

UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS

FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA

DEPARTAMENTO DE TELEMÁTICA

UM MÉTODO DE CONTROLE DE ACESSO PARA REDE LOCAL COM  
FIBRAS ÓPTICAS E INTEGRAÇÃO DE VOZ E DADOS

Por : Paulo Roberto Guardieiro

Orientador: Prof. Dr. Shusaburo Motoyama †

Tese apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica, da Universidade Estadual de Campinas, como parte dos requisitos exigidos para obtenção do Título de Doutor em Engenharia Elétrica.

Dezembro de 1991

Este exemplar corresponde à redação final da tese  
defendida por Paulo Roberto Guardieiro  
e aprovada pela Comissão  
Julgadora em 03 / 12 / 91.  
*Shusaburo Motoyama* Orientador

*À Maria Antonieta, Bruno e Victor,  
dedico este trabalho.*

## AGRADECIMENTOS

Ao Prof. Dr. Shusaburo Motoyama, pela excelente orientação, paciência, dedicação e encorajamento no decurso deste trabalho.

Aos professores do Departamento de Telemática da UNICAMP pelo apoio amigo e pelas contribuições ao trabalho.

À Universidade Federal de Uberlândia e à CAPES pelo suporte financeiro.

À todos que contribuíram direta ou indiretamente para que este trabalho fosse possível.

## RESUMO

Nos últimos anos, as redes locais de computadores desempenharam um papel de destaque no cenário dos sistemas de arquiteturas distribuídas. Isto se deve ao fato de que elas podem ser empregadas como sistemas de suporte de comunicação para um variado espectro de aplicações (automação de escritórios, controle de processos, processamento distribuído, etc.), possibilitando o compartilhamento de recursos com alto desempenho e confiabilidade.

A integração de serviços de voz e dados é muito importante nas aplicações de automação de escritórios. Dessa forma, o usuário passa a ter acesso aos serviços oferecidos pela rede através de uma única interface de comunicação. Contudo, o desempenho desta rede depende fundamentalmente da capacidade do método de controle de acesso em fazer face às diferentes características de tráfego e requisitos de serviço que podem ser demandadas neste tipo de rede. O trabalho de pesquisa relatado nesta tese focalizou dois tópicos importantes relacionados com este tipo de problema, que são os métodos de acesso ao meio de transmissão e a modelagem e avaliação de desempenho.

Um método de controle de acesso para rede local em duplo anel de fibras ópticas com integração de voz e dados foi proposto e desenvolvido neste trabalho. Ele se baseia no conceito "slotted ring" com alocação dinâmica de largura de faixa no meio de acordo

com a necessidade de cada tipo de tráfego, o que possibilita elevar o grau de utilização do meio. Sua realização (em "hardware" e "software") é também apresentada.

Um modelo analítico aproximado é sugerido para estudar o desempenho do método de acesso proposto sob tráfego integrado. Os resultados de análise e de simulação validam o modelo sugerido e demonstram que o método proposto apresenta desempenho satisfatório sob diversas condições de tráfego na rede.

## ABSTRACT

Local area networks (LAN's) have been receiving an increasing attention in the context of distributed systems design and research. Efficient resource sharing, highly reliable design and high performance communication systems are among the main motivations for building such networks.

Integrated LAN's should provide various types of services, e.g., voice, data, video, etc. to the customer via a single interface. The key problem facing the network designer is how to build a networking system to support the different demands of traffic classes. In this thesis, we address two main topics: access method design and performance modelling.

In the area of access method design, we developed an access method for integrated voice and data services in a double optical fiber ring type LAN. It is a slotted ring based access method, and high channel utilization can be achieved due to the dynamic allocation of bandwidth between voice and data.

An analytical model is proposed to study the system's performance. It is found that the access method fulfills the traffic characteristics and services requirements of both types of traffic. The analytical results are validated by simulation under various traffic conditions.

## SUMÁRIO

Resumo	iii
Abstract	v
Lista de Figuras	xiii
Lista de Tabelas	xix

### CAPÍTULO 1

INTRODUÇÃO	1
------------	---

### CAPÍTULO 2

#### REDES LOCAIS DE COMPUTADORES

2.1 Introdução	7
2.2 Aplicações de Redes Locais	8
2.2.1 O Compartilhamento de Recursos	9
2.2.2 Automação de Escritórios	10
2.2.3 Controle de Processos	11
2.2.4 Aplicações para Rede Local com Integração de Voz e Dados	12

2.3	Estruturas Funcionais	13
2.3.1	Redes Locais em Anel	14
2.3.2	Redes Locais em Barramento	17
2.3.3	Redes Locais em Estrela	20
2.4	Tipos Representativos de Redes Locais	21
2.4.1	O Anel de Pierce	22
2.4.2	A Rede Local Ethernet	26
2.4.3	A Rede Local Anel de Cambridge	28
2.4.4	A Rede Local IBM-Zurich	35
2.5	Comentários	38

## CAPÍTULO 3

### INTEGRAÇÃO DE VOZ E DADOS EM REDES LOCAIS DE COMPUTADORES : ANÁLISE DOS PROBLEMAS ENVOLVIDOS

3.1	Introdução	40
3.2	A Integração de Voz e Dados e seus Problemas	41
3.2.1	Atrasos	42
3.2.2	Perdas	43
3.2.3	Variância de Retardo	43
3.2.4	Detecção de Silêncio	45
3.2.5	Características do Tráfego de Dados	46
3.3	Técnicas de Comutação e a Integração de Serviços	47
3.3.1	Comutação de Circuitos	47
3.3.2	Comutação de Pacotes	49
3.3.3	Comutação Híbrida	51

3.3.4	Comutação de Surtos	52
3.4	Protocolos de Acesso para Redes Locais Integradas	52
3.5	Redes Locais com Integração de Voz e Dados	55
3.7	Comentários	58

## CAPÍTULO 4

### REDES LOCAIS COM FIBRAS ÓPTICAS

4.1	Introdução	60
4.2	Tecnologia de Transmissão por Fibras Ópticas	62
4.2.1	A Fibra Monomodo	62
4.2.2	A Fibra Multimodo	64
4.2.3	Dispositivos Emissores de Luz	67
4.2.4	Fotodetectores	68
4.2.5	Multiplexagem por Divisão de Comprimento de Onda	70
4.3	Fibras Ópticas de Plástico	70
4.4	Aplicação de Fibras Ópticas em Redes Locais	73
4.4.1	Rede Local em Estrela com Fibras Ópticas	74
4.4.2	Rede local em Anel com Fibras Ópticas	77
4.4.3	Rede Local em Barramento com Fibras Ópticas	79
4.4.4	Aspectos de Projeto de Redes Locais com Fibras Ópticas	81
4.4.5	Algumas Considerações de Projeto	84
4.4.6	Descrição de Algumas Redes Locais com Fibras Ópticas	87

4.4.6.1 A Rede Local PANA-LAN	87
4.4.6.2 A Rede Local PHILAN	90
4.4.6.3 A Rede Local OIN-GTE	93
4.4.6.4 A Rede Local IBM com Fibras Ópticas	96
4.5 Protocolos de Acesso para Redes Locais com Fibras Ópticas	98
4.5.1 Análise Comparativa de Desempenho de Protocolos de Acesso para Redes Locais com Fibras Ópticas	101
4.5.1.1 Grupo DAMA	103
4.5.1.2 Outros Protocolos de Acesso	104
4.6 Comentários	111

## CAPÍTULO 5

### PROPOSTA DE MÉTODO DE ACESSO PARA REDE LOCAL COM FIBRAS ÓPTICAS E INTEGRAÇÃO DE VOZ E DADOS

5.1 Introdução	113
5.2 Estrutura Funcional da RALFO	115
5.2.1 A Configuração	115
5.2.2 Estruturas de Quadro e Envelope	119
5.3 Características do Método Anel de Cambridge	124
5.3.1 Introdução	124
5.3.2 Resultados de Simulação do Método Anel de Cambridge	128
5.4 O Método de Controle de Acesso Proposto	133

5.3.1	Introdução	124
5.3.2	Resultados de Simulação do Método Anel de Cambridge	128
5.4	O Método de Controle de Acesso Proposto	133
5.4.1	O Método de Acesso Anel de Cambridge Modificado	135
5.4.2	Versão 1: Mecanismo de Quadro Compartilhado	137
5.4.3	Versão 2: Mecanismo de Fronteira Móvel	138
5.4.3.1	Tratamento do Tráfego de Voz	140
5.4.3.2	Tratamento dos Tráfegos de Dados e Sinalização	142
5.5	Conclusão	145

## CAPÍTULO 6

### ANÁLISE DE DESEMPENHO DO MÉTODO DE ACESSO ANEL DE CAMBRIDGE MODIFICADO

6.1	Introdução	147
6.2	Modelagem e Avaliação de Desempenho de Redes Locais	148
6.3	Modelos do Tráfego de Voz e de Dados	149
6.3.1	Modelagem Analítica do Tráfego de Voz	149
6.3.2	Modelo do Tráfego de Dados	154
6.4	Medidas de Desempenho	155
6.5	Modelagem do Método de Acesso com Quadro Compartilhado	158
6.5.1	Modelo de Multi-filas e Multi-servidores Cíclicos	158
6.5.2	Modelo de Servidor Único e Cíclico	169

6.5.3 Modelo de Servidor Compartilhado	172
6.6 Modelagem do Método de Acesso com Fronteira Móvel	173
6.6.1 Modelo Aproximado da Ocupação dos "Slots"	174
6.7 Avaliação de Desempenho para o Tráfego de Voz	177
6.7.1 Cálculo da Fração de Descarte de Envelopes de Voz	177
6.8 Modelo de Simulação	182
6.9 Resultados de Análise e Simulação	182
6.9.1 Análise de Desempenho do Método de Acesso com Quadro Compartilhado	184
6.9.2 Análise de Desempenho do Método de Acesso com Fronteira Móvel	189
6.9.3 Comparação de Desempenho	193
6.10 Conclusão	201

## CAPÍTULO 7

### A IMPLEMENTAÇÃO DO MÉTODO DE ACESSO PROPOSTO

7.1 Introdução	203
7.2 A Arquitetura em Camadas	204
7.2.1 A Camada Física	205
7.2.2 A Camada MAC	206
7.2.3 A Camada LLC	209
7.2.4 A Camada de Sinalização	210
7.2.5 A Camada de Aplicação	210
7.3 Detalhamento da Camada de Sinalização	210
7.3.1 Descrição dos Serviços	214

7.3.2 Descrição da Implementação da Camada de Sinalização	217
7.4 O Nó de Comunicação da RALFO	219
7.4.1 O "Hardware" do Nó de Comunicação da RALFO	219
7.4.2 O "Software" do Nó de Comunicação da RALFO	222
7.5 Detalhamento da Interface de Voz	223
7.5.1 O "Hardware" da Interface de Voz	223
7.5.2 O "Software" da Interface de Voz	227
7.6 Conclusão	229
CAPÍTULO 8	
CONCLUSÕES GERAIS	
8.1 Comentários Finais e Contribuições	230
8.2 Sugestões para Continuação desta Linha de Pesquisa	232
APÊNDICE A	234
APÊNDICE B	243
REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS	250

## LISTA DE FIGURAS

Figura 2.1	- Principais tipos de redes locais.....	14
Figura 2.2	- Rede local em anel.....	15
Figura 2.3	- Rede local em barramento.....	18
Figura 2.4	- Rede local em estrela.....	21
Figura 2.5	- Estrutura de "slot" no Anel de Pierce.....	23
Figura 2.6	- Anéis de Pierce.....	24
Figura 2.7	- Rede local Ethernet.....	26
Figura 2.8	- Estrutura de pacotes na rede Ethernet.....	27
Figura 2.9	- Rede local Anel de Cambridge.....	29
Figura 2.10	- Estrutura de um mini-pacote na rede Anel de Cambridge.....	30
Figura 2.11	- Conexão de um usuário à rede Anel de Cambridge...	31
Figura 2.12	- Estrutura do Protocolo BBP.....	34
Figura 2.13	- Conexão de um usuário à rede local IBM.....	37
Figura 4.1	- Estruturas de fibras ópticas.....	63
Figura 4.2	- Atenuação típica das fibras ópticas de plástico PMMA e de sílica.....	72
Figura 4.3	- Configuração estrela-ativa.....	74
Figura 4.4	- Configuração estrela-passiva.....	75
Figura 4.5	- Configuração estrela-passiva com detector de colisões.....	76
Figura 4.6	- Configuração em anel com fibras ópticas:	

	(a) ativa; (b) passiva.....	77
Figura 4.7	- Mecanismo de proteção utilizando "loopback": (a) rede com "loopback"; (b) detalhes do nó de comunicação.....	79
Figura 4.8	- Configurações em barramento passivo com fibras ópticas: (a) barramento duplo; (b) barramento em U.....	80
Figura 4.9	- Configuração em barramento ativo com fibra ópticas: (a) barramento bidirecional; (b) interface óptica ativa.....	82
Figura 4.10	- Formatação de pacotes na rede PANA-LAN.....	89
Figura 4.11	- Configuração típica da rede PHILAN.....	91
Figura 4.12	- Seqüência de quadros na rede PHILAN.....	92
Figura 4.13	- Configuração típica da rede OIN-GTE.....	94
Figura 4.14	- Estruturas de quadro e pacote da rede OIN.....	95
Figura 4.15	- Configuração típica da rede local IBM (Zurich) com fibras ópticas.....	97
Figura 4.16	- Quadro da rede local IBM com fibras ópticas.....	98
Figura 4.17	- Diagrama espaço-temporal para o protocolo Anel de Cambridge.....	105
Figura 4.18	- Grau de utilização da rede vs. número de estações.....	109
Figura 4.19	- Grau de utilização da rede vs. comprimento do meio de transmissão.....	110
Figura 4.20	- Grau de utilização da rede vs. velocidade de transmissão.....	111
Figura 5.1	- Arquitetura da rede local RALFO.....	116
Figura 5.2	- Reconfiguração da RALFO utilizando "loopback"....	117

Figura 5.3	- Estruturas de quadro e envelope (Versão 1).....	120
Figura 5.4	- Estruturas de quadro e envelope (Versão 2).....	122
Figura 5.5	- A presença de seqüências estáveis de ocupação dos "slots" no método Anel de Cambridge.....	126
Figura 5.6	- Freqüência de ocorrência de seqüências estáveis vs. LFU em um Anel de Cambridge com 20 nós e 10 "slots".....	129
Figura 5.7	- Largura de faixa utilizada média vs. número de "slots" e nós de comunicação.....	130
Figura 5.8	- Efeito da variação da taxa de transmissão sobre a largura de faixa utilizada no anel.....	131
Figura 5.9	- Largura de faixa utilizada em função da assimetria de carga ao longo do anel.....	133
Figura 5.10	- Efeito do tráfego oferecido sobre o atraso de transmissão.....	134
Figura 6.1	- Cadeia de Markov de três estados para um interlocutor.....	150
Figura 6.2	- Cadeia de Markov de dois estados para um interlocutor.....	151
Figura 6.3	- Geração de um envelope de voz.....	152
Figura 6.4	- Modelo de multi-filas e multi-servidores cíclicos.....	159
Figura 6.5	- Modelo de servidor único e cíclico.....	170
Figura 6.6	- Estratégia de fronteira móvel utilizada no método de acesso proposto.....	174
Figura 6.7	- Modelo aproximado da ocupação dos "slots" no sub-quadro de voz.....	176
Figura 6.8	- Tempo médio de espera em fila de mensagem de	

	dados vs. tráfego oferecido, para o método com quadro compartilhado. (modelo de multi-servidores cíclicos com mensagens de 3.000 bits.....	185
Figura 6.9	- Atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. tráfego oferecido, para o método com quadro compartilhado e mensagens de 3.000 bits...	186
Figura 6.10	- Atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. tráfego oferecido, para o método com quadro compartilhado e mensagens de 1.280 bits.....	187
Figura 6.11	- Atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. número total de número de "slots" no quadro, para o método com quadro compartilhado e mensagens de 3.000 bits.....	188
Figura 6.12	- Atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. taxa de transmissão no anel, para o método com quadro compartilhado e mensagens de 3.000 bits.....	189
Figura 6.13	- Atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. tráfego oferecido, para o método com fronteira móvel e mensagens de 3.000 bits.....	190
Figura 6.14	- Atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. número total de "slots" no quadro, para o método com fronteira móvel e mensagens de 3.000 bits.....	191
Figura 6.15	- Atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. taxa de transmissão no anel, para o	

	método com fronteira móvel e mensagens com 3.000 bits.....	192
Figura 6.16	- Comparação de resultados analíticos: atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. tráfego oferecido e mensagens com 3.000 bits.....	193
Figura 6.17	- Comparação de resultados analíticos: atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. número total de "slots" com mensagens de 3.000 bits.....	194
Figura 6.18	- Comparação de resultados analíticos: atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. taxa de transmissão no anel com mensagens de 3.000 bits.....	195
Figura 6.19	- Fração de descarte de envelopes de voz vs. número de "slots", na ausência de tráfego de dados na rede ( $S = S_V$ ).....	196
Figura 7.1	- Arquitetura em camadas baseada no método de acesso proposto.....	205
Figura 7.2	- Formato da Primitiva que chega na Camada MAC.....	207
Figura 7.3	- Envelope de voz.....	207
Figura 7.4	- Envelope de dados ou sinalização.....	208
Figura 7.5	- Interações entre camadas para conexão com sucesso.....	214
Figura 7.6	- Processo de entrada/saída de primitivas.....	217
Figura 7.7	- Configuração do "hardware" do nó de comunicação da rede RALFO.....	220
Figura 7.8	- Diagrama em blocos do módulo ITV.....	225

Figura 7.9	- Detector de atividade de voz (DAV).....	226
Figura 7.10	- Máquina seqüencial do "software" da aplicação....	228

## LISTA DE TABELAS

Tabela 4.1 - Características de fibras ópticas de plástico e de fibras ópticas de sílica.....	71
Tabela 4.2 - Equações de desempenho para os protocolos de acesso estudados.....	108
Tabela 6.1 - Comparação entre resultados analíticos e de simulação para o método de acesso com quadro compartilhado (mensagens de 3.000 bits).....	198
Tabela 6.2 - Comparação entre resultados analíticos e de simulação para o método de acesso com fronteira móvel (mensagens de 3.000 bits).....	199
Tabela 6.3 - Comparação entre resultados analíticos e de simulação para o método de acesso com quadro compartilhado (mensagens de 1.280 bits).....	200
Tabela 6.4 - Comparação entre resultados analíticos e de simulação para o método de acesso com fronteira móvel (mensagens de 1.280 bits).....	201

## CAPÍTULO 1

### INTRODUÇÃO

As redes locais de computadores ou LAN's ("Local Area Networks") são sistemas telemáticos destinados à interconexão de computadores e periféricos dentro de uma área restrita. A organização básica de uma rede local de computadores, ou simplesmente, rede local, consiste de uma coleção de usuários interligados a um meio de transmissão via interfaces de acesso. Para que as suas transmissões resultem no compartilhamento ordenado do meio, as redes locais utilizam um método de controle de acesso a ser observado por essas interfaces.

A disseminação dos mini e microcomputadores nos ambientes de fábricas e escritórios ocasionou a necessidade de interligação desses equipamentos através de uma rede local de computadores. Porém, a comunicação de voz continuou sendo realizada através de outra rede interna, por meio da utilização de uma central telefônica do tipo PABX ("Private Automatic Branch eXchange"). A existência desses dois tipos de redes operando independentemente não possibilita uma utilização eficiente dos recursos operacionais oferecidos. Conseqüentemente, dispor de uma única rede que transporte uma variedade de sinais (voz, dados, vídeo, etc.) e

permita o compartilhamento dos recursos disponíveis entre os vários usuários, passa a ser imperativo. Este tipo de rede é, em geral, denominado rede local com integração de serviços.

Com a integração de serviços, o usuário passa a ter acesso a todos os serviços que são oferecidos pela rede local através de uma única interface usuário/meio de comunicação. Porém, o desempenho desta rede depende fundamentalmente da capacidade do método de controle de acesso em fazer face às diferentes características de tráfego e requisitos de serviço que podem ser demandadas neste tipo de rede. Nesta tese são abordados dois aspectos importantes relacionados com este tipo de problema, que são: o projeto e desenvolvimento de um método de controle de acesso e a avaliação de seu desempenho.

A maioria dos métodos de controle acesso em uso nas redes locais atualmente em operação (CSMA/CD, TOKEN-RING, ANEL DE CAMBRIDGE, etc.), tiveram o seu desenvolvimento orientado para o tráfego de dados, sendo, portanto, inadequados ao tráfego de serviços integrados de voz e dados. A fim de que essa integração de serviços possa ser realizada eficientemente, torna-se indispensável modificar estes métodos de acesso levando-se em conta as novas características de tráfego e requisitos de serviço.

Além dos aspectos acima mencionados, as redes locais com integração de serviços ficam também sujeitas a um problema adicional de projeto, o qual está relacionado com a forma de alocação da capacidade disponível no meio de transmissão aos diferentes tipos de serviços oferecidos pela rede. Para uma utilização mais eficiente da capacidade de transmissão torna-se necessário a utilização de técnicas dinâmicas de alocação de

capacidade de acordo com a demanda momentânea de cada tipo de tráfego.

O presente trabalho tem por objetivo propor um método de controle de acesso para a rede RALFO (Rede de Área Local com Fibras Ópticas) e realizar uma avaliação de seu desempenho. Em desenvolvimento no Departamento de Telemática da UNICAMP, a RALFO é uma rede local com integração de serviços de voz e dados que apresenta uma topologia do tipo duplo anel de fibras ópticas.

Devido às altas taxas de transmissão geralmente utilizadas, o método de acesso ao meio não pode ser complexo. O método Anel de Cambridge utilizado no "Cambridge Digital Communication Ring" [17], oferece desempenho satisfatório para o tráfego de dados, apresenta adequação ao uso de fibras ópticas e tem baixo nível de complexidade [47,62]. Assim, decidiu-se pela modificação deste método de acesso para adaptá-lo ao tráfego de serviços integrados de voz e dados.

No método Anel de Cambridge, estudos realizados demonstraram a existência de índices variáveis de utilização da largura de faixa disponível, segundo as condições de tráfego na rede. O método de controle de acesso aqui proposto procura sanar esta dificuldade através da utilização de mecanismos de reserva e fronteira móvel, os quais permitem alocar dinamicamente a largura de faixa com base numa predição de tráfego. Dessa forma, a largura de faixa não utilizada por um tipo de tráfego pode ser utilizada pelo outro. Resultados de análise e simulação demonstram que o método proposto apresenta desempenho satisfatório.

Após esta breve introdução, o texto segue apresentando no Capítulo 2 as principais aplicações a que as redes locais são

destinadas, as estruturas básicas de rede, os principais meios de transmissão e métodos de controle de acesso em uso e desenvolvimento. Além disso, diversos tipos de redes locais são analisados comparativamente.

No Capítulo 3, apresentam-se os principais problemas relacionados com a integração de voz e dados em redes locais e as tecnologias de comutação com destaque para as dificuldades que o serviço de voz pode encontrar em cada caso. Além disso, apresenta-se um estudo comparativo de alguns protocolos de acesso e redes locais com integração de serviços de voz e dados.

No Capítulo 4, apresentam-se e propõem-se soluções para os principais problemas envolvidos com a utilização de fibras ópticas em redes locais, incluindo algumas das experiências mais recentes nesta área. Apresenta-se, também, algumas das técnicas de controle de acesso mais adequadas às fibras ópticas e uma avaliação de desempenho das mesmas.

No Capítulo 5, apresenta-se uma proposta de método de controle de acesso para rede local com integração de voz e dados. Este método, denominado Anel de Cambridge Modificado, é assim chamado porque foi desenvolvido a partir de modificações introduzidas no método Anel de Cambridge. Esta adoção se deve ao fato de que o método original se baseia no princípio "slotted ring", bastante adequado às mensagens de voz, que requerem transmissão síncrona e, também, tem a vantagem de permitir que vários nós da rede possam transmitir simultaneamente. Dessa forma, menores tempos de atraso de acesso ao meio de transmissão podem ser esperados. Além disso, este é um dos métodos mais eficientes para redes locais em anel, que é a topologia mais

econômica para a implementação de redes locais utilizando fibras ópticas.

As duas maneiras mais simples de se avaliar o desempenho de um método de controle de acesso utilizado por uma rede local são através de simulação em computador digital e de modelamento analítico. Teoricamente, todos os tipos de métodos de acesso ao meio poderiam ser avaliados através de simulação. Porém, o tempo de implementação dos modelos pode ser um fator decisivo na sua escolha. Por outro lado, os modelos analíticos podem oferecer soluções exatas em vários casos. Contudo, tanto na simulação quanto no estudo analítico, à medida que o sistema a ser modelado cresce, aumentam também as limitações computacionais e de memória. Para reduzir estes inconvenientes, algumas suposições aproximadoras tornam-se necessárias. No Capítulo 6, sugere-se um modelo analítico aproximado para o estudo da integração de voz e dados com o método de acesso Anel de Cambridge Modificado. Devido a complexidade da distribuição do tráfego de voz, uma solução exata para este estudo não seria possível. Alternativamente, apresenta-se uma estimativa para a probabilidade de descarte de envelopes ou pacotes simplificados de voz. Desta forma, verifica-se que o método proposto atende aos requisitos de ambos os tipos de tráfego e proporciona utilização eficiente do meio de transmissão. A influência do tráfego de voz para o desempenho da rede com tráfego de dados é aqui também estudada e os resultados obtidos são validados através de simulação.

Um modo de implementação do método Anel de Cambridge Modificado é sugerido no Capítulo 7. Devido a influência que um método de controle de acesso exerce sobre a implementação de toda

a rede local, descreve-se inicialmente uma estruturação em camadas desenvolvida para a rede local RALFO, com destaque especial para a Camada de Sinalização, para a qual inclui-se uma implementação completa.

O Capítulo 8 é reservado às conclusões e às sugestões de futuros trabalhos.

## CAPÍTULO 2

### REDES LOCAIS DE COMPUTADORES

#### 2.1 INTRODUÇÃO

Os sistemas de comunicação conhecidos como Redes Locais de Computadores começaram a ser desenvolvidos no final da década de 60, quando o objetivo básico das pesquisas era o de encontrar meios eficientes de compartilhamento de recursos em sistemas de multiprocessadores.

Atualmente, as redes locais apresentam as seguintes características básicas:

- (a) destinam-se à interconexão de computadores e periféricos dentro de uma área restrita;
- (b) possibilitam elevadas taxas de transmissão e baixas taxas de erros (BER) (os valores típicos são: 10 Mbps e  $< 10^{-9}$ , respectivamente);
- (c) meios de transmissão de baixo custo (par trançado, cabo coaxial, etc.);
- (d) roteamento e endereçamento bastante simples.

A organização de uma rede local consiste basicamente de uma coleção de usuários (usualmente computadores e recursos computacionais), que se ligam à sub-rede de comunicação (meio de transmissão e interfaces ou nós de comunicação). A função da sub-rede de comunicação é a de transferir mensagens entre as interfaces. Esta função é realizada através de transmissões num meio de transmissão, o qual é estruturado frequentemente em topologia relativamente simples, como por exemplo, anel, barra, etc. A fim de que as transmissões resultem no compartilhamento ordenado do meio de transmissão, necessita-se de um conjunto de regras e convenções que permita disciplinar a troca de informações. Essas regras comuns constituem os chamados protocolos ou métodos de acesso.

Após esta breve introdução, este capítulo segue apresentando as aplicações a que as redes locais são destinadas, estruturas básicas, meios de transmissão, métodos de acesso empregados e, finalmente, diversos tipos de redes locais são analisados comparativamente.

## 2.2 APLICAÇÕES DE REDES LOCAIS

As redes locais encontram vários tipos de aplicação em ambientes comerciais, industriais e acadêmicos. Dentre elas pode-se citar aplicações para a transmissão de dados e/ou voz e/ou vídeo, comunicações entre terminais e computadores, comunicações entre computadores, automação de escritórios, controle de processos, etc.

### 2.2.1 O Compartilhamento de Recursos

A primeira rede local foi projetada objetivando o compartilhamento de recursos computacionais e ainda hoje, esta é uma de suas principais aplicações. Os tradicionais sistemas "timesharing" constituídos de uma UCP (unidade central de processamento) e dispositivos periféricos, tais como: impressoras, unidades de discos e fitas magnéticas e terminais, possibilitam que vários usuários possam utilizar a UCP e os periféricos, mas estes sistemas tendem a se tornarem excessivamente lentos se a carga aplicada ao sistema aumenta.

A redução considerável de custos observados principalmente nas UCP's faz com que o compartilhamento destas não seja mais justificável para muitas necessidades computacionais atuais. Por outro lado, o compartilhamento de informações deve continuar como antes, ou seja, dois usuários trabalhando cooperativamente devem trocar informações e ter acesso às informações comuns. Da mesma forma, o compartilhamento de dispositivos periféricos de custo elevado torna-se igualmente importante.

As redes locais viabilizam o compartilhamento de recursos de "software" e de "hardware" (informações e dispositivos periféricos) preservando a independência dos vários usuários da rede. Nesse caso, os dispositivos periféricos são comumente denominados equipamentos servidores. Os servidores prestam serviços especializados, tais como a gerência de unidades de memória de massa (servidores de arquivo) e impressoras (servidores

de impressão), enquanto as estações de usuários (minicomputadores, microcomputadores, computadores de grande porte, etc.) processam os programas de aplicação e utilizam os serviços oferecidos pelos servidores. Nessa estrutura, os usuários podem ter seus próprios discos e ter acesso também a um disco de maior capacidade através da rede. Podem ter sua própria impressora ou ter acesso a uma impressora comum e de melhor qualidade através da rede. Outros tipos de servidores são possíveis, tais como os que oferecem os serviços de gerência de bancos de dados, monitoração da rede, concentração de terminais, "gateways" para outras redes, etc.

### 2.2.2 Automação de Escritórios

A maioria das atividades de um escritório, tais como: preparação de documentos e correspondência, arquivamento, contabilidade, etc., pode ser realizada eficientemente com a ajuda de computadores. As redes locais podem ser utilizadas com inúmeras vantagens neste tipo de ambiente. Uma impressora de alta qualidade pode ser compartilhada por vários processadores de palavras, as comunicações internas podem ser realizadas através de correio eletrônico, teleconferência, etc. Além disso, através de interfaces com as redes públicas de longa distância é possível uma rápida comunicação com diversos pontos do mundo.

O acesso a bancos de dados é um serviço importante no ambiente de automação de escritórios, exigindo a disponibilidade de mecanismos de acesso e autorização adequados. A rede local deve prover meios para a validação e autenticação dos pedidos de acesso ou armazenamento de dados.

A maioria dos escritórios modernos de médio e grande porte têm um sistema interno de telefonia normalmente baseado em um PABX ("Private Automatic Branch Exchange") e as redes locais geralmente dispõem de largura de faixa suficiente no meio de transmissão para suportar um número elevado de conversações telefônicas. Contudo, o tráfego integrado requer um serviço de transporte em tempo real e sincronizado entre os vários usuários. Porém, os métodos de acesso ao meio de transmissão em uso nas redes locais atuais foram desenvolvidos para o tráfego de dados. Assim, para atender aos requisitos de um tráfego integrado é necessário que se realize a modificação dos métodos de acesso disponíveis atualmente ou que se desenvolva novos métodos.

### 2.2.3 Controle de Processos

As redes locais são utilizadas com várias vantagens em controle de processos, uma vez que modularidade, confiabilidade e excelente desempenho são características essenciais neste tipo de aplicação. A modularidade é importante porque estes sistemas estão sujeitos a modificações e crescimentos constantes. A confiabilidade é também uma característica de importância fundamental em sistemas dessa natureza, uma vez que as falhas podem ter conseqüências desastrosas. O desempenho exigido dos sistemas para controle de processos é medido em termos de tempo de resposta. As redes locais possuem a capacidade de atender a todos estes requisitos através de um projeto adequado. Isto permitiria a transmissão de dados em tempo real, ou seja, com tempo de resposta mínimo e previsível, imunidade aos elevados níveis de

interferência eletromagnética que podem ocorrer em ambientes industriais através do uso de fibras ópticas como meio de transmissão e, facilidades de alteração e crescimento, as quais caracterizam os sistemas de arquitetura distribuída.

Um exemplo de aplicação industrial de redes locais é para o controle de processos em uma linha de produção usando robôs, os quais requerem seqüências complexas de comandos, bem como a coordenação cuidadosa das ações de cada um deles. Uma rede local pode ser utilizada para interligar os robôs ao computador de controle de maneira segura e otimizada.

#### 2.2.4 Aplicações para Rede Local com Integração de Voz e Dados

A integração do serviço de voz em uma rede local vem permitir um grande número de aplicações antes impossíveis em sistemas PABX comuns. Pode-se citar aplicações como filtragens simples de chamador (na próxima hora atende-se somente o chamador X, a partir de então atende-se todos, menos o chamador Y, etc.), agendas eletrônicas, chamadas pelo nome do usuário chamado, chamadas via diretório de nomes e rastreamento de um indivíduo pelo sistema telefônico. Com a disponibilidade de editores de voz, as mensagens e documentos em voz encontrarão aplicações importantes. Uma outra aplicação, dentre várias outras possíveis, é a conferência, ou seja, a transmissão simultânea de voz e dados de um para vários usuários da rede local.

### 2.3 ESTRUTURAS FUNCIONAIS

A estrutura de interconexão física que interliga as várias estações que compõem uma rede de computadores corresponde à sua topologia. Num ambiente localizado a interconexão das estações é realizada por meio de interfaces ou nós de comunicação. Esta conexão pode ser realizada de diferentes maneiras, sendo que cada uma delas pode determinar características particulares para a rede em questão. A escolha de uma dada topologia pode levar, por exemplo, a uma rede que apresente uma melhor relação custo/desempenho, adequação à operação, etc. Dessa forma, a topologia é um importante parâmetro quando se estabelece comparações entre redes locais.

Um segundo parâmetro é o método de acesso ao meio de transmissão, que tem a finalidade de disciplinar a utilização do mesmo. Caso contrário, existiria a possibilidade de dois ou mais nós de comunicação utilizarem recursos individuais simultaneamente, destruindo as informações transmitidas.

O meio de transmissão que corresponde ao suporte físico de transmissão estruturado segundo uma dada topologia é o terceiro e último parâmetro de maior importância na comparação entre redes locais. Os tipos básicos são: par trançado, cabo coaxial e fibras ópticas, os quais têm critérios de escolha baseados nos requisitos de faixa passante (velocidade), potencial para conexão ponto a ponto ou multiponto, limitação geográfica devido à atenuação do suporte, imunidade ao ruído, custo, confiabilidade, etc.

O relacionamento entre os tipos mais comuns de rede

locais é mostrado no diagrama da Figura 2.1. O esquema de conexão multiponto é aquele no qual os sinais transmitidos por uma dada

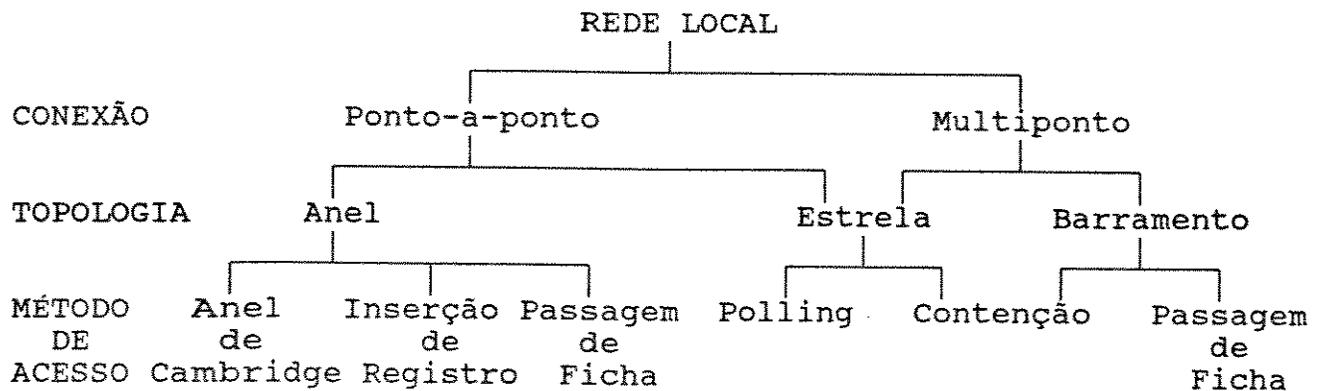


Fig. 2.1 - Principais tipos de redes locais.

estação da rede são recebidos por todas as demais ("broadcast"). A tecnologia de fibras ópticas disponível atualmente é economicamente viável somente em sistemas ponto a ponto.

### 2.3.1 Redes Locais em Anel

As redes locais configuradas em anel consistem em um conjunto de estações interligadas entre si por um meio de transmissão que se volta sobre si mesmo, numa configuração circular fechada, como mostrado na Figura 2.2. Essa estrutura é relativamente simples e tende a ser bastante adaptada às redes locais. As mensagens são transmitidas de nó em nó até atingir o nó

destinatário (ligação ponto a ponto). Cada estação, em repouso, analisa as mensagens circulantes pelo anel até detectar mensagem a ela destinada.

Um dos primeiros sistemas de comunicação baseados na topologia em anel foi proposto por Farmer e Newhall [1]. Outros projetos importantes que utilizaram a topologia em anel e se seguiram a esse foram a rede DCS ("Distributed Computing System"), [1], o Anel de Pierce [16], a rede local do MIT [2], o Anel de Cambridge [17], e a rede local IBM do Laboratório de Pesquisas de Zurich [7].

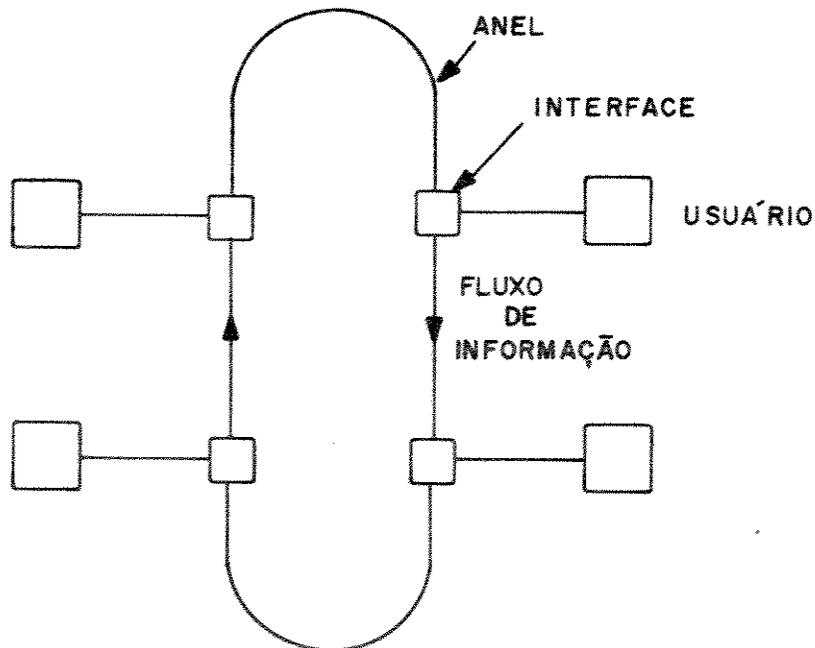


Fig. 2.2 - Rede local em anel.

Os anéis de Pierce e de Cambridge utilizam uma técnica de controle de acesso baseada no princípio de operação "slotted ring", ou seja, o espaço de comunicação é dividido em um número inteiro de intervalos de tempo de canal ("slots") dentro dos quais a mensagem pode ser transmitida. Cada "slot" contém um bit que

indica o seu estado de ocupação (se está cheio ou vazio). Cada estação ao querer transmitir deve então esperar por um "slot" vazio e então preenche-lo com a mensagem ou fração dela. Conforme é proposto nesta tese, a introdução de modificações adequadas no esquema original possibilita o estabelecimento de níveis de prioridade de acesso e tempo de resposta garantido.

Um segundo esquema de controle de acesso aplicável às redes locais em anel é denominado Inserção de Registrador. Esta técnica foi utilizada por pesquisadores da Universidade de Ohio em uma rede local em anel denominada DLCN ("Distributed Loop Computer Network"). Neste caso, quando uma mensagem deve ser transmitida, ela é colocada em um registrador de deslocamento de transmissão. Uma vez que o fluxo da mensagem presente no anel não pode ser interrompido, ela é temporariamente armazenada em um registrador de deslocamento de recepção, o qual deve ser capaz de armazenar a mensagem recebida em toda sua extensão. Após a inserção da nova mensagem no anel, o registrador de recepção é esvaziado no anel, retransmitindo com retardo a mensagem armazenada. Este retardo é variável e depende do número de mensagens que estão sendo transmitidas. Contudo, um retardo máximo pode ser garantido tornando tal esquema adequado às aplicações que têm tal exigência. Análises de desempenho desta técnica demonstram que sob certas circunstâncias, valores inferiores de retardo são obtidos em comparação com outros métodos [18]. Além disso, o método é estável independentemente do volume de tráfego. Não se tem notícia de rede comercial em operação empregando esta técnica de acesso.

Um terceiro esquema de acesso é o de Passagem de Permissão ("token ring") que foi implementado nas redes DCS, MIT

e do Laboratório de Pesquisas da IBM em Zurich. Os padrões IEEE 802.5 [21] e ANSI-FDDI ("Fiber Distributed Data Interface") [20] se baseiam neste esquema de controle de acesso ao meio. Nesta técnica, um padrão especial ("token") é passado de estação a estação. Somente a interface de comunicação que possuir este padrão tem permissão para transmitir mensagens de qualquer comprimento. A ordem lógica de transmissão não é necessariamente igual à ordem física, embora na topologia em anel geralmente seja a mesma. Esta técnica de controle de acesso apresenta eficiência bastante alta e independente do tamanho das mensagens e da taxa de transmissão. Mesmo em sobrecarga, o método é também bastante estável. Apresenta retardo determinístico, garantindo, portanto, tempo máximo de resposta. Apresenta problemas de confiabilidade relacionados com a de perda ou destruição da permissão ou ficha, sendo difícil detectar esta perda e ainda mais difícil decidir qual estação deverá recriar esta entidade. Problema semelhante é encontrado na adição ou exclusão de uma estação. Outras redes em anel que utilizam este método de acesso são: RINGNET, DOMAIN, LINC e PLAN 4000.

### 2.3.2 Redes Locais em Barramento

As redes locais em barramento utilizam uma estrutura de interconexão composta por um único segmento de transmissão multiponto, compartilhado pelas estações da rede local, conforme mostrado na Figura 2.3. Neste caso, as mensagens são trocadas pelas estações sem a participação dos nós de comunicação intermediários.



expansão. Contudo, esse aspecto de passividade tende a limitar o número máximo de estações da rede. Um método de acesso que é particularmente adequado para redes locais em barramento é o CSMA/CD. Neste método, qualquer estação pode começar a transmissão de uma mensagem sempre que escutar o meio de transmissão e sentir que não está havendo nenhuma transmissão. Ao notar que houve uma colisão, a estação aborta a transmissão. Devido ao fato de que o tempo de propagação no meio de transmissão é significativo, para que possa haver a detecção de colisão de uma mensagem, esta terá que ter um tamanho mínimo. Para assegurar que os outros nós envolvidos na colisão tomem conhecimento dessa situação, o nó remetente mantém temporariamente a situação de colisão, transmitindo um sinal padrão de reforço de colisão ("jam"). A fim de evitar uma seqüência de colisões e, portanto, uma baixa eficiência na utilização do meio de transmissão, cada nó ao sofrer uma colisão retarda a sua próxima transmissão por um intervalo de tempo aleatório.

A técnica de controle Passagem de Permissão também pode ser empregada em redes locais em barramento. A operação é similar à operação com a topologia em anel já descrita, exceto que a permissão contém um endereço de nó específico, podendo resultar a ordenação lógica dos nós em um anel virtual.

Uma outra técnica de controle de acesso também utilizada com a topologia em barramento é o acesso por "polling". Neste método, as estações conectadas à rede só transmitem quando interrogadas pelo controlador da rede, que é uma estação centralizadora. Se o nó interrogado não tiver mensagem para transmitir, uma mensagem de "status" é enviada avisando ao nó

controlador que ele está operacional. Em uma variante desta técnica, a estação controladora interroga a estação mais distante se ela tem algo a enviar. Se a estação não tiver, ela passa o controle para a próxima estação e assim por diante. A técnica "polling" é bastante eficiente quando as estações transmitem pouco. O desempenho desta técnica pode ser aumentado instalando-se um barramento dedicado ao tráfego das mensagens de controle. Outra alternativa é enviar mensagens de controle multiplexadas em frequência com informação de dados. Esta técnica de acesso aplica-se bem em redes de baixo custo e baixo desempenho, como é o caso da redes HINET, SYSTEM 1800 e COMPUSTAR.

### 2.3.3 Redes Locais em Estrela

A topologia das redes locais em estrela é uma estrutura de interconexão típica das redes de telefonia pública ou privada (PABX). Nessa estrutura, todas as decisões de roteamento são concentradas em um único nó de comutação chamado nó central. Cada estação ou nó secundário é ligado fisicamente apenas ao nó central. Em vista disso, a complexidade do nó central cresce com o número de nós que lhe são conectados. Além disso, como toda a capacidade de gerência da rede fica concentrada no nó central, esta fica bastante vulnerável às falhas que podem ocorrer no mesmo. A Figura 2.4 ilustra a topologia em estrela.

Quando um número muito grande de estações deve ser ligado ao nó central surgem problemas com o número elevado de ligações físicas, o que compromete os custos relacionados com o meio físico de transmissão. Em vista disso, os custos de expansão para a rede

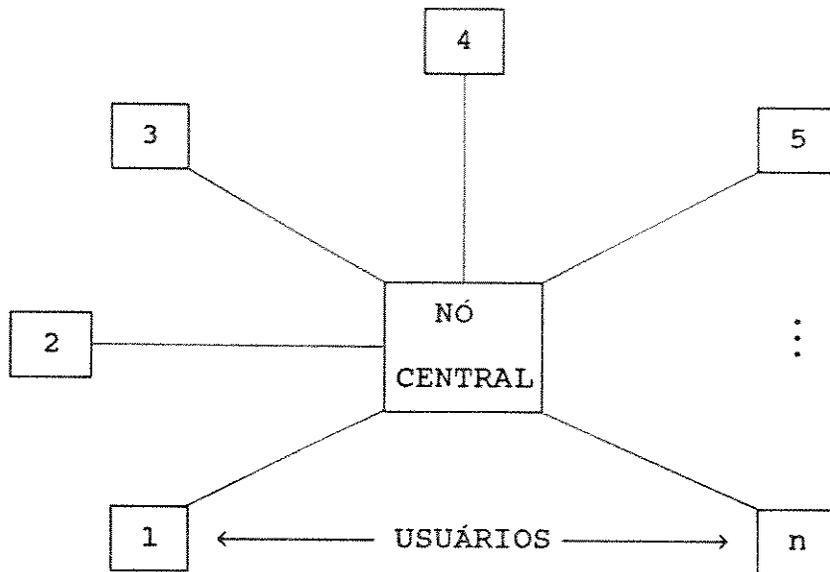


Fig. 2.4 - Rede local em estrela.

local configurada em estrela sobem de maneira não-linear. Por outro lado, o projeto de redes locais em estrela é mais fácil do que com outras topologias e a diagnose de erros na rede é menos complexa. O desempenho obtido em uma rede em estrela depende da quantidade de tempo requerido pelo nó central para processar e encaminhar uma mensagem, e da carga de tráfego na conexão. São exemplos de redes locais em estrela as redes FIBERNET e SIELOCNET [19].

#### 2.4 TIPOS REPRESENTATIVOS DE REDES LOCAIS

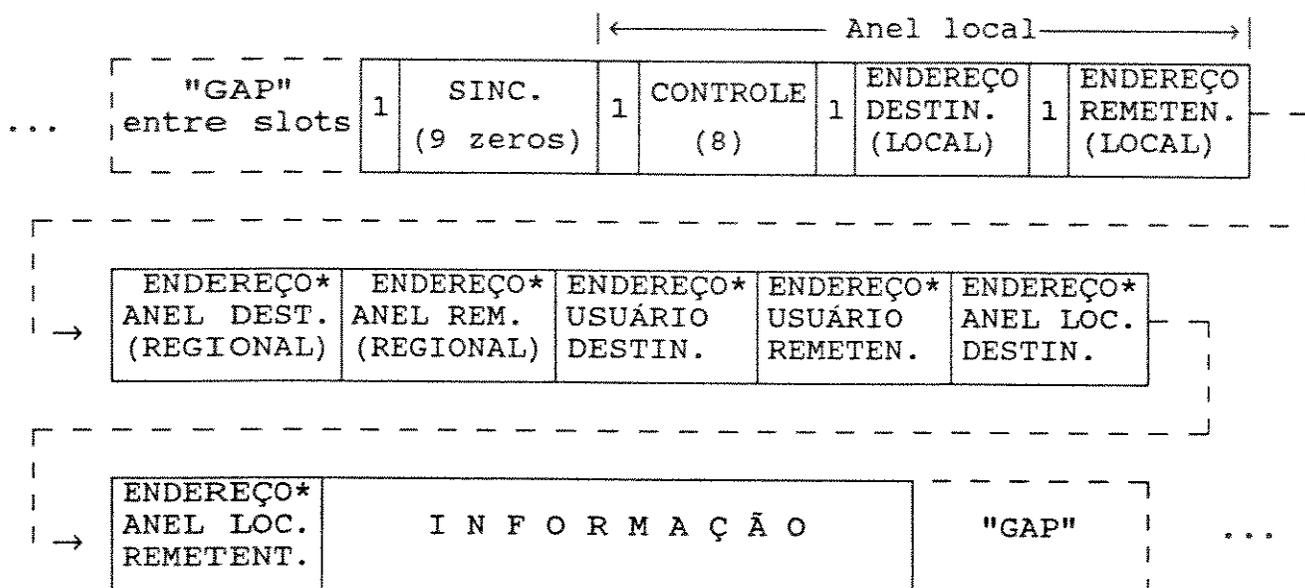
A seguir serão descritos alguns tipos de redes locais que serviram de base para implementações atuais e, além disso, ilustram diversos pontos já abordados na seção anterior.

### 2.4.1 O Anel de Pierce

Esta rede local desenvolvida nos Laboratórios Bell (Bell Lab's) em 1971 e descrita por J. R. Pierce na Ref. [16], foi a primeira a utilizar a configuração em anel e o princípio "slotted ring". Nesse método de acesso, o espaço de comunicação é dividido em um número inteiro de "slots", que circulam continuamente através do anel transportando uma mensagem ou fração dela (pacote). Cada "slot" contém um bit que indica se o mesmo está cheio ou vazio. Uma estação ao querer transmitir deve esperar por um "slot" vazio e então preenche-lo com uma mensagem ou pacote. A quantidade de "slots" que o anel pode conter depende do retardo no meio de transmissão e nos nós da rede. Portanto, o número de "slots" é determinado pelo comprimento do anel e pelo número de nós na rede.

A proposta de Pierce [16] compreendia uma hierarquia de anéis a três níveis de dispersão geográfica. Os chamados Anéis Regionais seriam conectados a um único anel de abrangência nacional (Anel Nacional). Cada Anel Regional seria então conectados a vários Anéis Locais, os quais serveriam áreas de poucos quilômetros quadrados. Este sistema nunca foi implementado e apenas um único anel foi construído por Kropfl [22] e, subsequentemente utilizado por Croker [23].

A formatação estrutural de um "slot" proposta por Pierce é mostrada na Figura 2.5. O campo SINCRONISMO assegura o sincronismo entre anéis e o campo CONTROLE serve principalmente às funções de gerência da rede.

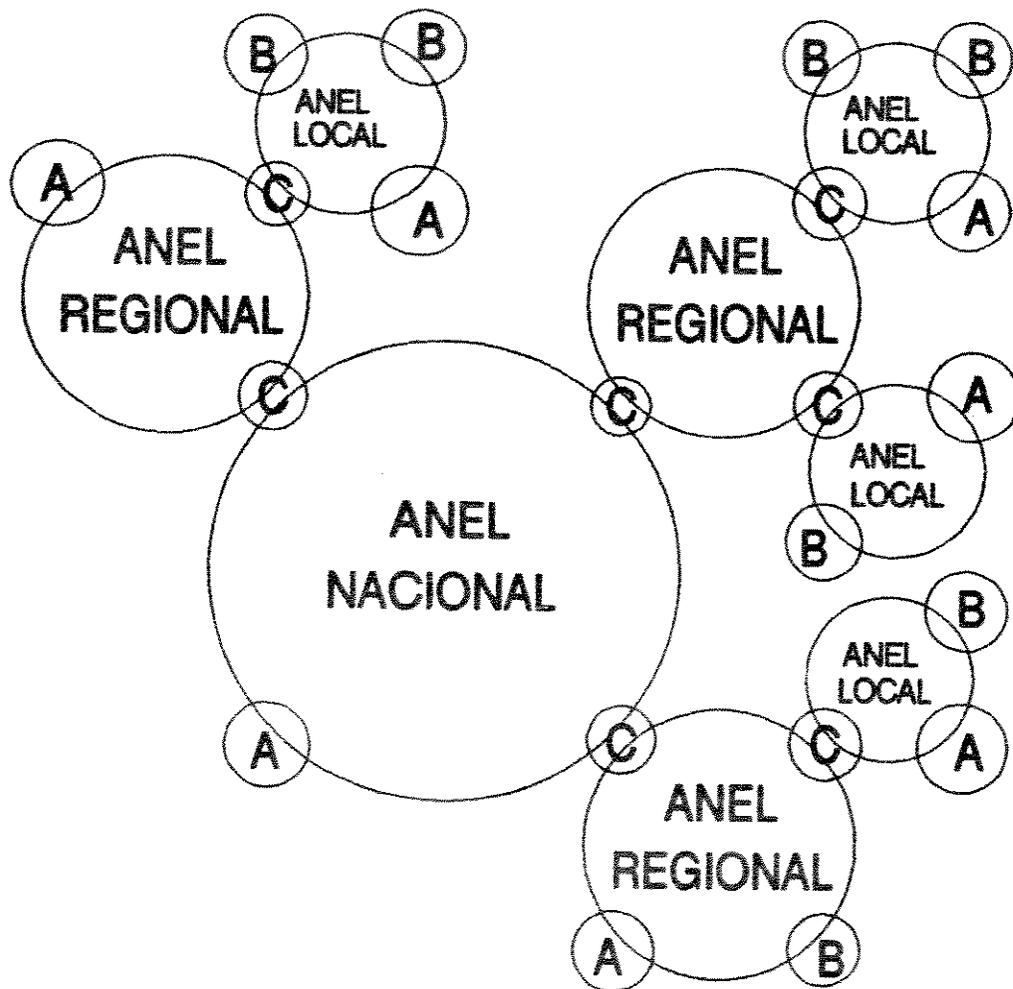


\* ≡ anel distante.

Fig. 2.5 Estrutura de "slot" no anel de Pierce [16].

A proposta de Pierce previa a utilização de três tipos diferentes de estações. Qualquer tipo de anel teria que utilizar uma estação do tipo "A", a qual faria a inicialização e manutenção da estrutura de "slots" em circulação. Esta estação deveria também remover "slots" cheios que poderiam circular indevidamente pelo anel por motivo de erro. As estações tipo "B" deveriam realizar a interface com usuários, enquanto as estações "C" realizariam a conexão dos anéis locais com regionais e regionais com nacionais. Pelo que se tem notícia, nenhuma estação do tipo "C" foi implementada até a presente data. A estrutura de anéis hierárquicos proposta por Pierce é mostrada na Figura 2.6.

Uma estação "B" desejando transmitir uma mensagem deve aguardar a passagem de um "slot" vazio e inserir dados e endereços



Ⓐ = estação A

Ⓑ = estação B

Ⓒ = estação C

Fig. 2.6 - Anéis de Pierce [16].

nos campos apropriados. O "slot" circula então pelo anel e tem seus campos de endereço analisados em cada uma das demais estações "B" da rede. Quando uma das estações reconhece seu próprio endereço no campo de destinatário, ela faz uma cópia dos dados e marca o "slot" como vazio.

Quando um "slot" cheio passa pela estação "A", ela marca-o usando o bit "monitor" do campo "CONTROLE". Se um "slot" chega em uma estação "A" já marcado como cheio, então isto significa que este "slot" está em situação irregular no anel e algo deve ser feito. Isto pode ser causado pela utilização de endereços destinatários inexistentes ou em consequência de erros de transmissão. A estação "A", nesse caso, devolve o "slot" ao nó remetente para que este tome conhecimento desta situação. Essas providências da estação "A" são registradas em um bit do campo "CONTROLE", de maneira que se o "slot" retornar à estação "A" com o mesmo problema, esta o tornará vazio evitando que o "slot" circule indefinidamente pelo anel.

Para anéis de grande dimensão como propostos por Pierce, o método "slotted ring" pode representar vantagens em relação a outros tipos de métodos, uma vez que várias mensagens podem ser veiculadas simultaneamente na rede. A maioria dos outros métodos admitem somente uma mensagem de cada vez, o que implicaria em desperdício de banda passante em um sistema dessa natureza.

Embora apenas os anéis locais se enquadrem dentro da definição de rede local em termos da área abrangida, a proposta de Pierce é de grande interesse em vista do seu pioneirismo e da utilização na forma original ou modificada de várias de suas proposições em redes locais mais recentes.

## 2.4.2 A Rede Local Ethernet

A rede local Ethernet foi introduzida em 1976 por Metcalfe e Boggs [24], desenvolvida conjuntamente pelas empresas XEROX, INTEL e DEC, sendo uma rede local baseada em princípios diferentes dos princípios do Anel de Pierce. A topologia em barramento e o uso de meio transmissão passivo do tipo cabo coaxial, fazem com que não exista (situação ideal) sinal presente no meio quando nenhuma estação estiver transmitindo. O acesso ao meio é, então, controlado pela presença ou ausência de mensagem no meio de transmissão. A configuração típica de uma rede local Ethernet é mostrada na Figura 2.7. Os usuários se conectam à rede

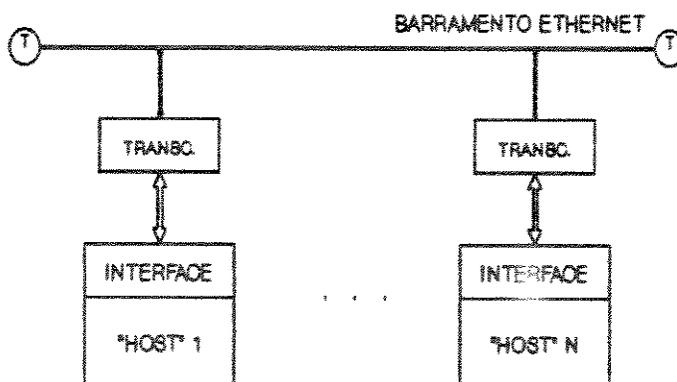


Fig. 2.7 - Rede local Ethernet [24].

através de uma interface Ethernet, a qual envia serialmente os dados ao barramento através de um transceptor. Os pacotes

transmitidos são estruturados conforme mostrado na Figura 2.8. Os endereços destinatários e remetente (8 bits cada), estão presentes na parte frontal de cada pacote e, em geral, somente uma interface da rede poderá reconhecê-los.

S I N C	ENDEREÇO DESTINAT. (8)	ENDEREÇO REMETEN. (8)	I N F O R M A Ç Ã O (0 a 4.000)	C R C (16)
------------------	------------------------------	-----------------------------	------------------------------------	---------------

Fig. 2.8 - Estrutura de pacote na rede Ethernet [24].

Se uma interface da rede tem uma mensagem para transmitir, ela escuta o meio de transmissão. Se notar que o meio está livre, a interface transmite o pacote e fica o tempo que durar a transmissão escutando o meio. Caso note uma colisão, a interface abortará imediatamente a transmissão. Ao mesmo tempo, para assegurar que as outras interfaces envolvidas na colisão tomem conhecimento dessa situação, a interface remetente mantém temporariamente a situação de colisão, transmitindo um sinal padrão de reforço de colisão. A fim de evitar um encadeamento sucessivo de colisões e, portanto, baixar a eficiência na utilização do meio, cada interface, ao sofrer uma colisão, retarda a sua tentativa de retransmissão de acordo com uma distribuição aleatória de atrasos.

