

**REDE DIGITAL DE SERVIÇOS
INTEGRADOS DE FAIXA LARGA
(RDSI-FL)**

por

José Augusto Suruagy Monteiro

Departamento de Informática
Universidade Federal de Pernambuco

Prefácio

A Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga (RDSI-FL) é a novíssima geração de redes de comunicação que fornecerá a infra-estrutura de transporte para uma variedade de fontes de tráfego tais como vídeo, voz e dados num ambiente integrado. A RDSI-FL utiliza o ATM (*Asynchronous Transfer Mode*) como tecnologia de multiplexação e de comutação.

Atualmente a RDSI-FL encontra-se em fase de estudo e padronização pelo ITU-T (*International Telecommunication Union Telecommunication Standardization Sector*), antigo CCITT (Comitê Consultivo Internacional de Telefonia e Telegrafia) notadamente para o ambiente de redes públicas, enquanto que o Fórum ATM (que reúne entre outros, fabricantes de equipamentos, empresas de telecomunicações, agências governamentais, institutos de pesquisa e usuários) está empenhada em acelerar o desenvolvimento e instalação de produtos e serviços no ambiente local, corporativo.

Alguns dos aspectos da RDSI-FL encontram-se praticamente consolidados, enquanto que outros ainda são objeto de estudo e pesquisa. Dentre estes últimos encontram-se as diversas formas de controle de congestionamento.

Este livro tem como finalidade introduzir os princípios básicos desta nova tecnologia, seus aspectos já padronizados e apresentar as questões que ainda se encontram em aberto de modo a motivar os pesquisadores que pretendem trabalhar na área.

Para isto, o livro está dividido em duas partes. Na primeira parte são apresentados os aspectos gerais da arquitetura, funcionalidade e protocolos das diversas camadas e planos do modelo de referência da RDSI-FL. Na segunda parte é apresentado o problema do congestionamento, os controles previstos de tráfego e congestionamento e as diversas propostas de mecanismos e estratégias que foram apresentados na literatura.

Na primeira parte, o capítulo 1 apresenta a evolução das redes de telecomunicações e introduz as redes integradas de um modo geral, e em particular a de faixa larga, seus conceitos básicos, sua arquitetura, o modelo de referência de protocolos, redes locais ATM, arquitetura da rede e padronização. Nos capítulos seguintes são apresentadas cada uma das camadas e planos do modelo de referência. O capítulo 2 apresenta a camada física. O capítulo 3 apresenta a camada ATM, sendo que os aspectos de comutação e comutadores propostos foram deixados para o capítulo 4. O capítulo 5 apresenta a camada de adaptação dos diversos serviços de/para o ATM. O capítulo 6 aborda o suporte a serviços não-orientados a conexões e que inclui a interconexão de redes locais

(LANs) e metropolitanas (MANs) através de redes ATM. Os capítulos 7 e 8 tratam dos planos de controle e de gerenciamento, respectivamente.

Na segunda parte, o capítulo 9 apresenta o problema do congestionamento em redes de alta-velocidade e os mecanismos básicos para o seu controle. Uma das abordagens para o controle de congestionamento consiste na alocação prévia de recursos, tratada no capítulo 10. Em particular, o capítulo 11 trata do Controle de Admissão de Chamadas, que utiliza resultados obtidos pela alocação de capacidades para decidir pela aceitação ou não de uma nova chamada oferecida à rede. Esta abordagem de alocação de capacidades e controle de admissão funciona apenas se as fontes de tráfego se ativerem aos parâmetros de tráfego especificados durante o estabelecimento da conexão. São portanto necessários mecanismos de policiamento para controlar e punir o tráfego que estiver violando os parâmetros especificados. Esta função de policiamento e mecanismos associados são apresentados no capítulo 12. Uma das formas das fontes de tráfego evitarem a punição dos mecanismos de policiamento consiste na moldagem do próprio tráfego aos parâmetros especificados durante o estabelecimento da conexão, tratado também no capítulo 12.

Finalmente, o apêndice A lista as diversas Recomendações do ITU-T da série I a respeito de RDSI-FL vigentes em 15 de abril de 1994, enquanto que o apêndice B apresenta a lista das questões em estudo pelo subgrupo 13 do ITU-T para o período de 1993 a 1996.

Nesta área de redes de computadores há uma profusão de siglas, e que se constitui uma verdadeira “sopa de letras” para os não iniciados. Para facilitar o trabalho do leitor, foi preparado um glossário (apêndice C) que apresenta a sigla, a página onde encontra-se definida e o seu significado em português e em inglês se for o caso. Optei por manter as siglas “consagradas” na sua forma original (em inglês). Deste modo, o Modo de Transferência Assíncrono é abreviado por ATM (do inglês: *Asynchronous Transfer Mode*), ao invés de MTA.

Apesar do meu esforço em corrigir erros de digitação e colocar informações baseadas em fontes originais, deve ter passado ainda um grande número de erros. Solicito a colaboração dos leitores no sentido de me enviarem uma lista com os erros que tiverem encontrado por e-mail para o endereço: suruagy@di.ufpe.br.

Agradeço a Carlos Marcelo Dias Pazos, José Arivaldo Frazão Júnior, Ricardo José Paiva de Britto Salgueiro, Roberta Delgado da Carvalheira e Rosângela Coelho pela inclusão de material extraído de suas teses de mestrado, por mim orientadas. Agradeço também a Rosângela, atualmente na ENST em Paris, e ao Engenheiro Carlos Günter Klemz, do CPqD da Telebrás, pelo envio de material do CCITT/ITU-T imprescindível para a realização deste trabalho.

Finalmente, desejo agradecer o apoio e compreensão inestimáveis de minha esposa, Maristelma, e de nossos filhos — Estêvão, Letícia, Mateus, Renata e Marcos — aos quais dedico este livro, pelas inúmeras horas em que estive ausente do convívio com eles para poder redigi-lo.

Recife, Maio de 1994

José Augusto Suruagy Monteiro

Conteúdo

| | | |
|----------|--|-----------|
| 1 | Introdução | 1 |
| 1.1 | A Evolução das Redes de Telecomunicações | 1 |
| 1.2 | Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Estreita (RDSI-FE) | 3 |
| 1.3 | Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga (RDSI-FL) | 4 |
| 1.4 | Características Principais da RDSI-FL | 5 |
| 1.5 | Redes Locais ATM | 5 |
| 1.6 | Serviços de Faixa Larga | 6 |
| 1.7 | Classes de Tráfego | 8 |
| 1.8 | Arquitetura Funcional da RDSI-FL | 9 |
| 1.9 | Interface Usuário-Rede (UNI) | 11 |
| 1.10 | Modelo de Referência dos Protocolos da RDSI-FL | 13 |
| 1.11 | Arquitetura da Rede | 15 |
| 1.12 | Padronização | 16 |
| 1.13 | Resumo | 17 |
| 2 | A Camada Física | 19 |
| 2.1 | Primitivas de Serviço da Camada Física | 20 |
| 2.2 | Tipos de Células | 20 |
| 2.3 | A Subcamada de Convergência de Transmissão | 20 |
| 2.3.1 | Geração e recuperação de quadros de transmissão | 21 |
| 2.3.2 | Adaptação do quadro de transmissão | 21 |
| 2.3.3 | Delimitação das células | 21 |
| 2.3.4 | Geração da seqüência do HEC e verificação do cabeçalho da célula | 21 |

| | | |
|----------|---|-----------|
| 2.3.5 | Desassociação da taxa de células | 21 |
| 2.4 | Sistemas de Transmissão | 21 |
| 2.4.1 | Hierarquia Digital Plesiócrona (PDH) | 22 |
| 2.4.2 | Hierarquia Digital Síncrona (SDH) | 23 |
| 2.5 | Especificação das Interfaces da Camada Física | 26 |
| 2.5.1 | Interface baseada no PDH | 26 |
| 2.5.2 | Interface baseada no SDH/SONET | 28 |
| 2.5.3 | Interface baseada no FDDI | 28 |
| 2.5.4 | Interface baseada em células | 29 |
| 3 | A Camada ATM | 31 |
| 3.1 | Introdução | 31 |
| 3.2 | Conexões ATM | 33 |
| 3.3 | Primitivas de Serviço | 35 |
| 3.4 | Estrutura da Célula | 36 |
| 4 | Comutadores ATM | 41 |
| 4.1 | Introdução | 41 |
| 4.2 | Funções de um Comutador ATM | 42 |
| 4.2.1 | Função de comutação básica | 43 |
| 4.2.2 | Flexibilidade do comutador | 43 |
| 4.2.3 | Funções não relacionadas com a comutação | 44 |
| 4.3 | Elemento de Comutação | 44 |
| 4.3.1 | Arquitetura dos elementos de comutação | 44 |
| 4.3.2 | Classificação | 45 |
| 4.4 | Arquiteturas Propostas | 46 |
| 4.5 | Análise de Desempenho | 48 |
| 4.5.1 | Desempenho das Redes de Banyan com Memória | 49 |
| 4.5.2 | Desempenho das Redes Não Bloqueantes | 50 |
| 5 | A Camada de Adaptação | 53 |
| 5.1 | Estrutura do AAL | 54 |

| | | |
|----------|--|-----------|
| 5.2 | Classificação dos Serviços | 54 |
| 5.2.1 | Requisitos das classes A/B | 54 |
| 5.2.2 | Requisitos das classes C/D | 55 |
| 5.3 | Protocolos AAL | 55 |
| 5.3.1 | Protocolo AAL Tipo 1 (AAL1) | 56 |
| 5.3.2 | Protocolo AAL Tipo 2 (AAL2) | 60 |
| 5.3.3 | Protocolo AAL Tipo 3/4 (AAL3/4) | 61 |
| 5.3.4 | Protocolo AAL Tipo 5 (AAL5) | 66 |
| 5.4 | Recuperação de Erros | 68 |
| 5.4.1 | Causas de perdas de células | 68 |
| 5.4.2 | Efeito da perda de células na remontagem de pacotes | 69 |
| 5.5 | Exemplos de Serviços | 71 |
| 5.5.1 | Serviço de <i>Frame Relay</i> | 72 |
| 5.5.2 | Encapsulamento de múltiplos protocolos sobre o AAL5 | 72 |
| 6 | Suporte a Serviços Não-orientados a Conexões | 75 |
| 6.1 | Suporte Indireto a Serviços Não-orientados a Conexões | 76 |
| 6.2 | Suporte Direto a Serviços Não-orientados a Conexões | 77 |
| 6.3 | O Protocolo de Acesso Não-orientado a Conexões (CLNAP) | 79 |
| 6.3.1 | Primitivas de Serviço | 79 |
| 6.3.2 | Estrutura da CLNAP-PDU | 79 |
| 7 | O Plano de Controle | 83 |
| 7.1 | Princípios de Sinalização | 83 |
| 7.1.1 | Funções da sinalização | 84 |
| 7.1.2 | Transporte da sinalização | 85 |
| 7.2 | Funções Atualmente Suportadas pela Sinalização | 85 |
| 7.3 | Endereçamento | 88 |
| 7.4 | Mensagens de Sinalização | 90 |
| 7.4.1 | Mensagens para o Controle de Chamadas e Conexões Ponto-a-Ponto | 90 |
| 7.4.2 | Mensagens usadas com a Referência Global de Chamada | 91 |

| | | |
|-----------|--|------------|
| 7.4.3 | Mensagens para o Controle de Chamadas e Conexões Ponto-a-multiponto | 91 |
| 7.4.4 | Organização Geral das Mensagens | 92 |
| 7.4.5 | Elementos de Informação | 93 |
| 8 | O Plano de Gerenciamento | 97 |
| 8.1 | Princípios de OAM | 97 |
| 8.2 | Níveis Hierárquicos de OAM | 98 |
| 8.3 | Os Fluxos F1, F2 e F3 | 99 |
| 8.4 | Os Fluxos F4 e F5 | 99 |
| 8.4.1 | Monitoramento do desempenho de uma VPC/VCC | 101 |
| 8.4.2 | Relatório de falhas | 102 |
| 8.4.3 | Teste de Continuidade de Conexões | 103 |
| 8.4.4 | Loops Remotos de Células de OAM | 104 |
| 8.4.5 | Funções de Gerenciamento do Tráfego | 105 |
| 8.5 | Formato das Células de OAM | 105 |
| 8.6 | Interface Provisória de Gerenciamento Local (ILMI) | 105 |
| 9 | Controles de Tráfego e de Congestionamento | 107 |
| 9.1 | Congestionamento | 107 |
| 9.1.1 | Mitos sobre controle de congestionamento em redes de alta-velocidade | 108 |
| 9.2 | Controles de Tráfego e de Congestionamento | 109 |
| 9.3 | Configuração de Referência | 110 |
| 9.4 | Tempos de Resposta | 111 |
| 9.5 | Qualidade do Serviço (QOS) | 112 |
| 9.5.1 | Resultados da transferência de uma célula | 113 |
| 9.5.2 | Parâmetros de desempenho | 113 |
| 9.6 | Parâmetros e Descritores de Tráfego | 114 |
| 10 | Alocação de Recursos | 117 |
| 10.1 | Uso de Caminhos Virtuais | 118 |
| 10.2 | Protocolo de Reservas Rápidas | 118 |
| 10.3 | Reserva Rápida de Capacidades | 119 |

| | |
|---|------------|
| 10.4 Reserva Rápida de Buffers | 120 |
| 10.5 Gerenciamento de Buffers | 120 |
| 10.6 Dimensionamento de Redes ATM | 122 |
| 11 Controle de Admissão de Conexões | 127 |
| 11.1 Requisitos para o Controle de Admissão | 128 |
| 11.2 Métodos Propostos | 128 |
| 11.3 Alocação de Capacidades | 129 |
| 11.3.1 Formulação do Problema | 129 |
| 11.3.2 Estratégias de Solução | 132 |
| 11.3.3 Modelos de Tráfego | 134 |
| 11.3.4 Solução através de Simulação | 136 |
| 11.3.5 Solução através de Métodos Analíticos | 137 |
| 11.4 Critérios de Admissão Baseados em Aproximações | 140 |
| 11.4.1 Critério Linear | 140 |
| 11.4.2 O Critério da Mistura Independente | 141 |
| 11.4.3 Critério da Regra Relacionada com a Classe (RRC) | 142 |
| 11.4.4 Critério Não-Linear | 144 |
| 11.5 Conclusões | 144 |
| 12 Policiamento | 145 |
| 12.1 Função de Controle dos Parâmetros de Uso/Rede | 145 |
| 12.2 O Mecanismo Ideal | 146 |
| 12.3 Mecanismos de Policiamento | 149 |
| 12.3.1 Balde Furado e seus variantes | 149 |
| 12.3.2 Janelas Saltitantes e Janelas Deslizantes | 151 |
| 12.3.3 Contadores de Pico | 153 |
| 12.3.4 Algoritmo Genérico de Controle de Taxa | 155 |
| 12.4 Policiamento da Taxa de Pico | 157 |
| 12.5 Policiamento da Taxa Média | 158 |
| 12.6 Tráfego de Pior Caso | 160 |

| | | |
|----------|---|------------|
| 12.7 | Comparação dos Mecanismos | 162 |
| 12.7.1 | Conformidade com o mecanismo ideal | 163 |
| 12.7.2 | Efeito nas fontes bem comportadas (Transparência) | 164 |
| 12.7.3 | Tempo de Reação | 165 |
| 12.7.4 | Complexidade de implementação | 166 |
| 12.7.5 | Grau de eficiência | 167 |
| 12.7.6 | Resumo | 169 |
| 12.8 | Moldagem do Tráfego | 170 |
| 12.8.1 | Propostas | 171 |
| A | Recomendações do ITU-T | 175 |
| B | Questões em Aberto | 177 |
| C | Glossário | 179 |

Capítulo 1

Introdução

Este capítulo apresenta a evolução das redes de telecomunicações e introduz a Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Estreita (RDSI-FE) e a Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga (RDSI-FL). São ainda apresentados os serviços de faixa larga, a arquitetura funcional da RDSI-FL, a sua interface usuário-rede, o modelo de referência de protocolos, as redes locais ATM, a arquitetura da rede e, finalmente, o estado atual da sua padronização.

1.1 A Evolução das Redes de Telecomunicações

As redes de telecomunicações sofreram uma grande evolução desde os tempos de Alexander Graham Bell até os nossos dias. Passamos de redes analógicas comutadas manualmente às modernas centrais digitais com transmissão através de cabos de fibra óptica.

Para cada tipo de serviço especializado (telefonia, telex, comunicação de dados, etc.) criaram-se redes dedicadas, onde em geral, apenas os meios de transmissão de longa distância são compartilhados. Deste modo, chegamos ao cenário da figura 1.1 onde um usuário corporativo necessita contratar diversos serviços a possivelmente fornecedores diferentes para atender às diversas necessidades de comunicação de sua empresa.

Na figura 1.1 estão representadas quatro redes: a telefônica, uma rede privada, uma rede de comunicação de dados e a rede telex.

A rede telefônica utiliza uma técnica conhecida como *comutação de circuitos* onde canais de voz, com largura de faixa de 4 KHz, são alocados de forma dedicada ao longo do percurso entre os terminais chamador e o chamado, enquanto durar a conexão (chamada telefônica). Apesar de boa parte dos canais de comunicação entre as centrais, assim como a própria central de comutação, serem digitais, os acessos aos usuários são ainda na sua maioria analógicos. Deste modo, equipamentos como computadores e fac-símiles necessitam transmitir os seus dados digitais, analogicamente, através de modems. Posteriormente este sinal analógico será codificado digitalmente nas centrais para transmissão na rede telefônica digital. Na central digital destino ele é decodi-

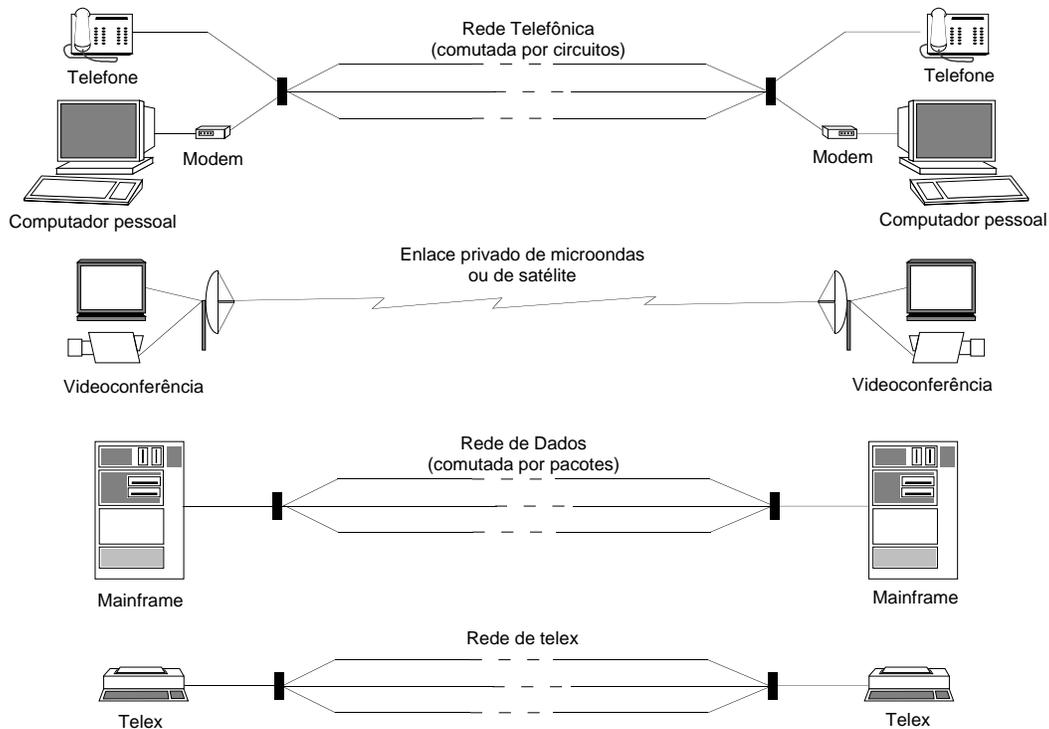


Figura 1.1: Redes de comunicações antes da RDSI.

ficado para analógico para ser entregue ao usuário remoto onde é, finalmente, demodulado para digital!

A rede privada, que em princípio poderia ser utilizada para qualquer tipo de serviço, no exemplo da figura refere-se a um sistema de videoconferência.

A rede de comunicação de dados utiliza uma técnica conhecida como *comutação de pacotes* onde não se dedicam canais físicos a conexões fim-a-fim. Na comutação de pacotes, os dados são divididos em unidades de comprimento máximo determinado que são envolvidos por *bytes* adicionais de endereçamento, que têm função análoga a de uma etiqueta de endereçamento colocada numa correspondência postal. Isto é, fazer com que a correspondência, no nosso caso o pacote de dados, seja roteado e entregue ao destinatário correto. A comutação de pacotes é empregada na rede de comunicação de dados devido ao caráter eminentemente esporádico do tráfego de dados.

Por fim, temos a rede de telex, que tradicionalmente utiliza uma rede de comutação de circuitos.

É interessante observar que do ponto de vista do usuário esta segregação das diversas redes dedicadas, traz consigo a necessidade de conexões e identificações distintas para cada uma delas. Por outro lado, o(s) fornecedor(es) dos serviços necessita(m) manter redes independentes. Finalmente, do ponto de vista do fabricante de equipamentos, ele necessita desenvolver linhas independentes de equipamentos, muitas vezes com requisitos próprios em cada país, perdendo portanto em termos de economia de escala.

A digitalização da rede telefônica associada ao desejo de sinergia entre as diversas redes, levou

ao surgimento das Redes Digitais de Serviços Integrados (RDSI). Inicialmente surgiu a chamada RDSI de faixa estreita (RDSI-FE) e posteriormente, a de faixa larga (RDSI-FL), que serão introduzidas nas seções seguintes. Para uma descrição detalhada da evolução dos comutadores utilizados nos sistemas de comunicação leia [PF87].

1.2 Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Estreita (RDSI-FE)

O conceito da integração das tecnologias de comutação e de transmissão surgiu no final da década de 50, sendo que o termo Rede Digital de Serviços Integrados (RDSI — *Integrated Services Digital Network (ISDN)*) surgiu em junho de 1971 numa reunião do grupo de trabalho 2 do grupo de estudo XI do CCITT¹ [Hab88].

A idéia por trás da RDSI é a de fornecer ao usuário uma *Tomada de Informações (Information outlet)* que, assim como a tomada elétrica, seja universal e corriqueira [Roc87]. Portanto, a RDSI deve fornecer uma interface comum para a transferência de dados dos mais variados tipos. Uma outra característica importante da RDSI é a flexibilidade em acomodar novos serviços sem a necessidade de se criar uma rede dedicada para os mesmos.

De acordo com o ITU-T, a RDSI é “uma rede, em geral evoluída da rede digital integrada (RDI) de telefonia, que proporciona conectividade digital fim a fim, para suportar uma variedade de serviços vocais e não vocais, aos quais os usuários têm acesso através de um conjunto limitado de interfaces usuário-rede padronizadas.”

Em sua fase inicial, a RDSI, agora denominada de RDSI de Faixa Estreita (RDSI-FE)² consiste na integração dos serviços, porém dependendo ainda de redes dedicadas para o atendimento dos mesmos (figura 1.2).

A RDSI-FE fornece conectividade digital para a transferência de voz, dados e imagens a baixas velocidades. Dentre os novos serviços encontram-se a discagem abreviada e a identificação do chamador. Os padrões atuais para a RDSI-FE definem um *acesso básico* à taxa de 144 Kbps (dois canais B de 64 Kbps e um canal D de sinalização de 16 Kbps) e um *acesso primário* com taxas correspondentes às dos canais T-1 ou E-1 (1,5 ou 2 Mbps, respectivamente) de acordo com o padrão de transmissão adotado em cada país³.

Para maiores informações sobre a RDSI-FE consulte, por exemplo, [BL90, Ver90].

¹Comitê Consultivo Internacional de Telegrafia e Telefonia, atualmente denominado ITU-T (*International Telecommunication Union Telecommunication Standardization Sector*).

²Do inglês, *Narrowband ISDN (N-ISDN)*.

³No Brasil são utilizados canais E-1.

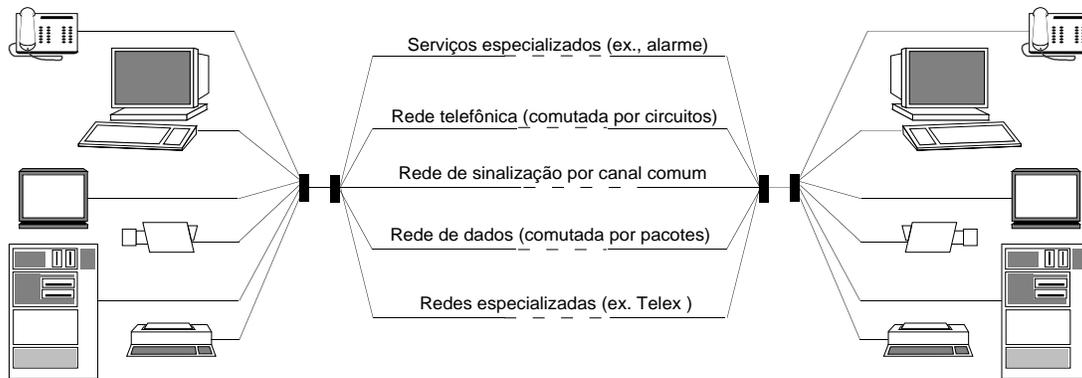


Figura 1.2: Redes de comunicações com a RDSI-FE.

1.3 Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga (RDSI-FL)

A Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga (RDSI-FL)⁴ é a novíssima geração de rede de comunicações que fornecerá a infra-estrutura de transporte para uma variedade de fontes de tráfego tais como vídeo, voz e dados num ambiente integrado a altas velocidades.

As altas velocidades previstas para a interface com o usuário (inicialmente 150 e 600 Mbps) permitirão a utilização de aplicações tais como teleconferência e visualização remota, por exemplo, de imagens médicas.

Na RDSI-FL não apenas o acesso será integrado, como também haverá uma única rede de transporte (figura 1.3).

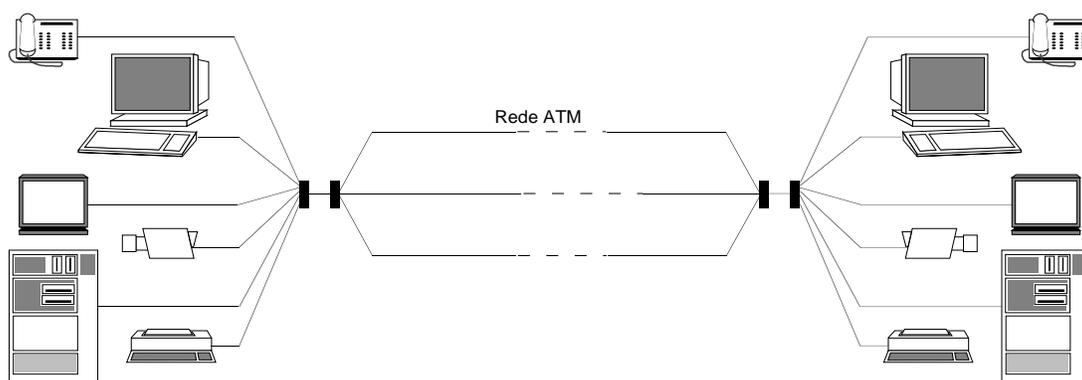


Figura 1.3: Redes de comunicações com a RDSI-FL.

⁴Do inglês, *Broadband ISDN (B-ISDN)*.

1.4 Características Principais da RDSI-FL

Nesta seção apresentaremos as características principais da RDSI-FL, de acordo com a Recomendação I.121 do ITU-T [CCI91b].

O modo de transferência utilizado na implementação da RDSI-FL é o Modo de Transferência Assíncrono (ATM — *Asynchronous Transfer Mode*) que é independente do meio de transporte empregado na camada física.

A RDSI-FL suporta conexões comutadas, permanentes e semi-permanentes. Elas podem ser também ponto-a-ponto, ponto-a-multiponto ou multiponto-a-multiponto. Além do mais, os serviços podem ser fornecidos sob demanda, reservados ou permanentes. Suporta serviços modo circuito ou modo pacote, do tipo mono ou multimídia, orientados ou não a conexões, e configurações unidirecionais ou bidirecionais.

A arquitetura da RDSI-FL está detalhada em termos funcionais sendo portanto independente de tecnologia e de implementação.

A RDSI-FL possuirá recursos inteligentes com a finalidade de fornecer serviços avançados que permitam suportar ferramentas poderosas de operação e manutenção, de controle e gerenciamento da rede.

A evolução para a RDSI-FL deve garantir o suporte às interfaces e serviços ora existentes. Por outro lado, a evolução em direção à RDSI-FL será feita ao longo do tempo, coexistindo com redes dedicadas e com a RDSI-FE.

Está prevista a incorporação de novos recursos em etapas evolutivas de modo a atender novos requisitos dos usuários e acomodar os avanços oriundos do progresso da tecnologia.

1.5 Redes Locais ATM

Tendo sido concebido como uma técnica para a multiplexação e comutação de alta-velocidade em redes públicas, nos últimos anos o ATM começou a fazer a sua estréia também como tecnologia para as redes locais e/ou corporativas de alta-velocidade.

No ambiente local/corporativo há uma demanda por redes de alta-velocidade com a finalidade de se prover à interconexão de servidores a diversas redes locais, ou simplesmente à interconexão das próprias redes de uma forma quase que transparente. Neste caso, a transparência implica num atraso de acesso a uma rede remota comparável aos atrasos de acesso na rede local. Para que isto seja possível, numa rede compartilhada por outros usuários, é necessário que a taxa de transmissão seja elevada.

Novos serviços multimídia, principalmente os que envolvem imagens, também necessitam de acessos a alta-velocidade, além de necessitar em alguns casos da manutenção do sincronismo entre origem e destino(s).

Atualmente, já existem redes de alta velocidade como a FDDI, funcionando a 100 Mbps, e o DQDB a 150 Mbps. Para a interconexão destas redes entre si através da RDSI-FL ou acesso a outras redes, é necessário prover a modos de interfuncionamento. Por outro lado, se a tecnologia da rede local for a mesma da utilizada pela rede pública, a compatibilidade é total. Esta é a motivação por trás do desenvolvimento de redes locais ATM e da criação do Fórum ATM (vide seção 1.12).

No ambiente de redes locais há uma tendência crescente pela utilização de concentradores inteligentes (*hubs*) aos quais são conectados os diversos computadores de portes variados numa topologia em estrela, utilizando-se de um dos métodos de acesso ao meio tal como o Ethernet, Token-ring, FDDI, etc. Um *hub* ATM poderia inicialmente interligar as redes heterogêneas através da tecnologia ATM. Deste modo, a interligação seria feita a alta-velocidade. O *hub* ATM poderia ser usado também para a interconexão de baixo custo de equipamentos. Por exemplo, um micro ou uma estação de trabalho poderia fazer o seu acesso à rede ATM através de sua interface Ethernet trabalhando à sua velocidade nominal de 10 Mbps não de modo compartilhado, mas dedicado entre a estação e o hub. E, finalmente, nos casos em que isto for necessário (ex., para a interconexão de servidores) a conexão seria efetuada utilizando-se o próprio ATM através de uma interface dedicada.

1.6 Serviços de Faixa Larga

Com o advento das redes de faixa larga, os serviços tradicionais serão acessados através de uma rede de transporte comum, enquanto que os novos serviços estarão acessíveis a um número de usuários maior do que o possível com as redes atuais.

Alguns dos serviços são bem conhecidos com a tecnologia atual, como é o caso de telefonia e TV a cabo. Para estes serviços, a demanda assim como as características do tráfego são conhecidas. No entanto, para os novos serviços, tanto a demanda quanto as características do tráfego são em boa parte desconhecidas. As características do tráfego dependem da codificação empregada e do padrão típico de uso. Por outro lado, a demanda dependerá da aceitação por parte do usuário, o que depende não só da qualidade técnica, mas sobretudo das estratégias de *marketing* e tarifária.

De acordo com Weinstein [Wei90], nenhum serviço em particular pode ser associado à RDSI. Na verdade, existem serviços que a RDSI torna disponíveis a um grande número de usuários a preços razoáveis.

O ITU-T na recomendação I.211 define duas categorias principais de serviços de faixa larga: interativos e distributivos [ITU93c]. Cada uma destas categorias são subdivididas em classes como mostrado na tabela 1.1.

Os serviços interativos são aqueles que possibilitam a transferência bidirecional de informações entre usuários ou entre usuários e computadores (*hosts*). Eles são subdivididos em três classes de serviços: conversacionais, de transferência de mensagens e de consultas.

Tabela 1.1: Classificação dos serviços de faixa larga.

| | |
|--------------|---|
| Interativo | Conversacional |
| | Transferência de Mensagens |
| | Consulta |
| Distributivo | Sem controle da apresentação pelo usuário |
| | Com controle da apresentação pelo usuário |

Os serviços conversacionais são aqueles que provêem uma comunicação bidirecional usuário a usuário através da transferência de informações fim-a-fim em tempo real (sem armazenamento e retransmissão⁵). Os serviços conversacionais incluem videotelefonia, videoconferência, vigilância e transmissão de dados a altas velocidades.

Os serviços de transferência de mensagens provêem uma comunicação usuário a usuário através de unidades de armazenamento com armazenamento e retransmissão. Os serviços de transferência de mensagens incluem correio eletrônico de textos, voz e imagens.

Os serviços de consulta dão a possibilidade de acessar informações armazenadas em bancos de dados. Esta informação será enviada ao usuário apenas sob demanda. Exemplos incluem videotexto de faixa larga e serviços de recuperação de imagens.

Por outro lado, os serviços distributivos são caracterizados pelo fluxo unidirecional de informações de um dado ponto da rede para outras (múltiplas) localidades. Os serviços distributivos são subdivididos em duas classes: serviços distributivos sem controle de apresentação pelo usuário e serviços distributivos com controle de apresentação pelo usuário.

Os serviços distributivos sem controle de apresentação pelo usuário são aqueles em que o usuário não pode controlar o início nem a ordem de apresentação das informações que estão sendo transmitidas. Eles incluem televisão padrão, televisão de alta-definição (HDTV), TV por assinatura e jornais eletrônicos. Enquanto que os serviços distributivos com controle de apresentação pelo usuário são aqueles em que a informação é fornecida como uma seqüência de itens de informação com repetição cíclica, onde o usuário pode selecionar itens individuais e pode controlar o início e a ordem da apresentação. Nesta classe encontramos educação e treinamento remotos, propaganda e recuperação de notícias.

Cada um destes serviços podem ser caracterizados por diversos parâmetros tais como: taxa de chamadas, taxa média de transmissão, taxa máxima de transmissão, fator de explosividade (*burstiness*), duração da chamada e sensibilidade a atraso e/ou perda de dados. Pela grande diversidade dos serviços pode-se imaginar a diversidade entre seus parâmetros. Como ilustração, basta compararmos a taxa de transmissão e a duração da chamada dos serviços de vídeo para divertimento e de telemetria, mostrados na figura 1.4 [Wei87].

Algumas aplicações são mais susceptíveis a atrasos ou perda de dados do que outras. Por

⁵ *Store-and-forward*.

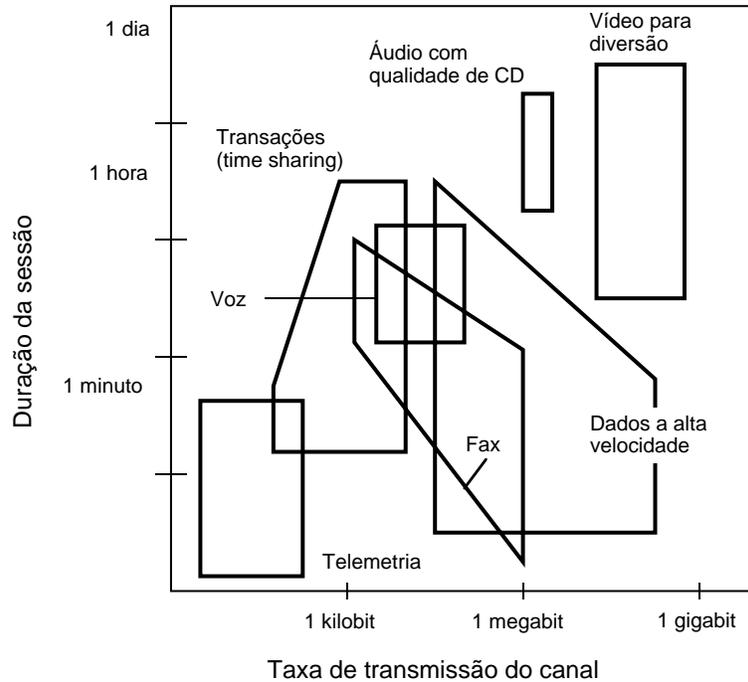


Figura 1.4: Taxas de transmissão e duração das chamadas para diversos serviços.

exemplo, o tráfego de voz pode tolerar um certo grau de degradação (perda de dados), mas longos atrasos podem atrapalhar o andamento da conversação; enquanto que o tráfego de dados pode tolerar atrasos razoáveis, mas não perda de informação.

1.7 Classes de Tráfego

Podemos classificar o tráfego gerado por uma dada fonte em três classes básicas:

- a Classe de Tráfego Constante (CBR — *Constant Bit Rate*),
- a Classe de Tráfego em Rajadas (*bursty*) e
- a Classe de Tráfego Variável (VBR — *Variable Bit Rate*).

Na Classe de Tráfego Constante (CBR), as células são transmitidas periodicamente de acordo com a sua taxa média (figura 1.5). A taxa de pico é a mesma que a média, e portanto, a explosividade é um.

As fontes da Classe de Tráfego em Rajadas (*bursty*) intercalam períodos ativos (durante os quais transmitem à taxa de *pico*) com períodos inativos (durante os quais permanecem em silêncio), vide figura 1.6. Diversas fontes de tráfego apresentam este comportamento. Os exemplos mais conhecidos são a voz digitalizada com detecção de silêncio e a transmissão de imagens. Um

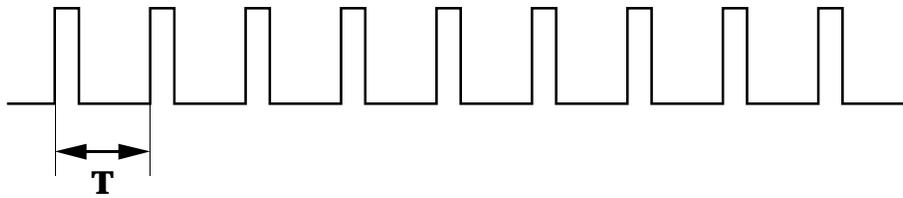


Figura 1.5: Tráfego constante (periódico).

parâmetro típico associado ao tráfego em rajadas é a duração média dos períodos ativos (T_{on}) que pode ser expresso em unidade de tempo, ou em número médio de células geradas (L).

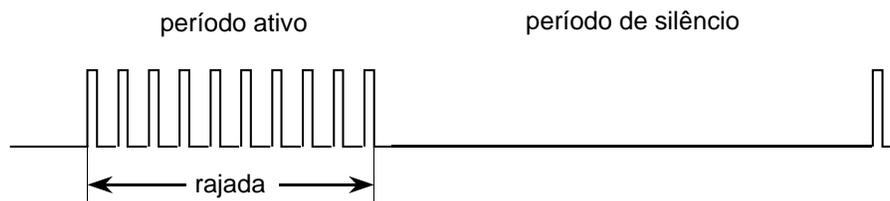


Figura 1.6: Tráfego em rajadas.

Finalmente, as fontes da Classe de Tráfego Variável (VBR), como o próprio nome diz, possuem taxas variáveis de transmissão. Por exemplo, numa transmissão de vídeo utilizando codificação diferencial, no final de cada quadro de imagem, precisamos transmitir apenas a informação das alterações na imagem em relação ao quadro transmitido anteriormente. Portanto, a quantidade de dados que precisa ser transmitida no final de cada quadro é extremamente dependente da seqüência particular de imagens e do esquema de codificação utilizado. A figura 1.7 mostra um exemplo da evolução da taxa de transmissão, quadro por quadro, de um tráfego do tipo gerado por um videotelefone (com baixo índice de alterações de cena).

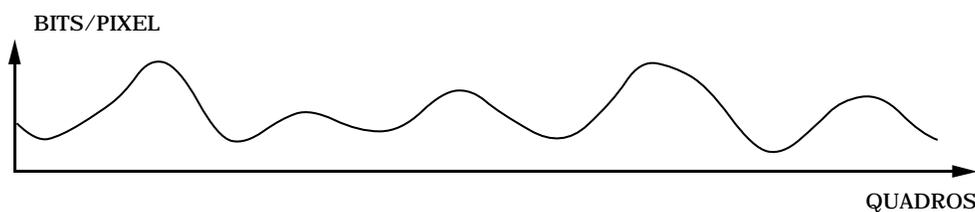


Figura 1.7: Tráfego variável.

Para uma caracterização mais detalhada das diversas fontes de tráfego consulte [Onv94, Capítulo 3].

1.8 Arquitetura Funcional da RDSI-FL

A arquitetura básica da RDSI-FL está representada na figura 1.8 [ITU93d]. Ela apresenta as principais facilidades de transferência de mensagens e de sinalização.

