Leaky Bucket Method in the ATM Network", *International Journal of Digital and Analogic Communication*.
- [21] M. Butto et al., "Effectiveness of the Leaky Bucket Policing Mechanism in ATM Networks", *IEEE JSAC*, April 1991.
- [20] J. Bae e T. Suda, "Survey of Traffic Control Schemes and Protocols in ATM Networks". *Proceedings of the IEEE*, February 1991.
- [22] I. Stavrakakis. "Efficient Modeling of Merging and Splitting Processes in Large Networking Structures", *IEEE Transactions on Communications*, VOL.9, NO. 8, October 1991.
- [23] J. A. Silvester, Nelson Fonseca e Stanley S. Wang., "D-BMAP Models for Performance Evaluation of ATM Networks".
- [24] S. Shioda e H. Saito. "Satisfying QOS standard with combined strategy for CAC and UPC", *IEEE*, 1995.
- [25] Nelson L. Fonseca e John A. Silvester, "On the Computation of End-to-end Delay in Feed-forward ATM Networks", *Proceedings of the IEEE*, *Proceedings of the IEEE*, 1994.