Este método de acesso é denominado CSMA/CD ("Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection"). Cada pacote transmitido deve ter um comprimento mínimo devido ao fato de que o tempo de propagação no meio assume valor considerável. Sendo  $t_p$  o tempo de propagação entre dois nós mais distantes da rede,  $L$  o comprimento do pacote e  $C$  a taxa de transmissão, a relação  $L > 2.C.t_p$  terá que ser considerada para que haja detecção de colisão.

A implementação original da rede local Ethernet permitia até 256 interfaces em um cabo coaxial com comprimento máximo de 1 km. O relógio ("clock") utilizado na rede era de 3 MHz e o comprimento máximo de pacote igual a 4.000 bits. Este limite no comprimento máximo de pacote evitava o monopólio da rede por algum de seus usuários.

Ao contrário das redes em anel, a rede Ethernet não pode ser expandida indefinidamente, devido aos limites de projeto do transceptor. Além destes limites, este tipo de rede requer "pontes" para a interligação de segmentos de redes. Isto torna a rede menos confiável pela introdução de repetidores ativos no meio de transmissão.

#### 2.4.3. A Rede Local Anel de Cambridge.

A rede local Anel de Cambridge utiliza o princípio "slotted ring" e assemelha-se bastante com a rede Anel de Pierce. O desenvolvimento da rede Anel de Cambridge deve-se a M. V. Wilkes, D. J. Wheeler e A. Hopper do Laboratório de Computação da Universidade de Cambridge, Inglaterra, realizada durante a segunda

metade dos anos 70 [17]. A informação transportada nos "slots" da rede Anel de Cambridge é denominada mini-pacote, sendo, de fato, de menor comprimento que os pacotes utilizados na rede Ethernet ou "slots" do anel de Pierce. Cada mini-pacote tem comprimento fixo de 38 bits distribuídos em bits de controle (SOP, F/E, M, R1, R2, Par), bits de endereçamento (Destinatário, Remetente) e bits de informação (Dados). A Figura 2.9 a seguir mostra uma rede local de Cambridge típica, enquanto a Figura 2.10 mostra a estrutura de um mini-pacote utilizado neste tipo de rede.

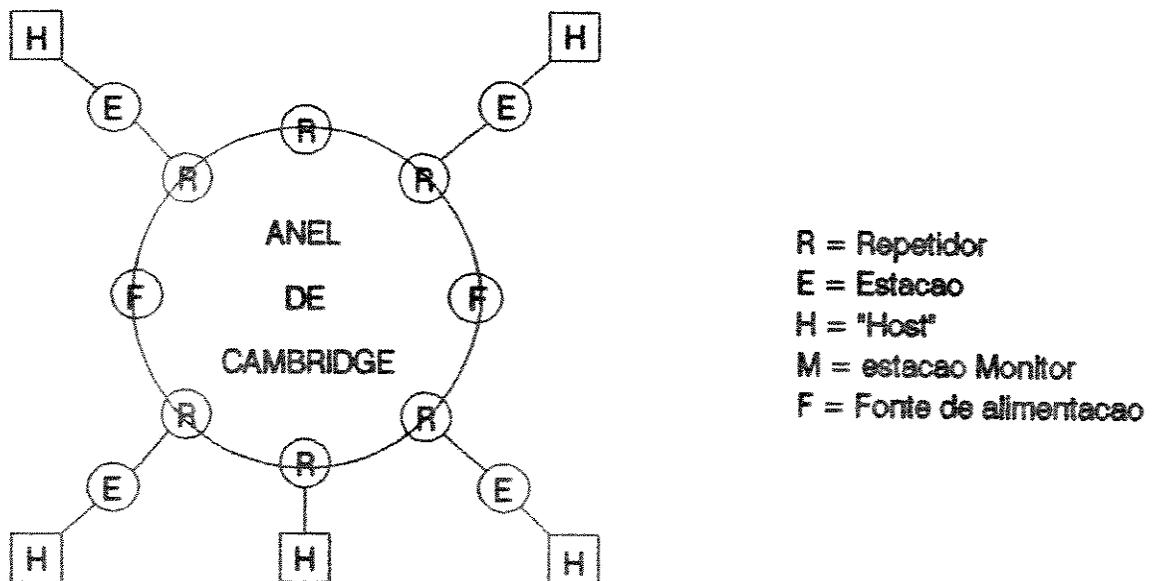


Fig. 2.9. - Rede local Anel de Cambridge.

Um número inteiro de "slots" circula através do anel da rede Anel de Cambridge, sendo que este número depende do comprimento físico do anel e do número de nós de comunicação. É necessário que pelo menos um intervalo de tempo de um bit mantido

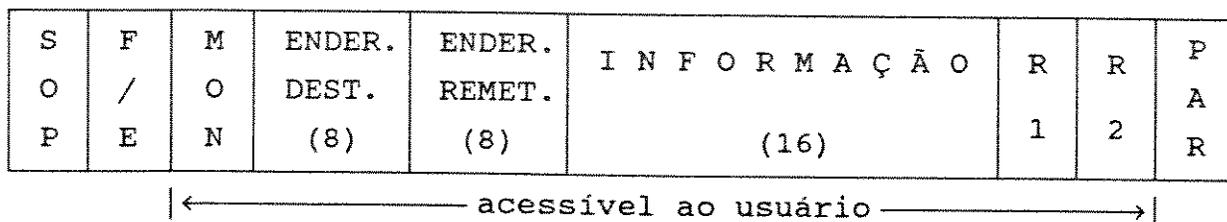


Fig. 2.10. - Estrutura de um mini-pacote da rede Anel de Cambridge [17].

em zero ("gap"), exista entre o primeiro e o último "slot" do trem de "slots" no anel. Por exemplo, se for possível transmitir 122 bits pelo anel, então, ter-se-á um trem de três "slots" e oito bits de "gap".

A Figura 2.11 esquematiza a conexão de um usuário ao anel Anel de Cambridge. Conforme pode ser observado, uma estação é conectada em série ao repetidor ou nó de comunicação. O repetidor encarrega-se da recepção do sinal que chega pelo anel, além da interface com a estação. O meio de transmissão utilizado na rede Anel de Cambridge é um duplo par trançado, o que juntamente com o esquema de modulação de fase adotado, possibilita a transmissão na velocidade final de 10 Mbps.

As estações na rede Anel de Cambridge têm "buffers" e lógica de controle para interface com equipamento de usuário. Da

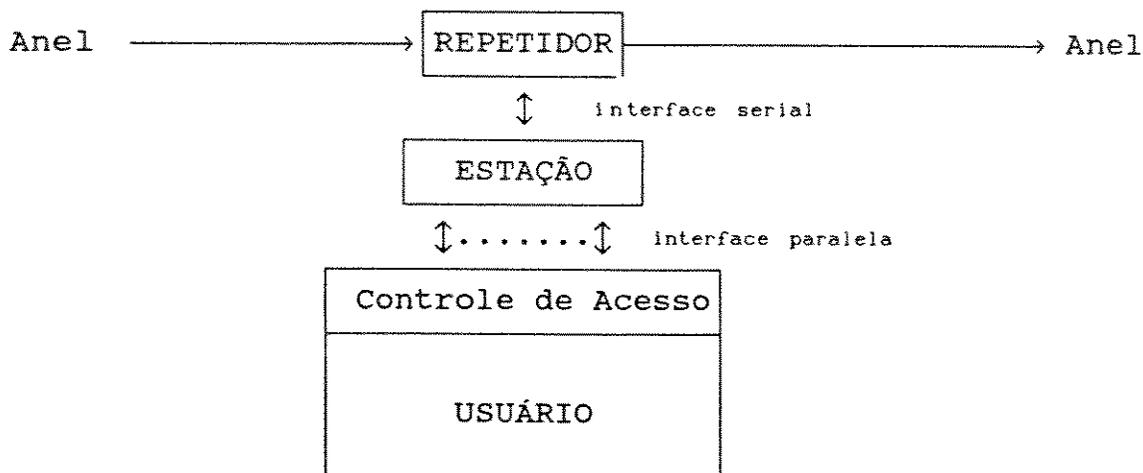


Fig. 2.11 - Conexão de um usuário à rede Anel de Cambridge.

mesma forma que no Anel de Pierce, cada mini-pacote contém um bit cheio/vazio e um bit para indicar se ele passou ou não por uma estação monitora enquanto transportava informação. Cada mini-pacote possui ainda bit de resposta ( $R_1$  e  $R_2$ ), que são marcados pela estação destinatária. Quando um mini-pacote é transmitido, ele poderá ser aceito ou não pela estação destinatária. Ao contrário do que ocorre no Anel de Pierce, o mini-pacote não é marcado vazio pela estação destinatária, mas pela remetente. Isto tem dois efeitos importantes, que são: primeiro, evita-se o monopólio do anel, porque a estação remetente tem que esperar pelo retorno do mini-pacote antes de uma nova transmissão; segundo, os bits de resposta modificados pela estação destinatária permitem informar à remetente o que ocorreu na última transmissão (o mini-pacote foi aceito; o mini-pacote não foi

aceito porque a estação destinatária estava ocupada; a estação destinatária foi programada para não aceitar mini-pacotes deste remetente; a estação destinatária está "fora do ar"; etc.). Embora o aproveitamento do retorno do mini-pacote permita a transmissão de informações sem o custo adicional de uma transmissão explícita, paga-se, porém, o preço da largura de faixa perdida com o retorno dos mini-pacotes ao remetente.

Da mesma forma que no Anel de Pierce, na rede Anel de Cambridge existe uma estação monitor encarregada de inicializar o anel colocando os "slots" em circulação, manter o sincronismo ou recuperá-lo quando da ocorrência de erros, retirar mini-pacotes que circularem indefinidamente pelo anel devido a erros de endereçamento (bit monitor), etc.

Outro bit de grande utilidade em uma rede Anel de Cambridge é o bit de paridade. Ele é colocado na última posição do mini-pacote e definido em função de todos os demais bits deste. O bit de paridade é testado e corrigido em cada uma das estações da rede. Se estiver errado, a estação que detectou o erro transmite um mini-pacote especial para a estação monitor. Uma vez que o mini-pacote em erro contém o endereço da estação que o gerou, esta poderá retransmiti-lo com facilidade. Uma variante deste procedimento é utilizada para detectar interrupção no anel através da contagem do número de bits em zero no "gap" de quadro, em cada estação. Um erro neste número faz com que a estação envie um mini-pacote especial indicando a condição de falha na rede à estação monitora. Além disso, os repetidores são projetados para transmitir zeros quando não receberem os trens de "slots" em suas entradas.

Todas as estações da rede tem conhecimento do número de "slots" que circulam pelo anel, de maneira que após transmitir dados em um deles, ela necessita apenas contá-los até o retorno do "slot" utilizado. Assim, não é necessário verificar o endereço remetente de cada "slot" que passar pela estação, o que permite a manutenção do atraso através do repetidor em níveis reduzidos. Nas implementações mais recentes da rede Anel de Cambridge, este atraso é da ordem de apenas 3 bits [26].

Embora a rede Anel de Cambridge opere a 10 Mbps, os mini-pacotes requerem que algum tipo de protocolo seja utilizado para a transmissão de mensagens com comprimento maior que dois bytes. Um protocolo amplamente utilizado nas redes locais Anel de Cambridge é o protocolo BBP ("Basic Block Protocol"), [25]. Este protocolo permite a transmissão de até 2.048 bytes de informação, além de 12 bits para endereçamento de processos no equipamento de usuário (4 bits em 16 não são usados).

Conforme mostrado na Figura 2.12, o protocolo BBP é transmitido como uma seqüência de mini-pacotes, sendo que o primeiro deles transmite a informação correspondente ao comprimento do bloco e o segundo transmite o endereçamento de processos/usuários. Os mini-pacotes seguintes contém informações (dados) e, na quantidade marcada no cabeçalho. O último mini-pacote transmite o "checksum", o qual possibilita verificar se todos os mini-pacotes do bloco foram transmitidos corretamente ou não. As taxas de erros no anel são muito reduzidas, com valores típicos da ordem de 1 bit em  $10^{11}$  [25], possibilitando um número muito reduzido de pedidos de retransmissão de mini-pacotes.

A fim de que um bloco possa ser transmitido sem

|← campo de dados do mini-pacote (16 bits) →|

1001	00	COMPRIMENTO DO BLOCO (10 bits)
0000	ENDEREÇO DE PROC. DE USUÁRIO (12 bit)	
I N F O R M A Ç Ã O (comprimento do bloco + 1 palavra de 16 bits)		
"CHECKSUM" (16 bits)		

Fig. 2.12. - Estrutura do Protocolo BBP [25].

interrupções na recepção (podem ser causadas por outras estações que tentarem transmitir para a estação que está recebendo o bloco), existe um registrador para seleção de remetentes em todas as estações da rede. Quando este registrador contém zeros em todas as suas posições, nenhum mini-pacote será recebido pela estação e os bits de resposta marcados de maneira a indicar que a estação está desativada. Se o registrador contiver o nível lógico "1" em todas as posições, então, a estação receberá mini-pacotes de qualquer estação da rede a ela endereçado. A presença de uma palavra binária especificando um determinado endereço fará com que a estação receba mini-pacotes provenientes somente deste endereço em particular. Em um ambiente onde o protocolo BBP é utilizado, o registrador de seleção de remetentes permanece com todas as suas

posições em "1" lógico até o recebimento de um cabeçalho válido. A partir deste instante, o registrador é carregado com o endereço da estação que enviou o cabeçalho. Se por um motivo qualquer a estação receptora não puder continuar o recebimento de mini-pacotes deste bloco, basta que ela altere adequadamente as posições do registrador de seleção e a estação transmissora cessará o envio de mini-pacotes.

Tendo em vista que os repetidores devem ser mantidos ativos independentemente do estado das estações e equipamentos de usuários, a alimentação destes deve ser realizada através dos pares trançados (anel) e fontes de alimentação independentes (Figura 2.9).

#### 2.4.4 A Rede Local IBM-Zurich

A rede local desenvolvida nos laboratórios da IBM, em Zurique, Suíça [7,27], utiliza a técnica de controle de acesso por passagem de permissão e topologia em anel. Somente a interface que possuir a permissão em um determinado instante de tempo pode transmitir mensagens de qualquer comprimento. Ao completar a transmissão de sua mensagem, o nó de comunicação com posse temporária da permissão deve remetê-la em circulação, enviando-a ao nó de comunicação seguinte. A próxima estação no anel, caso tenha alguma mensagem para transmitir, procede da mesma maneira descrita anteriormente. Os nós de comunicação correspondentes às estações inativas ou que não tenham mensagem para transmitir, funcionam como repetidores intermediários, permitindo a circulação da permissão pelo anel. A identificação das mensagens é realizada

comparando-se o endereço residente em cada nó de comunicação. Ao copiar a mensagem que lhe é destinada, o nó destinatário retransmite a mensagem recebida. A remoção de mensagens é realizada pela estação remetente.

A permissão ou ficha utilizada na rede IBM é um sinal de controle constituído de uma estrutura binária única no anel e que pode ser capturada por qualquer estação da rede. Após capturada, a permissão é marcada como ocupada e tem acrescentado à sua estrutura, delimitadores, seqüências de bits de controle, endereços, informação e FCS ("Frame Check Sequence"). Após completar a transferência de sua mensagem, a estação gera uma nova permissão a qual é passada à estação seguinte no anel, dando-lhe a oportunidade de acesso ao meio.

A operação correta da rede IBM depende da integridade da permissão, uma vez que pode ocorrer a sua perda ou duplicação em situações de falha. Essas situações podem ser causadas por erros de transmissão ou por outras anomalias, tais como falhas de "hardware" ou "software" em algum nó de comunicação. Contudo, como em qualquer rede com passagem de permissão, a rede IBM provê mecanismos para detectar a perda ou duplicação da permissão e reinicializar a condição de um única permissão circulando no anel. Esta função de reinicialização da permissão cabe a um único nó de comunicação da rede com funções de monitoração. A função de monitoração utilizada é baseada em um esquema desenvolvido na Referência [7]. Através de um processo de temporizações aleatórias, uma estação da rede é selecionada para executar as funções de monitoração. As demais estações da rede permanecem com a capacidade de assumir estas funções em caso de falhas na estação

previamente selecionada. A estação monitora provê, também, a função de relógio mestre da rede, além de ativar procedimentos de recuperação da rede quando requisitados.

Além deste aspecto de confiabilidade promovido pelo esquema de monitoração utilizado na rede local IBM, deve-se destacar também a técnica utilizada para organizar o meio de transmissão. Embora a configuração básica seja em anel, existem enlaces seriais interligando painéis de distribuição e as estações, conforme mostrado na Figura 2.13. Os painéis de

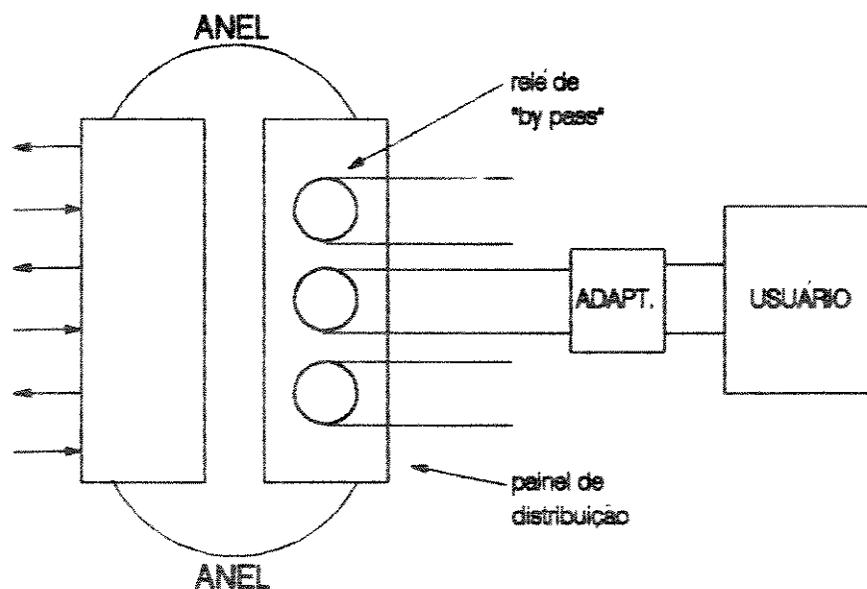


Fig. 2.13 - Conexão de um usuário à rede local IBM [27].

distribuição contém relés que permitem isolar uma estação com defeito. Existem circuitos no bloco de interface (adaptador) com o painel de distribuição que permitem detectar a condição de falha

em uma estação e isolá-la.

O método de acesso utilizado no anel IBM e descrito anteriormente é denominado assíncrono, em vista do fato de que as estações somente transmitem segundo um critério de mesa redonda ("round robin"). Um segundo método de acesso utilizado no anel IBM é síncrono e pode evitar longas esperas pela chegada da permissão em uma estação [7]. A operação no modo síncrono é útil às aplicações do tipo voz ou outras em tempo real, que requerem que os pacotes sejam transmitidos e/ou recebidos em intervalos periódicos, ao contrário do modo assíncrono. Isto é obtido fazendo-se o anel periodicamente acessível somente para a transferência síncrona de pacotes. A estação monitora coordena a operação no modo síncrono reservando a permissão para as estações que estão neste modo de operação. Eventualmente, a estação monitora restabelece a operação no modo assíncrono, após todas as estações no modo síncrono transmitirem seus pacotes.

## 2.5 COMENTÁRIOS

Apresentou-se neste capítulo uma visão geral das redes locais, com uma descrição sucinta de seus tipos mais representativos. Embora seja uma rede de grande porte e estruturada segundo uma configuração em multi-anel hierarquizado, a rede Anel de Pierce representa um projeto pioneiro e ambicioso que objetivou satisfazer a necessidade de compartilhamento de recursos desde o nível local e com amplas facilidades de expansão. Com a evolução dos métodos de implementação surgiram outros tipos de rede locais que também apresentaram traços de pioneirismo, tais

como: as redes Ethernet, Anel de Cambridge e IBM (Zurich).

Os métodos de implementação das redes locais também evoluíram ao longo dos anos. As primeiras redes ETHERNET e Anel de Cambridge foram implementadas com técnicas de integração do tipo SSI e MSI. Isto implicava em custos elevados e baixo nível de confiabilidade. Após passarem por sucessivos estágios de aperfeiçoamento, os circuitos integrados atuais necessários para a implementação de uma interface de comunicação utilizam tecnologia VLSI e são em número reduzido.

As redes locais são, em geral, desenvolvidas para um tipo pré-definido de tráfego. A rede local Anel de Cambridge foi desenvolvida para a comunicação de dados, a qual apresenta características bastante distintas da comunicação de voz. O método de acesso descrito nesta tese procura adaptar esta rede local para o tráfego integrado de voz e dados.

## CAPÍTULO 3

### A INTEGRAÇÃO DE VOZ E DADOS EM REDES LOCAIS DE COMPUTADORES: ANÁLISE DOS PROBLEMAS ENVOLVIDOS

#### 3.1 INTRODUÇÃO

A disseminação dos mini e microcomputadores nos ambientes de fábricas e escritórios ocasionou a necessidade de interligação desses equipamentos através de uma rede local de computadores. Porém, a comunicação de voz continuou sendo realizada através de outra rede interna, por meio da utilização de uma central telefônica do tipo PABX.

A existência desses dois tipos de redes operando independentemente não possibilita a utilização eficiente dos recursos operacionais oferecidos. Conseqüentemente, dispor de uma única rede que transporte uma variedade de sinais, compartilhando os recursos computacionais passa ser imperativo. Este tipo de rede é, em geral, denominado rede local com integração de voz e dados. Esta rede deve estar preparada para atender, além de um tráfego razoável de dados, um volume de tráfego de voz elevado.

Neste capítulo, apresenta-se um estudo dos principais

problemas relacionados com a integração de voz e dados em redes locais, das tecnologias de comutação com destaque para as dificuldades que o serviço de voz pode encontrar em cada caso e, dos protocolos de acesso ao meio e sua adequação à integração de serviços de voz e dados.

### 3.2 A INTEGRAÇÃO DE VOZ E DADOS E SEUS PROBLEMAS

A integração de voz e dados em redes locais de computadores representa um grande passo para a total integração de aplicações (voz, dados, vídeo, facsímile, etc.) num ambiente de escritório [34]. O método mais simples utilizado para a integração das aplicações de voz e dados é através do tratamento equânime destes dois tipos de tráfego, acompanhado de um esquema de recomposição adequado no sentido de manter a continuidade do tráfego de voz na interface de voz de destino. Esta alternativa possibilita a transparência das aplicações e permite um compartilhamento uniforme do meio de transmissão. Outros métodos para a transmissão de voz estão disponíveis, nos quais a continuidade do tráfego na interface de destino é garantida não pelo nó de destino, mas pela própria rede, ou por uma combinação de ambos. Como por exemplo, através do oferecimento de uma maior prioridade ao tráfego de voz em relação ao de dados. A seguir serão apresentados os principais problemas relacionados com a integração de voz e dados em redes locais de computadores.

### 3.2.1 Atrasos

O tráfego de voz em tempo real tem como requisito relevante um pequeno atraso de transmissão com baixa variabilidade. Medidas subjetivas têm demonstrado que atrasos fim-a-fim, isto é, atrasos entre o instante em que uma sílaba é pronunciada e o instante em que ela é ouvida em um sistema de voz, de até 300 ms são toleráveis [3,4].

Pode ser facilmente observado que na transmissão de um pacote de voz digitalizada existe um atraso intrínseco, que é o atraso de empacotamento. Este atraso se caracteriza pelo tempo dispendido para a montagem dos pacotes, sendo igual ao número máximo de amostras multiplicado pelo período de amostragem. Além deste tipo de atraso, existem atrasos relacionados com o processo de codificação/decodificação (conversão A/D e D/A) e com o tempo de transmissão.

O atraso de codificação/decodificação correspondente ao tempo requerido para processar o sinal analógico de voz e transformá-lo em sinal digital adequado para a transmissão por pacotes. O tempo de atraso neste caso depende, em geral, da técnica de codificação/decodificação utilizada.

O atraso de transmissão por sua vez corresponde ao tempo gasto para transportar o sinal de voz entre as interfaces de origem e de destino. Este atraso é provocado por diferentes causas, tais como, o atraso devido ao tempo de espera em fila até o instante da estação ter acesso ao meio de transmissão, atraso de propagação, etc.

Conclui-se, portanto, que o atraso total fim-a-fim é

composto das parcelas referentes ao atraso de codificação/decodificação, ao atraso de empacotamento e ao atraso de transmissão. Além dos prejuízos causados à qualidade e interatividade da comunicação vocal, os atrasos também podem causar ecos quando a conversão 2/4 fios é utilizada no sistema.

### 3.2.2 Perdas

Uma das diferenças entre a comunicação de voz e a comunicação de dados está na maneira como o problema das perdas ou inutilização de pacotes deve ser tratado. Diversos estudos mostraram que uma certa quantidade de pacotes perdidos não afeta a qualidade da voz transmitida [3,4,66,67] e, portanto, deve-se preferir descartar simplesmente um pacote do que esperar pela sua retransmissão. Uma perda de 1% dos pacotes de voz é tolerável, desde que o pacote não contenha mais que uma sílaba digitalizada.

Como se vê, ao contrário dos sistemas tradicionais de dados, é a continuidade, e não a confiabilidade, a característica mais importante de um sistema que inclui a transmissão de voz.

### 3.2.3 Variância do Retardo

Além do problema relacionado com as perdas de pacotes de voz durante a transmissão que podem ser causadas por diversos fatores, existe ainda o problema da variância do retardo de comunicação. A variância do retardo que diferentes mensagens de voz podem sofrer não pode ser transferida para o sinal analógico recuperado sob pena de romper-se a continuidade e naturalidade da

voz. Isto se deve às variações do tempo de acesso ao meio de transmissão para diferentes pacotes de voz. A interface de voz de destino deve ser capaz de recompor os pacotes recebidos de forma contínua, fazendo com que a reconstituição da voz seja subjetivamente aceitável. Caso a reconstituição da voz no destino seja feita nos pacotes antes da recomposição contínua, a distorção na escala do tempo pode introduzir anomalias que comprometem a qualidade e a inteligibilidade [4,67]. Existem alguns métodos denominados de esquemas de recomposição ("play out"), usados para se conseguir continuidade no fluxo de pacotes de voz no destino [4,30,35]. Em geral, estes métodos consistem na introdução de um retardo inicial na recomposição de forma a compensar o retardo sofrido na rede. O número de pacotes cujo tempo de retardo excede um valor específico deve ser mantido baixo quando se pretende adequada inteligibilidade no sinal de voz recuperado. Existem duas técnicas básicas que podem ser consideradas para o tratamento dos pacotes que chegarem com atraso superior a este limite [31]. Os pacotes são simplesmente descartados, preservando assim a temporização relativa entre eles ou, alternativamente, a recomposição é suspensa até que um pacote atrasado chegue, aumentando dessa forma o tempo de atraso para os pacotes seguintes.

A última alternativa de tratamento preserva toda informação em detrimento de um maior defasamento entre tráfego na origem e destino. O desempenho destes esquemas de recomposição é medido pelo número e duração dos intervalos de silêncio (pacotes de voz ou atrasos) inseridos no tráfego de voz na interface de destino. Medições subjetivas têm demonstrado que intervalos de

silêncio dessa natureza e com duração superior a 50 ms devem ocorrer no máximo em 1% do tempo [30].

Existe ainda a possibilidade de perda de pacotes de voz devido à falta de espaço no buffer de destino. Contudo, esta degradação pode ser evitada através de um correto dimensionamento deste buffer [31].

#### 3.2.4 Detecção de Silêncio

As interrupções naturais no fluxo da voz humana são aqui denominadas de intervalos de silêncio. A conversação humana é constituída de intervalos de atividade (surto) e intervalos de silêncio. As pausas para separação de palavras, para respiração, ou para a espera de resposta por parte do interlocutor constituem os intervalos de silêncio. Brady [32] mostrou que a soma dos intervalos de silêncio em uma chamada telefônica representa de 60 a 65 por cento do tempo total. De acordo com os princípios dos sistemas de reserva dinâmica, o meio de transmissão não pode ficar ocioso enquanto o usuário estiver em silêncio. Portanto, considerando a representatividade do intervalo de silêncio algum algoritmo deve ser utilizado para que as mensagens representando silêncio não sejam transmitidas.

O algoritmo de detecção de silêncio deve apresentar algumas características básicas, tais como:

- (a) qualquer intervalo de silêncio retirado do fluxo binário na transmissão deve ser repostado na recepção;
- (b) não deve introduzir atrasos significativos nas mensagens

transmitidas e os mecanismos de compensação de variância não devem ser perturbados.

Nesta tese considera-se o uso de detecção de atividade de voz ou SAD ("Speech Activity Detection") quando da geração de pacotes de voz a serem transmitidos. Dessa forma, será possível praticamente dobrar a utilização máxima do meio de transmissão, uma vez que as durações médias dos intervalos de surtos e silêncio são praticamente iguais.

### 3.2.5 Características do Tráfego de Dados

O tráfego de dados é, em geral, caracterizado como sendo do tipo interativo ou com chegada em lotes. O tipo interativo é referente à comunicação entre um terminal e um computador hospedeiro remoto, tem natureza intermitente com utilização usualmente menor que 5% e mensagens de curta duração.

Quando a duração de uma chamada varia de minutos a horas, tem-se tráfego de dados do tipo com chegada em lotes. Neste caso, realiza-se, em geral, a transferência de arquivos que consistem em mensagens de longa duração. Em ambos os casos, o tráfego de dados não impõe requisitos de sincronismo e pode tolerar variabilidade no atraso. Por outro lado, este tipo de tráfego é bastante exigente em termos de integridade da informação, uma vez que a taxa de erros admissível deve ser praticamente desprezível. Isto é normalmente obtido através do uso de técnicas adequadas de detecção e correção de erros.

### 3.3 TÉCNICAS DE COMUTAÇÃO E A INTEGRAÇÃO DE SERVIÇOS

Uma importante decisão a ser tomada quando se implementa a integração de voz e dados em redes locais está relacionada com a escolha da técnica de comutação adequada. De maneira geral, pode-se classificar as técnicas de comutação em quatro diferentes tipos, que são: comutação de circuitos, comutação de pacotes, comutação híbrida e comutação de surtos ("burst"). A seguir, essas tecnologias de comutação serão analisadas e comparadas.

#### 3.3.1 Comutação de Circuitos

A comutação de circuitos é a técnica de comutação tradicionalmente utilizada em telefonia. Não houve propriamente uma opção por esta tecnologia, tendo em vista que era a única disponível nos primórdios da telefonia. Para as redes de transmissão de dados, a comutação de circuitos também tem sido largamente utilizada.

A comutação de circuitos baseia-se no estabelecimento de uma conexão fim-a-fim entre usuários de uma rede, por meio da interconexão de canais. A conexão estabelecida fica mantida enquanto durar a ligação desejada. Dessa forma, as facilidades de transmissão associadas a uma dada conexão permanecem à disposição desta enquanto durar a ligação. Em vista disso, a comutação de circuitos é um mecanismo de reserva estática de recursos, o qual se caracteriza pelo tempo constante gasto na transmissão de mensagens que só depende da velocidade de propagação no meio

físico de transmissão. Por outro lado, o tempo de estabelecimento das conexões é grande devido à exigência de sinalização fim-a-fim. Outra característica vem do fato de que se a rede reserva um canal a um usuário, este canal fica de uso exclusivo daquele usuário e, ainda que o mesmo não faça uso do canal, ele não poderá ser utilizado por outro usuário do sistema. Assim, a eficiência na utilização do recurso reservado depende da aplicação, uma vez que o recurso deve ser dimensionado para a taxa máxima de transmissão.

A partir das características acima conclui-se que os usuários de um sistema que utilize comutação de circuitos, sejam eles de qualquer natureza (voz ou dados), uma vez estabelecida a conexão, podem interagir entre eles pelo tempo que for necessário para a transmissão correta da informação. Outra vantagem advém do fato de que a interação entre usuários pode ocorrer na velocidade que desejarem e limitada apenas pela taxa máxima de transmissão do sistema.

A possibilidade técnica de uso da comutação de circuitos para serviços de voz e dados integrados tem sido investigada na literatura especializada [5,13]. Neste caso, conforme abordado anteriormente, tem-se que o tempo para o estabelecimento das conexões (da ordem de 1 segundo) é muito elevado para o tráfego interativo. Além disso, a atividade média para o tráfego de terminal a computador (1 a 5%) e de computador a terminal (13 a 35%) avaliada em vários trabalhos [5,13,34] representa outra desvantagem para a utilização da comutação de circuitos, tendo em vista a ociosidade que o meio de transmissão fica submetido durante os intervalos de silêncio.

Embora o tempo de estabelecimento das conexões possa ser

reduzido com o uso de técnicas modernas de comutação digital, o que pode ser proporcionado por esquemas do tipo comutação rápida de circuitos [34], o problema da ineficiência da utilização do recurso de comunicação ainda permanece e isto motivou a busca de novas tecnologias de comutação.

### 3.3.2 Comutação de Pacotes

Na comutação de pacotes não se estabelece uma conexão fim-a-fim ligando os pontos desejados. A idéia é utilizar o meio de transmissão de forma dinâmica, ou seja, utilizar o meio apenas pelo tempo que for estritamente necessário para a comunicação. Para isto, as mensagens com um comprimento acima de um certo nível especificado são divididas em pacotes, isto é, em blocos menores, que precedidos por cabeçalhos com bits de controle são organizados segundo um formato específico. Este conjunto segue de nó em nó, desde o ponto de origem até o ponto de destino.

A utilização da comutação de pacotes para serviços integrados de voz e dados foi primeiramente proposta por Paul Baran, em 1964, quando publicou um trabalho intitulado: "On Distributed Communications". A partir daí, um grande número de trabalhos tem sido publicados, dentre eles as Referências [9,13,14,34].

Os principais problemas que surgem com a utilização da comutação de pacotes para a integração dos serviços de voz e dados estão relacionados com os atrasos de transmissão de pacotes e com a saturação do sistema. A variabilidade do atraso sofrido pelos diferentes pacotes de voz não pode ser transferida para o sinal

analógico de voz recuperado sob pena de romper-se a continuidade e a naturalidade da voz. Dependendo de características da rede, outros problemas podem surgir, tais como:

- (a) o ordenamento dos pacotes no ponto de destino;
- (b) as perdas de pacotes por erros de roteamento;
- (c) o atraso excessivo.

Existem algumas técnicas para superar estes problemas, como por exemplo, aquela que consiste na utilização de um protocolo de comunicação onde os pacotes de voz tenham maior prioridade que os pacotes de dados. Neste caso, ao ser pedida a ligação aloca-se um canal livre que possibilite a comunicação entre as interfaces de origem e de destino. Embora os canais não fiquem permanentemente à disposição da comunicação em questão, o caminho de transmissão fica, porém, univocamente definido. Os pacotes de dados somente são transmitidos através deste circuito virtual quando não houver pacotes de voz esperando.

A década de 70 se caracterizou pelo surgimento de grandes redes de computadores que usavam a comutação de pacotes exclusivamente para os serviços de dados, enquanto que para voz usava-se somente a comutação de circuitos. Porém, a utilização de forma dinâmica do meio de transmissão é uma característica desejável para a integração de voz e dados em redes locais de computadores. As experiências realizadas com este objetivo para as redes de longa distância não produziram resultados promissores, por causa das taxas relativamente baixas usadas nestes sistemas. Contudo, as redes locais utilizam taxas mais elevadas, o que

permite a integração de serviços de voz e dados de forma relativamente simples e econômica.

### 3.3.3 Comutação Híbrida

Considerando que os esquemas de comutação de circuitos e de comutação de pacotes podem ser complementares e coexistirem em um mesmo meio de transmissão, propôs-se a comutação híbrida, como por exemplo, nas Referências [8,10,34]. Para tanto, a estrutura de quadro no meio de transmissão é dividida em regiões, sendo uma delas para cada tipo de comutação. O tráfego de voz utiliza a comutação de circuitos realizada por meio de intervalos de tempo de transmissão ("slots") síncronos. Por outro lado, o tráfego de dados é estatisticamente multiplexado utilizando distribuição assíncrona de pacotes. Em geral, neste tipo de comutação, parte da capacidade de quadro fica alocada ao tráfego de voz digitalizada a fim de garantir o grau de serviço pré-estabelecido. Dessa maneira, uma fronteira entre as regiões de quadro destinadas à comutação de circuitos e à comutação de pacotes fica determinada. Esta fronteira pode ser fixa ou móvel. No caso de fronteira fixa tem-se utilização ineficiente dos "slots", uma vez que um dado tipo de tráfego não pode dispensar a capacidade ociosa reservada para uso do outro tipo de tráfego. No caso de fronteira móvel tem-se a possibilidade de utilização da capacidade momentânea residual, que o tráfego de voz pode proporcionar em vista de suas características, para uso do tráfego de dados.

Embora a utilização da fronteira móvel permita maior eficiência na utilização do meio de transmissão, a sua

implementação pode ser bastante complexa. Entretanto, um algoritmo de comutação híbrida proposto em [10] permite contornar esta dificuldade combinando multiplexação estatística para transmissão e TDM convencional para a comutação.

#### 3.3.4 Comutação de Surtos

A comutação de surtos ("burst") foi desenvolvida pela GTE para a integração de serviços de voz e dados em enlaces TDM [11,12]. A idéia básica adotada neste tipo de comutação consiste na aplicação de um tratamento unificado para voz e dados quando se considera somente os períodos de atividade ou surtos presentes no sinal de voz. Assim, um surto pode ser parte do sinal de voz ou de uma mensagem de dados.

Um comutador baseado em surtos pode empregar SAD's para sinais de voz, de maneira que somente os surtos sejam transmitidos, resultando em alto grau de utilização dos canais de transmissão. Quando um surto chega ao comutador, um canal disponível é alocado permanentemente à sua transmissão. Quando o surto termina, o canal torna-se livre novamente.

Além dos surtos de voz ou de uma mensagem de dados, ocorrem surtos de sinais de controle. Neste caso, o surto deve receber a maior prioridade de transmissão enquanto uma mensagem de dados recebe a menor.

### 3.4 PROTOCOLOS DE ACESSO PARA REDES LOCAIS INTEGRADAS

Conforme abordado no capítulo anterior, a organização de

uma rede local consiste basicamente de uma colecao de usuarios que se ligam a sub-rede de comunicacao via interfaces ou nos de comunicacao. A funcao da sub-rede de comunicacao e transferir mensagens entre os nos de comunicacao. Esta funcao e desempenhada atraves de transmissoes realizadas num meio de transmissao (par trançado, cabo coaxial, etc.). A fim de que as transmissoes resultem no compartilhamento ordenado do meio de transmissao, necessita-se de um protocolo de acesso a ser observado pelas interfaces.

A maioria dos protocolos de acesso atualmente em uso foram desenvolvidos para redes locais que devem executar tarefas tipicas de um sistema de computacao pertinentes ao trafego convencional de dados, tais como: transferencia de arquivos e processamento de transacoes, etc. Conforme mencionado anteriormente, numa integracao de servicos de voz e dados e necessario considerar que cada uma dessas aplicacoes tem caracteristicas e requisitos de servico diferentes. Dessa forma, torna-se necessario a utilizacao de um protocolo de acesso adequado para que o objetivo da integracao de servicos seja alcançado com sucesso. Devido a padronizacao IEEE 802, os protocolos de acesso mais difundidos sao os protocolos CSMA/CD e Passagem de Permissao ou Ficha em anel ou barramento. Porém, estes protocolos foram desenvolvidos para a transmissao de dados e requerem modificacoes para atender aos requisitos de servico do trafego integrado. Varias pesquisas ja foram realizadas dentro desta linha para redes em barramento [6,36,37,36,39,40,41] e, em anel [29,42,43,44], sendo que a quase totalidade dos protocolos de acesso propostos sao baseados em CSMA/CD ou Passagem de Permissao.

Os trabalhos de DeTreville [45] e de Nutt e Bayer [41] descrevem estudos de simulação de redes CSMA/CD sob tráfego combinado de voz e dados. Eles verificaram a capacidade do padrão Ethernet em suportar tráfego integrado de voz e dados sob condições variadas de tráfego oferecido. Os resultados mostraram que somente quando o tráfego oferecido é reduzido, torna-se possível a integração de serviços. Porém, à medida que o tráfego aumenta, as chances de colisão crescem, acarretando uma degradação na vazão e em atrasos excessivamente longos. Este comportamento não é satisfatório para o tráfego de voz. O trabalho de Chlamtac e Eisinger [38] considerou um sistema no qual voz e dados compartilham "slots" de um mesmo quadro com fronteira fixa entre regiões reservadas a cada tipo de tráfego. O sinal de voz é transmitido usando a alocação de "slots" baseada em TDM e o tráfego de dados é atendido por meio do protocolo CSMA/CD. Os efeitos do tempo de duração de quadro e a porcentagem de largura de faixa dedicada ao tráfego de voz em relação ao atraso na transmissão de dados foram estudados neste trabalho. Goel e Elhakeem [39] sugeriram o protocolo FARA-CSMA/CD, onde FARA representa: "Frame Adaptable Reservation Aloha". Neste protocolo, os usuários de voz seguem uma versão modificada do "Reservation Aloha", enquanto que para os usuários de dados utiliza-se o CSMA/CD. São utilizados quatro sinais-piloto diferentes com a finalidade de se implementar uma estratégia de alocação adaptativa da largura de faixa disponível, a qual permitiria aos usuários de dados aproveitar a largura de faixa não utilizada para o tráfego de voz. O desempenho do sistema para o tráfego de voz e dados foi também estudado e os resultados mostraram utilização eficiente da

largura de faixa disponível no meio de transmissão. Os trabalhos acima descritos foram desenvolvidos sob a consideração de que os recursos de comutação permanecem alocados à chamada enquanto esta durar. Dessa forma, os usuários de voz são servidos como em um sistema de comutação de circuitos.

Nesta tese propõe-se a modificação do protocolo de acesso Anel de Cambridge ("Cambridge Ring Access Mechanism"), tornando-o adequado à integração de voz e dados. Além disso, cada usuário de voz será equipado com um SAD, de maneira a se obter uma utilização eficiente da largura de faixa disponível no meio de transmissão. O protocolo Anel de Cambridge foi escolhido porque é baseado no princípio "slotted ring", o qual permite transmissões simultâneas em um mesmo quadro no anel. Dessa forma, este protocolo pode proporcionar menores atrasos relativos ao tempo de acesso ao meio de transmissão. A modificação deste protocolo para permitir o tráfego de voz e dados se faz necessária porque ele não pode garantir por si só um limite máximo para o tempo de atraso. Além disso, este protocolo apresenta outra importante característica que é a facilidade de implementação da rede local com fibras ópticas, conforme será abordado no Capítulo 4 a seguir.

### 3.5 REDES LOCAIS COM INTEGRAÇÃO DE VOZ E DADOS

A maioria dos trabalhos sobre redes locais com integração de voz concentra-se na investigação da adequação dessas redes para este tipo de tráfego. Nos últimos anos têm surgido várias propostas de redes locais integradas com topologia em barramento do tipo UBS ("Unidirectional Broadcast System") e baseadas em

protocolos do tipo livre de colisão. O meio de transmissão dessas redes consiste basicamente de dois canais unidirecionais aos quais todas as interfaces são conectadas para transmitir mensagens. A rede Expressnet [47] é um dos exemplos de redes desta natureza que possibilitam a integração de voz e dados, uma vez que satisfazem os requisitos de atraso máximo e capacidade mínima para o tráfego de voz. O protocolo usado na rede Expressnet faz com que o sistema se alterne entre os subciclos de voz e de dados na forma de trens de pacotes. O número de interfaces de voz ativas em um determinado ciclo é limitado através do bloqueio de chamadas. Os requisitos de atraso máximo aceitável são satisfeitos através da limitação no comprimento do subciclo de dados.

Uma versão melhorada de protocolo para a rede Expressnet foi proposta por Fine e Tobagi [6], a qual pode garantir capacidade mínima admissível para o tráfego de dados, mesmo para uma população grande de usuários.

Outra rede baseada no princípio UBS é a rede Fasnet que utiliza um algoritmo similar ao TASI para garantir uma utilização eficiente do meio de transmissão. Dessa forma, a interface de voz tem acesso ao meio de transmissão somente durante os períodos de atividade do sinal de voz. Após um intervalo de silêncio a interface de voz deve disputar novamente o direito de acesso ao meio. Quando não existir canal disponível, uma combinação de inserção de atraso e descarte de pacotes de voz é utilizada até a obtenção do acesso ao meio [48].

Mark [43] propôs uma rede local em duplo anel, na qual um dos anéis, denominado anel principal, é utilizado para a transmissão de pacotes e o outro anel secundário, serve ao

estabelecimento de prioridades para o acesso ao anel principal. O tráfego de pacotes de voz nesta rede tem prioridade sobre o tráfego de pacotes de dados. As transmissões nos dois anéis ocorrem simultaneamente e a função de prioridade é estabelecida através de níveis diferentes de sinal para cada tipo de tráfego. O número de chamadas de voz que o sistema pode aceitar é limitado a um dado número máximo.

Uma outra rede local com integração de voz e dados foi proposta por Bux e outros na Ref. [7], a qual utiliza o protocolo de passagem de permissão em anel. Nesta rede, também abordada na Seção 2.4, uma estação monitora gerencia a passagem de permissão e desempenha as funções de inicialização e recuperação de erros. Para o tráfego de voz, toda a rede é comutada para o modo síncrono de operação, no qual cada interface de voz poderá transmitir um pacote. A interface de destino após a recepção do pacote, o remove do anel e transmite seu próprio pacote antes de passar a permissão para a próxima interface. A rede retorna ao modo assíncrono após todas as interfaces receberem a chance de transmitir um pacote de voz.

A rede local Welnet [52] suporta tráfego integrado de voz e dados utilizando uma arquitetura que contém um barramento para a transmissão de pacotes de voz ou dados e um anel para a transmissão de pacotes de controle (sub-canal). O método de controle de acesso é baseado na utilização de dois tipos diferentes de permissão com níveis também diferentes de prioridades (permissão para voz e permissão para dados), e uma permissão utilizada para reinicialização do sub-canal. Um ciclo de serviço no sub-canal corresponde ao intervalo de tempo gasto para

a montagem de um pacote de voz. Uma vez que a velocidade de transmissão utilizada (1,2 Mbps) é bastante superior à de codificação dos sinais de voz, o tempo necessário para a transmissão de um pacote de voz é muito reduzido se comparado com o tempo de um ciclo de serviço. Dessa maneira, dentro de um ciclo de serviço é possível a transmissão de pacotes provenientes de várias interfaces de voz. Antes de cada ciclo de serviço, a estação supervisora insere uma ficha de reinicialização do sub-anel. Dentro de um ciclo de serviço, as interfaces de voz ou de dados podem transmitir, mas o tráfego de voz tem prioridade sobre o de dados, uma vez que o tráfego de dados pode ser armazenado temporariamente quando necessário.

### 3.6 COMENTÁRIOS

Neste capítulo, apresentou-se alguns dos principais problemas relacionados com a integração de voz e dados em redes locais e possíveis soluções para os mesmos. Estes problemas se concentram nos atrasos que os pacotes de voz ficam sujeitos, nas perdas de pacotes que este tipo de tráfego pode sofrer, na variância de retardo que diferentes mensagens de voz ficam sujeitas e na detecção de silêncio como forma de aumentar a utilização máxima do meio de transmissão. Além disso, abordou-se a importante questão da escolha da técnica adequada de comutação, os protocolos de acesso e a sua utilização em redes integradas.

Uma análise sucinta de algumas redes locais com integração de serviços que se destacam na literatura especializada também foi realizada.

Nesta tese, com base nos estudos apresentados nos Capítulos 2 e 3, escolhe-se o método de acesso Anel de Cambridge e propõe-se a sua modificação no sentido de torná-lo adequado à integração de serviços de voz e dados. Uma técnica de comutação híbrida que combina comutação de surtos e de pacotes é também proposta.

## CAPÍTULO 4

### REDES LOCAIS COM FIBRAS ÓPTICAS

#### 4.1 INTRODUÇÃO

A utilização da tecnologia de fibras ópticas em redes locais tem sido motivada principalmente pelas suas excelentes qualidades como suporte de transmissão. Porém, até o início da década de oitenta, as fibras ópticas não eram consideradas adequadas para esta finalidade em consequência de seus elevados custos em relação aos suportes metálicos. Todavia, o rápido desenvolvimento de novas técnicas, componentes e subsistemas proporcionou uma mudança radical no panorama anterior.

A associação da tecnologia de transmissão por fibras ópticas com a tecnologia de redes locais tende a caracterizar uma nova tecnologia, levando-se em conta as novas possibilidades de aplicação resultantes. As altas taxas de informação oferecidas, bem como a garantia de uma melhor confiabilidade da informação transmitida tem também despertado o interesse para novas aplicações.

A integração de serviços locais de comunicação constitui

a principal tendência na associação das tecnologias de fibras ópticas e de redes locais. As aplicações que requerem velocidades de transmissão mais elevadas (voz, vídeo, etc...), encontram nas fibras ópticas um suporte de transmissão bastante adequado.

As fibras ópticas de plástico que surgiram recentemente [76,77,78,81,83,92], apresentam baixo preço e excelentes propriedades mecânicas em relação às fibras de sílica, o que as tornam muito atrativas. Por outro lado, ainda apresentam baixo desempenho em termos de atenuação e produto banda passante-distância. Contudo, para aplicação em redes locais destinadas à automação de escritórios, devido às pequenas distâncias que normalmente separam os nós da rede, as fibras ópticas de plástico encontram aplicação bastante adequada ao substituir com vantagens os suportes metálicos de transmissão, tais como, pares trançados e cabos coaxiais.

As fibras ópticas não impõem por si só restrições quanto à técnica de controle de acesso ao meio a ser adotada em uma rede local. Entretanto, os métodos de acesso atualmente em uso foram desenvolvidos para uma dada estrutura topológica, tráfego de dados, método de sincronização específico, etc. Dessa forma, um determinado método de acesso apresenta desempenho que varia consideravelmente com a velocidade de transmissão e com o grau de utilização da rede, ou seja, com o tipo de tráfego. Isso tem estimulado o desenvolvimento de técnicas de controle de acesso para redes locais melhor adaptadas às características das fibras ópticas, bem como à integração de serviços com características de tráfego bastante diversas. Nesta tese, desenvolve-se um mecanismo

de controle de acesso para tráfego integrado de voz e dados, baseado no princípio "slotted ring" e adequado ao uso em redes locais com fibras ópticas e integração de serviços.

Neste capítulo propõe-se apresentar e discutir os principais problemas envolvidos com a utilização de fibras ópticas em redes locais e algumas das experiências mais recentes nesta área. Apresenta-se, também, algumas das técnicas de controle de acesso mais adequadas às fibras ópticas e uma avaliação de desempenho das mesmas.

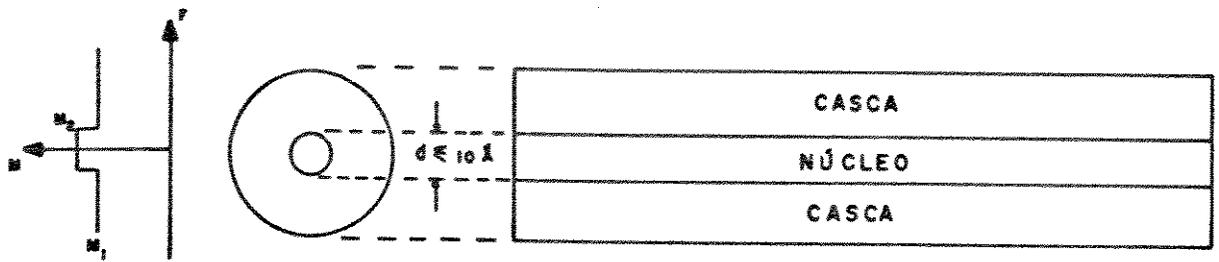
## 4.2 TECNOLOGIA DE TRANSMISSÃO POR FIBRAS ÓPTICAS.

Uma fibra óptica nada mais é do que um guia de ondas eletromagnéticas em frequências na faixa visível (380 a 750 nm), ou em suas proximidades.

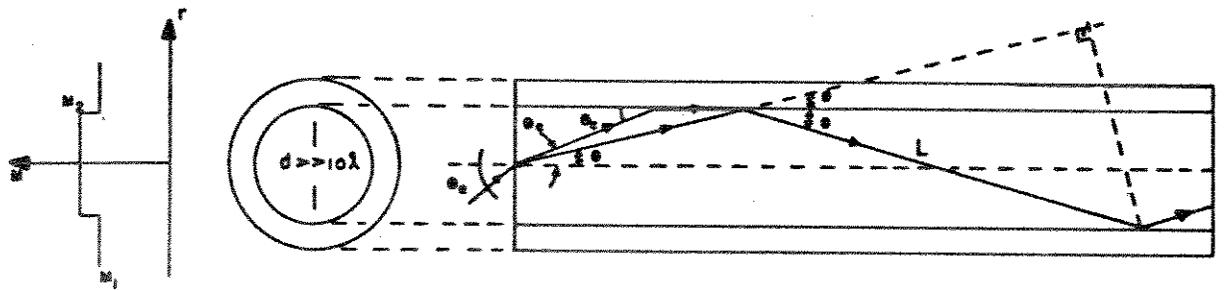
O efeito guiente é obtido através de uma interface entre dois meios dielétricos com índices de refração diferentes. São utilizadas estruturas cilíndricas com núcleo central de índice de refração superior ao do meio circundante, que é denominado casca. A Figura 4.1 apresenta as várias estruturas de fibras ópticas atualmente em uso.

### 4.2.1 A Fibra Monomodo

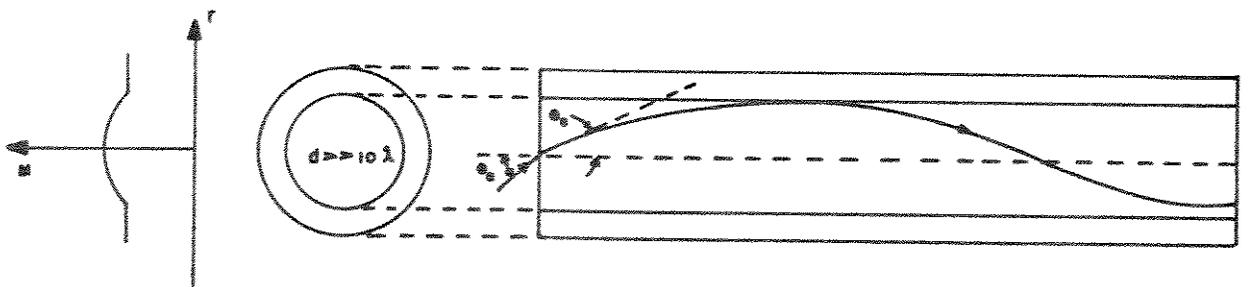
Em um guia circular dielétrico, existe um modo híbrido  $HE_{11}$  de propagação com componentes longitudinais dos campos elétricos e magnético não nulas, que não apresenta corte. Por



a) Fibra monomodo.



b) Fibra multimodo (índice degrau).



c) Fibra multimodo (índice gradual).

Fig.4.1 - Estruturas de fibras ópticas.

menor que seja o diâmetro do guia circular, esse modo se propagará. A condição de propagação de um único modo pode ser melhor expressa através da frequência normalizada:

$$V = \left( \frac{2 \cdot \pi \cdot d}{\lambda} \right) \cdot \left( n_1^2 - n_2^2 \right) \quad (4.1)$$

onde:

$n_1$  e  $n_2$  são os índices de refração do núcleo e da casca, respectivamente;

$d$  é o diâmetro do núcleo da fibra;

$\lambda$  é o comprimento de onda da luz incidente.

Para que só o modo  $HE_{11}$  se propague, é preciso que  $V$  fique abaixo do primeiro zero da função de Bessel de ordem zero [ $J_0(\cdot)$ ], que é aproximadamente igual a 2,405. Na prática, os valores típicos são:  $n_1 = 1,5$  (vidro),  $(n_1 - n_2) = \Delta = 0,2\%$  e  $V = 2,3$ . Essas são as fibras monomodo (Figura 4.1-a).

#### 4.2.2 A Fibra Multimodo

A viabilidade do uso das fibras ópticas foi demonstrada através da fibra monomodo em 1966, na Inglaterra [81]. Contudo, o uso dessas fibras foi inicialmente abandonado porque a dimensão muito reduzida de seu núcleo trazia problemas então insolúveis para as tecnologias de fabricação, conexões, emendas, etc. Para evitar essas dificuldades, foram inicialmente utilizadas fibras com diâmetro típico de  $50 \mu\text{m}$  e  $\Delta \approx 1\%$ , para os quais tem-se

$V \gg 2,405$  comportando, portanto, a propagação de vários modos ao mesmo tempo. Essas são as fibras multimodo.

As dimensões das fibras multimodo permitem descrever o mecanismo de propagação através das mesmas usando-se o modelo da óptica geométrica, que considera a luz formada por raios submetidos à reflexão e refração, à medida que incidem em meios de índices de refração diferentes. Assim, o ângulo que um raio de luz faz com o eixo da fibra é menor do que o ângulo crítico dado por:

$$\theta_c = \text{arc. sen} \left( 1 - \frac{(n_2)^2}{(n_1)^2} \right)^{1/2} \quad (4.2)$$

O valor de  $[(n_1)^2 - (n_2)^2]^{1/2}$  é um parâmetro fundamental para uma fibra óptica e comumente denominado de abertura numérica (AN). Para os valores típicos  $n_1 = 1,5$  e  $\Delta = 0,01$ , a abertura numérica será de 0,2. No ar, isso corresponde a um cone de captura de luz com ângulo de cerca de  $12^\circ$  com o eixo.

Numa fibra multimodo de índice degrau, conforme mostrada na Figura 4.1-b, cada modo é associado com determinado ângulo de propagação. Fazendo-se incidir um pulso de luz, os raios paralelos ao eixo percorrerão um caminho óptico menor do que os raios que vão se refletindo na interface entre o núcleo e a casca. Este efeito é conhecido como dispersão intermodal, por estar associado às diferenças entre as velocidades de propagação entre os diversos modos na fibra. Essa dispersão pode ser reduzida fabricando-se uma fibra com índice de refração gradual, onde os tempos de propagação dos vários modos são equalizados. As fibras com esse perfil são

chamadas fibras de índice gradual e estão mostradas na Figura 4.1.(c).

Seja  $a = d/2$  o raio do núcleo, e  $r$  a distância ao eixo da fibra. A variação do índice de refração no núcleo  $n(r)$  da fibra de índice gradual será:

$$n(r) = \begin{cases} n_1 \cdot [1 - 2 \cdot (r/a)^\alpha]^{1/2} \cdot \Delta & , \quad r \leq \alpha & (4.3a) \\ n_1 \cdot (1 - 2 \cdot \Delta)^{1/2} \cong n_1 \cdot (1 - \Delta) = n_2 & , \quad r > \alpha & (4.3b) \end{cases}$$

Na fibra de índice degrau,  $n(r) = n_1$  para todo  $r < \alpha$ , e portanto a abertura numérica é aproximadamente invariante em relação à posição de penetração da luz. Na fibra de índice gradual, porém,  $n(r)$  cai com  $r$ , e por isso o cone de aceitação de luz vai se estreitando à medida que distancia-se do centro da fibra. Assim, para a fibra de índice gradual a abertura numérica é dada por  $[n^2(r) - (n_2)^2]^{1/2}$ .

O valor de  $\alpha$  na equação (4.3.a), que minimiza o alargamento dos pulsos está em torno de 2, resultando, portanto, em perfis aproximadamente parabólicos. O fator de redução do alargamento obtido com o perfil, quando comparado com o perfil em degrau, é da ordem de  $10/\Delta$ , podendo, portanto, atingir mil vezes para o valor típico  $\Delta = 1\%$ . Entretanto, deve ser observado que este ótimo é muito crítico, uma vez que pequenas variações de  $\alpha$  causadas por defeitos de fabricação ou estruturais inevitáveis da fibra, normalmente impede que a melhoria de faixa atinja o seu valor máximo teórico. Mesmo que este valor fosse atingido para um certo comprimento de onda, ele não seria atingido para outros

comprimentos de onda, pois o valor ótimo de  $\alpha$  depende de  $\lambda$  enquanto  $n_1$  e  $n_2$  variam com  $\lambda$ , o que normalmente acontece. Por isso, o fator de redução do alargamento em relação à fibra de índice degrau se situa normalmente entre 50 e 100 vezes, correspondendo a faixas da ordem de 1 a 2 Ghz.km.