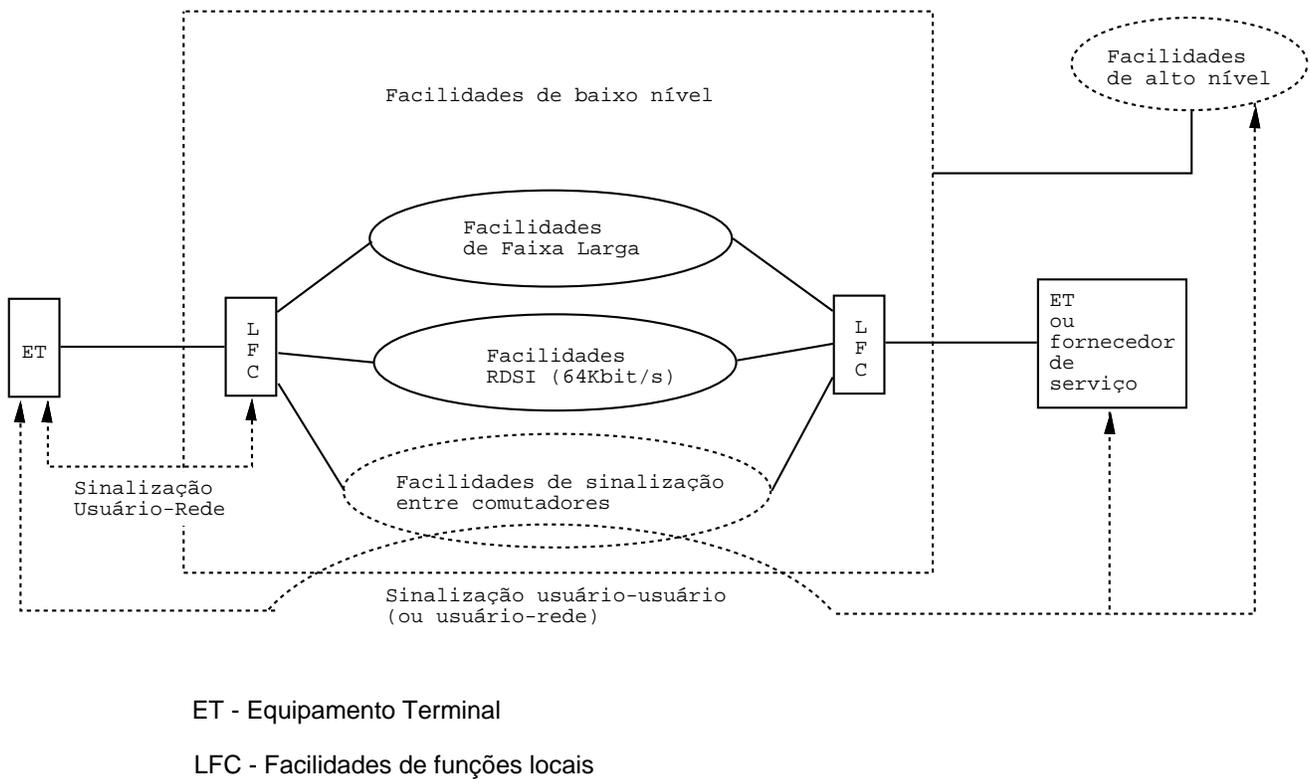


Figura 1.8: Arquitetura básica da RDSI-FL.

A arquitetura da RDSI-FL está dividida em facilidades de baixo e de alto nível. Estas facilidades suportam serviços seja na RDSI-FL que em outras redes através de procedimentos de interfuncionamento com estas redes.

A transferência de mensagens de faixa larga é suportado pela RDSI-FL através do ATM na interface usuário-rede (UNI — *User-Network Interface*), nos elementos de comutação internos à rede e na interface entre os elementos de comutação de uma mesma rede ou de redes distintas, denominada de interface rede-rede (NNI — *Network-Network Interface*).

Note que na figura, as facilidades da RDSI-FE estão colocadas distintas das facilidades de faixa larga. Isto representa a coexistência das duas redes num processo de migração, onde os equipamentos já instalados são aproveitados.

As facilidades de alto-nível dizem respeito tipicamente aos terminais de usuários. No entanto, alguns tipos de serviços especializados como vídeo sob demanda poderão ser fornecidos por nós especiais da rede, ou por organizações independentes.

1.9 Interface Usuário-Rede (UNI)

Os pontos de referência da interface usuário-rede (UNI) são os mesmos tanto para a RDSI-FE como para RDSI-FL (figura 1.9) [CCI90a]. Os grupos funcionais são: ET1, ET2, AT, TR1 e TR2. Enquanto que os pontos de referência são: U_{FL} , T_{FL} , S_{FL} , e R .

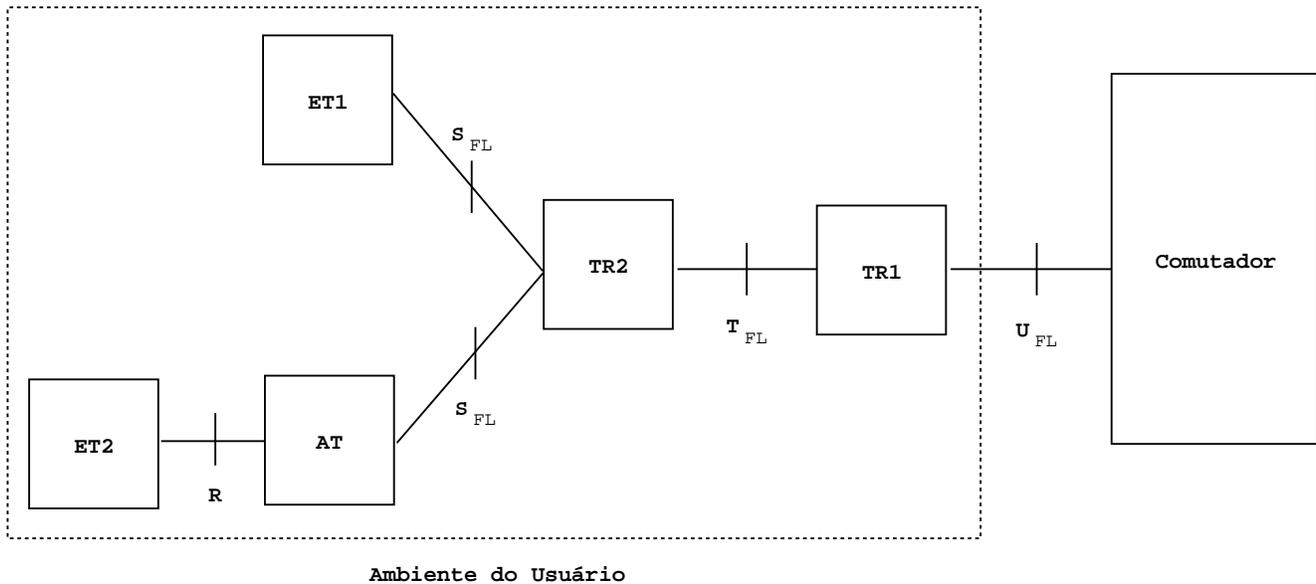


Figura 1.9: Pontos de referência da interface usuário-rede.

O ET1 corresponde a um equipamento terminal compatível com a RDSI-FL seja a nível de transferência física de mensagens que de sinalização. Por outro lado, o ET2 é um equipamento terminal que por não ser compatível com a RDSI-FL, requer a utilização de um *Adaptador de Terminais* (AT) que traduz a formatação das mensagens e sinalização oriundas do terminal não-RDSI-FL para as da RDSI-FL. O conjunto ET2 + AT é funcionalmente equivalente a um terminal ET1. No entanto, algumas funcionalidades especiais deverão ser fornecidas pelo AT ou não estarão disponíveis ao usuário.

O terminador de rede TR1 constitui a interface básica entre o ambiente do usuário e a rede pública. Dependendo de legislações locais, este equipamento poderá ser de propriedade da concessionária ou do usuário. Uma de suas funções primordiais é isolar o ambiente do usuário do meio de transmissão empregado pela concessionária para interligá-lo à central de comutação. Já o TR2 possui também funções de concentração e comutação locais. Em termos de equipamentos, o TR1 poderá estar acoplado ou não ao TR2.

O Fórum ATM na especificação da sua interface usuário-rede [For93] levando em consideração que o ATM será utilizado também para redes privadas define duas formas distintas de UNI: a *UNI pública* e a *UNI privada*. A UNI pública corresponde à interface entre um usuário e o comutador

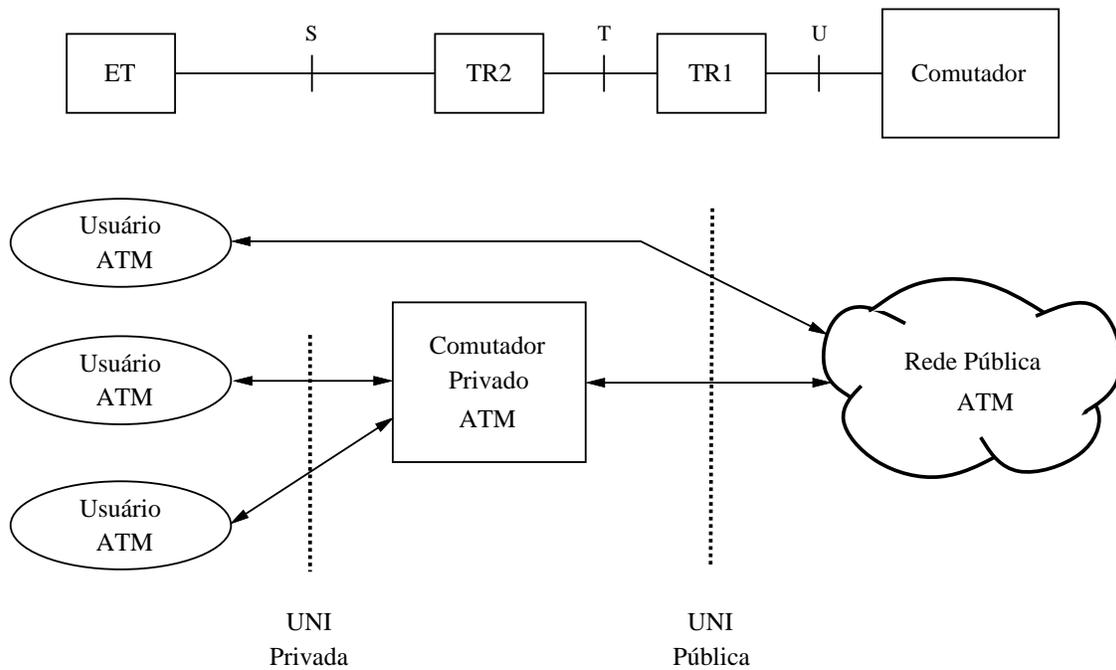


Figura 1.10: Configuração das interfaces usuário-rede.

ATM de uma rede pública, enquanto que a UNI privada corresponde à interface entre um usuário e um comutador ATM gerenciado como parte de sua rede corporativa. A diferença principal entre estes dois tipos de UNI diz respeito às distâncias envolvidas. No caso das redes privadas, com equipamentos localizados muitas vezes na mesma sala, é possível utilizar meios físicos mais baratos como par trançado (blindado ou não). A figura 1.10 apresenta estes dois tipos de interface assim como o seu relacionamento com a configuração de referência.

O Fórum ATM define também uma interface para a troca de dados denominada de DXI (*Data Exchange Interface*) que permite a um equipamento terminal de dados (ETD) tal como um roteador e um equipamento de terminação de circuito de dados (ECD) cooperarem para fornecer uma interface UNI para redes ATM, como apresentado na figura 1.11. Quando o DXI é utilizado, a implementação da UNI é dividida entre o ETD e o ECD.

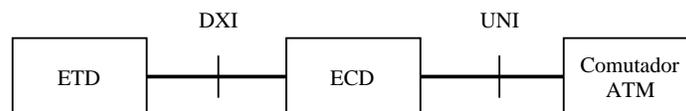


Figura 1.11: Configuração de uso da DXI.

1.10 Modelo de Referência dos Protocolos da RDSI-FL

O modelo de referência dos protocolos da RDSI-FL (MRP da RDSI-FL⁶) [CCI91c] reflete os princípios da comunicação em camadas definida na Recomendação X.200 que corresponde ao modelo de referência para a conexão de sistemas abertos (OSI-RM) para aplicações do ITU-T. Para maiores informações sobre o OSI-RM, recomenda-se a leitura de algum livro introdutório em redes de computadores [Tan88, Tar86, GdAMS86].

O modelo de referência dos protocolos da RDSI-FL é composto por três planos: plano do usuário, plano de controle e plano de gerenciamento (figura 1.12).

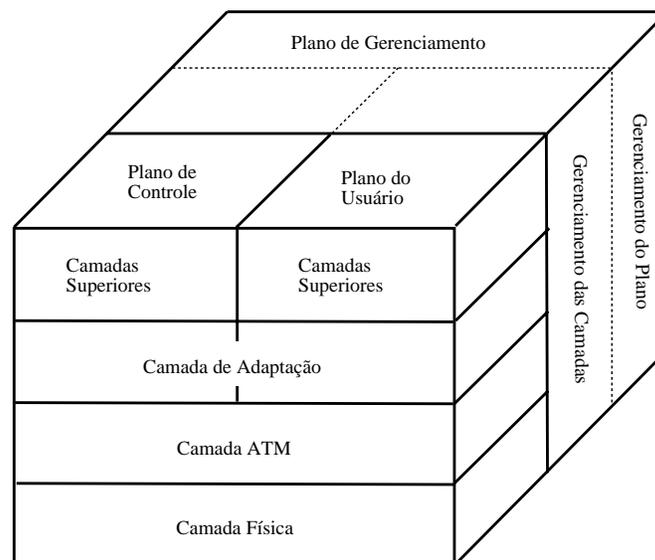


Figura 1.12: Modelo de referência dos protocolos da RDSI-FL.

O plano do usuário é responsável pela transferência de informações do usuário e do controle associado a esta transferência, tais como controle de fluxo e recuperação de erros.

O plano de controle é responsável pelo controle da chamada e pelas funções de controle das conexões. Ele cuida de toda a sinalização referente ao estabelecimento, supervisão e liberação de chamadas e conexões.

Finalmente, o plano de gerenciamento possui funções de gerenciamento das camadas e de gerenciamento do plano. As funções de gerenciamento do plano são relativas ao sistema como um todo e de coordenação entre os planos. Por outro lado, as funções de gerenciamento das camadas correspondem à sinalização referente aos parâmetros residentes nas suas entidades de protocolo. O gerenciamento das camadas trata dos fluxos de informação de operação e manutenção (OAM — *Operation and Maintenance*) específicos de cada camada. Note que apenas os planos de usuário e

⁶Em inglês, *B-ISDN Protocol Reference Model*, ou B-ISDN PRM.

Tabela 1.2: Funções da RDSI-FL em relação ao modelo de referência.

| | | |
|--|-----|-----|
| Convergência | CS | AAL |
| Segmentação e Remontagem | SAR | |
| Controle de fluxo genérico Geração e extração do cabeçalho da célula Tradução do VPI/VCI da célula Multiplexação e demultiplexação de células | ATM | |
| Desassociação da taxa de células Geração da seqüência do HEC e verificação do cabeçalho da célula Delimitação das células Adaptação do quadro de transmissão Geração e recuperação de quadros de transmissão | TC | PHY |
| Sincronização dos bits Meio físico | PM | |

de controle são divididos em camadas.

A tabela 1.2 apresenta de forma resumida as funções das diversas camadas e subcamadas do modelo de referência.

A camada física (PHY) diz respeito aos aspectos mais básicos da transmissão dos bits tais como codificação, alinhamento, etc. Sua função básica é fornecer à camada ATM uma interface independente do meio físico de transmissão. Ela é composta por duas subcamadas: a subcamada do meio físico (PM — *Physical Medium*) e a subcamada de convergência de transmissão (TC — *Transmission Convergence*).

A camada ATM, independentemente do meio físico, suporta a transferência de células para todos os tipos de serviços, sejam eles orientados ou não a conexões, com taxa de transmissão constante ou variável.

Por sua vez, a camada de adaptação (AAL — *ATM Adaptation Layer*) provê funções dependentes do serviço esperado pela camada acima do AAL (por exemplo, a compensação do atraso variável sofrido na rede por células oriundas de um tráfego de taxa constante). Ela é estruturada em duas subcamadas lógicas: a subcamada de convergência (CS — *Convergence Sublayer*) e a subcamada de segmentação e remontagem (SAR — *Segmentation And Reassembly sublayer*).

Apesar de tentar seguir os princípios do modelo de referência OSI, o princípio de independência entre as camadas nem sempre foi obedecido. Por outro lado, o relacionamento entre as camadas mais baixas do OSI-RM e as camadas AAL, ATM e Física do MRP da RDSI-FL não está definido na Recomendação I.321, tendo sido deixado para estudos posteriores. De Prycker et al. [PPL93], limitando-se ao caso da comunicação de dados, concluem que o serviço oferecido pela camada ATM no MRP da RDSI-FL é equivalente ao serviço oferecido pela camada física do OSI-RM. Além do mais, eles concluem que o serviço oferecido pela camada AAL correspondente à comunicação de

dados é equivalente à camada de enlace de dados do OSI-RM.

Nos capítulos seguintes serão estudados cada uma destas camadas e planos.

1.11 Arquitetura da Rede

Batorsky et al. [BST88] descreve a arquitetura de longo prazo da RDSI-FL apresentada na figura 1.13. Ela está dividida em diversas redes hierárquicas: distribuição, subalimentação, alimentação e intercentrais. A unidade de interfuncionamento (IWU — *InterWorking Unit*) localizada nas instalações do usuário é a interface de acesso do usuário. Como mostrado na figura, os serviços suportados podem incluir RDSI-FE, telefonia convencional (POTS — *Plain Old Telephone Service*), redes locais (LAN) e HDTV. A rede de distribuição interconecta um multiplexador remoto (RM — *Remote Multiplexer*) a diversas IWUs, tipicamente, numa topologia em estrela. O RM foi introduzido entre a IWU e a unidade eletrônica remota (RE — *Remote Electronics*) de modo a reduzir custos, dado que a conexão à IWU é feita normalmente através de um enlace (fibra) dedicado. A interconexão dos RMs às REs numa rede de subalimentação pode ser feita utilizando-se diversas topologias, incluindo estrela e anel como mostrado na figura 1.13. De modo análogo, as REs são interligadas às centrais, na rede de alimentação, e as centrais são interligadas a outras centrais ou a *hubs*. A decisão de usar um multiplexador remoto ou levar um cabo longo até uma RE será ditada por fatores de ordem econômica. O mesmo se aplica em relação ao uso de REs.

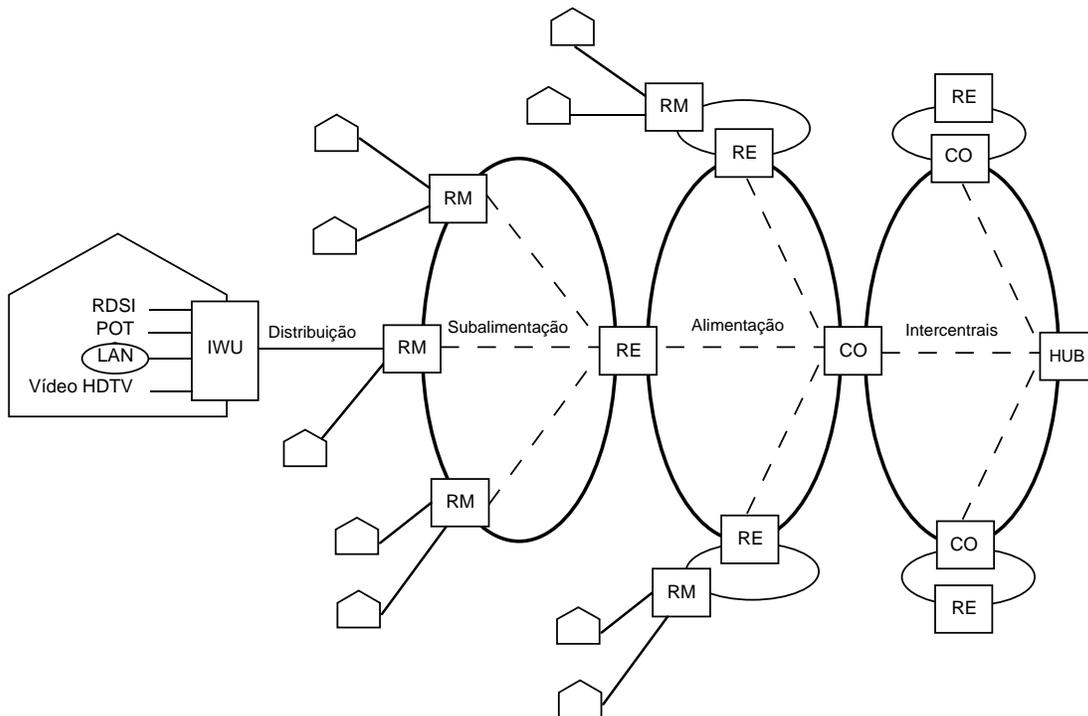


Figura 1.13: Arquitetura de longo prazo da RDSI-FL.

A implantação dos serviços de faixa larga e instalação de fibra óptica acompanhará a demanda pelos serviços [OS92]. Inicialmente estão sendo levados cabos de fibra óptica até os grandes edifícios comerciais para atender à telefonia convencional. Este cenário é denominado de *Fiber To The Office* (FTTO, ou seja, fibra até o escritório). Numa segunda fase, com interfaces ópticas de baixa capacidade será possível levar a fibra até os andares (de edifícios comerciais ou residenciais) para a distribuição. Este novo cenário é denominado de *Fiber To The Floor* (FTTF, ou sejam fibra até o andar). E no futuro, as fibras chegarão até as residências no cenário conhecido como *Fiber To The Home* (FTTH). Para uma visão atual dos acessos e experiências piloto, vide [Kob94].

1.12 Padronização

Basicamente há dois esforços de padronização da RDSI-FL: um dentro do ITU-T e o outro no assim chamado Fórum ATM.

O ITU-T (*International Telecommunication Union Telecommunication Standardization Sector*) é um órgão permanente da *International Telecommunication Union* (ITU). O ITU-T tem a finalidade de emitir Recomendações que favoreçam à padronização mundial das telecomunicações em questões técnicas, operacionais e tarifárias. O ITU-T foi criado em 1º de março de 1993, substituindo o CCITT (Comitê Consultivo Internacional de Telegrafia e Telefonia) que deixou de existir a partir de 28 de fevereiro de 1993 como conseqüência de um processo de reforma dentro do ITU.

O ITU-T, na época CCITT, vem trabalhando na padronização da RDSI desde 1972, sendo que o termo RDSI (*ISDN*) surgiu em junho de 1971 numa reunião do grupo de trabalho 2 do grupo de estudo XI. As Recomendações iniciais sobre RDSI (série I) foram aprovadas na assembléia plenária de 1984. Desde então já havia sido identificada a necessidade de serviços a taxas mais elevadas do que 2 Mbps. As primeiras Recomendações relativas à RDSI-FL foram aprovadas em 1990 [Hän89]. No apêndice A estão listadas as Recomendações do ITU-T vigentes atualmente. Diversos aspectos da RDSI-FL continuam em estudo dentre as quais encontram-se o suporte aos serviços não-orientados a conexões e mecanismos de controle de tráfego e de congestionamento (vide apêndice B).

Informações sobre as atividades do ITU em geral, lista de Recomendações, calendário de reuniões e até mesmo o texto de algumas Recomendações podem ser obtidos através do serviço de distribuição de documentos eletrônicos, o ITUDOC, que pode ser acessado através de correio eletrônico ou interativamente na Internet através do serviço *gopher* (`gopher info.itu.ch`). Para informações adicionais, envie uma *e-mail* com a linha HELP no corpo da mensagem para o endereço Internet: `itudoc@itu.ch`, ou escreva para a *helpdesk* nos endereços (Internet) `helpdesk@itu.ch`, ou (X.400) `S=helpdesk;A=arcom;P=itu;C=ch`.

Em outubro de 1991, foi formado o Fórum ATM (*The ATM Forum*) com a finalidade de “acelerar a instalação de produtos e serviços ATM através da rápida convergência de especificações

de interoperabilidade e da promoção de cooperação do setor industrial”. Em janeiro de 1994, o Fórum ATM contava com 135 membros principais e 288 membros ouvintes (sem direito a voto). Dentre os membros encontram-se fabricantes de equipamentos para redes locais e de longa distância, equipamentos de interconexão de redes, fabricantes de computadores, comutadores, empresas de telecomunicações locais e de longa distância, fabricantes de semicondutores, agências governamentais, instituições de pesquisa e usuários.

O Fórum ATM não é um órgão de padronização, mas trabalha em cooperação com órgãos de padronização tais como o ANSI (*American National Standards Institute*) e o ITU-T. Em junho de 1992, o Fórum divulgou a sua primeira especificação da Interface Usuário-Rede (UNI) que já se encontra na versão 3.0 [For93]. Esta especificação contém informações sobre os serviços básicos ATM, opções de interface na camada física, gerenciamento de rede local e gerenciamento de tráfego. Esta especificação está baseada em padrões já aprovados ou em fase de estudos pela ANSI, ITU-T e Internet. Informações sobre o Fórum ATM podem ser obtidas através de E-mail: info@atmforum.com.

Neste livro apresentaremos seja as recomendações do ITU-T que a especificação da UNI do Fórum ATM.

1.13 Resumo

Neste capítulo foi apresentada a evolução das redes de telecomunicações e foi introduzida a Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Estreita (RDSI-FE) e a Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga (RDSI-FL). Foram ainda apresentados os serviços de faixa larga, a arquitetura funcional da RDSI-FL, a sua interface usuário-rede, o modelo de referência de protocolos, as redes locais ATM, a arquitetura da rede e, finalmente, o estado atual da sua padronização.

Nos capítulos seguintes são apresentadas cada uma das camadas e planos do modelo de referência.

Capítulo 2

A Camada Física

A camada física do modelo de referência dos protocolos da RDSI-FL (MRP da RDSI-FL) é composta por duas subcamadas: a subcamada do meio físico (PM — *Physical Medium*) e a subcamada de convergência de transmissão (TC — *Transmission Convergence*) [CCI91c] (vide tabela 1.2).

A subcamada do meio físico (PM) é dependente do meio físico utilizado e tem como finalidade a transmissão e o alinhamento dos bits efetuando a sua codificação e conversão eletro-óptica.

Por sua vez, a subcamada de convergência de transmissão (TC) recebe da camada ATM um fluxo de células válidas (seção 2.2) que são transformados num fluxo de unidades de dados (por exemplo, *bits*) para serem transmitidos e recebidos através de algum meio físico. A subcamada TC é a responsável pelo mapeamento das células ATM na estrutura de transmissão empregada: plesiócrona, síncrona, baseada em células ou no FDDI. O fluxo de dados inserido na carga do sistema de transmissão é independente do meio físico e autocontido. A camada física acrescenta ao fluxo de células ATM as informações apropriadas para a delimitação das mesmas e para o transporte de informações de operação e manutenção (OAM) relativas a este fluxo de células.

Entre as subcamadas PM e TC passam um fluxo de bits ou símbolos com a informação correspondente de sincronização (*timing*).

Na seção 2.1 são apresentadas as primitivas de serviço da camada física. A seguir, na seção 2.2 são definidos os diversos tipos de células que podem ser transferidos pela camada física. A seção 2.3 apresenta as funções da subcamada de convergência de transmissão. Na seção 2.4 são apresentados o sistema de transmissão digital plesiócrono e a nova hierarquia digital síncrona (SDH). Finalmente, a seção 2.5 apresenta as interfaces físicas já especificadas pelo ITU-T e pelo Fórum ATM.

2.1 Primitivas de Serviço da Camada Física

Atualmente estão definidas apenas duas primitivas de serviço entre a camada física e a camada ATM, no ponto de acesso de serviço da camada física (PHY-SAP), conforme mostrado na tabela 2.1.

Tabela 2.1: Primitivas da camada física.

| | |
|---------------------|--|
| PHY-DATA.request | A camada ATM solicita à camada física que transporte a unidade de dados (SDU) associada a esta primitiva para a sua entidade parceira. |
| PHY-DATA.indication | A camada ATM é informada pela camada física que uma unidade de dados (SDU) associada a esta primitiva proveniente de sua entidade parceira encontra-se disponível. |

Para certas aplicações pode ser necessário que a camada física indique à camada ATM que descartou alguma célula. No entanto, ainda não foi definida tal primitiva.

2.2 Tipos de Células

Célula ociosa: célula que é inserida/extraída pela camada física (sem nenhuma informação do usuário ou da própria camada) com o único propósito de adaptar a taxa de transmissão de células na interface com a camada ATM, à capacidade disponível de acordo com o sistema de transmissão específico que está sendo utilizado.

Célula válida: é aquela cujo cabeçalho não contém erros ou que tiver sido modificado pelo processo de verificação de erro no cabeçalho (HEC — *Header Error Control*).

Célula inválida: é aquela cujo cabeçalho contém erros e não foi modificado pelo processo de verificação de erro no cabeçalho (HEC). Isto é, célula descartada pela camada física.

2.3 A Subcamada de Convergência de Transmissão

Como mencionando anteriormente, as funções associadas à subcamada de convergência de transmissão (TC), são: Geração e recuperação de quadros de transmissão; Adaptação do quadro de transmissão; Delimitação das células; Geração da seqüência do HEC e verificação do cabeçalho da célula; e Desassociação da taxa de células.

2.3.1 Geração e recuperação de quadros de transmissão

Algumas estruturas de transmissão utilizam quadros com organização específicas. Cabe a esta função, gerar e recuperar (identificar) os quadros de transmissão.

2.3.2 Adaptação do quadro de transmissão

Esta função trata de encaixar o fluxo de células dentro da organização específica dos quadros de transmissão e, na recepção, extrair as células destes mesmos quadros (vide seção 2.4).

2.3.3 Delimitação das células

A delimitação possibilita a separação das células individuais a partir do fluxo de bits extraído do quadro de transmissão. Esta delimitação é feita de acordo com o especificado na Recomendação I.432 [CC190b], ou seja, a identificação do início da célula é feito a partir da correlação existente entre os primeiros quatro octetos da célula e o quinto octeto que corresponde ao campo de HEC (vide seção 3.4). Isto é, busca-se uma seqüência de 32 bits seguida por oito bits que batam com um HEC válido. Para reduzir a possibilidade de detecção incorreta dos limites da célula, o campo de informações da mesma é embaralhado (*scrambled*) na transmissão, e uma vez identificado o cabeçalho, é desembaralhado (*descrambled*) pelo receptor.

2.3.4 Geração da seqüência do HEC e verificação do cabeçalho da célula

Na transmissão, os HECs são calculados e incluídos nos cabeçalhos das células. Na recepção, o HEC é verificado para a detecção de possíveis erros de transmissão. Se possível, erros detectados pelo HEC são corrigidos, caso contrário, a célula com erro é descartada.

2.3.5 Desassociação da taxa de células

Para que o fluxo de células fique desassociado da taxa específica do sistema de transmissão que está sendo utilizado, esta função se encarrega de introduzir células ociosas na transmissão e de descartá-las na recepção, sempre que necessário.

2.4 Sistemas de Transmissão

Nesta seção seguiremos a apresentação feita em [OA93] sobre os meios de transmissão e, em particular sobre o SDH/SONET que deve substituir os atuais sistemas de transmissão para a

comunicação entre centrais de comutação.

2.4.1 Hierarquia Digital Plesiócrona (PDH)

Para a digitalização da rede telefônica foi desenvolvida uma técnica conhecida como PCM (*Pulse Code Modulation*), que efetua amostragens do sinal analógico a intervalos regulares, e transmite digitalmente a codificação binária (em 7 ou 8 bits) do nível analógico (tensão ou corrente) em que o sinal se encontrava no instante da amostragem.

O teorema de Nyquist estabelece que um sinal analógico com largura de faixa H pode ser reconstruído a partir de amostragens efetuadas à taxa de, no mínimo, $2 \times H$ amostras por segundo. Deste modo, para um canal telefônico com largura de faixa de 4 KHz, é necessário amostrar o sinal a uma taxa de 8 KHz, ou, equivalentemente, efetuar uma amostragem a cada $125 \mu\text{seg}$. Considerando, que o sinal analógico seja discretizado em 256 níveis, necessitamos de 8 bits por amostra, o que nos dá uma taxa de 64 Kbps para um canal de voz.

De modo a multiplexar uma série de canais de voz num único meio de transmissão, basta que a cada $125 \mu\text{seg}$ transmitamos 8 bits por canal. Assim, nasceu nos Estados Unidos, o padrão DS-1 (ou T-1) que reúne as amostragens de 24 canais de voz num quadro com 193 bits ($24 \times 8 + 1$), o que dá uma taxa de 1,544 Mbps.

Um outro padrão que surgiu na Europa e foi adotado pelo ITU-T, consiste de um quadro com 32 canais, o que equivale a uma taxa de 2,048 Mbps (canal E-1). Dos 32 canais, 30 são canais de voz, um é utilizado para delimitação (*framing*) e o outro para sinalização (controle das conexões, etc.). Este formato é utilizado por praticamente todos os países (inclusive o Brasil) fora os Estados Unidos e o Japão.

Posteriormente, quando a tecnologia permitiu a transmissão digital mais rápida, foram agrupados canais DS-1 ou E-1, formando canais de ordem mais elevada onde os bits de cada um dos canais tributários são intercalados no canal de ordem mais elevada como mostrado na figura 2.1.

Na figura 2.2 podemos observar as estruturas atuais das assim chamadas hierarquias digitais. No padrão “europeu”, quatro canais E-1 formam um canal E-2 a uma taxa em torno de 8 Mbps, quatro canais E-2 formam um canal E-3 a cerca de 34 Mbps, quatro canais E-3 formam um canal E-4 a 140 Mbps e quatro canais E-4 formariam um canal E-5 (ainda não padronizado) a taxas de 565 Mbps. Por outro lado, os padrões americano e japonês, diferentes entre si, não são assim tão regulares.

Em cada etapa de multiplexação deve-se levar em conta o fato de que os relógios de cada canal tributário são ligeiramente diferentes. Daí o nome “plesiócrono” pois “plesio” vem do grego *plesios*, que significa próximo. Cada relógio pode trabalhar numa certa faixa de velocidades. O multiplexador lê os bits dos buffers dos diversos tributários na taxa mais elevada permitida e, caso não encontre nenhum bit pronto para a transmissão devido a um relógio mais lento, ele insere bits de enchimento. O multiplexador deve também assinalar a inclusão destes bits para que sejam

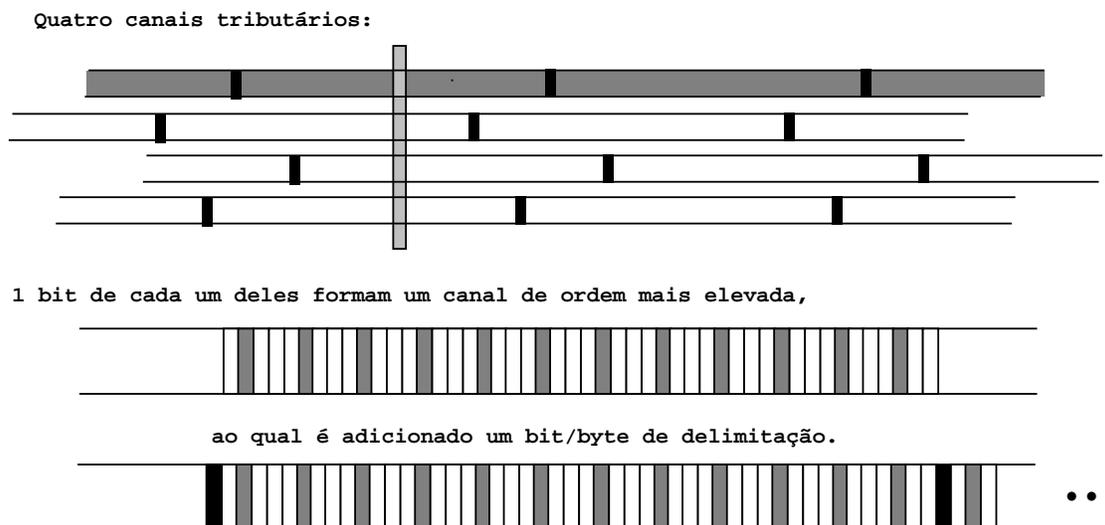


Figura 2.1: Multiplexação plesiócrona.

removidos pelo demultiplexador na recepção.

Com a digitalização não apenas da transmissão mas também da comutação, ficaram mais evidentes as limitações da PDH. Por exemplo, se quisermos simplesmente extrair um dos canais E-1 de um canal E-4, temos que fazer todas as três demultiplexações de todos os canais tributários. Para que os demais canais prossigam para um outro ponto é necessário fazer então toda a multiplexação de volta para um canal E-4! Além disto, estes multiplexadores não são expertos o suficiente para facilitar o trabalho de gerenciamento e reconfiguração da rede em caso de falhas.

2.4.2 Hierarquia Digital Síncrona (SDH)

A Hierarquia Digital Síncrona (SDH — *Synchronous Digital Hierarchy*) também conhecida nos Estados Unidos como SONET (*Synchronous Optical Network*) é baseada nas lições aprendidas a partir das taxas ora existentes e pretende aproveitar a capacidade de alta velocidades de transmissão das fibras ópticas.

As motivações para a introdução da SDH são, basicamente, as seguintes:

- aproveitar a rede totalmente sincronizada;
- unificar os padrões europeu e americano;
- ser utilizado tanto em fibras ópticas quanto em rádio;

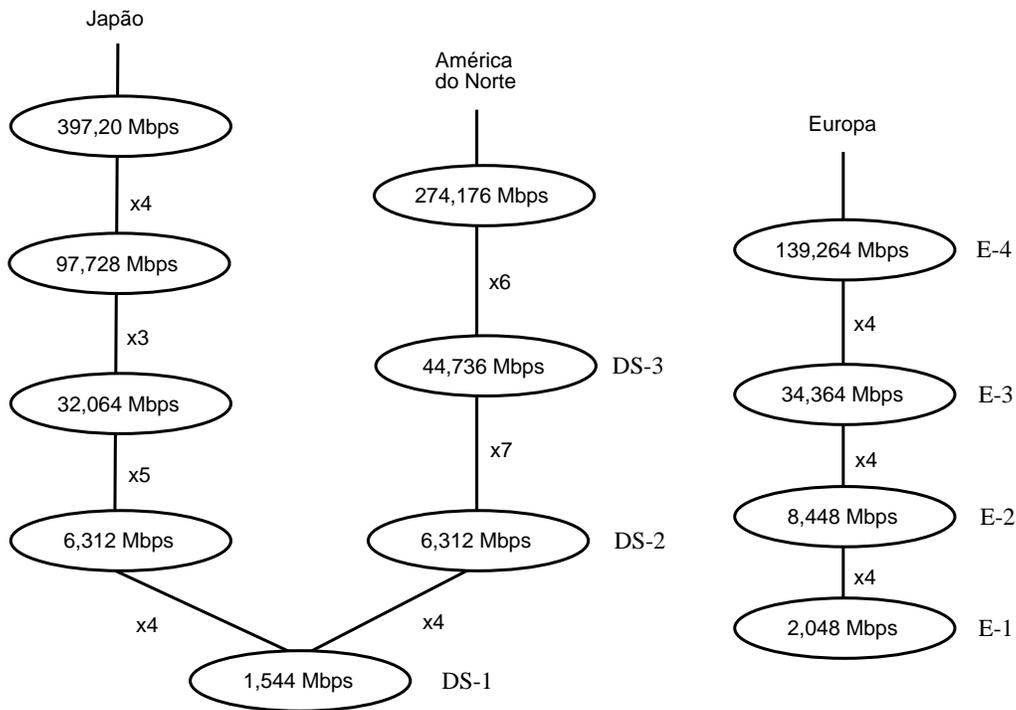


Figura 2.2: Hierarquias digitais atuais.

- colocar inteligência nos multiplexadores de modo a resolver os problemas de operação e de gerenciamento;
- tornar gerenciáveis as redes constituídas por equipamentos de diversos fabricantes; e,
- ser compatível com os canais PDH existentes.

A estrutura da SDH está representada na figura 2.3. Note que os canais básicos podem ser seja o DS-1 como o E-1, atingindo assim o objetivo de compatibilidade com os canais PDH ora existentes. Porém, os níveis superiores da hierarquia são comuns, facilitando o interfuncionamento dos sistemas de transmissão a nível mundial.

Embora sendo mantidos os 8.000 quadros por segundo (isto é, um quadro a cada $125 \mu\text{seg}$), o formato do mesmo é bastante diferente tendo a forma de um retângulo. Na figura 2.4 é apresentado o formato do primeiro nível da hierarquia síncrona (STM-1)¹.

A informação não é transmitida através de bits intercalados de cada tributário, e sim em *bytes* (ou *octetos*, no jargão de telecomunicações). Os bytes são transmitidos linha por linha começando da que está marcada com “0 μseg ”. O retângulo está dividido em duas partes. A maior delas, que corresponde a 9 linhas com 261 bytes cada, é utilizada para o transporte de informação (conteúdo

¹STM — *Synchronous Transport Module*, ou Módulo de Transporte Síncrono.