#### 4.2.3 Dispositivos Emissores de Luz

O dispositivo emissor de luz pode ser um laser semiconductor ou um LED. Em ambos os casos, a intensidade da luz emitida é obtida variando-se a corrente injetada no dispositivo. Com isso varia-se a taxa de recombinação entre elétrons e lacunas numa junção PN polarizada diretamente. Cada recombinação, desde que direta, gera um fóton de comprimento de onda  $\lambda = hc/E$ , onde  $E$  é a energia perdida pelo par elétron-lacuna na recombinação, e  $h$  é a constante de Planck.

No caso do LED, os fótons resultantes das recombinações vão constituir o feixe de luz emitido. Por isso, a potência de luz emitida é essencialmente proporcional à corrente injetada, gerando uma característica estática linear. Devido à dispersão térmica das energias dos elétrons na banda de condução, pode haver dispersão espectral de cerca de 5% em torno do comprimento de onda central, resultando numa largura espectral em torno de 15.000 GHz. Sendo esta faixa muito maior do que a de qualquer sinal modulador, o LED pode ser considerado sistematicamente como uma verdadeira fonte de ruído, sobre o qual a única modulação possível é a de intensidade. A velocidade da modulação está limitada pelos tempos

de recombinação, da ordem de alguns nanosegundos. Taxas de modulação de até 100 Mbps são, portanto, possíveis.

No caso de laser, a recombinação espontânea entre elétrons livres e lacunas é dominada, em níveis suficientemente altos de injeção de corrente, por um processo mais eficaz de geração de fótons, chamado emissão estimulada. Trata-se da recombinação estimulada pela presença de um fóton, gerando um fóton do mesmo comprimento de onda e sintonizado (coerente), com o primeiro. Na presença de uma quantidade suficiente de portadores dentro de uma cavidade ressonante, este processo pode ter ganho suficiente para produzir oscilação, gerando o efeito laser. Os tempos de transição da luz emitida por este processo são muito mais rápidos que os da recombinação espontânea, chegando a décimos de nanosegundo. Em consequência, modulações de até 10 Gbps podem ser obtidas. A dispersão espectral da luz produzida é bem menor que a do LED, ficando em torno de 300 GHz nos dispositivos convencionais. Porém, esse espectro não é contínuo, mas composto por algumas linhas regularmente espaçadas, correspondentes aos diversos modos de vibração longitudinal do campo na cavidade ressonante, para as quais o ganho óptico é suficiente para causar oscilação.

#### 4.2.4 Fotodetectores

Numa junção PN polarizada reversamente, cria-se uma região sem cargas livres ("depleted region"). Pelo efeito das cargas remanescentes, essa região fica imersa num campo elétrico,

que por sua vez impede a penetração de cargas móveis. Nessas condições, a corrente fica limitada ao surgimento de pares elétron-lacuna na região sem cargas livres, seja pela agitação térmica dos átomos (corrente escura), seja pela incidência de fótons suficientemente energéticos para fazer um elétron saltar da banda de valência para a de condução (fotocorrente).

Nos fotodetectores procura-se fazer a região de absorção de luz coincidir com a região sem cargas livres, a fim de preservar a eficiência do dispositivo. Para isso, um dos lados da junção é feito muito levemente dopado, para que a região sem cargas livres se estenda bastante sob o efeito da polarização reversa. Por isso, esses dispositivos recebem o nome de diodos PIN (P-Intrínseco-N).

Em alguns sistemas, pode ser interessante utilizar fotodetectores em que o campo elétrico seja suficientemente alto em alguns pontos para que os elétrons primários, gerados diretamente pela absorção de fótons, adquiram energia cinética suficiente para arrancar mais elétrons da banda de valência. Os novos elétrons são chamados secundários, e vão se adicionar à corrente primária, gerando o ganho de multiplicação por avalanche. Esses dispositivos recebem o nome de APD ("Avalanche Photodiode").

Os fotodetectores de silício apresentam uma corrente escura bem pequena, da ordem de pA, e um comprimento de onda de corte  $\lambda_c$  (acima do qual não há detecção), de 1060 nm. Por isso, eles são muito indicados para a janela espectral dos 800-900 nm em que se situou a primeira geração dos sistemas de comunicação óptica. Entretanto, eles não servem para as janelas superiores

onde são utilizadas materiais compostos como o InGaAs.

#### 4.2.5 Multiplexagem por Divisão de Comprimento de Onda

A capacidade e a versatilidade das fibras ópticas podem ser ampliadas através da multiplexagem por divisão de comprimento de onda ou WDM ("Wavelength Division Multiplexing"). Os sinais de informação provenientes de diversas fontes de luz, cada uma delas emitindo na região espectral centrada em determinado comprimento de onda, são combinados em um multiplexador óptico e transmitidos através de uma única fibra óptica. No terminal de recepção, os sinais ópticos são separados por meio de um demultiplexador. Esta técnica permite a transmissão simultânea de informação nos dois sentidos de uma mesma fibra, utilizando comprimentos de ondas diferentes para cada sentido [80,81].

As características de taxa de transmissão e distância entre os nós de comunicação das redes locais são bastante adequadas para a utilização de WDM's, uma vez que, em geral, essas não assumem valores muito elevados [79,81].

#### 4.3 FIBRAS ÓPTICAS DE PLÁSTICO

As primeiras fibras ópticas de plástico de que se tem notícia foram produzidas pela empresa Du Pont de Nemours [78,83], que desenvolveu um método prático e econômico para obtê-las. Os níveis elevados de atenuação (centenas de dB/Km), limitaram a utilização deste tipo de fibra às aplicações de curtíssima

distância, como por exemplo, na área médica.

As pesquisas de novos materiais e o desenvolvimento da tecnologia permitiram a obtenção de fibras ópticas baseadas no PMMA ("Polymethyl Methacrylate"), as quais dominam o mercado atualmente. A Tabela 4.1 estabelece comparações entre características ópticas e mecânicas das fibras ópticas de sílica e de plástico PMMA, utilizando valores típicos.

As Figuras 4.2 (a) e (b) mostram a atenuação típica de uma fibra óptica de plástico PMMA de 1000 microns e de uma fibra de sílica tipo 100/140, respectivamente. Conforme pode ser observado, as janelas operacionais da fibra de plástico estão, aproximadamente, em 525, 575 e 650 nm.

Tabela 4.1 - Características de fibras ópticas de plástico e de fibras ópticas de sílica.

CARACTERÍSTICA:	PLÁSTICO	SÍLICA
Diâmetro (núcleo/casca)	200/240 $\mu\text{m}$	50/125 $\mu\text{m}$
Abertura Numérica	0,47	0,2
Temperatura Máx. de Oper.	75 C°	85 C°
Atenuação	50 dB/km	0,7 dB/km
Banda-Passante x distância	15 MHz.km	1.000 MHz.km
Corte/Emenda	Simples	Complexo
Acoplamento e Conexões	Baixo custo	Alto custo

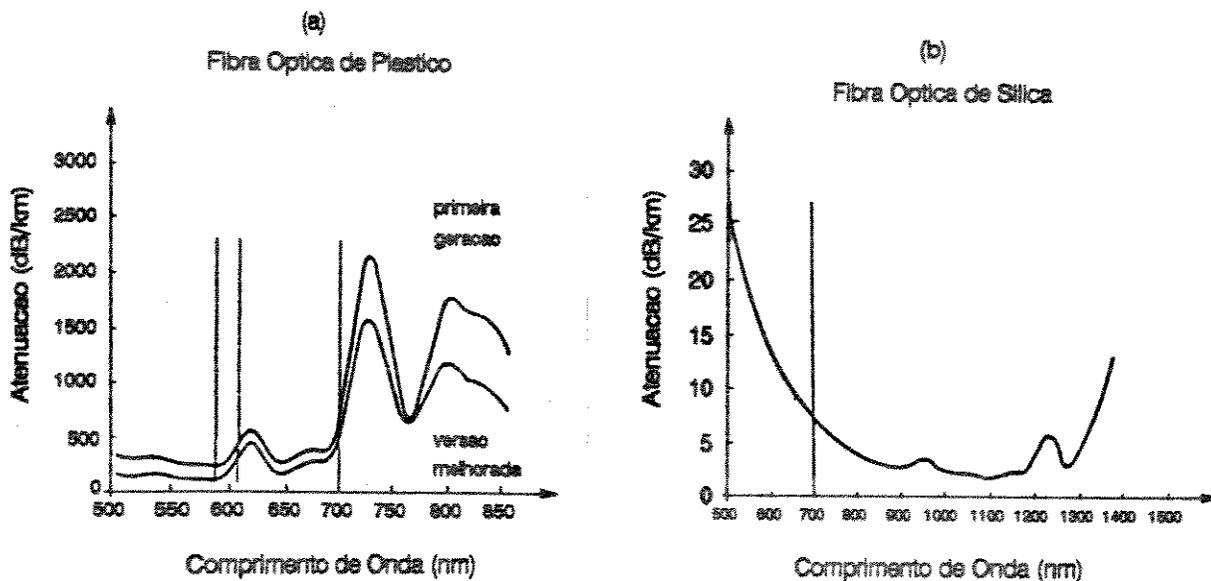


Fig. 4.2 - Atenuação típica das fibras ópticas de plástico PMMA e de sílica [77].

O nível relativamente elevado de atenuação apresentado pelas fibras de plástico disponíveis atualmente é ainda uma de suas características mais importantes. Valores típicos da ordem de 30 a 450 dB/km, dependendo do comprimento de onda utilizado e da qualidade da fibra têm sido relatados na literatura [77,83,84,89]. Teoricamente, o menor valor de atenuação alcançável com as fibras ópticas de plástico PMMA é de aproximadamente 14 dB/km. Atenuações inferiores a 20 dB/km já foram obtidas em sistemas experimentais [87]. Em termos de produtos banda passante-distância são esperados

melhoramentos que possibilitem valores da ordem de 50 MHz.km [78].

Outras características das fibras ópticas de plástico devem ser destacadas, tais como, o valor elevado de abertura numérica resultando em níveis maiores de potência acoplada (proporcional ao quadrado da abertura numérica), maior diâmetro de núcleo facilitando o corte e polimento através de métodos simplificados, processos de fabricação mais simples que as fibras de sílica, componentes ópticos (cabos, conectores, transmissores, receptores, etc.), de menor custo e complexidade.

#### 4.4 APLICAÇÃO DE FIBRAS ÓPTICAS EM REDES LOCAIS

Os problemas referentes à incorporação da tecnologia de fibras ópticas às redes locais tem levado à concepção de novas estruturas de interconexão física mais adequadas à estes sistemas. Conforme abordado na Seção 4.2, as fibras ópticas caracterizam-se pelas reduzidas dimensões (micrométricas), e potências de sinal óptico (microwatts) bastante reduzidas. Assim, o acoplamento dos dispositivos emissores de luz, dos fotodetectores e entre fibras (emendas), principalmente no caso das fibras ópticas de sílica, é complexo e requer cuidados especiais para evitar perdas de potência óptica. Essas dificuldades fazem com que a tecnologia de transmissão por fibras ópticas mais desenvolvida atualmente seja a ponto-a-ponto. Uma consequência imediata desse fato é a facilidade de incorporação de fibras ópticas em redes configuradas em anel ou estrela-ativa.

#### 4.4.1 Rede Local em Estrela com Fibras Ópticas.

Do ponto de vista de custos, a configuração estrela-ativa é uma das alternativas mais econômicas para a realização de uma rede local com fibras ópticas de sílica ou plástico [85]. Nesta configuração, o nó central seleciona um sinal nas fibras de entrada e difunde-o para as fibras de saída. Quando um sinal é selecionado, os sinais que chegam pelas outras entradas são bloqueados e os respectivos nós de comunicação obrigados a executar novas tentativas de transmissão. No caso da chegada simultânea de vários sinais, o nó central seleciona um deles arbitrariamente. Isto evita as colisões típicas de sistemas como o CSMA/CD. A Figura 4.3 ilustra a configuração estrela-ativa.

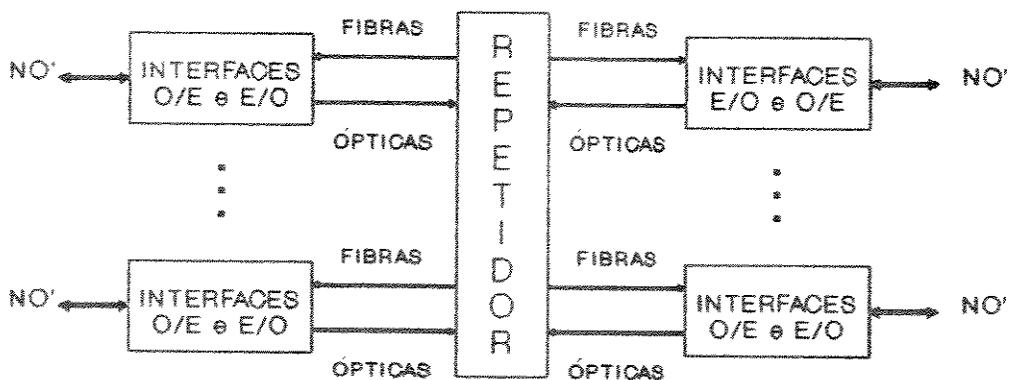


Fig. 4.3 - Configuração estrela-ativa [85].

O uso de um elemento central conhecido como acoplador estrela-passivo, associado à tecnologia de transmissão ponto-a-ponto, permite implementar a configuração estrela-passiva, mostrada na Figura 4.4. O acoplador distribui para todas as fibras conectadas na sua saída, a potência óptica recebida em qualquer uma de suas portas de entrada. Os acopladores estrela-passivos são ainda muito restritivos em termos do número de estações possíveis de serem interconectadas.

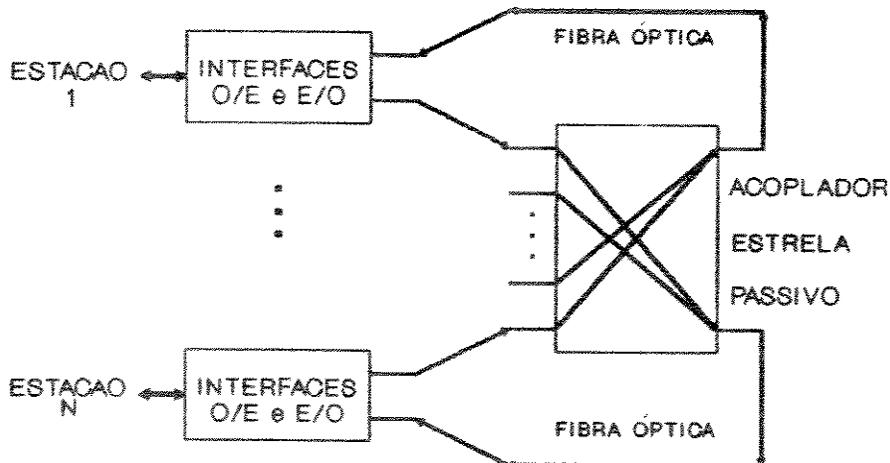


Fig. 4.4 - Configuração estrela-passiva [85].

O acoplador estrela-passivo apresenta uma característica interessante que é a criação de um barramento óptico com propriedades semelhantes às de um barramento Ethernet. Assim,

"barramentos" estrela-passivos podem ser usados com protocolos de acesso CSMA/CD, embora a detecção de colisões possa implicar em dificuldades de implementação [81]. Uma solução possível é mostrada na Figura 4.5, a qual propõe a utilização de um dispositivo detector de colisões passivamente acoplado ao acoplador estrela-passivo [85]. Embora represente uma carga óptica adicional, esta configuração garante a operação correta do mecanismo de detecção de colisões.

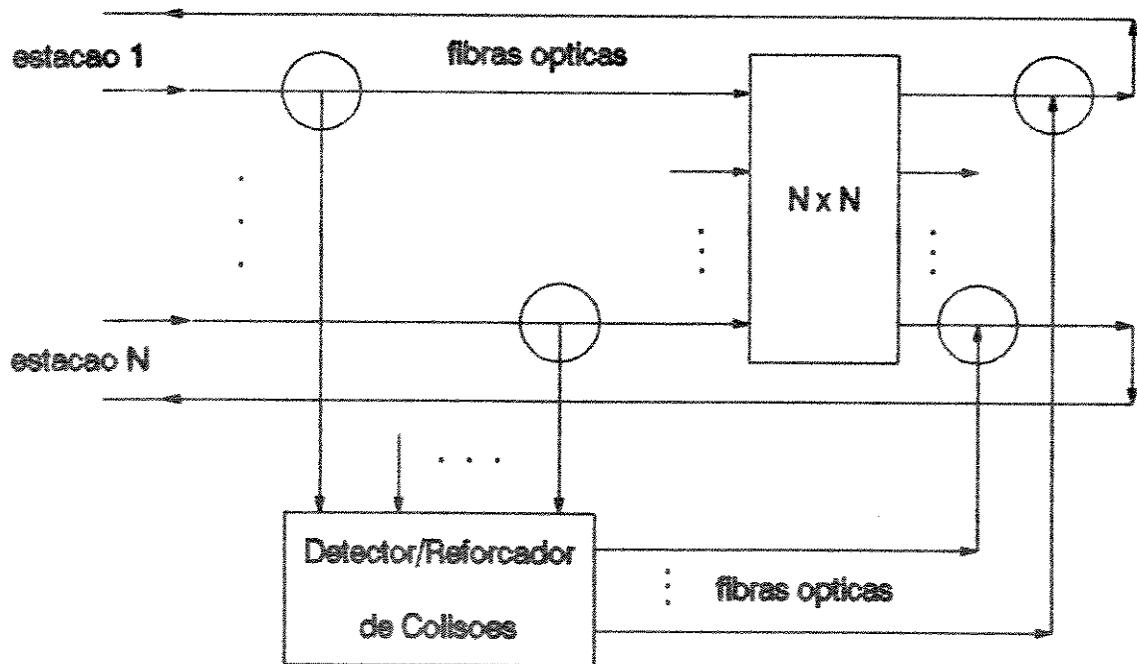


Fig.4.5 - Configuração estrela-passiva com detector de colisões [85].

#### 4.4.2 Rede Local em Anel com Fibras Ópticas.

A rede local em anel com fibras ópticas, da mesma forma que a rede em estrela, também permite uma configuração ativa e outra passiva. As Figuras 4.6 (a) e (b), ilustram as configurações ativa e passiva, respectivamente.

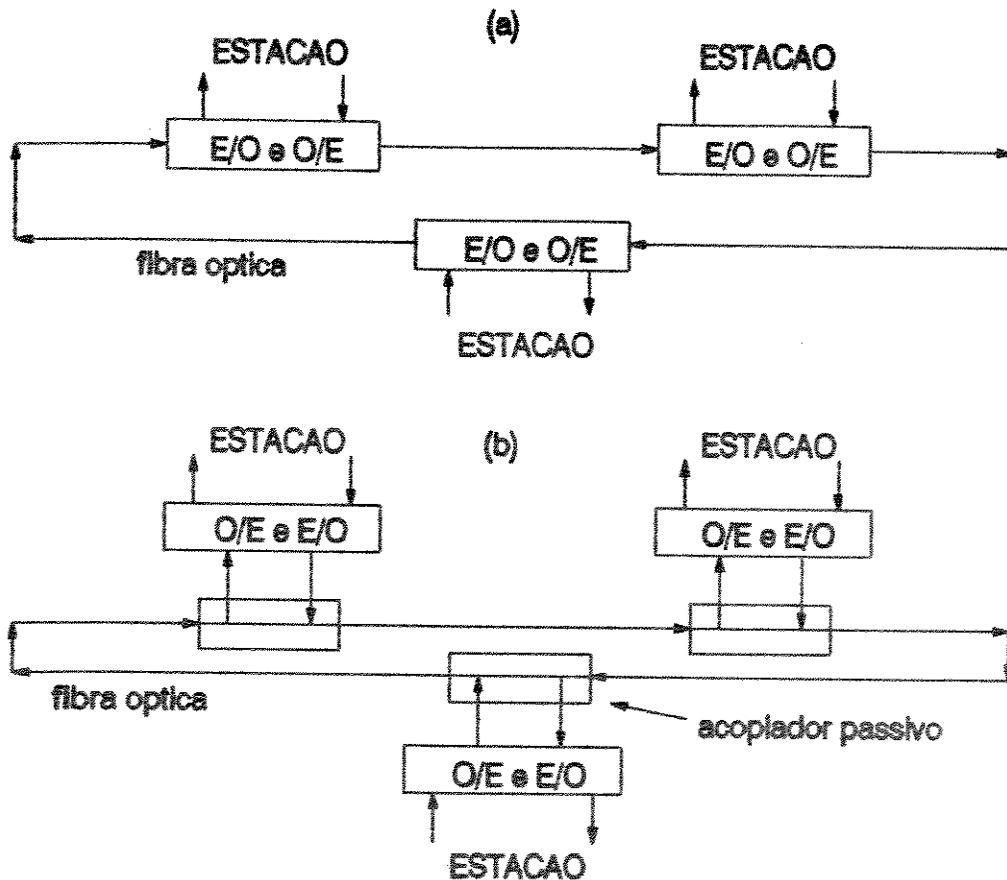


Fig.4.6 - Configuração em anel com fibras ópticas: (a) ativa; (b) passiva [85].

A configuração ativa possibilita a regeneração do sinal em cada nó de comunicação da rede, embora uma falha em um deles

represente descontinuidade de comunicação. O uso de técnicas de desvio ("by pass"), permite um certo grau de tolerância às falhas na interface com o anel. A tecnologia de transmissão por fibra ópticas dispõe atualmente de dispositivos eletromecânicos ("optical switches"), para a proteção da rede quanto às falhas de nó de comunicação. Uma outra estratégia para diminuir a vulnerabilidade da sub-rede de comunicação consiste em se utilizar configurações múltiplas ou híbridas do tipo anel duplo, triplo, etc. A Figura 4.7 ilustra a utilização deste mecanismo de proteção associado a uma configuração em duplo anel.

A configuração em anel passivo também está sujeita às falhas nos enlaces ópticos e poderá utilizar a técnica de proteção contra falhas acima mencionada. Para o caso de quebra de fibra óptica pertencente ao anel principal, o nó de comunicação mais próximo detectará esta falha e acionará o mecanismo de proteção. Um anel secundário será configurado de forma a evitar a falha total da rede.

A tecnologia em anel passivo (Figura 4.6), introduz o problema do sinal de eco, uma vez que um sinal injetado no anel permanece circulando pelo mesmo até sua completa atenuação. Uma solução possível requer a inclusão de uma estação de controle para a retirada do sinal em circulação. Porém, neste caso, seria necessário seccionar o anel, o qual perderia sua característica de passividade.

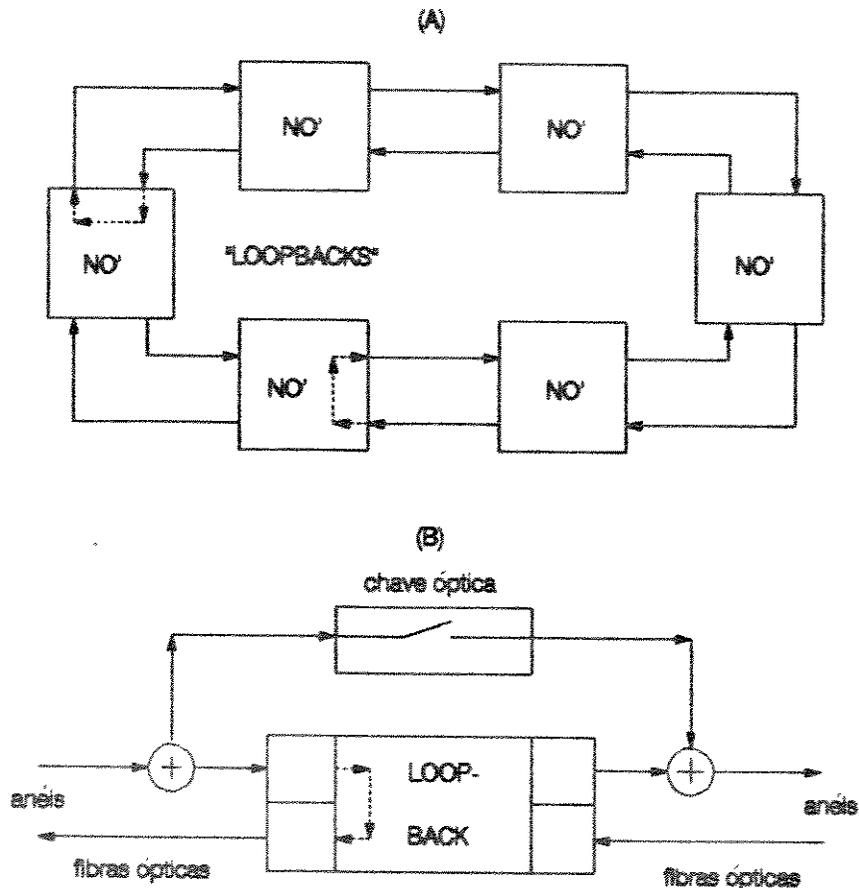


Fig. 4.7 - Mecanismo de proteção contra falhas em um nó de comunicação da rede.

#### 4.4.3 Rede Local em Barramento com Fibras Ópticas.

A configuração de redes locais em barramento com fibras ópticas enfrenta limitações tecnológicas nos dias atuais. Isto se deve ao fato de que esta configuração baseia-se na utilização de suportes bidirecionais, onde a potência de sinal deve ser inserida nos dois sentidos. No caso de fibras ópticas é difícil de se obter o equivalente dessas conexões bidirecionais passivas. A Figura 4.8

ilustra duas alternativas de implementação da configuração em barramento passivo. Com a tecnologia de acopladores disponível atualmente, as perdas introduzidas pelos acopladores ópticos limitam o número de nós de comunicação a 13 unidades apenas, para

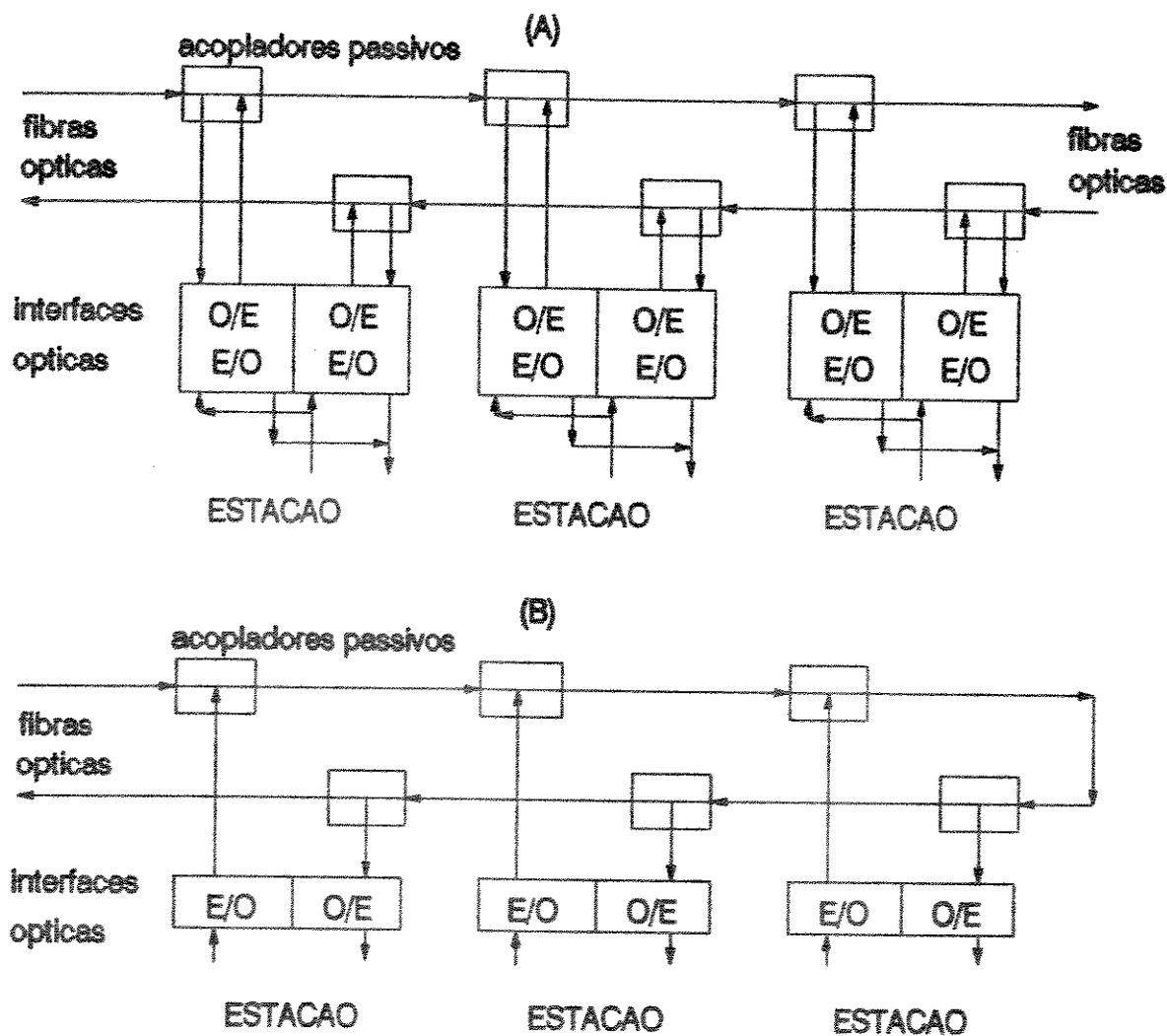


Fig. 4.8 - Configurações em barramento passivo com fibras ópticas: (a) barramento duplo; (b) barramento em U.

a configuração em barramento duplo passivo mostrada na Figura 4.7 (a). O equivalente óptico de um "tap" elétrico de alta impedância ainda não está disponível no mercado.

A Figura 4.8 (b) mostra uma variação interessante da configuração em barramento passivo duplo e bidirecional, que é o barramento passivo em U. Esta configuração oferece as vantagens da tecnologia de barramento linear associadas com a simplicidade da topologia em anel. Contudo, ela também sofre das mesmas limitações da configuração em barramento duplo em termos do número máximo de nós de comunicação, as quais são causadas pelas perdas nos acopladores ópticos.

A configuração em barramento ativo com fibras ópticas mostrada na Figura 4.9 (a), requer o uso de interfaces ópticas ativas, as quais estão esquematizadas na Figura 4.9 (b). O custo e a complexidade da circuitaria eletrônica requerida, neste caso, são as principais desvantagens que esta configuração apresenta.

#### 4.4.4 Aspectos de Projeto de Redes Locais com Fibras ópticas.

No projeto de uma rede local com fibras ópticas considera-se importante a observação dos seguintes aspectos:

- (a) Os cabos de fibras ópticas são geralmente fabricados em segmentos de 1 a 1,3 km de extensão. Assim, operações de corte e emenda de cabo óptico podem ser evitadas, uma vez que na maioria das aplicações de redes locais as distâncias entre nós de comunicação são inferiores a 1 km.

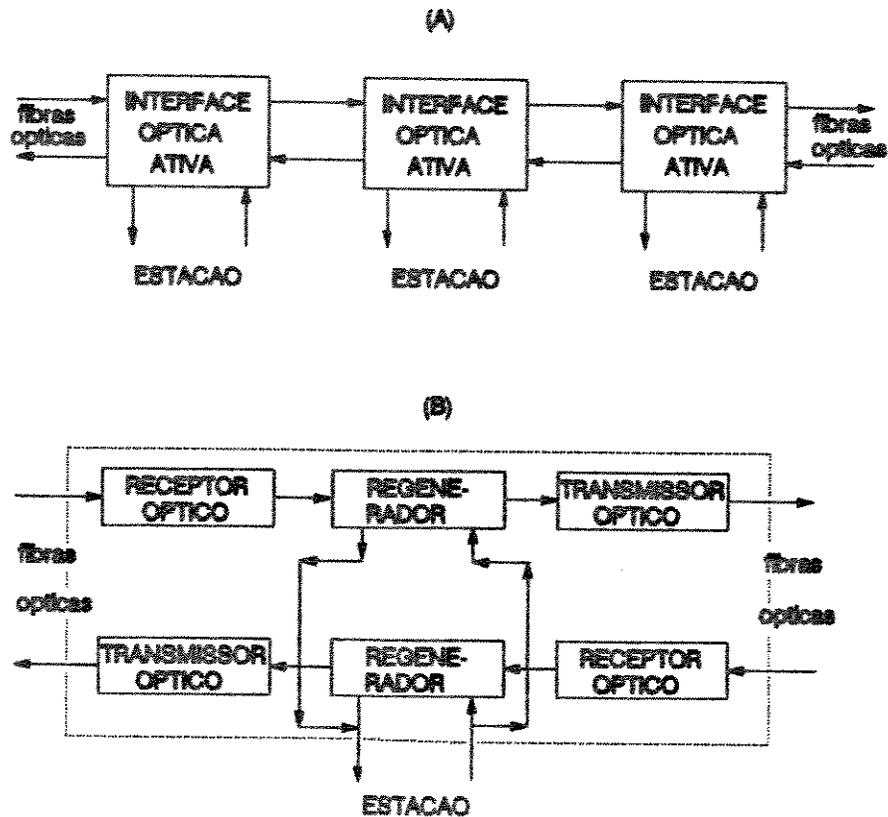


Fig. 4.9 - Configuração em barramento ativo com fibras ópticas: (a) barramento bidirecional; (b) interface óptica ativa .

- (b) As distâncias relativamente curtas entre os nós de comunicação permitem a utilização de fibras ópticas com menores produtos banda-passante x distância.
- (c) Os produtos banda-passante x distância relativamente pequenos requeridos pelas redes locais com fibras ópticas, normalmente implicam em pares transmissor/receptor ópticos dentro dos limites que a tecnologia atual pode oferecer.
- (c) A topologia adotada deve promover baixas perdas de potência óptica. Atenção deve ser dada principalmente aos

acopladores ópticos requeridos em determinadas configurações.

(d) O protocolo de acesso ao meio deve ser desenvolvido para topologia adotada ou perfeitamente compatível com esta.

Existem algumas soluções de compromisso se a topologia em anel for adotada. Neste caso, os problemas com as perdas nos acopladores ópticos desaparecem, uma vez que enlaces ponto-a-ponto são utilizados para interligar os nós de comunicação. Porém, a topologia em anel requer protocolos de acesso de maior complexidade, bem como mecanismos de proteção contra falhas nos nós de comunicação e nos enlaces ópticos. Assim, as vantagens e desvantagens de uma dada topologia devem ser ponderadas antes que se faça sua escolha.

Após estas considerações, pode parecer interessante desistir da topologia em anel e adotar a configuração estrela-passiva com o método de acesso CSMA/CD. Porém, conforme abordado na seção 4.4.1, esta implementação requer o acréscimo de um dispositivo detector de colisões ao acoplador estrela-passivo e mostra-se pouco adequada para transmissão em altas velocidades. Mais uma vez, desvantagens podem anular vantagens de uma dada configuração.

Em termos de redes locais com fibras ópticas, ainda não existe na literatura especializada um conjunto de procedimentos definitivos para o estabelecimento de um projeto otimizado dessas redes. Entretanto, Finley Jr. apresenta em [85] algumas considerações que podem ser adotadas como procedimentos de projeto. Essas considerações atualizadas e uma lista dos

principais parâmetros úteis no estabelecimento de comparações entre diferentes tipos de redes locais com fibras ópticas serão apresentados na próxima seção.

#### 4.4.5 Algumas Considerações de Projeto

O projeto de uma rede local envolve uma série de decisões que independem do tipo de meio de transmissão escolhido. Porém, a partir do instante que se decide pelo uso de fibras ópticas torna-se importante considerar uma metodologia especial de projeto que será resumida nas seguintes etapas:

##### ETAPA 1 - Determinação das especificações funcionais:

- a) Serviços a serem oferecidos pela rede e desempenho exigido em termos de atraso médio e vazão;
- b) Tráfegos médio e máximo que serão gerados em cada nó de comunicação;
- c) Número máximo de nós de comunicação previsto para a rede local;
- d) Taxa média de erros admitida;
- e) Nível desejado de tolerância às falhas na rede;
- f) Previsão para expansões futuras;
- g) Custo global;
- h) Ambiente operacional;
- i) Compatibilidade com equipamento de usuário já existente;
- j) Taxa de transmissão requerida.

ETAPA 2 - Em função das especificações definidas na etapa 1, uma

combinação adequada de topologia e protocolo de acesso poderá agora ser proposta. Por exemplo, se a taxa de transmissão especificada na etapa 1 estiver na faixa entre 1 e 30 Mbps, a configuração estrela-passiva usando o protocolo de acesso CSMA/CD pode ser lembrada como uma das mais adequadas, especialmente nos casos em que a compatibilidade com equipamentos Ethernet for requerida. Para esta mesma faixa de velocidades e acima, as combinações de topologia em anel e protocolo de acesso do tipo "Slotted Ring" são muito utilizadas atualmente [43,44,87,135]. Para taxas de transmissão muito elevadas, considera-se o esquema de acesso tipo passagem de ficha em anel adotado no padrão ANSI FDDI ("Fiber Distributed Data Interface") [20]. O FDDI foi originalmente concebido para a interligação de processadores e dispositivos de armazenamento de alta velocidade, embora também possa ser considerado para redes locais de alta velocidade e redes metropolitanas.

ETAPA 3 - Nesta etapa, faz-se a seleção dos dispositivos opto-eletrônico que satisfazem a Etapa 1, em concordância com a combinação topologia/método de acesso determinada na Etapa 2.

ETAPA 4 - Especificação do "hardware" do nó de comunicação.

ETAPA 5 - Verificação do atendimento às especificações funcionais da rede. Se não atendidas, retorna-se à etapa correspondente.

A seguir, apresenta-se uma lista com os principais

parâmetros de projeto de uma rede local com fibras ópticas:

- (1) Nome da rede
- (2) Nome do fabricante
- (3) "Status" operacional (protótipo experimental, comercialmente disponível)
- (4) Data de entrada em operação
- (5) Serviços oferecidos
- (6) Distância máxima entre os nós de comunicação
- (7) Taxa binária no meio de transmissão
- (8) Topologia
- (9) Arquitetura (centralizada, parcialmente distribuída, distribuída)
- (10) Método de acesso ao meio
- (11) Taxa média de erros
- (12) Número máximo de nós de comunicação
- (13) Número de terminais/nó
- (14) Tolerância às falhas
- (15) Esquema de codificação em banda básica
- (16) Tipo de fibra óptica
- (17) Diâmetro do núcleo da fibra óptica
- (18) Diâmetro externo (revestimento secundário) da fibra óptica
- (19) Janelas de transmissão da fibra óptica
- (20) Tipo de dispositivo emissor de luz (LED, Laser)
- (21) Potência do dispositivo emissor de luz
- (22) Comprimento de onda do dispositivo emissor de luz
- (23) Tipo de fotodetector (PIN, APD)

- (24) Sensibilidade do fotodetector
- (25) Comprimento de onda do fotodetector
- (26) Características dos acopladores ópticos
- (27) Dispositivos de proteção de enlace óptico (reconfiguração, etc.)

#### 4.4.6 Descrição de Algumas Redes Locais com Fibras Ópticas

##### 4.4.6.1) A Rede Local PANA-LAN

A rede local PANA-LAN está sendo desenvolvida pela empresa Matsushita no Japão. Ela é capaz de oferecer serviços de comutação de circuitos e de pacotes simultaneamente, através de um anel duplo de fibras ópticas a 32 Mbps [82]. Para ilustrar a utilização da lista de parâmetros supracitada, apresenta-se a seguir uma lista de parâmetros da rede PANA-LAN :

- (1) Nome da rede: PANA-LAN 32.
- (2) Nome do fabricante: Matsushita Electric Industrial Co.
- (3) "Status" operacional: experimental e sob desenvolvimento.
- (4) Data de entrada em operação (protótipo): novembro/85.
- (5) Serviços oferecidos:
  - terminais de dados: (V.24, X.25:1.2) a 64 kbps;
  - terminais de voz: telefones a 64 kbps;
  - Imagem: interface paralela a 1 Mbytes/s;
- (6) Distância máxima entre os nós de comunicação = 3 km.
- (7) Taxa binária no meio: 32,064 Mbps.
- (8) Topologia: duplo anel em fibras ópticas de sílica.

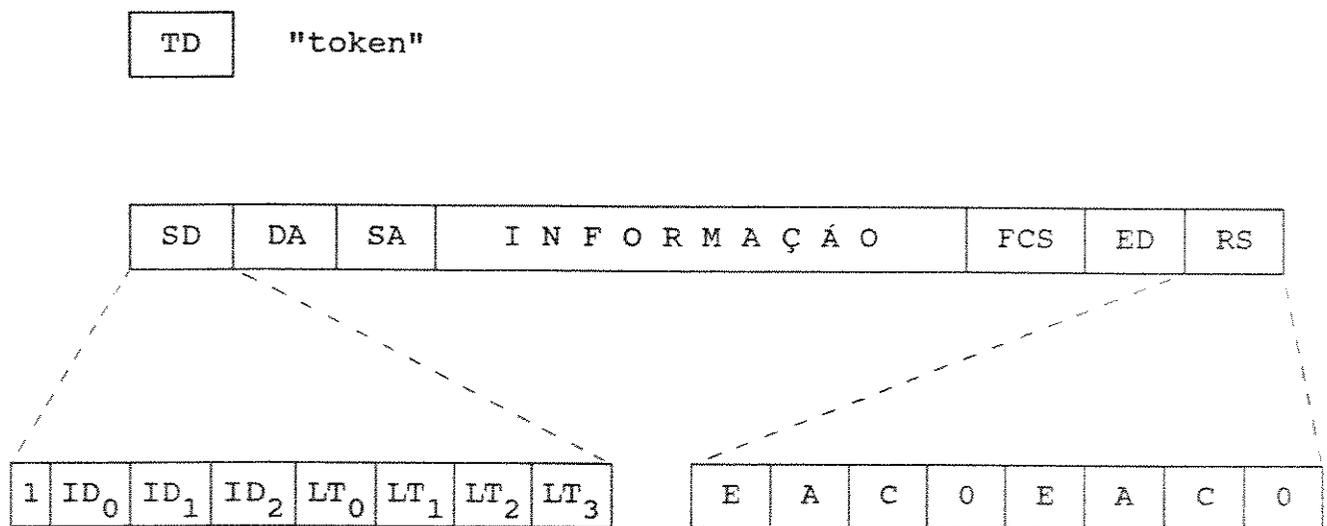
- (9) Arquitetura: distribuída.
- (10) Método de acesso ao meio: passagem de permissão.
- (11) Taxa média de erros: menor que  $10^{-9}$ .
- (12) Número máximo de nós de comunicação: 255.
- (13) Número de terminais/nó: 16.
- (14) Tolerância às falhas: não especificada.
- (15) Esquema de codificação em banda básica: CMI.
- (16) Tipo de fibra óptica: índice gradual.
- (17) Diâmetro do núcleo da fibra: não-especificado.
- (18) Diâmetro externo da fibra: não especificado.
- (19) Janelas de transmissão da fibra: 7800 Å e 8800 Å.
- (20) Tipo de dispositivo emissor de luz: LED.
- (21) Comprimento de onda do dispositivo emissor de luz: não especificado.
- (22) Potência do dispositivo emissor de luz: não especificado.
- (23) Tipo de fotodetector: PIN.
- (24) Sensibilidade do fotodetector: não-especificada.
- (25) Comprimento de onda do fotodetector: não-especificado.
- (26) Características dos acopladores ópticos: não-especificado.
- (27) Dispositivos de proteção de enlace óptico: "loopback" e "optical by-pass".

A rede PANA-LAN utiliza a formatação de pacotes mostrada na Figura 4.10 a seguir.

A permissão ou ficha é composta somente de um delimitador (TD). Um pacote de dados consiste de três partes: o cabeçalho, que contém o delimitador inicial (SD), endereço de destinatário (DA), e o endereço de remetente (SA); os dados; e a

cauda, que contém a seqüência de detecção de erros (FCS), o delimitador final (ED), e o campo de resposta. Um delimitador (CVR) é usado para distinguir entre pacotes de dados e de controle. O campo de identificação ( $ID_{0\sim1}$ ), é usado para a identificação de delimitadores. O campo ( $LT_{0\sim3}$ ) serve para controlar a remoção de pacotes do anel após completarem uma volta.

O campo de resposta possui um bit (A), que indica ao nó



TD, SD, ED ≡ delimitadores  
 DA ≡ endereço destinatário  
 SA ≡ endereço remetente  
 FCS ≡ "Frame Check Sequence"

RS ≡ resposta  
 E ≡ indicador de erro  
 C ≡ indicador de endereço  
 LT's ≡ indicador de tempo de vida

Fig. 4.10 - Formatação de pacotes na rede PANA-LAN [82].

remetente a existência do nó destinatário. O bit (C) indica a recepção de um pacote de dados pelo nó destinatário, e o bit (E) indica que o pacote recebido apresentou erro. A seqüência de detecção de erros (FCS) é um código cíclico, com polinômio gerador CRC-16 padronizado pelo CCITT,  $G(x) = x^{16} + x^{12} + x^5 + 1$ .

Os sinais de voz são digitalizados através de PCM a 64 kbps e transmitidos em pacotes de comprimento fixo de 1 kbit, os quais representam períodos de atividade do sinal de voz. A memória temporária (buffer) de voz é projetada para armazenar até 50 ms de sinal de voz e a perda admissível de pacotes de voz é de até 1% no máximo.

#### 4.4.6.2 A Rede Local PHILAN

A rede PHILAN é uma rede local experimental com fibras ópticas em desenvolvimento nos laboratórios de pesquisa da empresa Philips, na Holanda [90,95]. A Figura 4.11 ilustra a configuração adotada na rede PHILAN, a qual tem topologia híbrida denominada estrela-anel. Esta denominação advém do fato de que a um anel central conectam-se vários anéis secundários. No anel central circulam quadros com 125  $\mu$ s de duração, os quais são divididos em campos e cada um deles associado a um anel secundário, conforme mostrado na Figura 4.12.

Para oferecer serviços integrados de voz e dados, a rede PHILAN utiliza comutação de circuitos e de pacotes, respectivamente. Para o tráfego comutado em circuitos, o usuário pode contar com canais "full duplex", com capacidades múltiplas de

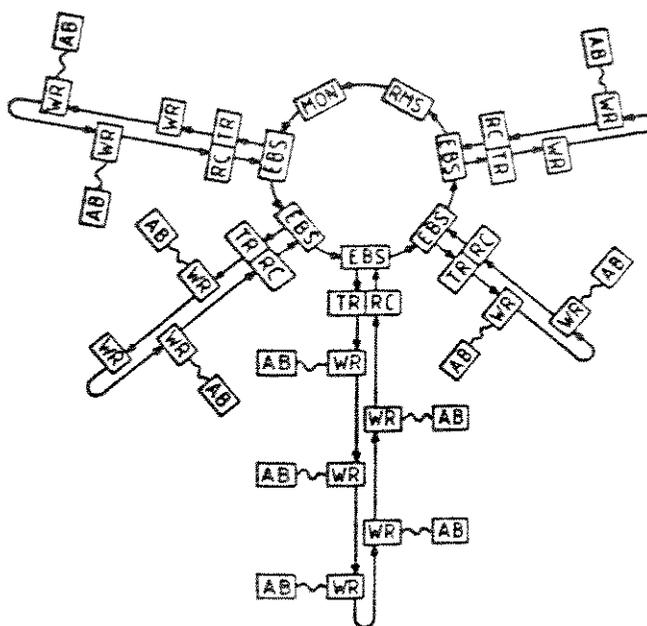


Fig. 4.11 - Configuração da Rede PHILAN [95].

64 kbps, até o total de 2,048 Mbps. Também no caso de tráfego comutado em pacotes, o usuário pode contar com uma pluralidade de canais, de forma que várias transmissões poderão ocorrer em paralelo. A alocação de canais às estações é realizada por meio de identificadores circulantes de canais livres.

Conforme pode ser observado na Figura 4.11, o anel central da rede PHILAN consiste de um monitor de rede (MON), uma estação de gerência da rede (RMS) e várias combinações de anel secundário com dispositivos de proteção "optical by-pass" (EBS), interligados por enlaces ópticos. Cada anel secundário pode atender até 10 estações.

O anel central segmentado foi utilizado para resolver o

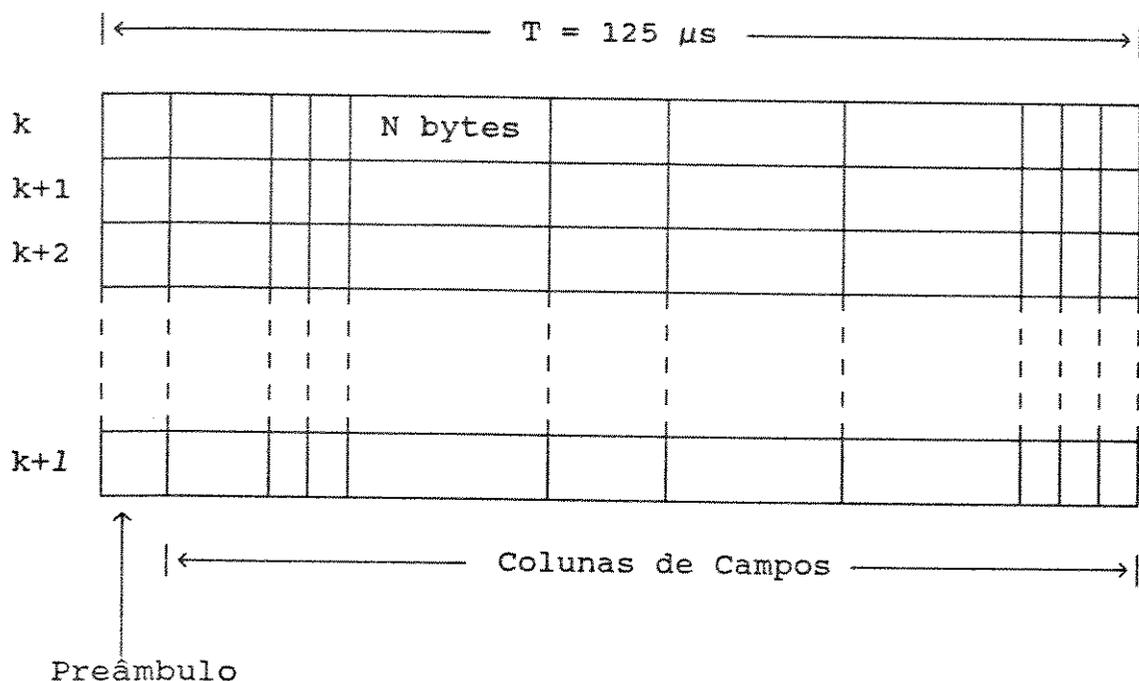


Fig.4.12 - Seqüência de quadros na Rede PHILAN [95].

problema que surge quando as estações devem ser isoladas por dispositivos de proteção. Neste caso, para um anel de grande comprimento, a potência óptica estabelecida inicialmente poderia não ser suficiente para oferecer uma relação sinal/ruído satisfatória. Com a reconfiguração da rede perde-se um repetidor e acrescenta-se a atenuação do dispositivo de proteção do novo trecho em fibras ópticas. Porém, com o anel central segmentado, o módulo (EBS), pode detectar a perda de sincronismo causada por falha em seu anel secundário e, subsequentemente, isolá-lo. Assim, o restante da rede permanece em operação normal.

Cada um dos quadros mostrados na seqüência de quadros da Figura 4.12, tem um período de  $125 \mu s$ , sendo subdividido em campos

com vários comprimentos. Uma dada "coluna" de campos pode ser associada a um dos anéis secundários. Assim, com campos de N bytes a cada 125  $\mu$ s, um anel secundário terá a capacidade de N x 64 kbps. Além disso, cada anel secundário apresenta todas as propriedades da topologia em anel.

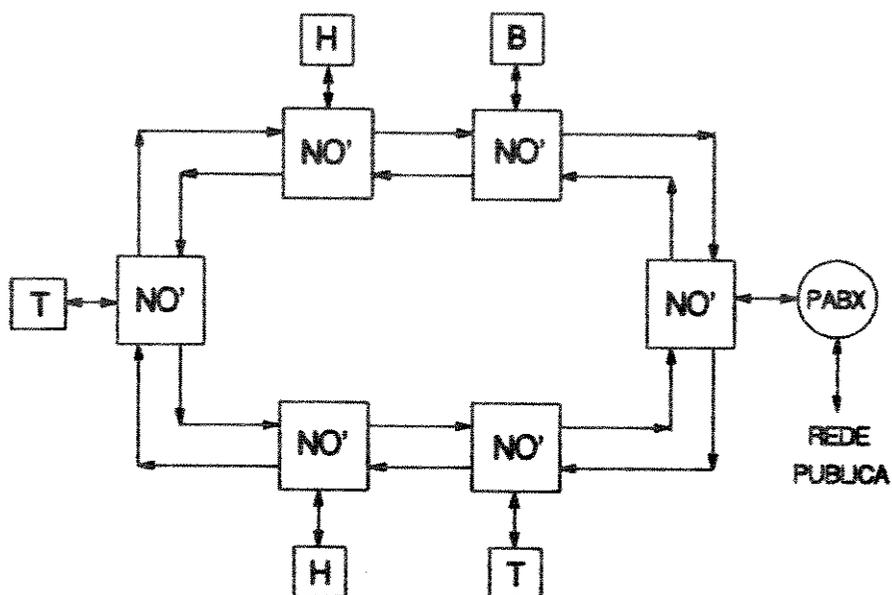
#### 4.4.6.3 A Rede Local OIN-GTE

A rede OIN (Office Information Network), é uma rede local com fibras ópticas em desenvolvimento pela empresa GTE nos EUA [44], capaz de atender aplicações na área de automação de escritórios. A rede OIN integra a transmissão de voz, dados e vídeo (até 2 Mbps), utilizando a taxa de transmissão de 80 Mbps. A configuração em duplo anel mostrada na Figura 4.13, permite, juntamente com um mecanismo automático de isolação e desvio de nós de comunicação em pane, aumentar a confiabilidade da sub-rede de comunicação.

O número máximo de nós de comunicação que a rede OIN pode suportar é igual a 62. Se um número maior de nós de comunicação for necessário, cada um dos nós de comunicação é projetado de maneira a facilitar sua conexão com até quatro outras redes OIN de expansão.

A rede OIN utiliza um protocolo de acesso do tipo "slotted ring", e pelos dois anéis da rede circulam sincronizadamente, quadros de 125  $\mu$ s com 32 "slots" cada.

Um dos nós da rede é designado nó-mestre. Em caso de pane, qualquer outro nó da rede pode servir como nó-mestre, e



**B = Banco de dados**  
**T = Telefone**  
**H = "Host"**

Fig. 4.13 - Configuração típica da Rede OIN-GTE [44].

substituir o nó inicialmente designado. A cada  $125 \mu s$ , o nó mestre gera um quadro com 32 "slots", os quais podem transportar pacotes. A estrutura de quadro e pacotes utilizada na rede OIN é mostrada na Figura 4.14.

Para simplificar a sincronização e evitar "jitter", a duração de um pacote corresponde ao tempo necessário para que um bit complete uma volta pelo anel. A cada pacote foi acrescentado um bit que informa às estações se o mesmo transporta ou não informação.

Se um nó qualquer da rede tem um pacote para ser transmitido, ele aguarda a passagem de um "slot" vazio e com um nível de reserva compatível com o nível de prioridade do pacote de

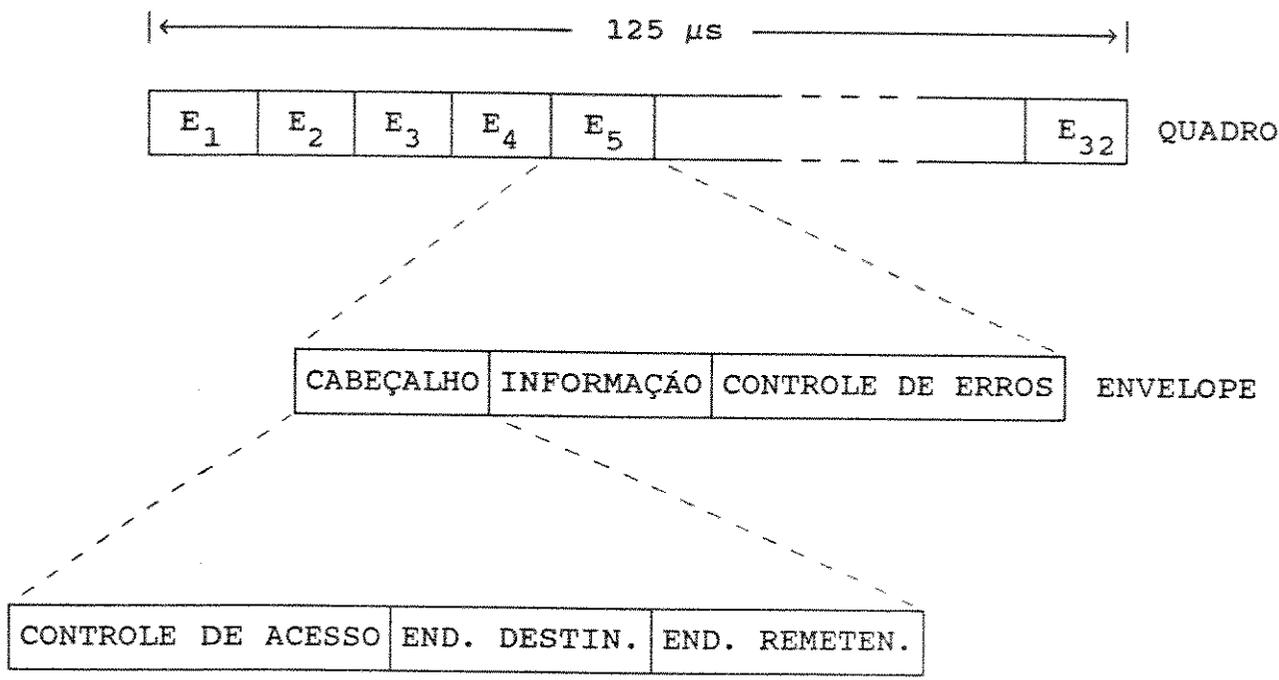


Fig. 4.14 - Estruturas de quadros e pacotes da Rede OIN [44].

informação a ser transmitido. Quando essa condição é satisfeita, o nó remetente insere o pacote de dados formatado no "slot" e o sinaliza como cheio. Cada um dos nós da rede examina os campos de endereçamento dos pacotes cheios no anel. Se um nó detectar o seu endereço, as informações são removidas e a condição de pacote vazio restaurada.

A rede OIN utiliza um procedimento de alocação de banda de passagem que possibilita garantir esse recurso para o tráfego em tempo real, tratamento preferencial para serviços de prioridade mais alta e vazão mínima para o tráfego de menor prioridade. O nó-mestre é responsável pela alocação de banda de passagem na rede. As solicitações de tráfego são encaminhadas ao nó-mestre

pelos usuários, o qual concede banda de passagem de acordo com a disponibilidade momentânea, nível de prioridade do serviço e da banda de passagem reservada àquela classe de tráfego. O nó-mestre retorna ao nó solicitante uma mensagem informando sobre as condições de atendimento e atualiza tabelas internas de tráfego e nível de reserva.

#### 4.4.6.4 A Rede Local IBM com Fibras Ópticas.

A rede local IBM (Zurich) descrita na Seção 2.4.4 foi inicialmente projetada para operar com a velocidade de 4 Mbps, utilizando o mecanismo de acesso com passagem de permissão e topologia em anel [27]. A fim de atender a demanda de aplicações que requerem elevados valores de banda de passagem, foi acrescentado um segundo anel em fibras ópticas à rede original, o qual opera a 100 Mbps [91].

Nesta rede dual, o anel que opera a 4 Mbps transfere as informações de controle de acesso de ambas as redes. Assim, as estações de alta velocidade são conectadas às duas redes, conforme mostrado na Figura 4.15, a qual ilustra esta configuração de rede local dual.

Os nós de comunicação da rede de alta velocidade (AC-N), são interconectados por fibras ópticas. As estações são ligadas a cada AC-N através de enlaces "full-duplex" de fibras ópticas e acopladores estrela-passivo.

O protocolo de acesso da rede de alta velocidade garante que somente uma estação de cada vez obtenha autorização para

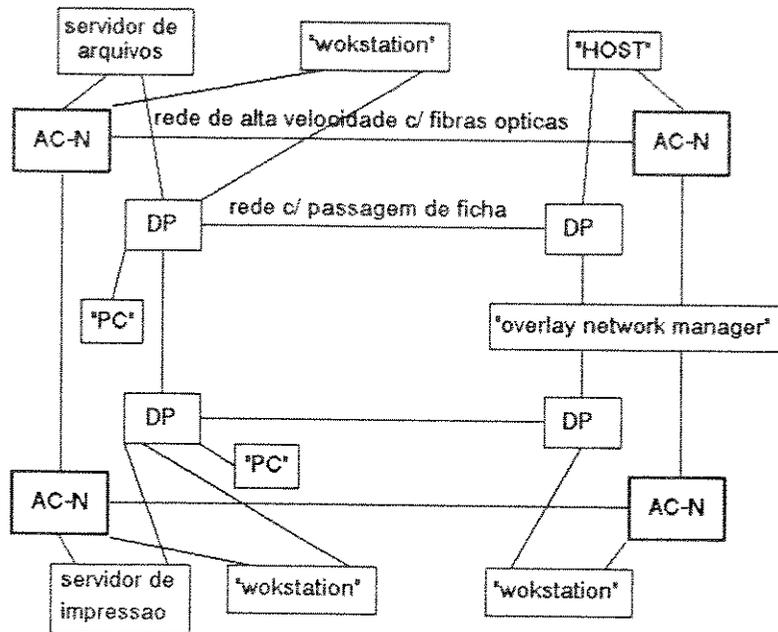


Fig. 4.15 - Configuração da Rede Local IBM (Zurich) com fibras ópticas [91].

transmitir. As estações de usuários e a estação OMN trocam entre elas, os quadros de acesso ao meio que são datagramas de curta duração contendo informações relacionadas com o gerenciamento da rede dual.

O quadro básico de transmissão é mostrado na Figura 4.16. O primeiro campo é denominado preâmbulo e contém uma palavra de sincronismo. Os delimitadores (DEL) incluem informações de sincronismo ao nível das mensagens. Uma seqüência padrão de canal vazio é utilizada para sincronismo de quadro.

A codificação de linha adotada baseia-se no código 8B/10B, o qual oferece uma capacidade inerente de detecção de erros [94]. A probabilidade de erro no anel óptico combinada com a taxa de erros que o código 8B/10B possibilita, resulta em uma taxa

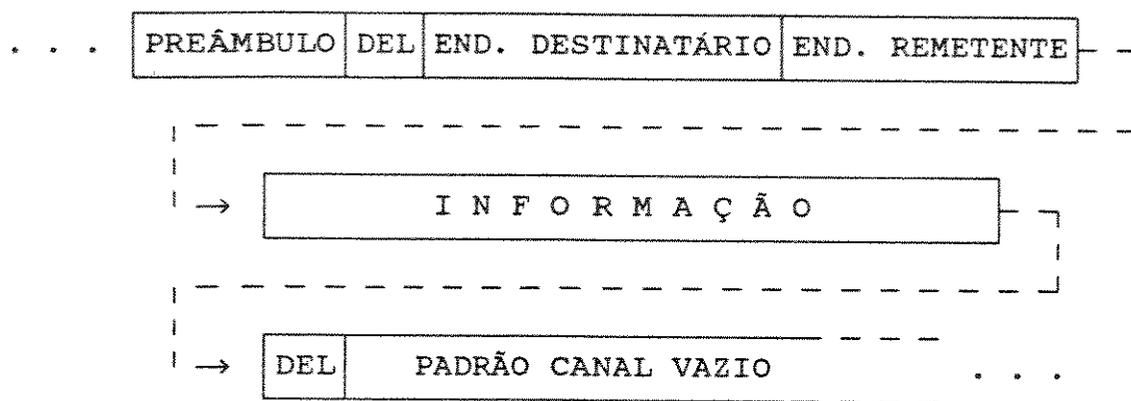


Fig. 4.16 - Quadro da Rede Local IBM com fibras ópticas [91].

de erros final menor que  $10^{-11}$  na rede de alta velocidade.

#### 4.5 PROTOCOLOS DE ACESSO PARA REDES LOCAIS COM FIBRAS ÓPTICAS

As fibras ópticas não impõem por si só restrições quanto à técnica de controle de acesso ao meio a ser adotada numa rede local. Entretanto, os métodos de acesso são normalmente desenvolvidos para serem utilizados com uma dada estrutura topológica, tipo específico de tráfego e método de sincronização. Assim, um determinado método de acesso apresenta desempenho que varia consideravelmente com a velocidade de transmissão e com o tipo de tráfego na rede. Isso tem estimulado o desenvolvimento de novos métodos de acesso melhor adaptados às altas taxas de transmissão permitidas pelas fibras ópticas, bem como ao tráfego resultante da integração de serviços.

Em termos de redes locais com estrutura topológica em

barramento, os métodos de acesso, em geral, mais utilizados são:

- (a) CSMA/CD: caracterizado pela aleatoriedade no acesso ao meio, apresenta um desempenho que varia consideravelmente com a velocidade de transmissão e tipo de tráfego [41,45,100,102];
- (b) Passagem de Permissão: caracterizado pelo determinismo no acesso das estações ao meio, que o torna relativamente transparente às variações de tráfego em tempo real, tais como: voz digitalizada, controle de processos, etc. Porém, este tipo de mecanismo de acesso também apresenta inconvenientes, tais como: o tempo requerido para o processamento da permissão em cada nó de comunicação acrescido do tempo de propagação da mesma na rede. Isso reduz a eficiência deste método de acesso em velocidades mais elevadas [100,103].
- (c) DAMA ("Demand Assignment Multiple Access"): são métodos de acesso que utilizam passagem de permissão implícita, como por exemplo, os utilizados nas redes FASNET [97], U-NET [98], EXPRESSNET [47], etc. Estes métodos foram pormenorizadamente analisados por Fine e Tobagi [98]. Alguns deles foram desenvolvidos para uso em redes locais com fibras ópticas e são candidatos potenciais para uso em redes de alta velocidade.

Com relação às redes locais com estrutura topológica básica em anel, têm-se também três grupos de métodos de acesso, que são:

- (d) Passagem de Permissão: apresentam as mesmas vantagens e desvantagens que as apresentadas pelas redes configuradas em barramento. Entretanto, devido às ligações ponto-a-ponto nas redes em anel, a distância máxima entre os nós de comunicação pode ser maior que no primeiro caso, bem como o número máximo de estações na rede. Isso faz com que o método de acesso com passagem de permissão em anel seja potencialmente candidato ao uso em redes locais com fibras ópticas. Exemplos de protocolos passagem de permissão são: IEEE 802 Token Ring [21] e o ANSI FDDI [20]. O protocolo IEEE 802 Token Ring apresenta problemas em aplicações onde o tempo gasto com a passagem de permissão causa inconvenientes (principalmente em altas velocidades).
- (e) TDMA "slotted ring": este método emprega o mesmo conceito da passagem de permissão em anel, mas de maneira implícita. O protocolo de acesso Anel de Cambridge [17,26] e Anel de Orwell [99] baseiam-se neste método.
- (f) Inserção de Registrador: a complexidade de implementação e os custos elevados das interfaces ou nós de comunicação, bem como a necessidade de tratar de problemas específicos, tais como, mensagens transmitidas que não retornam, etc., fazem com que este método seja, em geral, desconsiderado para uso em redes locais com fibras ópticas [100].

Com relação às topologias em estrela passiva e ativa com método de acesso CSMA/CD, as limitações deste método de acesso, os custos e a complexidade de implementação relegam estas topologias

a um segundo plano.

Do acima exposto conclui-se que os protocolos de acesso mais promissores para uso em redes locais com fibras ópticas pertencem aos grupos: DAMA, passagem de permissão em anel (conforme proposto para uso em FDDI) e TDMA "slotted ring".

#### 4.5.1 - Análise Comparativa de Desempenho de Protocolos de Acesso para Redes Locais com Fibras Ópticas.

Para o estudo das diferenças em desempenho de alguns protocolos mencionados na Seção 4.5, considera-se que a maioria deles já foi suficientemente descrita e analisada nas referências [6,47,96,97,98,100,118,119,120,122]. Assim, optou-se pela utilização das equações de desempenho apresentadas nestas referências, exceto para o protocolo Anel de Cambridge, as quais foram aqui elaboradas. Para tanto, considera-se ainda os seguintes parâmetros:

T = taxa de transmissão;

B = número de bits de informação em cada pacote;

E = tempo efetivo de transmissão de pacote;

O = "overhead" em um pacote devido às informações de controle e delimitadores usados em métodos assíncronos de acesso;

P = comprimento do preâmbulo para métodos assíncronos;

Q = "overhead" em um pacote devido às informações de controle e aos delimitadores em métodos síncronos de acesso;

$\alpha$  = tempo máximo necessário para a detecção da ausência ou

presença de condições para transmitir ("slot" vazio, p.ex.);

$\beta$  = tempo máximo necessário para um nó cessar ou iniciar uma nova transmissão;

$\gamma$  = tempo gasto por uma estação para detectar e reagir à chegada de um pacote.

$\eta$  = tempo total gasto por um nó para detectar e reagir às condições do meio de transmissão;

$\tau$  = tempo de propagação de um sinal partindo da primeira estação até à última estação no barramento ou anel;

$\tau_{ij}$  = tempo de propagação entre as estações  $E_i$  e  $E_j$ ;

$\theta$  = tempo que uma estação no estado "Espera Para Transmitir" (EPT) aguarda antes de começar sua transmissão, quando o método prevê acesso cíclico das estações;

$K$  = índice da primeira estação no ciclo de estações no estado EPT;

$N$  = número de estações da rede;

$M$  = número de estações no estado EPT;

$L$  = atraso/nó de comunicação;

$S$  = número de "slots";

$g$  = duração do "gap" entre quadros sucessivos;

$q$  = comprimento do indicador de início de quadro.

A comparação de desempenho entre os métodos de acesso será feita com base nos seguintes parâmetros:

$I(N,M)$  = Intervalo de tempo entre dois acessos consecutivos ao meio para a transmissão de pacote(s) de uma mensagem;

$R(N,M)$  = Relação entre o tempo gasto para a transmissão de bits de informação e o tempo total (consiste dos bits de

informação e "overhead", do atraso de propagação e tempo de "gap") = Grau de Utilização da Rede - GUR.

Considera-se ainda que todos os pacotes que circulam pela rede têm o mesmo comprimento em bits e que  $M < N$ .

#### 4.5.1.1 Grupo DAMA.

Os protocolos do grupo DAMA estão descritos nas Referências [98,99,114,116]. Estes protocolos foram na sua maioria desenvolvidos para estruturas topológicas em barramento passivo, embora possam ser adaptados para estruturas em anel ou barramento ativo. As configurações de rede sobre as quais os métodos de acesso DAMA operam podem ser classificadas em três grupos:

- (a) sistemas com barramentos unidirecionais;
- (b) sistemas com barramentos bidirecionais;
- (c) sistemas com barramentos bidirecionais e controle independente.

Os sistemas com barramentos unidirecionais são implementados através de um par de barras de fibras ópticas, às quais as estações se conectam através de "taps" ópticos. Os esquemas de acesso organizam o tráfego em quadros, durante os quais todas as estações têm direito de acesso ao meio. Nos esquemas apresentados na Referência [98], as estações podem transmitir somente um pacote a cada quadro.

Para efeito de análise de desempenho considera-se os

seguintes protocolos de acesso do grupo DAMA: L-EXPRESSNET [100], FASNET [97], EXPRESSNET [47], LION [107] e MAP [100] (não deve ser confundido com o protocolo MAP para automação de manufatura da General Motors-USA). Fine e Tobagi na Referência [98] descreveram e realizaram avaliações de desempenho destes métodos. As equações resultantes adaptadas para uma comparação de desempenho com outros protocolos, em termos de  $I(N,M)$  e  $R(N,M)$ , estão reunidas na Tabela 4.2 a seguir.

#### 4.5.1.2 Outros Protocolos

O protocolo FDDI foi descrito na Referência [20] e analisado nas Referências [28] e [100]. O protocolo Anel de Cambridge foi descrito na Seção 2.4.3 e, apresenta-se a seguir, uma análise de desempenho que permitirá compará-lo com os demais protocolos acima mencionados.

Considera-se aqui a versão básica do protocolo Anel de Cambridge. Além disso, considera-se que as estações sejam tecnicamente capazes de utilizar "slots" vazios imediatamente seguintes aos que acabaram de ser esvaziados e que cada estação utilize um registrador de deslocamento em série com o anel (atraso/estação). A seguir, apresenta-se na Figura 4.17, um diagrama espaço-temporal deste protocolo para  $N = 6$ ,  $M = 3$  ( $E_2, E_3, E_5$ ),  $S = 3$ ,  $g = 0$  e duas voltas pelo anel. O eixo vertical representa a região do anel onde um dado "slot" estará em determinado instante.

Define-se  $r_s$  como o tempo gasto por um "slot" para uma

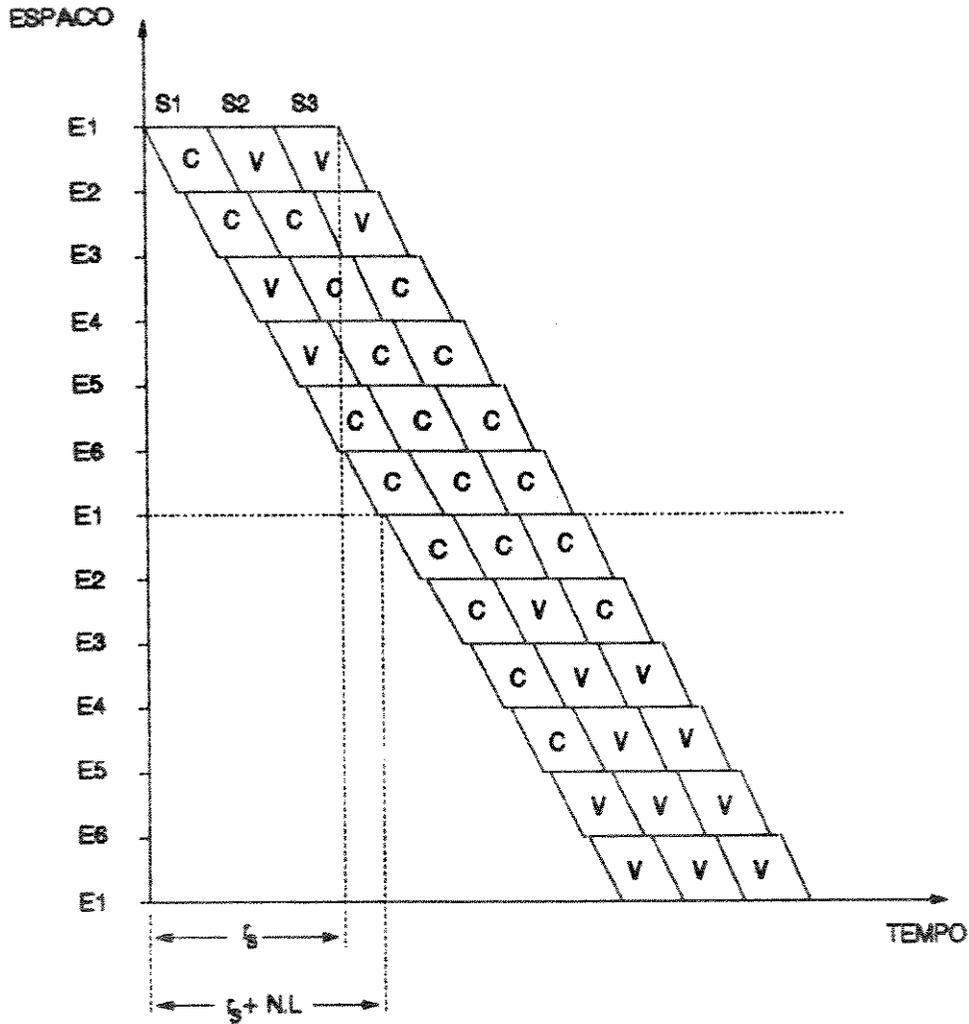


Fig. 4.17 - Diagrama espaço-temporal para o protocolo Anel de Cambridge.

rotação completa pelo anel e supõe-se que  $M \geq S$ .

De acordo com o protocolo de acesso Anel de Cambridge, uma estação qualquer que tenha um pacote para transmitir pode utilizar um mesmo "slot" a cada  $(M + 1) \cdot r_s$ . Para  $S$  "slots" no anel, o tempo médio entre dois acessos consecutivos ( $t_{ac}$ ) de uma

estação no estado EPT é dado por:

$$t_{ac} = \frac{(M + 1) \cdot r_s}{S} \quad (4.4)$$

Se a duração do campo de informação (em termos de bits) de um mini-pacote (pacote simplificado), é igual a  $W$  bits, então um pacote de  $D$  bits somente poderá ser transmitido por meio de  $n = D/W$  "slots", onde o valor de  $n$  deve ser inteiro, ou aproximado para valor inteiro.

De acordo com as definições apresentadas e o diagrama da Figura 4.17, tem-se:

$$r_s = S \cdot (W + O) + g \quad (4.5)$$

O valor de  $I(N,M)$  é dado por:

$$I(N,M) = \frac{(M + 1) \cdot r_s}{S} \cdot n \quad (4.6)$$

De acordo com a definição de  $R(N,M)$ , tem-se que

$$R(N,M) = \frac{W \cdot S \cdot M \cdot E}{(M+1) \cdot r_s \cdot D} \quad (4.7)$$

Realiza-se, a seguir, uma comparação de desempenho entre os protocolos de acesso selecionados. Os valores adotados para os parâmetros da Tabela 4.2 são os usuais nas redes locais que estão em operação e/ou desenvolvimento atualmente e, são os seguintes:

T = 40 Mbps  
E = 4.096 bits  
O = 168 bits  
P = 32 bits  
Q = 32 bits  
 $\gamma$  = 12 bits  
 $\phi$  = 4 bits (protocolos que escalonam o próximo acesso)  
S = 1 "slot"  
g = 0 segundos (Anel de Cambridge)  
N = 50 estações;  
M = 25 estações;  
L = 16 bits;  
t = 512 bits;  
p = 16 bits (preâmbulo no FDDI);  
q = 8 bits (indicador de início de quadro no LION);  
Comprimento de barramento = 2 km;  
Comprimento de anel = 3 km.

A Figura 4.18 apresenta curvas relativas ao grau de utilização da rede vs. o seu número de estações. Alguns protocolos apresentam resultados independentes do número de estações (FASNET, EXPRESSNET, MAP e ANEL DE CAMBRIDGE). Isto se deve ao fato de que o intervalo de tempo entre pacotes transmitidos pela rede independe do número de estações que a rede possui.

Os demais protocolos apresentam ligeiro decréscimo na eficiência quando o número de estações aumenta. Conforme abordado na Seção 4.4, as redes locais baseadas em configurações passivas

Tabela 4.2 - Equações de desempenho para os protocolos de acesso estudados.

<u>PROCOLO:</u>	<u>I(M,N) =</u>	<u>R(M,N) =</u>
L-EXPRESSNET	$M.(E+O+P)+2\tau + N.\gamma + 2(K-1) + \phi + \gamma$	$M.E/I(N,M)$
FASNET	$M.(E+Q) + [ 2.\{P/2 + 1\}.E ]$ onde {x} é a parte inteira de x.	$M.E/I(N,M)$
EXPRESNET e MAP	$M.(E + O + P + 2.\gamma) + 2.P + \gamma$	$M.E/I(N,M)$
FDDI	$M.(E + O + P) + \tau + N.L$	$M.E/I(N,M)$
LION	$M.(E + O + P + \phi) + 2\tau + N\gamma + q + \gamma$	$M.E/I(N,M)$
ANEL DE CAMBRIDGE	$(M + 1).[S.(W + O) + g].(S.W)^{-1}$	$M.E/I(N,M)$

tem o número máximo de estações na rede limitado principalmente pela tecnologia de acopladores ópticos disponível atualmente.

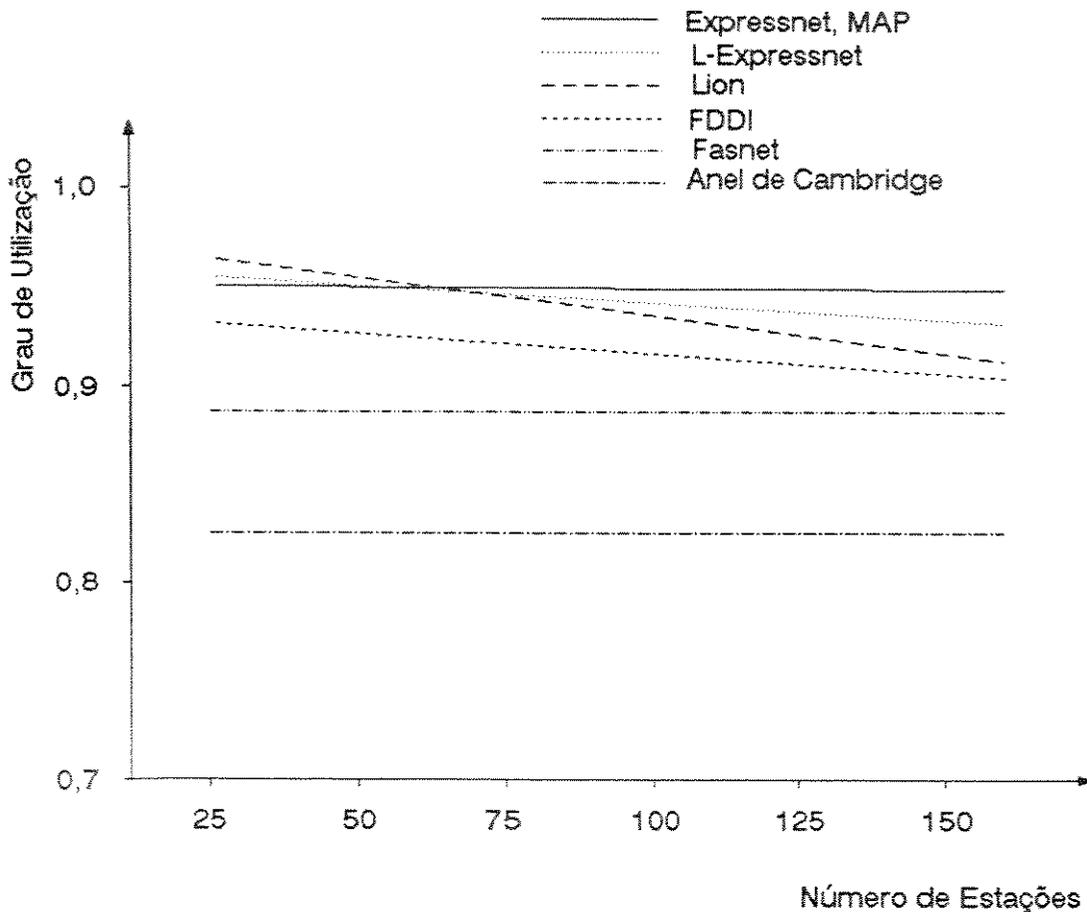


Fig. 4.18 - Grau de utilização da rede vs. número de estações.

O comportamento dos protocolos selecionados frente ao comprimento do meio de transmissão é mostrado na Figura 4.19. Os protocolos de acesso LION, FDDI, L-EXPRESSNET, EXPRESSNET e MAP, apresentam graus de utilização que decrescem de maneira aproximadamente linear com o aumento do comprimento do meio de transmissão. Isto se deve ao fato de que com o aumento do comprimento do meio de transmissão, a relação  $\tau/E$  aumenta, ou seja, o tempo necessário para que a permissão implícita utilizada nos protocolos DAMA alcance todas as estações aumenta com o

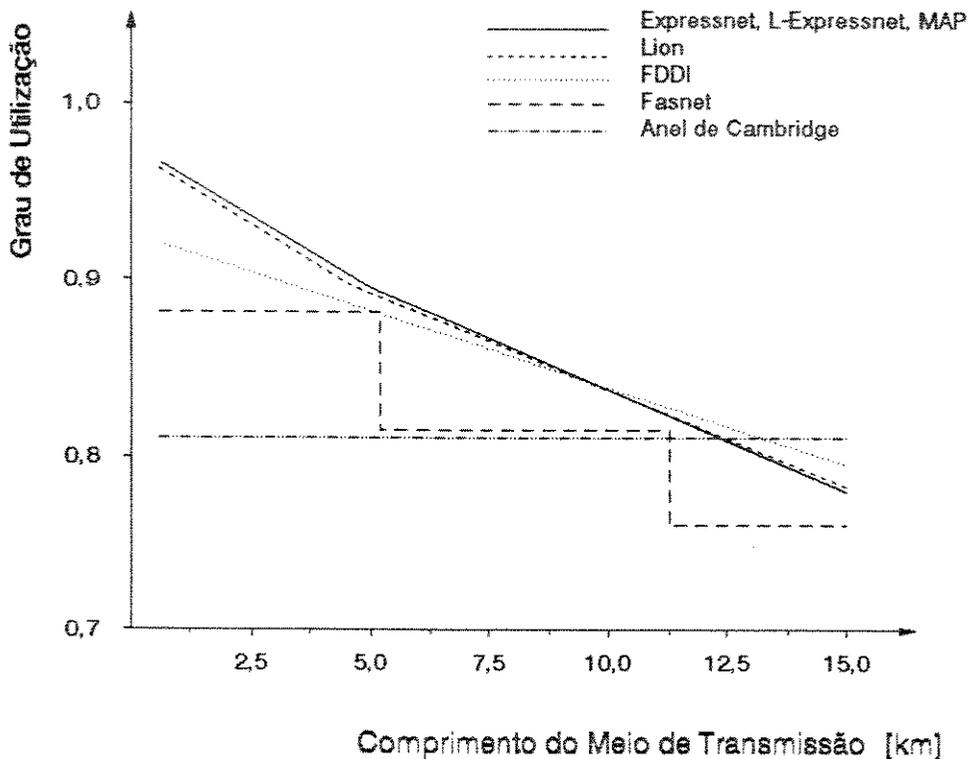


Fig. 4.19 - Grau de utilização da rede vs. comprimento do meio de transmissão.

aumento do comprimento do meio de transmissão. O protocolo ANEL DE CAMBRIDGE apresenta um comportamento interessante que é a sua independência do grau de utilização com as variações no comprimento do meio de transmissão. O melhor desempenho global é apresentado pelo protocolo FDDI.

O grau de utilização vs. a velocidade de transmissão é mostrado na Figura 4.20. O comportamento é bastante semelhante ao da Figura 4.19, uma vez que a velocidade de transmissão também depende da relação  $\tau/E$ .

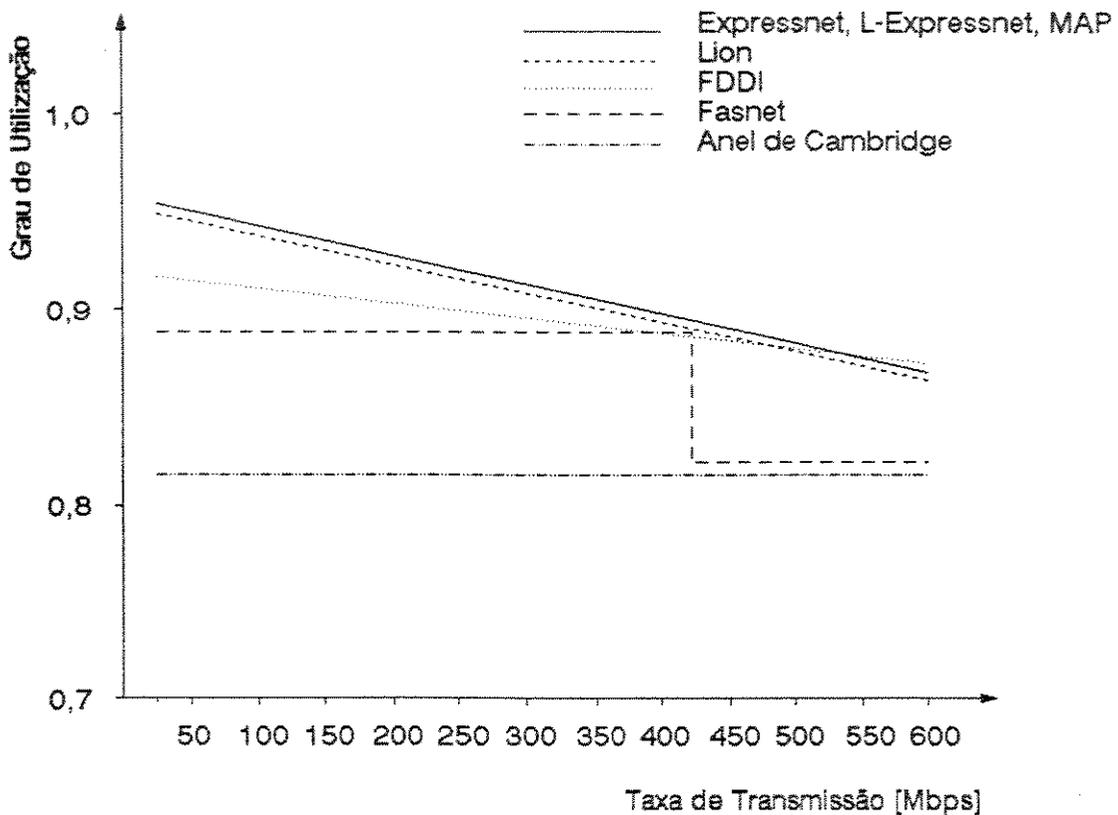


Fig. 4.20 - Grau de utilização vs. taxa de transmissão.

#### 4.6 COMENTÁRIOS

Apresentou-se, neste capítulo, além de alguns pontos relevantes da tecnologia de transmissão por fibras ópticas, as fibras ópticas de plástico que representam uma alternativa econômica e eficiente para as redes locais destinadas à automação de escritórios, os problemas referentes à incorporação da tecnologia de fibras ópticas nas redes locais e algumas das soluções possíveis, uma seleção de protocolos de acesso adequados à implementação de redes locais com fibras ópticas e uma análise

comparativa do desempenho desses protocolos.

A análise de desempenho apresentada baseou-se em um modelo simplificado para o protocolo Anel de Cambridge e em resultados disponíveis na literatura para os demais protocolos. A análise mostrou que diversos protocolos de acesso estão aptos a permitir que se usufrua as vantagens que as fibras ópticas podem oferecer como meio de transmissão em redes locais. Entretanto, a eficiência de um protocolo de acesso dependerá particularmente do tipo de tráfego, do projeto e da implementação do sistema.

## CAPÍTULO 5

### PROPOSTA DE UM MÉTODO DE ACESSO PARA REDE LOCAL COM FIBRAS ÓPTICAS E INTEGRAÇÃO DE VOZ E DADOS

#### 5.1 INTRODUÇÃO

Neste capítulo, apresenta-se uma proposta de método de controle de acesso ao meio para a RALFO (Rede de Área Local com Fibras Ópticas). Em desenvolvimento no Departamento de Telemática da UNICAMP, a RALFO é uma rede local com fibras ópticas de plástico e integração de serviços de voz e dados. O Capítulo 7 é dedicado a apresentação desta rede e aos detalhes de sua implementação.

O desenvolvimento dos métodos de acesso que possibilitam a integração de voz e dados em redes locais de computadores vem recebendo muita atenção nos últimos anos. Isto se deve ao fato de que as redes locais atualmente disponíveis no mercado utilizam métodos de acesso originalmente desenvolvidos para a execução de tarefas típicas de um sistema de computação e pertinentes ao tráfego de dados, tais como: transferências de arquivos e processamento de transações. Porém, num sistema com integração de

serviços de voz e dados tem-se que considerar que cada uma dessas aplicações tem características e requisitos diferentes entre si. Conforme abordado no Capítulo 3, por um lado, os sinais de voz são caracterizados pela redundância implícita que não requer nenhum tipo de controle de erros, pela tolerância à determinados níveis de perdas sem causar degradação perceptível à inteligibilidade do sinal de voz reproduzido, pela alternância entre surtos de voz e intervalos de silêncio e pela exigência de um atendimento praticamente em tempo real. Por outro lado, os sinais de dados em geral requerem tratamento de detecção e correção de erros, não toleram qualquer nível de perda de sinal, mas apresentam pouca ou nenhuma restrição quanto ao atraso máximo que podem tolerar e, além disso, podem ser armazenados em buffers para aguardar o instante mais oportuno de transmissão.

Considerando os aspectos acima citados, o fato de que o tempo de acesso ao meio de transmissão se constitui em um dos principais fatores a influenciar o desempenho de uma rede local e a necessidade de adequar o método de acesso ao meio de transmissão usando fibras ópticas, torna-se imprescindível a utilização de métodos adequadamente desenvolvidos para aplicações desta natureza. Neste capítulo, apresenta-se uma proposta de método de acesso para rede local com integração de voz e dados desenvolvido a partir de modificações introduzidas no método Anel de Cambridge utilizado no "Cambridge Digital Communication Ring" [17]. Este método foi escolhido porque se baseia no princípio "slotted ring", potencialmente bastante adequado ao tráfego de voz, bem como às redes locais com fibras ópticas [46]. Além disso, este método

distingue-se dos demais indicados para velocidades médias de transmissão, porque implementa um procedimento simplificado de reconhecimento ao nível da camada MAC, que possibilita a retransmissão de pacotes recebidos com erros e, tem também, a vantagem de permitir que vários nós da rede possam transmitir simultaneamente. Dessa forma, menores tempos de atraso de acesso ao meio de transmissão podem ser esperados. A eficiência deste método em comparação com os demais para redes configuradas em anel deve ser também destacada [100,115], sendo que esta é a topologia economicamente mais adequada para a implementação de redes locais utilizando a tecnologia atual de fibras ópticas.

Uma análise de desempenho do método de acesso proposto é apresentada no Capítulo 6. Uma simulação de rede local utilizando o método proposto é também apresentada e algumas alterações foram nele realizadas de forma a atender aos requisitos desejados.

A apresentação deste Capítulo está organizada da forma como se segue. A estrutura funcional adotada para a rede RALFO é apresentada na Seção 5.2, juntamente com as estruturas de quadro e envelope utilizadas. Na Seção 5.3 são estudadas algumas das características mais importantes do método de acesso Anel de Cambridge. Na Seção 5.4 são descritas ambas as versões do método de acesso proposto e, na Seção 5.5 são apresentados os comentários finais.

## 5.2 ESTRUTURA FUNCIONAL DA RALFO

### 5.2.1 A Configuração

A associação da tecnologia de redes locais com a tecnologia de fibras ópticas disponível atualmente traz consigo algumas limitações, dentre elas, a característica essencialmente unidirecional da transmissão neste meio. Este fato torna economicamente mais adequada a incorporação de fibras ópticas em redes locais configuradas em anel, que é uma topologia baseada em enlaces ponto-a-ponto. Porém, a topologia em anel apresenta baixa confiabilidade, uma vez que uma falha em qualquer um dos enlaces ou repetidores ativos da rede pode comprometer todo o sistema. Isso exige esforços na busca de estratégias para garantir um nível de confiabilidade satisfatório. Uma delas consiste no emprego de um certo grau de redundância em partes mais susceptíveis do sistema, de modo a permitir isolá-las em caso de falhas. A duplicação dos enlaces configurando um anel duplo, bem como o uso de técnicas de isolação ("by pass") nos repetidores dos nós de comunicação permitem que se consiga um certo grau de tolerância às falhas. Em virtude dessas características, a arquitetura adotada para a RALFO é a de rede local em duplo anel, conforme mostrado na Figura 5.1.

Sob a condição de falha em um dos enlaces, a reconfiguração da rede será estabelecida por meio de um caminho alternativo de retorno ("loopback"), que os nós de comunicação terão condições de criar. A Figura 5.2 ilustra esta operação, a

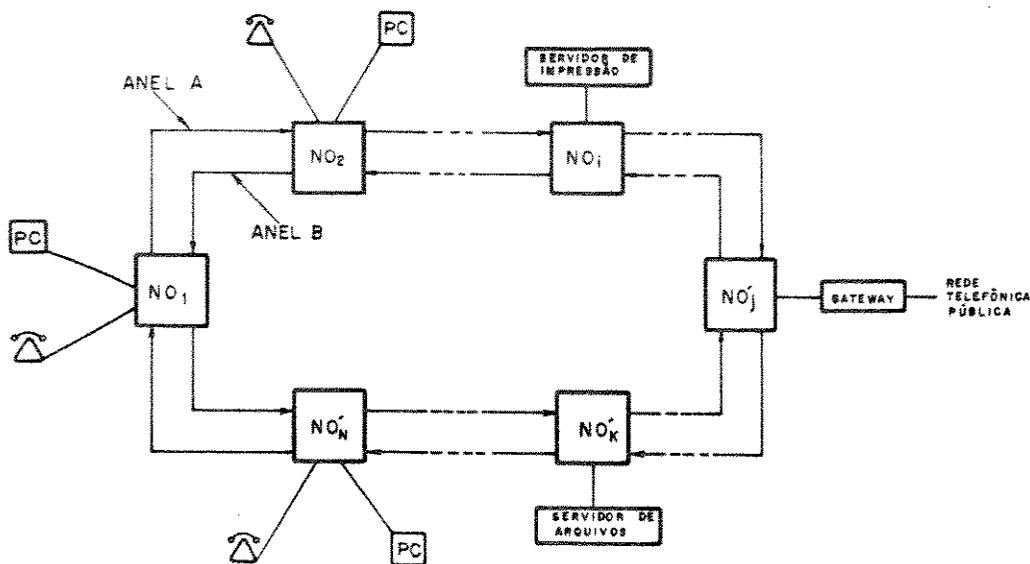


Fig. 5.1 - Arquitetura da rede local RALFO.

qual é desencadeada pelo próprio nó ao detectar sua desconexão do nó vizinho. No caso de falha em um nó de comunicação, aplica-se a técnica de isolamento ("by-pass").

Os parâmetros que caracterizam cada um dos anéis da rede mostrada na Figura 5.1, a serem considerados são:

- comprimento do suporte de transmissão (anel).....A [km]
- velocidade de propagação..... $\alpha$  [km/s]
- número de nós de comunicação ou estações...N [estações]
- velocidade de transmissão no anel.....R [bits/s]
- atraso por nó de comunicação.....d [bits/estação]

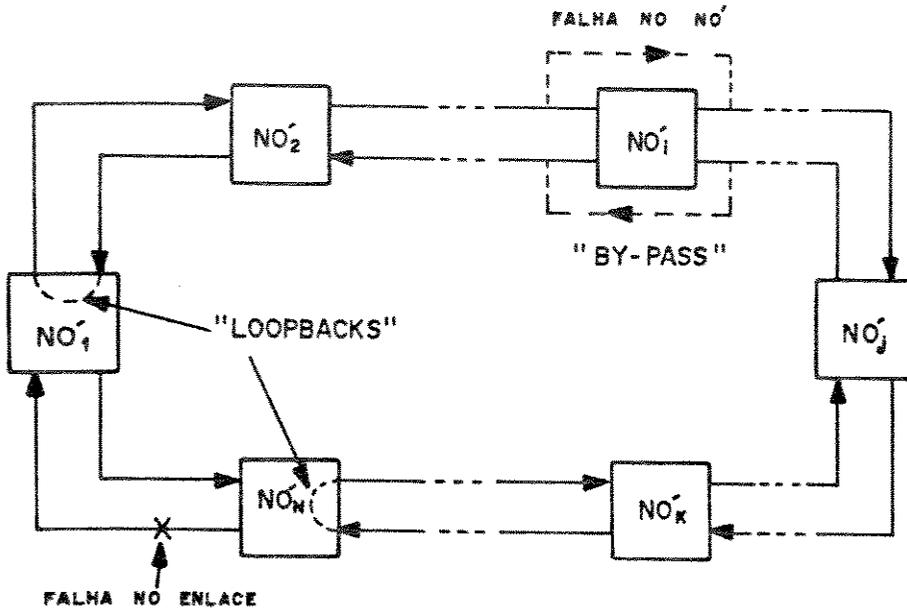


Fig. 5.2 - Reconfiguração da RALFO em caso de falha.

O tempo  $T$  que cada bit necessita para completar uma volta no anel é dado por:

$$T = \frac{A}{\alpha} + \frac{N \cdot d}{R} \quad (5.1)$$

O tempo  $T$  é dividido em um número inteiro de intervalos de tempo ou "slots", os quais são utilizados para a passagem de informações entre as estações da rede.

O número máximo de bits que um dos anéis pode conter, também denominado de memória do anel ( $M$ ), é dado por:

$$M = T \cdot R \quad (5.2)$$

Se cada "slot" pode conter um total de  $b$  bits, então o número  $S$  de "slots" que um anel pode conter é dado por:

$$S = \left\{ \frac{M}{b} \right\} \quad (5.3)$$

onde  $\{x\}$  é a parte inteira de  $x$ . Os bits restantes serão feitos iguais a "0" lógico e formarão um intervalo útil para sincronismo denominado "gap", cujo comprimento  $g$  em bits é dado por:

$$g = M - S.b \quad (5.4)$$

### 5.2.2 Estruturas de Quadro e Envelope

O serviço de voz (ligações telefônicas) requer a transmissão de sinalização necessária ao estabelecimento das várias fases de uma chamada telefônica. Para isso, mensagens de sinalização serão adequadamente codificadas e transmitidas seguindo-se o mesmo procedimento adotado para dados e, representarão as seguintes fases da ligação telefônica:

- (a) monofone fora do gancho;
- (b) espera tom de discar;
- (c) envia dígitos;
- (d) espera encaminhamento;
- (e) aguarda atendimento;
- (f) conversação.

A seguir, descreve-se duas versões de estruturas de quadro e de envelopes estudadas neste trabalho. Detalhes específicos serão discutidos na Seção 5.3.2.

### 5.2.2.1 Versão 1

Ao conjunto dos S "slots" acrescidos do "gap" denomina-se QUADRO. As mensagens a serem transmitidas através dos "slots" serão aqui formatadas em pacotes simplificados de b bits de comprimento denominados ENVELOPES. As estruturas de quadro e de envelope são apresentadas na Figura 5.3.

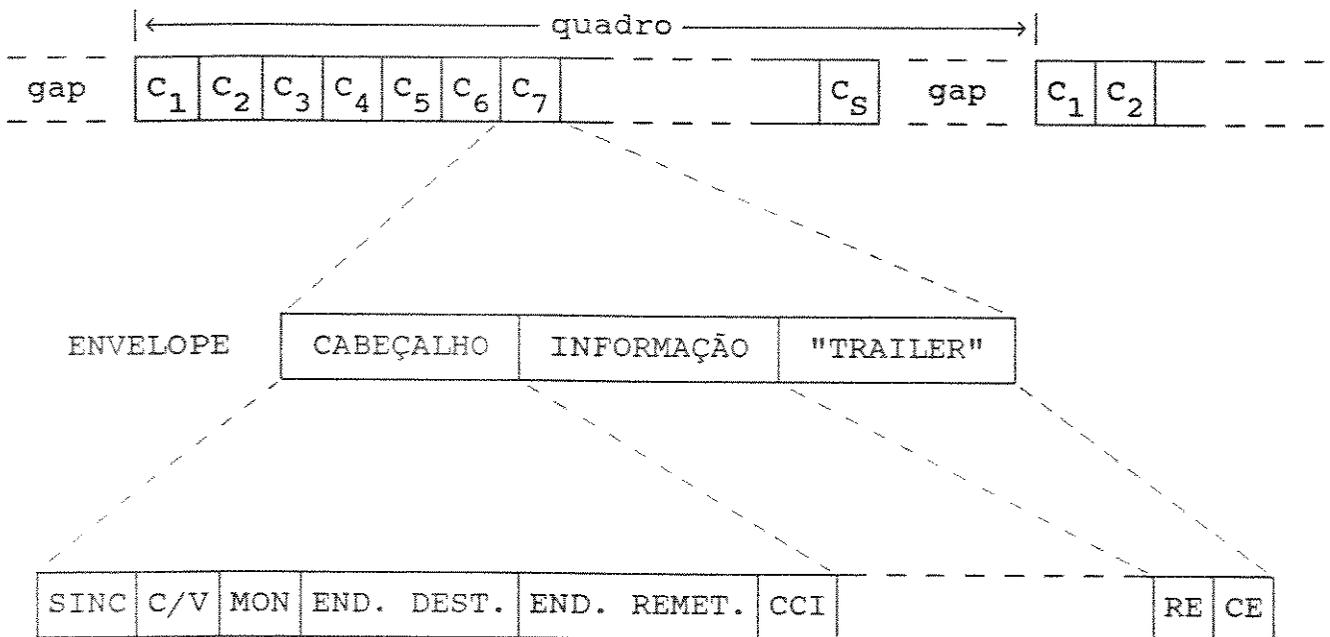


Fig. 5.3 - Estruturas de quadro e de envelope (Versão 1).

Conforme pode ser observado na Figura 5.3, um envelope é composto dos campos: cabeçalho, informação e cauda ("trailer"). O primeiro bit que aparece é o bit SINC, mantido permanentemente em "1" lógico, que juntamente com o "gap" pode realizar o sincronismo de cada nó de comunicação da rede. O bit C/V (Cheio/Vazio), logo a seguir, define o estado de ocupação de um "slot". O bit MON (MONitor) é utilizado para funções de supervisão da rede. Um dos nós da rede, denominado NÓ MONITOR, é responsável pelas funções de inicialização e supervisão da rede. O nó monitor supervisionará a rede retirando de circulação os "slots" permanentemente cheios por falhas de "hardware" ou "software". Caso o nó monitor apresente falhas, ele poderá ser substituído nesta função pelo primeiro nó que esteja em condições normais de operação no sentido de fluxo de informação no anel.

O cabeçalho de um envelope também inclui os campos relativos aos endereços de nó destinatário e remetente da informação. O tipo de informação contida no campo correspondente é definida pelos bits CCI (Controle do Campo de Informação).

Os bits de resposta (RE) modificados pelo nó destinatário permitem informar ao nó remetente o que ocorreu na última transmissão (o envelope foi aceito; o envelope não foi aceito porque o nó destinatário estava ocupado; o nó destinatário está programado para não aceitar envelopes deste remetente; o nó remetente está "fora do ar", etc.). Os bits CE são destinados ao controle de erros e permitem verificar se os envelopes foram recebidos corretamente.

A recepção dos envelopes de dados pode acontecer fora da

seqüência natural e a remontagem da mensagem no nó destinatário pode ser feita corretamente através da utilização de bits do campo de informação para a enumeração dos envelopes.

### 5.2.2.2 Versão 2

Sob condições de tráfego de voz muito intenso na rede, os tempos de espera em fila para os envelopes de dados e sinalização podem assumir valores inaceitáveis. Considerando-se este fato, desenvolveu-se a Versão 2 de estrutura de quadro e envelope mostrada na Figura 5.4. O conteúdo e o comprimento em bits dos campos comuns aos envelopes de voz, dados e sinalização, são os seguintes:

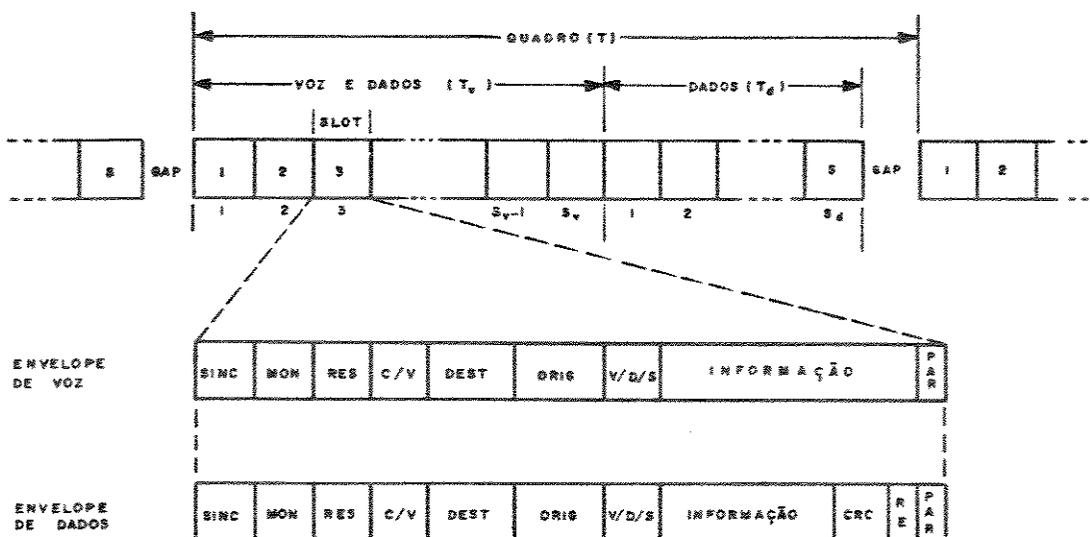


Fig. 5.4 - Estruturas de quadro e envelope (Versão 2).

- SINC - (**SIN**Cronismo): sincronismo de envelope, com 1 bit.
- MON - (**MON**itor): utilizado pelo nó monitor para supervisão, com 1 bit.
- RES - (**RES**erva): reserva de "slot" para voz no quadro seguinte, com 1 bit.
- C/V - (**Cheio/Vazio**): ocupação de "slot", com 1 bit.
- DEST - (**DEST**inatário): endereço de nó destinatário, com 10 bits (inclui endereço do terminal local).
- ORIG - (**ORIG**em): endereço de nó de origem, com 10 bits (inclui endereço do terminal local).
- VDS - (**Voz/Dados/Sinalização**): tipo de informação, com 2 bits.
- INFO - (**INF**ormação): campo de informação, com 96 bits.
- PAR - (**PAR**idade) : é utilizado para a detecção de erros em todos os bits de um envelope qualquer. Os testes são realizados em cada um dos nós da rede.

Os envelopes de dados ou de sinalização possuem campos específicos, que são os seguintes:

- CRC - ("**Cyclic Redundancy Check**") : é utilizado para a detecção de erros nos campos de informação (dados e sinalização) e de endereçamento, com 8 bits.
- RE - (**RES**posta) : é utilizado pelas interfaces de dados da rede para responder ao nó remetente sobre o sucesso ou insucesso na transmissão de um envelope de dados ou sinalização.

Devido ao tempo médio de duração de um surto de voz (1,366 segundos), que é relativamente longo se comparado com o tempo de quadro  $T$  no anel, um grande número de envelopes serão gerados durante um surto de voz e deverão ser transmitidos a intervalos regulares  $T$ . Em vista disso, obtém-se maior eficiência quando se trata todos os envelopes de um surto de uma só vez, transmitindo-os, quadro após quadro, com um mesmo "slot" inicialmente alocado. Contudo, sob condições de tráfego de voz muito intenso na rede, os tempos de espera em fila para os envelopes de dados podem assumir valores inaceitáveis. Para superar esta dificuldade utiliza-se uma política de reserva de uma pequena parcela da largura de faixa disponível no meio para o tráfego de dados, uma vez que o tráfego de voz é prioritário.

Em termos da estrutura de quadro, esta reserva de largura de faixa está representada pela divisão do quadro em dois sub-quadros, denotados por sub-quadro de voz e dados ( $T_v$ ) e sub-quadro de dados ( $T_d$ ). O sub-quadro  $T_v$  pode ser compartilhado com o tráfego de dados, enquanto que  $T_d$  é exclusivo para dados. Cada sub-quadro é dividido em "slots" de duração fixa  $t_s$ . Existem  $S_v$  "slots" em  $T_v$  e  $S_d$  "slots" em  $T_d$ . Conforme mostrado na Figura 5.4,  $S_d = S - S_v$  "slots" estão reservados para os tráfegos de dados e sinalização no anel. Porém, estes tráfegos poderão também ser escoados através dos  $S_v$  "slots" que não estiverem em uso durante um quadro. Desta forma fica caracterizada uma estratégia de controle do tipo "fronteira móvel", implementada entre as regiões "v" e "d" do quadro.

## 5.3 CARACTERÍSTICAS DO MÉTODO ANEL DE CAMBRIDGE

### 5.3.1 Introdução

O método de acesso ao meio de transmissão aqui proposto é baseado na técnica "slotted ring" utilizada em redes do tipo Anel de Cambridge, desenvolvida na Universidade de Cambridge, Inglaterra [17]. Conforme abordado na sub-seção 2.4.3, o método de acesso Anel de Cambridge, que atualmente é um padrão britânico ("10 Mbps slotted ring local area network, British Standard BS 6531") [60], foi originalmente desenvolvido para o tráfego de dados. Em termos das definições para a subcamada MAC ("Media Access Control") do padrão IEEE 802.2, o acesso aos "slots" a partir dos nós de comunicação é controlado por três regras básicas:

- (a) um nó de comunicação pode ocupar somente um "slot" de cada vez no anel;
- (b) um "slot" cheio é esvaziado ao retornar ao nó remetente;
- (c) o nó remetente não poderá reutilizar o "slot" que acabou de ser liberado pelo mesmo ou utilizar o "slot" que chegar pelo anel logo em seguida.

A primeira e a terceira regras acima permitem simplificar o "hardware" necessário, enquanto a segunda regra possibilita equidade na distribuição da largura de faixa disponível entre as estações da rede.

A Figura 5.5 a seguir permite a observação de algumas

características do método Anel de Cambridge detectadas a partir de seu estudo. Para este fim, considerou-se um anel simples com apenas dois "slots" e quatro nós de comunicação. Os nós estão equidistantemente distribuídos ao longo do anel, de maneira que quando o "slot" A estiver passando pelo nó 1, o "slot" B estará passando pelo nó 3. Considerou-se também que todos os nós de comunicação estão em atividade. A Figura 5.5 possibilita a observação de uma representação linear do esquema de ocupação dos "slots" pelos nós de comunicação. Após a inicialização da rede, o "slot" A é ocupado pelo nó 1 e o "slot" B é ocupado pelo nó 3. Em seguida, após completar uma volta pelo anel, o "slot" A é esvaziado pelo nó 1 e ocupado pelo nó 2; o "slot" B esvaziado pelo nó 3 é ocupado pelo nó 4. Esta seqüência se repetirá enquanto os quatro nós oferecerem tráfego simultaneamente. A partir da Figura 5.5 é possível a observação de uma característica importante, que é a Largura de Faixa efetivamente Utilizada (LFU) de apenas 80%, ou seja, cada "slot" circula vazio durante 1/5 de uma volta completa pelo anel.

Supõe-se agora que na sexta volta pelo anel, os "slots" encontrem os nós 1 e 2 temporariamente inativos. Assim, o "slot" A será ocupado pelo nó 4. Os eventos a seguir são relativos ao esvaziamento do "slot" B pelo nó 2 e do "slot" A pelo nó 4. Agora, com os nós 1 e 2 em atividade, o nó 1 ocupa o "slot" B, enquanto o nó 4 ocupa o "slot" A. Esta seqüência será igualmente estável, mas, a LFU reduz-se agora para cerca de 66% da largura de faixa total disponível.

Um terceiro tipo de seqüência estável ainda pode ser

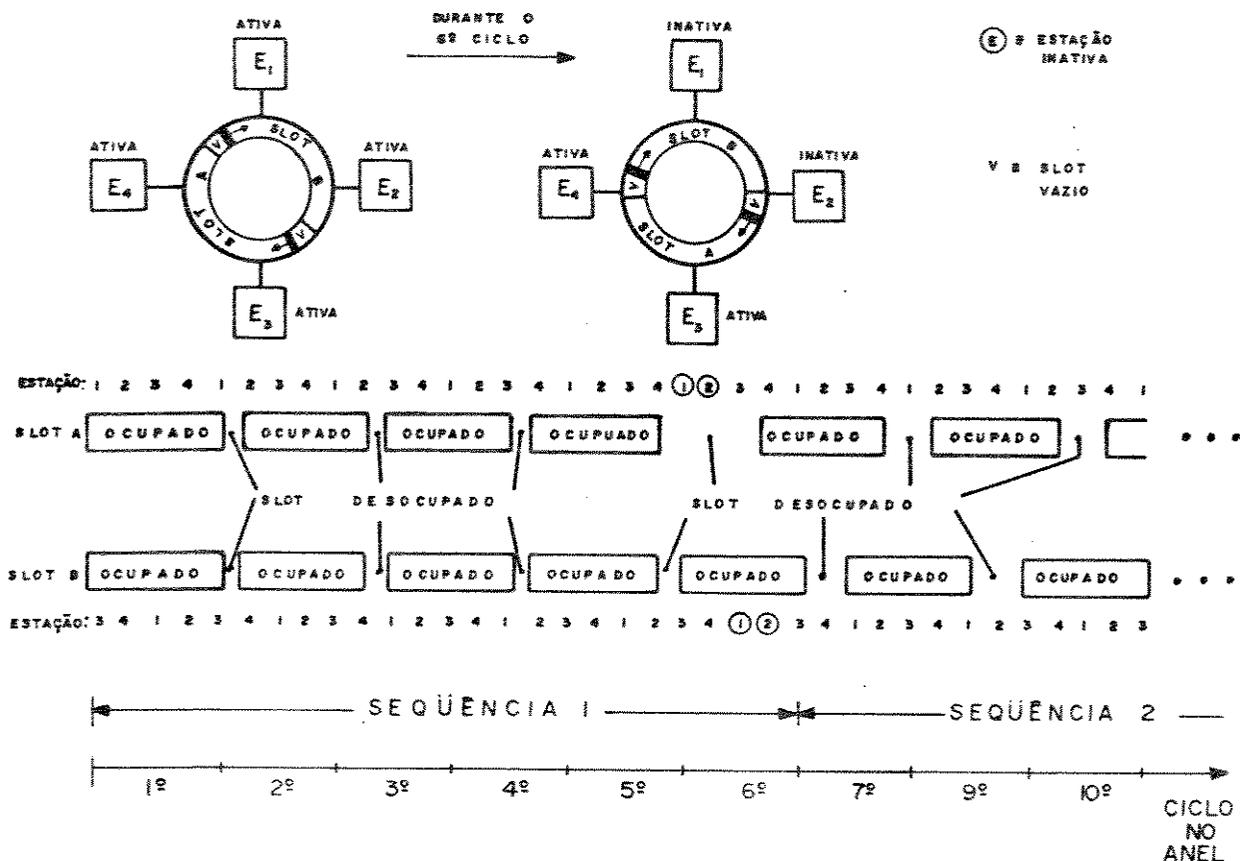


Fig. 5.5 - A presença de seqüências estáveis de ocupação dos "slots" no método Anel de Cambridge.

identificado no caso da rede analisada na Figura 5.5, a qual também resultará em LFU igual à da segunda seqüência.

Com apenas quatro nós de comunicação e dois "slots", o anel da Figura 5.5 apresenta seqüências estáveis que podem ser prontamente identificadas sem maiores dificuldades. Porém, em uma rede com um grande número de "slots" e de nós de comunicação, essa tarefa pode assumir um grau de complexidade bem mais elevado.

Contudo, em um anel com S "slots" e N nós de comunicação, os limites inferior e superior percentuais da LFU ( $LFU_i\%$  e  $LFU_s\%$ , respectivamente), podem ser determinados pelas equações:

$$LFU_i \% = \frac{N \times B}{N + S} \times 100 \quad \text{p/ } S > 1 \text{ e } N > 1 \quad (5.5)$$

$$LFU_s \% = \left\{ \begin{array}{l} \frac{N \times B}{N + 2} \times 100 \\ \frac{N \times B}{N + 1} \times 100 \end{array} \right. \quad \text{p/ } 1 < N \leq S \quad (5.6)$$

$$\left. \begin{array}{l} \frac{N \times B}{N + 2} \times 100 \\ \frac{N \times B}{N + 1} \times 100 \end{array} \right\} \quad \text{p/ } N \geq 2.S \quad (5.7)$$

e, para  $S < N < 2.S$ ,  $LFU_s\%$  é dado por:

$$\frac{N \times B}{N + 2} \times 100 \leq LFU_s \% \leq \frac{N \times B}{N + 1} \times 100 \quad (5.8)$$

O limite inferior descrito pela equação (5.5) corresponde à situação em que alguns nós adjacentes no anel deixam de transmitir durante um ou mais quadros consecutivos. Assim, um "slot" que acabou de ser desocupado irá encontrar todos os (S - 1) nós de comunicação seguintes no anel já ocupando "slots".

Os limites superiores descritos nas equações (5.6) e (5.7) correspondem à situação em que todos os nós estão transmitindo no anel. Após realizar uma transmissão, um nó de

comunicação deve aguardar o retorno do "slot", após  $S$  intervalos de tempo de canal ou "slots" acrescidos do tempo de "gap" e esperar a chegada de um "slot" vazio para iniciar uma nova transmissão. Nas equações (5.5) a (5.8) supõe-se um tempo de "gap" desprezível. Na equação (5.6) considera-se que os "slots" são ocupados pelos nós de comunicação seguintes no anel, logo em seguida a desocupação. Porém, isto não será válido quando  $N = S$ , pois, neste caso, todos os nós em atividade irão desocupar "slots" simultaneamente e, de acordo com o método de acesso, eles não poderão ocupar o "slot" imediatamente seguinte ao desocupado.