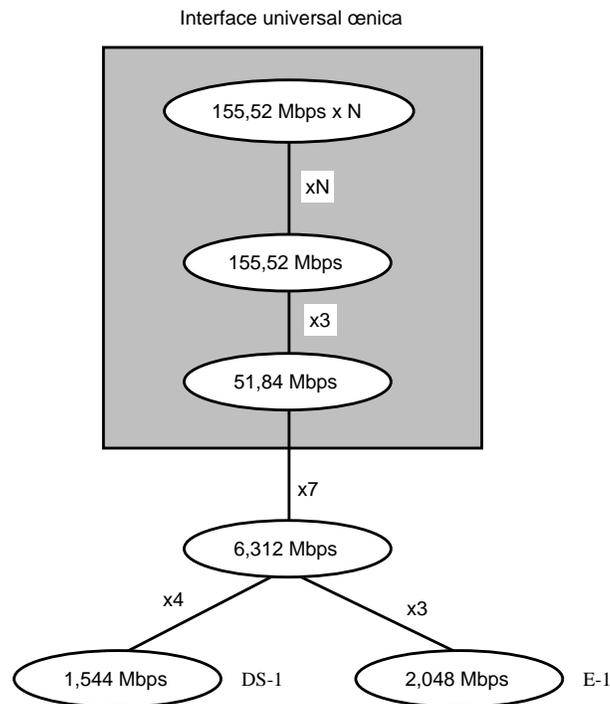


Figura 2.3: Hierarquia digital síncrona.

do(s) canal(is)). Enquanto que a menor, 9 linhas com 9 bytes cada, é constituída por informações de controle e ponteiros que apontam para o início do quadro de cada um dos canais tributários. A partir destas informações de controle e dos ponteiros é possível acessar diretamente os bytes de um determinado canal, possibilitando, portanto a remoção e inclusão de um novo canal, sem a necessidade de demultiplexar todos os canais até o nível mais baixo.

Na verdade, os bytes de informação de um canal PDH não são copiados diretamente no quadro STM-1. Eles são “empacotados” no assim chamado *Container Virtual (VC)* que contém adicionalmente bytes de enchimento (adaptação da taxa de transmissão) e informações de controle e gerenciamento. Cada sinal PDH tem o seu próprio container virtual. Um VC e o seu respectivo ponteiro é denominado de *Unidade Administrativa (AU)*.

Níveis hierárquicos de mais alta ordem são construídos da seguinte forma: o STM-4 que corresponde a uma taxa de 622 Mbps possui quatro vezes mais bytes do que o STM-1, para o mesmo período de $125 \mu\text{seg}$. Os bytes de cada uma das unidades administrativas são intercalados e cada um pode ser acessado diretamente através dos ponteiros correspondentes. Da mesma forma, o STM-16 é formado intercalando-se quatro sinais STM-4, a uma taxa de 2,4 Gbps.

Para maiores informações sobre o estado da implementação da SDH/SONET vide [CS93].

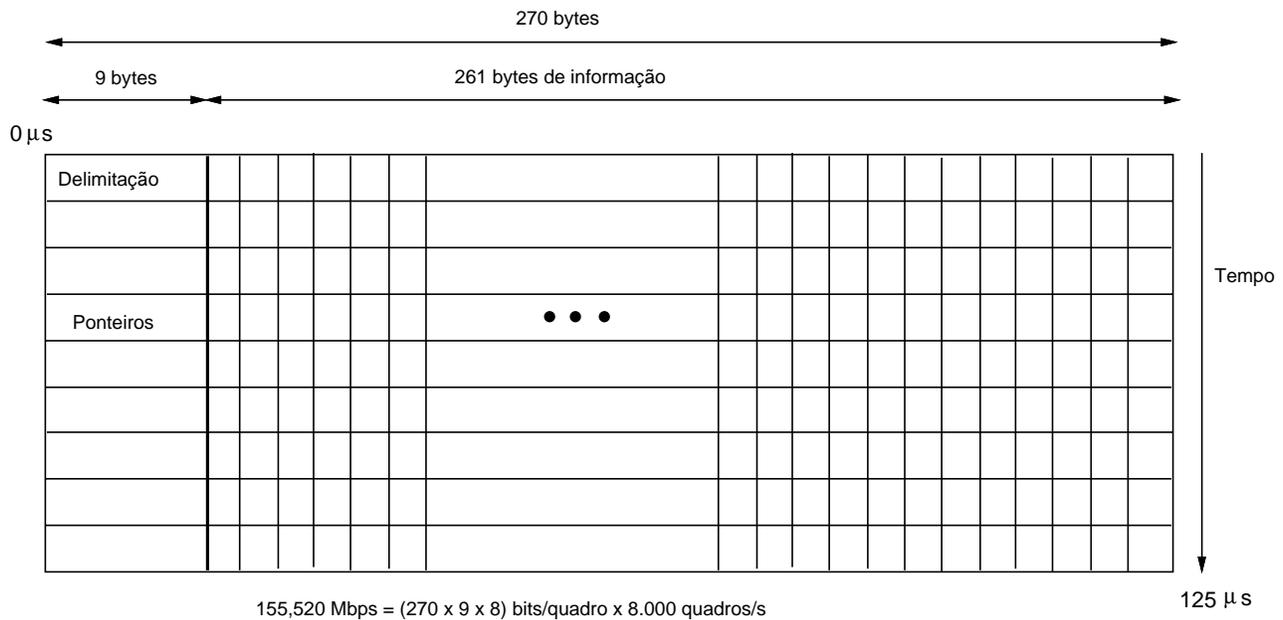


Figura 2.4: Estrutura do STM-1.

2.5 Especificação das Interfaces da Camada Física

Foram especificadas pelo ITU-T e pelo Fórum ATM, diversas interfaces da camada física, dependentes do meio físico e do sistema de transmissão empregado. O ITU-T especificou interfaces baseadas no PDH, no SDH/SONET, e baseada em células, enquanto que o Fórum ATM especificou também uma interface baseada no FDDI.

2.5.1 Interface baseada no PDH

A transferência de células através da UNI pode ser feita utilizando-se da estrutura de transmissão baseada na hierarquia digital plesiócrona (PDH). Foram propostas diversas formas de se mapear células em quadros PDH de acordo com a taxa de transmissão correspondente. O método de mapeamento adotado e que será objeto de uma nova recomendação da série G.700 utiliza um formato inspirado no SDH onde octetos especiais no quadro são utilizados para funções de operação e manutenção. O restante do quadro é utilizado para transportar células.

A figura 2.5 apresenta a estrutura do quadro para um canal E-3 onde foram definidos os seguintes campos de *overhead*:

FA: Alinhamento do quadro (*Frame Alignment*);

EM: Paridade intercalada de bits (*Bit Interleaved Parity — BIP-8*);

TR: Trail Trace;

MA: Falha de recepção remota (FERF), Erro de bloco remoto (FEBE), Tipo da carga;

NR: Octeto reservado para o operador da rede; e,

GC: Canal de comunicações de uso geral.

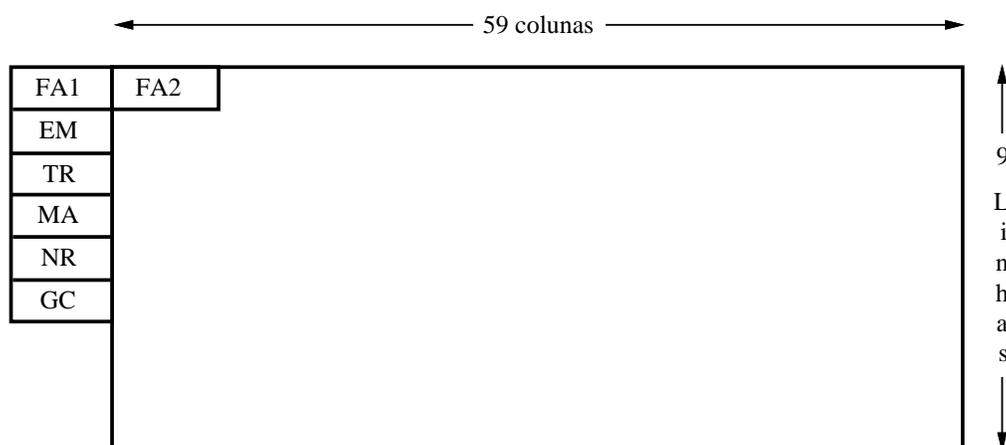


Figura 2.5: Estrutura do quadro para um canal E-3.

Por sua vez o Fórum ATM especificou uma interface baseada em quadros DS-3 [For93]. Para isto foi definido um protocolo de convergência da camada física (PLCP — *Physical Layer Convergence Protocol*), que é um subconjunto do protocolo utilizado pelo DQDB². A estrutura do quadro PLCP está apresentada na figura 2.6.

O campos do quadro PLCP são:

A1 e A2: Alinhamento do quadro;

B1: Paridade intercalada de bits;

C1: Contador de ciclos/enchimento;

G1: Estado do Caminho do PLCP;

Px: Identificador do *overhead* do caminho;

Zx: Octetos de crescimento (reservado para uso futuro); e

Cauda de 13 ou 14 *nibbles* (um *nibble* corresponde a 4 bits).

Encontra-se em fase de estudos pelo Fórum ATM as interfaces com redes públicas a baixas taxas de transmissão, isto é, a 1,544 Mbps, 2,048 Mbps e 6,312 Mbps.

²Padrão IEEE 802.6 para redes metropolitanas (MANs).

| Delimitação do PLCP | | POI | POH | Carga do PLCP | |
|---------------------|----|-----|-----|---------------------------|------------------|
| 2 | | 1 | 1 | 53 | 13 ou 14 nibbles |
| A1 | A2 | P11 | Z6 | Primeira Célula ATM | |
| A1 | A2 | P10 | Z5 | Célula ATM | |
| A1 | A2 | P9 | Z4 | Célula ATM | |
| A1 | A2 | P8 | Z3 | Célula ATM | |
| A1 | A2 | P7 | Z2 | Célula ATM | |
| A1 | A2 | P6 | Z1 | Célula ATM | |
| A1 | A2 | P5 | X | Célula ATM | |
| A1 | A2 | P4 | B1 | Célula ATM | |
| A1 | A2 | P3 | G1 | Célula ATM | |
| A1 | A2 | P2 | X | Célula ATM | |
| A1 | A2 | P1 | X | Célula ATM | |
| A1 | A2 | P0 | C1 | Décima segunda célula ATM | Cauda |

Figura 2.6: Estrutura do quadro PLCP para um canal DS-3.

2.5.2 Interface baseada no SDH/SONET

As células podem ser transmitidas através de quadros SDH/SONET, como apresentado na figura 2.7 para um quadro STM-1. Como pode ser observado, as células são transmitidas na carga de um container virtual VC-4, e, embora estejam alinhadas com o VC-4 a nível de octetos, elas podem ultrapassar o limite de um quadro, dado que o comprimento da carga não contém um número inteiro de células. Os octetos dos campos de overhead que não são utilizados estão hachureados. As funções de OAM são suportadas pelos octetos do campo de overhead. Apenas o conteúdo do campo C2 é específico de um quadro SDH usado no transporte de células ATM.

2.5.3 Interface baseada no FDDI

O Fórum ATM [For93] definiu uma interface baseada no FDDI operando a 100 Mbps com fibra multimodo para a UNI privada. As funções de OAM são suportadas pela interface provisória de gerenciamento local (ILMI — *Interim Local Management Interface*) definida pelo Fórum ATM [For93].

A camada física segue a especificação da subcamada dependente do meio físico (PMD) do FDDI. O enlace usa fibra multimodo de 62,5 micron a 100 Mbps com uma taxa de linha de 125 Mbaud (dado que é utilizada a codificação 4B/5B). O conector a ser utilizado é o conector duplo MIC especificado para o FDDI.

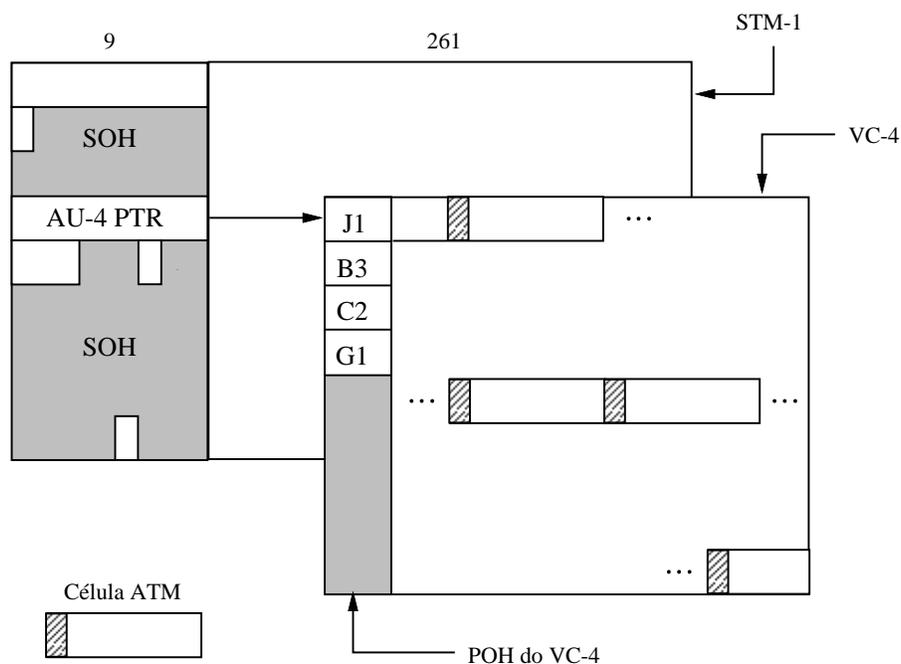


Figura 2.7: Transporte de células ATM num quadro STM-1 ou STS-3c.

Na codificação 4B/5B cada grupo de quatro bits é convertido num símbolo de cinco bits. Dos 32 códigos possíveis, 16 são usados para representar o grupo original de bits e alguns dos outros símbolos são usados como comandos. Códigos de controle são formados através da combinação de pares de símbolos de controle. Por exemplo, o código JK de sincronização é utilizado quando não houver nada a ser transmitido e deve haver pelo menos um JK transmitido no enlace a cada 0,5 segundos; enquanto que o código TT é usado para delimitar o início de uma célula.

2.5.4 Interface baseada em células

O sistema de transmissão é baseado numa estrutura em quadros que provê o transporte de células ATM de acordo com a taxa especificada na I.432, além de fornecer bytes de overhead para o transporte de informações de OAM.

Atualmente há duas especificações dependentes do meio físico: uma para fibras multimodo e outra para par trançado blindado (STP — *Shielded Twisted Pair*). A fibra multimodo trabalha com um comprimento de onda de 1300 nm, podendo operar a distâncias de até 2 km com fibras de 62,5/125 micron. A interface com par trançado blindado de 150 Ω opera com cabos Tipo 1 ou Tipo 2 (usados em redes locais do tipo *Token Ring*) a distâncias de até 100 metros. Em ambos os casos, a taxa é de 155,52 Mbps com a inserção de uma unidade da camada física a cada 26 células de dados. Com a codificação utilizada (8B/10B) a taxa de transmissão passa a ser de

194,4 Mbaud.

Encontra-se em avançado estado de definição pelo Fórum ATM a especificação da transmissão a 155 Mbps em pares trançados não-blindados (UTP — *Unshielded Twisted Pair*) categoria 5 e a 52 Mbps em pares trançados categoria 3.

O quadro da camada física é formado por uma seqüência de 27 células, sendo a primeira delas uma unidade de dados da camada física que é utilizada para sincronização de byte, sincronização de quadro e OAM da camada física e as outras 26 são células provenientes da camada ATM. Para o casamento de velocidades podem ser utilizadas células ociosas.

Os primeiros cinco octetos da unidade de dados da camada física não têm a função tradicional de cabeçalho de uma célula, mas são utilizados como delimitadores do quadro e correspondem a uma seqüência de símbolos de sincronização. O sexto octeto contém os únicos bits de OAM da camada física (PL-OAM) que já foram definidos: o bit 1 é usado para indicar uma falha remota (FERF — *Far End Receive Failure*); o bit 2 é usado para indicar a recepção de um quadro com erro (EFI — *Errored Frame Indicator*) do código 8B/10B; e o bit 3 corresponde ao sinal de indicação de alarme (AIS — *Alarm Indication Signal*) que é enviado quando da perda de sincronismo ou perda de sinal. Os demais bits do sexto octeto são setados para zero.

Capítulo 3

A Camada ATM

Como foi visto anteriormente, a RDSI-FL tem como objetivo integrar numa rede de transporte comum de alta velocidade toda a gama atual de serviços e também novos serviços. Sejam eles interativos ou distributivos, modo pacote ou modo circuito, de alta ou baixa velocidade, etc.

Este capítulo trata justamente da tecnologia de transmissão, multiplexação e comutação que foi adotada pelo ITU-T para a implementação da RDSI-FL: o Modo de Transferência Assíncrono ou, simplesmente, ATM.

A seção 3.1 introduz o ATM comparando-o com o modo de transferência síncrono (STM) assim como apresenta os seus principais desafios. A seção 3.2 apresenta o conceito de conexões ATM, seus tipos, identificação e comutação. A seção 3.3 apresenta as primitivas de serviço da camada ATM. E, finalmente, a seção 3.4 apresenta a estrutura da célula ATM seja na interface usuário-rede (UNI) que na interface rede-rede (NNI).

3.1 Introdução

O termo *modo de transferência* diz respeito a aspectos que abrangem a transmissão, multiplexação e comutação numa rede de telecomunicações [CCI91a].

Há basicamente dois modos de transferência: o modo de transferência síncrono (STM — *Synchronous Transfer Mode*) e o modo de transferência assíncrono (ATM — *Asynchronous Transfer Mode*).

O STM é baseado no conceito de comutação por circuitos e na multiplexação por divisão de tempo síncrona (STDM — *Synchronous Time Division Multiplexing*), onde a capacidade total de um canal de transmissão é alocada periodicamente a cada um dos subcanais (tributários) que o utilizam. A alocação de intervalos de tempo a subcanais é fixa e periódica.

Por outro lado, o ATM é baseado no conceito de comutação por células (pacotes de comprimento fixo) e na multiplexação por divisão de tempo assíncrona (ATDM — *Asynchronous Time*

Division Multiplexing) [Fra93], onde não há alocação fixa de intervalos de tempo a subcanais (conexões). A ocupação do canal é feita sob demanda de acordo com o tráfego de cada conexão, sendo cada canal identificado através de um rótulo no cabeçalho.

Na tabela 3.1 apresentamos uma comparação resumida entre o STM e o ATM [Sch88]. Como primeiro aspecto temos a possibilidade ou não de acomodar taxas de transmissão variáveis, isto é, sob demanda. Esta é, sem dúvida, a maior vantagem do ATM em relação ao STM: a flexibilidade no suporte a serviços que requeiram taxas de transmissão variáveis durante a conexão, ou mesmo para serviços com taxa constante mas que seja apenas uma fração da capacidade dos canais disponíveis na rede STM.

Tabela 3.1: Comparação entre o STM e o ATM.

| Aspecto | STM | ATM |
|---------------------------------|------------------------------|--------------------------------|
| Taxas variáveis (sob demanda) | restrito | flexível |
| Abrangência da integração | apenas na linha do assinante | em todos os níveis da rede |
| Tipo do fluxo de informação | melhor para tráfego contínuo | melhor para tráfego em surtos |
| Conexões virtuais em cada canal | impossível | possível |
| Atraso da informação | constante, pequeno | variável, maior |
| Perda de células de informação | impossível | possível (baixa probabilidade) |

Por outro lado, os grandes desafios enfrentados pelo ATM residem no atraso variável para cada célula e na possibilidade de perda de células. O atraso variável provém do compartilhamento estatístico do canal entre diversas fontes de tráfego e da conseqüente não periodicidade de transmissão. Deste modo, células geradas por fontes de tráfego periódicas podem sofrer atrasos diferenciados na rede que deverão ser compensados na outra extremidade.

A possibilidade de perda de células é também conseqüência do compartilhamento do canal. Enquanto o canal se encontrar ocupado transmitindo uma determinada célula, células geradas pela mesma fonte ou por outras terão que ser armazenadas para posterior transmissão. Os buffers utilizados para armazenar estas células são finitos, limitados entre outras coisas pelo atraso máximo de enfileiramento tolerado. Portanto, células que ao chegar encontrarem o respectivo buffer ocupado (isto pode acontecer seja na entrada como em nós intermediários da rede) serão inexoravelmente descartados. Obviamente estas perdas devem ser mantidas a um nível muito baixo de acordo com os requisitos específicos de cada serviço. Por exemplo, um serviço de emulação de circuitos requer taxas de perda de células da mesma ordem de grandeza da perda produzida por ruídos na linha de comunicação, o que nos leva a requisitos de taxa de perda de células da ordem de, no máximo, 10^{-9} , ou seja, em média uma célula perdida a cada bilhão de células transmitidas.

Apesar das vantagens apontadas anteriormente: eficiência devido à multiplexação estatística e flexibilidade em suportar novos serviços, o ATM ainda possui algumas questões em aberto e desafios que levaram alguns autores a suspeitar de sua eficácia [Dèc91, GO89]. Algumas de suas preocupações dizem respeito a:

- **Qualidade do serviço:** como garantir um desempenho adequado para as conexões de tempo real (em particular, voz), na presença de grandes volumes de dados em surtos e tráfego de imagens;
- **Controle de congestionamento:** é necessário um mecanismo que controle eficaz e rapidamente qualquer congestionamento em redes multi-nós;
- **Suporte a serviços não-orientados a conexões:** dado que a rede ATM é uma rede orientada a conexões;
- **Interfuncionamento:** (coexistência) com as redes já existentes por um bom período;
- **Expansibilidade:** isto é, capacidade de adaptação a novas demandas, por exemplo, aumento na velocidade dos canais de comunicação, comunicação sem fio (*wireless*), comutação fotônica, etc.

Vários destes aspectos serão abordados em capítulos subseqüentes, onde apresentaremos o que já existe definido pelos organismos de padronização e caso contrário, alternativas que estão sendo propostas para atacar estes problemas.

3.2 Conexões ATM

O ATM é um modo de transferência orientado a conexões. Isto significa que antes de transmitir qualquer informação do usuário, é necessário que seja estabelecida, ou já exista permanentemente, uma conexão (virtual, no caso) entre os parceiros da comunicação (pelo menos dois).

A recomendação I.150 do ITU-T [CCI92a] define uma conexão do nível ATM como sendo a concatenação de enlaces da camada ATM de modo a prover uma facilidade de transferência fim-a-fim para os pontos de acesso.

Durante a fase de estabelecimento da conexão, ou na contratação do serviço no caso de conexões permanentes, é necessário especificar os endereços completos do chamador e o(s) do(s) chamado(s) e é associado um identificador a esta conexão. Na verdade, o identificador tem apenas significado local a cada interface e a rede se encarrega de fazer o mapeamento adequado entre os vários identificadores que identificam a mesma conexão em cada uma de suas etapas. Deste modo, uma vez estabelecida a conexão, basta rotular cada célula transmitida num determinada conexão da camada física com o identificador local correspondente à conexão da camada ATM.

Este identificador de conexão é composto por dois campos hierárquicos: o identificador do *caminho virtual* (VPI — *Virtual Path Identifier*) e o identificador do *canal virtual* (VCI — *Virtual Channel Identifier*). Deste modo, numa determinada interface e numa determinada direção, células que pertençam a caminhos virtuais diferentes são discriminadas a partir do VPI. Por outro lado, células de canais virtuais que pertençam ao mesmo caminho virtual são discriminadas a partir do VCI. Na figura 3.1, VCI_a e VCI_b são dois possíveis identificadores de canais virtuais “contidos” no

caminho virtual identificado por VPI_x . Por outro lado, VPI_x e VPI_y correspondem a dois possíveis identificadores de caminhos virtuais contidos dentro de uma conexão da camada física. Note que os mesmos identificadores VCI_a e VCI_b podem ser utilizados no caminho virtual VPI_y , dado que a identificação da conexão é feita pelo par (VPI, VCI) .

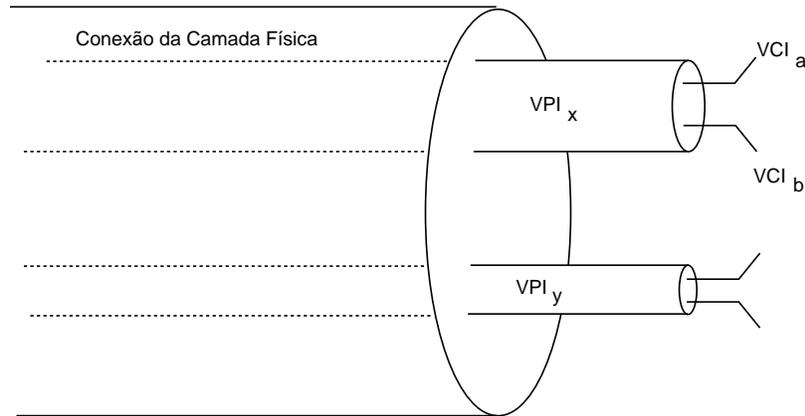


Figura 3.1: Identificadores das conexões da camada ATM.

Uma conexão entre dois pontos onde o nível de adaptação é acessado e que envolva a concatenação de canais virtuais é denominada de conexão de canais virtuais (*VCC — Virtual Channel Connection*), enquanto que denominamos de conexão de caminho virtual (*VPC — Virtual Path Connection*), à concatenação de caminhos virtuais desde o ponto em que os valores dos identificadores de canais virtuais são atribuídos até o ponto onde estes valores são traduzidos ou removidos [CCI91a].

Há diversos tipos possíveis de conexões de acordo com o número de parceiros envolvidos e com a origem e destino do tráfego. Entre estes tipos temos conexões: ponto-a-ponto, ponto-a-multiponto, multiponto-a-ponto e multiponto-a-multiponto. As conexões ponto-a-multiponto dão suporte a aplicações do tipo distributivo, onde uma fonte gera tráfego para diversos “consumidores”, como é o caso de TV por demanda. Conexões do tipo multiponto-a-ponto podem ser úteis para aplicações como o registro de ocorrências. E, finalmente, conexões multiponto-a-multiponto servem para aplicações do tipo videoconferência.

No trajeto entre a origem e o destino pode ser efetuada a comutação de caminhos virtuais ou de canais virtuais (vide figura 3.2).

Na comutação de caminhos virtuais, o comutador faz um mapeamento apenas dos VPIs correspondentes ao mesmo caminho virtual nas duas interfaces, sem se preocupar com os VCIs. Esta comutação apenas dos caminhos virtuais pode ser utilizada para reduzir o processamento do comutador (que não precisa examinar nem mapear os VCIs) deixando aos pontos terminais a responsabilidade de gerenciar os canais virtuais de acordo com suas conveniências/necessidades. Por outro lado, na comutação de canais virtuais é necessário que o comutador examine e mapeie

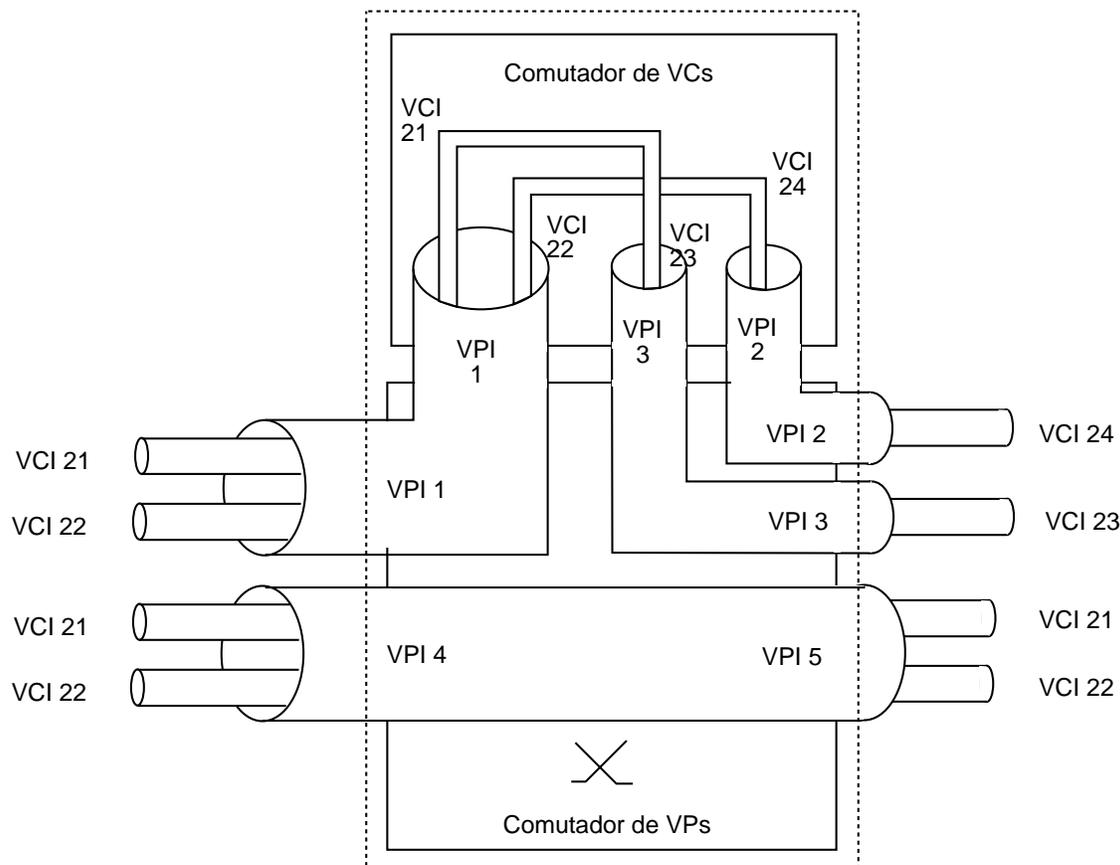


Figura 3.2: Comutação de canais e de caminhos virtuais.

não apenas os VPIs como também os VCIs.

Durante a fase de estabelecimento da conexão (VPC ou VCC), o usuário ou seu terminal especifica as características e exigências do tráfego que deverá gerar. As conexões podem ser comutadas ou (semi) permanentes. A comunicação pode ser feita em ambas as direções de forma simétrica (mesma capacidade), assimétrica (capacidades diferentes) ou unidirecional (capacidade zero num sentido ou o mínimo necessário para suportar apenas o tráfego de gerenciamento).

3.3 Primitivas de Serviço

Na tabela 3.2 são apresentadas as primitivas de serviço correspondentes à troca de informações entre a camada ATM e a camada superior através de um ATM-SAP. Entre os parâmetros trocados, além da ATM-SDU encontram-se a prioridade de perda (que servirá para atribuir o valor correspondente do bit CLP), e a indicação entre usuários ATM.

Tabela 3.2: Primitivas de Serviço da Camada ATM.

| | |
|---------------------|---|
| ATM-DATA.request | Uma entidade de mais alto-nível (por exemplo, entidade AAL) solicita a transferência de uma ATM-SDU para sua(s) entidade(s) parceira(s) através de uma conexão ATM. |
| ATM-DATA.indication | A camada ATM informa a uma entidade de mais alto-nível (por exemplo, entidade AAL) da chegada de uma ATM-SDU através de uma conexão ATM. |

3.4 Estrutura da Célula

Uma célula ATM tem comprimento fixo de 53 bytes, sendo 5 bytes de cabeçalho e 48 bytes de campo de informação, como mostrado na figura 3.3.

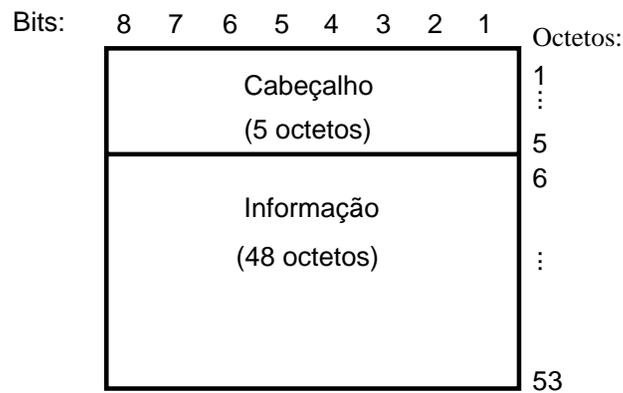


Figura 3.3: Estrutura de uma célula ATM.

Algumas células têm valores pré-fixados de cabeçalho. A tabela 3.3 apresenta os valores pré-fixados do cabeçalho das células reservadas para uso da camada física, isto é, células que não são passadas da camada física para a camada ATM.

Tabela 3.3: Valores pré-fixados de cabeçalho de células reservadas para uso da camada física.

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

O formato do cabeçalho depende da interface considerada. A figura 3.4 apresenta o formato do cabeçalho da célula na interface usuário-rede (UNI), enquanto que a figura 3.5 apresenta o formato

do cabeçalho da célula na interface rede-rede (NNI). Como pode ser observado, a diferença entre os dois formatos é a ausência na interface rede-rede, do campo GFC e a conseqüente expansão do campo VPI.

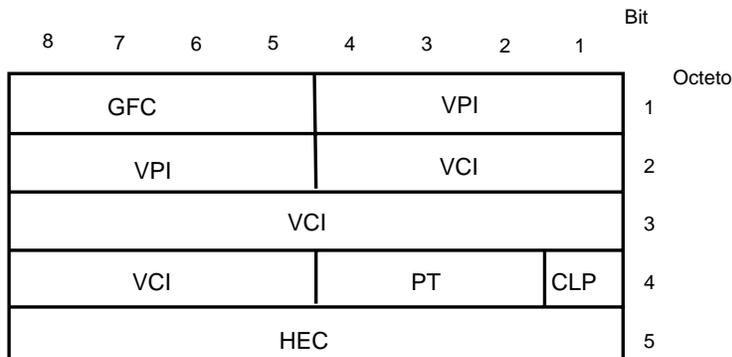


Figura 3.4: Estrutura do cabeçalho na interface usuário-rede.

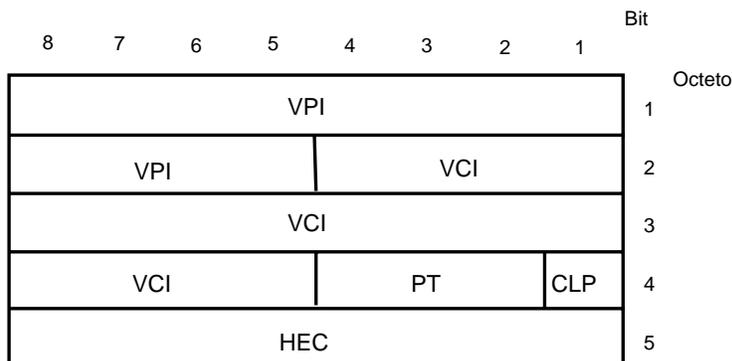


Figura 3.5: Estrutura do cabeçalho na interface rede-rede.

O campo de controle de fluxo genérico (GFC — *Generic Flow Control*), de quatro bits, presente nas células da UNI, foi introduzido com a finalidade de regular o fluxo de tráfego numa rede ATM. No entanto, até o presente não foi padronizada a sua utilização.

Os campos VPI (identificador do caminho virtual) e VCI (identificador do canal virtual) são utilizados para roteamento de acordo com o especificado na seção 3.2. O campo VPI possui 8 bits na interface UNI e 12 bits na interface NNI, enquanto que o VCI possui 16 bits em ambos os casos. Há uma série de valores pré-fixados de VPIs e VCIs para identificar células de sinalização e gerenciamento conforme apresentado na tabela 3.4. Em particular, o valor de VCI zero não pode ser utilizado pelo usuário. A célula da ILMI (Interface provisória de gerenciamento local — *Interim Local Management Interface*) é definida apenas pelo Fórum ATM [For93]. O número de

bits que serão efetivamente usados para identificação de VPs e VCs dependerá de negociação com a rede quando da assinatura do serviço ou em renegociações posteriores.

Tabela 3.4: Valores pré-fixados de VPI, VCI, PT e CLP na UNI.

| Uso | VPI | VCI | PT | CLP |
|-------------------------------------|----------|-------------------|-----|-----|
| Metasinalização | XXXXXXXX | 00000000 00000001 | 0A0 | C |
| Difusão geral | XXXXXXXX | 00000000 00000010 | 0AA | C |
| Sinalização ponto-a-ponto | XXXXXXXX | 00000000 00000101 | 0AA | C |
| Célula de fluxo F4 para um segmento | YYYYYYYY | 00000000 00000011 | 0A0 | A |
| Célula de fluxo F4 fim-a-fim | YYYYYYYY | 00000000 00000100 | 0A0 | A |
| Célula de fluxo F5 para um segmento | YYYYYYYY | ZZZZZZZZ ZZZZZZZZ | 100 | A |
| Célula de fluxo F5 fim-a-fim | YYYYYYYY | ZZZZZZZZ ZZZZZZZZ | 101 | A |
| Gerenciamento de recursos | YYYYYYYY | ZZZZZZZZ ZZZZZZZZ | 110 | A |
| Célula ociosa | 00000000 | 00000000 00000000 | — | 0 |
| Células da ILMI | 00000000 | 00000000 00010000 | AAA | C |

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

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

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

Y: Qualquer valor de VPI.

Z: Qualquer valor de VCI diferente de zero.

O campo PT (*Payload Type*) de três bits, contém o tipo do conteúdo do campo de informação. Isto é, indica se o campo de informação contém dados do usuário ou informações de gerenciamento. A codificação deste campo está indicada na tabela 3.5.

O bit de indicação entre usuários da camada ATM (AUU — *ATM-layer-user-to-ATM-layer-user*), pode ser usado pelo usuário da camada ATM, por exemplo o AAL, para identificar alguma unidade de dados especial, sem a necessidade de introduzir um cabeçalho específico para este fim.

O campo CLP (*Cell Loss Priority*) indica a prioridade da célula. Em situações de congestionamento da rede, células que tenham este bit setado são consideradas de baixa-prioridade, podendo ser descartadas de um dado buffer, caso chegue uma célula de alta prioridade (sem o bit CLP setado) ao buffer e este já estiver ocupado (vide seção 9.3).

Finalmente, o campo de controle de erro do cabeçalho (HEC — *Header Error Control*) contém uma seqüência obtida a partir do conteúdo do cabeçalho de modo a permitir que o receptor verifique a integridade do mesmo e para a identificação do início da célula. É transmitido o resultado da adição (módulo 2) do padrão 01010101 ao resto da divisão do cabeçalho (à exceção do próprio campo HEC) pelo polinômio gerador $x^8 + x^2 + x + 1$ [CCI90b].

Tabela 3.5: Codificação do campo de tipo de conteúdo (PT) de uma célula ATM.

| Código | Interpretação |
|--------|---|
| 000 | Célula de dados do usuário – sem ocorrência de congestionamento indicação entre usuários da camada ATM = 0 |
| 001 | Célula de dados do usuário – sem ocorrência de congestionamento indicação entre usuários da camada ATM = 1 |
| 010 | Célula de dados do usuário – com ocorrência de congestionamento indicação entre usuários da camada ATM = 0 |
| 011 | Célula de dados do usuário – com ocorrência de congestionamento indicação entre usuários da camada ATM = 1 |
| 100 | Célula associada ao fluxo F5 de OAM para um segmento do VCC (seção 8.4) |
| 101 | Célula associada ao fluxo F5 de OAM fim-a-fim (seção 8.4) |
| 110 | Célula de gerenciamento de recursos |
| 111 | Reservado para funções futuras |

Note que não há nenhum campo na célula ATM que garanta a integridade do campo de informação. É responsabilidade de camadas superiores, por exemplo, o AAL verificar esta integridade e se necessário, solicitar a retransmissão de alguma informação que tenha sido corrompida. A decisão de não incluir nenhum controle de erro relativa ao campo de informação na célula veio da necessidade de simplificar o processamento a cada nó intermediário, devido às altas velocidades envolvidas, além da maior imunidade a erros garantida pelo uso de fibras ópticas. Por outro lado, é importante a verificação da integridade do cabeçalho seja porque ele pode ser (e normalmente o é) alterado a cada etapa, seja porque um erro por exemplo na identificação da conexão poderia inserir “ruído” no fluxo correto de informações de uma outra conexão.

Em cada campo, o primeiro bit transmitido é o mais significativo (MSB). Por outro lado, os octetos são transmitidos em ordem crescente, começando com o octeto 1, enquanto que os bits dentro de um octeto são transmitidos em ordem decrescente, isto é, iniciando com o bit 8.

Capítulo 4

Comutadores ATM

O objetivo deste capítulo é apresentar as principais arquiteturas candidatas à implementação de comutadores ATM, e os principais resultados da avaliação de desempenho das mesmas.

A seção 4.1 faz um histórico do uso de comutadores em redes de comunicações. A seção 4.2 apresenta as funções básicas de comutação, sendo que a seção 4.3 apresenta os elementos de comutação, sua arquitetura e classificação. A seção 4.4 faz um coletânea das diversas arquiteturas propostas na literatura. E, finalmente, a seção 4.5 apresenta resultados da análise de desempenho de comutadores específicos e de arquiteturas mais gerais.

4.1 Introdução

Desde os primórdios das telecomunicações, comutadores foram introduzidos com a finalidade de evitar que cada telefone tivesse que ter uma conexão física direta com cada um dos demais, o que seria inviável. Se tivéssemos um número N de telefones seriam necessárias $N \cdot (N - 1)/2$ conexões. Com a introdução de centrais de comutação ou, simplesmente, *comutadores*, basta que cada telefone tenha uma única conexão física com a central mais próxima, enquanto que na primeira alternativa, cada novo telefone teria que ser conectado a todos os telefones já existentes! Obviamente é preciso que as centrais estejam interligadas entre si para que usuários conectados a centrais diferentes, possam se comunicar.

As primeiras centrais eram manuais onde telefonistas eram alertados(as) por uma lâmpada de que o usuário havia retirado o telefone do gancho. Um(a) dos(as) telefonistas se conectava ao usuário, e baseado nas instruções que recebia deste, efetuava a conexão com o telefone do usuário desejado.