### 5.3.2 Resultados de Simulação do Método Anel de Cambridge

A partir dos resultados de simulação de um Anel de Cambridge com 20 nós e 10 "slots" foi possível elaborar a distribuição em frequência de seqüências estáveis mostrada na Figura 5.6, para um total de 1.000 seqüências estáveis verificadas. Conforme pode ser observado, as frequências mais altas estão associadas às LFU's concentradas na região próxima à de limite superior.

Para a determinação da Largura de Faixa Utilizada média ( $LFU_m$ ), considerou-se, a partir da abordagem acima apresentada, que a mesma será função do número de "slots" e de nós ativos na rede, do modelo de probabilidade utilizado para o tempo de vida das seqüências estáveis e para as  $LFU_s$  e  $LFU_1$ . A Figura 5.7 mostra a variação da  $LFU_m$  em função do número de nós e "slots". Considerando-se apenas o tráfego de dados tolerante ao atraso, os

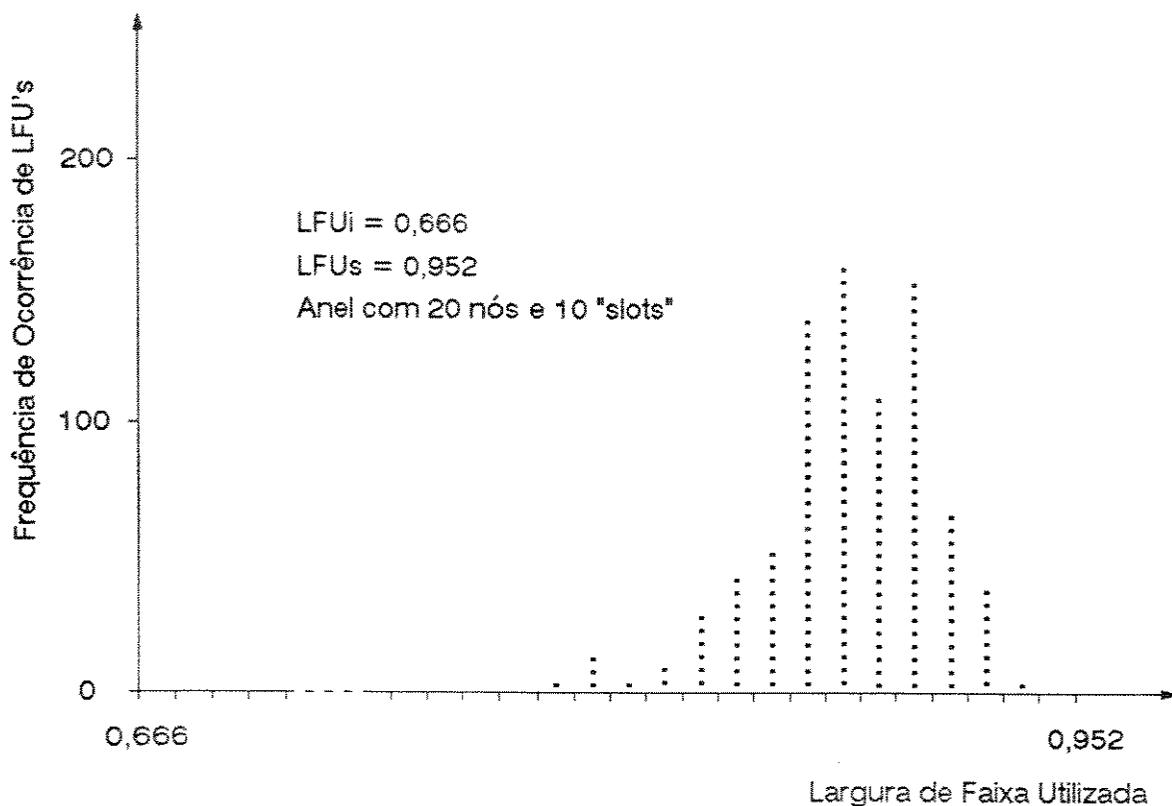


Fig. 5.6 - Frequência de ocorrência de LFU's para 1.000 seqüências estáveis observadas em um Anel de Cambridge com 20 nós e 10 "slots".

resultados mostrados na Figura 5.7 são bastante expressivos em termos da avaliação do método Anel de Cambridge. Porém, para o tráfego de voz conclui-se que a ocorrência persistente de seqüências associadas às LFU<sub>i</sub>'s é bastante provável e pode causar atrasos intoleráveis. Neste caso, somente a LFU<sub>i</sub> pode ser utilizada seguramente para uma avaliação da capacidade disponível para o tráfego de sinais não tolerantes ao atraso de transmissão.

O efeito da taxa de transmissão sobre a LFU é estudado na Figura 5.8. Se o comprimento do anel é mantido constante, então o

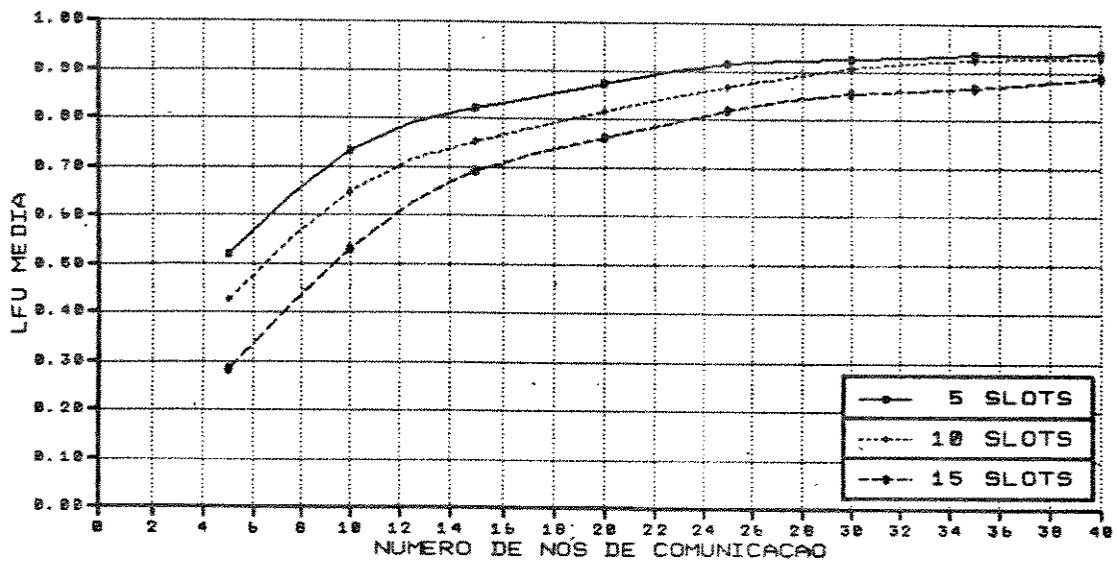


Fig. 5.7 - Largura de faixa utilizada média vs. número de "slots" e de nós de comunicação.

número de "slots" deve variar com o aumento da taxa de transmissão. Verifica-se que o aumento da taxa de transmissão tem efeito contrário sobre a LFU, implicando em redução de capacidade para tráfego de sinais não tolerantes ao atraso nas velocidades mais elevadas.

Outra característica que deve ser analisada relaciona-se com a influência da distribuição do tráfego ao longo do anel. Assim, no caso de voz deve-se considerar, por exemplo, a possibilidade da existência de um "gateway" com alto tráfego. Sem tráfego nos demais nós de comunicação, um nó individual pode acessar até  $1/(S + 2)$  da capacidade total do anel. À medida em que

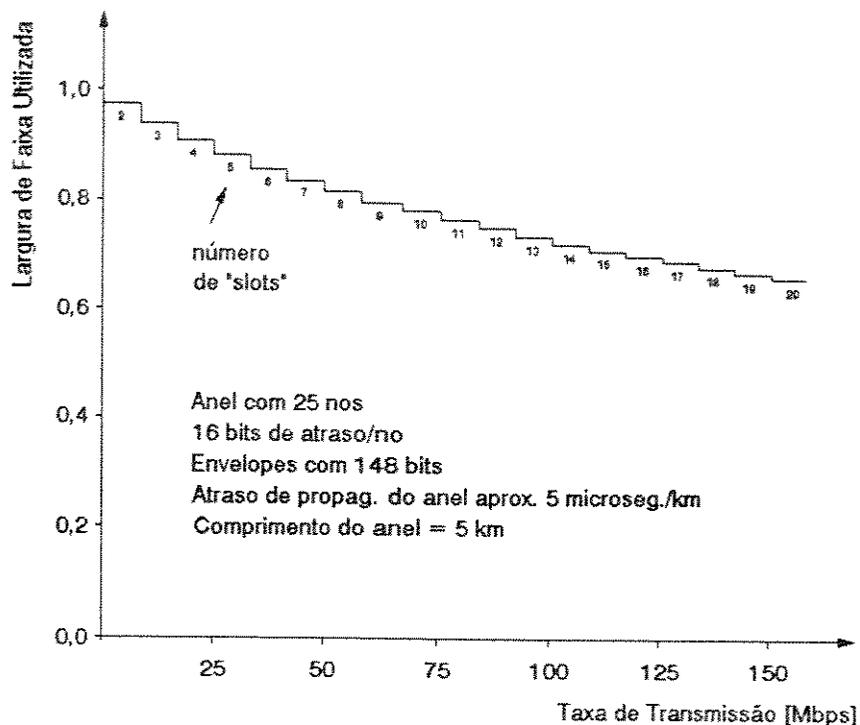


Fig. 5.8 - Efeito da variação da taxa de transmissão sobre a largura de faixa utilizada no anel.

os demais nós oferecem tráfego, a capacidade disponível para um nó de comunicação se reduz até no limite inferior de capacidade, que é igual para todos os nós da rede. Quando o número de "slots" excede o número de nós da rede, a capacidade total do anel não pode ser acessada porque um nó não pode ocupar mais que um "slot" de cada vez. Portanto, um nó pode dispor de até  $1/(S + 2)$  da capacidade disponível, mas esta fica sujeita a se reduzir para  $1/(S + N)$  devido à entrada em atividade dos demais nós da rede. Para o tráfego de dados esta característica não apresenta inconveniente, mas, para voz seria indesejável para as chamadas em andamento, uma vez que novas chamadas implicariam em aumento do

atraso de transmissão das primeiras. A Figura 5.9 mostra a sensibilidade à distribuição de tráfego ao longo do anel, mas introduz uma nova dificuldade na avaliação da capacidade disponível, que é o cruzamento de curvas observado. Atribuiu-se este resultado ao fato de que um anel com 50 nós e 15 "slots" é mais sensível ao desbalanceamento de carga nos nós do que um anel com 25 nós e 5 "slots".

Em redes que utilizam o método de acesso Passagem de Permissão, o tempo gasto para a permissão passar por todos os nós da rede e retornar ao nó de partida pode ser utilizado como um indicador da carga à qual o sistema está submetido. Este indicador pode ser utilizado em esquemas de controle da intensidade de tráfego oferecido através da restrição à aceitação de novas

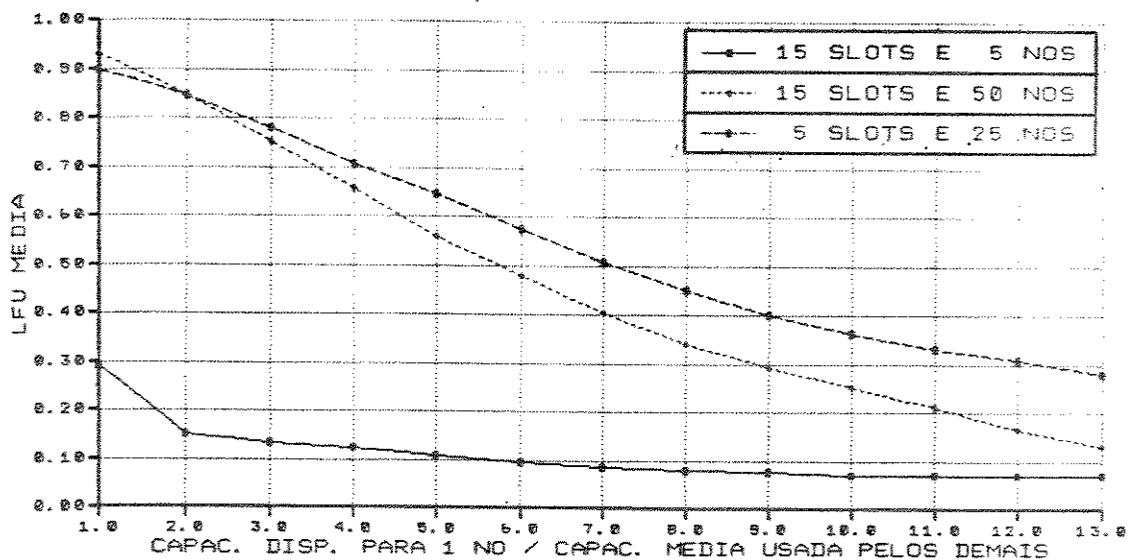


Fig. 5.9 - Largura de faixa utilizada em função da assimetria de carga ao longo do anel.

chamadas, por exemplo. Com relação ao método Anel de Cambridge, no entanto, não existe um mecanismo semelhante que possa ser utilizado. Assim, aumentos excessivos na intensidade de tráfego oferecido podem resultar em atrasos inaceitáveis principalmente para o tráfego de voz, conforme mostrado na Figura 5.10. Em vista disso, modificações adequadas devem ser introduzidas no método de acesso Anel de Cambridge original, de maneira que o atraso máximo seja controlável, evitando-se assim a perda de informação e obtendo-se uma qualidade de serviço satisfatória.

#### 5.4 O MÉTODO DE CONTROLE DE ACESSO PROPOSTO

A principal vantagem da integração de serviços em redes

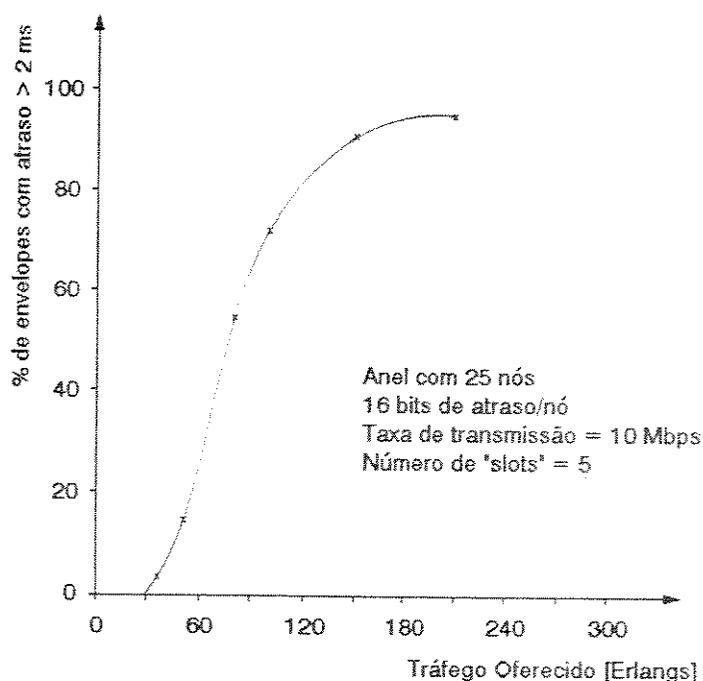


Fig. 5.10 - Efeito do tráfego oferecido sobre o atraso de transmissão.

locais de computadores está na necessidade de uma única interface de comunicação, através da qual o usuário tem acesso a todos os serviços oferecidos pela rede. Contudo, o desempenho desta rede depende fundamentalmente da capacidade do método de controle de acesso em fazer face às diferentes características de tráfego e requisitos de serviço que podem ser demandadas neste tipo de rede. Nesta tese são abordados os dois aspectos mais importantes relacionados com este tipo de problema, que são: o projeto de um método de acesso e a avaliação de seu desempenho.

#### 5.4.1 O Método de Acesso Anel de Cambridge Modificado

O método de acesso Anel de Cambridge pode ser utilizado com desempenho satisfatório para a comunicação de dados e se popularizou principalmente na Europa [17,60]. Conforme abordado na Seção 5.3.1, o desempenho deste método para o tráfego de voz digitalizada não é adequado, uma vez que não é capaz de garantir a largura de faixa necessária e o tempo de espera para acesso ao meio limitado enquanto durar a chamada. Porém, tendo em vista as qualidades gerais deste método analisadas na Seção 2.4.3, sua adequação às redes locais com fibras ópticas e a possibilidade de implementação de técnicas simples para o estabelecimento de prioridades de acesso, decidiu-se pela modificação deste método de acesso para a incorporação do tráfego de voz. O método de acesso resultante foi denominado: Anel de Cambridge Modificado.

O desempenho de um método de acesso para o tráfego integrado de voz e dados depende fundamentalmente de sua

capacidade de adaptação dinâmica às condições momentâneas de tráfego na rede. Para o tráfego de voz, o método deve priorizar o acesso em relação aos outros tipos de tráfego e oferecer acesso síncrono durante os surtos de voz. Assim, o tempo de espera para acesso pode alcançar os limites aceitáveis. Para esta finalidade considera-se a utilização de detectores de atividade de voz, de maneira que nenhum envelope de voz deve ser gerado durante os intervalos de silêncio de uma fonte de voz. O tráfego de dados é caracterizado por apresentar chegadas aleatórias de mensagens de comprimento arbitrário. O comprimento máximo das mensagens que poderão ser transmitidas em um envelope de dados corresponde ao comprimento fixo do seu campo de informação. Assim, as mensagens com comprimentos superiores ao do campo de informação serão segmentadas, de modo a satisfazer ao limite de comprimento do campo de informação do envelope de dados. A interface de dados inclui um "buffer" dimensionado para armazenar os envelopes que resultarem da segmentação de uma mensagem e necessitarem aguardar o instante de transmissão.

Para o tráfego de voz, a taxa de erros de transmissão que as redes locais podem oferecer é normalmente satisfatória, de maneira, que o controle de erros e a retransmissão de envelopes, em geral, podem ser dispensados. Por outro lado, a transmissão das mensagens de dados/sinalização deve ser realizada com a maior confiabilidade possível, requerendo, portanto, a utilização de uma técnica eficiente de controle de erros.

Conforme descrito na Seção 5.2.2, a primeira versão do método de acesso Anel de Cambridge Modificado, denominada Versão

1, foi desenvolvida utilizando-se o mesmo mecanismo empregado no método Anel de Cambridge original para a alocação de "slots", denominado de quadro compartilhado. Contudo, os resultados de vários estudos de desempenho levaram ao desenvolvimento da Versão 2, a qual é baseada num mecanismo de fronteira móvel. Estes mecanismos serão descritos na seguir.

#### 5.4.2 Versão 1: Mecanismo de Quadro Compartilhado

O mecanismo de quadro compartilhado fundamenta-se na existência de um número inteiro ( $S$ ) de "slots", os quais podem ser marcados como cheios ou vazios e circulam permanentemente pelo anel. As estações são ativamente acopladas ao anel e, além de repetir os "slots", elas podem modificar o conteúdo dos mesmos. Para realizar a transmissão de um envelope de dados, uma estação deve aguardar a passagem de um "slot" marcado como vazio, para então marcá-lo como cheio e inserir um envelope de voz ou de dados. Ao reconhecer o seu endereço no campo correspondente de um envelope que chegar pelo anel, a estação destinatária deve realizar a leitura de seu conteúdo.

A liberação dos "slots" ocupados deve ser realizada pela estação transmissora, após a leitura dos campos de resposta e controle de erros.

No caso de sinais de voz digitalizados, o método acima descrito não pode ser utilizado diretamente, uma vez que eles requerem um tratamento quase em tempo real. Para contornar esta dificuldade, o método com quadro compartilhado faz com que um

"slot" alocado a um surto de voz permaneça nesta condição até o término da transmissão de todos os envelopes gerados pelo surto de voz.

Se as condições de tráfego na rede não permitirem que a alocação de um "slot" ocorra imediatamente no início de um surto de voz, um envelope de voz será descartado a cada intervalo de tempo de quadro de tentativas de alocação efetuadas.

#### 5.4.3 Versão 2: Mecanismo de Fronteira Móvel

O mecanismo de fronteira móvel caracteriza-se pela realização de um balanceamento dinâmico da capacidade no meio de transmissão que é oferecida aos tráfegos de voz e de dados, de acordo com a demanda momentânea de cada tipo de tráfego.

Considerando-se as características de tráfego e requisitos de serviço dos sinais de voz, a eles deve ser dada a maior prioridade de transmissão. Por outro lado, torna-se necessário, garantir uma vazão mínima no meio de transmissão para o tráfego da sinalização telefônica e dos sinais de dados. O método de acesso com fronteira móvel proposto possibilita satisfazer a todos estes requisitos. Para tanto, na ausência de chamadas telefônicas suficientes para ocupar toda a capacidade do meio de transmissão reservada para o tráfego de voz, as estações podem fazer uso desta capacidade ociosa. Dessa forma, torna-se possível satisfazer aos requisitos de tempo máximo de espera para a transmissão das mensagens de sinalização telefônica (garantia de qualidade subjetiva), bem como reduzir o atraso médio que os

sinais de dados podem sofrer na rede.

Para implementar este procedimento, considera-se no método de acesso proposto que o eixo dos tempos relativo ao meio de transmissão configurado em anel seja dividido em  $S$  "slots" e um "gap" pelo nó Monitor da rede. Os intervalos de tempo correspondentes ao conjunto dos "slots" e de "gap" formam um quadro cuja duração deve ser igual ao do período de geração de envelopes de voz de um mesmo usuário. Cada "slot" deve ser capaz de transportar um envelope até à estação de destino, sendo, portanto, equivalente a um canal lógico de voz. Para garantir a continuidade do serviço de voz, a primeira parte do quadro é sempre alocada a este serviço ( $S_v$  "slots", onde  $S_v$  é menor que  $S$ ). Dentre os  $S_v$  "slots", aqueles não reservados para voz podem ser utilizados para o tráfego de dados e sinalização. Para evitar tempos de espera indesejáveis no tráfego destes serviços, o restante dos "slots" do quadro ( $S_d = S - S_v$ ) destinam-se exclusivamente a este tipo tráfego.

Sabe-se que o tráfego de voz pode ser aproximado por um processo de nascimento e morte. Isto é devido ao fato de que os períodos de surto de voz e intervalo de silêncio são muito longos se comparados com o tempo de duração de um quadro. Assim, durante qualquer um dos quadros no anel, a probabilidade de ocorrência de alteração superior a um envelope em um dos processos de voz pode ser considerada desprezível [66,67]. Dessa forma, a quantidade requerida de "slots" para o tráfego de voz ( $S_v$ ) permanece constante durante um quadro qualquer, enquanto a quantidade de "slots" destinada ao tráfego de dados ( $S_d$ ) pode ser ajustada

dinamicamente, quadro após quadro, pela estação Monitor. Isto é feito a partir de uma avaliação das condições momentâneas de tráfego de voz na rede, a qual se realiza através da contagem do número de "slots" reservados para voz (bit de reserva ativado) no sub-quadro  $T_v$  (Figura 5.4). Esta quantidade reflete a intensidade do tráfego de voz atual e será utilizada para definir a nova quantidade  $S_d = S - S_v$  de "slots", que pode ser reduzida ou aumentada em relação ao seu valor anterior, variando-se o valor de  $S_v$  adequadamente.

A sinalização para a rede de que um novo quadro com valores atualizados de  $S_v$  e  $S_d$  será colocado em circulação é realizada pela estação Monitor, através de um envelope de controle endereçado a todas as estações da rede (facilidade "broadcast").

Este mecanismo pode também ser empregado para o controle da intensidade do tráfego de voz na rede limitando a admissão de novas chamadas nas estações.

O método Anel de Cambridge Modificado realiza procedimentos diferentes para o tratamento dos tráfegos de voz e para o tráfego de dados, conforme descrito a seguir.

#### 5.4.3.1 Tratamento do Tráfego de Voz

Durante a conversação, cada interlocutor alterna-se entre surtos de voz e intervalos de silêncio. Ao receber o início de um surto de voz digitalizada, a interface de voz de uma estação começa a geração de envelopes de voz e espera pela chegada do primeiro "slot" do quadro seguinte ao atual no anel. Se os campos

C/V e VDS indicarem que o "slot" está cheio (ocupado) com voz, a estação verificará o segundo "slot" do sub-quadro  $T_v$ . Se este "slot" estiver vazio (desocupado), o campo C/V será modificado para cheio e o campo VDS para indicar a presença de voz no envelope que será carregado no "slot" alocado. Conforme abordado anteriormente, este "slot" será mantido alocado a esta estação até que o último envelope deste surto de voz seja transmitido.

Se o "slot" verificado estiver ocupado com envelope de dados ou sinalização, a estação o marcará como reservado para voz (bit RES = 1) e poderá ocupá-lo no quadro seguinte. Caso este "slot" reservado não seja utilizado dentro de um intervalo de tempo  $2T$ , a estação monitor cancelará a reserva (bit RES = 0). Se a procura por um "slot" vazio não for bem sucedida neste quadro, a estação fará o descarte do envelope de voz e recomeçará a procura por um "slot" vazio no primeiro "slot" do quadro seguinte, para o segundo envelope de voz do surto. Assim, no pior caso, o tempo de espera em fila de um envelope de voz nunca excederá o tempo de dois quadros sucessivos ou  $2T$ , o que satisfaz ao requisito de tempo máximo de espera para transmissão de um envelope de voz. Com relação ao descarte de envelopes de voz, diversos estudos já demonstraram que o descarte de uma quantidade limitada de envelopes não prejudica a qualidade do sinal de voz reproduzido [3,4,66,67,137].

Para a recepção de envelopes de voz, as estações que não estão realizando uma transmissão verificam continuamente os campos de endereço destinatário dos envelopes que passam por elas. Caso reconheçam seu endereço, realizam a leitura do conteúdo do "slot"

e permanecem no estado recepção, aguardando a chegada de um novo envelope a cada quadro no anel, até o final do surto de voz.

Conforme acima descrito, a solução adotada para a transmissão síncrona dos envelopes durante um surto de voz foi obtida através da manutenção do "slot" alocado à interface de voz enquanto o surto durar.

#### 5.4.3.2 Tratamento do Tráfego de Dados e de Sinalização

Conforme abordado no Capítulo 3, o tráfego de voz deve receber tratamento prioritário em relação ao de dados ou sinalização, porque um envelope de voz deve ser entregue à sua interface destinatária dentro de um intervalo de tempo limite após a sua geração. Por outro lado, os envelopes de dados ou sinalização podem esperar pelo instante mais adequado de acesso de acordo com as condições de tráfego na rede. Contudo, o tráfego de sinalização deve receber atenção especial, uma vez que as várias fases de uma chamada não toleram níveis elevados de atrasos de transmissão. Para isso, a reserva de largura de faixa no sub-quadro  $T_d$  pode garantir o atendimento deste requisito, uma vez que o tempo de espera em fila para essas mensagens não excederá o limite estabelecido em projeto.

Neste sentido, quando uma estação da rede recebe uma mensagem de dados de comprimento variável para transmitir, esta é dividida em segmentos de comprimento fixo e iguais ao do campo de informação de um envelope de dados. Em seguida, realiza-se a montagem e armazenamento dos envelopes em um "buffer" para a

espera pelo instante de transmissão.

Se não houver envelope de voz ou de sinalização (ambos têm maior prioridade de transmissão que dados) à espera de transmissão no "buffer" correspondente, a estação verificará o estado de ocupação do primeiro "slot" a passar no anel. Caso este "slot" esteja vazio, o envelope de dados será transmitido. Porém, se o "slot" estiver cheio, o "slot" seguinte será verificado. Este procedimento será repetido para os demais envelopes da mensagem, mesmo durante a transmissão de um surto de voz pela interface de voz da estação.

Após a transmissão de um envelope de dados, a estação deve aguardar o retorno do mesmo pelo anel, verificar seu campo RE e liberar o "slot", marcando-o como vazio. A seguir, ela pode iniciar a transmissão de um novo envelope de dados da mensagem, se não houver um novo surto de voz chegando na estação para transmitir e, também, se não for necessário repetir a transmissão do último envelope de dados transmitido.

Desde que uma estação encontre os "slots" vazios de que necessitar, ela poderá transmitir qualquer quantidade de envelopes de dados durante os intervalos de silêncio (entre surtos de voz) ou de inatividade do usuário de voz. Para isto, ela poderá utilizar "slots" dos sub-quadros  $T_v$  ou  $T_d$ . Porém, a estação deve liberar o "slot" logo em seguida à sua utilização, para que as demais estações da rede possam também utilizá-lo. A estação somente poderá reutilizar este "slot", caso o mesmo retorne vazio no quadro seguinte. Adota-se este procedimento com a finalidade de garantir a equidade de acesso das estações ao meio de transmissão.

Os envelopes de sinalização serão transmitidos seguindo-se o mesmo procedimento adotado para dados, porém, levando-se em conta que os envelopes de sinalização têm nível de prioridade mais elevado que os de dados.

A recepção dos envelopes de dados ou de sinalização realiza-se através da análise dos campos de endereços de destino e remetente. Se uma estação reconhece seu próprio endereço no campo de destino, ela faz a leitura do envelope, modifica adequadamente os campos RE e PAR e transfere o conteúdo do campo de informação ao usuário de dados da estação. Porém, se ela reconhece o seu endereço no campo de remetente, ela faz a leitura do campo RE e marca o "slot" como vazio. Se a retransmissão do envelope for solicitada, ela iniciará os procedimentos para tal finalidade.

Para que seja possível oferecer a facilidade de acesso "broadcast", onde potencialmente uma estação da rede poderá transmitir simultaneamente para todas as demais, um endereço geral é utilizado. Este endereço corresponde a todos os bits do sub-campo de endereço destinatário iguais a "1" lógico. Além da aplicação para controle já mencionada, este tipo de facilidade de acesso pode encontrar considerável número de aplicações dentro de um ambiente de automação de escritórios.

Outra facilidade que pode ser oferecida consiste na seleção dos endereços de estações que são aceitos ou rejeitados pela estação receptora. Esta facilidade pode ser implementada através da comparação do sub-campo de endereço remetente com os endereços armazenados na memória de seleção que cada estação deve possuir. Os endereços das estações que podem ter acesso à estação

destinatária serão armazenados na memória de seleção. Adicionalmente, seria possível impedir a entrada de envelopes de qualquer origem quando a memória de seleção estiver com todas as suas posições iguais a zero.

A modelagem e avaliação de desempenho do método de acesso proposto será apresentada no Capítulo 6.

## 5.5 CONCLUSÃO

Atualmente, a maioria das redes locais de computadores em uso foram projetadas para operar apenas com tráfego de dados. A integração dos serviços de voz e dados é economicamente interessante, mas requer o desenvolvimento de novos métodos de acesso adequados aos requisitos de serviço do tráfego integrado e ao meio de transmissão utilizado pela rede.

O método de controle de acesso aqui proposto baseia-se no método Anel de Cambridge que utiliza a técnica "slotted ring". Estudos realizados demonstraram que este método apresenta alguns inconvenientes para o tráfego de voz, tais como, seqüências estáveis de ocupação dos "slots" que implicam na impossibilidade de garantia de largura de faixa para voz e, a influência da distribuição de tráfego entre os nós da rede na capacidade disponível em cada um deles. Porém, as suas qualidades para o tráfego de dados e a facilidade que o mesmo oferece para a transmissão síncrona de mensagens poderiam ainda ser usufruídas se o método original for adequadamente modificado.

Ao introduzir as modificações necessárias, o método de

controle de acesso aqui proposto passa a possibilitar acesso unificado para ambos os tipos de tráfego, facilitando a implementação das interfaces de comunicação da rede. No seu desenvolvimento, considerou-se o fato de que o tráfego de sinais de voz caracteriza-se por longas seqüências de amostras digitalizadas e altamente correlacionadas. Conseqüentemente, tem-se também um grande número de envelopes de voz para serem transmitidos sincronizadamente durante cada surto. Dessa forma, pode-se estimar a quantidade de "slots" adequada para o atendimento do fluxo de tráfego de voz no quadro seguinte, a partir da observação do tráfego presente no quadro atual. Além disso, alguns envelopes que sofrerem atraso superior ao tempo de um quadro poderão ser descartados sem prejuízo perceptível para o sinal de voz reproduzido. Portanto, o conceito de fronteira móvel pode ser aplicado através de um mecanismo simplificado de reserva de largura de faixa no meio de transmissão, o qual possibilita maior eficiência na sua utilização.

## CAPÍTULO 6

### ANÁLISE DE DESEMPENHO DO MÉTODO DE ACESSO ANEL DE CAMBRIDGE MODIFICADO

#### 6.1 INTRODUÇÃO

O objetivo deste capítulo é apresentar uma análise de desempenho de uma rede local de computadores com integração de voz e dados que emprega o método Anel de Cambridge Modificado para acesso ao meio de transmissão, proposto nesta tese e descrito no Capítulo 5.

A análise de desempenho será realizada por meio de modelos analíticos e de simulação. A solução destes modelos fornecerá as medidas ou características de desempenho de interesse. Para as aplicações convencionais de tráfego de dados, as medidas de desempenho relevantes são, em geral, restritas ao tempo médio de atraso (tempo de espera na fila de dados acrescido do tempo de transmissão) e à vazão média. Para o tráfego de voz digitalizada, o número de envelopes de cujo tempo entre a geração e a sua entrega no nó de destino excede um tempo limite (o intervalo de tempo entre a geração de dois envelopes consecutivos

pertencentes a um mesmo surto de voz) deve ser mantido baixo, quando se pretende uma boa inteligibilidade do sinal de voz reconstituído no nó de destino. A medida de desempenho de maior interesse, neste caso, é a fração de descarte de envelopes de voz.

Neste capítulo, apresenta-se inicialmente uma breve introdução às técnicas de modelagem e avaliação de desempenho de redes locais de computadores. A seguir, o desempenho do método de controle de acesso proposto é avaliado com o emprego de técnicas sugeridas na literatura especializada. Uma técnica de análise desenvolvida neste trabalho é também utilizada para avaliação de desempenho do método de acesso Anel de Cambridge Modificado sob tráfego integrado de voz e dados. Os resultados em ambos os casos são em seguida comparados e discutidos.

## 6.2 MODELAGEM E AVALIAÇÃO DE DESEMPENHO DE REDES LOCAIS

A modelagem e avaliação de desempenho de redes locais de computadores é um problema que assume considerável proporção devido à complexidade das interações existentes entre um grande número dos elementos que compõem o sistema.

Uma avaliação de desempenho pode ser realizada diretamente se o sistema sob análise já estiver implementado. Porém, na maioria dos casos isto não é possível porque o sistema ainda não foi implementado ou não pode ser perturbado. Nestes casos, procede-se à modelagem do sistema e a escolha de técnicas matemáticas não triviais que possam solucionar este modelo.

Os principais métodos de avaliação de desempenho estão

baseados em :

. Simulação digital : é uma técnica aproximada para realizar experimentos com um modelo de um sistema a fim de se obter as medidas de interesse.

. Análise : é uma técnica que se apoia em ferramentas matemáticas que permitem elaborar modelos de sistemas com um nível de abstração que pode fornecer apenas resultados gerais, uma vez que a inclusão de um grande número de detalhes complicaria demasiadamente a solução.

### 6.3 MODELOS DE TRÁFEGO DE VOZ E DE DADOS

Considerando as características gerais dos tráfegos de voz e dados apresentadas na Seção 3.2, serão apresentados a seguir os respectivos modelos aqui adotados.

#### 6.3.1 Modelagem Analítica do Tráfego de Voz

Diversos modelos para o tráfego de voz têm sido propostos na literatura [32,33,35], sempre com o objetivo de se encontrar uma melhor aproximação possível para os eventos de uma ligação telefônica. Os eventos geralmente levados em consideração são: surtos de voz, intervalos de silêncio, interrupções abruptas, etc. Uma suposição bastante usual [32,33,35,36] é a independência dos interlocutores. Dessa forma, as variações entre surtos de voz e intervalos de silêncio de um interlocutor são estatisticamente independentes das variações de outros interlocutores. Esta

suposição representa uma aproximação, tendo em vista a correlação existente entre interlocutores durante a conversação. A Figura 6.1 a seguir representa as variações no tráfego de voz promovidas por um interlocutor, através de uma cadeia de Markov de três estados. A mudança do estado "inativo" para o estado "surto" ocorre quando uma chamada é iniciada. Durante a conversação, cada interlocutor alterna entre os estados "surto" e "silêncio". As durações dos intervalos de surto de voz e de silêncio são modeladas por variáveis aleatórias independentes com função distribuição exponencial. Segundo Brady [33], as médias dessas funções distribuição são iguais a 1,366 segundos e 1,802 segundos para os intervalos de surto de voz e silêncio, respectivamente. Ao final

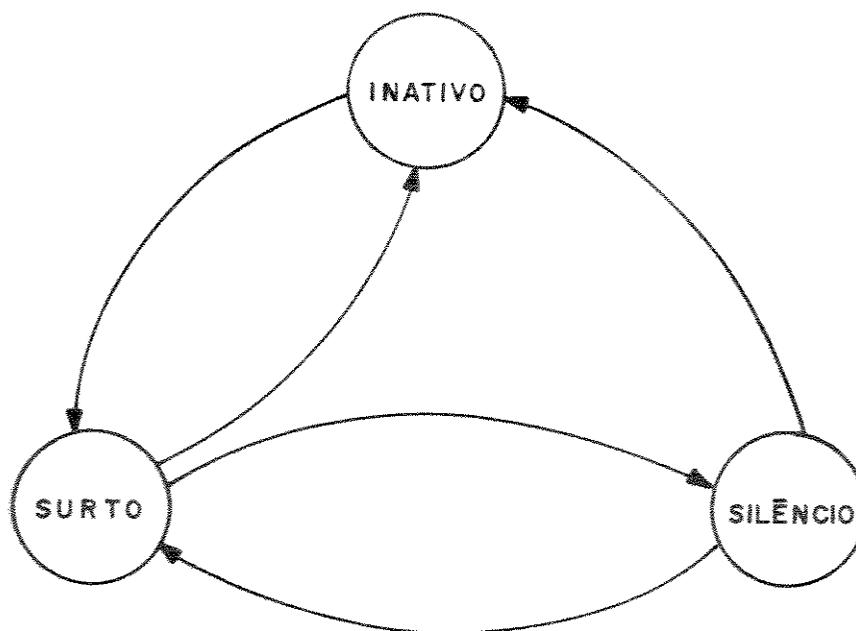


Fig. 6.1 - Cadeia de Markov de três estados para um interlocutor.

da conversação, o interlocutor retorna ao estado "inativo".

Considerando que somente os intervalos de surto de voz e de silêncio apresentam interesse para este estudo, o interlocutor pode ser modelado por uma cadeia de Markov de dois estados [33], conforme mostrado na Figura 6.2. O tempo de permanência nos estados silêncio e de surto de voz, são exponencialmente distribuídos com média  $1/\mu v = 1,802$  segundos e  $1/\lambda v = 1,366$  segundos, respectivamente. Durante um surto de voz, os envelopes de voz são gerados em intervalos regulares. Seja  $T_e$ , o intervalo de tempo entre envelopes de um mesmo surto de voz, conforme

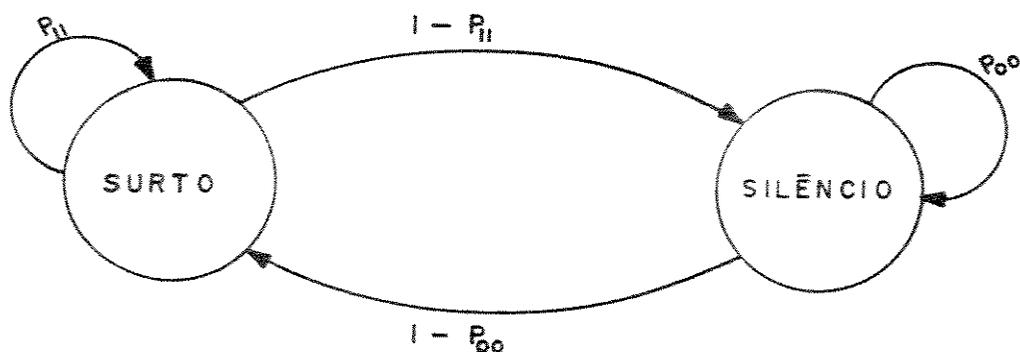


Fig. 6.2 - Cadeia de Markov de dois estados para um interlocutor.

mostrado na Figura 6.3. O número médio de envelopes de voz gerados durante um surto de voz é dado por:

$$\bar{e} = \left[ \frac{1}{\lambda v} \cdot \frac{1}{T_e} \right] = \left[ \frac{1,366}{T_e} \right] \quad (6.1)$$

onde  $[x] = y$  é a função maior inteiro tal que  $y \leq x$ . O valor de  $T_e$  é igual a  $T$  (duração de quadro + "gap") e dado por:

$$T_e = T = \frac{L_v}{V_c} \quad (6.2)$$

onde  $L_v$  representa o comprimento em bits de um envelope de voz

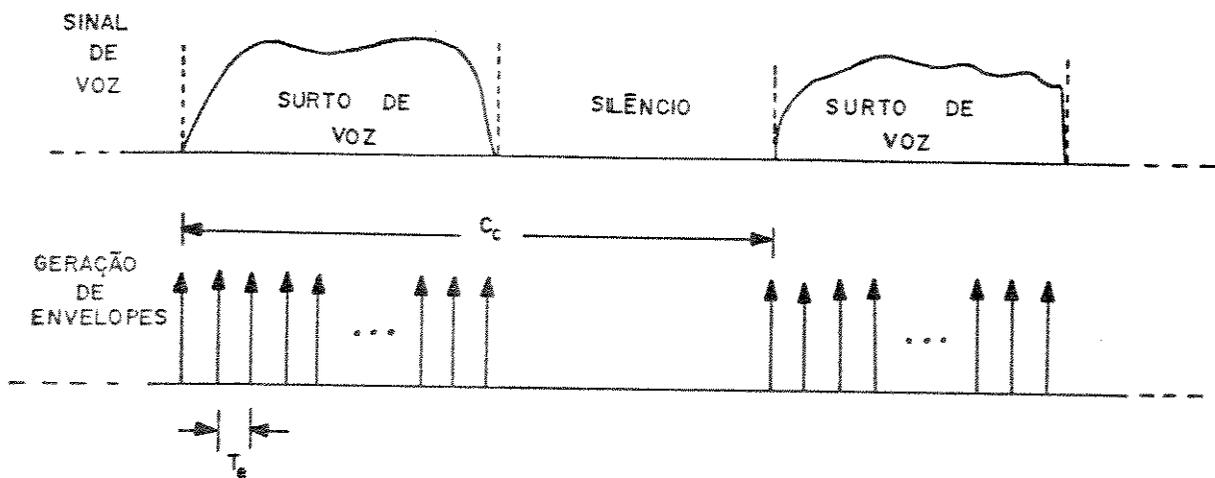


Fig. 6.3 - Geração de envelopes de voz.

dentro de um quadro e  $V_c$  é a taxa de codificação de voz (por ex.: PCM a 64 kbps).

Conforme mostrado na Figura 6.3, durante a conversação um interlocutor gera uma seqüência de envelopes espaçados de  $T_e$  segundos, seguida de um intervalo de ausência de envelopes correspondente à duração do intervalo de silêncio. Esta seqüência alterna-se no tempo enquanto a fonte de voz ou interlocutor estiver em atividade.

Os envelopes de voz gerados por uma fonte de voz são armazenados em uma interface de voz da rede local, onde permanecem aguardando o instante de transmissão. Conforme pode ser observado na Figura 6.3, o tempo de interchegada de envelopes a uma interface de voz é constante durante um surto e dado por  $T_e$  enquanto, o tempo de interchegada do primeiro envelope de voz do surto correspondente é exponencialmente distribuído e tem média igual a  $1/\mu v$ . Seja  $K$  igual ao número de envelopes gerados durante um surto de voz qualquer, onde  $K > 1$ . Define-se "ciclo de conversação" ( $C_c$ ) como sendo o intervalo de tempo total correspondente à soma de  $(K - 1)$  intervalos de interchegadas de envelopes e do tempo médio de permanência no estado "silêncio" ( $1/\mu v$ ). De acordo com a Figura 6.3, tem-se que a duração do ciclo de conversação é dado por:

$$C_c = (K - 1) \cdot T_e + \frac{1}{\mu v} \quad (6.3)$$

Além dos aspectos acima abordados, considera-se também a condição de independência entre os vários ciclos de conversação.

Uma dificuldade considerável que surge no modelamento do tráfego de voz está relacionada com o fato de que é incorreto utilizar-se a hipótese simplificadora de que os envelopes de voz são gerados obedecendo a um processo de Poisson com parâmetro  $\lambda v$ . Isto se deve à elevada correlação existente entre envelopes de uma mesma fonte de voz. Para resolver este problema, Stern [68] representou as mudanças de estado "surto"/"silêncio" através de um processo de fases e modelou o sistema através de uma cadeia de Markov, na qual o comprimento da fila é considerado no início de cada ciclo do processo de fases. Daigle e Langford [58] seguiram a mesma idéia e modelaram o sistema através de uma cadeia de Markov onde os instantes de mudança de fase implicavam em alterações no comprimento da fila de pacotes de voz.

Os estudos analíticos aqui apresentados concentram-se particularmente sobre o tráfego de voz, uma vez que se este for servido adequadamente, haverá capacidade disponível para o tráfego de dados e sinalização.

### 6.3.2 Modelo do Tráfego de Dados

As características do tráfego de dados foram abordadas na Seção 3.2.5. Para as finalidades de modelamento analítico da sub-rede de comunicação, a geração de envelopes de dados é, como usualmente se faz, considerada como um processo de Poisson, com taxa  $\lambda d$  envelopes/segundo [36,41,42].

## 6.4 MEDIDAS DE DESEMPENHO

As medidas ou características de desempenho para as aplicações convencionais de redes locais incluem o Atraso Médio de Transferência de Mensagens, o Tempo Médio de Espera de uma Mensagem e o Tempo Médio de Espera de um Envelope.

O Atraso Médio de Transferência de Mensagens ( $ATM_i$ ) para a interface  $i$  é definido como o tempo médio de duração do serviço na sub-camada MAC, ou seja, é a média dos atrasos observados desde a chegada da mensagem na interface de dados, incluindo o tempo gasto para ter acesso ao meio de transmissão e o tempo de transmissão até à interface de destino.

O Tempo Médio de Espera de uma Mensagem ( $TMM_i$ ) é definido como o tempo médio que uma mensagem permanece em fila até o instante de início de atendimento, ou seja, é o tempo médio decorrido entre o instante de chegada da mensagem na interface até o início da transmissão do primeiro envelope.

O Tempo Médio de Espera de Envelope ( $TME_i$ ) é definido como sendo o tempo médio em que um envelope permanece em fila, ou seja, é o tempo decorrido entre o instante de chegada na interface correspondente até o início de sua transmissão efetiva.

A relação existente entre  $ATM_i$ ,  $TMM_i$  e  $TME_i$  pode ser encontrada supondo-se que as chegadas de mensagens ao nível da sub-camada MAC da interface de dados da  $i$ -ésima estação, ocorrem segundo um processo de Poisson com taxa  $\lambda d_i$ . Cada mensagem é segmentada em um número médio  $G_i$  de envelopes, o que caracteriza a chegada em lotes. Supõe-se ainda que os comprimentos das mensagens

(em bits) são exponencialmente distribuídos com média  $1/\mu d_i$ . O comprimento dos envelopes é fixo e igual à capacidade dos "slots" em bits. O número de envelopes/mensagem é uma variável aleatória ( $h_i$ ) cuja função distribuição de probabilidade aproxima-se da distribuição geométrica, que tem função freqüência dada por:

$$P(h_i = k) = \theta_i \cdot (1 - \theta_i)^{(k - 1)} \quad (6.4)$$

onde:

$$i = 1, 2, 3, \dots, N$$

$$k = 1, 2, 3, \dots$$

$$\theta_i = P\{(\text{comprimento da mensagem na estação } i) > (\text{comprimento de um envelope})\}$$

$$\theta_i = e^{-\vartheta \cdot \mu d_i} \quad (6.5)$$

onde:

$$\vartheta = \text{duração do campo de informação de um envelope de dados.}$$

O número médio de envelopes/mensagem é igual a  $G_i$  e dado por:

$$G_i = \frac{1}{1 - \theta_i} \quad (6.6)$$

Nas referências [121] e [122], Halfin e Whitt, respectivamente, estudaram o modelo  $M^B/G/1$  considerando a distribuição exponencial para o comprimento das mensagens e

chegadas em lotes com comprimentos (em envelopes) geometricamente distribuídos. Zafirovic-Vukotic [46] adaptou os resultados apresentados em [121] para o caso de multi-servidores e obteve:

$$TMM_i = TME_i - (G_i - 1) \cdot t_i \quad (6.7)$$

onde:

$$i = 1, 2, 3, \dots, N.$$

$t_i$  = tempo médio entre o início de serviço de dois envelopes consecutivos de uma mesma mensagem na estação  $i$ .

Para a determinação de  $ATM_i$ , considera-se que o mesmo é constituído pelas seguintes parcelas:

- tempo médio de espera da mensagem em fila: ( $TMM_i$ );
- tempo médio de serviço de todos os envelopes da mensagem, com excessão do último:  $(G_i - 1) \cdot t_i$  ;
- tempo de transmissão do último envelope: ( $t_u$ );
- tempo médio de propagação do último envelope da mensagem, da estação  $i$  até seu destino: ( $t_{p_i}$ );

Portanto, tem-se que:

$$ATM_i = TMM_i + (G_i - 1) \cdot t_i + t_u + t_{p_i} \quad (6.8)$$

De (6.7) e (6.8), obtém-se finalmente que:

$$ATM_i = TME_i + t_u + t_{p_i} \quad (6.9)$$

## 6.5 MODELAGEM DO MÉTODO DE ACESSO COM QUADRO COMPARTILHADO

Nesta seção, apresenta-se um estudo analítico de desempenho do método de acesso com quadro compartilhado proposto. O estudo é baseado em alguns modelos já consagrados na literatura para a modelagem de métodos de acesso do tipo "slotted ring". Além disso, considera-se que a rede analisada está submetida somente ao tráfego assíncrono de dados.

### 6.5.1 Modelo de Multi-filas e Multi-servidores Cíclicos

O modelo de multi-filas e multi-servidores cíclicos caracteriza-se por poder representar com muita exatidão os sistemas baseados na técnica "slotted ring". Conforme esquematizado na Figura 6.4, este modelo leva em conta a existência de um número (S) de servidores ("slots"), os quais circulam pelo anel fazendo visitas periódicas às estações.

Para modelar a homogeneidade do tráfego a ser manipulado pelas estações, considera-se que cada cliente (envelope) ao chegar no sistema escolhe equiprovavelmente uma das filas ("buffers") para aguardar o instante de atendimento. Quando uma das filas é visitada por um dos servidores, o primeiro cliente é atendido, ou

seja, o envelope mais antigo no "buffer" é transmitido. O intervalo de tempo em que um "slot" permanece cheio transmitindo um envelope corresponde ao tempo de serviço. Assim, supondo-se que não exista "gap" no anel ( $g = 0$ ), o tempo de serviço será constante e igual ao tempo de duração de um quadro ( $T$ ). Portanto,

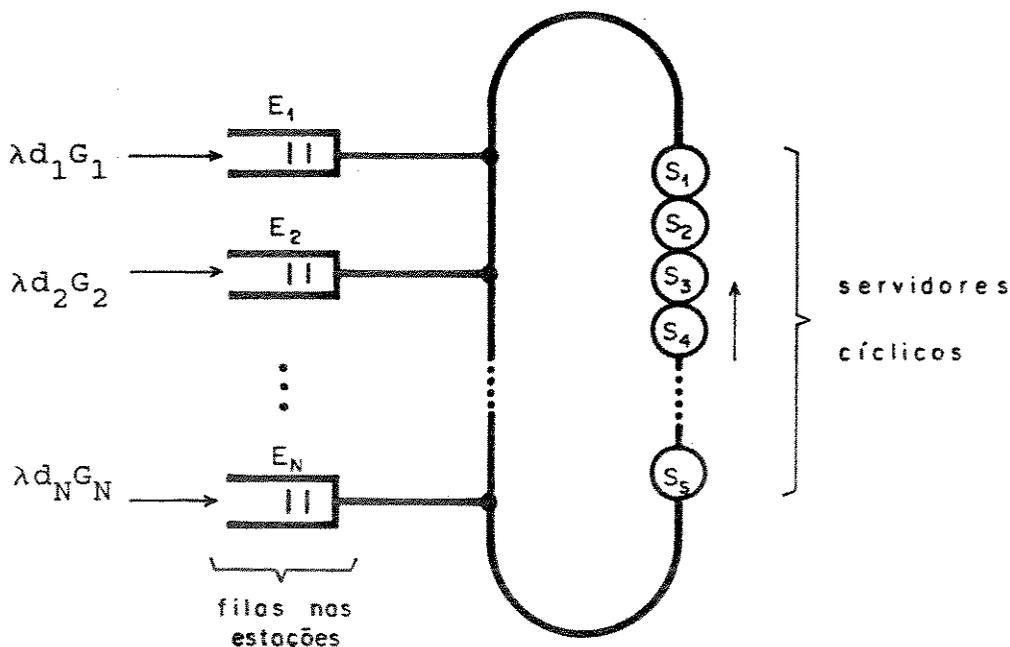


Fig. 6.4 - Modelo de multi-filas e multi-servidores.

tem-se que o tempo de serviço será igual ao produto do número de "slots" ( $S$ ) pela duração de um "slot" ( $t_s$ ), ou seja,  $T = t_s \cdot S$ .

De acordo com a literatura pesquisada, o modelo de multi-filas e multi-servidores cíclicos não apresenta solução exata. Soluções aproximadas foram obtidas por Morris e Wang [123]

e por Raith [124]. A solução de Morris e Wang considerou os casos de disciplina exaustiva e limitada. O processo de chegadas adotado foi o de Poisson, o que equivale dizer que os intervalos de tempo entre chegadas são exponencialmente distribuídos com média para todas as filas igual a  $1/\lambda d$ . Além disso, foi adotado um modelo de probabilidade genérico para os tempos de serviço. Dessa forma, a solução de Morris e Wang não pode ser utilizada diretamente na modelagem do método de acesso Anel de Cambridge Modificado, requerendo modificações no sentido de se considerar o processo de chegadas de mensagens do tipo Poisson em lotes.

O modelo de Raith também não é adequado à modelagem do método Anel de Cambridge Modificado, uma vez que a solução apresentada baseia-se em sistema Markoviano (distribuição exponencial) para os tempos de serviço e processo de Poisson para tempos de interchegadas de fregueses. Além disso, pela comparação da solução de Raith com a de Morris e Wang, concluiu-se que a adaptação da segunda ao caso em estudo pode ser mais facilmente realizada, tendo em vista que ela requer basicamente a modificação do processo de chegadas para Poisson em lotes. Com esta finalidade, define-se a variável aleatória  $U_i$  como sendo correspondente ao intervalo de tempo entre duas visitas consecutivas de qualquer servidor à  $i$ -ésima fila. Adicionalmente, define-se a variável  $Q_k$ ,  $k = 1, 2, \dots, S$ , como correspondente ao tempo de ciclo do  $k$ -ésimo servidor, que é o tempo necessário para que o  $k$ -ésimo servidor visite todas as filas. Supõe-se que os tempos de ciclo  $Q_k$  são estatisticamente independentes e seguem a mesma distribuição de probabilidades, de maneira que os índices  $k$

podem ser desconsiderados. Assim, tem-se que  $E[Q]$  e  $E[Q^2]$  são os dois primeiros momentos de  $Q$ . Devido à consideração de independência estatística entre os servidores, os tempos  $U_i$  são também igualmente tratados e,  $E[U]$  e  $E[U^2]$  são, respectivamente, seus primeiro e segundo momentos.

Na condição de estabilidade do sistema de filas, o número médio de envelopes que pode chegar durante o intervalo de tempo  $t_s$  correspondente a um "slot" é dado por:

$$\rho d = \sum_{i=1}^N \lambda d_i \cdot G_i \cdot t_s \quad (6.10)$$

onde:

$i = 1, 2, \dots, N$ .

$N$  = número de interfaces de dados.

O número de envelopes que podem chegar durante um quadro é dado por:

$$\sum_{i=1}^N \lambda d_i \cdot G_i \cdot T = \rho d \cdot S \quad (6.11)$$

Considerando-se a condição de simetria de carga dos servidores, um servidor qualquer completa a proporção de  $1/S$  do serviço total durante o tempo de ciclo médio ( $E[Q] = \bar{Q}$ ). Assim, tem-se que:

$$1 - \frac{T}{\bar{Q}} = \frac{1}{S} \cdot \sum_{i=1}^N \lambda d_i \cdot G_i \cdot T \quad (6.12)$$

ou

$$\bar{Q} = \frac{T}{1 - \frac{1}{S} \cdot \sum_{i=1}^N \lambda d_i \cdot G_i \cdot T} = \frac{T}{1 - \rho d} \quad (6.13)$$

A condição necessária e suficiente para que todas as filas sejam estáveis é dada por:

$$\lambda d_i \cdot G_i \cdot \bar{Q} < S \quad (6.14)$$

onde:  $i = 1, 2, \dots, N$ .

Das equações (6.13) e (6.14), resulta:

$$\lambda d_i \cdot G_i \cdot t_s < 1 - \rho d \quad (6.15)$$

A condição para que  $\bar{Q}$  seja positivo está implícita na equação (6.15), ou seja, é necessário que  $\rho d < 1$ .

A seguir, determina-se a função distribuição de probabilidades relativa ao intervalo de tempo  $U_i$ , representada por

$F(U_i, t)$ . Para isso, utiliza-se a condição de independência entre todos os servidores, de maneira que o processo estocástico relativo ao tempo  $U_i$  pode ser comparado com a superposição de  $S$  processos independentes relativos ao tempo de ciclo  $Q$ . Dessa forma, os tempos  $U_i$ 's podem ser considerados identicamente distribuídos e estatisticamente independentes, de maneira que o índice  $i$  em  $U_i$  pode ser suprimido.

Seja  $F(Q, t)$  a função distribuição de probabilidades de  $Q$ . Assim, tem-se que:

$$F(U, t) = 1 - \left\{ [1 - F(Q, t)] \cdot \left[ 1 - \frac{1}{\bar{Q}} \int_0^t (1 - F(Q, x)) \cdot dx \right]^{(S - 1)} \right\} \quad (6.16)$$

Morris e Wang [123] argumentaram em seu trabalho, que se  $S > 1$  então o sistema não deverá estar próximo da saturação e se os servidores não estão concentrados no atendimento de uma única fila, então a variância do tempo de ciclo poderá ser desprezada. Em vista disso, considera-se  $Q$  constante e igual a  $\bar{Q}$ . Assim, a equação (6.16) pode ser reescrita como:

$$F(U, t) = 1 - \left( 1 - \frac{t}{\bar{Q}} \right)^{(S - 1)} \quad (6.17)$$

onde:  $0 < t \leq \bar{Q}$ .

De (6.17), resultam:

$$\bar{U} = \frac{\bar{Q}}{S} \quad (6.18a)$$

e

$$\bar{U}^2 = \frac{2.(\bar{Q}^2)}{S.(S + 1)} \quad (6.18b)$$

O resultado em (6.18a) já era esperado devido à consideração de simetria de carga dos servidores.

A seguir, será determinado o número de envelopes enfileirados em uma interface de dados qualquer da rede. Para isso, considera-se que os instantes de atendimento formam um processo de renovação, com função distribuição para os intervalos de tempo entre visitas consecutivas à estação  $i$  dada por  $F(U,t)$ . Seja  $X_{i,d}$  correspondente ao comprimento da fila de envelopes na estação  $i$ , no instante que antecede à  $d$ -ésima visita do servidor a esta fila, onde  $d = 0,1,\dots$ . Dessa maneira, pode-se definir uma Cadeia de Markov Embutida  $\{X_{i,d}\}$  nestes instantes [126]:

$$X_{i,d+1} = (X_{i,d} - 1)^+ + \Delta_{i,d} \quad (6.19)$$

onde  $d = 0,1,\dots$ ,  $i = 1,2,\dots,N$ ,  $z^+ = \max(0,z)$  e  $\Delta_{i,d}$  é o número de chegadas (Poisson em lote) na taxa  $\lambda d_i \cdot G_i$ , durante o intervalo de tempo entre a  $d$ -ésima e a  $(d+1)$ -ésima visitas de um servidor à fila de dados da estação  $i$ .

Seja  $\pi_{i,k}$  a probabilidade de se encontrar  $X_{i,k} = k$  e,  $P_{i,k}$  a probabilidade de que ocorram  $k$  chegadas de envelopes na estação  $i$  durante um intervalo entre visitas sucessivas. A probabilidade  $\pi_{i,k}$  pode ser determinada através da solução das seguintes equações:

$$\pi_{i,k} = \sum_{j=0}^{k+1} \left\{ \pi_{i,j} \cdot \left[ P_{i,k} - (j-1)^+ \right] \right\} \quad , k = 0, 1, \dots \quad (6.20)$$

sujeita à condição de normalização:

$$\sum_{k=0}^{\infty} \pi_{i,k} = 1,$$

onde as probabilidades de transição da Cadeia de Markov definida acima são dadas por:

$$P_{i,k} = \int_0^{\infty} P_n(t) \cdot P \left\{ \sum_{m=1}^n Z_{i,m} = k \right\} \cdot dF(U,t) \quad , k = 1, 2, \dots \quad (6.21)$$

$$P_{i,0} = \int_0^{\infty} e^{-\lambda d_i \cdot t} \cdot dF(U,t) \quad (6.22)$$

onde:

$$P_n(t) = \sum_{n=1}^k e^{-\lambda d_i \cdot t} \cdot \frac{(\lambda d_i \cdot t)^n}{n!}$$

e  $Z_{i,m}$  representa o número (n) de envelopes no lote relativo à m-ésima chegada durante um intervalo entre visitas consecutivas de um servidor à fila i, onde  $m = 1, 2, \dots, n$  e  $i = 1, 2, \dots, N$ .  $Z_{i,m}$  é uma variável aleatória com distribuição geométrica dada em (6.4).

A solução da equação (6.21) pode ser determinada com maior facilidade supondo-se a variável aleatória U com distribuição gama e os primeiro e segundo momentos dados em (6.18). Assim, tem-se que:

$$\frac{dF(U, t)}{dt} = \begin{cases} \frac{A \cdot e^{-A \cdot t} \cdot (A \cdot t)^{(B-1)}}{\Gamma(B)} & , \text{ se } t \geq 0 \\ 0 & \text{ se } t < 0 \end{cases} \quad (6.23)$$

onde:

$$A = \frac{(S+1) \cdot S \cdot (\bar{U})^{-1}}{(S-1)} \quad (6.24a)$$

$$B = \frac{S+1}{S-1} \quad (6.24b)$$

e,  $\Gamma(B)$  é denominada função gama e definida por :

$$\Gamma(B) = \int_0^{\infty} e^{-t} \cdot t^{(B-1)} dt \quad (6.25)$$

Após algumas manipulações algébricas de (6.21), (6.22), (6.23) e (6.24), obtém-se que

$$P_{i,k} = \left( \frac{A}{A + \lambda d_i} \right)^B \cdot \sum_{n=1}^k \binom{n+B-1}{n} \cdot \left( \frac{\lambda d_i}{B + \lambda d_i} \right)^n \cdot \phi_{k,n} \quad (6.26)$$

e

$$P_{i,0} = \left( \frac{A}{A + \lambda d_i} \right)^B \quad (6.27)$$

onde:

$$\phi_{k,n} = P \left\{ \sum_{m=1}^n Z_{i,m} = k \right\}, \quad k = 1, 2, \dots \quad e \quad (6.28)$$

$$i = 1, 2, \dots, N.$$

$\pi_{i,k}$  pode agora ser determinado a partir de (6.20), (6.26) e (6.27), onde  $k = 1, 2, \dots$  e  $i = 1, 2, \dots, N$ .

Considerando-se que as chegadas em lote constituem uma cadeia de Markov embutida, é possível a utilização da mesma fórmula para o cálculo do tempo médio de espera do primeiro envelope de um lote (ou mensagem) ou  $TMM_i$ , que foi deduzida na Referência [123] (equação 19 da página 252). A expressão resultante adaptada ao processo de chegadas do tipo Poisson em lote é dada por:

$$TMM_i = \frac{\bar{U}^2}{2 \cdot \bar{U}} + \frac{1}{\lambda d_i \cdot G_i} \cdot \sum_{k=1}^{\infty} (k-1)^+ \cdot \pi_{i,k} \quad (6.29)$$

O primeiro termo na equação (6.29) representa o tempo médio entre o instante em que um lote de envelopes chega na  $i$ -ésima estação e o instante da próxima visita de um "slot" vazio (servidor) à mesma estação (tempo médio residual). O segundo termo na equação (6.29) representa, de acordo com a lei de Little, o tempo médio entre o instante do primeiro atendimento realizado na  $i$ -ésima estação, a partir do momento em que o lote começou a chegar nesta interface, até o instante em que o primeiro envelope deste lote obteve acesso ao meio de transmissão.

O modelo de multi-filas e multi-servidores cíclicos aqui apresentado difere do modelo de Morris e Wang [123] somente na maneira como os  $\pi_{i,k}$  's são determinados nas equações (6.21) a (6.27). Esta diferença é consequência do processo de chegadas aqui considerado, que é Poisson em lote.

Conforme será apresentado na Seção 6.9, uma comparação de resultados de simulação e analíticos obtidos com a solução do modelo de multi-servidores cíclicos revelou a imprecisão do último na estimativa do tempo médio de espera em fila por uma mensagem. Em vista disso, considerou-se desnecessário a determinação do atraso médio de transferência de mensagens ( $ATM_i$ ).

### 6.5.2 Modelo de Servidor Único e Cíclico

Um outro modelo adequado à modelagem de métodos de acesso baseados no princípio "slotted-ring" é o modelo de servidor único e cíclico apresentado a seguir. Como seu próprio nome já diz, este modelo é baseado na existência de um único "slot" (servidor) que permanece circulando pelo anel, de maneira a realizar visitas periódicas às interfaces das estações da rede. As interfaces podem fazer uso ou não do "slot", de acordo com a necessidade de realizar uma transmissão. De acordo com o método de acesso proposto, após fazer uso do "slot" para transmitir um envelope de dados, a interface de comunicação deve liberá-lo para as interfaces seguintes no anel.

A Figura 6.5 mostra esquematicamente o modelo de servidor único e cíclico. Este modelo pode ser adaptado para representar o método Anel de Cambridge Modificado através de uma idéia bastante simples, a qual consiste em considerar que um anel com  $K$  "slots" ( $K > 1$ ), apresente o mesmo comportamento que um anel com um único "slot", porém circulando com velocidade  $K$  vezes superior. A disciplina de atendimento do modelo de filas resultante é do tipo limitada, uma vez que um "slot" pode transportar somente um envelope de cada vez.

Algumas considerações são feitas neste ponto com a finalidade de permitir a utilização dos resultados obtidos por Takagi [130] na solução exata do modelo de servidor único e cíclico. Assim, considera-se que a taxa de chegada de mensagens e o número de envelopes em cada mensagem são iguais em cada uma das

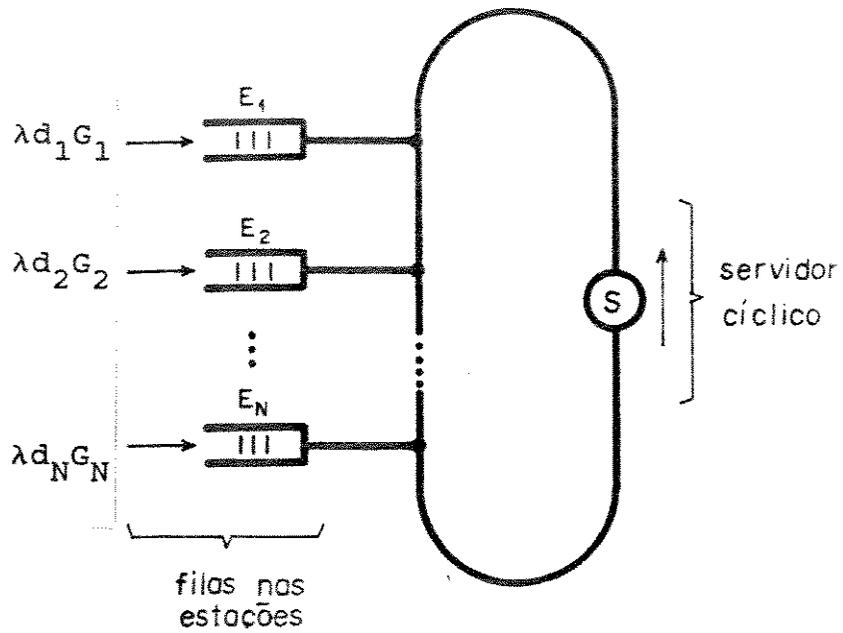


Fig. 6.5 - Modelo de servidor único e cíclico.

interfaces de dados da rede, ou seja, que:

$$\lambda d_i = \lambda d \quad (6.30a)$$

e

$$G_i = G \quad (6.30b)$$

onde:

$$i = 1, 2, \dots, N,$$

$N$  = número de interfaces de dados.

Além disso, considera-se que as estações estão

equidistantemente distribuídas no anel, resultando em tempos de transferência de "slot" entre interfaces vizinhas (entre a interface  $i$  e a interface  $(i + 1)$ ) iguais a :

$$t_{i,i+1} = \frac{T}{N} \quad , \quad i = 1, 2, \dots, N. \quad (6.31)$$

Aplicando os resultados obtidos por Takagi [130], o tempo de espera de um envelope em qualquer interface de dados da rede é dado por:

$$TME_i = \left\{ \frac{\lambda d.G.t_s.(N + 1) + 2.G.(\theta_i + 1) - 1}{2.[1 - \lambda d.G.t_s.(N + 1)]} \right\} .t_s \quad (6.32)$$

onde  $i = 1, 2, \dots, N$  e  $\theta_i$  é dado pela equação (6.5). A condição de simetria permite suprimir os índices  $i$ , de maneira que

$$TME_i = TME \quad e \quad \theta_i = \theta \quad (6.33)$$

para  $i = 1, 2, \dots, N$ .

Das equações (6.9), (6.32) e (6.33), tem-se que o atraso médio de transferência de mensagens, segundo o modelo de servidor único e cíclico é dado por:

$$ATM_i = \left\{ \frac{\lambda d.G.t_s.(N+1) + 2.G.(t+1) - 1}{2.[1 - \lambda d.G.t_s.(N+1)]} + 1 \right\} .t_s + tp_i$$

(6.34)

onde  $i = 1, 2, \dots, N$ .

### 6.5.3 Modelo de Servidor Compartilhado

O modelo de servidor compartilhado foi desenvolvido por Bux [115] para a modelagem do método de acesso Anel de Cambridge. Objetiva-se aqui, adaptar este modelo ao método de acesso proposto.

O modelo de servidor compartilhado é baseado em redes de filas mistas, as quais são abertas (clientes entram e eventualmente saem do sistema) para certas classes de clientes e fechadas (número fixo de clientes circulam na rede sem sair) para outras. Assim, a adaptação do modelo de servidor compartilhado para a modelagem do método de acesso Anel de Cambridge Modificado consiste em considerar a rede fechada para os servidores ("slots") e aberta para os clientes (envelopes), que chegam ao sistema. Além disso, utiliza-se um modelo de probabilidade do tipo genérico para o comprimento das mensagens, disciplina de atendimento do tipo compartilhamento de servidor e processo de chegadas Poissoniano.

Seja  $Q_i$  a variável aleatória que representa o tempo de serviço de uma mensagem e  $h_i$  o número de envelopes contidos em uma mensagem. Pode-se concluir que:

$$Q_i = h_i \cdot t_s \quad (6.35)$$

onde  $h_i$  tem distribuição de probabilidade dada em (6.4) e  $t_s$  representa o tempo de duração de um "slot".

Aplicando os resultados obtidos por Bux na Referência [115] para o modelo de servidor compartilhado tem-se que o atraso médio de mensagens é dado por:

$$ATM_i = \frac{2}{1 - \zeta} \cdot \bar{Q}_i + t_{pi} \quad (6.36)$$

onde:

$$\zeta = \sum_{j=1}^N \lambda d_j \cdot \bar{Q}_j$$

De (6.6), resulta que:

$$\bar{Q}_i = G_i \cdot t_s = \frac{t_s}{1 - \theta_i} \quad (6.37)$$

onde  $\theta_i$  é dado pela equação (6.5) e  $i = 1, 2, \dots, N$ .

## 6.6 MODELAGEM DO MÉTODO DE ACESSO COM FRONTEIRA MÓVEL

A seguir, apresenta-se uma análise de desempenho do método de acesso com fronteira móvel (alocação dinâmica) proposto, a qual é realizada através de um modelo aproximado da ocupação dos

"slots" pelos tráfegos de voz e dados.

### 6.6.1 Modelo Aproximado da Ocupação dos "Slots"

De acordo com o método de acesso com fronteira móvel proposto, a capacidade de transmissão dos anéis é dinamicamente balanceada entre os tráfegos de voz e dados, de acordo com a demanda momentânea de cada um deles, conforme representado na Figura 6.6. As situações distintas que poderão ser observadas no

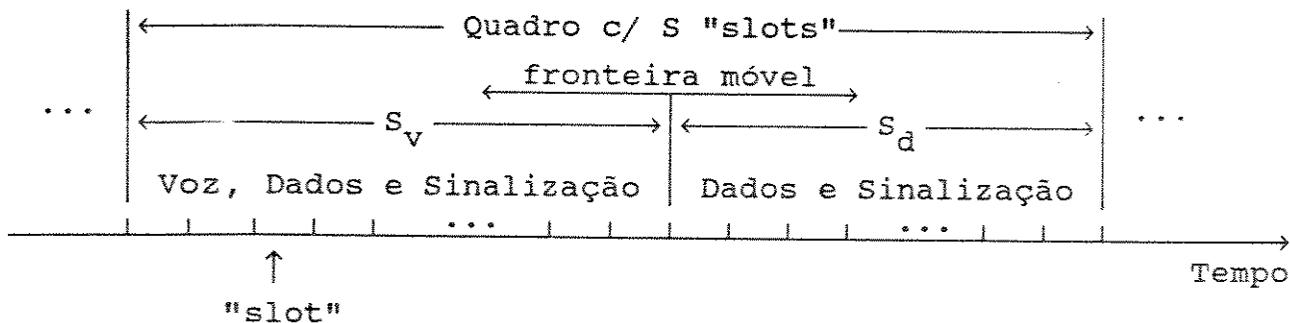


Fig. 6.6 - Estratégia de fronteira móvel utilizada no método de acesso proposto.

sub-quadro de Voz, Dados e Sinalização são as seguintes:

- nenhum dos "slots" do sub-quadro está ocupado com envelopes de voz;
- uma parcela ou todos os "slots" do sub-quadro estão ocupados com envelopes de voz.

Em função dessas situações, a rede local disporia de um número variável de "slots" para dados e sinalização segundo as variações no tráfego de voz. Na primeira situação descrita, a rede local poderia dispor de  $S_d$  "slots" para dados e sinalização. Na segunda, a rede local disporia de  $(S_d + 1)$  até  $(S_d + S_v = S)$  "slots" para a mesma finalidade.

Um modelo aproximado da ocupação dos "slots" do sub-quadro de voz é mostrado na Figura 6.7, o qual procura representar todas as situações acima mencionadas. Em cada uma delas, os envelopes de dados poderão ficar sujeitos a valores diferentes de tempo de espera em fila e, seu cálculo poderá ser realizado com a aplicação dos resultados obtidos por Takagi [130] para o modelo de servidor único e cíclico, o qual foi descrito na Seção 6.5.2. Para isso, considera-se que a ocupação dos "slots" pelo tráfego de voz se realize aleatoriamente e, que a sua probabilidade de ocorrência possa ser calculada através da fórmula B de Erlang. Assim, tem-se que a quantidade média de "slots" ocupados com envelopes de voz é dada por:

$$\bar{j} = \sum_{j=1}^{S_v} j \cdot P(j) \quad (6.38)$$

onde  $P(j)$  é a probabilidade de que  $j$  "slots" estejam ocupados com envelopes de voz no sub-quadro correspondente.

Considerando-se que os "slots" ou servidores comportam-se como um único servidor, porém, circulando no anel com velocidade  $(S_d + S_v - \bar{j}) = (S - \bar{j})$  vezes maior, é possível a adaptação do modelo de Takagi [130] a este caso. Assim, o tempo de espera em



equação (6.9), e resulta em:

$$ATM = \sum_{j=0}^{S_v} TE_j \cdot (S_v + 1)^{-1} + t_u + t_p \quad (6.40)$$

Neste ponto, define-se tráfego oferecido relativo de dados ( $\rho_d$ ) como sendo igual ao número de envelopes de dados que chegam à rede local durante um "slot", cuja expressão é dada pela equação (6.10). Na condição de estacionariedade para o processo de dados, ou seja, para que a fila de dados permaneça finita,  $\rho_d$  deve permanecer menor que o número de médio de "slots" não utilizados para os sinais de voz. Dessa forma, considerando o processo de dados em regime permanente,  $\rho_d$  corresponde ao número médio de "slots" ocupados pelo tráfego de dados. Além disso, define-se  $\rho_{d_{\text{máx}}}$  como sendo igual ao número total de "slots" no quadro subtraído da quantidade média de "slots" ocupados com o tráfego de voz.

## 6.7 AVALIAÇÃO DE DESEMPENHO PARA O TRÁFEGO DE VOZ

### 6.7.1 Cálculo da Fração de Descarte de Envelopes de Voz

Conforme descrito na Seção 5.4, o método de acesso proposto se baseia na técnica DSI ("Digital Speech Interpolation") para as chamadas de voz, para as quais ele requer prioridade de acesso durante os surtos, em relação ao tráfego de dados.

Neste ponto, define-se:

-  $V(t)$  como sendo igual ao número de usuários de voz que estão gerando um surto de voz, em um dado instante  $t$ ;

-  $D(t)$  como sendo igual ao número de mensagens de dados enfileiradas em um nó de comunicação, em um instante  $t$ .

Utilizando-se a mesma aproximação feita em [134], que consiste em considerar a taxa de chegada de mensagens de dados constante e igual a  $\lambda_d$  (mensagens/segundo),  $D(t)$  pode ser visto como um processo determinístico. Por exemplo, se  $V(t) = k$ , então  $(S_v + S_d - k)$  "slots" estarão disponíveis para o tráfego de dados no instante  $t$ . Assim,  $\{V(t), t > 0\}$  é um processo de Markov e pode-se analisar o desempenho relativo ao tráfego de voz independentemente do desempenho para dados.

Em sistemas baseados na técnica DSI, um parâmetro de fundamental importância na avaliação de seu desempenho é a fração de descarte, ou seja, a fração da quantidade de envelopes de voz gerados em um surto que é perdida devido ao descarte.

Para a determinação da fração de descarte de envelopes de voz, considera-se os usuários de voz em atividade, ou seja, aqueles que estão alternando-se entre intervalos de surtos de voz e de silêncio, que são exponencialmente distribuídos com média  $1/\lambda_v$  e  $1/\mu_v$ , respectivamente. Além disso, de acordo com o método de acesso proposto, cada interface de voz deve possuir um "buffer" que possa conter até dois envelopes, de maneira que a probabilidade de bloqueio relativa aos envelopes de voz possa ser considerada desprezível. A partir dessas considerações, os intervalos de surto e silêncio podem ser modelados como uma cadeia

de Markov de dois estados, conforme representado na Figura 6.2. Em regime permanente, as probabilidades de que a cadeia se encontre no estado correspondente ao surto de voz ( $\pi_{sur}$ ) ou de silêncio ( $\pi_{sil}$ ) [110], são dadas por:

$$\pi_{sur} = \frac{P_{01}}{P_{01} + P_{10}} \quad (6.41)$$

$$\pi_{sil} = \frac{P_{10}}{P_{01} + P_{10}} \quad (6.42)$$

onde  $p_{01}$  e  $p_{10}$  são as probabilidades de transição de silêncio para surto de voz e vice-versa [110], as quais são dadas por:

$$p_{01} = 1 - e^{-\lambda v \cdot T}$$

$$p_{10} = 1 - e^{-\mu v \cdot T}$$

Considerando-se que a duração média de um surto de voz ou de um intervalo de silêncio é muitas vezes maior que a de um quadro no anel ( $T \ll 1/\lambda v$  ou  $T \ll 1/\mu v$ ), pode-se realizar a seguinte aproximação:

$$p_{01} \cong \lambda v \cdot T$$

$$p_{10} \cong \mu v \cdot T$$

Assim, as probabilidades  $\pi_{sur}$  e  $\pi_{sil}$  podem ser escritas como:

$$\pi_{sur} = \frac{(\mu v)^{-1}}{(\lambda v)^{-1} + (\mu v)^{-1}} \quad (6.43)$$

$$\pi_{sil} = \frac{(\lambda v)^{-1}}{(\lambda v)^{-1} + (\mu v)^{-1}} = 1 - \pi_{sur} \quad (6.44)$$

O número  $V$  de usuários de voz que estão gerando surtos, do total  $N$  de interfaces de voz associadas com usuários em atividade na rede, pode ser caracterizado por uma distribuição binomial. Assim, tem-se que:

$$P_N(V) = \binom{N}{V} \cdot (\pi_{sur})^V \cdot (1 - \pi_{sur})^{N - V} \quad (6.45)$$

A fração de descarte de envelopes de voz pode ser facilmente determinada considerando-se um longo período de observação, suposto igual a "m" quadros sucessivos no anel. O número total de envelopes que poderão ser oferecidos para transmissão ( $\xi$ ) durante este intervalo de tempo será:

$$\xi = \sum_{k=0}^N k \cdot m \cdot \binom{N}{k} \cdot (\pi_{sur})^k \cdot (1 - \pi_{sur})^{(N-k)} \quad (6.46)$$

O número de envelopes descartados ( $\varphi$ ) será igual a:

$$\varphi = \sum_{k=S_v+1}^N (k - S_v) \cdot m \cdot \binom{N}{k} \cdot (\pi_{sur})^k \cdot (1 - \pi_{sur})^{(N-k)} \quad (6.47)$$

A fração de descarte de envelopes de voz ( $\Phi$ ) pode ser calculada a partir da relação entre as equações (6.47) e (6.46), que resulta em:

$$\Phi = \frac{1}{N \cdot \pi_{sur}} \cdot \sum_{k=S_v+1}^N (k - S_v) \cdot \binom{N}{k} \cdot (\pi_{sur})^k \cdot (1 - \pi_{sur})^{(N-k)} \quad (6.48)$$

O resultado apresentado na equação (6.48) está de acordo com resultado equivalente apresentado na Referência (66), se  $\pi_{sur}$

for substituído pelo fator de atividade de um usuário de voz ( $\eta$ ).

## 6.8 MODELO DE SIMULAÇÃO

Para estudar o desempenho do método de controle de acesso proposto nas versões apresentadas no Capítulo 5, um modelo de simulação de uma rede local em anel com tráfego integrado de voz e dados foi desenvolvido. Neste modelo, ignorou-se a correlação existente entre os usuários chamador e chamado envolvidos em uma conversação e, caracterizou-se as variações de tráfego de cada chamada através de uma cadeia de Markov de dois estados, conforme mostrado na Figura 6.2. Os endereços para os usuários destinatários e remetentes foram gerados aleatoriamente, bem como os pares destinatário/remetente alterados durante a simulação. Para efeito de simplificação, todo o tráfego de dados foi modelado por um único processo de Poisson.

Um programa simulador para a rede local acima mencionada foi escrito utilizando-se a linguagem de simulação discreta GPSS/PC [119,120], e foi descrito na Referência [141].

## 6.9 RESULTADOS DE ANÁLISE E DE SIMULAÇÃO

Com a finalidade de analisar o desempenho do método de acesso proposto, alguns exemplos numéricos serão apresentados a seguir. Para isto, considerou-se uma rede local operando sob as seguintes condições:

- comprimento do anel = 5 km;
- número de estações = 30;
- taxa de transmissão = 34 Mbps;
- comprimento do campo de informação de um envelope = 96 bits;
- comprimento do "overhead" de um envelope = 32 bits;
- comprimento médio das mensagens de dados = 1.280 e 3.000 bits;
- taxa de codificação (PCM) do sinal de voz = 64 kbps;
- atraso máximo de propagação no meio  $\approx 5 \mu\text{s}/\text{km}$ ;
- terminais de voz distribuídos entre as estações = 75;
- estações equidistantemente distribuídas na rede;
- carregamento simétrico nas estações da rede;
- padrão de tráfego uniforme entre estações;
- um terço dos "slots" reservados para dados (inicialização da rede utilizando o método de acesso com fronteira móvel).

O mesmo número total de "slots" ( $S$ ) foi considerado em ambas as versões do método de acesso proposto. No método com fronteira móvel, a quantidade de "slots" no sub-quadro de dados ( $S_d = S - S_v$ ) deve ser determinada em função da demanda máxima prevista para dados na rede local.

Com relação às fontes de voz, considerou-se que estas produziam surtos e intervalos de silêncio com duração média de 1.366 ms e 1.802 ms, respectivamente. Quando não for explicitado diferentemente, o tráfego oferecido de dados foi considerado como sendo igual a 1 Mbps.

Os resultados obtidos com a solução dos modelos apresentados nas Seções 6.5 e 6.6 serão apresentados a seguir,

juntamente com os resultados de simulação. Estes resultados foram obtidos considerando-se as mesmas condições operacionais em todos os casos. Assim, torna-se possível uma comparação direta de resultados.

Durante a simulação, variou-se aleatoriamente os pares de estações remetente/destinatária e observou-se comportamento similar em qualquer caso. Além disso, na maioria dos casos, os intervalos de confiança determinados eram bastante reduzidos e, em vista disso, não representados nas figuras.

#### 6.9.1 Análise de Desempenho do Método de Acesso com Quadro Compartilhado

Os resultados analíticos obtidos com o modelo de multi-servidores cíclicos para o método de acesso com quadro compartilhado podem ser comparados com os resultados de simulação através da Figura 6.8, onde representa-se o tempo médio de espera em fila por uma mensagem (TMM) versus o tráfego oferecido. Desta figura, conclui-se que a solução do modelo de multi-servidores produz resultados que subestimam o atraso médio de transferência de mensagens para todos os valores de tráfego oferecido. Considera-se que as duas principais causas de influência para estes resultados são: (1) a variância do tempo de ciclo que foi considerada constante; (2) as próprias limitações do método numérico implementado. Assim, embora este seja um modelo que represente, da maneira mais precisa, um método de acesso baseado na técnica "slotted ring", a inexistência de soluções exatas

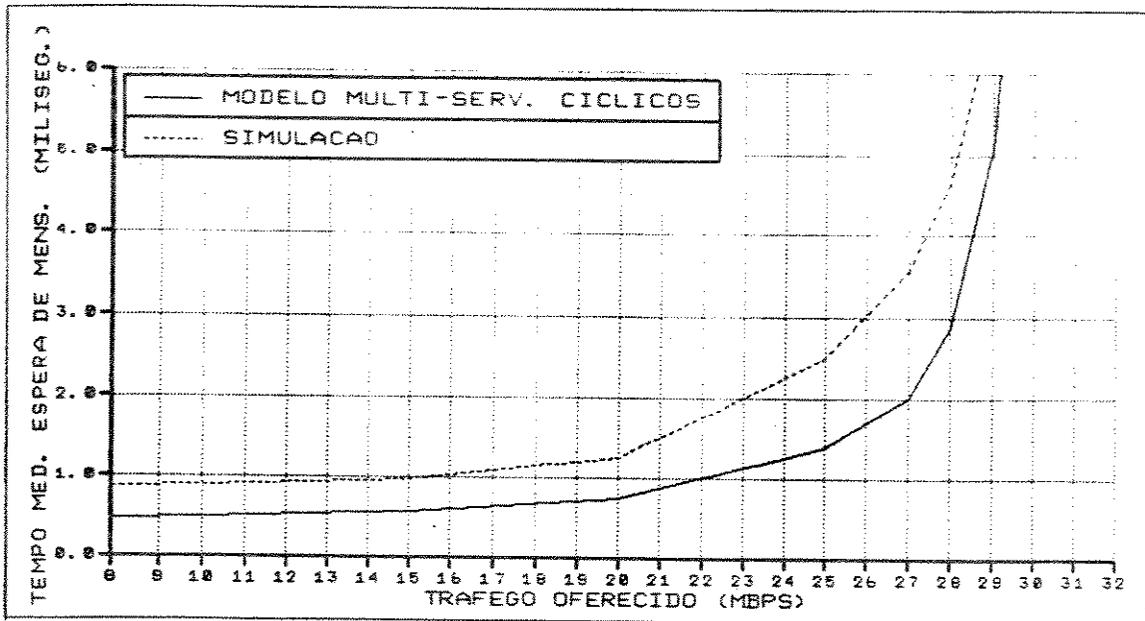


Fig. 6.8 - Tempo médio de espera em fila de mensagem de dados vs. tráfego oferecido para, o método com quadro compartilhado. (modelo de multi-servidores cíclicos com mensagens de 3.000 bits).

torna-o inadequado para fins de avaliação de desempenho.

Os resultados mostrados nas Figuras 6.9, 6.10, 6.11 e 6.12 foram obtidos com o modelo de servidor único e cíclico. Na Figura 6.9 observa-se que para tráfego leve, o modelo superestima ligeiramente o atraso de transferência de mensagens. Acredita-se que a razão principal para este fato está na utilização de um único servidor para representar um sistema com múltiplos servidores cíclicos. No modelo seria impossível considerar a transmissão seqüencial de vários envelopes, embora, no sistema

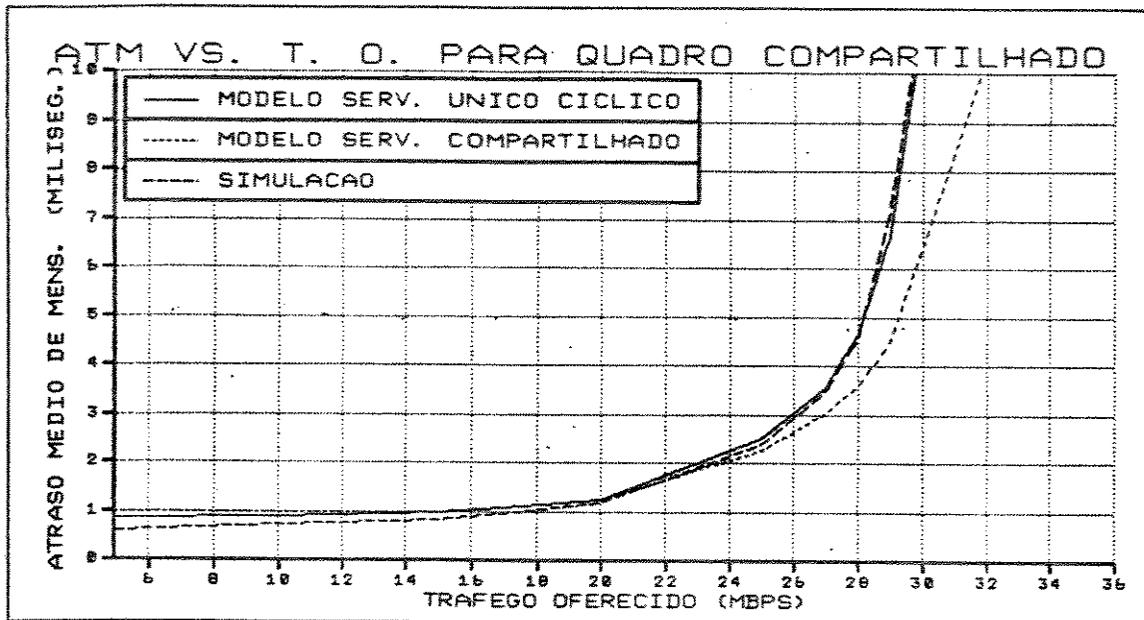


Fig. 6.9 - Atraso médio de transferência de mensagem de dados vs. tráfego oferecido, para o método com quadro compartilhado e mensagens de 3.000 bits.

real, com muitos "slots", isto poderia ser concretizado.

O modelo de servidor compartilhado apresenta resultados semelhantes aos do modelo de servidor único e cíclico em regime de tráfego leve e subestima significativamente o atraso sob tráfego elevado, conforme mostrado na Figuras 6.9. Uma dificuldade adicional com este modelo decorre do fato de que não foi possível determinar as causas de sua imprecisão.

Os resultados apresentados nas Figuras 6.9 e 6.10 permitem também observar a influência do comprimento médio das mensagens no atraso médio de transferência que as mensagens de dados ficam submetidas, em relação ao tráfego de dados oferecido.

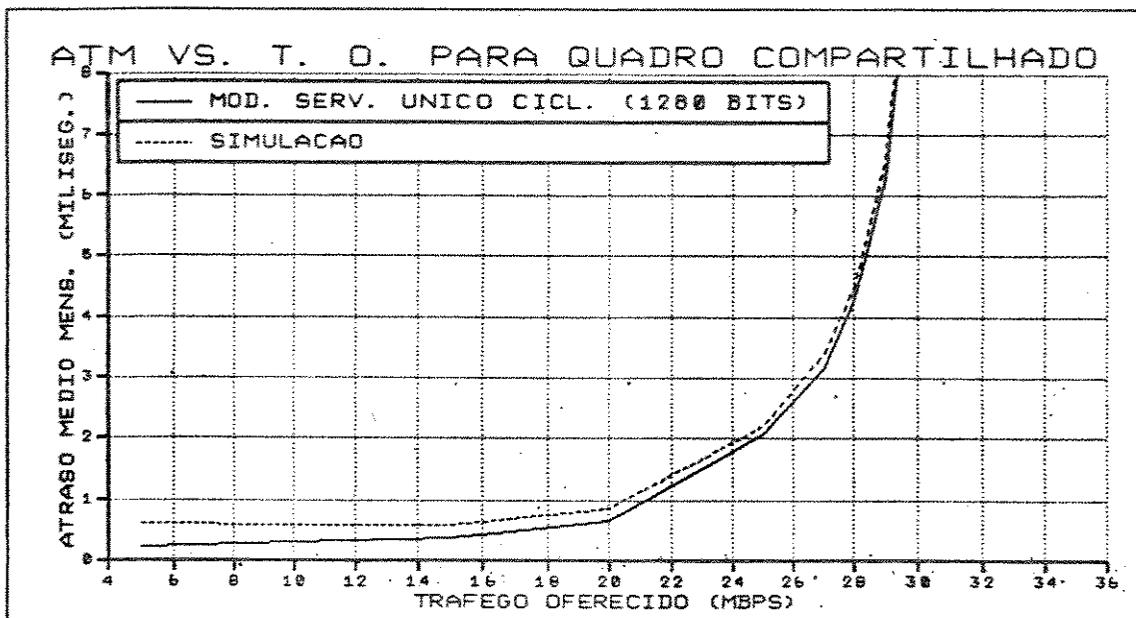


Fig. 6.10 - Atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. tráfego oferecido, para o método com quadro compartilhado e mensagens de 1.280 bits.

Observa-se que com o aumento do comprimento médio das mensagens, o atraso médio também aumenta. Isto se deve basicamente ao aumento do número de envelopes de dados a serem transmitidos por mensagem, uma vez que estas são segmentadas em envelopes antes da transmissão.

A Figura 6.11 permite observar a influência da quantidade total de "slots" no atraso médio de transferência de mensagens transmitidas, quando o método de acesso com quadro compartilhado é utilizado. Verifica-se que o desempenho é melhor para quantidades menores de "slots" no quadro. Isto se justifica pelo fato de que um nó de comunicação pode ocupar somente um "slot" de cada vez.

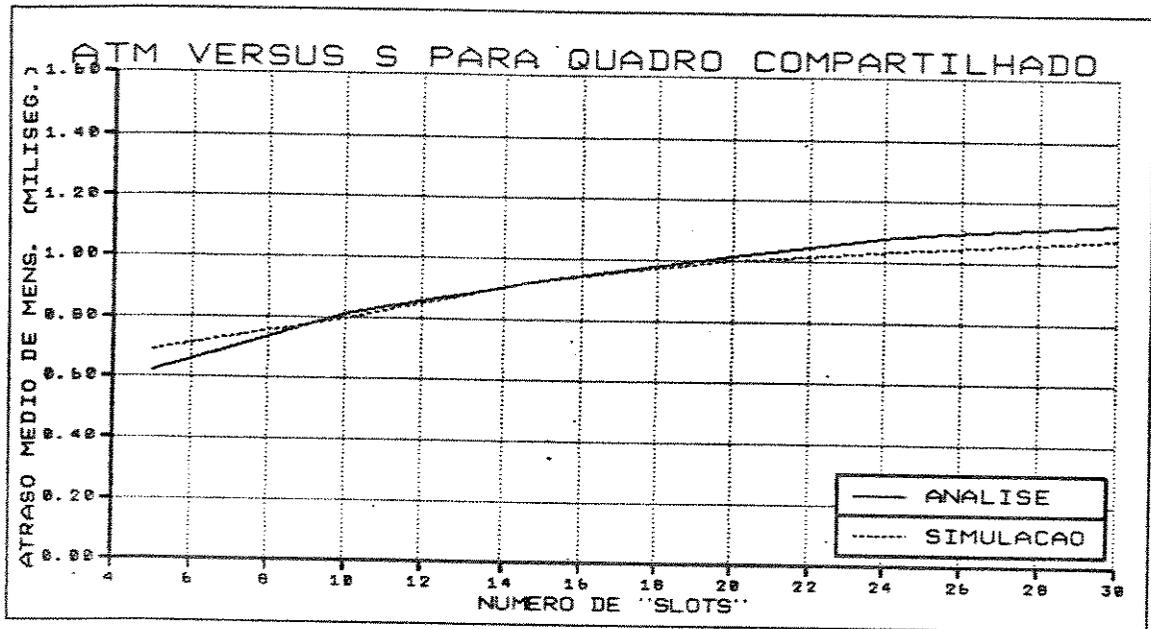


Fig. 6.11 - Atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. número total de "slots" no quadro, para o método com quadro compartilhado e mensagens de 3.000 bits.

Além disso, a quantidade de "slots" em um quadro relaciona-se diretamente com a sua duração.

A relação existente entre o atraso médio de mensagens e a taxa de transmissão no anel sob tráfego oferecido constante e igual a 5 Mbps é mostrada na Figura 6.12. Observa-se que o atraso médio tende a decrescer com o aumento da taxa de transmissão. Esta propriedade é uma consequência da redução do tempo de duração dos "slots" no anel. Em termos do modelo de servidor cíclico, o aumento da velocidade com que o "slot" (servidor) circula pelo

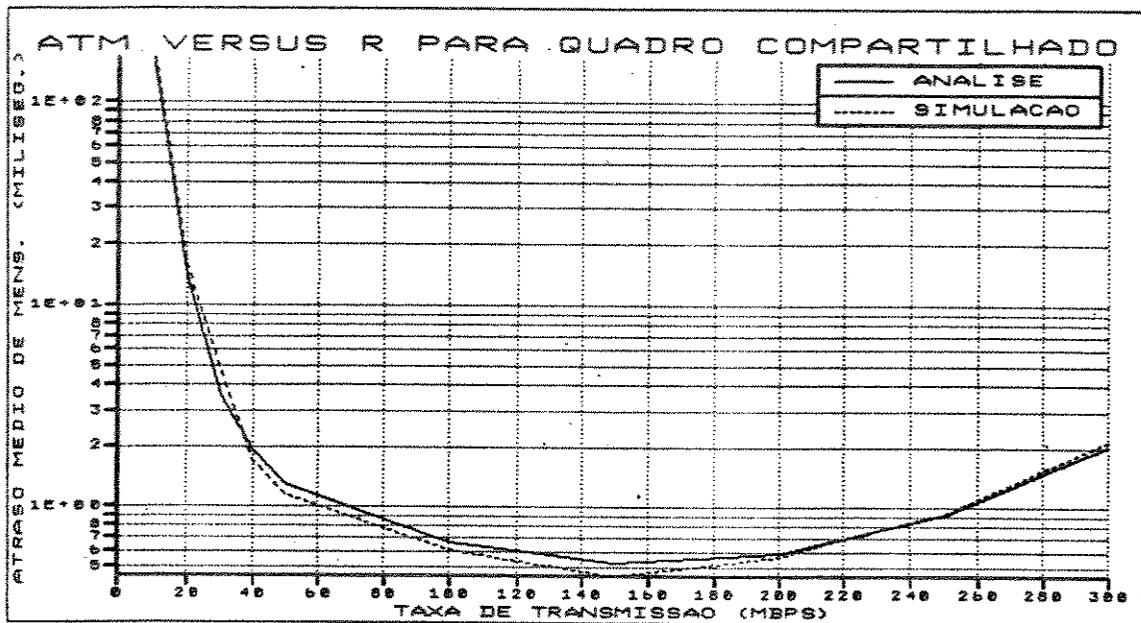


Fig. 6.12 - Atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. taxa de transmissão no anel, para o método com quadro compartilhado e mensagens de 3.000 bits.

anel reduz o tempo de serviço. Acima de 200 Mbps observa-se um aumento no atraso que aparece em consequência de um maior número de "slots" que passam a circular no anel, mas as estações não podem utilizar mais que um "slot" em cada quadro.

#### 6.9.2 Análise de Desempenho para o Método de Acesso com Fronteira Móvel

A análise de desempenho do método de acesso com fronteira móvel proposto foi realizada considerando-se os mesmos parâmetros e condições operacionais utilizadas para o método de acesso com

quadro compartilhado. Dessa forma, é possível uma comparação direta de resultados.

O atraso médio de transferência que as mensagens de dados ficam sujeitas em relação ao tráfego oferecido para o método de acesso com fronteira móvel, pode ser observado na Figura 6.13. Neste caso, observa-se que o desempenho da rede pode ser considerado satisfatório sob condições de tráfego leve e moderado. Além disso, verifica-se que este método pode suportar cargas que se aproximam bastante da taxa de transmissão no anel.

A influência do número de "slots" no anel sobre o atraso

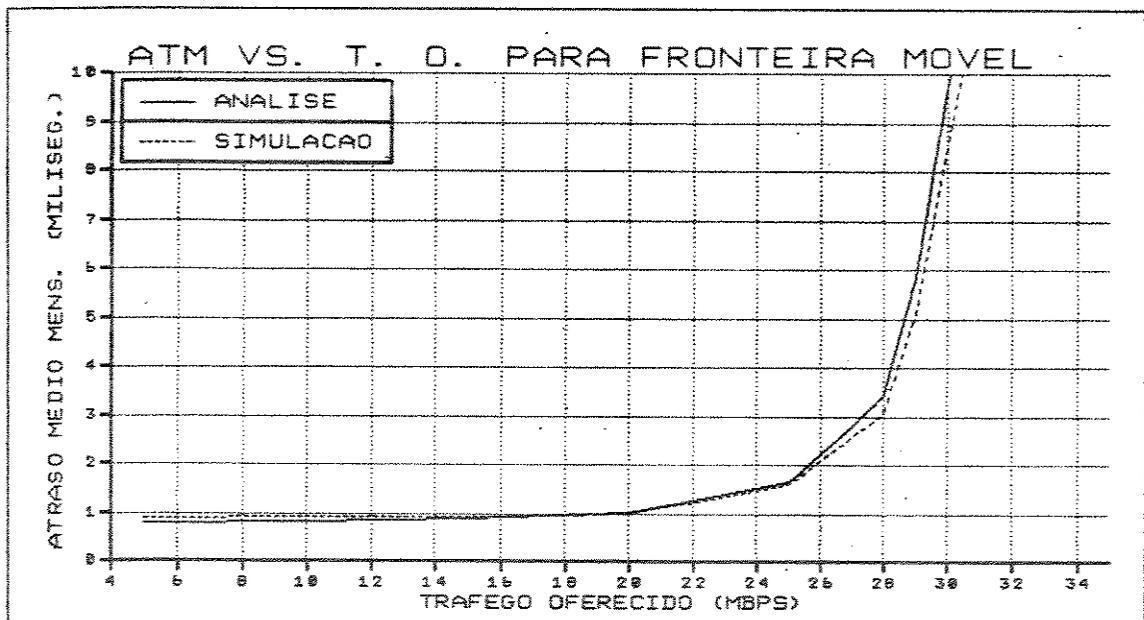


Fig. 6.13 - Atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. tráfego oferecido, para o método com fronteira móvel e mensagens de 3.000 bits.

médio de transferência de mensagens é muito reduzida, conforme mostrado na Figura 6.14. Esta propriedade pode ser justificada pela tendência de aglomeração que os "slots" vazios apresentam quando do atendimento de uma determinada fila ou grupo vizinho de filas (efeito mencionado por Morris e Wang na Referência [123]). Isto faz com que um aumento do número de "slots" não promova uma redução proporcional no atraso médio. Além disso, o aumento do número de "slots" implica no aumento do atraso de progressão no anel ("latency"), devido ao aumento da quantidade de bits de registrador de deslocamento nas estações em série com o anel, o que neutraliza o efeito do aumento do número de "slots".

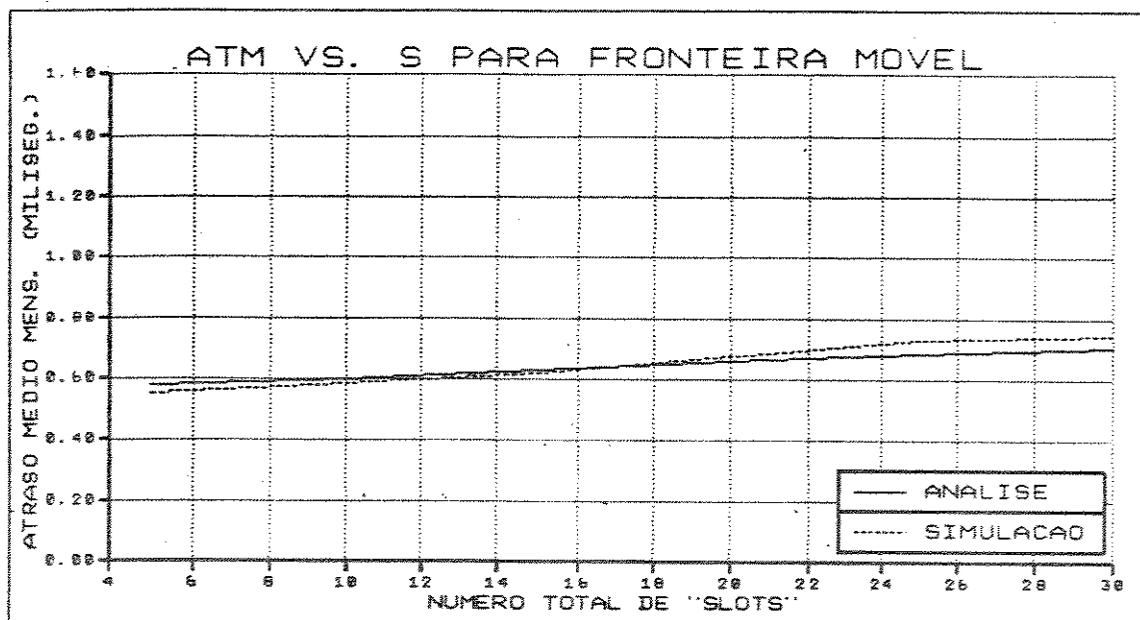


Fig. 6.14 - Atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. número total de "slots" no anel, para o método com fronteira móvel e mensagens de 3.000 bits.

A relação existente entre o atraso médio de mensagens e a taxa de transmissão no anel sob tráfego oferecido constante e igual a 5 Mbps é mostrada na Figura 6.15. Neste caso, observa-se que o atraso sempre decresce com o aumento da taxa de transmissão. Esta propriedade advém da redução no tempo de duração que os "slots" sofrem com o aumento da taxa de transmissão e, conseqüentemente, da redução do tempo de duração dos envelopes. Se o aumento da taxa de transmissão tendesse para o infinito, o

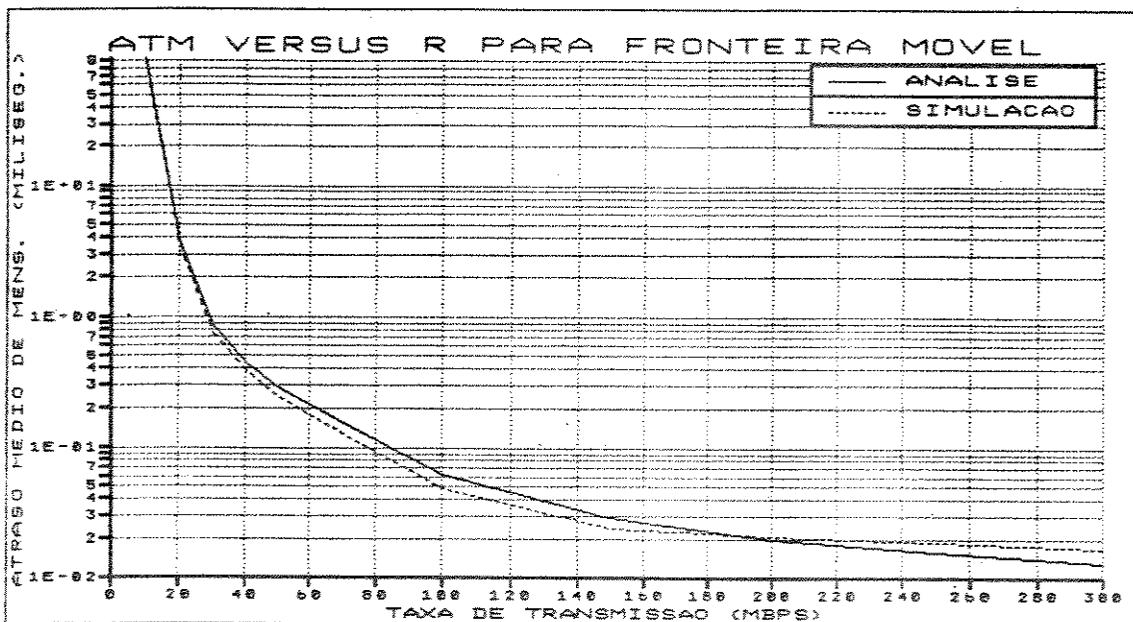


Fig.6.15 - Atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. taxa de transmissão no anel, para o método com fronteira móvel e mensagens de 3.000 bits.

atraso de transferência de mensagens tenderia para o mesmo valor do atraso de propagação no anel.

### 6.9.3 Comparação de Desempenho

A Figura 6.16 permite comparar o desempenho do método de acesso proposto nas versões com quadro compartilhado e com fronteira móvel, em termos do atraso médio de transferência de mensagens vs. tráfego oferecido. Verifica-se que a versão com fronteira móvel apresenta um desempenho superior para a região de cargas mais elevadas, o que pode ser justificado pelo melhor

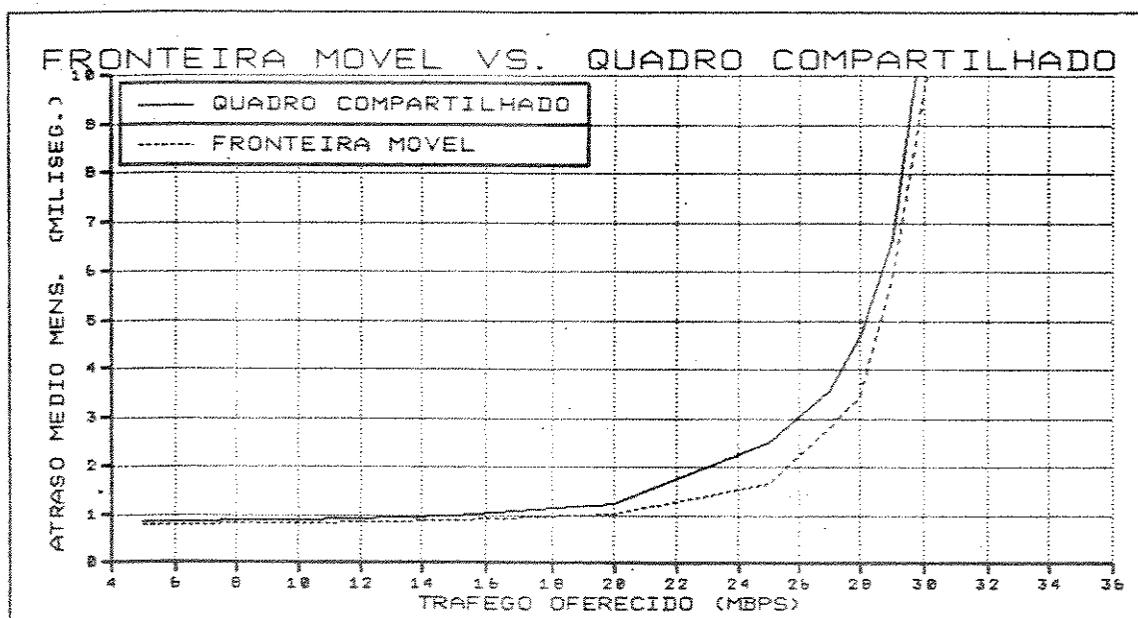


Fig. 6.16 - Comparação de resultados analíticos: atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. tráfego oferecido e mensagens com 3.000 bits.

aproveitamento da capacidade de transmissão do meio.

A influência da quantidade total de "slots" no atraso médio de transferência de mensagens em ambas as versões do método de acesso proposto pode ser observada através da Figura 6.17. Verifica-se que a versão com fronteira móvel é menos influenciada em termos de aumento do ATM com o aumento do número de "slots", do que a versão com quadro compartilhado. A diferença de desempenho entre os métodos é atribuída ao fato de que o método com fronteira móvel permite a utilização de mais que um "slot" a cada quadro.

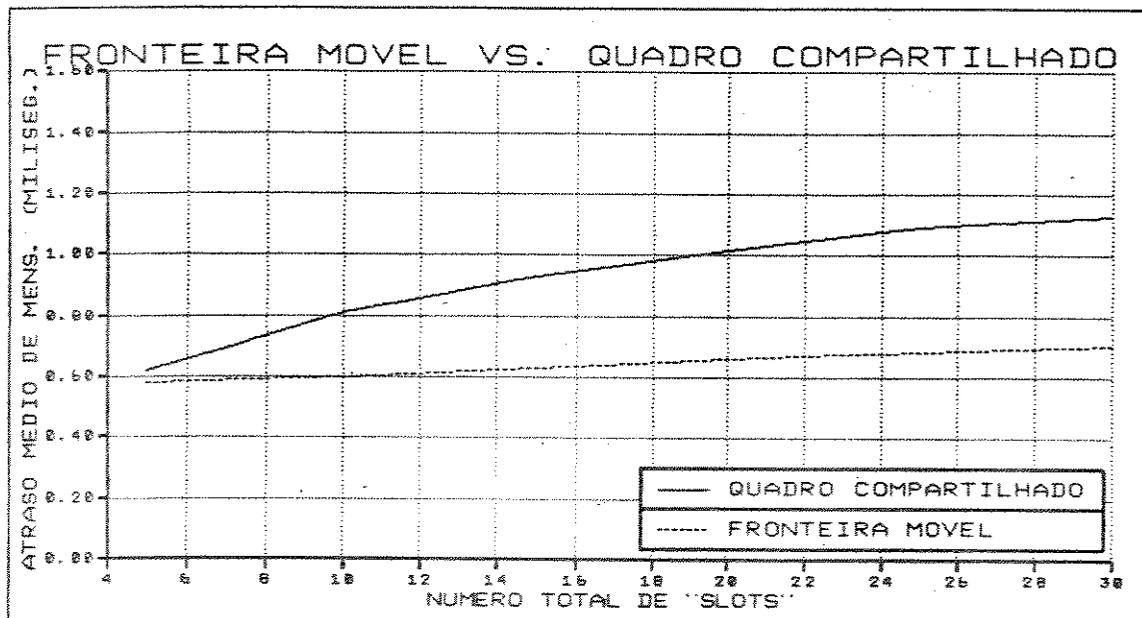


Fig. 6.17 - Comparação de resultados analíticos: atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. número total de "slots" com mensagens de 3.000 bits.

A Figura 6.18 apresenta as relações existentes entre o atraso médio de mensagens e a taxa de transmissão no anel sob tráfego oferecido constante e igual a 5 Mbps, para ambas as versões do método de acesso proposto. Observa-se que o atraso médio de transferência de mensagens tende a decrescer com o aumento da taxa de transmissão em ambos os casos. Porém, para taxas mais elevadas surge uma diferença de comportamento que advém do fato de que o método com fronteira móvel admite a utilização de mais que um "slot" durante um quadro, para o tráfego de dados em um nó de comunicação. Isto compensa o aumento na quantidade dos

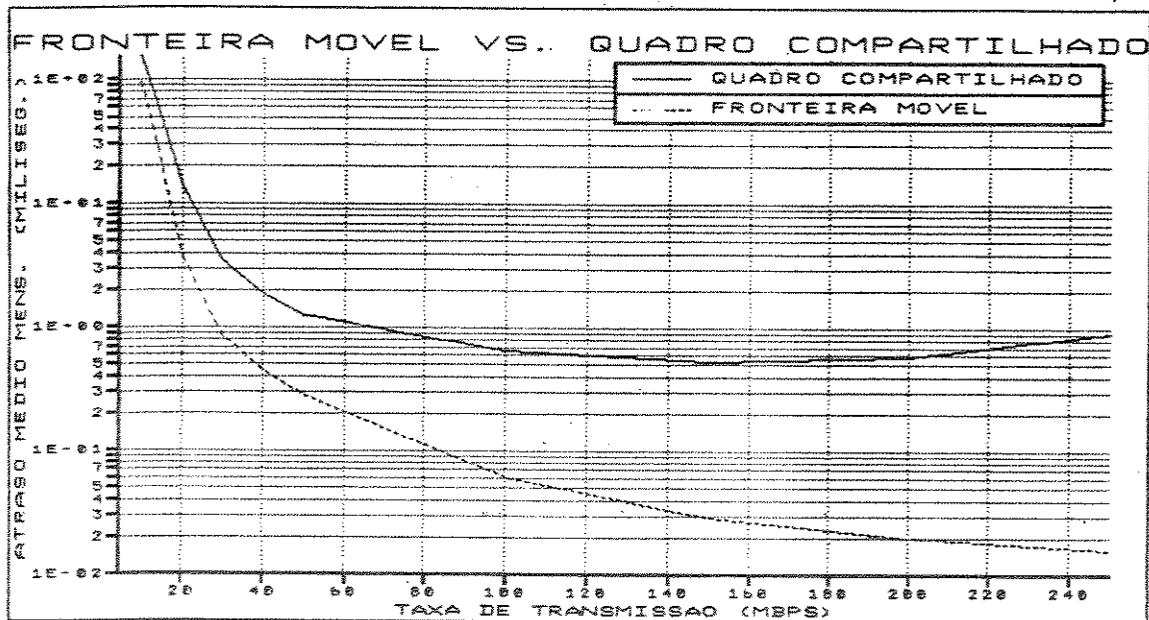


Fig. 6.18 - Comparação de resultados analíticos: atraso médio de transferência de mensagens de dados vs. taxa de transmissão no anel com mensagens de 3.000 bits.

"slots" presentes em um quadro, que no método com quadro compartilhado implica em aumento do atraso a partir de um certo valor de taxa de transmissão.