Com o passar dos anos este processo começou a ser automatizado, começando com o Sistema Passo-a-passo, seguido pelo Sistema de Painel, o *Crossbar*, chegando aos comutadores eletrônicos e, mais recentemente, às centrais de programa armazenado (CPAs) e à comutação digital.

Com a digitalização da transmissão e dos comutadores, podemos utilizar a comutação por divisão de espaço ou por divisão de tempo. Na comutação por divisão de espaço cada uma das entradas (na realidade, uma entrada para cada um dos oito bits, em paralelo) pode ser conectada a cada uma das saídas, executando assim a operação de comutação. Por outro lado, na comutação por divisão de tempo, é possível chavear (comutar) o byte correspondente a uma amostragem de um determinado canal de entrada, para um outro canal de saída, simplesmente escrevendo-o numa memória auxiliar e, após a recepção de todo um quadro, lendo-o para transmissão, na nova seqüência desejada. O elemento que executa esta função de trocar o *slot* de transmissão é denominado de *Time Slot Interchanger*. Os comutadores digitais atuais utilizam uma combinação destes dois métodos e são denominados de comutadores tempo-espaço-tempo, indicando a seqüência em que os métodos são empregados.

Novos conceitos como o da comutação de pacotes foram introduzidos no final da década de 60, dando origem às redes públicas de comutação de pacotes tais como a RENPAC, aqui no Brasil.

De modo a atingir as altas velocidades disponíveis com o uso de fibras ópticas e necessárias para os serviços de faixa larga, é preciso partir para mecanismos inovadores. Novos conceitos como o de Comutação Rápida de Pacotes (FPS — *Fast Packet Switching*) e Comutação Rápida de Circuitos (FCS — *Fast Circuit Switching*) foram introduzidos.

Finalmente, encontra-se em estágio de desenvolvimento a nova tecnologia que deverá ser bastante utilizada no futuro, a assim chamada *comutação fotônica*, que evitaria a conversão opto-elétrica para comutação e posterior conversão eletro-óptica para transmissão. Para um histórico detalhado da evolução dos comutadores vide [PF87].

4.2 Funções de um Comutador ATM

As funções de um comutador ATM podem ser divididas em três categorias principais: comutação básica, funções relacionadas com a comutação e funções não relacionadas com a comutação [WL89]. A função de comutação básica diz respeito à comutação propriamente dita, ou seja, à transferência de blocos de informação de uma porta de entrada para uma porta de saída e está localizada no núcleo do comutador. Por outro lado, funções relacionadas com a comutação tais como a função de multiendereçoamento (*multicast*) podem ser realizadas no núcleo ou nas extremidades de acordo com o elemento de comutação específico utilizado. Finalmente, funções não relacionadas com a comutação tais como a terminação de linha (canal de comunicação) são efetuadas nas extremidades.

A Recomendação I.311 [CCI92b] faz uma distinção entre comutadores e entrelaçadores de conexões (*cross-connects*). Enquanto que os comutadores são dirigidos por funções do plano de controle (isto é, baseado na sinalização referente ao estabelecimento e desligamento de conexões), os *cross-connects* são dirigidos por funções do plano de gerenciamento (isto é, atendendo a reconfigurações disparadas pela rede ou pelo usuário para a otimização de seus recursos).

4.2.1 Função de comutação básica

A função de comutação básica diz respeito à comutação propriamente dita, ou seja, à transferência de blocos de informação de uma porta de entrada para uma porta de saída e está localizada no núcleo do comutador. Cada bloco de informação contém dados do usuário, mensagens de sinalização ou mensagens internas (de controle ou manutenção do comutador).

Há dois métodos básicos de roteamento: roteamento baseado no canal virtual ou roteamento automático. No primeiro caso, cada elemento de comutação acessa tabelas que contêm informações de roteamento baseado na identificação do canal virtual (campos VPI e VCI de uma célula). No segundo caso, o bloco de informação é rotulado com informações de roteamento que são posteriormente utilizadas pelos elementos de comutação.

Como estamos nos referindo a comutadores a serem utilizados para redes ATM, e estas funcionam no modo orientado a conexões, o comutador como um todo deverá fornecer ao mundo externo uma comutação orientada a conexões. No entanto, o núcleo do comutador pode operar seja no modo orientado a conexões que no modo não orientado a conexões. No modo orientado a conexões, todos os blocos de informação de uma dada conexão utilizam sempre os mesmos enlaces internos e podem tanto usar o roteamento baseado no canal virtual como o roteamento automático. Por outro lado, no modo não orientado a conexões, os blocos de informação são transferidos de uma forma não planejada, sem nenhuma coordenação prévia entre os elementos de comutação envolvidos. Neste caso é utilizado o roteamento automático não determinístico.

4.2.2 Flexibilidade do comutador

A arquitetura de um comutador ATM deve ser flexível em diversos aspectos para acomodar a diversidade de requisitos dos serviços atuais e de serviços futuros. Em primeiro lugar, embora a rede ATM se proponha a suportar qualquer tipo de tráfego, portanto, substituindo qualquer outra rede dedicada, na prática esta transição é gradativa, sendo portanto necessária a flexibilidade em termos de *interoperabilidade*.

Um outro fator muito importante é o da *expansibilidade*, algumas vezes citado como *escalabilidade*. Isto é, a habilidade do comutador de a partir de elementos básicos com poucas portas de entrada e saída, atingir configurações da ordem de centenas e até milhares de portas.

É interessante também que o comutador possa ser utilizado em diversos pontos da rede tais como na distribuição e nas instalações de alimentação e de interconexão entre comutadores.

Um comutador ATM deve suportar *tráfegos multidestino* (*multicast*). Esta possibilidade de enviar mensagens para múltiplos destinos pode ser inerente da própria arquitetura, ou pode ser implementada através de um módulo adicional, por exemplo, que multiplica as mensagens de acordo com o número de portas distintas pelas quais elas devem ser enviadas.

Flexibilidade pode ainda significar *capacidade de recuperação de falhas*.

4.2.3 Funções não relacionadas com a comutação

As funções não relacionadas com a comutação dizem respeito à terminação da linha de transmissão externa e funções repetitivas para cada célula. Elas incluem [WL89]:

Processamento do cabeçalho: detecção e/ou correção de erro no cabeçalho e tradução de VPI e/ou VCI.

Adaptação: mapeamento do formato externo de transmissão da célula no formato interno de comutação. Esta adaptação pode envolver a inserção/descarte de rótulo de roteamento interno, adaptação de taxa de transmissão e segmentação e remontagem de células.

Inserção ou extração de células: de manutenção, sinalização ou de controle.

Monitoração de utilização (policiamento): do tráfego de modo a garantir que sejam obedecidos os parâmetros do tráfego especificados durante o estabelecimento da conexão.

Divisão de carga: divisão da carga entre vários caminhos.

Armazenamento: na entrada e/ou na saída.

Inserção/Descarte de células de enchimento: utilizadas na adaptação da taxa de transmissão.

Resequenciamento: Como o ATM provê um serviço orientado a conexões, deve garantir a seqüência das células mesmo que elas utilizem caminhos alternativos.

Funções de manutenção e observação: registro e informação de ocorrência de eventos tais como número de células com erro no cabeçalho, etc.

4.3 Elemento de Comutação

A função de comutação básica é implementada através de *elementos de comutação*. Estes elementos têm a função de transferir um bloco de informações das portas de entrada para as portas de saída. Além de conexões ponto-a-ponto, eles devem suportar também conexões ponto-a-multiponto e multiponto-a-ponto.

Os blocos de informação manipulados pelos elementos de comutação não correspondem necessariamente à célula ATM pura. Podem ser adicionados rótulos de roteamento ou as células podem ser fracionadas.

4.3.1 Arquitetura dos elementos de comutação

O diagrama de blocos funcionais de um elemento de comutação está representado na figura 4.1. Ele é constituído por um conjunto de *portas de entrada* interconectadas às *portas de saída* através de

um *meio de interconexão*. Por sua vez, o meio de interconexão é formado pelo *meio de comutação* e, eventualmente, pela sua *lógica de comando*.



Figura 4.1: Diagrama de blocos funcionais de um elemento de comutação.

4.3.2 Classificação

Nesta seção apresentamos os pontos de decisão para a classificação dos elementos de comutação segundo a taxonomia proposta em [DT89]:

- Canais compartilhados/dedicados,
- Modo de transporte,
- Distribuição da inteligência de roteamento,
- Armazenamento,
- Técnicas de comutação.

O primeiro ponto de decisão diz respeito à forma como são utilizados os canais internos. Um canal é dito *dedicado* se for utilizado para transmissão por apenas um elemento de comutação. Caso contrário, é dito *compartilhado*.

O segundo ponto de decisão diz respeito ao modo de transporte das unidades de dados nos canais. Pode ser de modo de alocação prévia ou estatística. O primeiro corresponde grosseiramente à comutação de circuitos, enquanto que o segundo à comutação de pacotes.

O terceiro ponto refere-se à distribuição da inteligência de roteamento. Ela pode ser realizada de modo distribuído (descentralizado) ou centralizado.

O quarto ponto refere-se à existência ou não de memória de armazenamento nos elementos de comutação. Os elementos de comutação podem necessitar armazenar dados para resolver o problema de disputa (contenção) de um canal de saída por mais de um canal de entrada.

Finalmente, o quinto ponto de decisão diz respeito à técnica de comutação empregada. As quatro técnicas possíveis são: comutação espacial, comutação no tempo, comutação de frequências e filtragem de endereços.

4.4 Arquiteturas Propostas

Diversas arquiteturas de comutadores foram propostas na literatura. De modo a atender à demanda de comutação das células chegando ao comutador através de canais de alta velocidade, é necessário recorrer a algum tipo de paralelismo.

Este paralelismo pode ser obtido através da utilização de redes de interconexão (IN — *Interconnection Networks*) propostas para uso na interconexão de processadores e memórias em sistemas multiprocessadores fortemente acoplados [Fen81, Sie90]. Em particular, dois tipos principais de INs foram utilizados extensivamente: redes de interconexão com múltiplos estágios (MIN — *Multistage Interconnection Networks*) e *Crossbar*. Podemos subdividir as MINs em duas classes: bloqueantes e não-bloqueantes.

Em redes bloqueantes, a transmissão simultânea de pacotes pode resultar em conflitos nos enlaces internos. Por outro lado, as redes não-bloqueantes podem comutar todos as células sem nenhum conflito desde que se dirijam para saídas distintas.

Cada estágio de uma MIN é construído a partir de elementos básicos de comutação. De modo a evitar perda de células quando da ocorrência de conflitos, eles podem possuir *buffers* ou não.

Normalmente é necessário algum tipo de armazenamento mesmo em redes de interconexão não-bloqueantes. Isto decorre da possibilidade de que mais de uma célula seja endereçada à mesma porta de saída. As células podem ser enfileiradas nas portas de entrada ou de saída.

O comutador rápido de pacotes original proposto por Turner [Tur86a] é construído a partir de uma rede de Banyan bloqueante com um único buffer em cada entrada de um elemento básico de comutação (vide figura 4.2). Na figura está apresentado uma rede de três estágios (8x8) construída a partir de elementos básicos de comutação 2x2. A interconexão destes elementos básicos é feita de tal modo que exista apenas um caminho entre cada porta de entrada e cada porta de saída. O roteamento entre uma porta de entrada e uma de saída pode ser feito automaticamente de acordo com o valor binário do endereço da porta de saída. Isto é, no i -ésimo estágio, o $(n - i)$ -ésimo dígito do endereço binário da porta de destino é usado para decidir para qual porta de saída deve ser roteada a célula: 0 ou 1, correspondentes, respectivamente, à porta superior ou inferior de saída. Na figura 4.2 as linhas cheias representam dois caminhos entre portas de entrada distintas para uma mesma porta de saída.

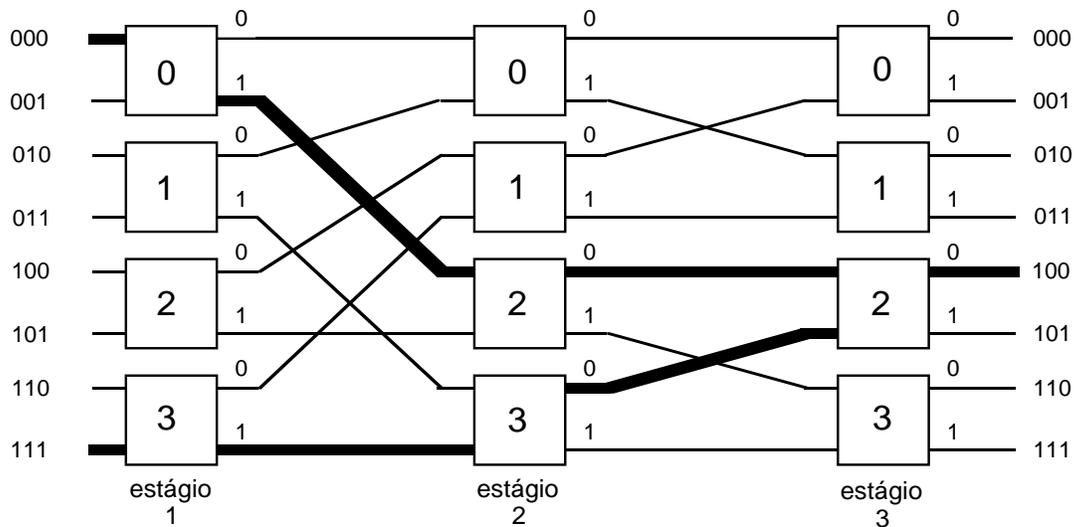


Figura 4.2: Comutador rápido de pacotes baseado numa rede de Banyan.

A vazão das redes de Banyan pode ser severamente reduzida se o padrão de tráfego de entrada não for distribuído uniformemente para as portas de saída. De modo a superar este problema, Turner propôs a utilização de uma *rede de distribuição* anterior à rede de Banyan que procura distribuir uniformemente os pacotes entre todas as suas portas de saída.

Outras abordagens para resolver este problema são: a rede de Banyan com divisão de carga proposta por Lea [Lea86] onde a topologia da rede de Banyan foi modificada de modo a se criar múltiplas rotas entre um mesmo par origem-destino; e a rede autoroteante com múltiplos estágios (MSSR — *Multi-Stage Self Routing network*) [HMI⁺88, KSHM88] que possui uma configuração de três estágios e múltiplas rotas entre um módulo de comutação do primeiro estágio com um módulo do terceiro estágio.

Alguns dos comutadores propostos utilizam redes de ordenamento (*sorting*) para evitar o bloqueio interno. No *Starlite* [HK84], os pacotes são ordenados de acordo com os seus endereços de destino. Um pacote perderá uma disputa por uma porta de saída se o pacote anterior na ordenação tiver o mesmo endereço de destino. Os pacotes que perderem a disputa são reciclados para a rede de ordenamento através de uma rede “armadilha”. No entanto, este esquema possui algumas desvantagens: pacotes podem ser perdidos devido a bloqueio na rede de reentrada; os pacotes podem ser entregues fora de ordem, e pelo menos metade das portas de entrada são dedicadas à reentrada.

Um comutador que combina uma rede de Batcher com uma rede de Banyan foi proposta por Hui et al. [Hui87, HA87]. Esta rede utiliza o fato de que uma rede de Banyan não possui bloqueios internos se os pacotes forem ordenados de acordo com os seus endereços de destino. Os pacotes são armazenados nas entradas. Se mais de um pacote for destinado à mesma porta de saída, apenas um será transmitido enquanto que os demais permanecerão nas suas filas.

No *Knockout* [YHA87], cada porta de saída interfaceia os barramentos de entrada através de filtros de endereços de pacotes que identificam os pacotes destinados àquela porta de saída. Um

circuito de concentração em cada porta de saída seleciona um número fixo de pacotes simultaneamente destinados à mesma porta de saída através de um algoritmo de torneio onde a probabilidade de perda deve ser menor do que a causada por outras fontes. Este estágio é seguido por um estágio de saída com armazenamento.

O comutador de matrizes de barramentos [NTFH87] é construído a partir de uma matriz de barramentos de transmissão de entrada e saída interconectados através de memórias nos pontos de cruzamento. Num barramento de entrada, um pacote é endereçado para a memória no ponto de cruzamento com a porta de saída desejada. Na porta de saída, uma interface de controle varre seqüencialmente todas as memórias conectadas àquele barramento de saída em busca de pacotes para serem transmitidos na mesma.

Maiores detalhes sobre as diversas arquiteturas propostas podem ser encontrados em [Onv94, Capítulo 7], [dP93, Capítulo 4] e [Den93, SDTY91, Tob90, Jac90, AD89, Pat89, PF87, Sch86]. Propostas baseadas na comutação fotônica podem ser encontradas em [Mid93, JM93a, ATI89, AGKV88, Hin88, KAB⁺88, MS88, Nus88, Che87, Hin87, KMY87, Per87, Smi87].

4.5 Análise de Desempenho

Nesta seção serão apresentados resultados da análise de desempenho de comutadores específicos e em arquiteturas mais gerais. As medidas de desempenho que nos interessam são *atraso médio*, *vazão* e *probabilidade de perda de células*. Basicamente desejamos estudar o comportamento destas medidas para diversas cargas de tráfego.

Normalmente consegue-se obter o melhor desempenho de um comutador quando este é submetido a um padrão de tráfego que apresente mínima interferência interna. No entanto, é comum considerar o caso bem comportado de tráfego *uniforme*, onde assume-se que o tráfego entrante no comutador está distribuído uniformemente entre todas as portas de entrada e as células que chegam a cada porta de entrada são destinadas também uniformemente para as diversas portas de saída.

Podemos também considerar alguns casos especiais de tráfegos não uniformes tais como o *ponto-a-ponto*, *mistura de ponto-a-ponto com tráfego uniforme* e *hot spots* (destinos populares). Num tráfego ponto-a-ponto temos pelo menos uma porta de entrada enviando toda a sua carga para uma única porta de saída. Na mistura de ponto-a-ponto com tráfego uniforme há exatamente um canal dedicado (isto é, associação unívoca entre porta de entrada e porta de saída) enquanto que o restante das portas de entrada e de saída são submetidos a tráfego uniforme. Dizemos que temos um *hot spot* (destino popular) quando uma parcela significativa do tráfego entrante é destinado a uma única porta de saída.

Nas subseções seguintes faremos um apanhado dos resultados da avaliação de desempenho de redes de Banyan com memória e redes não bloqueantes, respectivamente.

4.5.1 Desempenho das Redes de Banyan com Memória

Redes de Banyan com memória têm sido modeladas sobretudo através de cadeias de Markov de tempo discreto. As hipóteses básicas são: (1) operação síncrona, (2) pacotes de comprimento fixo (células), (3) remoção imediata de pacotes nas portas de saída, (4) seleção aleatória em caso de contenção interna e (5) atribuição aleatória de portas de destino para pacotes que foram bloqueados. Estes modelos levam a sistemas de equações não-lineares de segunda ordem que podem ser resolvidos numericamente.

Dias e Jump [DJ81] estudaram a vazão e o atraso em redes Delta (topologicamente equivalente às redes de Banyan) com memória submetida a uma carga máxima constante e uniforme.

Jenq [Jen83] modelou redes de Banyan com memória para qualquer nível de tráfego uniforme de entrada. Jenq também analisou o atraso de comutação para um comutador com buffer de entrada finito e infinito. O caso de buffer de entrada infinito foi modelado através de um sistema de filas discreto com chegadas independentes e partidas geométricas. Ele encontrou que o atraso não é significativo até que a carga de entrada se aproxime da vazão normalizada máxima (0,4528). A probabilidade de bloqueio para o caso de buffer finito foi obtida através da modelagem do sistema como uma fila M/G/1/K em que o servidor sai de férias. Bernabei et al. [BILV85, BFIL87] generalizaram os resultados de Jenq para elementos básicos de comutação com número de portas e armazenamento arbitrários.

Nestes modelos, de modo a evitar o problema da explosão de estados, e dado que o tráfego é uniforme, assume-se que o estado de cada um dos estágios pode ser resumido pelo estado de um de seus elementos básicos de comutação. Além do mais, assumindo que os buffers de um mesmo elemento são independentes [Jen83] podemos caracterizar o estado de um estágio pelo estado de um de seus buffers. Usando este método foi obtido um sistema de equações não-lineares de segunda ordem que pode ser resolvido numericamente.

Kruskal e Snir [KS83] derivaram uma expressão que produz uma boa aproximação para o atraso médio de pacote para uma rede de Banyan com memória com buffers grandes. Ela foi obtida através de uma cadeia de Markov embutida (idêntica à utilizada na análise de filas M/G/1 [Kle75]). O tempo médio de trânsito de um pacote através de n estágios de uma rede de Banyan de grau m (dimensão dos elementos básicos) é dada por

$$D_{KS} = n \cdot \left(t_{\tau} + t_c \frac{(1 - 1/m)p}{2(1 - p)} \right), \quad (4.1)$$

onde t_{τ} é o *atraso de trânsito* de um pacote de um comutador básico até o próximo, t_c é o *tempo de ciclo* do comutador (período do relógio), e p é a probabilidade de que uma porta de entrada receba um pacote a cada ciclo.

Kruskal, Snir e Weiss [KSW86] encontraram a função geradora da distribuição do tempo de espera no primeiro estágio de uma rede de Banyan com memória (elemento básico com memória na saída) para uma classe genérica de tráfego. O tráfego pode ser uniforme ou não, as mensagens podem ter comprimentos variados, e podem chegar em lotes. Usando as expressões para o atraso

no primeiro estágio sob tráfego uniforme eles desenvolveram uma boa aproximação para o atraso nos outros estágios e, portanto, para o atraso total da mensagem. O atraso médio total para mensagens de comprimento um (um pacote) e tráfego uniforme é dado aproximadamente por:

$$\overline{W}_{KSW} \approx n \left[1 + \frac{4p}{5m} \left(1 - \frac{1 - \alpha^n}{n(1 - \alpha)} \right) \right] \frac{(1 - \frac{1}{m})p}{2(1 - p)}, \quad (4.2)$$

onde n é o número de estágios, p é a probabilidade de que uma porta de entrada receba uma mensagem na unidade de tempo, m é o número de entradas em cada elemento básico de comutação (tipicamente $m = 2$), e $\alpha = 2/5$. Para uma dada rede de Banyan a única variável na equação 4.2 é p .

Wu [Wu85] e Kim e Leon-Garcia [KLG88] estudaram o caso de padrões de tráfego de entrada não uniformes em redes de Banyan com um único buffer. Cada elemento básico é modelado individualmente por uma cadeia de Markov simples e os relacionamentos entre os diversos elementos básicos são descritos através de probabilidades. Alguns dos padrões de tráfego não-uniformes considerados foram ponto-a-ponto e mistura de ponto-a-ponto e tráfego uniforme. Kim e Leon-Garcia também consideraram múltiplos buffers e redes de Banyan em paralelo.

Bubenik e Turner [BT89] usaram simulação para estudar o desempenho do comutador proposto por Turner. Eles mediram o atraso e a vazão do comutador sob tráfego uniforme e não-uniforme com ou sem distribuição aleatória (rede de distribuição). Estudaram também o efeito do *cut-through* (encaminhar o pacote antes de ter terminado de recebê-lo completamente), dimensão do nó, e disciplina de *bypass* na fila (na qual um pacote não-bloqueado passa na frente de outros pacotes se estes estiverem bloqueados). Examinaram também o desempenho da rede de cópia para uma versão do comutador com suporte para múltiplos destinos (*multicast*).

Recentemente, Turner [Tur93] estudou o comportamento de comutadores construídos por elementos básicos que empregam buffers compartilhados ou buffer de entrada paralelo com *bypass*. Na análise ele modela o estado completo do comutador e infere informações sobre a distribuição de pacotes associada com entradas e saídas particulares, quando necessário.

4.5.2 Desempenho das Redes Não Bloqueantes

Mesmo para redes não-bloqueantes é necessário armazenamento em casos onde mais de um pacote é simultaneamente endereçado para a mesma porta de saída. Karol, Hluchyj e Morgan [KHM87] compararam o armazenamento na entrada com o na saída, enquanto que Hluchyj e Karol [HK88] estudaram o desempenho de redes não-bloqueantes para quatro alternativas de armazenamento: enfileiramento na entrada, amaciamento da entrada (*input smoothing*), enfileiramento na saída e armazenamento completamente compartilhado (isto é, não há buffers dedicados nem para as entradas nem para as saídas). Assume-se tráfego uniforme e a chegada de pacotes nas portas de entrada é governada por processos de Bernoulli idênticos e independentes.

Para o enfileiramento na entrada encontrou-se uma vazão normalizada máxima de 0,586 quando o comutador está saturado, o número de portas de entrada é grande e a contenção é resolvida

aleatoriamente. Quando a utilização do enlace de entrada é grande o bastante, a vazão do comutador pode ser melhorada através do descarte dos pacotes que percam uma disputa interna. O tempo de espera para a política de seleção aleatória foi obtida através da análise de uma fila de tempo discreto $\text{Geom}/G/1$. Foi utilizada simulação para a obtenção do tempo de espera médio para a fila mais longa e políticas de seleção com prioridades fixas.

No esquema de amaciamento da entrada, pacotes dentro de um quadro de tamanho b são apresentados simultaneamente a um comutador $Nb \times Nb$, onde N é o número de portas de entrada (e de saída). No entanto, não se encontrou muito valor prático em sua aplicação.

Enfileiramento na saída foi modelado através de filas de tempo discreto. O tempo de espera médio no estado permanente com buffer infinito é dado por

$$\overline{W} = \frac{(N-1)}{N} \overline{W}_{M/D/1}.$$

Note que o tempo de espera médio se aproxima do tempo de espera médio de uma fila $M/D/1$ para valores grandes de N . A probabilidade de perda pode ser obtida através da solução numérica de uma cadeia de Markov de tempo discreto com estados finitos.

O armazenamento completamente compartilhado permite economizar na quantidade total de memória necessária para atingir um certo objetivo de probabilidade de perda de pacotes, à custa de uma maior complexidade no gerenciamento dos buffers. O número de pacotes no buffer em regime permanente é modelado através da convolução de N filas $M/D/1$.

Eckberg e Hou [EH88] encontraram que buffers para o esquema de compartilhamento na saída dimensionados tomando como base tráfego aleatório são superestimados cerca de 30% a uma carga de 90%, se forem ignoradas as correlações negativas entre as filas.

Eklundh et al. [ESS88] estudaram a taxa de perda de blocos para nós de comutação com armazenamento na saída. Uma porta de saída pode ser modelado como uma fila com servidor único com tempo de serviço determinístico. O processo de chegada é mais difícil de ser modelado. Os modelos utilizados para processos de chegada regularizados incluem: $\text{Geo}/D/1/K$, $M/D/1$ e $nD/D/1$. Eles propuseram o uso de um modelo $n\text{Tri}/D/1/K$ onde a distribuição do intervalo entre chegadas é dado pela convolução de duas distribuições uniformes e, portanto, tem uma forma triangular. No entanto, o modelo é muito pesado computacionalmente. O modelo $n\text{Tri}/D/1/K$ foi comparado com os modelos $nD/D/1/K$, $M/D/1/K$, e $\text{Geo}/D/1/K$ com chegada em lotes. Eles concluíram que para sistemas com um número moderado de seqüências de chegada devem ser usados modelos complexos e os resultados mostram que são necessários um número menor de buffers. No entanto, para sistemas com centenas ou até milhares de seqüências, são suficientes modelos simples como o $M/D/1/K$ mesmo se o processo de chegada for regularizado.

Hui e Arthurs [HA87] modelaram o seu comutador Batcher-Banyan com armazenamento na entrada como N filas com servidor único independentes, onde N é o número de portas de entrada.

Oie et al. [OMKM89] estenderam o estudo de Karol et al. [KHM87] sobre armazenamento na entrada e na saída, para incluir aumento da velocidade de comutação (L) entre os seguintes

extremos: 1 e N (isto é, $1 \leq L \leq N$). Eles mostram que podem ser obtidas altas vazões mesmo a baixas velocidades.

Para coletâneas mais completas de resultados de desempenho de comutadores vide [Onv94, dP93, OSMM90b, OSMM90a].

Capítulo 5

A Camada de Adaptação

Como vimos anteriormente, a camada ATM provê um modo de transferência comum para uma variedade de serviços com características bastante diversificadas, tais como tráfego tipo isócrono (CBR) e tráfego de dados. Para o tráfego isócrono é necessário limitar o atraso enquanto que pode ser tolerado um certo grau de perda de informações. Para o tráfego de dados não é tão importante o atraso quanto a integridade dos dados.

Neste contexto, a Camada de Adaptação ATM (AAL — *ATM Adaptation Layer*) tem como finalidade adaptar as características específicas de cada serviço para que sejam transmitidos através da rede comum ATM.

De acordo com a Recomendação I.362 [ITU93f]: “A camada AAL executa funções requeridas pelos planos de usuário, de controle e de gerenciamento, e suporta o mapeamento entre a camada ATM e a camada imediatamente superior. As funções executadas pela camada AAL dependem dos requisitos da camada superior. O AAL suporta múltiplos protocolos de modo a atender às necessidades específicas dos usuários do serviço AAL. Portanto, a camada AAL é dependente do serviço.”

A partir destas definições podemos observar que o AAL *não* é caracterizado por um conjunto bem definido de funções que ele deve suportar — como uma camada do modelo de referência OSI. Ele deve suportar quaisquer funções que forem solicitadas por qualquer protocolo que utilize o serviço AAL [GL93].

Exemplos de serviços fornecidos pelo AAL:

- recuperação de erros de transmissão;
- tratamento do efeito de quantização devido ao comprimento do campo de informação de uma célula;
- tratamento de perda e inserção inapropriada de células; e
- controle de fluxo e controle de sincronismo.

A seção 5.1 apresenta a estrutura básica da camada de adaptação ATM. A seção 5.2 faz uma classificação dos serviços a serem suportados por redes ATM e os tipos de AAL que são utilizados para suportar cada uma destas classes, e que são detalhados na seção 5.3. A seção 5.4 analisa o efeito da perda de células na remontagem de pacotes dos serviços de transferência de dados. Finalmente, a seção 5.5 apresenta alguns exemplos de serviços suportados pela camada AAL.

5.1 Estrutura do AAL

A camada AAL é estruturada em duas subcamadas lógicas: a subcamada de convergência (CS — *Convergence Sublayer*) e a subcamada de segmentação e remontagem (SAR — *Segmentation And Reassembly sublayer*).

O SAR tem como finalidade a segmentação das informações das camadas superiores (PDUs — *Protocol Data Units*) em comprimento compatível com o campo de informações de uma célula ATM, para transmissão. E, na recepção, a remontagem do campo de informação da unidade de dados da camada superior (PDUs) a partir dos campos de informação de células ATM. Um mesmo SAR pode ser comum a diversos protocolos de alto nível.

A CS é aquela que fornece o serviço AAL no ponto de serviço AAL (AAL-SAP) e contém funções específicas a um dado protocolo de alto-nível.

Não há pontos de serviço (SAPs) definidos entre as subcamadas. Diferentes combinações de SAR e CS provêm diferentes SAPs para as camadas acima da AAL. A camada AAL pode ser totalmente vazia nos casos em que um protocolo de alto-nível requeira exatamente aquilo que a camada ATM fornece. Isto é, a transmissão de unidades de dados ATM de 48 octetos sem nenhum tratamento de erro nem de sincronização.

5.2 Classificação dos Serviços

De modo a minimizar o número de protocolos AAL, os serviços típicos foram classificados de acordo com os seguintes parâmetros: sincronização entre origem e destino (necessária ou não), taxa de transmissão (constante ou variável) e modo de conexão (orientado ou não a conexões).

A tabela 5.1 apresenta as classes de serviço identificadas na Recomendação I.362 baseadas nos parâmetros acima. Note que nem todas as combinações foram definidas.

5.2.1 Requisitos das classes A/B

Os requisitos básicos tanto da classe A quanto da classe B são os seguintes:

Tabela 5.1: Classificação dos serviços AAL.

| Parâmetro | Classe A | Classe B | Classe C | Classe D |
|--------------------------------------|---|---------------------------------|---|---|
| Sincronização entre origem e destino | Necessária | | Não necessária | |
| Taxa de transmissão | Constante | Variável | | |
| Modo de conexão | Orientado a conexões | | | Não orientado a conexões |
| Exemplos de serviços | Emulação de circuitos; vídeo a taxa constante | Vídeo e áudio a taxas variáveis | Transferência de Dados orientada a conexões | Transferência de Dados não orientada a conexões |
| Tipo de AAL | AAL1 | AAL2 | AAL3-5 | AAL3-5 |

- pequeno atraso máximo (da mesma ordem de grandeza do atraso a que seria submetido se houvesse um cabo interligando diretamente os dois pontos);
- variação de atraso desprezível;
- transporte de cada dois bits/octetos com manutenção do intervalo de tempo entre eles;
- transmissão completa da cadeia de bits/octetos (completa no sentido de que nenhuma informação é perdida nem a ordem é alterada).

5.2.2 Requisitos das classes C/D

Os requisitos básicos tanto da classe C quanto da classe D são os seguintes:

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

5.3 Protocolos AAL

A Recomendação I.363 [ITU93g] descreve protocolos AAL que consistem de combinações de funções SAR e CS para suportar os serviços de alto-nível pertencentes a uma das classes des-

critas acima (de A a D). Outras combinações podem ser usadas para suportar serviços específicos. A tabela 5.2 apresenta o estado atual do desenvolvimento e padronização das diversas camadas AAL.

Tabela 5.2: Camadas de adaptação ATM (AALs).

| Tipo | Conteúdo | Características adicionais |
|--------|----------|---|
| AAL1 | Voz | Em desenvolvimento. |
| AAL2 | Vídeo | Padronização ainda em andamento. |
| AAL3/4 | Dados | Primeira adaptação de dados; ineficiente devido ao CRC em cada célula. |
| AAL5 | Dados | Camada de adaptação de dados simplificada; melhor eficiência devido à remoção do CRC por célula. |

5.3.1 Protocolo AAL Tipo 1 (AAL1)

Serviços

Os serviços fornecidos pelo AAL1 à camada superior são:

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

Primitivas

As primitivas de serviço a serem usadas no AAL-SAP entre o AAL1 e o usuário da camada AAL estão apresentadas na tabela 5.3.

Funções

As seguintes funções podem ser executadas pelo AAL1 para melhorar o serviço fornecido pela camada ATM:

- segmentação e remontagem das informações dos usuários;
- tratamento da variação do atraso das células (CDV);

Tabela 5.3: Primitivas do AAL1.

| | |
|-------------------------|---|
| AAL-UNITDATA.request | A camada superior pede a transferência de uma AAL-SDU da entidade local AAL para a(s) entidade(s) AAL parceira(s). O comprimento da AAL-SDU é constante e o intervalo de tempo entre duas chamadas da primitiva também é constante. |
| AAL-UNITDATA.indication | Indica a entrega de uma AAL-SDU pela camada AAL ao seu usuário. O comprimento da AAL-SDU deve ser constante e o intervalo de tempo entre duas chamadas da primitiva também deve ser constante. |

- tratamento do atraso de montagem do conteúdo da célula;
- tratamento de células perdidas ou inseridas erroneamente;
- recuperação da frequência do relógio da fonte no receptor;
- recuperação da estrutura de dados da origem pelo receptor;
- monitoramento das informações de controle do protocolo (AAL-PCI — *AAL Protocol Control Information*) para detectar bits com erro;
- tratamento dos bits com erro do AAL-PCI;
- monitoramento do campo de informações do usuário para detectar bits com erro com possível ação corretiva.

A finalidade do AAL1 é satisfazer os requisitos da classe de serviços A. Esta finalidade é obtida através da combinação de um único protocolo SAR com diversos protocolos CS cada um otimizado para requisitos adicionais específicos de um protocolo ou um grupo de protocolos acima da camada AAL.

Subcamada de segmentação e remontagem

O formato da unidade de dados do protocolo SAR (SAR-PDU) para o AAL1 está representado na figura 5.1. O cabeçalho de um octeto é subdividido em dois campos de 4 bits cada: um campo de número de seqüência (SN — *Sequence Number*) e um campo de proteção do número de seqüência (SNP — *Sequence Number Protection*).

No campo SN, um bit corresponde ao indicador da subcamada de convergência (CSI — *CS Indication*) enquanto que os três bits restantes são utilizados para o número de seqüência propriamente dito (módulo 8). O bit CSI das SAR-PDUs com números de seqüência ímpares são utilizados para transportar a informação do carimbo de tempo residual (RTS — *Residual Time*

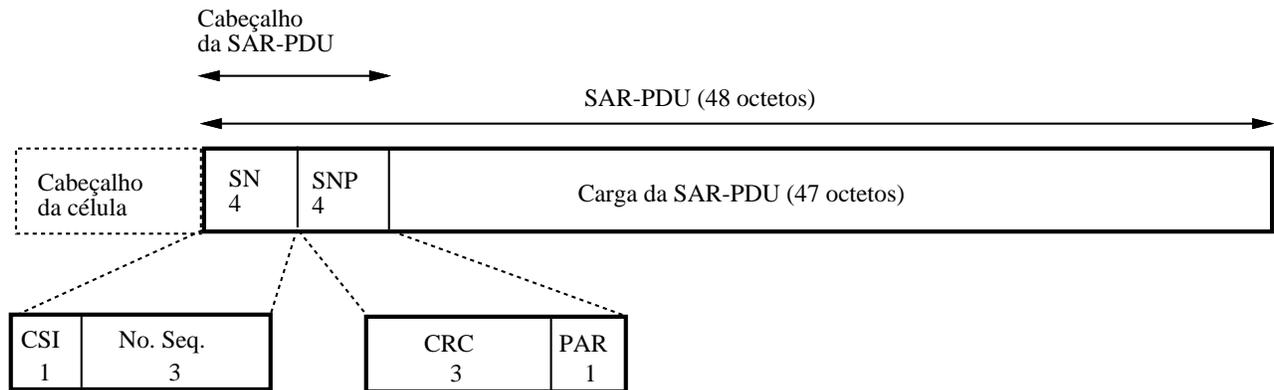


Figura 5.1: Formato da SAR-PDU para o AAL1.

Stamp) utilizado na recuperação do relógio pelo receptor. Este formato é denominado formato não-ponteiro (ou não-P). Por outro lado, o bit CSI das SAR-PDUs com números de seqüência pares (formato ponteiro) se setado indica a existência do campo ponteiro, que corresponde ao primeiro octeto da SAR-PDU (vide figura 5.2). O campo de ponteiro possui um bit reservado para uso futuro e 7 bits de *offset* para indicar o limite de dados estruturados. No formato não-ponteiro 47 octetos estão disponíveis para a transferência de dados do CS, enquanto que no formato ponteiro são apenas 46 octetos.

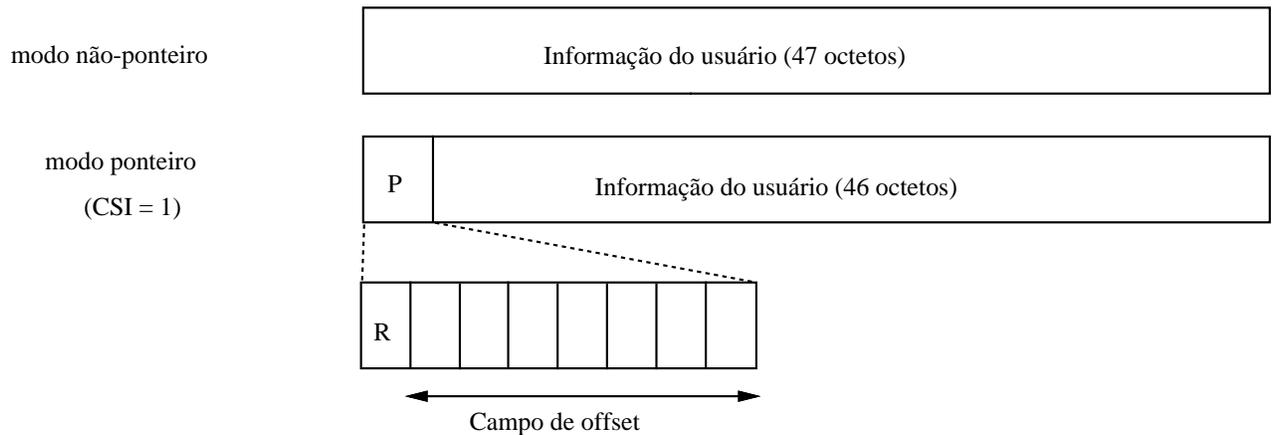


Figura 5.2: Formato da carga da SAR-PDU para o AAL1.

O campo SNP é utilizado para detectar e indicar inconsistências e erros no número de seqüência. Ele consiste de um campo CRC de 3 bits com polinômio gerador $P(x) = x^3 + x + 1$ e de um bit de paridade par que protege os demais bits do octeto. Com estes dois mecanismos é possível corrigir erros simples e detectar erros múltiplos.

Subcamada de convergência

Atualmente, há quatro subtipos da CS em estudo: suporte a emulação de circuitos, suporte a voz, suporte a vídeo e suporte a áudio de alta qualidade.

CS para suporte a emulação de circuitos:

- Unidades de dados do serviço AAL (AAL-SDUs) de 1 bit caso seja usada a marca de tempo residual síncrona (SRTS — *Synchronous Residual Time Stamp*), caso contrário o comprimento da SDU ainda não está definido;
- AAL-SDUs perdidos são compensados através de bits de enchimento (definido apenas para circuitos G.702 de 1,544 Mbps e 2,048 Mbps, que utilizam o bit '1');
- o relógio da fonte para circuitos G.702 são recuperados a partir do método SRTS; para outros circuitos, o método de recuperação ainda não está definido;
- no caso de buffer *underflow* devido a um longo intervalo entre chegadas de células, são inseridos bits de enchimento e um número correspondente de bits do final da célula em atraso são descartados;
- no caso de buffer *overflow* devido a um intervalo entre chegadas de células extremamente curto, o número de bits que não couberem no buffer são descartados;
- possibilidade de marcar transparentemente blocos contíguos de dados.

CS para suporte a voz:

- AAL-SDUs de 1 octeto;
- recuperação de SAR-SDUs perdidos ainda em estudo;
- o relógio da fonte é recuperado a partir do relógio da rede (globalmente disponível). Ou seja, o relógio da fonte deve estar amarrado ao relógio da rede.

CS para suporte a vídeo:

- AAL-SDUs de 1 octeto caso seja usado o FEC (*Forward Error Correction*), caso contrário o comprimento da SDU ainda não está definido;
- detecção opcional de bits com erros nos dados do usuário AAL;
- compensação da perda de SAR-SDUs por dados de enchimento (valor ainda não definido);
- método de recuperação do relógio da fonte (para fontes que não estejam amarradas ao relógio da rede) ainda em estudo;
- possibilidade de marcar transparentemente blocos contíguos de dados se o FEC não for utilizado;

- no caso de buffer *underflow* devido a um intervalo longo entre chegadas de células, são inseridos bits de enchimento e um número correspondente de bits do final da célula em atraso são descartados;
- no caso de buffer *overflow* devido a um intervalo entre chegadas de células extremamente curto, o número de bits que não couberem no buffer são descartados.

CS para suporte a áudio de alta qualidade: Ainda não se chegou a uma conclusão sobre as funções e procedimentos para este protocolo. Uma das propostas é a seguinte:

- AAL-SDUs de 1 octeto; caso seja usado o FEC, caso contrário o comprimento da SDU ainda não está definido;
- detecção opcional de bits com erros nos dados do usuário AAL;
- recuperação opcional de perdas de SAR-SDUs e bits com erros nos dados do usuário AAL através do FEC;
- recuperação do relógio da fonte ainda está em aberto.

5.3.2 Protocolo AAL Tipo 2 (AAL2)

Os serviços fornecidos pelo AAL2 à camada superior são:

- transferência de unidades de dados de serviço com uma taxa variável de geração de bits;
- transferência de informações de sincronização entre origem e destino;
- indicação de informações perdidas ou com erros não recuperáveis pelo AAL2.

As seguintes funções podem ser executadas pelo AAL2 para melhorar o serviço fornecido pela camada ATM:

- segmentação e remontagem das informações dos usuários;
- tratamento da variação do atraso das células (CDV);
- tratamento de células perdidas ou inseridas erroneamente;
- recuperação da frequência do relógio da fonte no receptor;
- recuperação da estrutura de dados da fonte no receptor;
- monitoramento das informações de controle do protocolo (AAL-PCI) para detectar bits com erro;
- tratamento dos bits com erro do AAL-PCI;

- monitoramento do campo de informações do usuário para detectar bits com erro com possível ação corretiva.

A finalidade do AAL2 é satisfazer os requisitos da classe de serviços B. Como a fonte gera tráfego a uma taxa variável, é possível que as células transmitidas não estejam completamente preenchidas com dados. Portanto, é necessário incluir mais mecanismos de controle na subcamada SAR. O ITU-T ainda não se chegou a nenhum acordo referente a este protocolo.

5.3.3 Protocolo AAL Tipo 3/4 (AAL3/4)

Originalmente correspondiam a dois tipos diferentes de AAL um para o modo de transmissão de dados orientados a conexões e outro para o modo não orientado a conexões (correspondentes às classes C e D). Com a evolução de ambos chegou-se a uma convergência para o assim chamado AAL3/4, que provê um modo de transmissão orientado a conexões com detecção de erro de transmissão, perda e inserção errônea de segmentos.

O AAL3/4 dá suporte à comunicação de dados seja orientada a conexões que não orientadas a conexões. Neste último caso, nem todas as funções estão implementadas, ficando para a camada de rede a implementação de funções tais como roteamento e endereçamento.

Dado que as partes comuns do AAL3/4 incluem funções seja do SAR que do CS, foi feita uma subdivisão especial numa parte comum (que compreende tanto o SAR como a parte inferior do CS) e a parte superior do CS que é específica do serviço (vide figura 5.3). A parte inferior da CS é denominada de Parte Comum da Subcamada de Convergência (CPCS — *Common Part Convergence Sublayer*), enquanto que a parte superior é denominada de Subcamada de Convergência Específica do Serviço (SSCS — *Service Specific Convergence Sublayer*).

Serviços oferecidos pelo AAL3/4

Basicamente há dois modos de serviço e para cada um deles há dois procedimentos operacionais no AAL3/4. Os modos de serviço são *modo mensagem* e *modo fluxo*, enquanto que os procedimentos operacionais são *operação segura* e *operação insegura*.

No serviço modo mensagem, uma unidade de dados de serviço (AAL-SDU) é passada através da interface AAL em exatamente uma unidade de dados da interface AAL. São permitidas AAL-SDUs tanto de comprimento fixo como variável. Além disso, uma ou mais AAL-SDUs de comprimento fixo podem ser transportadas em uma SSCS-PDU, ou uma AAL-SDU de comprimento variável pode ser transportada em uma ou mais SSCS-PDUs.

No serviço modo fluxo, uma AAL-SDU é passada através da interface AAL em uma ou mais unidades de dados da interface AAL. São permitidas apenas AAL-SDUs de comprimento variável. Neste modo de funcionamento, pode ser pedido o aborto da transferência em progresso de uma AAL-SDU. Além do mais, é possível iniciar a transferência de uma AAL-SDU antes que ela tenha

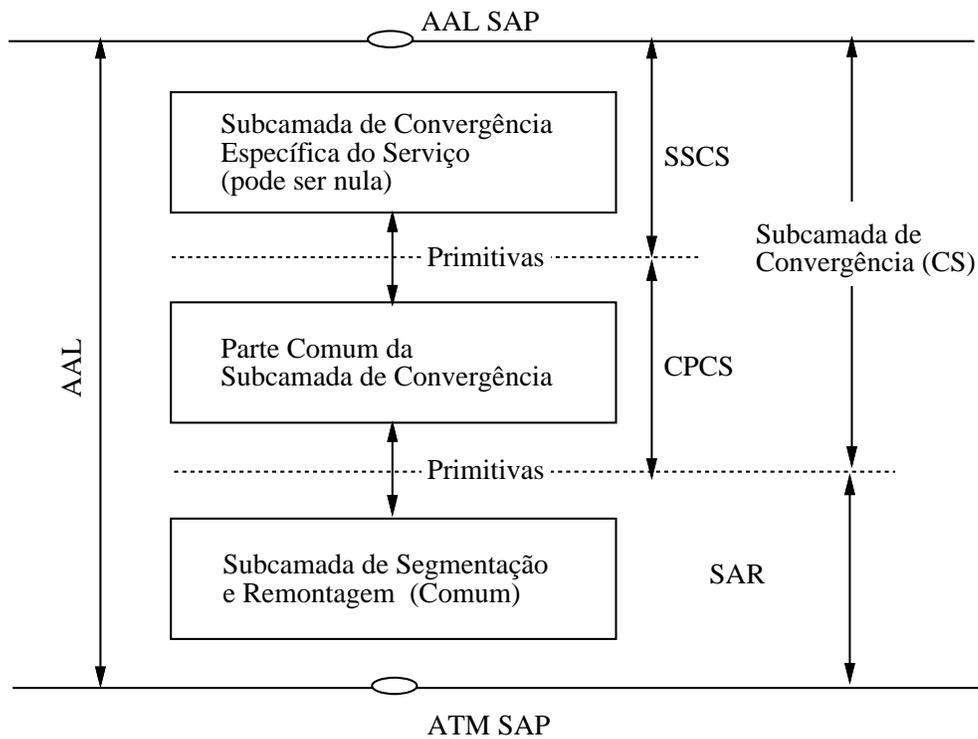


Figura 5.3: Estrutura geral do AAL3/4 e AAL5.

seja completamente recebida (*pipelining*). Também, uma AAL-SDU pode ser transportada em uma ou mais SSCS-PDUs.

Nas operações seguras, todas as AAL-SDUs são entregues corretamente através da retransmissão de SSCS-PDUs recebidas com erros ou perdas. É obrigatório o uso de controle de fluxo.

Por outro lado, nas operações inseguras (*nonassured*) mesmo que as AAL-SDUs sejam perdidas ou corrompidas, não são feitas retransmissões e o controle de fluxo é opcional.

Procedimentos

Na figura 5.4 é apresentada uma visão simplificada do processo de transmissão de uma PDU de uma camada superior através do uso do AAL3/4 [AA93].

Assumindo uma subcamada SSCS nula, a PDU recebida da camada superior e que corresponde a uma AAL-SDU é transportada numa PDU da subcamada CPCS. A CPCS-PDU é composta por um cabeçalho, pela carga útil e pela cauda. Como esta PDU é normalmente maior do que o campo de informações de uma célula, ela é segmentada pela subcamada SAR numa SAR-PDU que contém os seu próprio cabeçalho e cauda (para remontagem e detecção de erros) que é finalmente entregue à camada ATM para transporte na carga útil de uma célula.

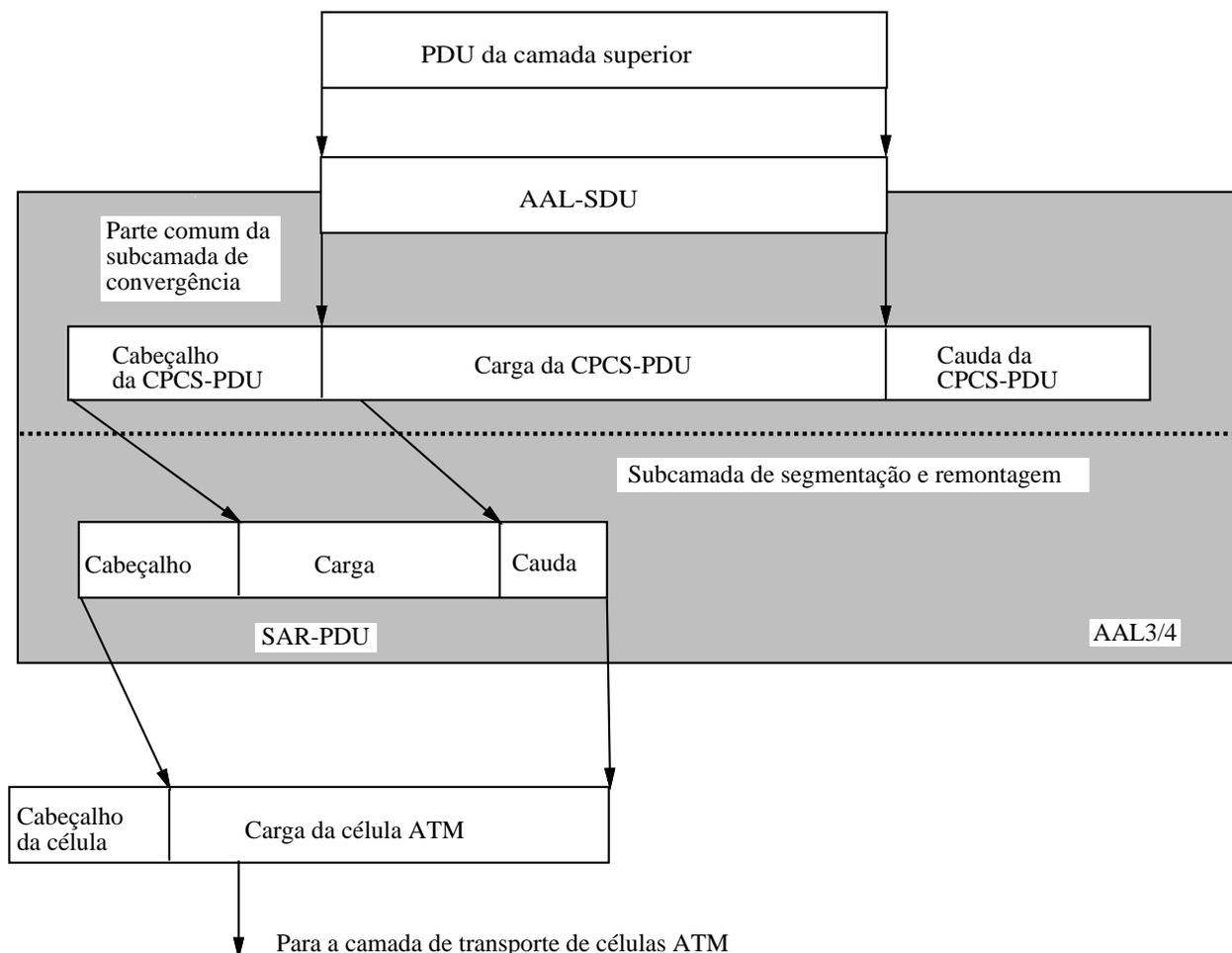


Figura 5.4: Visão simplificada do processo de transmissão do AAL 3/4.

Primitivas

As primitivas do serviço AAL3/4 são específicas de cada serviço e por isto ainda não foram definidas. Caso o SSCS seja nulo, isto é, só faça o mapeamento das primitivas AAL para as primitivas do CPCS, então as primitivas do AAL seriam idênticas às do CPCS. Portanto, para SSCS nulo, as primitivas do AAL3/4 estão apresentadas na tabela 5.4.

A unidade de dados do protocolo SAR

A figura 5.5 apresenta o formato da unidade de dados do protocolo SAR para o AAL3/4. Ao ser utilizado o AAL3/4, o campo de informações de cada célula terá este formato.

A SAR-PDU é composta basicamente de um cabeçalho, um campo de informações e uma cauda. Tanto o cabeçalho quanto a cauda ocupam 2 octetos cada, deixando 44 octetos para o

Tabela 5.4: Primitivas do AAL 3/4 para um SSCS nulo.

| | |
|-------------------------|---|
| AAL-UNITDATA.request | A camada superior pede a transferência de uma AAL-SDU da entidade local AAL para a(s) entidade(s) AAL parceira(s). |
| AAL-UNITDATA.indication | Indica a entrega de uma AAL-SDU pela camada AAL para a(s) entidade(s) que utiliza(m) o serviço AAL. |
| AAL-U-Abort.request | Pedido de aborto de transferência de uma AAL-SDU iniciado pelo usuário (válido apenas no serviço modo fluxo). |
| AAL-U-Abort.indication | Indicação de aborto de transferência de uma AAL-SDU iniciado pelo usuário remoto (válido apenas no serviço modo fluxo). |
| AAL-P-Abort.indication | Indicação de aborto de transferência de uma AAL-SDU iniciado pela camada AAL (válido apenas no serviço modo fluxo). |

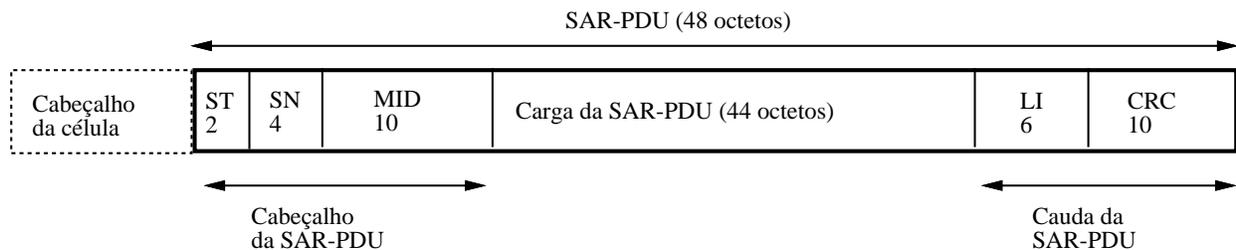


Figura 5.5: Formato da SAR-PDU do AAL 3/4.

campo de informações.

No cabeçalho temos um campo de tipo do segmento (ST — *Segment Type*) de dois bits que identifica se este segmento contém uma mensagem completa, e caso contrário, se se trata do início, meio ou fim da mensagem. A codificação do campo ST pode ser encontrada na tabela 5.5.

Em seguida vem o campo de número de seqüência (SN — *Sequence Number*) de quatro bits que tem como finalidade verificar a ordenação dos segmentos de uma mesma SAR-SDU. O primeiro segmento pode iniciar com qualquer valor entre 0 e 15.

O campo de identificação da multiplexação (MID — *Multiplexing IDentification*) de dez bits, permite a multiplexação de um único circuito virtual ATM por diversos fluxos de CPCS-PDUs. Cada fluxo é identificado, e portanto demultiplexado, a partir do valor do MID.

Após o campo de informações de 44 octetos, vem a cauda, com os campos de indicação de comprimento (LI — *Length Indication*) e o do código redundante para a detecção de erros (CRC — *Cyclic Redundancy Check Code*). Como o campo de informações tem obrigatoriamente 44 octetos, o campo LI indica o comprimento efetivamente utilizado do mesmo. O campo CRC, de dez bits, transporta o resto da divisão do conteúdo da SAR-PDU (multiplicada por x^{10}) pelo polinômio

Antes dos campos da cauda, podemos ter um campo de enchimento (PAD — *Padding*), de até três octetos que serve para garantir o alinhamento de 32 bits do campo de informação. Isto é, teremos tantos octetos de enchimento quantos forem necessários para que o comprimento do campo de informação mais o de PAD seja múltiplo de 32 bits (quatro octetos).

Da mesma forma, o campo de alinhamento (AL — *Alignment*), de um octeto, foi introduzido para que também a cauda ocupe 32 bits.

O campo ETag, traz um número de identificação que deve ser idêntico ao do campo BTag.

Finalmente, o campo de comprimento do conteúdo do campo de informações (*Length*), de até dois octetos, indica o comprimento real do conteúdo da CPCS-PDU, excluindo os octetos de enchimento.

5.3.4 Protocolo AAL Tipo 5 (AAL5)

O AAL5 surgiu como uma proposta da indústria de computadores em reação à complexidade do AAL3/4. De fato, este protocolo teve como base o SEAL (*Simple and Efficient Adaptation Layer*) [AA93]. O AAL5 foi proposto pelo Fórum ATM e atualmente encontra-se em fase de padronização pelo ITU-T [ITU93i].

Portanto, a idéia básica é o da simplicidade e redução de *overheads* como o cálculo de CRC para cada segmento da mensagem e a multiplexação de conexões da camada de adaptação em uma única conexão ATM (isto não proíbe a multiplexação efetuada por camadas acima do AAL5). Ele também descarta a pré-alocação de buffers de remontagem (campo BAsize do AAL3/4). A estrutura geral do AAL5 é idêntica à do AAL3/4 (figura 5.3). Do mesmo modo, as primitivas de serviço também são as mesmas no caso de SSCS nula.

Procedimentos

Uma AAL-PDU é segmentada a cada 48 octetos, para caber no campo de informação de uma célula, mas não são utilizados nem cabeçalho nem cauda por segmento. Ou seja, a única estrutura existente é o da AAL-PDU (vide figura 5.7). Para a delimitação de início/fim da PDU é utilizado o bit de indicação entre usuários da camada ATM (AUU) do campo de tipo de conteúdo (PT) do cabeçalho da célula. O AUU=1 é usado para marcar o último ou o único segmento (SAR-PDU) de uma CPCS-PDU. Enquanto que o AUU=0 é utilizado para o primeiro segmento e os de continuação no caso de uma CPCS-PDU que seja dividida em diversos segmentos.

A unidade de dados do protocolo CPCS

Na figura 5.8 está representado o formato da unidade de dados proposta para o protocolo AAL5.

O campo de dados do usuário pode ser de no máximo 65.535 octetos. Este campo é seguido de

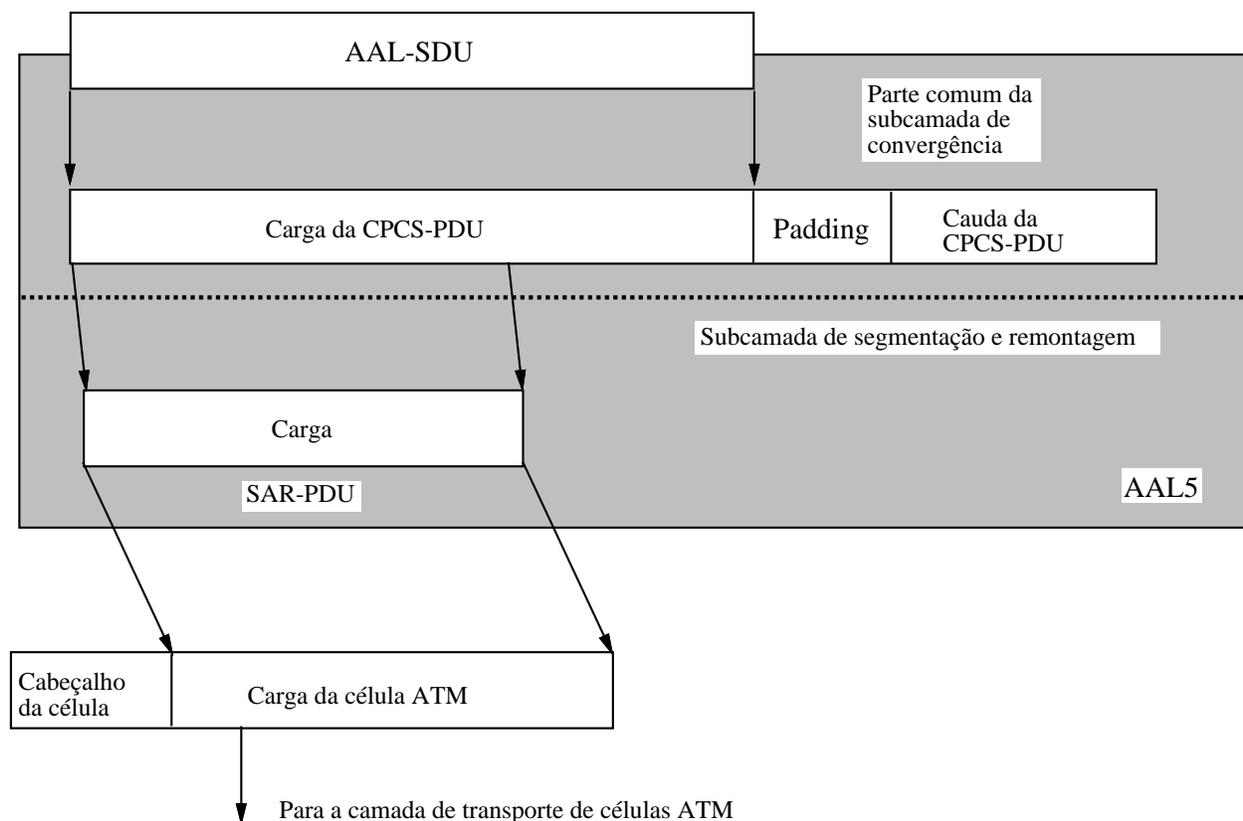


Figura 5.7: Visão simplificada do processo de transmissão do AAL5.

um campo de enchimento (PAD — *User Data Padding*), de 0 a 47 octetos, que tem como finalidade garantir que sejam transmitidas células cheias. Isto é, que a PDU tenha um comprimento que seja múltiplo de 48 octetos.

O campo de indicação usuário a usuário do CPCS (CPCS-UU) permite que um octeto seja transferido transparentemente (sem ser interpretado) entre entidades usuárias da CPCS.

O campo CPI (*Common Part Indicator*) ainda não tem finalidade definida, mas deve ser setado para 0, pois valores diferentes estão reservados para transportar mensagens de controle de gerenciamento.

O campo LI (*Length Indicator*) de dois octetos, indica o comprimento efetivo dos dados de usuário, sem o PAD, em número de octetos. O comprimento zero é usado pela função de aborto.

Finalmente, o campo de CRC, de quatro octetos, carrega o resultado do cálculo do CRC baseado no polinômio gerador $G_{32}(x) = x^{32} + x^{26} + x^{23} + x^{22} + x^{16} + x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + x + 1$. Este mesmo CRC é utilizado pelo Ethernet/IEEE 802.3 e pelo FDDI.

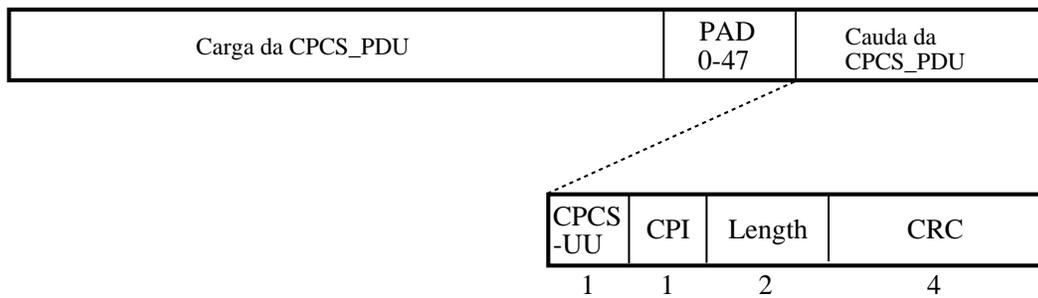


Figura 5.8: Formato da CPCS-PDU do AAL 5.

5.4 Recuperação de Erros

Um dos aspectos que podem trazer impacto para os mecanismos de prioridade e de policiamento, é o tratamento que os protocolos da camada de adaptação (AAL) e os de alto-nível dão às unidades de dados (PDUs) que chegam com erro.

Em particular, se as PDUs de alto-nível forem aceitas apenas completas, a perda de uma única célula implica na perda total da PDU. Neste caso, uma vez descartada uma célula por problemas de congestionamento, o UPC poderia descartar todas as demais células que compõem a mesma PDU, aliviando assim a carga na rede.

Esta idéia aparentemente simples, não é assim tão simples de ser implementada pois requer que o UPC (atuando a nível da camada ATM) tome decisões baseadas em informações obtidas nos campos de controle de PDUs de camadas superiores, violando o princípio de independência entre as camadas.

Dado que o tráfego de dados é o mais sensível a perda de informações nesta seção tratamos do efeito da perda de células na remontagem de pacotes pelas subcamadas AAL3/4 e AAL5.

Em trabalhos correlatos, Ayanoglu et al. [AGJL90] tratam de protocolos para recuperação de erros e/ou perdas; Dravida e Damodaram [DD91] tratam de opções para a detecção e correção de erros, enquanto que Biersack [Bie93] e Ohta e Kitami [OK91] tratam de um destes métodos: o FEC (*Forward Error Correction*).

5.4.1 Causas de perdas de células

As principais causas de perdas de células são: bits com erro, congestionamento e erro de roteamento [AA93].

Bits com erro

A probabilidade de que uma célula seja descartada por causa de erros de transmissão em redes ATM deve ser menor do que 10^{-8} . Erros no campo de informação das células não são detectados pela camada ATM e sim pela AAL. Por outro lado, os octetos do cabeçalho da célula estão protegidos por um campo de verificação de erro no cabeçalho (HEC) de 8 bits. O HEC utilizado é capaz de corrigir erros simples e de apenas detectar erros múltiplos.

Portanto, as células seriam descartadas por erros de transmissão apenas se houver erro no cabeçalho e este não puder ser corrigido.

Congestionamento

Células são descartadas pelos mecanismos de policiamento (UPC e NPC – vide capítulo 12) sempre que o tráfego for superior ao limite máximo admissível contratado durante o estabelecimento da conexão.

Em algumas das propostas propõe-se que as células excessivas não sejam imediatamente descartadas e sim “marcadas” (*tagged*) como de baixa prioridade para que sejam descartadas apenas caso seja realmente necessário, isto é, a rede não tenha recursos para transferir estas células sem degradar o serviço já contratado com outras fontes de tráfego.

Alguns comutadores podem também descartar células em casos de disputa.

Erros de roteamento

Podem ocorrer erros de roteamento em diversas situações. Uma delas ocorre quando um erro não detectado do cabeçalho modifica o valor do campo identificador do caminho ou do canal virtual (VPI e VCI, respectivamente). O mesmo fenômeno acontece se a correção de um erro resultar na alteração do VPI ou do VCI. Nestes casos, a célula “desaparece” de sua conexão original e aparece como se pertencesse a uma outra conexão. Conexão esta que poderia ser válida causando uma inserção de “lixo” no seu fluxo normal de células, ou inválida (isto é, não estabelecida) quando a célula seria efetivamente descartada.

Um outro erro de roteamento seria causado por erro de processamento nos nós de comutação. Ou seja, o processador ao receber uma célula poderia falhar em mapeá-la corretamente para o VPI e/ou VCI de saída o que provocaria a perda da célula.

5.4.2 Efeito da perda de células na remontagem de pacotes

Em qualquer um dos casos apontados na subseção anterior, uma ou mais células são perdidas e isto vai implicar em erros de remontagem dos pacotes (CPCS-PDUs). A seguir analisaremos o efeito da perda de células na remontagem de pacotes para os protocolos AAL3/4 e AAL5.

Dependendo de onde aconteça o erro, o AAL3/4 pode ser capaz de entregar ao usuário uma CPCS-PDU parcialmente remontada junto com uma indicação de erro. Por outro lado, o AAL5 é capaz apenas de enviar uma indicação de erro, perdendo toda a parte da mensagem que porventura tiver recebido corretamente [AA93].

AAL3/4

Quando se encontrar no estado ocioso (isto é, não se encontrar remontando nenhuma CPCS-PDU) a entidade receptora da subcamada SAR rejeita qualquer segmento dos tipos de continuação (COM) ou de fim de mensagem (EOM). Ela só entra no estado de remontagem quando receber uma célula válida com um segmento de início de mensagem (BOM). Deste modo, se uma célula contendo o BOM se perder, toda a CPCS-PDU será descartada. Portanto, neste caso o usuário não receberá nenhuma parte da informação mas apenas serão atualizadas as estatísticas de recebimento de segmentos não esperados.

Por outro lado, ao receber um BOM válido, pelo menos os primeiros 44 octetos da CPCS-PDU terão sido recebidos corretamente. Caso a CPCS-PDU tenha sido fragmentada (isto é, seja maior do que 44 octetos) a entidade SAR receptora controlará a seqüência correta de segmentos COM através do número de seqüência (campo SN). Há a possibilidade de que perdas de COMs não sejam detectadas pelo número de seqüência se forem perdidos um número de células múltiplo de 16, dado que o campo SN tem 4 bits. Neste caso, a perda de células é detectada apenas pela divergência entre o número de octetos recebidos e o comprimento especificado na cauda do CPCS-PDU. Caso a perda de células tenha sido detectada por falha na seqüência, poderá ser passado para o usuário o conteúdo da CPCS-PDU até o ponto onde foi detectado o erro.

A perda de um EOM pode ser detectada de diversas formas. Na primeira, a perda do EOM é detectada pela recepção de um BOM válido no mesmo fluxo (isto é, mesmo identificador de multiplexação — MID). Neste caso, a CPCS-PDU que foi parcialmente remontada poderá ser passada ao usuário junto com uma indicação de erro. Note que está incluído no caso acima, a perda de um ou mais COMs seguida da perda do EOM.

Uma outra situação ocorre quando há a perda tanto do EOM quanto do BOM seguinte e não dá erro na verificação do número de seqüência. Neste caso, a perda de célula deve ser detectada pelo comprimento da mensagem (CPCS-PDU) e/ou pelo erro de casamento entre o campo Btag da primeira CPCS-PDU com o campo Etag da segunda CPCS-PDU. O comprimento da mensagem pode não ajudar em detectar o erro se houver uma compensação de células perdidas. Isto é, se o número de células recebidas corretamente da primeira CPCS-PDU for o mesmo número das perdidas da segunda CPCS-PDU. Nesta situação de perda tanto do EOM quanto do BOM seguinte, é seguro passar para o usuário apenas o primeiro segmento da CPCS-PDU.

Outra forma de detecção de problemas de remontagem seria utilizar um temporizador. Caso a mensagem não fosse remontada dentro de um certo intervalo de tempo considerado razoável, seria enviada uma indicação de erro para o usuário.

AAL5

A simplicidade do AAL5, que se traduz na ausência de números de seqüência e na indicação apenas de fim da CPCS-PDU, faz com que se torne impossível garantir quantos segmentos do início da mensagem foram recebidos corretamente. Portanto, a entidade do AAL5 pode apenas enviar uma indicação de erro ao usuário.

Como não há CRC para os segmentos, erros simples são detectados apenas após a verificação do CRC de toda a CPCS-PDU. Nestes casos, toda a CPCS-PDU é descartada.

A perda de células com AUU=0 (isto é, não são a última célula de nenhuma CPCS-PDU), deve ser detectada por falha na verificação do comprimento da mensagem e/ou na verificação do CRC. Ambas as verificações só poderão ser feitas após o recebimento da cauda da CPCS-PDU.

A perda de células com AUU=1 provoca a concatenação de duas CPCS-PDUs. Uma das formas de se detectar esta perda seria através da falta de casamento do comprimento da mensagem recebida com o declarado no campo de comprimento e/ou erro do CRC. Uma outra alternativa seria a verificação do comprimento máximo de uma CPCS-PDU. Ou seja, caso a mensagem que está sendo remontada ultrapasse este comprimento limite, seria enviada uma indicação de erro e os dados seriam descartados. Finalmente, uma terceira alternativa consiste em limitar o intervalo de tempo máximo de remontagem das mensagens: se este intervalo for ultrapassado antes do término da remontagem, é enviada uma indicação de erro e os dados recebidos até então são descartados.

Em geral, estes métodos levam à perda de (pelo menos) duas CPCS-PDUs. Uma forma de evitar a perda de ambas as CPCS-PDUs, seria avaliar a partir do comprimento especificado da última CPCS-PDU, onde teria tido início a mesma, calcular o CRC para esta seqüência de segmentos e caso haja um casamento com o campo de CRC da CPCS-PDU, recuperamos a última delas. Obviamente, o “overhead” introduzido com este mecanismo de recuperação é difícil de ser justificado quando consideramos a implementação do AAL em hardware.

Em relação ao AAL3/4, apesar da impossibilidade de passar mensagens incompletas para o usuário, seria necessária uma taxa de perda de células superior a aproximadamente $2,6 \times 10^{-3}$ para que o overhead do AAL3/4 se justificasse [AA93].

Do ponto de vista dos mecanismos de controle de congestionamento, uma vez que seja descartada uma célula, podem ser descartadas todas as células seguintes com AUU=0, dado que a CPCS-PDU terá que ser retransmitida de qualquer forma. No entanto, para não perder duas CPCS-PDUs consecutivas, não devem ser descartadas células com AUU=1.

5.5 Exemplos de Serviços

A finalidade desta seção é apresentar alguns dos serviços específicos que já se encontram definidos pelo ITU-T e/ou Fórum ATM. Um destes serviços: o suporte a serviços não-orientados a conexões é apresentado no capítulo 6.

5.5.1 Serviço de *Frame Relay*

O serviço de uma rede *Frame Relay* é suportado pela RDSI-FL como um serviço classe C, isto é, serviço de dados com taxa variável de transmissão e orientado a conexões. Para o interfuncionamento entre estes dois serviços é necessário atender aos seguintes requisitos genéricos [ITU93b]:

- Mapear as indicações de prioridade de perda e controle de congestionamento do *Frame Relay*;
- Definir procedimentos de negociação para o comprimento do quadro do *Frame Relay*;
- Utilizar a operação insegura no modo mensagem sem controle de fluxo;
- Efetuar a transferência imediata de dados do usuário uma vez estabelecida a conexão sem negociação dos parâmetros da camada AAL.

A subcamada de convergência específica do serviço *frame relay* (FR-SSCS) suporta as funções básicas de *Frame Relay* (FRBS — *Frame Relaying Bearer Service*) especificadas na Recomendação I.233.1. A tabela 5.6 apresenta a divisão de funções entre a FR-SSCS, a AAL5 e a camada ATM. A FR-SSCS é descrita na Recomendação I.365.1.

5.5.2 Encapsulamento de múltiplos protocolos sobre o AAL5

Heinanen [Hei93] descreve dois métodos de encapsulamento para o transporte de tráfego de interconexão sobre a AAL5. O primeiro método permite a multiplexação de vários protocolos sobre uma única VCC, enquanto que o segundo método assume que cada protocolo distinto é transportado sobre VCCs também distintos.

No primeiro método o protocolo de uma dada PDU recebida é identificada através de um cabeçalho de controle de enlace lógico (LLC definido pelo IEEE 802.2), e por isto é denominado de “Encapsulamento por LLC”. Enquanto que no segundo método, o protocolo de uma dada PDU é identificado implicitamente pelo identificador da conexão virtual (VCI) onde a PDU foi recebida, sendo denominado de “Multiplexação baseada no VC”.

Tabela 5.6: Divisão de funções para o suporte ao serviço FRBS.

| Funções básicas do FRBS | Função da camada ATM | Funções da AAL5 | Função do FR-SSCS |
|---|--|---|--|
| Delimitação, alinhamento e transparência do quadro | | Preservação da CPCS-SDU | |
| Multiplexação e demultiplexação de quadros utilizando o campo DLCI | Multiplexação e demultiplexação utilizando o VPI/VCI | | Multiplexação e demultiplexação utilizando o campo DLCI |
| Inspeção do quadro para garantir que ele consiste de um número inteiro de octetos | | | Inspeção da PDU para garantir que ela consiste de um número inteiro de octetos |
| Inspeção do quadro para garantir que ele não seja demasiado longo nem demasiado curto | | | Inspeção da PDU para garantir que ela não seja demasiado longa nem demasiado curta |
| Deteção (mas não recuperação) de erros de transmissão | | Deteção (mas não recuperação) de erros de transmissão | |
| Controle de congestionamento no sentido do fluxo | Controle de congestionamento no sentido do fluxo | | Controle de congestionamento no sentido do fluxo |
| Controle de congestionamento no sentido contrário ao fluxo | | | Controle de congestionamento no sentido contrário ao fluxo |
| Comando/resposta | | | Comando/resposta |
| Indicação de possibilidade de descarte por parte do controle de congestionamento | Prioridade de perda de células | | Indicação de possibilidade de descarte por parte do controle de congestionamento |

Capítulo 6

Suporte a Serviços Não-orientados a Conexões

Apesar de um grande número de serviços ser do tipo orientado a conexões e, portanto, compatível com o modo de operação do ATM, há também um grande número de serviços não orientados a conexão tais como o suporte ao tráfego entre redes locais (LANs — *Local Area Networks*) e redes metropolitanas (MANs — *Metropolitan Area Networks*). Neste capítulo trataremos do suporte oferecido pela RDSI-FL aos serviços não orientados a conexões.

A Recomendação I.211 [ITU93c] identifica duas formas de suporte a serviços de dados não-orientados a conexões pela RDSI-FL: *indiretamente* através do serviço orientado a conexões e *diretamente* através de um serviço não-orientado a conexões da RDSI-FL.

Na forma indireta de suporte, são utilizadas conexões da camada ATM entre as interfaces envolvidas. Protocolos não-orientados a conexão acima da camada AAL são transparentes para a RDSI-FL. O serviço não-orientado a conexões e as funções da camada de adaptação são implementadas externamente à rede.

Por outro lado, na forma direta, a função de serviço não-orientado a conexões é implementada internamente à RDSI-FL. A função de serviço não-orientado a conexões (CLSF — *ConnectionLess Service Function*) trata de protocolos não-orientados a conexões e roteia os dados para o destino de acordo com informações contidas nos dados dos usuários.

A seção 6.1 apresenta o suporte indireto a serviços não-orientados a conexões, enquanto que a seção 6.2 apresenta o suporte direto a serviços não-orientados a conexões. Finalmente, a seção 6.3 apresenta o protocolo de acesso não-orientado a conexões.

6.1 Suporte Indireto a Serviços Não-orientados a Conexões

Nesta configuração são utilizadas conexões da camada ATM entre as interfaces envolvidas como mostrado na figura 6.1.