Na Figura 6.19, são apresentados os resultados analíticos e de simulação referentes à fração de descarte de envelopes de voz versus o número de "slots" no anel, na ausência de tráfego de dados e, com  $S = S_v$  e  $S_d = 0$ . As curvas foram obtidas considerando-se um fator de atividade por terminal de voz ( $\pi_{sur}$ ) igual a 0,4. Uma vez que frações de descarte de envelopes de voz de até 0,5% não acarretam prejuízo perceptível ao sinal de voz

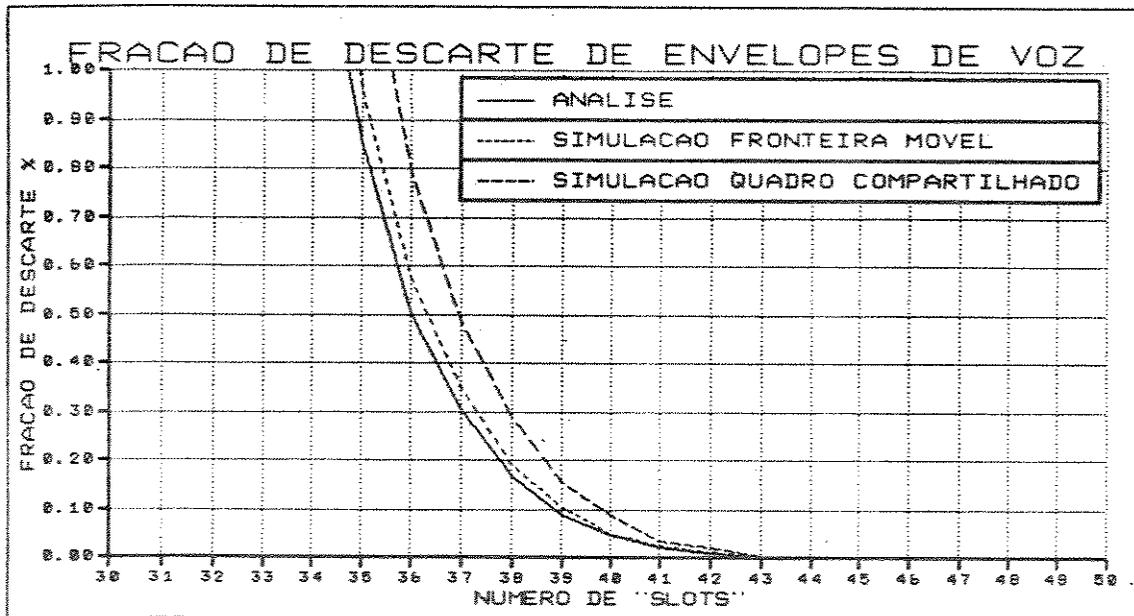


Fig. 6.19 - Fração de descarte de envelopes de voz vs. número de "slots" no anel, na ausência de tráfego de dados na rede e com  $S = S_v$ .

reproduzido [66,67], observa-se que a quantidade de "slots" requerida ( $S$ ) é aproximadamente igual à metade do número de terminais de voz na rede. Além disso, verifica-se uma reduzida diferença de desempenho entre os métodos e, que o melhor desempenho é oferecido pelo método com fronteira móvel, é atribuído à utilização do mecanismo de reserva de "slots" para uso no quadro seguinte.

Com a finalidade de avaliar a operação do mecanismo de reserva, o modelo de ocupação de "slots" no quadro também foi utilizado para uma análise de desempenho de ambas as versões do método de acesso proposto, cujos resultados são apresentados a seguir. Para isso, nos modelos analítico e de simulação, considerou-se que os intervalos de silêncio e de surtos de voz são exponencialmente distribuídos.

As Tabelas 6.1 a 6.4 apresentam alguns dos resultados de análise e simulação que foram obtidos, os quais permitem a observação de características de ambas as versões do método de acesso proposto sob tráfego integrado de voz e dados. Para isso, considerou-se mensagens de dados com 3.000 e 1.280 bits, e  $S_d = 0$ . Os resultados analíticos para a fração de descarte de envelopes de voz foram obtidos levando-se em conta o número médio de "slots" ocupados pelos envelopes de dados.

Com relação à influência do tráfego de dados sobre a fração de descarte de envelopes de voz no método com quadro compartilhado, verifica-se que esta eleva-se de 0,5 % na ausência de tráfego de dados para cerca de 1,2 % quando este tráfego cresce para 90 % do valor máximo de  $\rho_d$  (Tabelas 6.1 e 6.2). No caso do

Tabela 6.1 - Comparação entre resultados analíticos e de simulação para o método de acesso com quadro compartilhado (mensagens de 3.000 bits).

$\rho d$	Resultados Analíticos		Resultados de Simulação	
	Descarte %	ATM (ms)	Descarte %	ATM (ms)
0,1	0,51	0,91	0,52	0,98
0,2	0,56	1,72	0,64	1,83
0,5	0,59	3,59	0,68	3,22
0,8	0,67	7,23	0,74	7,57
1,0	0,75	10,36	0,81	9,72
1,2	0,82	13,25	0,86	12,51
1,5	0,89	24,63	0,91	23,49
1,8	0,91	36,42	0,94	32,18
2,0	0,99	48,82	1,16	37,31
2,2	1,02	96,50	1,17	80,93
2,4	1,13	129,18	1,19	109,38
2,6	1,18	171,48	1,27	147,41
2,8	1,29	269,17	1,49	249,53

método com fronteira móvel, verifica-se uma variação na faixa de 0,5 % na ausência de tráfego de dados até 0,97 % com 90 % do valor máximo de  $\rho d$ , ou seja, este método demonstra ser menos sensível às variações no tráfego de dados. Para um regime pesado de tráfego de dados [ $\rho d > 0,5 \cdot (\rho d_{\text{máx}} + S_d)$ ], os resultados analíticos mostram atrasos de transferência de mensagens superiores em relação aos obtidos através de simulação. Isto pode ser justificado pelo descarte de envelopes de voz, que na simulação ocorreu com

Tabela 6.2 - Comparação entre resultados analíticos e de simulação para o método de acesso com fronteira móvel (mensagens de 3.000 bits).

pd	Resultados Analíticos		Resultados de Simulação	
	Descarte %	ATM (ms)	Descarte %	ATM (ms)
0,1	0,50	0,90	0,50	0,91
0,2	0,51	1,35	0,50	1,26
0,5	0,51	2,89	0,51	2,92
0,8	0,51	6,73	0,54	7,01
1,0	0,52	9,96	0,54	9,72
1,2	0,52	11,85	0,55	10,51
1,5	0,52	21,47	0,57	20,49
1,8	0,53	32,64	0,59	31,18
2,0	0,54	39,73	0,61	38,41
2,2	0,56	91,69	0,69	85,89
2,4	0,58	118,38	0,83	110,85
2,6	0,62	168,24	0,97	154,37
2,8	0,69	256,78	1,06	237,65

maior intensidade, permitindo essa redução nos referidos resultados.

Conforme mencionado anteriormente, considerou-se no modelo analítico que os efeitos do tráfego de dados sobre o de voz poderiam ser desprezados. Porém, os resultados de simulação demonstraram que o descarte de envelopes de voz aumenta com o aumento do comprimento das mensagens de dados, sendo este efeito muito mais acentuado no método de acesso com quadro compartilhado

Tabela 6.3 - Comparação entre resultados analíticos e de simulação para o método de acesso com quadro compartilhado (mensagens de 1.280 bits).

$\rho d$	Resultados Analíticos		Resultados de Simulação	
	Descarte %	ATM (ms)	Descarte %	ATM (ms)
0,1	0,50	0,78	0,50	0,83
0,2	0,51	0,86	0,52	0,95
0,5	0,53	0,99	0,53	0,99
0,8	0,55	2,17	0,53	2,06
1,0	0,57	4,63	0,59	4,17
1,2	0,60	8,19	0,61	7,05
1,5	0,62	13,50	0,69	12,74
1,8	0,65	23,47	0,76	21,13
2,0	0,67	41,12	0,80	40,01
2,2	0,73	71,72	0,85	70,42
2,4	0,78	94,61	0,92	90,73
2,6	0,89	127,21	1,03	114,07
2,8	1,02	202,93	1,13	191,33

do que no método com fronteira móvel. Esta propriedade pode ser justificada pela atuação do mecanismo de reserva de "slots" para o o tráfego de voz.

Nas Tabelas 6.3 e 6.4, considerou-se mensagens de dados com comprimento de 1.280 bits ou 160 bytes. Este comprimento menor de mensagem em relação ao utilizado nas Tabelas 6.1 e 6.2 (mensagens de 3.000 bits), é ainda superior ao utilizado em sistemas T1 para comunicação interativa de dados, os quais operam

Tabela 6.4 - Comparação entre resultados analíticos e de simulação para o método de acesso com fronteira móvel (mensagens de 1.280 bits).

pd	Resultados Analíticos		Resultados de Simulação	
	Descarte %	ATM (ms)	Descarte %	ATM (ms)
0,1	0,50	0,76	0,50	0,77
0,2	0,50	0,78	0,50	0,86
0,5	0,50	0,89	0,51	0,91
0,8	0,51	1,73	0,52	1,75
1,0	0,51	3,96	0,52	3,87
1,2	0,51	6,85	0,53	6,03
1,5	0,52	11,23	0,55	10,98
1,8	0,52	16,64	0,55	15,88
2,0	0,53	22,92	0,55	21,33
2,2	0,54	49,47	0,57	49,01
2,4	0,56	71,18	0,59	70,13
2,6	0,60	93,55	0,73	89,15
2,8	0,65	166,78	0,77	157,59

com mensagens de 30 bytes. Isto demonstra que o método proposto pode ser aplicado em muitos casos de interesse prático.

Conforme pode ser observado nas Tabelas 6.1 a 6.4, a maioria dos resultados analíticos apresentam diferenças relativamente reduzidas em comparação com os resultados de simulação.

## 6.10 CONCLUSÃO

Neste Capítulo, apresentou-se uma análise de desempenho do método de acesso Anel de Cambridge Modificado, proposto nesta tese e descrito no Capítulo 5.

Duas versões deste método foram analisadas e comparadas. A primeira versão se baseia no compartilhamento de todos os "slots" de um quadro entre os tráfegos de voz e dados. A segunda versão utiliza técnicas de fronteira móvel e de reserva de capacidade, as quais possibilitam alocação dinâmica de largura de faixa entre os tráfegos de voz e dados. Como resultado, o método de acesso com fronteira móvel proposto proporciona uma utilização mais eficiente da largura de faixa oferecida pelo meio de transmissão e melhor desempenho para o tráfego de voz.

Três modelos analíticos foram adaptados ao método de acesso proposto e utilizados para a determinação dos atrasos de transferência que as mensagens de dados ficam sujeitas na transmissão. Verificou-se que o modelo de servidor único e cíclico é o mais preciso.

Um modelo simplificado para estudo analítico do método proposto foi sugerido e utilizado para avaliar seu desempenho sob tráfego integrado. Para a maioria dos casos analisados, os resultados obtidos com este modelo analítico correlacionam-se com os resultados obtidos por simulação e permitem concluir que o método proposto pode oferecer desempenho satisfatório sob condições operacionais diversificadas na rede local com serviços integrados de voz e dados.

## CAPÍTULO 7

### A IMPLEMENTAÇÃO DO MÉTODO DE ACESSO PROPOSTO

#### 7.1 INTRODUÇÃO

Neste capítulo, procura-se descrever e analisar uma implementação do método de controle de acesso proposto baseada na sua versão 1 descrita no Capítulo 5. Devido a influência que o método de controle de acesso exerce sobre a implementação de toda a rede local, descreve-se inicialmente a estruturação em camadas desenvolvida para a rede local RALFO, com destaque especial para a Camada de Sinalização que inclui uma implementação completa [143]. Além disso, apresenta-se também, uma proposta de implementação do nó de comunicação da rede local RALFO [136].

Uma segunda implementação considerando as mudanças que ocorreram na evolução da primeira para a segunda proposta (versão 2), é também discutida. Esta última versão foi uma consequência natural de todo o trabalho e, embora as modificações introduzidas tenham influência significativa sobre o desempenho da rede local, a sua implementação não requer alterações profundas na implementação da versão 1.

## 7.2 A ARQUITETURA EM CAMADAS [134,143]

Conforme abordado na Seção 5.2.2, o serviço de voz de uma rede local requer a transmissão da sinalização necessária ao estabelecimento das várias fases de uma ligação telefônica. Este tipo de informação é mais tolerante ao atraso de transmissão que os sinais de voz, porém, deve ser transmitido com maior prioridade que os sinais de dados e receber tratamento de erros. Isto resulta do fato de que a sinalização desempenha papel fundamental no sucesso da comunicação, tanto psicológico (tempo de espera do usuário) quanto físico (seqüência do processo de estabelecimento da ligação).

Atualmente, ainda não existe uma estruturação em camadas para todos os sinais acima mencionados. O Grupo de Estudos de Redes Locais com Integração de Serviços IEEE 802.9 [132] deverá apresentar propostas neste sentido em futuro próximo.

Uma arquitetura em camadas baseada no método de acesso proposto [134,143] e baseada no padrão IEEE 802 é apresentada na Figura 7.1, onde verifica-se o tratamento diferenciado dedicado à cada tipo de informação. Para a informação VOZ, acima da Camada MAC ("Medium Access Control") existe somente a Camada de Aplicação, a qual atuará diretamente no terminal de usuário (telefone). Para a informação SINALIZAÇÃO existe uma camada adicional, que é a Camada de Sinalização, a qual é responsável pelas negociações que ocorrem durante as várias fases de uma ligação telefônica. No caso da informação DADOS, a especificação "Camadas Superiores" se refere à estrutura já padronizada pelo Modelo de Referência para Interconexão de Sistemas Abertos (OSI)

DADOS	SINALIZAÇÃO	VOZ
Camadas Superiores	Camada de Aplicação	
Camada LLC	Camada de Sinalização	
Camada MAC		
Camada Física	Camada Física	

Fig. 7.1 - Arquitetura em camadas baseada no método de acesso proposto.

da International Standards Organization (ISO), enquanto a Camada LLC ("Logical Link Control") segue as especificações do padrão IEEE 802.2 [131]. A Camada Física caracteriza-se pela divisão em duas partes, uma vez que são utilizados dois anéis, ou seja, dois meios de transmissão independentes.

A seguir descreve-se com maiores detalhes cada uma das camadas acima mencionadas.

### 7.2.1 A Camada Física

A função da Camada Física é ativar, manter e desativar conexões físicas para a transmissão de bits entre dois nós da rede. Estabelece os procedimentos e as características mecânicas

e elétricas [132].

No caso da RALFO, trata dos problemas relacionados com a conversão de sinais elétricos para ópticos e vice-versa, estabelecendo características ópticas, tais como, níveis de potência das fontes luminosas, taxa de erros, etc.

#### 7.2.2 A Camada MAC

As principais funções desempenhas pela Camada MAC são aquelas relacionadas com o método de controle de acesso proposto, quais sejam: empacotamento da informação (formatação de envelopes), implementação dos procedimentos para acesso ao meio, descarte de envelopes de voz e tratamento de prioridades.

Com relação ao empacotamento da informação, a Camada MAC acrescenta alguns campos na estrutura da primitiva recebida das camadas superiores, mostrada na Figura 7.2. Cada tipo de informação recebe um tratamento adequado.

No caso de voz, as primitivas que chegam na Camada MAC recebem o tratamento esquematicamente representado na Figura 7.3.

As primitivas de DADOS e SINALIZAÇÃO que chegam à Camada MAC são idênticas às de voz. Portanto, um envelope de dados ou sinalização enviado para a Camada Física corresponde à primitiva mostrada na Figura 7.2 acrescida de novos campos. A Figura 7.4 mostra um envelope de dados ou sinalização resultante.

Quando uma estação recebe um envelope de uma outra estação distante, observa-se as ações acima descritas sendo realizadas no sentido inverso, ou seja, ocorre a retirada de

CCI	DESTINAT.	TERM.	INFO
2	8	4	16

onde:

CCI ≡ Controle do Campo de Informação, onde: "00" indica VOZ,  
 "01" indica DADOS e "10" indica SINALIZAÇÃO.

DESTINAT. ≡ endereço do nó destinatário.

TERM. ≡ endereço do terminal distante.

INFO ≡ campo de informação.

Fig. 7.2 - Formato da primitiva que chega na Camada MAC.

SINC	C/V	M	CCI	DESTIN.	REMET.	TERM.	INFO
1	1	1	2	8	8	4	16

onde:

SINC ≡ sincronismo de envelope (sempre igual a 1).

C/V ≡ estado de ocupação do "slot" (cheio = 1, vazio = 0).

M ≡ usado pela estação Monitor.

REMET. ≡ endereço do nó remetente.

Fig. 7.3 - Envelope de voz.

SINC	C/V	M	CCI	DESTIN.	REMET.	TERM.	INFO	RE	PAR
1	1	1	2	8	8	4	16	2	1

onde:

RE = campo de resposta, e seu conteúdo representa:

"00" = estação desligada ou não existe.

"01" = estação ligada, porém ocupada.

"10" = estação programada para rejeitar envelopes da estação remetente.

"11" = envelope recebido.

PAR = bit de paridade.

Fig. 7.4 - Envelope de dados ou sinalização.

campos do envelope à medida em que este é passado para as camadas mais superiores.

Com relação à implementação dos procedimentos para acesso ao meio de transmissão, fica também sob a responsabilidade da Camada MAC, a função de detectar o término de um surto de voz. Neste caso, utiliza-se uma estratégia baseada em buffers unitários para a transmissão e a recepção de envelopes. Uma certa quantidade de buffers é destinada aos envelopes de voz e outra aos envelopes de dados e sinalização. A Camada de Aplicação ao detectar o início

de um surto de voz reserva um buffer e o mantém alocado até o final do surto. Cada buffer tem um bit de estado de ocupação que é testado periodicamente pela Camada MAC, revelando o início de um surto de voz. Cada vez que o "slot" alocado ao surto de voz passa pela estação, esta retira um envelope do buffer após testar o estado de ocupação do mesmo. Assim, realiza-se também a detecção do final de um surto de voz através da verificação do bit de ocupação definido pela Camada de Aplicação.

Para a recepção de envelopes, os buffers são também utilizados para o armazenamento temporário dos envelopes que serão destinados à Camada de Aplicação, após tratamento adequado realizado na Camada MAC.

A Camada MAC também realiza o descarte do envelope de voz que não for transmitido após realizar, durante um quadro completo, tentativas de transmissão do envelope. Além disso, a Camada MAC é responsável pelo estabelecimento das prioridades de acesso, onde um envelope de voz tem a maior prioridade e, em seguida, vem a prioridade para a transmissão de sinalização.

### 7.2.3 A Camada LLC

A Camada LLC tem como função ativar, manter e desativar a comunicação confiável das seqüências de bits entre dois nós da rede. Para isso, lança mão de recursos de processamento de confirmação de PDU's numeradas e controle de erros através da retransmissão de PDU's que apresentarem erros de transmissão. Esta camada segue as especificações do padrão IEEE 802.2 [132].

#### 7.2.4 A Camada de Sinalização

A Camada de Sinalização realiza as funções necessárias ao início e término de uma ligação telefônica, bem como fornece à Camada de Aplicação o endereço do terminal de voz distante. O método de acesso proposto também permite a transmissão de sinalização durante o período de conversação, o que facilita a implementação de serviços especiais.

#### 7.2.5 A Camada de Aplicação

A Camada de Aplicação é dividida em duas partes sendo uma delas destinada ao tratamento da informação do tipo voz e a outra à informação do tipo sinalização. As funções associadas ao tratamento de voz estão relacionadas com a detecção de atividade ("SAD") e a digitalização dos surtos. Com relação ao tratamento da sinalização, as principais funções da Camada de Aplicação estão relacionadas com a detecção de monofone fora do gancho, reposição de monofone, recepção de dígitos de identificação do terminal distante chamado, identificação de recepção e envio de corrente de toque (sinalização acústica) para o terminal local chamado.

### 7.3 DETALHAMENTO DA CAMADA DE SINALIZAÇÃO [134,143]

Conforme abordado na Seção 7.2.5, a Camada de Sinalização apresenta interfaces com as Camadas de Aplicação e MAC. As primitivas para comunicação entre camadas passam pelas interfaces e especificam os tipos de serviços requeridos.

A partir das funções desempenhadas pela Camada de Sinalização e com base no padrão IEEE 802.2, foi possível definir as primitivas e seus parâmetros apresentados a seguir.

I) Interface Camada de Aplicação/Camada de Sinalização:

(a) DL-CONNECT.request (endereço local, endereço distante, tipo de serviço)

- endereço local = endereços do nó e terminal locais.
- endereço distante = endereços do nó e terminal distantes.
- tipo de serviço = início de conexão.

(b) DL-CONNECT.indication (endereço local, tipo de serviço)

- endereço local = endereços do nó e terminal locais.
- tipo de serviço = início de conexão.

(c) DL-CONNECT.response (endereço local, tipo de serviço)

- endereço local = endereços do nó e terminal locais.
- tipo de serviço = usuário atendeu.

(d) DL-CONNECT.confirm (endereço local, tipo de serviço)

- endereço local = endereços do nó e terminal locais.
- tipo de serviço = usuário atendeu.

(e) DL-DISCONNECT.request (endereço local, tipo de serviço)

- endereço local = endereços do nó e terminal locais.
- tipo de serviço = fim de conexão.

- (f) DL-DISCONNECT.indication (endereço local, tipo de serviço)
- endereço local = endereços do nó e terminal locais.
  - tipo de serviço = fim de conexão, sinal de ocupado ou terminal destinatário não existe.
- (g) DL-DISCONNECT.response (endereço local, tipo de serviço)
- endereço local = endereço do nó e terminal locais.
  - tipo de serviço = confirmação de monofone no gancho.
- (h) DL-PRECONNECT.indication (endereço local, tipo de serviço)
- endereço local = endereços do nó e terminal locais.
  - tipo de serviço = sinalização acústica (campainha).

## II) Interface Camada de Sinalização/Camada MAC

Neste caso, a primitiva MA-UNIDATA.request é utilizada para a transmissão de todas as formas de PDU's da Camada de Sinalização. As PDU's identificadas são:

- Início de Conexão (IC)
- Fim de Conexão (FC)
- Usuário não Existe (UNE)
- Sinal de Ocupado (SO)
- Confirmação de Desconexão (CD)
- Campainha Tocando (CT)
- Usuário Atendeu (UA)

As primitivas são as seguintes:

(a) MA.UNIDATA.request (dados,prioridade)

- dados = endereçamento e especificação da PDU.
- prioridade = nível de prioridade atribuído à sinalização.

(b) MA-UNIDATA.indication (dados,prioridade)

- dados = endereçamento e especificação da PDU.
- prioridade = nível de prioridade atribuído à sinalização.

Através das primitivas acima descritas pode-se observar que o serviço de conexão é com confirmação, enquanto que o encerramento é sem confirmação. A primitiva DL-PRECONNECT.indication ocorre em resposta a uma DL-CONNECT.request, indicando que a conexão está em fase final de estabelecimento, ou seja, o terminal chamado está emitindo sinalização acústica (campainha tocando). Somente quando o usuário chamado atender, será recebida a primitiva DL-CONNECT.confirm indicando o real estabelecimento da conexão.

As interações que devem existir entre as Camadas de Aplicação/Sinalização/MAC para que uma conexão seja realizada com sucesso estão ilustradas na Figura 7.5, onde inclui-se também as interações necessárias ao processo de desconexão. Entre parênteses estão representadas as iniciais das PDU's que as primitivas transportam através da interface Sinalização/MAC.

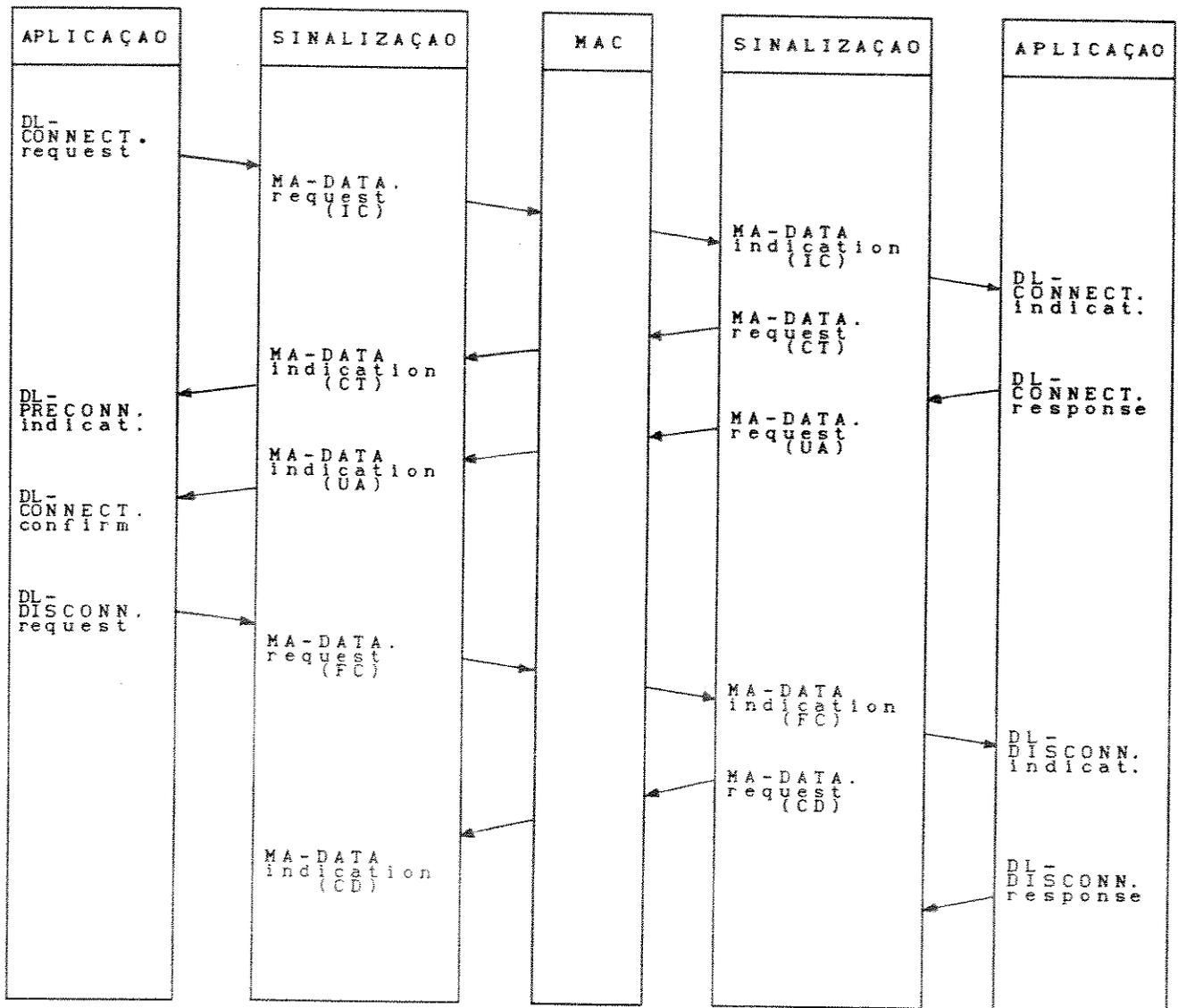


Fig. 7.5 - Interações entre camadas para conexão com sucesso.

### 7.3.1 Descrição dos Serviços

A seguir, descreve-se os vários tipos de serviços implementados pela Camada de Sinalização.

- Serviço: Confirmação de Monofone no Gancho.

Este serviço indica que o usuário que recebeu um dos sinais "Fim de Conexão", "Sinal de Ocupado" ou "Usuário destinatário Não Existe" em resposta a uma tentativa de estabelecimento de conexão ou durante a conversação, liberou o seu terminal telefônico através da reposição do monofone no gancho. Uma vez identificado este serviço, a Camada de Sinalização libera o terminal de usuário local chamador.

- Serviço: Início de Conexão.

Este serviço informa os endereços necessários para a identificação da conexão e indica o Início de Conexão, através da primitiva recebida do nó distante chamado. A identificação deste serviço é feita nas duas interfaces da Camada de Sinalização, sendo inicializado pelo terminal telefônico ligado à Camada de Aplicação.

Uma conexão pode ser interna (entre os terminais do próprio nó) ou externa (terminais instalados em diferentes nós de comunicação).

- Serviço: Fim de Conexão.

Este serviço indica o término da ligação telefônica. A sua identificação é realizada nas duas interfaces da Camada de Sinalização, sendo originado na Camada de Aplicação que se interliga com o terminal telefônico que encerra a chamada telefônica.

- Serviço: Usuário Atendeu.

Este serviço indica o início do período de conversação e tem origem na Camada de Aplicação associada ao terminal telefônico chamado.

- Serviço: Sinal de Ocupado.

Este serviço indica ao terminal telefônico chamador que o terminal chamado se encontra ocupado. Ele tem origem na Camada de Sinalização e é uma resposta a um pedido de Início de Conexão. Uma primitiva é enviada para a Camada de Aplicação para que o terminal chamador receba o tom de ocupado.

- Serviço: Usuário Destinatário Não Existe.

Este serviço indica que o terminal chamado não existe na rede, sendo enviado na direção do terminal chamador e também gerador da primitiva Início de Conexão.

- Serviço: Campanha Tocando.

Este serviço informa ao usuário do terminal chamador que o terminal telefônico chamado está livre e recebendo sinalização acústica (campanha). Neste caso, o usuário chamador receberá o tom de controle de chamada. Uma primitiva contendo o serviço Campanha Tocando é preparada e enviada para a Camada de Aplicação.

- Serviço: Confirmação de Desconexão.

Este serviço informa à Camada de Sinalização distante que um pedido de Fim de Conexão foi identificado e, portanto, a

conexão será desfeita. Antes, porém, a Camada de Sinalização libera o terminal local da sua Tabela de Espera.

### 7.3.2 Descrição da Implementação da Camada de Sinalização

A presente implementação visa atender ao processamento da sinalização gerada pelas chamadas internas à rede, deixando para implementações futuras a parte relativa ao tráfego recebido/transmitido através do "gateway" com a rede pública.

O processo identificado nesta implementação consiste no gerenciamento de um conjunto de buffers, conforme mostrado na Figura 7.6. Quando uma primitiva chega na Camada de Sinalização, o seu serviço é identificado; este pode se referir a uma PDU ou ao tipo de serviço, dependendo da origem da primitiva, que pode ser da Camada MAC ou da Camada de Aplicação, respectivamente.

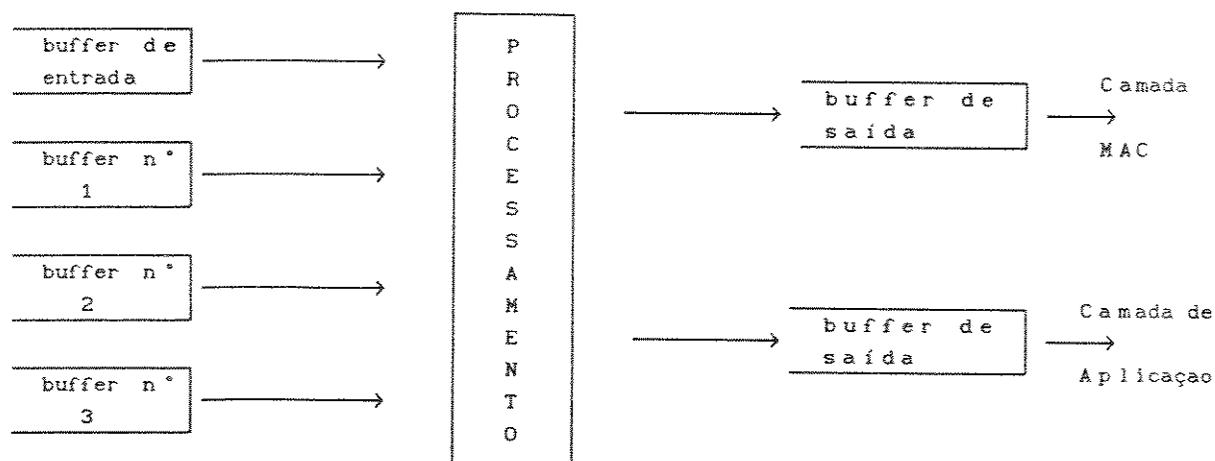


Fig. 7.6 - Processo de entrada/saída de primitivas.

Os níveis de prioridade adotados para o atendimento das primitivas dependem do serviço identificado e serão apresentados a seguir, onde um serviço mais prioritário tem ordem numérica menor.

- Serviço com prioridade 1 :

- Usuário Atendeu.

- Serviços com prioridade 2 :

- Sinal de Ocupado;
- Usuário Não Existe;
- Campanha Tocando.

- Serviços com prioridade 3 :

- Início de Conexão;
- Fim de Conexão;
- Confirmação de Desconexão;
- Confirmação de Reposição de Monofone no Gancho.

O processamento utilizado para o tratamento de prioridades no atendimento às primitivas consiste na distribuição destas em buffers segundo a prioridade das mesmas. Conforme mostrado na Figura 7.6, o buffer de maior prioridade é o de entrada, em seguida vem os buffers n° 1, 2 e 3.

O atendimento a uma primitiva pode ou não provocar a geração de novas primitivas. Se forem geradas, elas serão armazenadas nos buffers de saída.

Uma descrição detalhada desta implementação e de seus testes de verificação são apresentados nas Referências [134] e

[143].

## 7.4 O NÓ DE COMUNICAÇÃO DA RALFO [136]

### 7.4.1 O "Hardware" do Nó de Comunicação

Os nós de comunicação da RALFO devem dispor de uma interface de voz e de uma interface de dados/sinalização. Cada interface de voz deve estar equipada com um "buffer" que permita o armazenamento de até dois envelopes, enquanto as interfaces de dados/sinalização devem ser capazes de armazenar todos os envelopes originados por uma mensagem.

A RALFO nesta sua primeira versão incorporou aos nós de comunicação para funcionar como "host" o Processador Preferencial (PP), desenvolvido pelo CPqD da Telebrás [136]. O PP é um microcomputador baseado no microprocessador IAPx 80286 da Intel. A configuração adotada para o "hardware" do nó de comunicação é mostrada na Figura 7.7 e se baseia nos seguintes módulos básicos:

- UPN : Constitui a CPU do PP, a qual é baseada no microprocessador Intel IAPx 80286. Além de um co-processador 80287, este módulo inclui 512 kbytes de memória RAM, 64 kbytes de EPROM e duas interfaces seriais e paralelas.

- COM : Este é o módulo controlador de vídeo e possui um processador próprio. Além disso, controla três interfaces seriais RS 232C, inclui 192 kbytes de RAM e um bloco de memórias do tipo

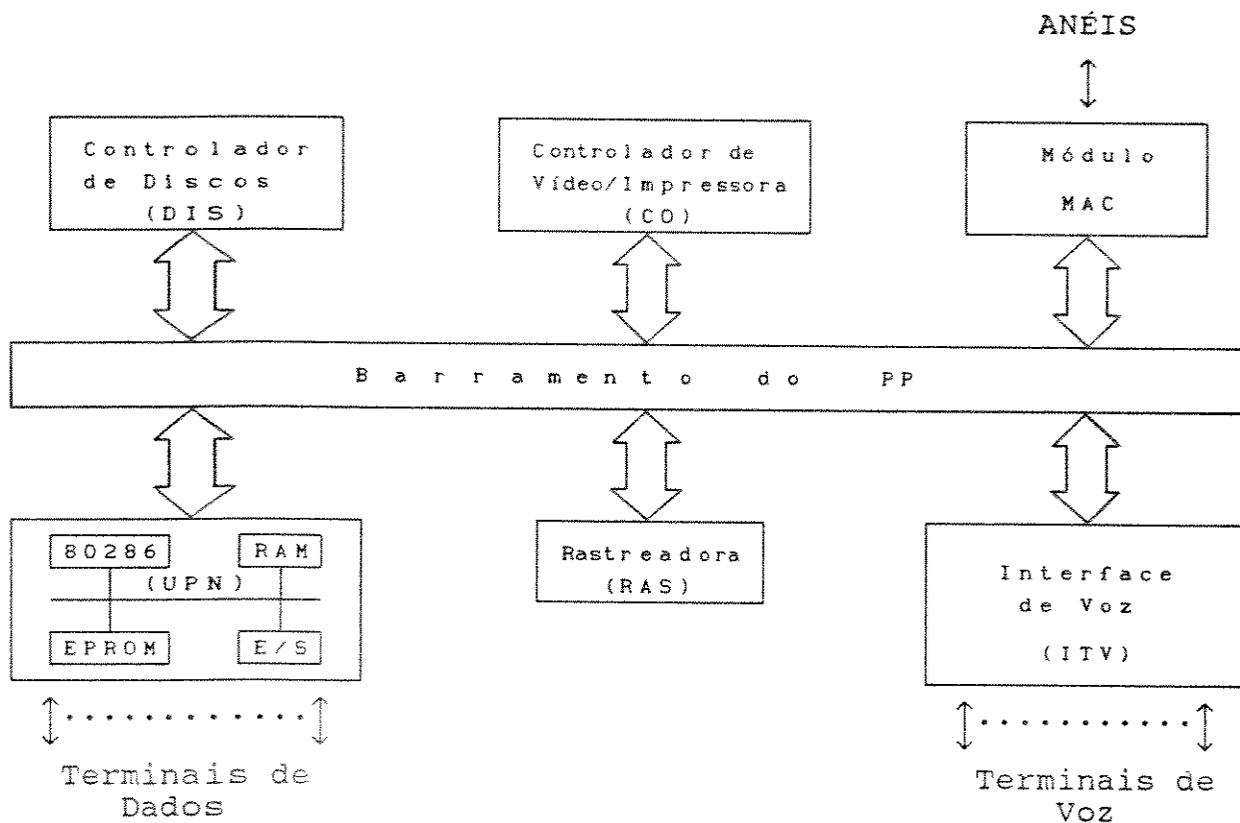


Fig. 7.7 - Configuração do "hardware" do nó de comunicação da rede RALFO.

"Dual-Port". Através destas memórias, um outro processador pode escrever internamente no módulo COM. Os terminais de dados são conectados nestes módulos, através das interfaces seriais.

- DIS : Este é o módulo controlador de disco que tem capacidade para controlar quatro unidades de disco rígido com até 288 Mbytes cada, quatro unidades de disco flexível e duas unidades

de fita cartucho.

- RAS : Este é o módulo rastreador, o qual é de grande utilidade no desenvolvimento de projetos, pois através dele é possível acompanhar o fluxo de informações no barramento do PP. Utiliza um microprocessador 8085, 8 kbytes de RAM e 32 kbytes de EPROM.

- MAC : Este módulo faz o acesso à rede e possui seu próprio processador.

- ITV : Este módulo faz a interface com os terminais de voz e realiza a comutação de voz digitalizada entre os terminais locais. Possui seu próprio processador baseado no 80286.

A distribuição dos protocolos descritos na seção anterior nos vários módulos é feita da seguinte maneira: a Camada LLC e as Camadas Superiores (dados) estão residentes no módulo UPN; a Camada de Sinalização juntamente com o "software" de controle da interface de voz ficam no módulo ITV e o protocolo de acesso ao meio fica no módulo MAC. Os processadores dos vários módulos se comunicam através da memória compartilhada (Dual-Port). Para isso, existem duas opções de implementação. A primeira consiste em utilizar a memória compartilhada do módulo COM (já faz parte do PP) e, a segunda, em implementar blocos de memória compartilhada nos módulos ITV e MAC . A primeira solução é centralizadora, uma vez que todos os processadores recorrerão à COM para a troca de informações, enquanto a segunda descentraliza a comunicação entre

processadores. Ambas as soluções estão sendo atualmente testadas para fins de avaliação de desempenho.

#### 7.4.2 O "Software" do Nó de Comunicação

Um sistema operacional a ser utilizado para o gerenciamento de um nó de comunicação da rede RALFO deve apresentar as seguintes características: multi-tarefa, soluções não-genéricas, ambiente de processamento distribuído e núcleo em tempo real, de maneira a possibilitar: escalonamento de processos, comunicação entre processos, gerência de temporizadores e tratamento de interrupções, etc.

Um dos sistemas operacionais que atendem a esses requisitos foi desenvolvido pelo CPqD da Telebrás e denominado Sistema Operacional Preferencial (SOP). O SOP é específico para o PP e muito adequado às aplicações de controle de processos em geral, as quais requeiram um bom desempenho do sistema operacional e utilizem periféricos padronizados (terminais, discos rígidos e flexível, impressoras, etc.).

O SOP também pode ser configurado de acordo com as necessidades da aplicação, possibilita o tratamento de interrupções geradas pelas interfaces "hardware", permite a permanência em memória dos programas de maior utilização e tem um sistema de prioridades que permite à aplicação definir uma política própria de escalonamento dos processos.

Outra característica importante que deve ser mencionada é a possibilidade de utilização do SOP para o desenvolvimento de sistemas distribuídos. Isto se deve ao fato de que o SOP suporta

a comunicação entre processadores de forma clara e transparente, suporta tratamento de falhas por programa de aplicação e permite a implementação de programas que controlem interfaces "hardware" específicas da aplicação.

O SOP opera com o microprocessador 80286 no modo protegido, o que possibilita o gerenciamento de memória e o endereçamento virtual, sendo, portanto, um sistema operacional multi-tarefa e muito adequado para às aplicações de redes.

A linguagem de programação escolhida para a implementação do protocolo de comunicações foi a CHILL (CCITT High Level Language) definida e recomendada pelo CCITT. A linguagem CHILL foi concebida para a programação de centrais telefônicas CPA, porém, apresenta estruturas e mecanismos orientados à programação concorrente em arquiteturas mono ou multi-processadoras, que se mostraram bastante adequadas ao projeto em questão. Além disso, a linguagem CHILL permite o tratamento de algoritmos como dados (conceito largamente utilizado em programação por objetos) e o tratamento de exceções definido pelo programador, podendo interagir com outras linguagens.

## 7.5 DETALHAMENTO DA INTERFACE DE VOZ [136]

### 7.5.1 O "Hardware" da Interface de Voz

A Interface de Voz (ITV) é constituída dos blocos mostrados na Figura 7.8 e seu núcleo é baseado no microprocessador 80286, o qual atua tanto no barramento local quanto no barramento do PP. Associados ao barramento local encontram-se os blocos de

memória RAM e EPROM, onde devem residir o "software" de controle do módulo ITV e o sistema operacional. O sistema operacional adotado (versão compactada do SOP) foi descrito na Seção 7.4.2. A necessidade de se ter o sistema operacional residente no ITV decorre do fato de que a aplicação voz requer um ambiente multi-tarefa, já que até 16 terminais telefônicos poderão estar conectados a este módulo. Assim, existe a possibilidade de se ter até 16 instâncias do processo de voz ativas ao mesmo tempo.

O "hardware" da aplicação de voz é constituído dos seguintes estágios:

- Circuito de Assinantes (CA): realiza a função BORSCHT, ou seja, codificação/decodificação PCM a 64 kbps dos sinais de voz, conversão 2/4 fios, detecção de monofone no gancho, envio da corrente de toque, alimentação do terminal de assinante, etc.

- Controle de Terminais de Assinante (CTA): realiza a interface entre o estágio CA e o Barramento Local, introduz nos "slots" alocados os sinais digitais que representam tons de ocupado, de discar, padrão de silêncio, etc.

- Comutação (CO): este estágio realiza a função de comutação digital entre os terminais de voz de um mesmo nó (chamadas locais ou conexão interna). Neste caso, a técnica de comutação utilizada é a comutação de circuitos, implementada através de um único comutador T (Temporal). Entre os nós de comunicação distantes, a técnica utilizada é a comutação de surtos.

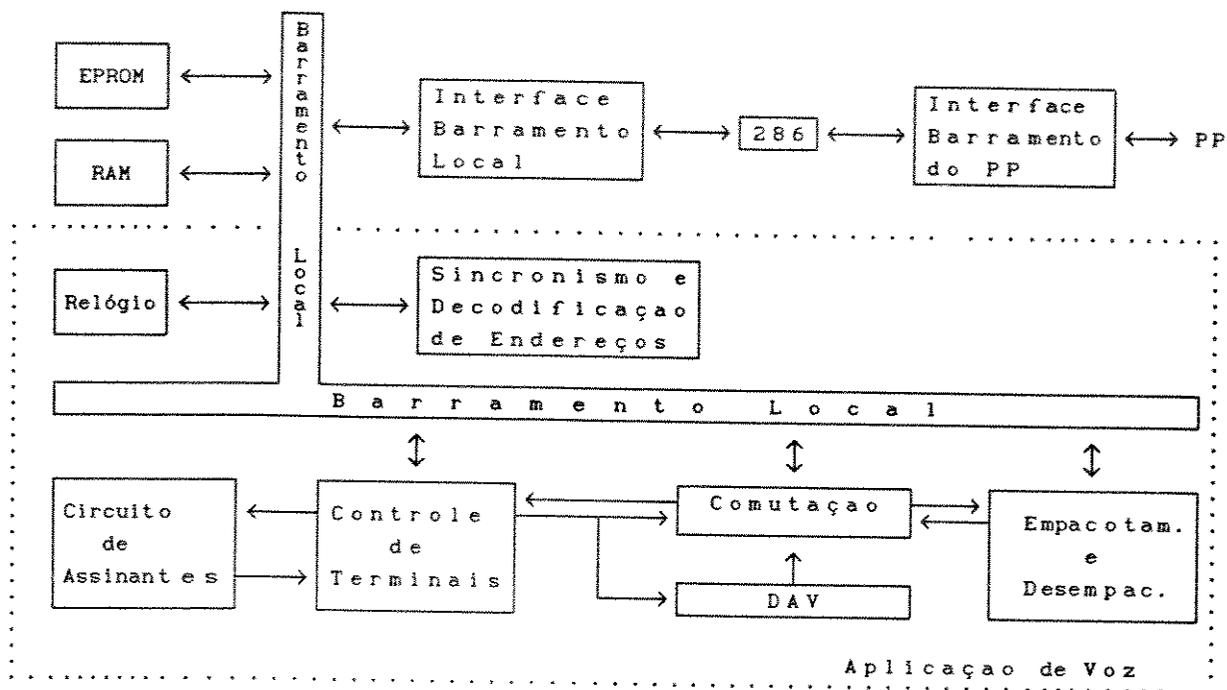


Fig 7.8 - Diagrama em blocos do módulo ITV.

- Detecção de Atividade de Voz (DAV): este estágio realiza a detecção dos intervalos de silêncio e surtos de voz ("SAD"). Para a elaboração deste estágio foi necessário um estudo detalhado do sinal de voz e do ruído existente em uma ligação telefônica. Conforme já abordado no Capítulo 3, a utilização dos intervalos de silêncio para a transmissão de outros sinais otimiza a utilização do meio de transmissão, porém introduz algumas dificuldades de implementação, tais como, o desaparecimento do ruído ambiental ou de fundo durante os intervalos de silêncio, o que causa aos usuários uma sensação de descontinuidade na conexão.

O estágio DAV utilizado, mostrado na Figura 7.9, foi desenvolvido pelo CPqD da Telebrás conjuntamente com a UNICAMP. Ele é constituído de três circuitos integrados denominados: Detector de Atividade (TB7), Compensador de Off-set (TB8) e Filtro de Hangover (TB11). O TB7 se baseia em três parâmetros para realizar a distinção entre surto de voz e intervalo de silêncio: potência do sinal, fator de pico e cruzamentos de zero. Como o TB7 requer o sinal de voz sem off-set, o TB8 faz um tratamento inicial deste sinal retirando o nível DC. Através de um filtro digital, uma estimativa da potência média do sinal também é obtida e enviada para o detector de atividade, que de posse dessas informações estabelece o estado atual do terminal de voz.

- Empacotamento/desempacotamento: este estágio tem por finalidade realizar a montagem dos envelopes de voz que serão enviados ao estágio MAC no sentido da transmissão. Além disso, realiza-se a operação inversa (desempacotamento) no sentido da

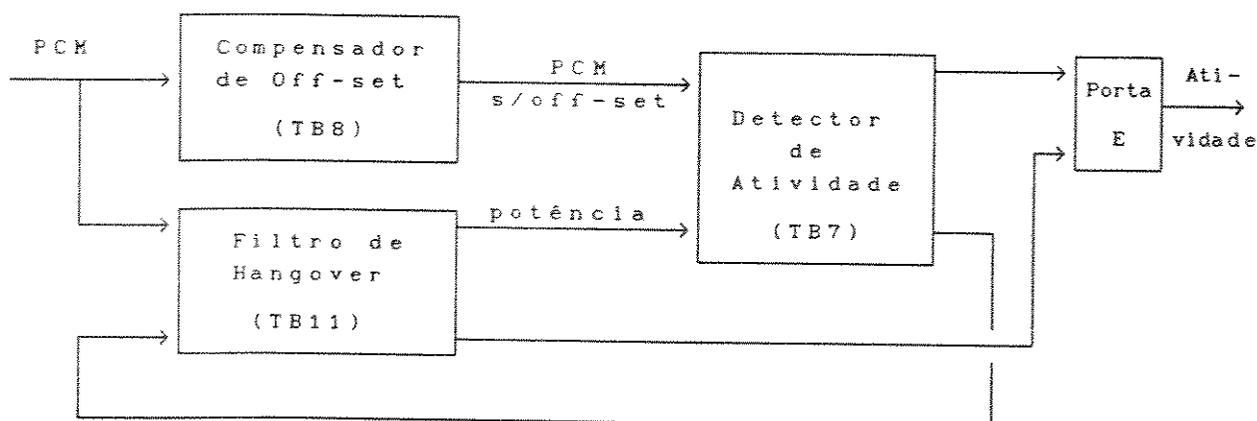


Fig. 7.9 - Detector de atividade de voz.

recepção. Os envelopes desmontados são enviados aos estágios de saída da interface de voz.

- Relógio: este estágio fornece todos os sinais de relógio necessários para os circuitos da aplicação de voz.

- Sincronismo e Decodificação de Endereços: através da decodificação de endereços, este estágio realiza a identificação do estágio da aplicação com o qual o processador deseja interagir. Já o sincronismo é necessário para manter o processador em espera, caso a atividade requerida não esteja concluída.

#### 7.5.2 O "Software" da Interface de Voz

Conforme descrito na Seção 7.2, a qual tratou da arquitetura em camadas adotada na RALFO, a aplicação fornece serviços aos usuários utilizando-se de serviços prestados pelas Camadas MAC e de Sinalização.

A Camada de Sinalização é a responsável pelo estabelecimento e encerramento das chamadas telefônicas e a aplicação fará uso dos seus serviços através das primitivas descritas na Seção 7.3. Através destas primitivas fica claro que o serviço de conexão é com confirmação, enquanto que o encerramento é sem confirmação.

Excluindo as interfaces com as camadas adjacentes, o "software" de aplicação possui procedimentos internos que estão representados na Figura 7.10, através de uma máquina seqüencial [136].

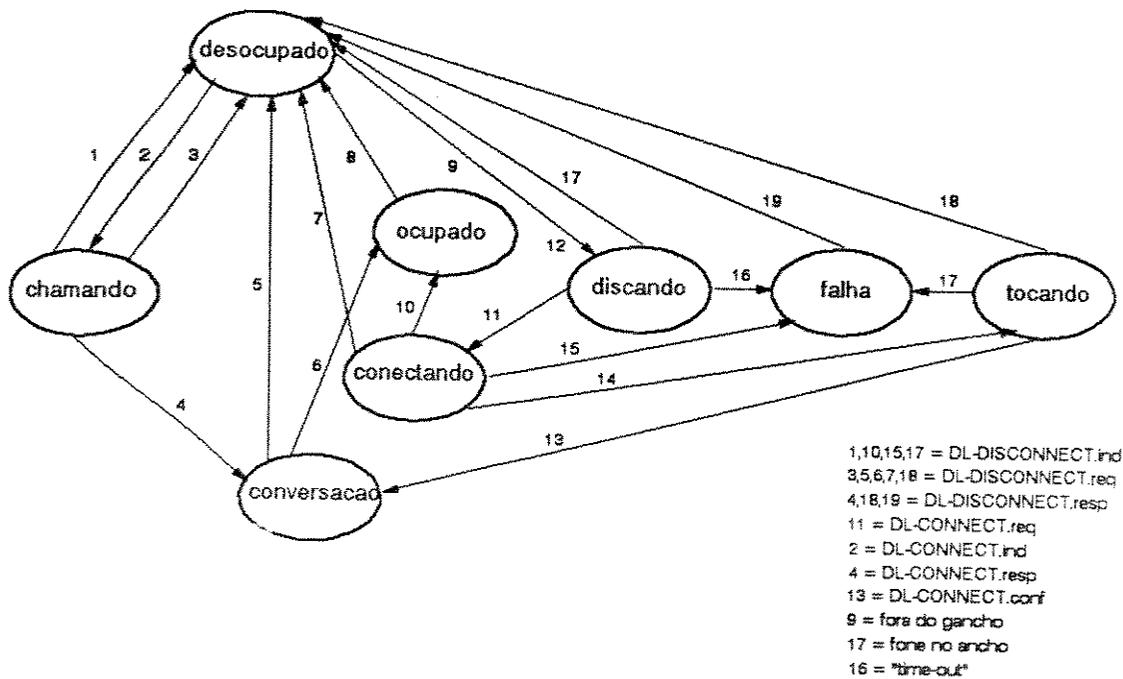


Fig. 7.10 - Máquina seqüencial do "software" da aplicação.

Nesta figura tem-se todos os estados de uma ligação telefônica e as transições correspondentes, que na maioria das vezes são as primitivas trocadas entre as camadas.

## 7.6 CONCLUSÃO

Para se chegar ao estado atual de desenvolvimento do nó de comunicação da rede local RALFO, muitas etapas foram vencidas e muita experiência foi adquirida. Várias modificações foram feitas no método de acesso inicialmente proposto, visando melhorar o seu desempenho. Um programa de simulação de rede foi desenvolvido e muito ajudou na verificação de propriedades e testes das modificações propostas.

A implementação aqui descrita também possibilitou visualizar que uma realização de baixo custo e desempenho satisfatório será viável através da utilização de um nível mais elevado de integração nos vários módulos componentes de um nó de comunicação. Além disso, a possibilidade de utilização de tecnologias em desenvolvimento e, portanto, não consideradas na presente implementação, permite prever o alcance destes objetivos.

Uma segunda implementação considerando as mudanças que ocorreram na evolução da primeira para a segunda proposta (versão 2), também é discutida. Esta última versão foi uma consequência natural de todo o trabalho e, embora essas modificações tenham influência significativa sobre o desempenho da rede, elas não implicam em mudanças substanciais na implementação da versão 1.

## CAPÍTULO 8

### CONCLUSÕES GERAIS

#### 8.1 COMENTÁRIOS FINAIS E CONTRIBUIÇÕES

O trabalho de pesquisa relatado nesta tese focalizou dois tópicos de grande importância na área de redes locais. Um deles tratou do projeto e desenvolvimento de um método de controle de acesso ao meio para uma rede local com fibras ópticas e integração de serviços e, o outro, da modelagem e análise de desempenho deste método.

Nos primeiros estágios de desenvolvimento do método de controle de acesso proposto, este ainda apresentava pouca diferença em relação ao método Anel de Cambridge. Gradativamente, a proposta inicial evoluiu para a Versão 2, em grande parte sob a influência dos resultados de simulação da versão anterior. Em vista disso, a versão atual (com fronteira móvel) já se afasta consideravelmente do método de acesso original.

Seria pertinente perguntar se a técnica "slotted ring" é a mais adequada para uma rede local com fibras ópticas, uma vez que a proposta do Grupo Técnico de Trabalho X3T9 da ANSI [132], representada pela FDDI (Fiber Distributed Data Interface), segue o

RM-OSI com topologia em anel e utiliza uma técnica semelhante à utilizada na sub-camada MAC IEEE 802.5 [21]. Respondendo a esta pergunta relembraria-se, que dentre os objetivos que nortearam o desenvolvimento da RALFO, estava o da obtenção de uma rede local com fibras ópticas orientada para a aplicação em automação de escritórios. A princípio, várias das arquiteturas disponíveis poderiam servir, tanto em anel, estrela ou árvore. Porém, somente a técnica "slotted ring" possibilitaria um atendimento satisfatório ao requisito de não interferência do tráfego de outros sinais na rede no tráfego de voz, bem como um serviço sincronizado de transporte em tempo real. No método de acesso proposto, um canal de transmissão para voz é configurado durante cada surto de voz e a largura de faixa disponível permanece constante durante o mesmo. Contudo, uma possível desvantagem deste procedimento estaria na necessidade da estação transmissora manter a transmissão dos envelopes de voz em taxa constante após a alocação do "slot", uma vez que uma interrupção de transmissão pode ser interpretada como um final de surto. Se isto ocorrer por qualquer razão, o "slot" será perdido e a estação terá que competir com as demais pela alocação de um novo "slot".

Considerando que o tráfego na rede relativo a um surto de voz consiste em uma longa seqüência de envelopes, este tipo de tráfego em quadros subseqüentes pode ser previsto com boa aproximação. Além deste fato, no método de acesso proposto com fronteira móvel considerou-se o ajuste dinâmico da quantidade de "slots" dedicada ao tráfego de dados no sub-quadro correspondente, a partir do resultado de um teste do bit de reserva de cada "slot" do sub-quadro de voz, realizado quadro a quadro, pela estação

supervisora da rede. Dentro do que já chegou ao nosso conhecimento, este mecanismo ainda não foi utilizado nas redes locais com integração de serviços e se constitui em uma das contribuições deste trabalho.

O resultado do teste do bit de reserva para voz também oferece uma indicação da intensidade deste tráfego (Monitor de Tráfego) e pode ser utilizado para limitar a aceitação de novas chamadas após a ultrapassagem de uma quantidade limite.

Uma extensão do método proposto para outras aplicações, como por exemplo, a transmissão de vídeo, poderia requerer alterações no sentido de se evitar a perda do "slot" pela estação que o alocou, em consequência de uma interrupção momentânea no fluxo de envelopes. Dessa forma, a inclusão de aplicações desta natureza pode implicar no desaparecimento de uma vantagem importante do método proposto, que é a sua simplicidade de implementação de "hardware" e "software".

Com relação ao segundo tópico acima mencionado, desenvolveu-se um modelo analítico para avaliar o desempenho do método de acesso proposto sob tráfego integrado. Os resultados de análise e de simulação validam o modelo sugerido e demonstram que o método proposto apresenta desempenho satisfatório sob diversas condições de tráfego na rede.

## 8.2 SUGESTÕES PARA CONTINUAÇÃO DESTA LINHA DE PESQUISA

O Capítulo 7 apresentou de forma resumida uma implementação parcial da RALFO, a qual representa uma experiência pioneira na área de desenvolvimento de redes locais para aplicação

em automação de escritórios realizada na UNICAMP. Muito caminho ainda falta para ser trilhado.

O estado atual do desenvolvimento da rede local RALFO é o seguinte: um protótipo experimental está sendo elaborado e diversos módulos já foram concluídos e testados. Adicionalmente, resta o desenvolvimento de um "gateway" com a rede pública de telefonia e de um "gateway" com a rede pública de dados. Além disso, algumas características da Versão 2 ainda devem ser incluídas nas implementações "hardware" e "software".

As experiências relatadas na literatura especializada em redes metropolitanas (MAN - Metropolitan Area Networks), permitem concluir que a principal diferença entre elas e as LAN's está nas dimensões da rede. Portanto, pode-se considerar perfeitamente possível a utilização do método de acesso ao meio aqui proposto e dos princípios básicos da rede RALFO para a implementação de MAN's destinadas ao atendimento de cidades de pequeno porte.

## APÊNDICE A

### MODELO COMPORTAMENTAL DE UMA INTERFACE DE VOZ

Neste apêndice, descreve-se um modelo comportamental de uma interface de voz de rede local operando com o método de acesso proposto. O objetivo é apresentar uma opção adicional de análise de desempenho deste método.

Considera-se uma rede local com  $N$  interfaces de voz e dados operando sob as seguintes condições:

- i) as fontes de voz estão em atividade permanente, alternando-se entre surtos de voz e intervalos de silêncio. Ambos os períodos são considerados exponencialmente distribuídos com média  $1/\lambda_v$  e  $1/\mu_v$ , respectivamente;
- ii) cada surto de voz é sub-dividido em uma seqüência de envelopes, aos quais denomina-se mensagem de voz;
- iii) os envelopes de dados ocupam somente "slots" não reservados para voz. Dessa forma, o número de usuários de voz que estão gerando um surto de voz no instante  $t$  ( $t > 0$ ), pode ser considerado um processo de Markov e o tráfego de voz analisado independentemente do de dados.

Assim, em um dado instante, uma interface de voz qualquer da rede se encontrará em um dos seguintes estados:

- Inativo (I): a interface não tem envelope de voz para transmitir.
- Espera (E): a interface tem envelopes para transmitir e aguarda a chegada de um "slot" vazio.
- Transmissão (T): a interface alocou um "slot" e começa a transmissão. Este "slot" permanecerá reservado à estação enquanto durar o surto de voz.
- Recepção (R): a interface permanecerá neste estado enquanto durar o surto de voz que está sendo recebido.

Além dos pontos acima enumerados, considera-se também que as interfaces de voz são independentes entre si e o comportamento de uma delas é idêntico ao das demais. Assim, uma estação que esteja no estado I poderá iniciar a transmissão de um surto de voz com probabilidade  $\alpha$ , a partir do instante de alocação de um "slot" vazio. Também quando estiver no estado I, uma interface poderá passar ao estado R com probabilidade  $\rho$  em consequência da recepção do primeiro envelope de um surto à ela destinado. Além disso, a interface poderá permanecer no estado I durante todo o quadro com probabilidade  $(1 - \alpha - \rho)$ .