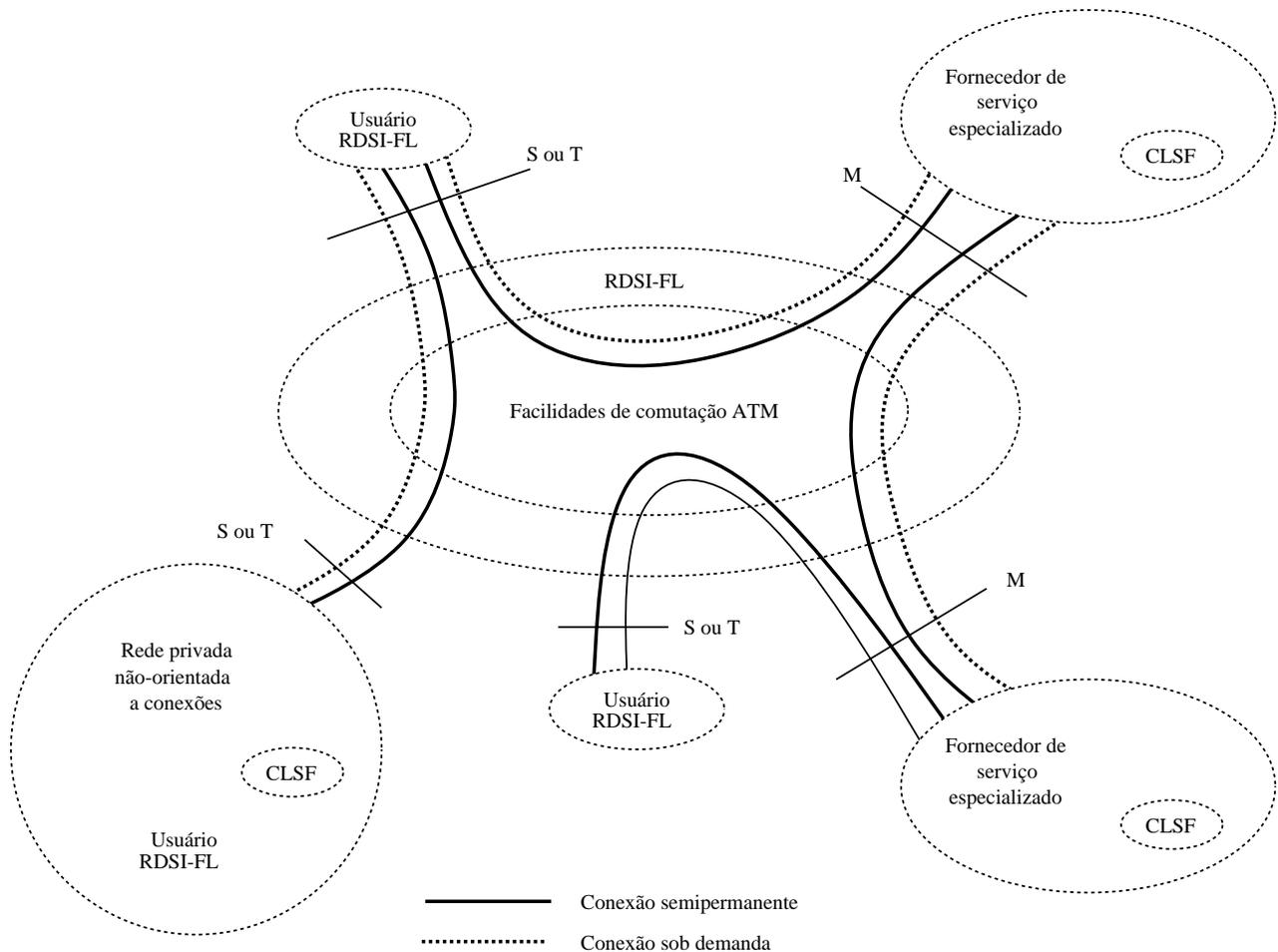


Figura 6.1: Suporte indireto a serviços não-orientados a conexões.

A menos que sejam utilizados CLSFs externos à rede como mostrado na figura, a desvantagem deste esquema reside na inadequabilidade de se manter um grande número de VPCs entre os pontos de acesso (*gateways*). Um dos problemas básicos seria determinar quanta capacidade deve ser alocada a estes VPCs e quando. Diversas estratégias foram propostas na literatura. Dentre elas encontramos: Alocação da taxa de pico, Renegociação, Protocolo de Reservas Rápidas, Anúncio da Capacidade Disponível e Estimativa da Capacidade Disponível.

A estratégia mais simples é a da alocação da taxa de pico. Porém a desvantagem deste esquema

é o grande desperdício de capacidades dado que as fontes de dados, e em particular, o tráfego entre redes locais é essencialmente esporádico.

No esquema de renegociação [MFT91] a capacidade é solicitada sob demanda. Inicialmente é atribuída uma pequena capacidade a cada VPC. Ao chegar uma rajada na comporta que exceda a taxa de pico atualmente alocada, a rajada é armazenada. Quando a fila atingir um certo limiar, a capacidade é renegociada (aumentada). Se a ocupação da fila cair abaixo de um outro limiar, é devolvida capacidade. Este esquema tem a desvantagem de necessitar de buffers muito grandes para poder absorver as rajadas, o processador de controle sofrerá com o peso de contínuas renegociações, sempre haverá margem para desperdício de capacidades, e, finalmente, fica difícil dimensionar os limiares e incrementos de capacidade dado que estes dependem criticamente das características do tráfego.

Os protocolo de reservas rápidas (vide seção 10.2) consiste em alocar capacidade rapidamente quando do início de uma rajada [Boy90].

No esquema de anúncio da capacidade disponível [CGG91, GTMG91], permite-se a entrada de rajadas nos VPs, desde que haja capacidade residual suficiente ao longo da rota. A capacidade residual disponível na rede é informada periodicamente aos nós da rede, através das seguintes técnicas:

Testes (*Bandwidth Probing*) [CGG91]: a comporta destino periodicamente envia mensagens de “teste” que coletam informações sobre a capacidade disponível ao longo da rota.

Difusão de capacidades (*Bandwidth Broadcasting*) [CGG91]: o comutador ATM periodicamente difunde as capacidades disponíveis para todos os VPs que o atravessam.

Roteamento de capacidades (*Bandwidth Routing*) [GTMG91]: este esquema é baseado no algoritmo distribuído de construção de tabelas de roteamento. No nosso caso as tabelas contêm as informações sobre capacidade disponível, que são periodicamente divulgadas entre os nós vizinhos e as comportas.

Estimativa das capacidades disponíveis [FM92]: este esquema parte da constatação de que o roteamento de capacidades impõe uma carga nos comutadores. Portanto, ao invés de ficar periodicamente divulgando a sua tabela de capacidades disponíveis, cada nó avalia a capacidade disponível a partir de medidas de atraso fim-a-fim.

6.2 Suporte Direto a Serviços Não-orientados a Conexões

A figura 6.2 apresenta a configuração de referência para o suporte direto de serviço não-orientado a conexões na RDSI-FL [ITU93h]. O serviço de dados não-orientado a conexões é suportado através das funções de comutação e das funções de serviço não-orientado a conexões (CLSF). Estas últimas

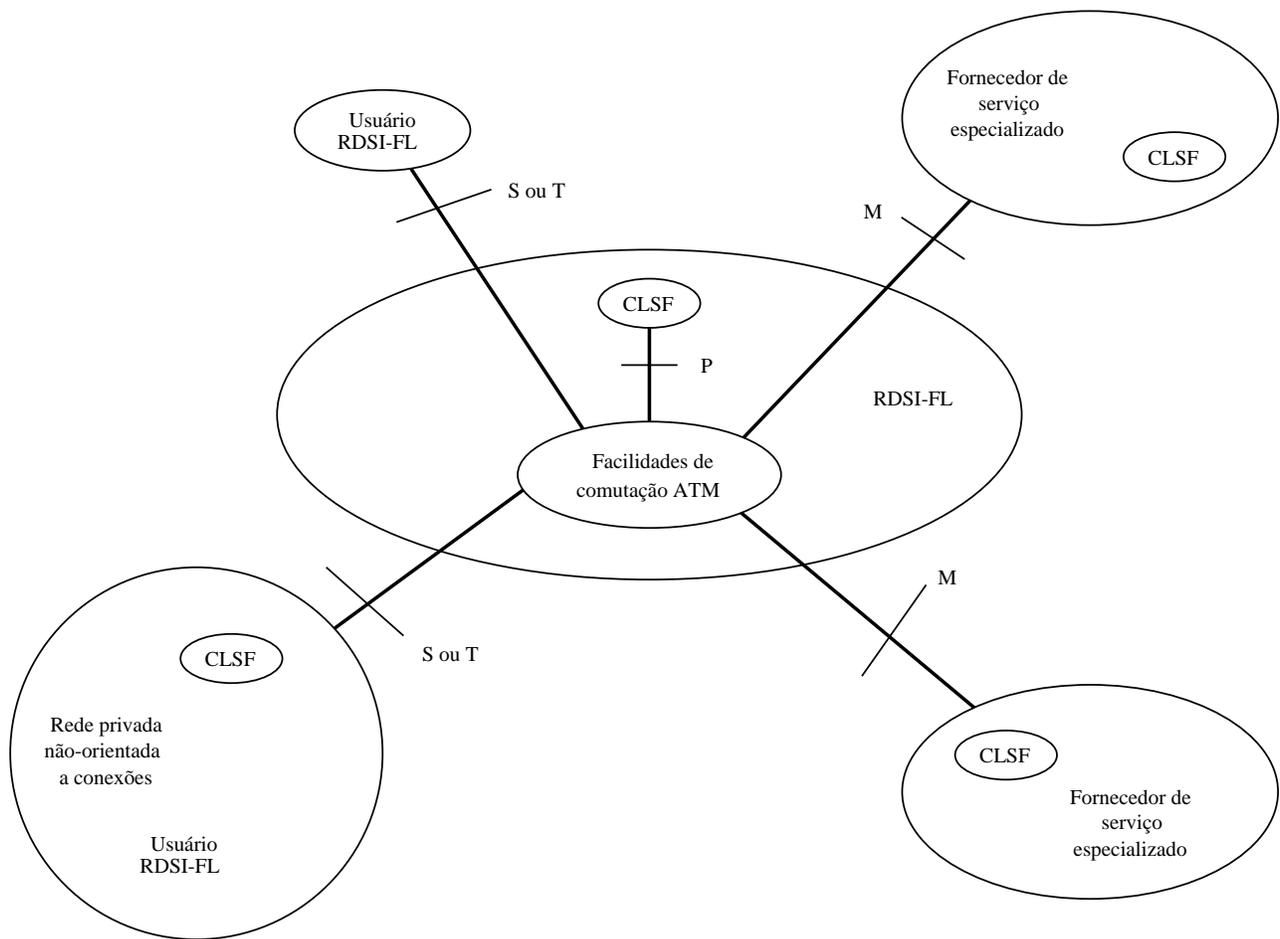


Figura 6.2: Configuração de referência para o suporte direto a serviços não-orientados a conexões na RDSI-FL.

podem ser implementadas seja no mesmo equipamento que o comutador, seja num equipamento distinto.

A estrutura geral dos protocolos para o fornecimento do serviço não-orientado a conexões na interface usuário-rede está representada na figura 6.3. A camada do protocolo de acesso não-orientado a conexões (CLNAP — *ConnectionLess Network Access Protocol*) — a ser apresentado na próxima seção — usa o serviço inseguro do AAL3/4 e inclui a funcionalidade necessária para fornecer o serviço da camada não-orientada a conexões à camada usuária do serviço.

A I.364 define também um protocolo denominado de CLNIP para a transferência de dados não-orientados a conexões internamente à rede, isto é, entre servidores não-orientados a conexões (CLS — *ConnectionLess Servers*).

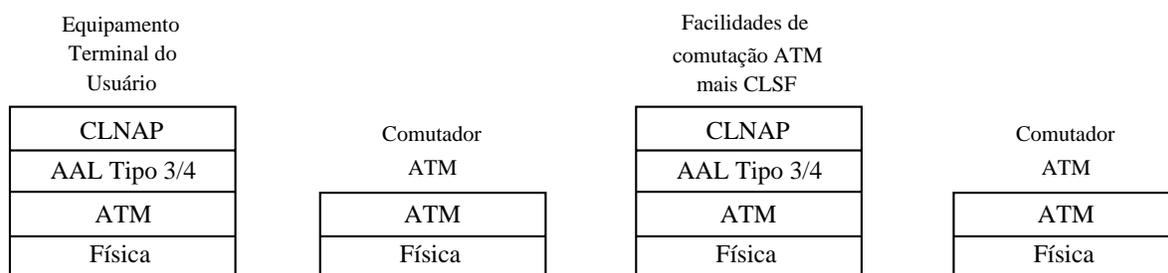


Figura 6.3: Estrutura geral dos protocolos para o fornecimento do serviço não-orientado a conexões.

6.3 O Protocolo de Acesso Não-orientado a Conexões (CLNAP)

O CLNAP (*ConnectionLess Network Access Protocol*) está alinhado com o protocolo não-orientado a conexões descrito no padrão IEEE 802.6 (DQDB) de modo a simplificar o interfuncionamento entre as duas redes.

6.3.1 Primitivas de Serviço

As primitivas de serviço entre o usuário da entidade CLNAP e a entidade CLNAP estão apresentadas na tabela 6.1.

Tabela 6.1: Primitivas de Serviço da CLNAP.

| | |
|---------------------------|--|
| CLNAP-UNITDATA.request | O usuário da entidade CLNAP solicita a transferência de uma CLNAP-SDU para a entidade CLNAP parceira. Esta CLNAP-SDU é transmitida de modo que unidades de dados perdidas ou corrompidas não sejam retransmitidas. |
| CLNAP-UNITDATA.indication | É utilizada pela entidade CLNAP para notificar o usuário da entidade CLNAP da chegada de uma CLNAP-SDU. |

6.3.2 Estrutura da CLNAP-PDU

Na figura 6.4 está ilustrada a estrutura detalhada de uma unidade de dados do protocolo CLNAP (CLNAP-PDU). Como pode ser observado da figura, a CLNAP-PDU é alinhada em palavras de

32 bits, possui um cabeçalho de, no mínimo 20 octetos, uma extensão de cabeçalho de até outros 20 octetos, o campo de informação do usuário pode ser de até 9.188 octetos, possivelmente um campo de enchimento (PAD) para completar o alinhamento de 32 bits, e, finalmente, um campo de CRC opcional.

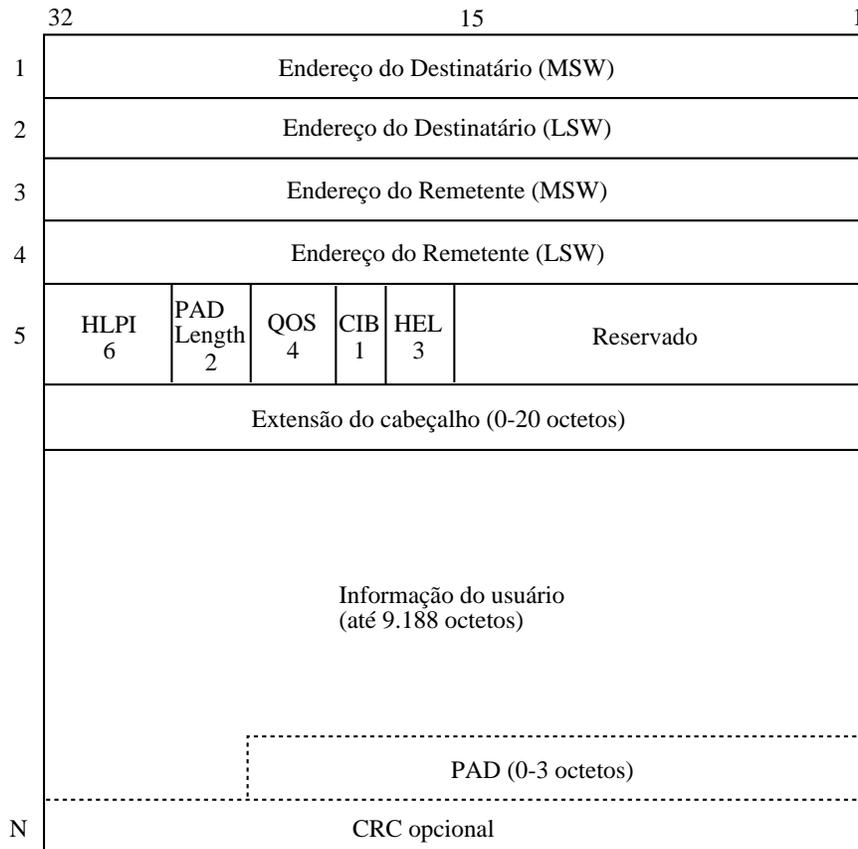


Figura 6.4: Estrutura da unidade de dados do protocolo CLNAP.

Os campos de endereços do destinatário e do remetente ocupam oito octetos cada e contêm quatro bits de um subcampo de “tipo de endereço” seguido por um subcampo de endereço de 60 bits. O subcampo de tipo de endereço indica se o subcampo de endereço contém endereços individuais ou de grupos administrados publicamente ou endereços reservados para aplicações de MANs. O subcampo de endereço é estruturado de acordo com a Recomendação E.164 que especifica a numeração da RDSI. O número RDSI pode ter até 15 dígitos, sendo cada um deles codificado em BCD (*Binary Coded Decimal*).

O identificador de protocolo da camada superior (HLPI — *Higher Layer Protocol Identifier*) é um campo de seis bits usado para identificar qual é a entidade da camada usuária do CLNAP à qual deve ser passada a CLNAP-SDU no nó destino. Este campo é transmitido transparentemente (sem interpretação) fim-a-fim pela rede. Alguns valores estão reservados para controle do enlace,

aplicações de MANs, para uso de um protocolo de rede diretamente em cima do CLNAP e para uso da administradora local.

O campo de comprimento do campo de enchimento (*PAD Length*), de dois bits, indica o comprimento do campo de enchimento (PAD) usado para completar o alinhamento de 32 bits do campo de informação.

O campo de qualidade do serviço (QOS) de quatro bits serve para indicar qual é a qualidade do serviço solicitada pela CLNAP-PDU. A semântica deste campo ainda está em estudos.

O bit indicador de CRC (CIB — *CRC Indicator Bit*) indica a presença ou a ausência do campo CRC opcional de 32 bits. Se setado, indica a presença do campo CRC.

O campo de comprimento da extensão do cabeçalho (HEL — *Header Extension Length*) de três bits indica o número de palavras de 32 bits no campo de extensão do cabeçalho. Pode assumir qualquer valor entre 0 e 5.

O campo reservado, de 16 bits, está presente de modo a alinhar este formato com o do protocolo IEEE 802.6 (DQDB).

A codificação do campo de extensão do cabeçalho ainda se encontra em estudos.

Finalmente, o campo (opcional) de CRC, utiliza o polinômio gerador G_{32} utilizado também pelo AAL5 (Seção 5.3.4). No seu cálculo, assume que o campo reservado é formado apenas por zeros.

Notas e Referências

Diversos outros artigos tratam da interconexão da RDSI-FL a redes locais, metropolitanas e *frame-relay*. Mongiovì et al. [MFT91] tratam da interconexão de redes FDDI. Por outro lado, Tirttaatmadja e Palmer [TP90] tratam da interconexão de redes DQDB.

Sutherland e Burgin [SB93] tratam do interfuncionamento da RDSI-FL com MANs, LANs, RDSI-FE e *frame-relay*.

Boiocchi et al. [BCF⁺93] avaliam o desempenho de algumas estratégias de implementação de servidores não-orientados a conexões.

Capítulo 7

O Plano de Controle

O plano de controle é responsável pelo controle da chamada e pelas funções de controle das conexões. Ele cuida de toda a sinalização referente ao estabelecimento, supervisão e liberação de chamadas e conexões.

A Recomendação I.311 [CCI92b, seção 6] estabelece os princípios de sinalização para a RDSI-FL. As informações de sinalização são transportadas através de conexões de canais virtuais exclusivas (distintas das conexões para o transporte de dados do usuário). Por outro lado, um único usuário pode ter múltiplas entidades de sinalização conectadas às entidades de controle da rede através de conexões de canais virtuais distintas.

O ITU-T está trabalhando na padronização do seu protocolo de sinalização, provisoriamente denominado de Recomendação Q.93B. Em paralelo, o Fórum ATM já definiu um conjunto de procedimentos baseados num subconjunto da Q.93B com a finalidade de garantir a instalação e interoperabilidade imediata de equipamentos seja na UNI pública que na privada [For93, Seção 5].

A seção 7.1 apresenta os princípios gerais de sinalização, enquanto que a seção 7.2 apresenta as funções atualmente suportadas pela fase 1 da sinalização especificada pelo Fórum ATM e baseadas na Recomendação Q.93B. A seção 7.3 apresenta os formatos de endereços. E, finalmente, a seção 7.4 apresenta o formato e o conteúdo das mensagens que são utilizadas pela sinalização para o controle de chamadas.

7.1 Princípios de Sinalização

A seguir, apresentamos os princípios de sinalização para a RDSI-FL. Esta apresentação está baseada na Recomendação I.311 [CCI92b, seção 6].

7.1.1 Funções da sinalização

As funções de sinalização referentes ao controle de conexões de canal virtual e de caminho virtual são as seguintes:

- Estabelecimento, manutenção e liberação de VCCs e VPCs para a transferência de informações. As conexões podem ser estabelecidas sob demanda, ou de modo semi-permanente ou permanente, e devem atender às características solicitadas para as mesmas em termos de, por exemplo, capacidade alocada e qualidade do serviço.
- Suporte a configurações ponto-a-ponto, multiponto e difusão.
- Negociação das características de tráfego da conexão na fase de estabelecimento de conexão.
- Possibilidade de renegociação das características de tráfego para uma conexão já estabelecida.

Algumas chamadas envolvem diversas conexões simultâneas com características distintas. As funções de suporte a conexões envolvendo múltiplos usuários e múltiplas conexões são as seguintes:

- Suporte a chamadas simétricas e assimétricas (por exemplo, com baixa taxa de transmissão ou taxa nula num sentido e alta taxa de transmissão no outro sentido).
- Estabelecimento e liberação simultânea de múltiplas conexões associadas a uma única chamada. O estabelecimento de múltiplas conexões não deve ser significativamente mais demorado do que o estabelecimento de uma única conexão.
- Adição e remoção de uma conexão de uma chamada em andamento.
- Adição e remoção de um usuário de uma chamada com múltiplos usuários.
- Habilidade de correlacionar quando solicitado, conexões que componham uma chamada com conexões múltiplas.
- Reconfiguração de uma chamada multi-usuários incluindo uma chamada já existente ou quebra de uma chamada original multi-usuários em outras chamadas.

Outras funções incluem:

- Habilidade de reconfigurar uma conexão já estabelecida, por exemplo, para passar através de alguma entidade de processamento intermediário tal qual uma ponte de conferência.
- Suporte ao interfuncionamento entre diversos esquemas de codificação.
- Suporte ao interfuncionamento com serviços que não sejam suportados diretamente pela RDSI-FL.

- Suporte à indicação de falha e comutação automática de proteção para conexões permanentes e semi-permanentes.

7.1.2 Transporte da sinalização

Como mencionado anteriormente, o transporte das informações de sinalização é efetuado através de canais virtuais usados exclusivamente para esta finalidade, e que são denominados de canais virtuais de sinalização (SVC — *Signalling Virtual Channel*). Cada VP possui um VC reservado para sinalização ponto a ponto. Em geral, uma entidade de sinalização pode controlar, através de SVCs associados ponto-a-ponto, VCs de usuário de quaisquer dos VPs que terminem no mesmo equipamento de usuário ou elemento da rede.

O estabelecimento, verificação e liberação de conexões de canais virtuais de sinalização são efetuados através da função de *metasinalização*. Um canal de metasinalização pode controlar apenas canais de sinalização no seu mesmo VP.

Numa configuração de sinalização entre usuários, o protocolo de metasinalização pode ser usado opcionalmente através de uma VPC usuário-a-usuário de modo a gerenciar um canal de sinalização usuário-a-usuário. Neste caso é recomendado que seja utilizado o valor de VCI padronizado para o canal de metasinalização usuário-a-usuário.

7.2 Funções Atualmente Suportadas pela Sinalização

São as seguintes as funções atualmente suportadas pela fase 1 da sinalização especificada pelo Fórum ATM em [For93, Seção 5]:

- Conexões sob demanda (comutadas).
- Conexões comutadas ponto-a-ponto e ponto-a-multiponto.
- Conexões com requisitos simétricos ou assimétricos de capacidade.
- Chamadas com uma única conexão.
- Funções básicas de sinalização.
- Serviços de transporte classes X, A e C.
- Pedido e indicação de parâmetros de sinalização.
- Atribuição de VPCI¹/VPI/VCI.
- Um único canal de sinalização para todas as mensagens de sinalização.

¹Identificador da conexão de caminho virtual (*Virtual Path Connection Identifier*).

- Recuperação de erros.
- Formatos de endereço tanto para a UNI pública quanto para a privada.
- Mecanismo de registro de clientes para a troca de informações de endereçamento através da UNI.
- Identificação de parâmetro de compatibilidade fim-a-fim.

As conexões sob demanda são estabelecidas em tempo real utilizando os procedimentos de sinalização. Estas conexões podem permanecer ativas durante um intervalo de tempo arbitrário, mas não são automaticamente restabelecidas em casos de falha da rede.

Uma conexão ponto-a-multiponto é iniciada com o estabelecimento de uma conexão ponto-a-ponto entre o nó raiz e um nó folha. Outros nós folhas podem ser adicionados à conexão através de solicitações do nó raiz. Conexões multiponto a multiponto podem ser implementadas com o estabelecimento de diversas conexões ponto-a-multiponto (cada uma tendo um dos nós envolvidos como raiz).

As conexões ponto-a-ponto são bi-direcionais com capacidades independentes, enquanto que as conexões ponto-a-multiponto têm capacidade idêntica do nó raiz para cada nó folha e capacidade zero de cada nó folha para o nó raiz.

Atualmente cada chamada pode ter apenas uma conexão. O estabelecimento de chamadas envolvendo várias conexões é mais complexo e foi deixado para uma fase posterior.

As funções básicas de sinalização são:

Estabelecimento de Chamada/Conexão (*Connection/Call Setup*): este é o aspecto do protocolo que suporta o estabelecimento de conexões entre diversos parceiros.

Pedido de Chamada/Conexão (*Connection/Call Request*): esta função permite a um parceiro pedir o estabelecimento de chamada/conexão com um parceiro destino fornecendo informações sobre a conexão.

Resposta de Chamada/Conexão (*Connection/Call Answer*): resposta positiva do parceiro destino ao pedido de estabelecimento de chamada/conexão. A rejeição de uma chamada/conexão é considerada como parte da função de liberação de chamada.

Liberação de Chamada/Conexão (*Connection/Call Clearing*): esta função permite que qualquer parceiro envolvido numa chamada/conexão solicite a sua remoção da mesma. Pode também ser usado para rejeitar a sua inclusão na chamada/conexão.

Causa da Liberação (*Reason for Clearing*): permite ao parceiro que está saindo da chamada/conexão informar a razão que o levou a tal procedimento.

Sinalização Fora da Faixa: esta função especifica que as informações de controle da conexão ou da chamada utilizam um canal separado dos canais utilizados para a troca de informações entre os parceiros.

As classes de serviço A e C foram definidas na seção 5.2. A classe X é um serviço de transporte ATM orientado a conexões onde o AAL, tipo de tráfego e requisitos de sincronização são definidos pelo usuário e transparentes para a rede. O usuário simplesmente escolhe a taxa de transmissão e a QOS desejadas no estabelecimento da conexão. A classe D, por ser não-orientada a conexões, não é suportada diretamente pela sinalização, mas pode ser suportada através de uma conexão classe X ou classe C para o servidor não-orientado a conexões.

Na fase 1 da sinalização não há negociação de parâmetros entre os usuários e a rede. Há apenas o pedido/indicação dos parâmetros desejados e o receptor indica se pode ou não suportar tais parâmetros.

A fase 1 da sinalização, em relação a VPCIs, VPIs e VCIs:

- provê a identificação de caminhos virtuais (usando VPCIs) e conexões virtuais dentro de caminhos virtuais (usando VCIs);
- não inclui negociações de VPCIs e/ou VCIs, mas não exclui a negociação em fases futuras;
- não inclui mecanismos para a negociação ou modificação das faixas de valores permitidas para VPCIs e/ou VCIs dentro de caminhos virtuais mas não exclui a sua existência em fases futuras.

No momento, apenas o canal virtual de sinalização ponto-a-ponto (VCI=5 e VPCI=0) será usado para toda a sinalização. A associação entre entidades de sinalização deve ser estabelecida permanentemente e a metasinalização ainda não é suportada.

Os mecanismos de recuperação de erros suportados atualmente incluem:

- Procedimentos detalhados de tratamento de erros (incluindo meios para informar a ocorrência de erros não fatais).
- Procedimentos de recuperação de reinicialização e falha da AAL de sinalização.
- Mecanismo de troca de informações de estado de chamadas e interfaces pelas entidades de sinalização.
- Habilidade de forçar chamadas, VCCs e interfaces para um estado ocioso, devido a intervenção manual ou devido a erros graves.
- Informações de falha e diagnóstico para a resolução de falhas.
- Mecanismos (temporizadores e procedimentos associados) para recuperação de perda de mensagens.

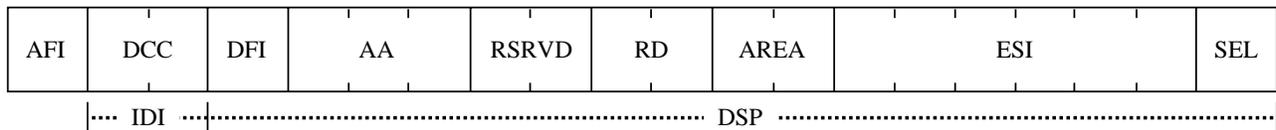
O formato de endereços serão apresentados na seção 7.3.

O mecanismo de registro de endereços possibilita a troca dinâmica de informações de endereçamento entre o usuário e a rede na UNI. Através deste mecanismo, o usuário e a rede entram num acordo sobre os endereços ATM em uso.

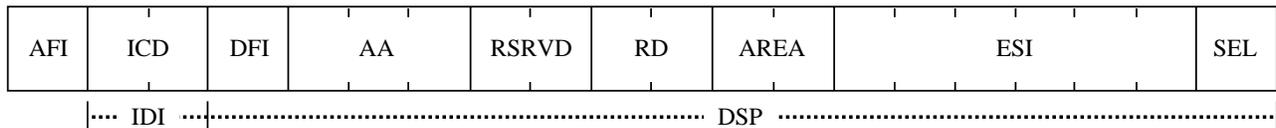
Finalmente, para cada conexão podem ser identificados parâmetros de compatibilidades tais como o tipo da AAL, protocolos acima da camada de rede, etc.

7.3 Endereçamento

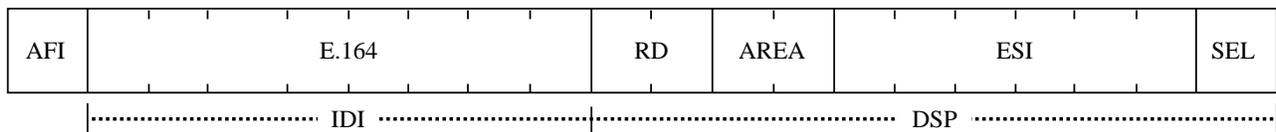
O endereço é utilizado para identificar unicamente um ponto terminal ATM. O formato deste endereço em redes privadas [For93] segue o formato dos pontos de acesso de serviço de rede da OSI, especificado no padrão ISO 8348 e Recomendação X.213. Três formatos de identificadores iniciais de domínio (IDI — *Initial Domain Identifier*) foram especificados (vide figura 7.1).



(a) Formato ATM DCC



(b) Formato ATM ICD



(c) Formato ATM E.164

Figura 7.1: Formato dos endereços para redes privadas ATM.

O campo de identificação da autoridade e do formato (AFI — *Authority and Format Identifier*) identifica a autoridade que aloca o código de país, o designador de código internacional ou o número E.164; o formato do campo IDI, e a sintaxe do resto do endereço. Atualmente estão especificados os códigos apresentados na tabela 7.1 sendo que os demais valores de códigos estão reservados.

Tabela 7.1: Valores do campo AFI.

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

O código de país (DCC — *Data Country Code*) especifica o país no qual o endereço está registrado. Os códigos são dados no padrão ISO 3166. Os códigos são codificados em BCD.

O designador de código internacional (ICD — *International Code Designator*) identifica uma organização internacional. A instituição que atribui estes códigos é o *British Standards Institute*. Este código também é codificado em BCD.

A Recomendação E.164 especifica a numeração a ser utilizada pela RDSI e inclui os atuais números telefônicos. Estes números podem ter até 15 dígitos e são codificados em BCD.

O identificador de formato da parte específica do domínio (DFI — *Domain Specific Part Format Identifier*) especifica a estrutura, semântica e requisitos administrativos para o restante do endereço.

O valor do campo autoridade administrativa (AA) é atribuído a uma organização que seja a autoridade administrativa para a alocação de endereços no restante do DSP. Esta organização pode ser um fornecedor do serviço ATM, o administrador de uma rede privada ATM ou um vendedor de equipamentos ATM.

O campo reservado (RSRVD — *ReSeRVeD*) como o próprio nome indica, está reservado para uso futuro.

O identificador de domínio de roteamento (RD — *Routing Domain*) especifica um domínio que deve ser único entre um dos seguintes: E.164, DCC/DFI/AA ou ICD/DFI/AA.

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

O identificador de sistema final (ESI — *End System Identifier*) identifica o sistema final dentro de uma área. Este endereço pode ser um endereço único global como um endereço da subcamada de acesso ao meio definido pelo IEEE.

O campo de seleção (SEL — *SELector*) não é utilizado para roteamento mas pode ser usado pelos sistemas finais.

7.4 Mensagens de Sinalização

7.4.1 Mensagens para o Controle de Chamadas e Conexões Ponto-a-Ponto

São as seguintes as mensagens enviadas para o controle de chamadas e conexões ponto-a-ponto:

Mensagens de estabelecimento de chamadas:

- CALL PROCEEDING: indica que o pedido de estabelecimento de conexão foi iniciado e que não serão mais aceitas informações referentes ao estabelecimento de conexões (isto é, já foram recebidas as informações necessárias).
- CONNECT: indica aceitação da chamada pelo usuário chamado.
- CONNECT ACKNOWLEDGE: indica confirmação da chamada.
- SETUP: pedido de estabelecimento da conexão

A figura 7.2 apresenta um cenário de estabelecimento de chamada com sucesso.

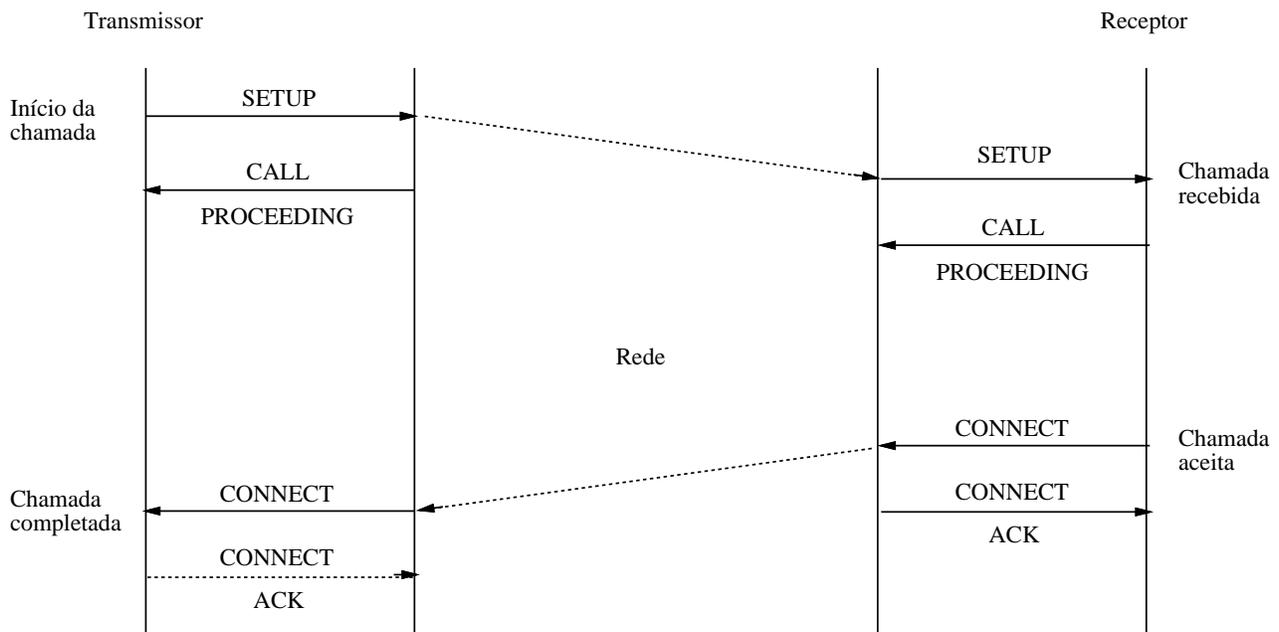


Figura 7.2: Cenário de sinalização para o estabelecimento de uma chamada.

Mensagens de liberação de chamadas:

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

Mensagens diversas:

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

7.4.2 Mensagens usadas com a Referência Global de Chamada

- RESTART: pede ao destinatário que reinicialize (libere todos os recursos associados com) o canal virtual indicado ou todos os canais virtuais controlados pelo Canal Virtual de Sinalização.
- RESTART ACKNOWLEDGE: indica que a reinicialização foi completada.
- STATUS

7.4.3 Mensagens para o Controle de Chamadas e Conexões Ponto-a-multiponto

- ADD PARTY: esta mensagem é enviada para solicitar a inclusão de um parceiro numa conexão já estabelecida.
- ADD PARTY ACKNOWLEDGE: esta mensagem é enviada para indicar que o pedido de inclusão de parceiro teve sucesso.
- ADD PARTY REJECT: esta mensagem é enviada para indicar que o pedido de inclusão de parceiro foi rejeitado.
- DROP PARTY: esta mensagem é enviada para remover um parceiro de uma conexão ponto-a-multiponto existente.
- DROP PARTY ACKNOWLEDGE: esta mensagem é enviada para confirmar a remoção de um parceiro de uma conexão ponto-a-multiponto.

7.4.4 Organização Geral das Mensagens

A figura 7.3 apresenta um exemplo de organização geral das mensagens de sinalização. Cada mensagem é composta de um discriminador de protocolo, referência da chamada, tipo da mensagem, comprimento da mensagem e elementos de informação de comprimento variável de acordo com cada tipo de mensagem.

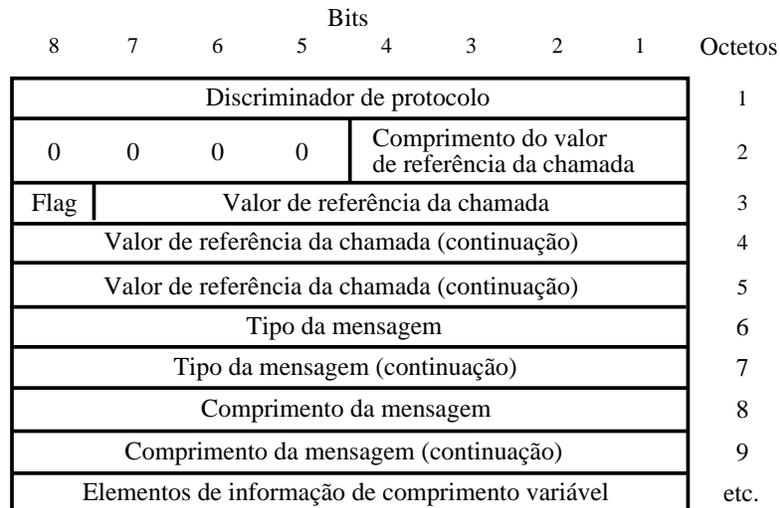


Figura 7.3: Exemplo de organização geral das mensagens.

Uma mensagem particular pode conter mais informações do que um dado equipamento necessita ou pode entender. No entanto, todos os equipamentos devem ser capazes de ignorar qualquer informação extra presente na mensagem que não seja necessária para a operação do mesmo.

O discriminador de protocolo é usado para distinguir as mensagens de controle de chamadas usuário-rede de outras mensagens.

A referência da chamada ocupa os octetos de 2 a 5 da mensagem. Esta referência é utilizada para identificar a que chamada se refere esta mensagem e tem significado apenas local. O bit de flag é usado para identificar se a referência foi gerada pelo remetente ou pelo destinatário da mensagem, a sua função é detectar situações em que ambos os lados tentam utilizar a mesma referência. O valor numérico de uma referência global a todas as chamadas é zero.

A função do campo tipo da mensagem é identificar a função da mensagem que está sendo enviada e para permitir ao remetente indicar explicitamente o modo como o receptor deve tratar mensagens não reconhecidas. Entre as ações que o remetente pode indicar, encontram-se: libere a chamada, descarte e ignore, e descarte e informe o estado.

Como a mensagem pode ter comprimento variável, o campo de comprimento da mensagem indica o comprimento do restante da mensagem.

7.4.5 Elementos de Informação

O formato geral de um elemento de informação é apresentado na figura 7.4.

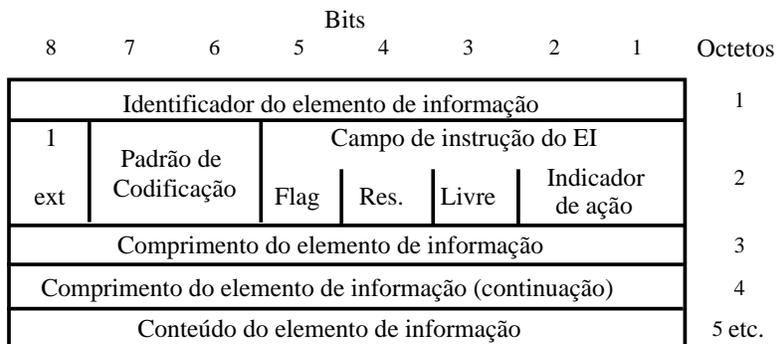


Figura 7.4: Formato geral de um elemento de informação.

A codificação do identificador do elemento de informação é apresentada na tabela 7.2.

A seguir descrevemos sucintamente a função de alguns dos elementos de informação e mencionamos alguns de seus parâmetros a título de ilustração. Para maiores detalhes consulte [For93, Seção 5].

O elemento de informação de **causa** descreve a razão para a geração de certas mensagens, provê informações de diagnóstico em caso de erros de procedimento e indica a localização do originador da causa.

A finalidade do elemento de informação de **estado da chamada** é a de descrever o estado atual de uma chamada ou o estado global de uma interface.

A finalidade do elemento de informação de **referência de ponto terminal** é a de identificar os pontos terminais individuais de uma conexão ponto-a-multiponto.

A finalidade do elemento de informação de **estado de ponto terminal** é a de indicar o estado de um ponto terminal de uma conexão ponto-a-multiponto.

A finalidade do elemento de informação de **parâmetros da camada AAL** é a de indicar os valores solicitados dos parâmetros da camada AAL para a conexão. Na parte comum a todos os AALs há justamente a indicação do tipo de AAL que será utilizado. Há uma série de parâmetros específicos a cada tipo de camada AAL, como por exemplo, taxa CBR e tipo de recuperação do relógio para o AAL1; indicação dos comprimentos máximos das CPCS-SDUs para o AAL3/4 e AAL5, etc.

A finalidade do elemento de informação de **taxa de geração de células** é o de especificar o conjunto de parâmetros de tráfego. Neste elemento estão incluídas as especificações das taxas de pico e duradoura (média) e o comprimento máximo da rajada para a CLP=0 e para a CLP=0+1

Tabela 7.2: Codificação do identificador do elemento de identificação.

| Bits 8 7 6 5 4 3 2 1 | Elemento de Informação | Comprimento Máximo | Nº máx. de ocorrências |
|-------------------------|--|-----------------------|---------------------------|
| 0 0 0 0 1 0 0 0 | Causa | 34 | 2 |
| 0 0 0 1 0 1 0 0 | Estado da chamada | 5 | 1 |
| 0 1 0 1 0 1 0 0 | Referência de ponto terminal | 7 | 1 |
| 0 1 0 1 0 1 0 1 | Estado do ponto terminal | 5 | 1 |
| 0 1 0 1 1 0 0 0 | Parâmetros da camada AAL | 20 | 1 |
| 0 1 0 1 1 0 0 1 | Taxa de geração de células do usuário | 30 | 1 |
| 0 1 0 1 1 0 1 0 | Identificador da conexão | 9 | 1 |
| 0 1 0 1 1 1 0 0 | Parâmetro da qualidade de serviço | 6 | 1 |
| 0 1 0 1 1 1 0 1 | Informação da camada de alto-nível | 13 | 1 |
| 0 1 0 1 1 1 1 0 | Capacitação básica de faixa larga | 7 | 1 |
| 0 1 0 1 1 1 1 1 | Informações das camadas de baixo-nível | 17 | 3 |
| 0 1 1 0 0 0 0 0 | <i>Broadband locking shift</i> | 5 | – |
| 0 1 1 0 0 0 0 1 | <i>Broadband non-locking shift</i> | 5 | – |
| 0 1 1 0 0 0 1 0 | Transmissão completa | 5 | 1 |
| 0 1 1 0 0 0 1 1 | Indicador de repetição | 5 | 1 |
| 0 1 1 0 1 1 0 0 | Número do chamador | 26 | 1 |
| 0 1 1 0 1 1 0 1 | Subendereço do chamador | 25 | 1 |
| 0 1 1 1 0 0 0 0 | Número chamado | 25 | 1 |
| 0 1 1 1 0 0 0 1 | Subendereço chamado | 25 | 1 |
| 0 1 1 1 1 0 0 0 | Seleção da rede de trânsito | 8 | 1 |
| 0 1 1 1 1 0 0 1 | Indicador de restart | 5 | 1 |

para cada um dos dois sentidos de tráfego.

O elemento de informação de **identificação da conexão** identifica os recursos locais de conexão na interface.

A finalidade do elemento de informação de **qualidade do serviço** é o de pedir e indicar a classe de qualidade do serviço para a conexão. Estão definidas cinco classes (de 0 a 4). A classe 0 corresponde à classe X (o usuário deve fornecer os seus parâmetros), enquanto que as classes de 1 a 4 correspondem a parâmetros que satisfaçam os requisitos de desempenho das classes de serviço de A a D, respectivamente.

A finalidade do elemento de **informação das camadas de nível alto** é a de fornecer meios para a verificação de compatibilidade. Este elemento de informação é transportado transparentemente pela rede ATM até a entidade endereçada.

A finalidade do elemento de informação de **capacitação básica de faixa larga** é usado para indicar o pedido do serviço básico orientado a conexões de faixa larga especificado na Recomen-

dação F.811.

A finalidade do elemento de informação de **informações das camadas de baixo-nível** é fornecer os meios para que seja verificada a compatibilidade de funcionamento com a entidade que está sendo endereçada. É especificado por exemplo, o protocolo de nível 2 que está sendo utilizado, tamanho da janela, o protocolo de nível 3 que está sendo utilizado, comprimento do pacote, tamanho da janela de pacotes, etc.

Os elementos de informação de **Broadband locking shift** e de **Broadband non-locking shift** são utilizados para mudança do conjunto de códigos dos elementos de informação.

O elemento de informação de **transmissão completa** é utilizado para indicar que o número do parceiro que está sendo chamado já foi totalmente transmitido. Foi introduzido para ficar compatível com o esquema de sinalização de redes públicas.

A finalidade do elemento de informação **indicador de repetição** é a de indicar como devem ser interpretados os elementos de informação repetidos. Este indicador é incluído antes da primeira ocorrência do elemento de informação que será repetido na mensagem.

A finalidade do elemento de informação **número do chamador** é a de identificar a origem da chamada. O formato do endereço pode ser de acordo com o E.164 ou com o NSAP da OSI.

A finalidade do elemento de informação **subendereço do chamador** é identificar um subendereço associado com a origem da chamada. No momento está sendo definido apenas para transportar o formado de endereço NSAP da OSI em redes públicas que suportem apenas o formato E.164.

As finalidades dos elementos de informação referentes ao **número chamado** e ao **subendereço chamado** são semelhantes aos dois anteriores à exceção de que referem-se ao destino da chamada.

A finalidade do elemento de informação **seleção da rede de trânsito** é a de identificar uma rede de trânsito para a conexão entre as alternativas existentes.

Finalmente, o elemento de informação **indicador de restart** tem como finalidade indicar se o restart aplica-se a um canal virtual específico que deve ser fornecido, ou a todos os canais virtuais associado à entidade que enviou a mensagem de RESTART.

Capítulo 8

O Plano de Gerenciamento

Gerenciamento diz respeito à monitoração, interpretação e controle das operações de uma rede. Em redes convencionais de telecomunicações, o gerenciamento começou a ser introduzido há poucos anos impulsionado pela digitalização da rede e pelo aumento da “inteligência” das mesmas. Com as redes ATM, que está sendo padronizada agora, a idéia é garantir que as necessidades e o impacto do gerenciamento da rede sejam definidos já desde o início.

Uma outra motivação é o entendimento geral de que mesmo com o alto desempenho das redes baseadas no ATM, elas experimentarão falhas e congestionamento. É, portanto, importantíssima a utilização de ferramentas de gerenciamento de modo a antecipar, detectar e superar estes problemas, pois de outra forma corre-se o risco de tornar inviável a RDSI-FL [Far93].

Neste capítulo cobriremos os aspectos básicos das funções de operação e manutenção (OAM — *Operation And Maintenance*) das camadas física e ATM na interface usuário-rede (UNI) assim como das conexões VPCs e VCCs roteadas através da RDSI-FL conforme a Recomendação I.610 do ITU-T [CCI92c] e especificação da UNI pelo Fórum ATM [For93].

A seção 8.1 apresenta os princípios de OAM da RDSI-FL. A seção 8.2 apresenta os níveis hierárquicos de OAM que são posteriormente detalhados nas seções 8.3 e 8.4. A seção 8.5 apresenta o formato do campo de informações das células de OAM. E, finalmente, a seção 8.6 apresenta brevemente os aspectos principais da interface provisória de gerenciamento local definida pelo Fórum ATM.

8.1 Princípios de OAM

As funções de OAM da RDSI-FL estão especificadas em cinco fases [CCI92c]:

Monitoramento do desempenho: O funcionamento normal da entidade que está sendo gerenciada é monitorada através da verificação contínua ou periódica de suas funções. Como resultado são produzidas informações de manutenção.

Detecção de defeito e de falha: Defeitos de funcionamento ou defeitos previsíveis são detectados através de verificação contínua ou periódica. Como resultado são produzidas informações de manutenção e podem ser disparados diversos alarmes.

Proteção do sistema: O efeito negativo causado pela falha de uma entidade que está sendo gerenciada pode ser minimizado através do bloqueio da entidade ou transferência de suas funções para outras entidades. Como resultado, a entidade com defeito é excluída da operação.

Informação de falhas ou de desempenho: A informação de falhas são enviadas a outras entidades gerenciadoras. Como resultado, são enviadas indicações de alarmes para outros planos de gerenciamento. São também enviadas respostas a pedidos de relatório de estado.

Localização de Falhas: Determinação através de sistemas de testes internos ou externos de uma entidade que tenha falhado caso as informações de falha sejam insuficientes.

Algumas destas fases ainda não se encontram descritas na Recomendação I.610.

8.2 Níveis Hierárquicos de OAM

As funções de OAM da rede são efetuadas através de cinco níveis hierárquicos de OAM associados às camadas física e ATM do modelo de referência de protocolos. Para a execução de cada uma destas funções é produzido um fluxo correspondente de informações bidirecionais denominados de fluxos F1, F2, F3, F4 e F5 (vide figura 8.1). Estes fluxos são também chamados de fluxos OAM. Não é necessário que todos os níveis estejam presentes. As funções de um nível que estiver faltando são executadas pelo nível seguinte de nível mais alto. Os níveis são os seguintes:

Nível de canal virtual (F5): estende-se entre elementos de rede que executam funções de terminação de conexão de canal virtual (VCC). Ele pode se estender através de uma ou mais conexões de caminhos virtuais (VPCs).

Nível de caminho virtual (F4): estende-se entre elementos de rede que executam funções de terminação de conexão de caminho virtual (VPC). Ele pode se estender através de um ou mais caminhos de transmissão.

Nível de caminho de transmissão (F3): estende-se entre elementos de rede que montam e desmontam o conteúdo de um sistema de transmissão e o associa a suas funções de OAM. São obrigatórias as funções de delimitação de células e controle de erro do cabeçalho (HEC) nas extremidades de cada caminho de transmissão. O caminho de transmissão está conectado através de uma ou mais seções digitais.

Nível de seção digital (F2): estende-se entre as extremidades de uma seção e engloba uma entidade de manutenção de acordo com a seção 3 da Recomendação M.20.

Nível de seção de regeneração (F1): uma seção de regeneração é uma porção de uma seção digital e como tal é uma subentidade de manutenção.

8.3 Os Fluxos F1, F2 e F3

Os mecanismos que executam as funções de OAM dos três níveis mais baixos e que geram os fluxos F1, F2 e F3 dependem do formato do sistema de transmissão assim como das funções de supervisão contidas no TR1 e no TR2 para a seção que cruza o ponto de referência T_{FL} .

Para os sistemas de transmissão baseados no SDH (G.707-709), os fluxos F1 e F2 são transportados em bytes do overhead de seção (SOH — *Section OverHead*), e o fluxo F3 é transportado no overhead do caminho (POH — *Path OverHead*) do quadro de transmissão. Parte do fluxo F3 poderia também ser transportado nas células de OAM da camada física (PL-OAM — *Physical Layer OAM*).

Em sistemas de transmissão baseado em células, os fluxos F1, F2 e F3 podem ser transportados em células de manutenção da camada física usando um padrão específico no cabeçalho para cada um deles (vide seção 3.4). Estas células não são passadas para a camada ATM.

Os sistemas de transmissão baseados no PDH (G.702-703) podem ser usados apenas no lado da rede do TR1. Formas específicas de monitoração do desempenho da seção são especificados para estes sistemas.

8.4 Os Fluxos F4 e F5

Os Fluxos F4 e F5 dizem respeito ao gerenciamento de conexões de caminhos virtuais (VPC) e de canais virtuais (VCC), respectivamente. Este gerenciamento inclui o monitoramento do desempenho de transmissão, detecção e relatório de falhas e execução de uma variedade de testes sob demanda. Na verdade, nem todas as conexões necessitam de gerenciamento. Algumas são tão breves, que são desfeitas antes que qualquer operação de gerenciamento possa ser executada. Outras conexões de maior duração como as conexões virtuais permanentes (PVCs) constituem o caso típico de conexões que necessitam ser gerenciadas. Nesta seção será seguida a apresentação feita em [Far93].

Estes fluxos F4 e F5 são implementados através de células ATM identificadas apropriadamente. Estas células, denominadas de células de OAM são identificadas a partir de um indicador em seus cabeçalhos. As células do fluxo F4 (OAM da VPC) são identificadas através de um conjunto único de valores do campo VCI, enquanto que as células do fluxo F5 (OAM da VCC) são identificadas através de um conjunto único de valores do campo de tipo de conteúdo (PT).

Os fluxos podem se referir a conexões fim-a-fim ou a segmentos da conexão. No caso de fluxos fim-a-fim, as informações são transmitidas através de todo o VPC ou VCC. As células de OAM

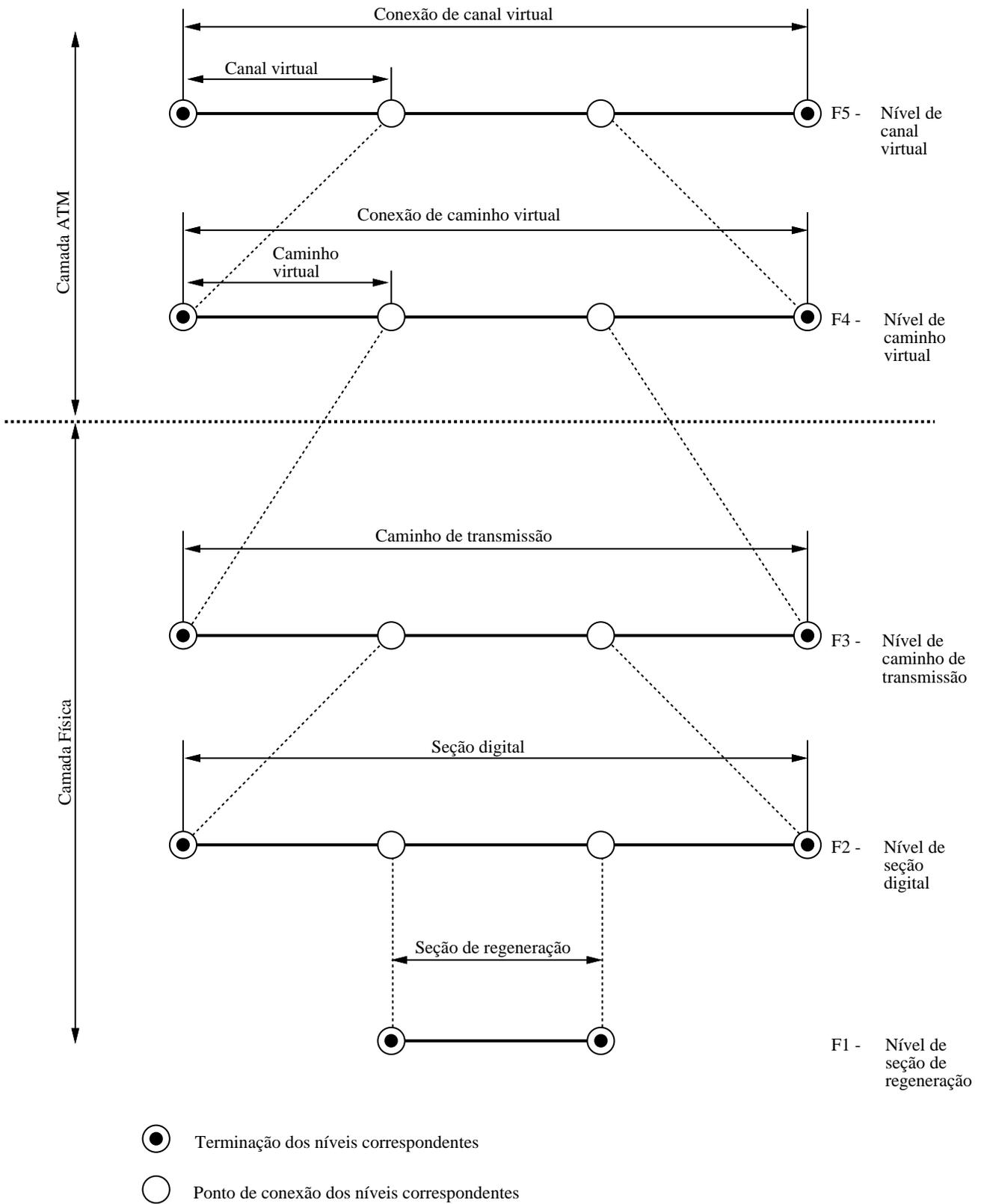


Figura 8.1: Níveis hierárquicos de OAM e seus relacionamentos com as camadas física e ATM.

podem ser inseridas e monitoradas a cada etapa mas devem ser terminadas (isto é, processadas e extraídas) apenas nas extremidades. Por outro lado, no caso de fluxos correspondentes ao segmento de uma conexão, as informações são trocadas nos limites de um único enlace VP/VC ou num grupo de enlaces VP/VC, todos sob o controle de uma única administradora.

Os fluxos fim-a-fim são identificados por um campo VCI com valor 4 e um PT com valor 5, respectivamente para células de OAM associadas a VPCs e VCCs. Por sua vez, os fluxos correspondentes a segmentos são identificados por um campo VCI com valor 3 e um PT com valor 4, respectivamente para células de OAM associadas a segmentos de VPCs e de VCCs. Em outras palavras, células do fluxo F4 possuem VPIs correspondentes ao VP a que se referem, enquanto que as células do fluxo F5 possuem VPIs e VCIs correspondentes ao VCC a que se referem.

A figura 8.2 apresenta dois fluxos F5 associados a uma mesma VCC que envolve três administradoras de redes: um fluxo fim-a-fim relativo às extremidades da VCC (portanto, com as células identificadas com PT=5) e um fluxo relativo a um segmento totalmente contido na rede 2 (portanto, com as células identificadas com PT=4).

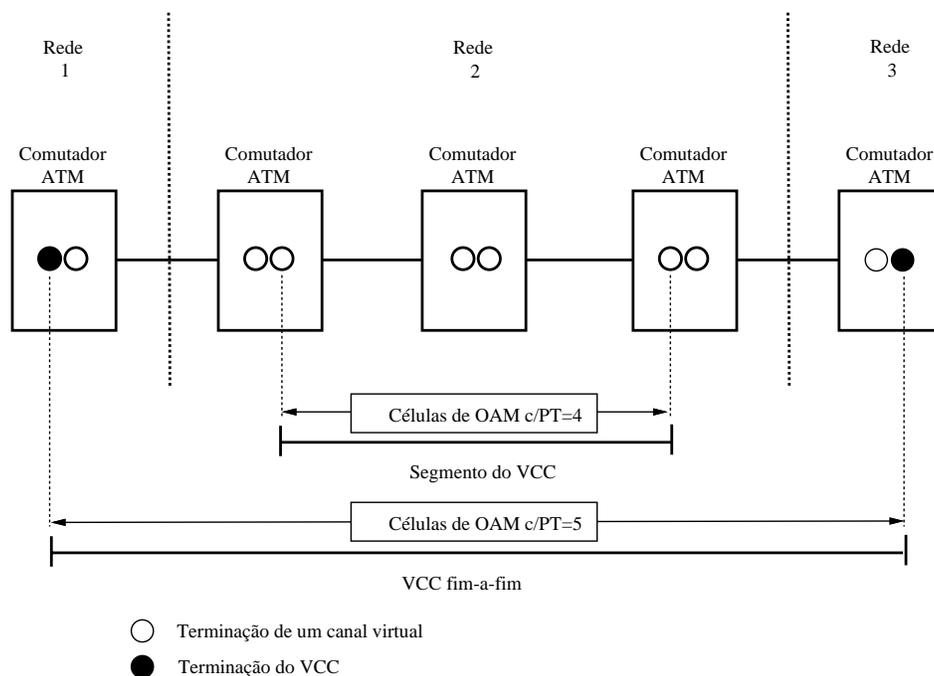


Figura 8.2: Fluxos F5 de um VCC.

8.4.1 Monitoramento do desempenho de uma VPC/VCC

Apesar das redes ATM serem de alta velocidade, é possível que o desempenho seja degradado por diversos motivos tais como: erros intermitentes no sistema de transmissão, problemas de software

na implementação dos protocolos, além de congestionamento.

De modo a monitorar o desempenho de uma conexão, numa das pontas da conexão ou de um segmento é calculado um código detector de erro sobre um bloco de células de dados do usuário. Estes blocos podem ser formados por 128, 256, 512 ou 1.024 células, com 50% de variação. Após o cálculo deste código, imediatamente após a transmissão da última célula do usuário, é enviada uma célula de OAM com o código, o comprimento do bloco em número de células e, opcionalmente, uma marca de tempo (*time-stamp*).

Na outra ponta do segmento ou da conexão (conforme o caso) é re-calculado o código detector de erro e comparado com o código transmitido na célula de OAM. Além disso, é comparado também o comprimento do bloco para verificar se alguma célula foi perdida ou inserida erroneamente. Os resultados são registrados localmente e/ou enviados para a outra ponta também através de células de OAM.

Vários parâmetros de desempenho podem ser monitorados através deste esquema. Dentre estes encontram-se: taxa de perda de células, taxa de inserção errônea de células¹, taxa de células com erro, taxa de bloco de células severamente erradas, atraso de transferência de célula, atraso médio de transferência de célula e variação no atraso de uma célula.

Não é necessário que este mecanismo de monitoramento esteja ativo durante todo o tempo. Foram definidos procedimentos de ativação/desativação para este fim.

8.4.2 Relatório de falhas

Falhas em VPCs ou VCCs podem ser o resultado de falhas no enlace físico assim como problemas relativos à camada ATM tais como tabelas de tradução de VPI/VCI corrompidas ou a impossibilidade de identificar a delimitação das células ATM a partir do conteúdo do container do enlace físico.

Quando uma falha é detectada, ela é notificada ao sistema de gerenciamento e aos diversos nós ao longo da conexão que falhou, através dos seguintes alarmes (transmitidos através de células de OAM):

Sinais de Alarme (VP-AIS e VC-AIS)

O sinal de indicação de alarme (AIS — *Alarm Indication Signal*) é gerado por um nó intermediário que tenha detectado uma falha para alertar aos nós seguintes que há uma falha num dos nós anteriores.

¹Note que uma inserção errônea pode compensar uma perda.

Sinal de Indicação de Falha Recebida Remotamente (VP-FERF e VC-FERF)

O sinal de indicação de falha recebida remotamente (FERF — *Far-End Received Failure*) é gerado pelo nó que termina a conexão com falha para alertar os demais nós da conexão de que foi detectada uma falha num dos nós intermediários.

A figura 8.3 apresenta os diversos sinais de alarme que são gerados a partir da detecção de uma falha num enlace físico. Observe que um alarme do enlace físico gera um alarme da VPC, que por sua vez gera um alarme da VCC.

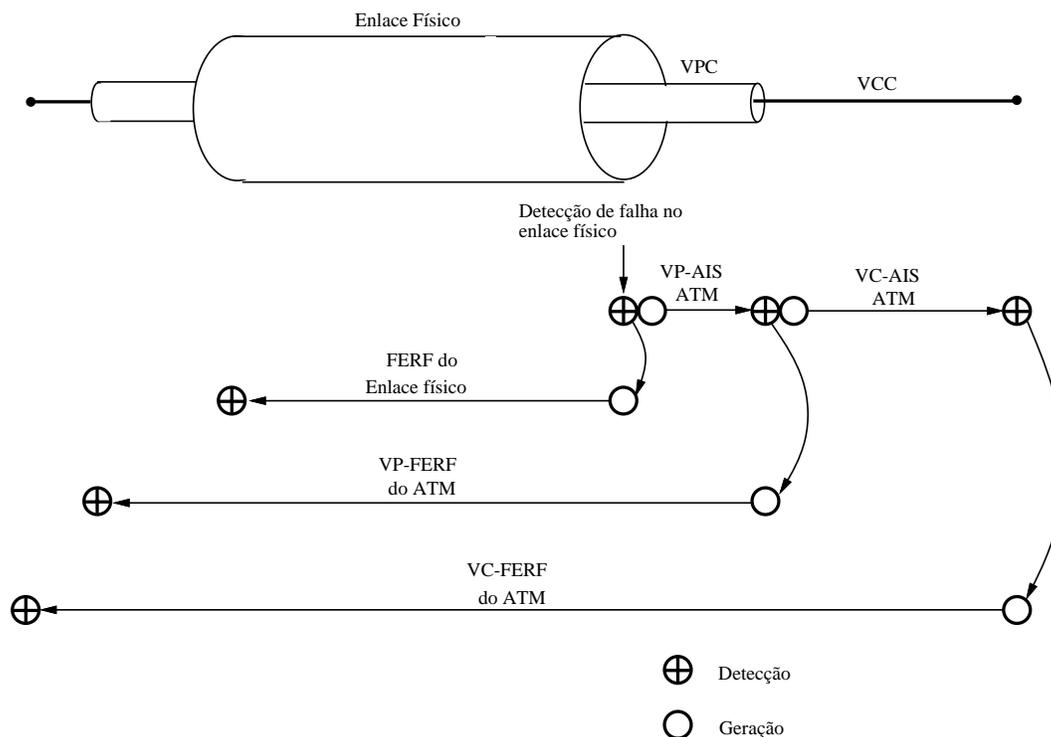


Figura 8.3: Propagação dos sinais de alarme.

8.4.3 Teste de Continuidade de Conexões

Enquanto que falhas no enlace físico são facilmente detectadas, o mesmo não acontece com falhas nas VPCs ou VCCs. Isto é, normalmente é difícil distinguir entre uma conexão sem falhas ociosa, de uma conexão com problema. Para fazer uma distinção entre estes dois casos podemos gerar, periodicamente, uma célula de OAM com a finalidade de indicar a continuidade da conexão. A periodicidade de envio destas células deve ser negociado, de modo que a não-recepção de qualquer célula num período superior ao estabelecido, seja considerada uma indicação de falha da conexão.

8.4.4 Loops Remotos de Células de OAM

A facilidade de criação de loops de células de OAM permite que informações sejam inseridas num ponto ao longo de uma conexão (de caminho ou canal) virtual e ser enviado de volta (loop remoto) num outro ponto, sem a necessidade de interrupção do serviço.

A figura 8.4 apresenta alguns dos possíveis cenários de loops remotos. No primeiro cenário as células de OAM são geradas e retornadas dentro de uma mesma rede. No cenário 2, células de OAM são geradas numa rede, transportadas transparentemente numa outra e retornadas por uma terceira rede. No cenário 3, as células de OAM são geradas na fronteira de uma das redes e retornadas pela rede vizinha. Finalmente, no cenário 4, as células de OAM são geradas numa rede e são retornadas por ambas as extremidades da conexão, até retornarem ao ponto de origem.

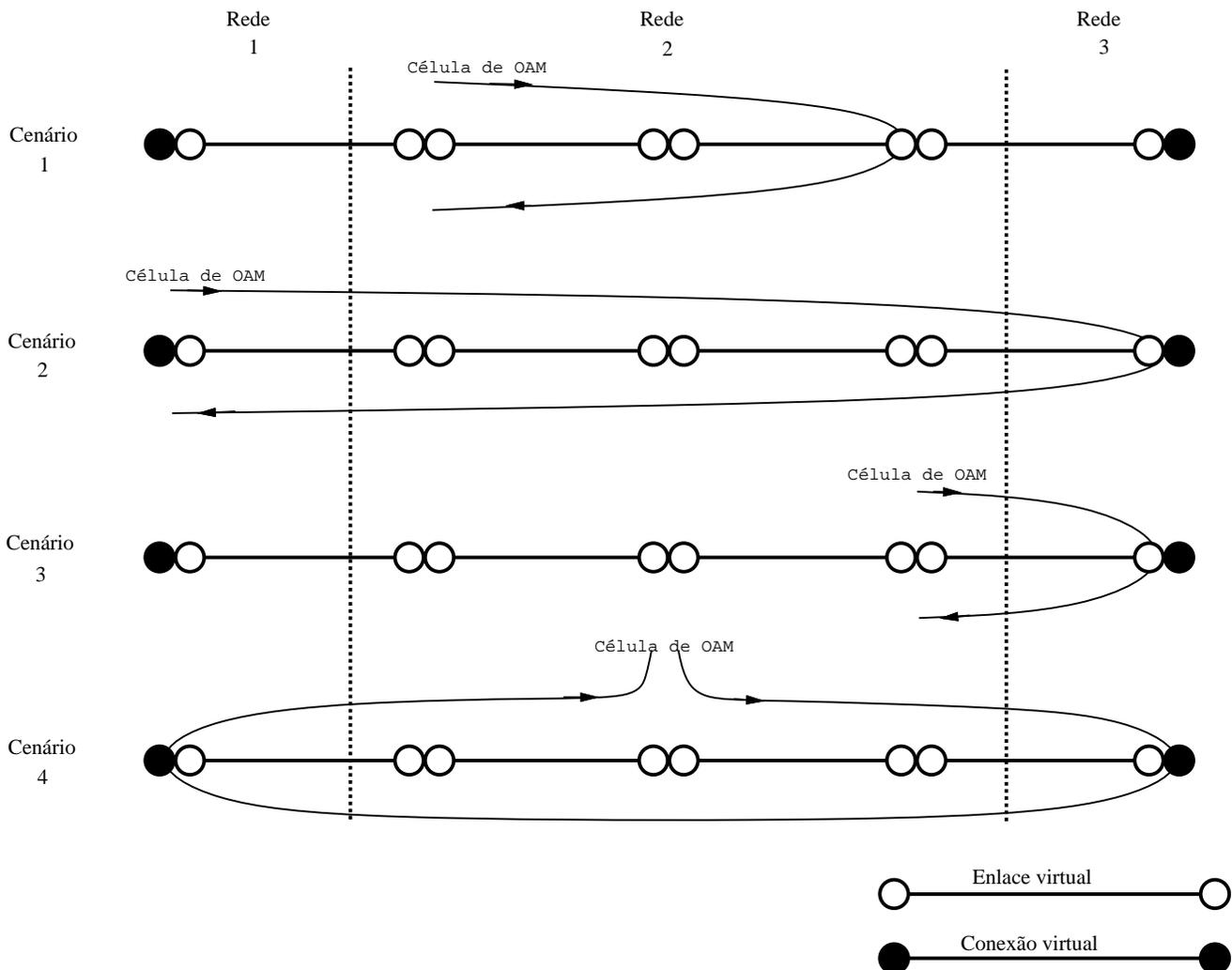


Figura 8.4: Exemplos de loops remotos.

Esta facilidade permite aos gerentes de rede executar funções tais como: verificação de conectividade, localização de falhas, e medições sob demanda do atraso de células.

8.4.5 Funções de Gerenciamento do Tráfego

Informações de congestionamento na rede podem ser enviadas através de células de OAM específicas. Neste caso, é possível enviar informações adicionais tais como o nível e a causa do congestionamento. Um problema com a utilização de células adicionais é a carga adicional de tráfego numa rede já congestionada.

8.5 Formato das Células de OAM

Há basicamente, três tipos de células de OAM padronizadas:

- célula de gerenciamento de desempenho;
- célula de gerenciamento de falhas; e,
- célula de ativação/desativação.

A finalidade da célula de gerenciamento de desempenho é a de dar suporte ao monitoramento do desempenho de VPC/VCC e funções de gerenciamento de tráfego da rede tais como as notificações de congestionamento.

A finalidade da célula de gerenciamento de falhas é a de fornecer o serviço de indicação de alarme através do próprio canal (*in-band*) e funções de verificação de continuidade remota, assim como identificar a localização de falhas.

Por sua vez, as células de ativação/desativação têm como finalidade habilitar/desabilitar o monitoramento de desempenho e as funções de verificação de continuidade.

Na figura 8.5 estão apresentados os formatos das células de OAM para cada um dos tipos acima. Como pode ser observado, há campos comuns e campos específicos para cada uma delas. Na parte comum, além do cabeçalho da célula, há um campo que identifica o tipo da célula, e um outro que identifica a função específica. Também os dois últimos octetos são comuns a todos os tipos de células, e é composto basicamente pelo CRC.

8.6 Interface Provisória de Gerenciamento Local (ILMI)

O Fórum ATM motivado pela necessidade de prover algum procedimento de gerenciamento enquanto não são definidos os procedimentos oficiais pelo ITU-T, decidiu pela utilização do SNMP

| Cabeçalho | Tipo da célula de OAM | Tipo da função de OAM | Numero de Sequência da célula de monitoramento | Contador de células do usuário | BIP-16 | Marca de tempo | Não usado (6AH) | Resultados de erros do bloco | Contador de células inseridas/perdidas | Não usado (0s) | CRC-10 |
|-----------|-----------------------|-----------------------|--|--------------------------------|--------|----------------|-----------------|------------------------------|--|----------------|--------|
| 40 | 4 | 4 | 8 | 16 | 16 | 32 | | 8 | 16 | 6 | 10 |

(a) Célula OAM de gerenciamento de desempenho.

| Cabeçalho | Tipo da célula de OAM | Tipo da função de OAM | Tipo da falha | Local da falha | Não usado (6AH) | Não usado (0s) | CRC-10 |
|-----------|-----------------------|-----------------------|---------------|----------------|-----------------|----------------|--------|
| 40 | 4 | 4 | 8 | 72 | 280 | 6 | 10 |

(b) Célula OAM de gerenciamento de falhas.

| Cabeçalho | Tipo da célula de OAM | Tipo da função de OAM | ID da mensagem | Direção da ação | Marca de correlação | Comprim. dos blocos PM A-B | Comprim. dos blocos PM B-A | Não usado (6AH) | Não usado (0s) | CRC-10 |
|-----------|-----------------------|-----------------------|----------------|-----------------|---------------------|----------------------------|----------------------------|-----------------|----------------|--------|
| 40 | 4 | 4 | 6 | 2 | 8 | 4 | 4 | 336 | 6 | 10 |

(c) Célula OAM de ativação/desativação.

| Cabeçalho | Tipo da célula de OAM | Tipo da função de OAM | Indicação de loop remoto | Marca de correlação | local do loop remoto | ID da origem | Não usado (6AH) | Não usado (0s) | CRC-10 |
|-----------|-----------------------|-----------------------|--------------------------|---------------------|----------------------|--------------|-----------------|----------------|--------|
| 40 | 4 | 4 | 8 | 32 | 96 | 96 | 128 | 6 | 10 |

(d) Célula OAM de loop remoto.

Figura 8.5: Formato das células de OAM para fluxos F4 e F5.

(*Simple Network Management Protocol*) e pela definição de bases de informações de gerenciamento (MIB — *Management Information Base*) entre equipamentos situados na UNI [For93].

Uma interface provisória de gerenciamento local (ILMI) suporta a transferência bidirecional de informações de gerenciamento entre entidades de gerenciamento da UNI (UME — *UNI Management Entity*) relacionadas aos parâmetros das camadas ATM e física. A comunicação através da ILMI é simétrica, e cada UME adjacente que suporte a ILMI conterà uma aplicação agente e poderá conter uma aplicação de gerenciamento.

Capítulo 9

Controles de Tráfego e de Congestionamento

Congestionamento, de uma maneira geral, diz respeito à degradação sofrida pelo fluxo de tráfego de um sistema devido à excessiva solicitação de ao menos parte de seus recursos. Neste capítulo é apresentado na seção 9.1 o que vem a ser congestionamento, em particular, em redes de altas velocidades. A seção 9.2 classifica os mecanismos propostos para o controle de tráfego e de congestionamento, enquanto que a seção 9.3 apresenta a configuração de referência para os controles de tráfego e de congestionamento na visão do ITU-T assim como as suas funções básicas. A seção 9.4 apresenta os tempos de resposta típicos de cada um destes controles. Por outro lado, as seções 9.5 e 9.6 apresentam de forma mais objetiva o que se entende por qualidade de serviço e descritores de tráfego, respectivamente.

9.1 Congestionamento

Congestionamento, de uma maneira geral, diz respeito à degradação sofrida pelo fluxo de tráfego de um sistema devido à excessiva solicitação de ao menos parte de seus recursos. Numa rede viária encontramos congestionamento quando um número excessivo de veículos disputam o acesso por uma determinada artéria ou toda a malha viária. Em redes de comutação de circuitos, tais como a rede telefônica, onde canais de comunicação são alocados exclusivamente para uma dada conexão, congestionamento ocorre quando o número de conexões desejadas supera o número de canais disponíveis ao menos em parte da rede. No caso de redes comutadas por pacotes, como os canais de comunicação são compartilhados por diversas conexões, congestionamento ocorre quando o número de pacotes em trânsito é superior ao máximo acomodável.

O ITU-T na Recomendação I.371 [ITU94] define congestionamento em RDSI-FL como sendo um estado dos elementos da rede (isto é, comutadores, concentradores, cross-connects e enlaces de transmissão) no qual a rede não é capaz de atingir os objetivos de desempenho negociados seja

para as conexões já estabelecidas que para os novos pedidos de conexão.

O congestionamento pode ser causado basicamente por flutuações estatísticas imprevisíveis dos fluxos de tráfego e por condições de falha.

Apesar do ATM ser uma forma de comutação rápida de pacotes, mecanismos convencionais de controle de congestionamento em redes de baixa velocidade tais como o controle de fluxo e pacote de estrangulamento (*choke*) não são apropriados por causa das altas velocidades e dos tempos de resposta correspondentes. Faz-se portanto necessário encontrar novos mecanismos.

9.1.1 Mitos sobre controle de congestionamento em redes de alta-velocidade

Mitos antigos [Jai90b]:

- O congestionamento é causado pela escassez de espaço de armazenamento e será resolvido quando as memórias se tornarem baratas o bastante para permitir a utilização de memórias infinitamente grandes.
- O congestionamento é causado por canais de baixa velocidade. O problema estará resolvido quando estiverem disponíveis canais de alta velocidade.
- O congestionamento é causado por processadores lentos. O problema será resolvido quando aumentar a velocidade de processamento.
- Se cada um destes itens isoladamente não resolver, todos eles em conjunto levarão à resolução do problema de congestionamento.

Ao longo dos anos vimos o preço das memórias baratearem, o aumento da capacidade dos canais de transmissão e o aumento da velocidade dos processadores. No entanto, continuamos com a possibilidade de congestionamento nas redes de altas velocidades. Os novos mitos são [Jai90a]:

- Os tráfegos em redes de alta-velocidade serão do tipo de vídeo (constante e previsível). Portanto, basta alocar recursos previamente.
- A grande quantidade de bits nos canais a alta-velocidades pede esquemas de controle abertos ao invés de esquemas baseados em realimentação.
- Controles baseados na taxa devem ser usados em substituição aos controles atuais baseados em janelas.
- Esquemas de controle que necessitam que as fontes sejam informadas sobre o congestionamento, são muito lentos para redes de alta-velocidade. Devem ser usados esquemas que dependam dos roteadores.

- *Backpressure* é o esquema de controle de congestionamento ideal para redes de alta-velocidade dado que provê alívio imediato.
- “Este” esquema de controle de congestionamento (qualquer que seja ele) é o bastante.

Embora cada uma destas afirmações contenham um pouco de verdade, por si mesmas nenhuma delas é capaz de resolver completamente o problema de congestionamento.

9.2 Controles de Tráfego e de Congestionamento

Controles de congestionamento para RDSI-FL devem satisfazer a dois objetivos básicos: garantir um desempenho adequado a cada classe de serviço e prevenir que um usuário mal comportado degrade a qualidade de serviço dos demais [Dèc91].

Podemos dividir o controle de congestionamento e alocação de recursos em vários níveis: chamada, rajada (*burst*) e célula [CP90a, Hui88]. A cada nível há uma medida característica de congestionamento. A nível de chamada o parâmetro mais importante é a probabilidade de bloqueio de chamada, enquanto que no nível de célula (ou ATM) podemos utilizar diversas medidas dentre as quais a mais importante é a probabilidade de perda de células. Outras medidas que foram propostas são o atraso de transferência de uma célula, a variação do atraso de uma célula, e a variação do atraso de transferência de uma célula entre diversos canais de uma chamada multimídia [CP90a].

Cooper e Park [CP90b, CP90a] classificam as funções de controle de congestionamento para redes ATM em quatro áreas: controle de admissão, gerenciamento da memória (*buffer*) e da fila, controle de tráfego e controle reativo. O controle de admissão consiste em decidir se uma nova conexão pode ser aceita e ainda assim garantir a qualidade desejada do serviço. O controle de admissão é também responsável por manter a probabilidade de bloqueio de novas chamadas abaixo de um valor máximo. O gerenciamento da memória e da fila dizem respeito à ordenação das células a serem processadas pela camada ATM. A função de controle de tráfego (ou *policiamento*) é responsável por verificar se as fontes estão obedecendo aos parâmetros especificados durante o estabelecimento da conexão. Finalmente, o controle reativo tem a função de aliviar o congestionamento existente.

Os diversos métodos para controle de congestionamento em RDSI-FL podem ser classificados em *preventivos* e *reativos*. Como o próprio nome indica, os primeiros tentam prevenir a ocorrência de congestionamento enquanto que os últimos reagem à sua existência. O ITU-T denomina o controle preventivo de *Controle de Tráfego* e o controle reativo de *Controle de Congestionamento*.

Dentre os métodos preventivos encontram-se [Dèc91] o roteamento, a alocação de buffers, a alocação de capacidades, o policiamento e o uso de prioridades de serviço. Por outro lado, dentre os métodos reativos encontram-se além dos anteriores, também a rejeição seletiva, o controle de fluxo (janela) fim-a-fim, a entrega atrasada e o controle de realimentação [Dèc91]. Em RDSI-FL,

métodos preventivos são preferíveis a métodos reativos devido à lentidão relativa da realimentação.

9.3 Configuração de Referência

Os controles de tráfego e de congestionamento utilizam a configuração de referência apresentada na figura 9.1, extraída da Recomendação I.371.