O modelo comportamental da interface de voz pode ser descrito pelo conjunto de todos os estados que ela pode assumir e pelas probabilidades de transição de estado, conforme mostrado na Figura A.1. O parâmetro  $\varepsilon$  é definido como sendo a probabilidade de que o próximo "slot" a chegar na interface de voz esteja vazio. A

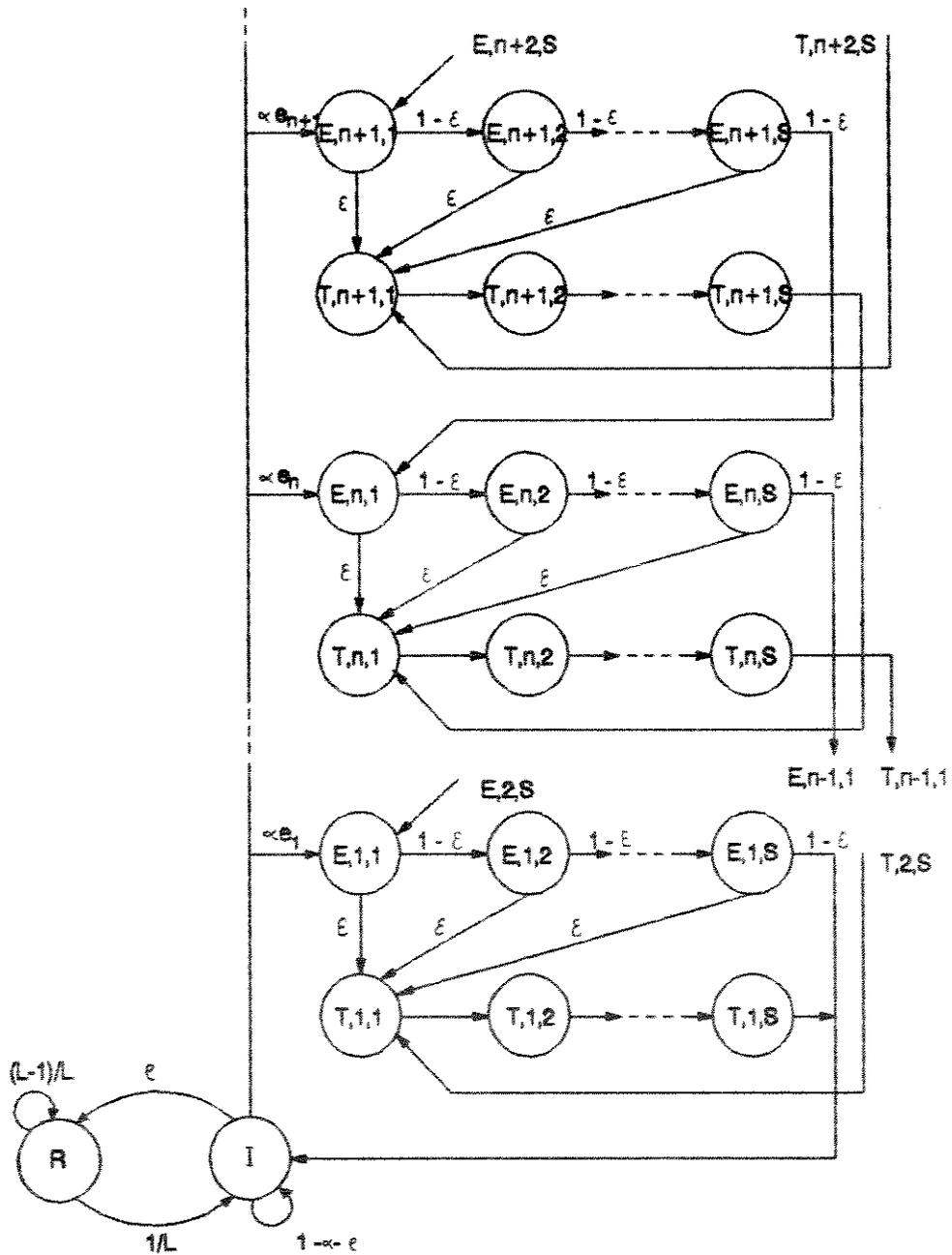


Fig. A.1 - Diagrama de estados de uma interface de voz.

simbologia adicional utilizada é definida como segue:

- . Estado (T,n,.): representa a interface de voz no estado Transmissão e com n envelopes sendo transmitidos.
- . Estado (E,n,.): representa a interface no estado Espera e com n envelopes para serem transmitidos.

Pelas considerações anteriores e sabendo-se que o tempo de permanência em cada estado é constante, pode-se definir uma Cadeia de Markov, conforme mostrado a seguir. Considera-se que, em regime estacionário, as probabilidades relativas aos estados E ( $\Pi_E$ ) são independentes do estado I. Além disso, define-se:

- .  $e_i$   $\equiv$  a probabilidade de que o número de envelopes gerados por um a surto de voz seja igual a i.
- .  $1/L$   $\equiv$  a probabilidade de que o próximo "slot" a chegar na interface contenha o último envelope do surto de voz, onde  $L \geq 1$ .

Considera-se também que as estações já ultrapassaram todas as fases da chamada que antecede a busca por um "slot" vazio no caso de transmissão ou, de sinalização telefônica, no caso de recepção. Da Figura A.1, tem-se que:

$$n \neq 0 \quad \Pi_{E,n,1} = (1 - \epsilon) \cdot \Pi_{E,n+1,S} + \alpha \cdot e_n \cdot \Pi_I \quad (A.1)$$

$$n \neq 0 \quad \Pi_{T, n, 1} = \Pi_{T, n+1, S} + \varepsilon \cdot \Pi_{E, n, 1} + \dots + \varepsilon \cdot \Pi_{E, n, S} \quad (\text{A.2})$$

$$n \neq 0 \quad \Pi_{T, n, 1} = \Pi_{T, n, 2} = \Pi_{T, n, 3} = \dots = \Pi_{T, n, S} \quad (\text{A.3})$$

$$\Pi_{E, n, 2} = (1 - \varepsilon) \cdot \Pi_{E, n, 1}$$

$$\Pi_{E, n, 3} = (1 - \varepsilon)^2 \cdot \Pi_{E, n, 1}$$

⋮

$$\Pi_{E, n, S} = (1 - \varepsilon)^{S-1} \cdot \Pi_{E, n, 1} \quad (\text{A.4})$$

Assim, resulta:

$$\Pi_{T, n, 1} = \Pi_{T, n+1, S} + [(1 - \varepsilon)^{1-S} - (1 - \varepsilon)] \cdot \Pi_{E, n, S} \quad (\text{A.5})$$

$$\Pi_R = \frac{L - 1}{L} \cdot \Pi_R + \rho \cdot \Pi_I$$

$$\Pi_R = L \cdot \rho \cdot \Pi_I \quad (\text{A.6})$$

$$\Pi_I = (1 - \alpha - \rho) \cdot \Pi_I + \frac{1}{L} \Pi_R + \Pi_{T, 1, S} + (1 - \varepsilon) \cdot \Pi_{E, 1, S}$$

$$\Pi_I = \frac{1}{\alpha} \cdot \Pi_{T, 1, S} + \frac{(1 - \varepsilon)}{\alpha} \cdot \Pi_{E, 1, S} \quad (\text{A.7})$$

$$1 = \sum_{n=1}^{\infty} \left[ \sum_{k=1}^S \Pi_{E, n, k} + \sum_{k=1}^S \Pi_{T, n, k} \right] + \Pi_R + \Pi_I \quad (\text{A.8})$$

A seguir define-se as seguintes funções geradoras de probabilidades:

$$G_{E,k}(z) = \sum_{n=1}^{\infty} z^n \cdot \Pi_{E,n,k} \quad |z| \leq 1, \quad k \in \{1, 2, \dots, S\}$$

e

$$G_{T,k}(z) = \sum_{n=1}^{\infty} z^n \cdot \Pi_{T,n,k} \quad |z| \leq 1, \quad k \in \{1, 2, \dots, S\}.$$

Das equações (A.3) e (A.4), resultam:

$$G_{E,i}(z) = (1 - \epsilon)^{i-1} \cdot G_{E,i}(z) \quad , \quad i \in \{1, 2, \dots, S\} \quad (A.9)$$

$$G_{T,i}(z) = G_{T,1}(z) \quad , \quad i \in \{1, 2, \dots, S\} \quad (A.10)$$

Das equações (A.6) e (A.8), resulta:

$$\left[ \sum_{j=1}^S (1 - \epsilon)^{j-S} \right] \cdot G_{E,S}(1) + S \cdot G_{T,S}(1) + \Pi_I + L \cdot \rho \cdot \Pi_I = 1 \quad (A.11)$$

e, de (A.1) tem-se:

$$\sum_{n=1}^{\infty} z^n \cdot \Pi_{E,n,1} = (1 - \epsilon) \cdot \sum_{n=1}^{\infty} z^n \cdot \Pi_{E,n+1,S} + \alpha \cdot \Pi_I \cdot E(z)$$

de onde resulta:

$$G_{E,S}(z) = \frac{z \cdot \{ \alpha \cdot \Pi_I \cdot [E(z) - 1] + \Pi_{T,1,S} \}}{z \cdot (1 - \epsilon)^{1-S} - (1 - \epsilon)} \quad (A.12)$$

Da equação (A.5) resulta:

$$\sum_{n=1}^{\infty} z^n \cdot \Pi_{T, n, 1} = \sum_{n=1}^{\infty} z^n \cdot \Pi_{T, n+1, S} + [(1-\epsilon)^{1-S} - (1-\epsilon)] \cdot \sum_{n=1}^{\infty} z^n \cdot \Pi_{E, n, 1}$$

de onde resulta:

$$G_{T, S}(z) = \frac{[(1-\epsilon)^{1-S} - (1-\epsilon)] \cdot z^2 (\alpha \Pi_I [E(z)-1] + \Pi_{T, 1, S})}{(z-1) \cdot [z(1-\epsilon)^{1-C} - (1-\epsilon)]} - \frac{z}{z-1} \quad (A.13)$$

Da equação (A.11), resulta:

$$\left[ \sum_{j=1}^S (1-\epsilon)^{j-S} \right] \cdot \frac{\Pi_{T, 1, S}}{(1-\epsilon)^{1-S} - (1-\epsilon)} + S \cdot (\alpha \Pi_I \bar{e} + \Pi_{T, 1, S}) + \Pi_I + L \cdot \rho \cdot \Pi_I = 1 \quad (A.14)$$

Para a determinação de L considera-se uma interface de voz A transmitindo um surto de comprimento n para a interface B, onde A e B são quaisquer e distantes k "slots" uma da outra. Define-se L(n,k) como sendo o número de "slots" que passam pela interface B entre os instantes de recepção do primeiro e do último envelopes. Para a interface A, a quantidade L(n,k) representa o número de "slot" entre o estado (E,n,k), quando B recebe o primeiro envelope e o estado (T,1,k), quando B recebe o último envelope. Dessa forma, L(n.k) é igual à soma das seguintes quantidades:

$(C - k) \equiv$  número de "slots" entre  $(E, n, k)$  e  $(E, n, S)$  ,  $1 \leq k \leq S$ ;

$l \equiv$  um "slot" entre os estados  $(E, n, j)$  e  $(T, n, l)$  ,  $k \leq j \leq S$ ;

$S.n \equiv$  número de "slots" entre  $(T, n, 1)$  e  $(T, 1, 1)$ ;

$k \equiv$  número de "slots" entre  $(T, 1, 1)$  e  $(T, 1, k)$ .

Assim, tem-se que:

$$L(n, k) = S.(1 + n) + 1 \quad (A.15)$$

Uma vez que a equação (A.15) é independente de  $k$  e,  $L$  representa o número médio de "slots" que passam pela interface receptora nas condições definidas anteriormente, tem-se que  $L$  é igual à média de  $L(n, k)$ , ou seja,

$$L = S.(1 - \bar{\epsilon}) + 1 \quad (A.16)$$

Agora, define-se  $q$  como sendo a probabilidade de que uma interface de voz ou de dados qualquer esteja ocupando um dos "slots". Isto significa que se esta interface for de voz, ela poderá estar em um dos estados  $(T, n, 1)$  a  $(T, n, S)$ . Da equação (A.14), resulta:

$$q = 1 - \Pi_1 - L.\rho.\Pi_1 - [(1-\epsilon)^{1-S} - (1-\epsilon)]^{-1} \cdot \sum_{n=1}^S (1-\epsilon)^{j-S} \cdot \Pi_{T, 1, s} \quad (A.17)$$

Para a determinação de  $\epsilon$ , considera-se que todas as interfaces de voz da rede têm comportamento idêntico e

independente. Assim, o número  $\gamma$  de "slots" ocupados por  $(N - 1)$  interfaces de voz ou de dados, de um total de  $S$  "slots", é uma variável aleatória que segue a distribuição binomial.

Se uma interface de voz está em um dos estados  $E$ , então  $E(\gamma)$  "slots" passarão pela mesma já ocupados, de maneira que  $[1 - E(\gamma)/S]$  é uma estimativa da probabilidade de que o próximo "slot" a passar estará vazio. Dessa forma, tem-se a seguinte aproximação:

$$\varepsilon \cong 1 - \frac{(N - 1)}{S} \cdot q \quad (\text{A.18})$$

A probabilidade de descarte de envelopes de voz ( $P_D$ ) será igual à probabilidade de que a interface esteja em um dos estados  $(E, n, .)$  e não seja encontrado um "slot" vazio durante um quadro:

$$P_D = \lambda \cdot \left[ \frac{(N - 1)}{S} \cdot q \right] \quad (\text{A.19})$$

onde  $\lambda$  é a probabilidade de que a interface esteja em dos estados  $E$  sendo obtida a partir da equação (A.11) e dada por:

$$\lambda = 1 - \Pi_1 \cdot (\alpha \cdot S \cdot \bar{e} + L \cdot \rho + 1) - S \cdot \Pi_{T,1,S}$$

## APÊNDICE B

### SIMULAÇÃO DO MÉTODO DE ACESSO PROPOSTO

Neste apêndice descreve-se sucintamente alguns dos estudos de simulação realizados para o método de controle de acesso proposto.

Uma vez que o objetivo principal destes estudos é verificar a influência do método de controle de acesso proposto no desempenho da rede, o modelo de simulação aqui proposto abrange a rede local RALFO somente ao nível da camada MAC ("Medium Access Control") e submetida aos tráfegos assíncrono (dados oriundos de um computador), e síncrono (voz digitalizada). Além disso, considera-se que as demais camadas têm comportamento constante, que a rede RALFO opera livre de erros e permanece submetida a cargas constantes durante a simulação, ou seja, não ocorre a chegada de novas chamadas ou a finalização de chamadas em andamento. Isto se faz devido ao fato de que o tempo de simulação abrange alguns segundos, enquanto o tempo de duração de uma chamada pode ser de vários minutos. Os resultados obtidos com a implementação de programas simuladores em linguagem GPSS/PC ("General Purpose Simulation") permitem considerar este modelo

bastante representativo das características essenciais do método de acesso proposto, permitindo a identificação de medidas de desempenho de interesse e dos parâmetros de maior influência no desempenho da rede local.

Como uma primeira etapa deste estudo de simulação e acionadora de todo o processo, considerou-se os Capítulos 5 e 6, nos quais apresenta-se um estudo completo do método de controle de acesso proposto. Este estudo permitiu uma identificação de características essenciais, dos parâmetros e das medidas de interesse que melhor representam seu desempenho na rede local.

O passo seguinte foi a obtenção de um modelo de simulação geral para o sistema, o qual está representado na Figura B.1.

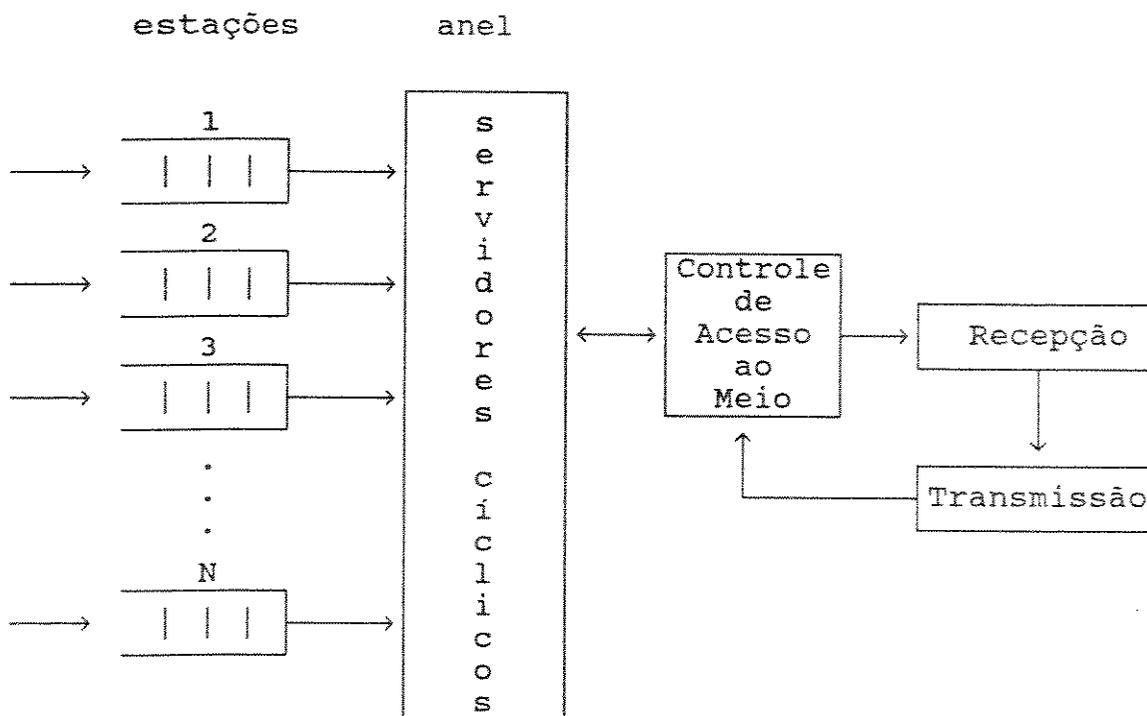


Fig. B.1 - Modelagem do sistema.

Os endereços para os usuários destinatários e remetentes foram gerados aleatoriamente, bem como os pares destinatário/remetente alterados durante a simulação. Para efeito de simplificação, todo o tráfego de dados foi modelado por um único processo de Poisson, com taxa média  $\lambda$ . Assim, um envelope entra na  $i$ -ésima fila do sistema com uma probabilidade  $P_i$  ( $i = 1, 2, \dots, N$ ), conforme mostrado na Figura B.2. Utilizando-se como modelo de probabilidade a distribuição uniforme, um número  $x$  será gerado e utilizado na determinação da fila ( $f_i$ ) que receberá um envelope, de acordo com

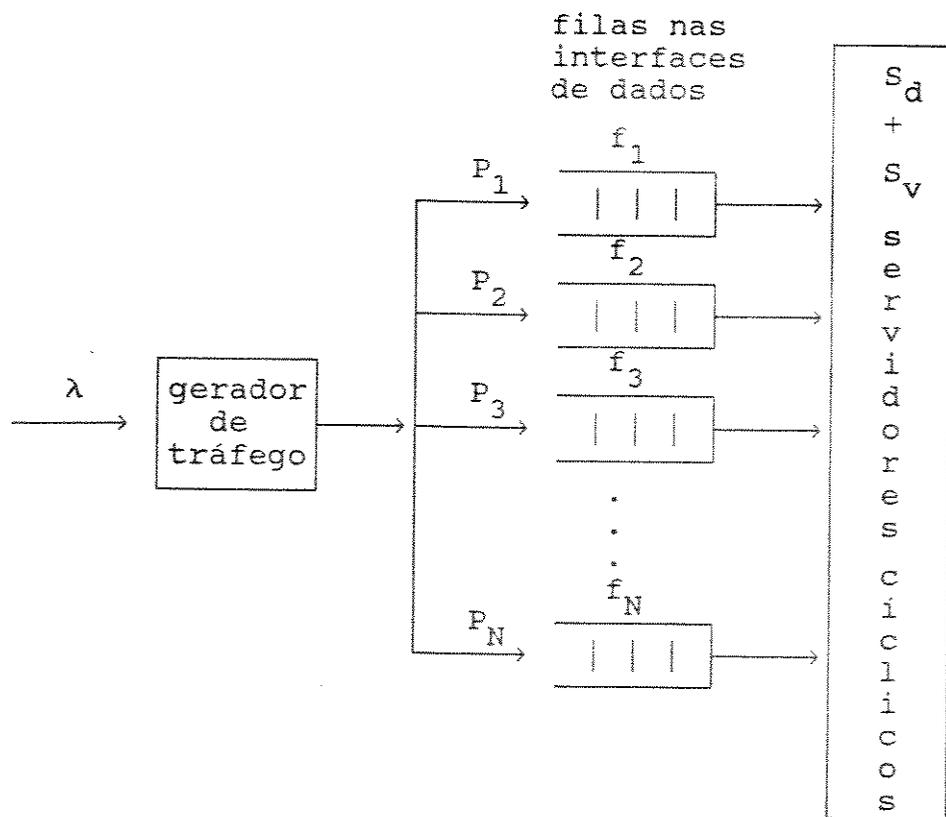


Fig. B.2 - Modelo da geração de tráfego de dados e sinalização.

a seguinte expressão:

$$f_i = \begin{cases} 1 & \text{se } 0 \leq x \leq P_1 \\ 2 & \text{se } P_1 < x \leq (P_1 + P_2) \\ 3 & \text{se } (P_1 + P_2) < x \leq (P_1 + P_2 + P_3) \\ \vdots & \\ N & \text{se } \sum_{i=1}^{N-1} P_i < x \leq 1 \end{cases} \quad (\text{B.1})$$

Com relação ao tráfego de voz, ignorou-se nesta modelagem a correlação existente entre os usuários chamador e chamado envolvidos em uma conversação e, caracterizou-se as variações de tráfego de cada chamada através de uma cadeia de Markov de dois estados (Figura 6.2). Além disso, conforme ilustrado na Figura B.3, modelou-se a independência entre os envelopes que chegam nas interfaces de voz, pela utilização de geradores de tráfego individuais em cada uma das interfaces de voz, os quais geram os envelopes de voz levando em conta a duração média dos surtos de voz (1.366 ms) e dos intervalos de silêncio (1.802 ms).

A modelagem do controle de acesso das interfaces ao meio foi baseada no modelo de multi-filas e multi-servidores cíclicos, conforme ilustra a Figura B.4. As filas neste modelo representam as estações da rede onde as chegadas ocorrem independentemente e os servidores representam os "slots" que visitam ciclicamente cada uma das filas. Esta é a parte mais complexa da modelagem de todo o sistema e, isto se deve à sua função de gerência de acesso ao meio de cada uma das estações da rede. Conforme pode ser observado na Fig. B.1, incluiu-se dois blocos adicionais nesta etapa com a finalidade de facilitar a compreensão de todo o processo. Um deles

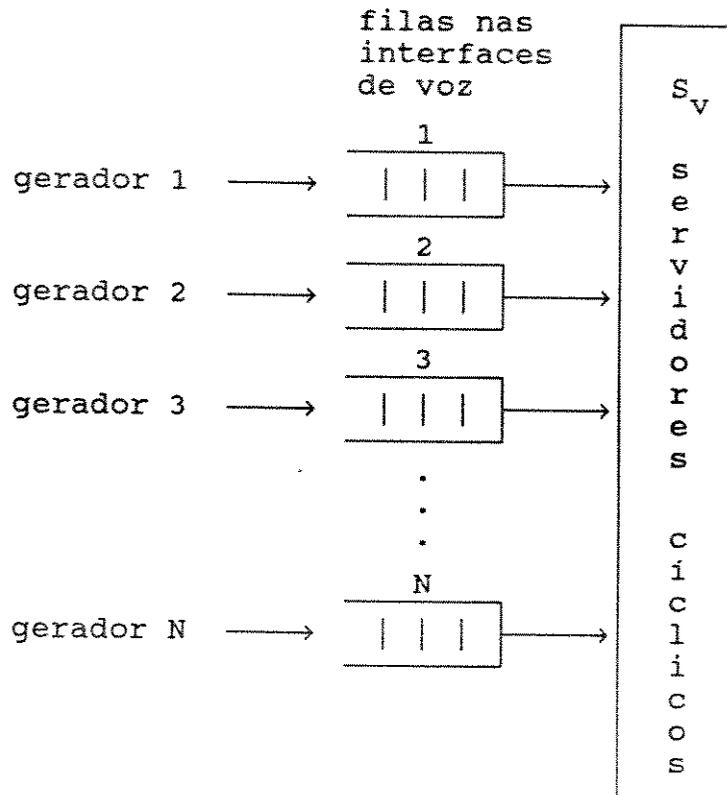


Fig. B.3 - Modelo da geração de tráfego de voz.

é o bloco Transmissão, responsável pela transmissão da informação no meio que foi modelada por um evento que inicializa esta operação. O outro bloco denominado Recepção é modelado por três eventos básicos relacionados com a chegada de "slots" na estação e a verificação dos estados de ocupação, que são: o "slot" chegou vazio; o "slot" chegou ocupado com envelope de voz; o "slot" chegou ocupado com envelope de dados e o bit de reserva está desativado ( $RES = 0$ ); o "slot" chegou ocupado com envelope de dados e o bit de reserva está ativado ( $RES = 1$ ).

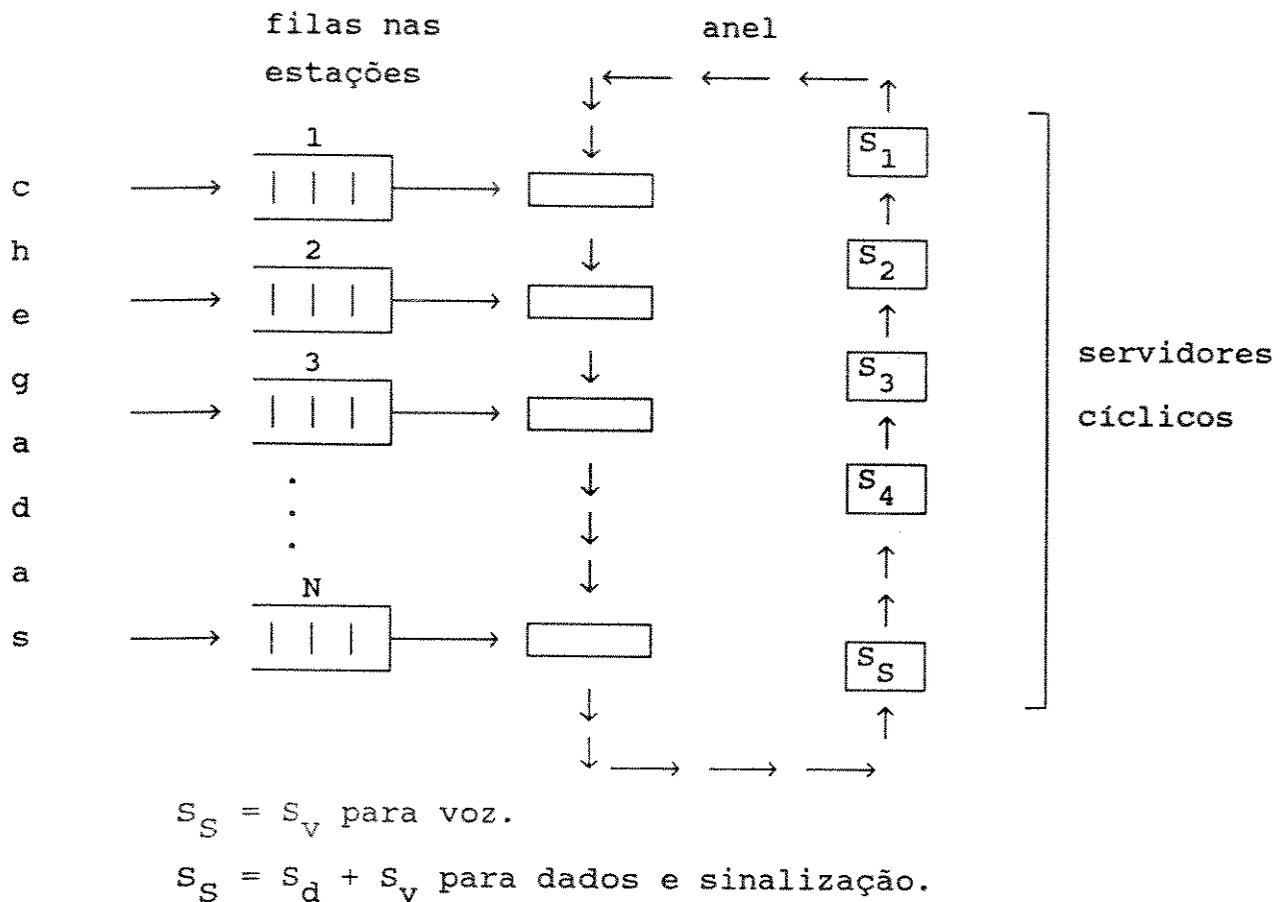


Fig. B.4 - Modelagem do controle de acesso ao meio.

Para a implementação dos programas simuladores foi escolhida a linguagem de simulação discreta GPSS/PC ("General Purpose Simulation"), que é uma implementação atualizada e interativa da linguagem GPSS ("General Purpose System Simulation") [119,120]. Além do modelo de simulação propriamente dito, os programas simuladores também incluem uma rotina para entrada de dados do usuário, um inicializador e um emissor de relatórios periódicos, conforme mostrado no fluxograma genérico apresentado na Figura B.5.

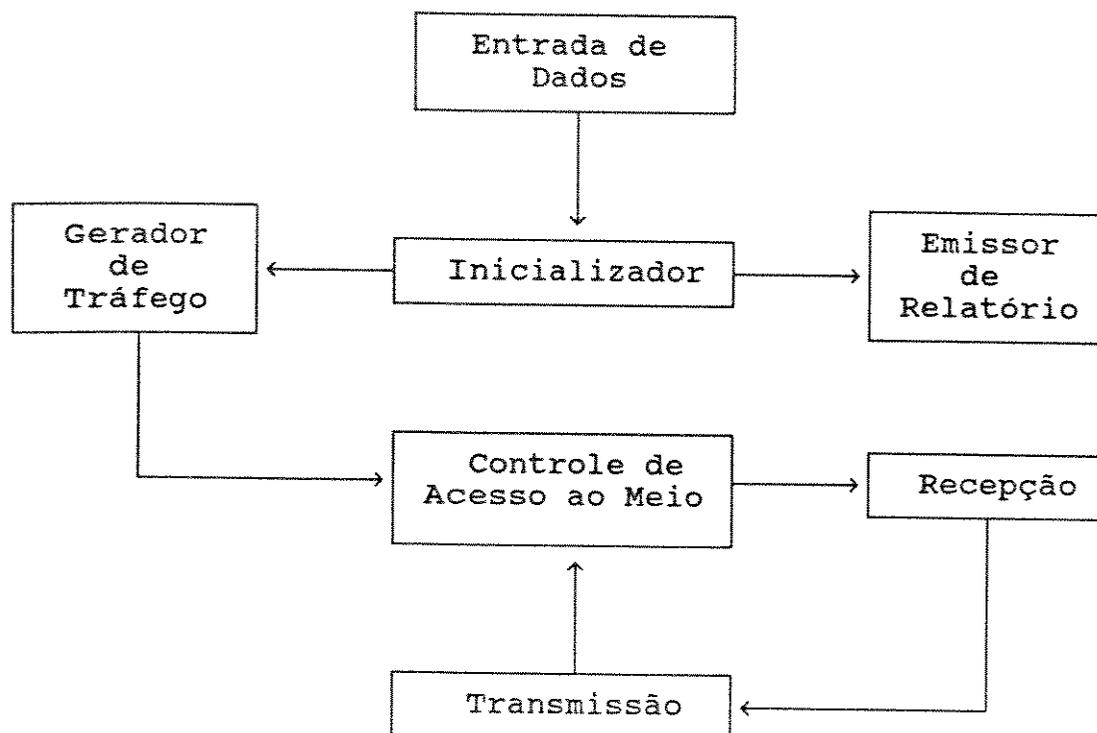


Fig. B.5 - Fluxograma do programa simulador.

Considerando-se as medidas de desempenho apresentadas na seção 6.4, foram implementados programas simuladores que possibilitassem o estudo da influência do método de controle de acesso no desempenho da rede local RALFO, os quais são apresentados na Referência [141]. Os principais resultados obtidos com este estudo de simulação foram apresentados, comparados com resultados analíticos e interpretados no Capítulo 6, onde conclui-se que os mesmos satisfazem as condições dos objetivos formulados.

## REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- [1] CLARK, D. D., POGRAN, K. T., REED, D. P.; "An Introduction to Local Networks", Proceedings of IEEE, Vol. 66, No. 11, Nov. 1978, pp. 1497-1515.
  
- [2] TSAO, C. D.; "A Local Area Network Overview", IEEE Comm. Magazine, Vol. 22, No. 8, Aug. 1984, pp. 07-11.
  
- [3] COHEN, D.; "Using Local Area Networks for Carrying Online Voice", Proceedings of the IFIP TC-6 International In-Depth Symposium on Local Computer Networks, Florence, Italy, pp. 13-21, April 1982.
  
- [4] RAVASIO, P. C. et. al. ; "Voice Transmission over an Ethernet Backbone", Proceedings of the IFIP TC6 International In-Depth Symposium on Local Networks, Florence, Italy, April 1982, pp. 39-65.
  
- [5] HARRINGTON, E. A.; "A Voice/Data Integration Using Circuit Switched Networks", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-28, June 1980, pp. 781-793.

- [6] FINE, M. and TOBAGI, F. A.; "Packet Voice on a Local Area Network with Round Robin Service", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-34, Sept. 1986, pp. 906-915.
- [7] BUX, W. et al. ; "A Local-Area Communication Network Basead on a Reliable Token-Ring System", Proc. International In-Depth Symposium on LCN, Florence, Italy, April 1982, pp. 69-82.
- [8] MOTOYAMA, S.; "An Envelope Switching System for Integrated Service Digital Networks", Doctorate Thesis, Faculty of Engineering of the University of Tokyo, Japan, 1982, 214 pages.
- [9] ROBERTS, L. G.; "The Evolution of Packet Switching", Proc. of the IEEE, Vol. 66, No. 11, Nov. 1978.
- [10] GITMAN, I. et al.; "Analysis and Design of Hybrid Switching Networks", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-29, No.9, 1981, pp. 1290-1300.
- [11] AMSTUTZ, S. R.; "Burst Switching - An Introduction", IEEE Comm. Magazine, Vol. 21, No. 8, Nov. 1983, pp. 36-42.
- [12] HAUGHNEY, J. F.; "Application of Burst-Switching Technology to the Defense Communication System", IEEE Comm. Magazine, Vol. 22, No. 22, Oct. 1984, pp. 15-21.

- [13] COVIELLO, G. J.; "Comparative Discussion of Circuit vs. Packet-Switched Voice", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-27, Aug. 1979, pp. 1153-1160.
- [14] MINOLI, D., "Issues in Packet Voice Communication", Proc. of the IEEE, Vol. 126, No.8, Aug. 1979, pp. 729-740.
- [15] LISSACK, T. et al.; "Digital Switching in Local Area Networks", IEEE Commun. Magazine, Vol. 21, No. 3, May 1983, pp. 26-37.
- [16] PIERCE, J. R.; "Network for Block Switching of Data", BSTJ, Vol. 51, 1972, pp. 1133-1145.
- [17] NEEDHAM, R. M. and HERBERT, A. J.; "The Cambridge Distributed Computing System", Addison-Wesley Pub. Company, 1982.
- [18] HUBER, D. E. et al.; "An Implementation of a Buffer Insertion Ring", IEEE J. Selected Areas in Comm., Vol. SAC-1, Nov. 1983, pp. 766-783.
- [19] SALTZER, J. H. and POGGRAN, K. T.; "A Star-Shaped Ring Network with High Maintainability", Computer Networks, Vol. 4, 1980, pp. 239-244.
- [20] ROSS, F. E.; "FDDI - A Tutorial", IEEE Commun. Magazine, Vol. 24, May 1986.

- [21] ANSI/IEEE Standard 802.5 - 1985, Token Ring Access Method and Physical Layer Specification.
- [22] KROPFL, W. J.; "An Experimental Data Block Switching System", BSTJ, Vol. 51, No. 6, July 1972, pp. 1147-1165.
- [23] CROKER, C. H., "An Experimental Interconnection of Computers Through a Loop Transmission System", BSTJ, Vol. 51, No. 6, July 1972, pp. 1167-1175.
- [24] METCALFE, R. M. and BOGGS, D. R.; "ETHERNET : Distributed Packet Switching for Local Computer Networks", Comm. ACM, Vol. 19, No. 7, July 1976, pp. 395-404.
- [25] BINNS, S. E. et al., "Futher Developments on the Cambridge Ring Network at the University of Kent", Proceedings of IFIP TC6 International In-Depth Symposium on Local Computer Networks, Florence, Italy, April 1982, pp. 183-197.
- [26] TEMPLE, S.; "The Design of a Ring Communication Network", Ph. D. Thesis, University of Cambridge, Cambridge, England, January 1984.
- [27] STROLE, N. C., "A Local Communication Network Based on Interconnected Token-Access Rings : A Tutorial", IBM J. Res. Develop., Vol. 27, No. 5, Sept. 1983, pp. 481-486.

- [28] BUX, W.; "Token-Ring Local-Area Networks and Their Performance", Proceedings of the IEEE, Vol. 77, No. 2, Feb. 1989.
- [29] SOARES, L. F. G. et al.; "Rede Experimental da PUC/RJ para Integração de Voz e Dados", Anais do 4° Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores, Recife, Março, 1986, p. 392-407.
- [30] BARBERIS, G. and PAZZAGLIA, D.; "Analysis and Optimal Design of a Packet Voice Receiver", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-28, No. 2, Feb.1980, pp. 217-227.
- [31] BARBERIS, G.; "Buffer Sizing of a Packet Voice Receiver", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-29, No. 2, Feb. 1981, pp. 152-156.
- [32] BRADY, P. T.; "A Statistical Analysis of On-Off Patterns in 16 Conversations", Bell Syst. Tech J., Vol. 47, January 1968.
- [33] BRADY, P. T.; "A Model for Generating On-Off Speech Patterns in Two-Way Conversations", BSTJ, Vol. 48, Sept. 1969, pp. 2445-2471.
- [34] GITMAN, I. and FRANK, H.; "Economic Analysis of Integrated Voice and Data Networks : A Case Study, Proceedings of the IEEE, Vol. 66, No. 11, Nov. 1978.

- [35] KEKRE, H. B. and SAXENA, C. L.; "Three-State Markov Model of Speech on Telephone Lines", Computers and Electrical Engineering, Vol. 4, No. 3, 1977, pp. 235-250.
- [36] YUAN, C.; "On The Performance of Protocols to Support Integrated Voice and Data Services", Ph. D. Thesis in Computer Science, University of Southern California, Los Angeles, U.S.A., Nov. 1988.
- [37] AGRAWAL, J. P. and PATEL, V. M.; "An Advanced Reservation Multiple Access (ARMA) Protocol for Integrated Local Networks", IEEE GLOBECOM '86, 1986, pp. 01-05.
- [38] CHLAMTAC, I. and EISINGER, M.; "Performance of Integrated Services (Voice/Data) CSMA/CD Networks", ACM, pp. 87-93, 1985.
- [39] GOEL, R. K. and ELHAKEEN, A. K.; "A Hybrid FARA/CSMA-CD Protocol for Voice/Data Integration", Computers Networks ISDN, Vol. 9, No. 9, 1985, pp. 223-240.
- [40] MAXEMCHUK, N. F.; "A Variation on CSMA/CD that Yields Movable TDM Slots in Integrated Voice/Data Local Networks", BSTJ, Vol. 61, September 1982, pp. 1527-1550.
- [41] NUTT, G. J. and BAYER, D. L.; "Performance of CSMA/CD Networks Under Combined Voice and Data Loads", IEEE Trans. on Commun., Vol. COM-30, January 1982, pp. 1-11.

- [42] KARVELAS, D. and LEON-GARCIA, A.; "Performance of Integrated Packet Voice/Data Token-Passing Rings", IEEE Journal on Sel. Areas in Comm., Vol. SAC-4, No. 6, September 1986.
- [43] MARK, J. K.; "Integrated Voice/Data Services on a Dual-Ring Local Area Network", IEEE GLOBECOM' 83, San Diego, December 1983, pp. 377-381.
- [44] MEDNICK, R.; "Office Information Network : An Integrated LAN", IEEE GLOBECOM' 85, New Orleans, December 1985, pp. 451-456.
- [45] DETREVILLE, J.; "A Simulation-Based Comparison of Voice Transmission on CSMA/CD Networks and on Token Buses", BSTJ, Vol. 63, January 1984, pp. 33-35.
- [46] ZAFIROVIC-VUKOTIC, M., et al.; "Performance Analysis of Slotted Ring Protocols in HSLAN's", IEEE Journal on Sel. Areas in Commun., Vol. 6, July 1988, pp. 1011-1024.
- [47] TOBAGI, F. A. et al.; "Expressnet : A High - Performance Integrated Services Local Area Network", IEEE Journal on Selected Areas in Comm., Vol. SAC - 1, No. 5, November 1983, pp. 898-912.

- [48] LIMB, J. O. and FLAMM, L. E.; "A Distributed Local Area Network Packet Protocol for Combined Voice and Data Transmission", IEEE Journal on Selected Areas in Comm., Vol. SAC - 1, No. 5, November 1983, pp. 926-934.
- [49] CHALAMTAC, I. and EISINGER, M.; "Voice/Data Integration on Ethernet - Backoff and Priority Considerations", Computer Communications, Vol. 6, No. 5, May 1983, pp. 236-244.
- [50] CASEY, L. M. et al.; "FXNET : A backbone Ring for Voice and Data", IEEE Comm. Magazine, Vol. 24, No. 12, December 1986, pp. 23-28.
- [51] HILAL, W. and LIU, M. T.; "Local Area Network Supporting Speech Traffic", Computer Networks, No. 8, August 1984, pp. 325-337.
- [52] MARK, J. W. et al.; "WELNET : A High Performance Integrated Services Local Area Network", IEEE GLOBECOM '85, New Orleans, December 1985, pp. 472-477.
- [53] SRIRAM, K. et al.; "Discrete-Time Analysis of Integrated Voice-Data Multiplexer with and without Speech Activity Detectors", IEEE Journal on Sel. Areas in Commun., Vol. SAC-1, December 1983, pp. 1124-1132.

- [54] GRUBER, J. G.; "A Comparison of Measured and Calculated Speech Temporal Parameters Relevant to Speech Activity Detection", IEEE Trans. on Commun., Vol. COM-30, No. 4, April 1982, pp. 728-738.
- [55] GRUBER, J. G.; "Delay Related Issues in Integrated Voice and Data Networks", IEEE Trans. on Commun., Vol. COM-29, June 1981, pp. 1981.
- [56] HAUGHNEY, J. F.; "Application of Burst-Switching Technology to the Defense Communication System", IEEE Communication Magazine, Vol. 22, October 1984, pp. 24-31.
- [57] HEGGESTARD, H.; "A Overview of Packet-Switching Communications", IEEE Communication Magazine, Vol. 22, November 1984, pp. 24-31.
- [58] DAIGLE, J. N. and LANGFORD, J. D.; "Models for Analysis of Packet Voice Communication Systems", IEEE Journal on Selected Areas in Comm., Vol. SAC - 4, September 1986, pp. 847-855.
- [59] LI, S.-QI; "Traffic Characterization for Integrated Services Networks", IEEE Trans. on Comm., Vol. 38, No. 8, August 1990, pp. 1231-1243.
- [60] FALCONER, R. M. et al.; "A Simulation Study of the Cambridge Ring with Voice Traffic", British Telecom Technology

Journal, Vol. 3, No. 2, April 1985, pp. 85-91.

- [61] NAKHLA, M. S. and BLACK, D. H. A.; "Analysis of a TASI System Employing Speech Storage", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-30, No. 4, April 1982, pp. 780-785.
  
- [62] LI, S.-QI and EL ZARKI, M.; "Dynamic Bandwith Allocation on a Slotted Ring with Integrated Services", IEEE Trans. on Commun., Vol. 36, No. 7, July 1988, pp. 826-833.
  
- [63] LIOU, D. and LIU, A.; "A Model for Dynamic Channel Allocation in an ISDN", Proceedings of the IEEE, Vol. 79, No. 2, February 1991, pp. 205-213.
  
- [64] MA, B. N. W. and MARK, J. W.; "Performance Analysis of Burst Switching for Integrated Voice/data Services", IEEE Trans. on Commun., Vol. 36, No. 3, March 1988, pp. 282-297.
  
- [65] SCHWARTZ, M.; "Telecommunication Networks: Protocols, Modeling and Analysis", Addison-Wesley, Reading, Massachusetts, 1987.
  
- [66] WEINSTEIN, C. J.; "Fractional Speech Loss and Talker Activity Model for TASI and Packet-Switched Speech", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-26, No. 8, August 1978, pp. 1253-1257.

- [67] JAYANT, N. S. and CHRISTENSEN, S. W.; "Effect of Packet Losses in Waveform Coded Speech and Improvements due to an Odd-Even Sample-Interpolation Procedure", IEEE Trans. on Commun., Vol. COM-29, February 1981.
- [68] STERN, T. E.; "A Queueing Analysis of Packet Voice", IEEE GLOBECOM '83, San Diego, December 1983, pp. 71-76.
- [69] PUNK, H. K. and DAVIES, P. A.; "Data/Voice Integration for Voice Fibre Optic LANs with Arbitrary Topology", Computer Communications, Vol. 7, No. 5, October 1984, pp. 236-242.
- [70] GRUBER, J. G. and LE, N.; "Performance Requirements for Integrated Voice and Data Networks", IEEE Journal on Selected Areas in Commun., Vol. SAC-1, No. 6, December 1983.
- [71] LAZAR, A. A. et al.; "MAGNET: Columbia's Integrated Network Tested", IEEE Journal on Selected Areas on Comm., Vol. SAC-3, No. 6, November 1985, pp. 859-871.
- [72] LI, S.-QI; "A New Performance Measurement for Voice Transmission in Burst and Packet Switching", IEEE Trans. on Commun. Vol. COM-35, October 1987, pp. 1083-1094.
- [73] SOARES, L. F. G.; "Projeto e Desenvolvimento de Protocolos para Redes Locais de Computadores", Tese de Doutorado, PUC-Rio, Dezembro de 1983.

- [74] LI, S.-QI and MARK, J. W.; "Performance of Integrated Services on a TDM System", IEEE Trans. on Commun., Vol. COM-33, November 1985, pp. 1265-1273.
- [75] EASTON, R. L. et al.; "TASI-E Communication System", IEEE Commun., Vol. COM-30, April 1982, pp. 803-807.
- [76] MOSCHIM, E. et al.; "Conception of a Plastic Optical Fiber Local Area Network," Anais do 5° Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Campinas-SP, Setembro 1987, pp. 300-303.
- [77] CAMBELL, C. A.; "An Introduction to Components for Plastic Fiber Links", EFOC/LAN 85, Montreaux-Switzerland, June 19-21, 1985, pp. 193-196.
- [78] MOSCHIM, E.; "Contribution à la Modélisation des Composants Photoniques et des Systèmes de Communication Utilisant les Fibres Optiques en Plastique comme Support de Transmission", Thèse de Doctorat, Ecole Supérieure d'Electricité de Paris-Sud, Centre D'Orsay, 1989.
- [79] BAKER, D. G.; "Local-Area Networks with Fiber-Optic Applications", Prentice-Hall, Englewood Cliffs, New Jersey, 1986.
- [80] WALDMAN, H.; "Comunicações Ópticas", 5° Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Campinas-SP, Setembro 1987, pp. 54-70.

- [81] GIOZZA, W. F. et al.; "FIBRAS ÓPTICAS: Tecnologia e Projeto de Sistemas", Makron, McGraw-Hill, Rio de Janeiro-RJ, 1991.
- [82] OHNO, K. et al.; "Multipurpose Optical Loop Network", Proceedings GLOBECOM '85, New Orleans, December 1985, pp. 1042-1047.
- [83] GAUTHIER, F.; "Developpements Recents des Fibres Optiques Plastique (F.O.P.)", Proceedings OPTO '87 - European Symposium on Optoelectronics, pp. 141-143.
- [84] XU, J. et al.; "Direct Bonding Yields Low-Cost Plastic Star Couplers", Laser Focus/Electro-Optics, April 1988, pp. 180-190.
- [85] FINLEY Jr., M. R.; "Optical Fibers in Local Area Networks", IEEE Communications Mag., Vol. 28, No. 8, August 1984, pp. 22-35.
- [86] LIMB, J. O. and ALBANESE, A.; "Passive Unidirectional Bus Networks Using Optical Communications", Proc. GLOBECOM '85, New Orleans, December 1985, pp. 1190-1195.
- [87] HUNKIN, D. J. and LITCHFIELD, G. W.; "An Optical Fibre Section in the Cambridge Digital Ring", IEE Proc., Vol. 130, No. 5, September 1983, pp. 154-158.

- [88] HARDIMAN, J. L.; "User Considerations for the Use and Selection of Fiber Optic Cables in Premises Distribution Systems", Proc. GLOBECOM '85, New Orleans, December 1985, pp. 1212-1215.
- [89] WIESNER, W.; "Data Communication with Low Cost Plastic Fiber Optic Components", Proc. OPTO '87 - European Symposium on Optoelectronics, pp. 187-191.
- [90] BRANDSMA, J. R.; "PHILAN : A Fiber-Optic Ring for Integrated Traffic", Proc. GLOBECOM '85, New Orleans, December 1985, pp. 468-471.
- [91] KELLER, H. et al.; "Overlay Optical-Fiber Local-Area Network", Proc. GLOBECOM '85, New Orleans, December 1985, pp. 1185-1189.
- [92] DUCHATEAU, F. et al.; "Les Liaisons par Fibres Optiques Plastique Bilan Actuel des Caracteristiques sur Composants, Proc. OPTO '87 - European Symposium on Optoelectronics, pp. 144-149.
- [93] ROSENBERGER, D. et al.; "Optical LAN Activities in Europe", J. Lighthwave Tech. ,Vol. LT-3, No. 3, June 1985, pp. 432-437.
- [94] FRASNASZEK, P. A. and WIDMER, A. X.; "A DC-Balanced Partitioned Block, 8B/10B Transmission Code", IBM J. Res.

Develop., Vol. 27, No. 5, September 1983, pp. 440-451.

- [95] KESSELS, J. L. W.; "PHILAN : A LAN Providing a Reliable Message Service for Distributed Processing", IEEE Trans. on Software Eng., Vol. 14, No. 10, October 1988, pp. 1424-1431.
- [96] RODRIGUES P. H. A.; "Protocolos de Acesso para Redes Locais em Barra Usando Fibras Ópticas", 3° SBRC, Rio de Janeiro-RJ, Abril de 1985, p. 6.1-6.21.
- [97] MARK, J. W. and LIMB, J. O.; "Integrated Voice/Data Services on Fasnet, "AT&T Technical Journal, Vol. 3, No. 2, February 1984, pp. 307-336.
- [98] FINE, M. and TOBAGI, F. A.; "Demand Assignment Multiple Access Schemes in Broadcast Bus Local Area Networks", IEEE Trans. on Computers, Vol. C-33, No. 12, December 1984.
- [99] ADAMS, J. and FALCONER, R.; "ORWELL : A Protocol for Carrying Integrated Services on a Digital Communication Ring", Electronic Letters, Vol. 20, No. 23, November 1984, pp. 970-971.
- [100] ZAFIROVIC-VUKOTIC, M. and NIEMEGERERS, I. G.; "An Evaluation of High Speed Local Area Network Access Mechanisms", Proc. Comm. in Distr. Systems, N. Gerner, O. Spaniol (Eds.), Aachen - W. Germany, in Informatik - Fachberichte, No. 130, Spring - Verlag, February 1987, pp. 426-440.

- [101] STALLINGS, W.; "Local Network Performance", IEEE Commun. Magazine", Vol. 22, No.2, February 1984, pp. 27-36.
- [102] MURRAY, D. N. and ENSLOW, P. H.; "An Experimental Study of the Performance of a Local Area Network", IEEE Commun. Magazine, Vol. 22, No. 11, November 1984, pp. 48-53.
- [103] APPLETON, J. M.; "Traffic Analysis of a Token Ring PBX", IEEE Trans. on Commun.; Vol. 34, No. 5, May 1986.
- [104] HOPPER, A. and WILLIAMSON, R. C.; "Design and Use of an Integrated Cambridge Ring", IEEE J. on Sel. Areas in Commun., Vol. SAC-1, No.5, November 1983, pp. 775-784.
- [105] BLAIR, G. S; "A Performance Study of Cambridge Ring", Computer Networks, Vol. 6, February 1982, pp. 13-20.
- [106] BLAIR, G. S. and SHEPHERD, D.; "A Performance Comparison of Ethernet and the Cambridge Digital Communication Ring", Computer Networks, Vol. 6, May 1982, pp. 105-113.
- [107] LAMBARELLI, L. et al.; "A High - Performance Multiservice Local Communication System", Proc. GLOBECOM '85, New Orleans, December 1985, pp. 457-461.
- [108] SALTZER, J. et al.; "Why a Ring", Proc. 7th Data Communication Symposium, 1981.

- [109] ARTHUR, E. and STUCK, B. W.; "A Theoretical Traffic Performance Analysis of an Integrated Voice-Data Virtual Circuit Packet Switch", IEEE Trans. on Commun., Vol. COM-27, July 1979, pp. 1104-1111.
- [110] KIM, B. G.; "Characterization of Arrival Statistics of Multiplexed Voice Packets", IEEE Journal on Sel. Areas in Commun., Vol. SAC-1, December 1983, pp. 1133-1139.
- [111] RODRIGUES, P., FRATTA, L. and GERLA, M.; "Tokenless Protocols for Fiber Optic Local Area Networks", IEEE Journal on Selected Areas in Commun., Vol. SAC-3, No. 6, November 1985, pp. 928-940.
- [112] KING, P. J. B. and MITRANI, I.; "Modeling a Slotted Ring Local Area Network", IEEE Trans. on Computers, Vol. C-36, No. 5, May 1987, pp. 554-561.
- [113] HOPPER, A. and NEEDHAN, R. M.; "The Cambridge Fast Ring Networking System", IEEE Trans. on Computers, Vol. C-37, No. 10, October 1988, pp. 1214-1223.
- [114] ZAFIROVIC-VUKOTIC, M. and NIEMEGERERS, I. G.; "Performance Modelling of the Cambridge Fast Ring Protocol", 1988 Int. Zurich Seminar on Dig. Communications, Zurich, March 1988.

- [115] BUX, W.; "Local-Area Subnetworks : A Performance Comparison", IEEE Trans. on Commun., Vol. COM-29, No. 10, October 1981, pp. 1465-1467.
- [116] ZAFIROVIC-VUKOTIC, M. and NIEMEGERERS, I. G.; "Performance Modelling of the Orwell Basic Access Mechanism", ACM SIGCOMM Workshop on Frontiers in Computer Commun. Techn., Stowe, Vermont, August 1987.
- [117] HAYES, J. F. and SHERMAN, N.; "Traffic Analysis of a Ring Switched Data Transmission System", BSTJ, Vol. 50, November 1971, pp. 2947-2979.
- [118] LIMB, J. O. and KANDIYOOR, S.; "Improved Scheduling of Traffic for a High-Speed Slotted Ring", Electronic Letters, Vol. 23, No. 15, July 1987, pp 806-807.
- [119] GRAYBEAL, W. J.; "Simulation: Principles and Methods", Winthrop Publishers Inc., Cambridge - Massachusetts, 1980.
- [120] GORDON, G.; "System Simulation", Prentice-Hall Inc., Englewood Cliffs - New Jersey, 1978.
- [121] HALFIN, S.; "Bath Delays Versus Customer Delays", BSTJ, Vol. 62, No. 67, September 1983, pp. 2011-2013.

- [122] WHITT, W.; "Comparing Batch Delays and Customer Delays", BSTJ, Vol. 62, No.7, September 1983, pp. 2001-2009.
- [123] MORRIS, R. J. T. and WANG, Y. T.; "Some Results for Multi-queue Systems with Multiple Cyclic Servers", Performance of Computer Communication Systems, H. Rudin and W. Bux (Ed.), Elsevier Sc. Pub., 1984, pp. 245-258.
- [124] RAITH, T.; "Performance Analysis of Multibus Interconnection Networks in Distributed Systems", Proc. of International Teletraffic Conference, Minoru Akiyama (Ed.), Elsevier Sc. Pub., 1985, pp. 662-668.
- [125] HAMMOND, J. L. and REIOLLY, P. J. P.; "Performance Analysis of Local Computer Networks", Addison Wesley Pub., USA, 1986.
- [126] KLEINROCK, L.; "Queueing Systems : Theory", John Wiley & Sons, Vol. I, USA, 1975.
- [127] KLEINROCK, L.; "Queueing Systems : Computer Systems", John Wiley & Sons, Vol. II, USA, 1976.
- [128] COOPER, R. B.; "Introduction to Queueing Theory", North Holland, 1981.
- [129] TANENBAUM, A. S.; "Computers Networks", Prentice-Hall, New York, USA, 1989.

- [130] TAKAGI, H. ; "Analysis of Polling Systems", The MIT Press, Cambridge, Massachusetts, USA, 1986.
- [131] IEEE 802.2 - "Logical Link Control (LLC)", IEEE, N. York, 1988.
- [132] STALLINGS, W.; "Handbook of Computer-Communications Standards: Local Network Standards ", Vol. 2, 1° ed., New York, Macmillan Pub. Company, 1987.
- [133] ADES, S., "An Architecture for Integrated Services on the Local Area Network", Ph. D. Thesis, Trinity College (University of Cambridge), Cambridge, England, 1987.
- [134] O'REILLY, P.; "Performance Analysis of Data in Burst Switching", IEEE Trans. on Communications, Vol. COM-34, No. 12, December 1986, pp. 1259-1263.
- [135] CARNEIRO, M. C. C., "Rede Local de Computadores Multi-serviços: Proposição de uma Arquitetura e Implementação da Camada de Sinalização", Tese de Mestrado, Departamento de Computação - Universidade Federal de São Carlos, 1991.
- [136] PESSOA, P. M. C. e MOTOYAMA, S.; "Especificação de uma Interface de Voz para Rede Local com Fibras Ópticas e Integração de Serviços", 9° Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores, Florianópolis - SC, Maio 1991, p. 200-213.

TRABALHOS PUBLICADOS PELO AUTOR:

- [137] GUARDIEIRO, P. R. e MOTOYAMA, S.; "Rede Local de Computadores com Integração de Voz e Dados em Duplo Anel de Fibras Ópticas de Plástico", Anais do 6º Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Campina Grande - PB, Setembro 1988, pp. 311-316.
- [138] GUARDIEIRO, P. R. and MOTOYAMA, S.; "A Slotted Ring Protocol for Plastic Optical Fiber Integrated Services LAN", Proceedings of the International AMSE Conference, Brighton (UK), Vol. 4, AMSE Press, July 1989, pp. 95-104.
- [139] GUARDIEIRO, P. R.; "Redes Locais com Integração de Serviços de Voz e Dados", Relatório Interno, Departamento de Telemática da FEE/UNICAMP, Campinas - SP, 1987.
- [140] GUARDIEIRO, P. R.; "Fibras Ópticas e sua Aplicação em Redes Locais de Computadores", Relatório Técnico, Departamento de Telemática da FEE/UNICAMP, Campinas - SP, 1987.
- [141] GUARDIEIRO, P.R.; "Projeto e Implementação de um Modelo de Simulação para Rede Local com Integração de Serviços", Relatório Interno, DEENE-UFU, 1991.

- [142] GUARDIEIRO, P. R. and MOTOYAMA, S.; "Integrated Voice and Data Services on a Plastic Optical Fiber Local Area Network", IEEE Global Telecommunication Conference - GLOBECOM '89, Dallas - TEXAS - USA, November 27-30, pp. 1017-1021, 1989.
- [143] BAFFUTO, M.; CAMPOS FILHO, A. S.; GUARDIEIRO, P. R.; "Um Protocolo Híbrido de Acesso para Redes Locais com Integração de Voz e Dados", 1º Simpósio de Automação Integrada, Curitiba - PR, 16 a 20 de Julho, p. 208-213, 1990.
- [144] CARNEIRO, M. C. C.; MOTOYAMA, S. e GUARDIEIRO, P. R.; "Estrutura de Camadas de Protocolo de Comunicação para Redes Locais de Computadores com Integração de Serviços", 8º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - 8º SBRC, Campinas - SP, p. 200-219, 1990.
- [145] GUARDIEIRO, P. R. e MOTOYAMA, S.; "Um Método de Acesso para Rede Local com Fibras Ópticas de Plástico e Integração de Voz e Dados", 9º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - 9º SBRC, Florianópolis - SC, 27 a 29 de Maio, p. 214-230, 1991.