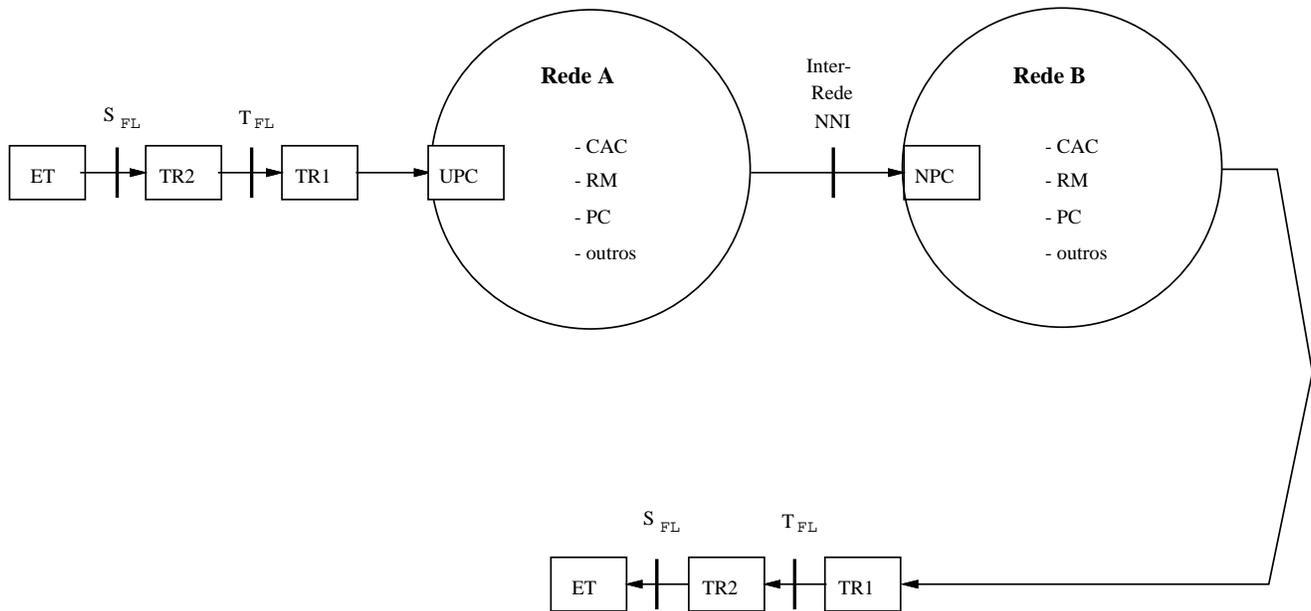


Figura 9.1: Configuração de referência para os controles de tráfego e de congestionamento.

Os grupos funcionais ET, TR1 e TR2 foram apresentados na seção 1.9, enquanto que as funções de controle incluindo o UPC e NPC são apresentadas a seguir:

O **Gerenciamento dos Recursos da Rede** (NRM — *Network Resource Management*, ou simplesmente RM) cuida da alocação dos recursos da rede de modo, por exemplo, a separar os fluxos de tráfego de acordo com as características do serviço.

O **Controle de Admissão de Conexões** (CAC — *Connection Admission Control*) é definido como sendo o conjunto de ações que são tomadas durante a fase de estabelecimento da conexão (ou durante uma fase de renegociação dos parâmetros da conexão) de modo a determinar se esta conexão (VCC ou VPC) pode ser aceita ou deve ser rejeitada. O roteamento é considerado como parte das ações do CAC.

Controles de Realimentação são definidos como o conjunto de ações que são tomadas pela rede e pelos usuários de modo a regular o tráfego submetido às conexões ATM de acordo com o estado dos elementos da rede.

O **Controle dos Parâmetros de Uso/Rede** (UPC/NPC — *Usage/Network Parameter Control*) é definido como sendo o conjunto de ações que são tomadas pela rede de modo a monitorar e controlar o tráfego entrante no acesso do usuário ou da rede, respectivamente. A sua finalidade é proteger os recursos da rede de violações (maliciosas ou não) dos parâmetros do tráfego e que poderiam afetar a qualidade do serviço (QOS) das conexões já estabelecidas.

O **Controle de Prioridades** (PC — *Priority Control*) permite ao usuário gerar fluxos de tráfego com prioridades diferentes através da utilização do bit de prioridade de perda de células (CLP). Um elemento da rede que se encontrar num estado de congestionamento poderá descartar seletivamente as células de baixa prioridade, se for necessário, para proteger ao máximo a qualidade do serviço das células de alta-prioridade.

9.4 Tempos de Resposta

A figura 9.2 apresenta os tempos de resposta característicos de cada controle de tráfego ou de congestionamento. Note que embora tenhamos dito anteriormente que os mecanismos de controle convencionais não são adequados devido aos altos tempos de resposta, na realidade o que queríamos dizer é que não podemos contar só com eles.

| FUNÇÕES DE CONTROLE DE TRÁFEGO E DE CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO Exemplos | TEMPO DE RESPOSTA |
|--|---|
| <p>Descarte de células, Controle de Prioridade, Gerenciamento e Disciplina de Atendimento do Buffer, Moldagem do Tráfego, UPC, ...</p> <p>Controles de realimentação,...</p> <p>Roteamento, Controles de estabelecimento de chamadas e de admissão, Alocação de recursos, ..</p> <p>Controles de Gerenciamento de Rede Centralizados</p> <p>Procedimentos de configuração da rede de longo prazo,...</p> | <p>Tempo de inserção de célula/PDU</p> <p>Tempo de propagação ida e volta</p> <p>Tempo entre chegadas de chamadas/ conexões</p> |

Figura 9.2: Tempos de resposta dos diversos controles de tráfego e de congestionamento.

De acordo com a figura, os mecanismos de descarte de células, controle de prioridade, gerenciamento de *buffer*, disciplina de atendimento das células, moldagem de tráfego, UPC, etc., atuam com um tempo de resposta da ordem do tempo de transmissão de uma célula. Por outro lado, controles de realimentação exibem tempos de resposta da ordem do tempo de propagação de ida e volta. Controles efetuados durante o estabelecimento de uma conexão, tais como o controle de admissão são efetuados na escala de tempo do intervalo entre chegadas de pedidos de conexão. Finalmente, há procedimentos de reconfiguração da rede e de dimensionamento que são efetuados a longo termo, e portanto exibem tempos de resposta ainda maiores.

9.5 Qualidade do Serviço (QOS)

A Qualidade do Serviço (QOS — *Quality of Service*) é definida na Recomendação E.800 como sendo o efeito coletivo do desempenho do serviço e que determina o grau de satisfação do usuário deste serviço.

A I.350 [ITU93e] trata de aspectos da qualidade do serviço cujos parâmetros possam ser identificados e que possam ser diretamente observados e medidos no ponto no qual o serviço é acessado pelo usuário.

São apresentados a seguir alguns exemplos de parâmetros de desempenho [ITU93a]:

Taxa de perda de células (CLR — *Cell Loss Rate*): Num ambiente de multiplexação estatística como o ATM, as células oriundas de diversas fontes competem por recursos comuns limitados (espaço no *buffer* do multiplexador). Deste modo, algumas destas células podem ser perdidas/descartadas. Alguns tipos de tráfego podem tolerar um número moderado de perdas, enquanto que outros exigem perdas compatíveis com as disponíveis em canais dedicados.

Atraso de transferência de célula: Também neste aspecto, alguns serviços são mais sensíveis a atrasos do que outros. Por exemplo, informações de voz devem chegar ao destino dentro de um certo intervalo, do contrário são inúteis. Por outro lado, o tráfego de dados é normalmente insensível a atrasos. Este requisito de atraso máximo restringe o comprimento máximo dos buffers.

Variação do atraso da célula (CDV — *Cell Delay Variation*): Descreve a variabilidade do atraso de transferência de células. Pode se referir à observação num único ponto de gerenciamento (CDV em 1 ponto), ou entre dois pontos de gerenciamento (CDV em 2 pontos).

Esta variação no atraso de transferência das células é causado por diversas características da rede ATM. Quando células de duas ou mais conexões ATM são multiplexadas, células de uma dada conexão podem ser atrasadas enquanto são inseridas células de uma outra conexão na saída do multiplexador. Analogamente, algumas células podem ser atrasadas enquanto são inseridos bits de controle da camada física ou células de manutenção (OAM).

Também a multiplexação na camada de adaptação (AAL) introduz atrasos adicionais para a transferência de algumas células.

9.5.1 Resultados da transferência de uma célula

São diversos os possíveis resultados da transferência de uma célula numa rede ATM. Basicamente são os seguintes [ITU93a]:

Transferência com sucesso: a célula é recebida sem erros dentro de um tempo máximo especificado T_{max} .

Célula com erro: a célula é recebida dentro do intervalo de tempo T_{max} , mas o conteúdo foi alterado ou o cabeçalho é inválido.

Célula perdida: a célula não chegou dentro do tempo T_{max} (pode ter desaparecido ou chegado atrasada).

Célula “intrusa” (inserida erroneamente): a célula recebida não faz parte desta conexão.

Bloco de células com demasiados erros: quando são observados um número M de resultados de erro (célula com erro, célula perdida ou célula “intrusa”) num bloco de N células transmitidas consecutivamente numa dada conexão.

9.5.2 Parâmetros de desempenho

A seguir são descritos os parâmetros de desempenho da transferência de células ATM de acordo com a Recomendação I.356 [ITU93a] e Fórum ATM [For93]:

Fração de células com erro (CER — *Cell Error Ratio*):

$$\frac{\text{Células com erro}}{\text{Transferências com sucesso} + \text{Células com erro}}$$

Fração de células perdidas (CLR — *Cell Loss Ratio*):

$$\frac{\text{Células perdidas}}{\text{Total de células transmitidas}}$$

Taxa de inserção errônea de células (CMR — *Cell Misinsertion Rate*):

$$\frac{\text{Células inseridas erroneamente}}{\text{Tempo de observação}}$$

Fração de blocos de células com demasiados erros (SECBR — *Severely Errored Cell Block Ratio*):

$$\frac{\text{Bloco de células com demasiados erros}}{\text{Total de blocos transmitidos}}$$

Atraso de transferência de célula (CTD — *Cell Transfer Delay*): tempo gasto com a transferência da célula da interface origem até a interface destino.

Atraso médio de transferência de célula: média aritmética de um certo número de atrasos de transferência de células.

Variação do atraso da célula (CDV — *Cell Delay Variation*): Descreve a variabilidade do atraso de transferência de células. Pode se referir à observação num único ponto de gerenciamento (CDV em 1 ponto), ou entre dois pontos de gerenciamento (CDV em 2 pontos).

9.6 Parâmetros e Descritores de Tráfego

Os parâmetros de tráfego descrevem as características do tráfego de uma conexão ATM. Um *parâmetro de tráfego* é uma especificação de um aspecto particular de tráfego que tanto pode ser qualitativo como quantitativo. O *descriptor de tráfego* para uma dada fonte é uma lista genérica dos parâmetros de tráfego usada durante o estabelecimento da conexão para especificar as características de tráfego da fonte.

Na fase de estabelecimento de conexão é necessário fornecer a descrição das características do tráfego que esta conexão deverá suportar. Alternativamente pode ser especificado apenas o tipo de serviço como declaração implícita de um conjunto de parâmetros de tráfego.

A recomendação I.371 do ITU-T [ITU94] estabelece os seguintes requisitos que cada parâmetro de tráfego a ser utilizado num descriptor de tráfego deve satisfazer:

- ser compreensível pelo usuário e pelo seu terminal (ou seja, deve ser possível à fonte do tráfego respeitar sua própria especificação);
- participar nos esquemas de alocação de recursos satisfazendo os requisitos de desempenho da rede;
- ser verificável pelos controles de parâmetros de uso e de rede (UPC e NPC, respectivamente).

É importante que estes critérios sejam respeitados pois não adianta o usuário especificar um valor de um parâmetro que ele próprio não vai ser capaz de respeitar. Por outro lado, este parâmetro deve permitir, em conjunto com os demais parâmetros de tráfego especificados na fase de estabelecimento de conexão, que o mecanismo de aceitação de chamadas (CAC) avalie os recursos (por exemplo, largura de faixa) que deverá ser reservado para esta conexão. Finalmente,

não adianta especificarmos parâmetros que a rede não seja capaz de policiar (isto é, verificar a obediência por parte da fonte de tráfego).

A seguir definimos alguns dos parâmetros de descrição do tráfego que utilizaremos ao longo deste capítulo. Dentre estes, apenas a taxa de pico e a tolerância da CDV encontram-se definidas na Recomendação I.371.

Exemplos de parâmetros de tráfego

Nesta seção agrupamos os parâmetros que tipicamente farão parte dos descritores de tráfego:

Taxa de Pico: A taxa de pico representa a taxa máxima em que a fonte se compromete a transmitir. Na Recomendação I.371 esta taxa de pico (PCR — *Peak Cell Rate*) refere-se à taxa máxima de geração de células. Usualmente, estaremos nos referindo a ela como B_p , expressa em bits por segundo (bps). Segundo Boyer [Boy90], em muitos casos este é o único parâmetro que os usuários serão capazes de declarar.

Tolerância da CDV (*Cell Delay Variation*) (τ). Variação máxima permitida para o atraso das células [ITU94, For93].

Taxa Média: (B_m) de geração de bits ou de células. Usualmente, é representada pela taxa média de longo prazo. Para seu uso prático é preciso especificar o período no qual esta média é calculada. O Fórum ATM [For93] define uma Taxa prolongada (de células) (SCR — *Sustainable Cell Rate*) como um limite superior no tráfego médio de uma conexão ATM.

Tolerância da rajada (τ_S): determina juntamente com a taxa de pico e a taxa média, o comprimento máximo de uma rajada [For93].

Explosividade (*burstiness*): Há diversas formas de se especificar a explosividade de uma fonte. Nós definimos *explosividade* como sendo a relação entre as taxas de pico e média (ou seja, $b = B_p/B_m$), expressas na mesma unidade.

Nível de atividade: Alguns autores preferem definir um nível de atividade, que vem a ser o inverso da explosividade. Isto é: $a = B_m/B_p = 1/b$.

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

Roteiro dos capítulos seguintes

Uma das abordagens para o controle de tráfego consiste na alocação prévia de recursos, tratada no capítulo 10. Em particular, o capítulo 11 trata do Controle de Admissão de Chamadas, que utiliza resultados obtidos pela alocação de capacidades para decidir pela aceitação ou não de uma nova chamada oferecida à rede. No entanto, esta abordagem de alocação de capacidades e controle de admissão funciona apenas se as fontes de tráfego se ativerem aos parâmetros de

tráfego especificados durante o estabelecimento da conexão. São portanto necessários mecanismos de policiamento para controlar e punir o tráfego que estiver violando os parâmetros especificados. Esta função de policiamento e mecanismos associados são apresentados no capítulo 12. Uma das formas das fontes de tráfego evitarem a punição dos mecanismos de policiamento consiste na moldagem do próprio tráfego aos parâmetros especificados durante o estabelecimento da conexão, tratado também no capítulo 12.

Capítulo 10

Alocação de Recursos

Para prevenirmos que congestionamento se forme, é necessário que aloquemos recursos de transmissão em diversos níveis. Deste modo, construímos a nossa rede ATM utilizando-nos de facilidades de transmissão tais como cabos de fibra óptica. A partir das facilidades de transmissão disponíveis alocamos canais para cada rota de tráfego de modo a atender uma demanda especificada. Ao chegar um novo pedido de estabelecimento de conexão é preciso selecionar uma dentre as rotas disponíveis para atender ao pedido. Durante a duração de uma chamada (conexão) pode-se alocar recursos dinamicamente para cada rajada (*burst*). Finalmente, durante cada rajada devemos ter alocado capacidade suficiente para que as células sejam transmitidas com perda de células inferior ao nível tolerado.

Hui et al. [HGMY91] definem o *Princípio da Comutação por Camadas* que consiste em alocar capacidade de transporte suficiente para a entidade de tráfego de uma camada de modo a limitar o bloqueio na camada imediatamente inferior. As entidades de tráfego das camadas podem ser rotas, chamadas, rajadas ou células. Dizemos que houve um *bloqueio* quando ocorre uma falha de alocação de recursos.

Deste modo, a rede física deve ser dimensionada de modo que a probabilidade de falha de estabelecimento de uma rota seja pequena. Uma rota deve ser estabelecida de modo que a probabilidade de falha de utilização de uma rota direta para estabelecer uma conexão seja pequena. Rotas alternativas devem ser estabelecidas de modo que a probabilidade de que uma chamada seja bloqueada devido a congestionamento na rota principal e nas rotas alternativas seja pequena. Finalmente, um surto de tráfego (rajada) deve ser roteado através do caminho menos congestionado dentro de um grupo de rotas de modo que a probabilidade de perda de células seja pequena.

A recomendação I.371 inclui o gerenciamento de recursos como uma função de controle de tráfego que cuida da alocação dos recursos da rede de modo, por exemplo, a separar os fluxos de tráfego de acordo com as características do serviço. Na versão atual da I.371 [ITU94] é apresentado apenas o uso de Caminhos Virtuais, ficando outras técnicas para estudo posterior.

Nas seções que se seguem são apresentadas as várias técnicas de gerenciamento de recursos que

podem ser utilizadas com a finalidade de simplificar o controle da rede e/ou diminuir a possibilidade de congestionamento na mesma. Deste modo, a seção 10.1 apresenta o uso de caminhos virtuais, a seção 10.2 apresenta o protocolo de reservas rápidas, a seção 10.3 apresenta a reserva rápida de capacidades, a seção 10.4 apresenta a reserva rápida de buffers e a seção 10.5 apresenta as estratégias de gerenciamento dos buffers. Finalmente, a seção 10.6 apresenta o dimensionamento de uma rede ATM que pode ser utilizada para a reconfiguração dinâmica da topologia da rede com a finalidade seja de recuperar defeitos como de controlar o congestionamento a médio prazo.

10.1 Uso de Caminhos Virtuais

As conexões de caminho virtual (VPCs) podem ser usadas para:

- simplificar o controle de admissão de chamadas (CAC),
- implementar uma forma de controle de prioridade através da segregação dos tráfegos que requeiram diferentes QOS,
- distribuir eficientemente mensagens para a operação de esquemas de controle de tráfego (por exemplo, indicar congestionamento na rede através da distribuição de uma única mensagem para todas as VCCs que pertençam a uma mesma VPC),
- agregar serviços usuário-a-usuário de modo que o UPC/NPC possa ser aplicado ao tráfego agregado,
- agregar capacidades da rede de que modo que o NPC possa ser aplicado ao tráfego agregado.

Ao estabelecer uma conexão de caminho virtual (VPC) entre dois pontos da rede, reduz-se o processamento necessário para estabelecer VCCs neste VPC. Isto é, pode-se alocar uma certa capacidade para a VPC e transferir para os nós nas suas extremidades a responsabilidade de aceitar ou não VCCs neste VPC.

Através da utilização de VPCs distintas é possível segregar os tráfegos que requeiram diferentes QOS implementando assim uma forma de controle de prioridade.

Ao agregar tráfego de diversas conexões numa única VPC, pode-se policiar apenas o tráfego agregado ao invés de cada um dos tráfegos individuais, simplificando assim o controle de tráfego.

10.2 Protocolo de Reservas Rápidas

A Recomendação I.371 prevê a existência de funções de gerenciamento rápido de recursos que operem na escala de tempo do atraso de propagação da conexão.

Um dos possíveis mecanismos a serem implementados é o do protocolo de reservas rápidas proposto por Boyer em [Boy90] no qual os recursos são alocados rapidamente quando necessários, da forma descrita abaixo:

- A fonte indica a taxa de pico que irá gerar no seu próximo período de atividade através de uma *célula de reserva* enviada ao longo da VCC.
- Cada elemento de comutação envolvido verifica se existe ou não capacidade disponível suficiente para atender o pedido. Em caso afirmativo, a capacidade solicitada é reservada, o saldo de capacidade disponível é atualizado e é ligado um *bit de atividade* numa tabela de controle auxiliar relativa ao contexto da chamada. Em seguida, a célula de reserva é repassada para o próximo elemento de comutação.
- Se a reserva não puder ser feita, a célula de reserva é transformada numa *célula de reconhecimento negativo* que é também repassada para o próximo elemento de comutação.
- Caso exista capacidade disponível ao longo da conexão, a célula de reserva é transformada numa *célula de reconhecimento positivo*.
- No elemento terminador da conexão uma das duas células de reconhecimento é retornada, indicando o resultado da reserva ao longo da conexão.
- A fonte estará autorizada a transmitir, apenas se a sua taxa de pico tiver sido reservada em cada multiplexador ao longo de sua conexão. Caso contrário, a fonte estará *bloqueada* e fará uma nova tentativa após decorrido um certo intervalo de tempo.
- A capacidade de transmissão é liberada ao final do período de atividade quando a fonte envia uma *célula de fim de atividade* através da conexão. Por outro lado, as reservas devem ser temporizadas caso o processo de reserva falhe em algum ponto.

10.3 Reserva Rápida de Capacidades

Um outro mecanismo de reservas rápidas é o de reserva de capacidades a nível de rajadas (BBR — *Burst level Bandwidth Reservation*) [ST92]:

- Uma rajada pode ser roteada em qualquer caminho que interligue uma fonte com um destino, e dentro de um caminho, em qualquer enlace entre dois nós adjacentes.
- Antes de cada transmissão de uma rajada, um dos caminhos entre a origem e o destino é selecionado.
- Enlaces disponíveis dentro daquele caminho são reservados baseados na taxa de pico, e são liberados no final da transmissão da rajada.

10.4 Reserva Rápida de Buffers

Este esquema, denominado de Reserva Rápida de Buffers (*Fast Buffer Reservation*) [Tur92], funciona do seguinte modo:

- A reserva é feita juntamente com a transmissão da primeira célula de dados.
- É associada a cada conexão uma máquina de estados que indica se a conexão está ou não ativa.
- Quando uma dada conexão entra em atividade são reservados (caso estejam disponíveis) um número pré-determinado de espaços no buffer, que ficam alocados a esta conexão até que ela retorne ao estado inativo.
- As transições são normalmente feitas através da chegada de células identificadas como de início da rajada e de fim da rajada, respectivamente.
- É feita uma transição forçada do estado ativo para o inativo, caso transcorra um certo intervalo de tempo sem que chegue nenhuma célula da rajada.

Note que como a primeira célula é transmitida sem saber se existe disponibilidade de buffers, é possível que esta célula e células de continuação sejam sumariamente descartadas. Neste caso todas as demais células, até a próxima célula de início de rajada serão também descartadas.

10.5 Gerenciamento de Buffers

Dentre os recursos importantes que devem ser gerenciados pela rede encontram-se os buffers. De acordo com a alocação de tráfego a canais (e conseqüentemente, a buffers), política de atendimento e prioridades na ocupação dos buffers é possível garantir a qualidade de serviço desejada para cada uma das classes de tráfego.

Separação de Rotas

Usa uma rota distinta e, conseqüentemente filas distintas, para cada classe de tráfego (uma para cada prioridade).

Disciplinas de atendimento

Podem ser utilizadas disciplinas (políticas) de atendimento tais como as seguintes [HB92]:

HOLP — *Head of Line Priority*: O cabeça da fila tem prioridade sobre os demais. Neste esquema a fila com prioridade mais alta é sempre examinada primeiro. Portanto, filas de prioridades mais baixas são servidas apenas se não houver nenhuma célula aguardando transmissão nas filas de prioridade mais alta.

WRR — *Weighted Round-Robin*: A capacidade do canal é dividida entre diversas filas de acordo com os valores dos pesos pré-estabelecidos. As filas são servidas ciclicamente numa ordem pré-fixada, sendo cada fila examinada um número de vezes proporcional ao seu peso em cada ciclo.

Estas disciplinas podem ser utilizadas hierarquicamente e/ou em conjunto. Por exemplo, pode-se utilizar a disciplina WRR em dois níveis hierárquicos (vide figura 10.1) onde cada grupo de filas é atendido periodicamente de acordo com os seus pesos relativos. Um outro exemplo, seria a combinação do HOLP com o WRR para atender a uma integração de fontes de voz, de dados e CBR (figura 10.2), onde cada serviço é atendido periodicamente, mas tanto no grupo de tráfego CBR como no de dados, são atendidos primeiro os tráfegos mais prioritários.

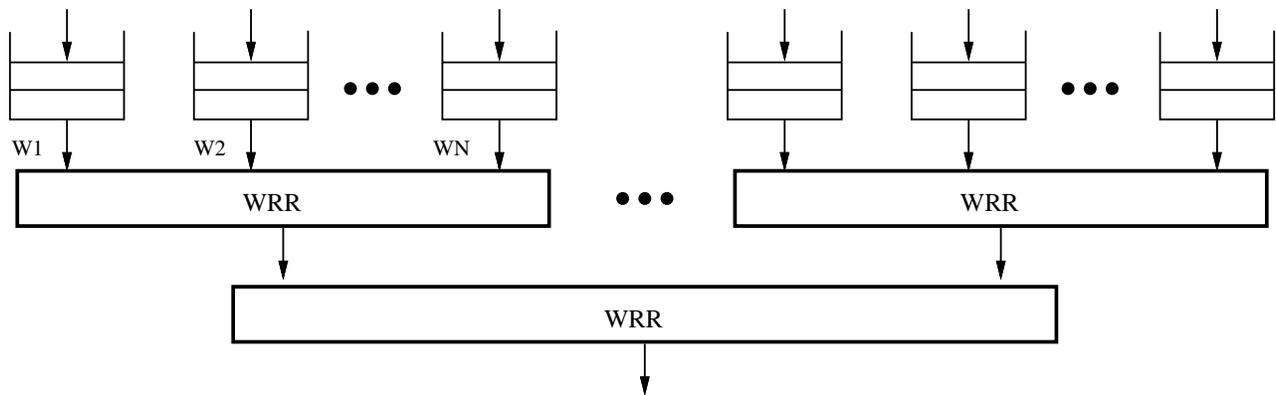


Figura 10.1: Disciplina de enfileiramento WRR em dois níveis hierárquicos.

Prioridades

Vimos anteriormente que cada célula pode ter prioridade de perda (bit CLP) zero (maior prioridade) ou um (menor prioridade). Existem algumas alternativas de tratamento das células na recepção de acordo com as suas prioridades, são elas:

Mecanismo *Push-out* [KHBG91]: Uma célula de alta prioridade pode entrar numa fila já saturada desde que uma célula de baixa prioridade esteja aguardando transmissão. Neste caso, uma das células de baixa prioridade é descartada e a de alta-prioridade entra na fila.

Compartilhamento Parcial (Limiar) [KHBG91]: Quando o comprimento da fila alcança um certo limiar, apenas células de alta-prioridade são aceitas na fila.

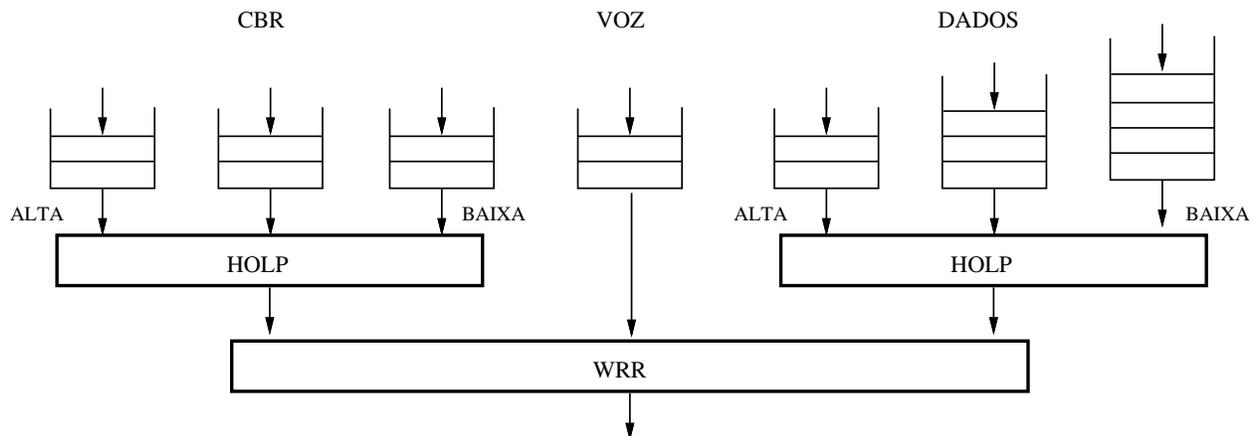


Figura 10.2: Combinação das disciplinas de enfileiramento WRR e HOLP.

Mecanismo *L Push-out* [BM92]: O buffer é dividido em duas partes: uma parte arriscada para as células de baixa prioridade pois podem ser expulsas (*pushed-out*) da fila, e uma parte normal onde não é considerada a prioridade das células.

10.6 Dimensionamento de Redes ATM

O dimensionamento de redes ATM é bastante diferente do dimensionamento de redes convencionais de comutação de pacotes. Numa rede convencional, dados os requisitos de tráfego e desempenho, e as opções de capacidade e de custo para cada canal, podemos dimensionar a rede de modo a minimizar uma medida bem definida (usualmente custo ou atraso) dentro das restrições impostas. O dimensionamento de redes ATM é muito mais complexo. Em parte esta complexidade é devida ao elevado grau de liberdade oferecido pela tecnologia mais avançada. Por outro lado, esta complexidade é devida também ao fato de termos que fazer um dimensionamento de modo a prevenir a ocorrência de congestionamento, ao invés de permitirmos o compartilhamento irrestrito dos canais.

Mais especificamente, descobrimos que em redes ATM o dimensionamento deve ser obtido em diversas etapas e está intimamente associado com a alocação de capacidades. As diversas etapas correspondem aos diferentes níveis da hierarquia de protocolos. A cada nível é definida uma rede “embutida”. Isto é, os enlaces nó-a-nó de um certo nível correspondem a conexões fim-a-fim do nível imediatamente inferior.

Podemos definir vários níveis de redes embutidas. Por exemplo, suponhamos que para a implementação de uma rede ATM com cobertura nacional esteja disponível um conjunto de cabos de fibras. Estas fibras são interconectadas através de comutadores digitais denominados de Sistemas de Entrelaçamento de Conexões Digitais (DCS — *Digital Cross Connect Switches*), vi-

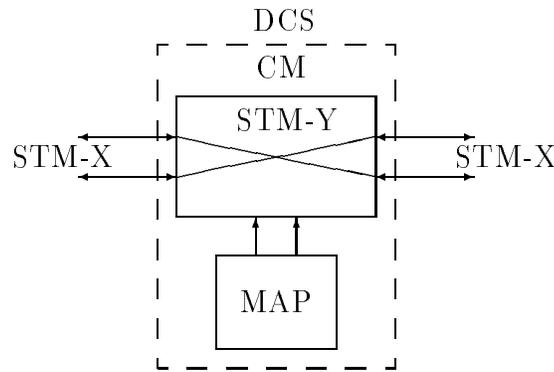


Figura 10.3: Representação esquemática de um DCS.

de figura 10.3, que permitem o estabelecimento de circuitos entre qualquer par de localidades [HKSM87, DMWH88]. Em cada DCS, o comutador (CM) faz a terminação de sinais STM-X, com o chaveamento de sinais STM-Y dentro dos sinais STM-X, onde a informação do chaveamento é fornecida pelo mapeamento armazenado em MAP. Os troncos de uma rede ATM são basicamente conexões de circuitos fim-a-fim na rede de fibras. Portanto, a rede ATM está “embutida” na rede de fibras. Dado que a comutação efetuada pelos DCSs é baseada no modo de transferência síncrono (STM), chamamos ao processo de dimensionamento desta rede embutida de *alocação STM*.

No problema da alocação STM o custo global da rede já está fixado (ao menos a curto prazo) pelos cabos de fibras disponíveis. O problema consiste, portanto, em obter uma topologia e capacidades ótimas para a rede de interligação dos comutadores ATM sujeita às restrições impostas pela rede STM na qual está embutida. Além do mais, esta reconfiguração pode ser efetuada dinamicamente, e pode se ajustar às flutuações de tráfego.

Para ilustrar este ponto, considere a rede apresentada na figura 10.4. A partir da topologia original (dorsal) podem ser derivadas diversas topologias embutidas. A topologia embutida da figura 10.5 é idêntica à topologia dorsal, enquanto que a topologia da figura 10.6 introduziu um certo número de conexões diretas (ou, *caminhos expressos*) entre nós remotos [GMP89]. Um caminho expresso é definido aqui como sendo um circuito STM fim-a-fim que atravessa diversos DCSs. Os caminhos expressos reduzem o número de comutadores ATM ao longo do caminho reduzindo portanto o atraso de armazenamento e retransmissão e o tempo gasto com processamento nos comutadores. Eles também reduzem o número de terminações nos comutadores ATM. Note que a topologia A (figura 10.5) requer 192 terminações nos comutadores ATM enquanto que a topologia B (figura 10.6) — que possui mais conexões diretas — requer apenas 180 terminações.

Do ponto de vista do gerenciamento da rede, os DCSs fornecem uma flexibilidade adicional enquanto permitem adaptar dinamicamente a topologia da rede à demanda de tráfego [Ami88, Con89]. Este “ajuste da topologia” é ainda mais importante em redes ATM dado que são desprovidas de vários procedimentos de controle de congestionamento encontrados em redes convencionais. O bloqueio de chamadas pode ser reduzido se ajustarmos dinamicamente a topologia ao padrão de tráfego.

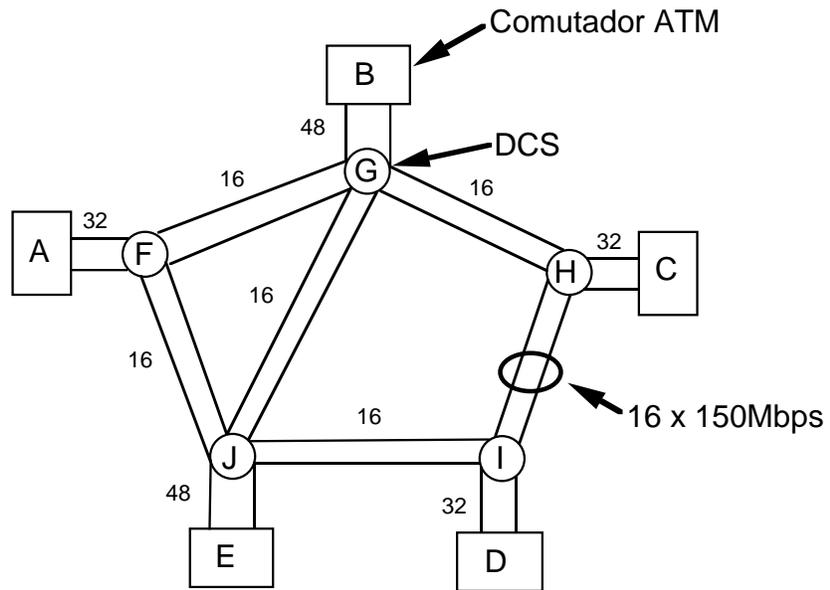


Figura 10.4: Topologia dorsal.

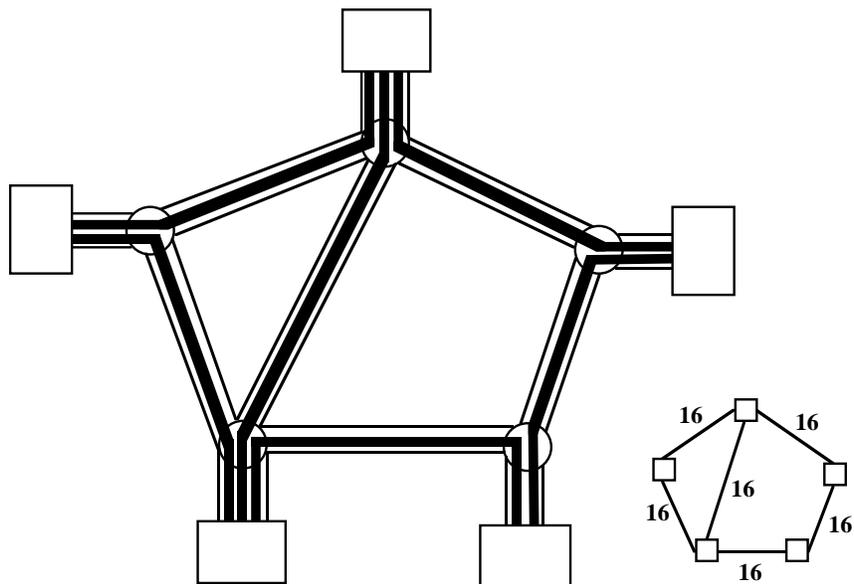


Figura 10.5: Topologia embutida A.

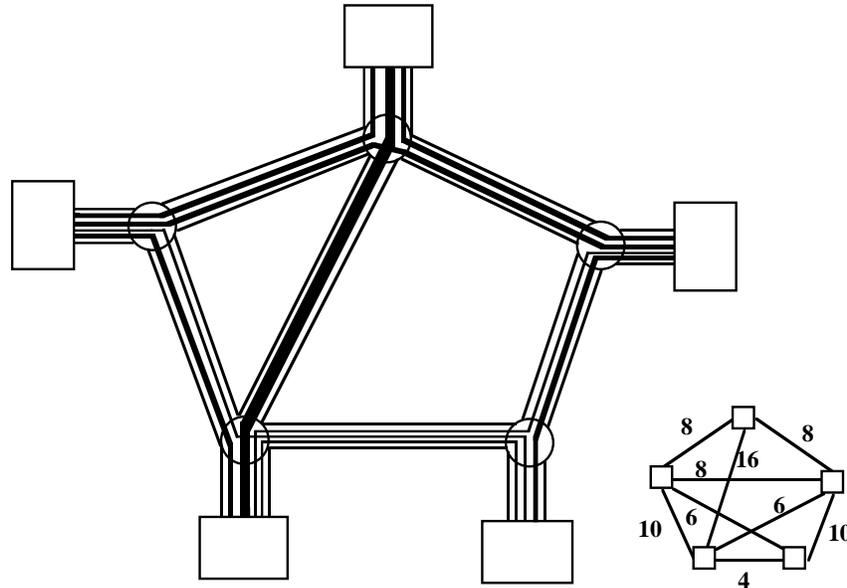


Figura 10.6: Topologia embutida B.

No nível ATM podemos definir subredes embutidas de caminhos virtuais (VPs). Por exemplo, uma empresa com escritórios em quatro cidades poderia instalar uma subrede de VPs com quatro nós. Cada VP que interconecta duas cidades poderia atravessar diversos comutadores ATM e poderia ter uma taxa de pico definida durante o estabelecimento da rede.

Um exemplo mais geral da alocação de VPs é representado pelo conceito de Rede Privada Virtual de Faixa Larga (BVPN — *Broadband Virtual Private Network*) proposto recentemente pela Bellcore [WA92]. Neste caso, os nós da rede privada virtual não estão limitados às instalações do usuário, mas incluem também os comutadores ATM. As VPCs são os enlaces da BVPN. A conectividade entre os usuários é garantida por circuitos virtuais fim-a-fim estabelecidos durante a inicialização da BVPN. No entanto, não é efetuada uma alocação de capacidades às VCCs individuais e sim a cada uma das VPCs. O resultado disto é a disassociação de conectividade com capacidade. Este esquema permite um compartilhamento mais flexível e eficiente da capacidade disponível, diferentemente da abordagem tradicional de redes de VPs definidas pelo ITU-T, onde as capacidades estão diretamente associadas às conexões fim-a-fim.

A empresa operadora da rede ATM pode também estabelecer suas próprias VPCs entre pares origem-destino com tráfego pesado. Alternativamente, poderiam também (e em alguns casos irão) estabelecer enlaces STM em rotas com tráfego pesado. Mas, a vantagem do uso de VPCs reside na reconfiguração rápida e na possibilidade de compartilhamento estatístico de capacidades entre VPs.

Portanto, numa rede ATM é possível embutir diversas subredes de VPCs, que podem variar desde uma única VPC que serve a um par de usuários remotos até uma rede corporativa, e até mesmo cobrindo toda a rede ATM. Neste último caso, devemos fazer uma distinção entre rede ATM “física” (que consiste de comutadores ATM e de canais interligando diretamente os comutadores)

e rede ATM “lógica” ou “virtual” (na qual os comutadores ATM são interligados através de uma combinação de canais diretos e de VPCs). Denominamos de *problema da alocação de VPs* ao dimensionamento de redes embutidas de VPCs numa rede ATM.

Finalmente, dentro de uma VPC são mantidas em geral diversas VCCs. Isto leva a um terceiro nível de rede embutida (neste caso bastante elementar) na qual a VCC está embutida dentro de uma VPC existente. As vantagens do uso de VCCs embutidos em VPCs são apresentadas em [Onv92].

Uma importante aplicação das subredes embutidas de VPCs é representada pela rede virtual estabelecida entre os servidores de serviço não-orientado a conexões (CLS). A rede CLS consiste de comutadores de datagramas instalados geralmente próximo a alguns dos comutadores ATM. Os CLSs são interconectados através de VPCs derivados a partir da rede ATM. Portanto, a rede embutida dos CLSs está embutida na rede ATM, operando independentemente da mesma, à exceção do compartilhamento de capacidades nos troncos ATM.

A partir da descrição feita acima, está evidente que o problema do dimensionamento de redes ATM deve ser resolvido em vários níveis diferentes como proposto por Hui et al. [HGMY91]. Em [MG94] fazemos uma revisão destes problemas de dimensionamento e discutimos a interação entre eles. Em seguida apresentamos abordagens para a solução numérica (baseadas em programação matemática) e ilustramos a natureza das soluções através de estudos de caso simples. Em [PM93] o problema do dimensionamento de redes ATM é formulado tendo como função objetivo a minimização das probabilidades de bloqueio dos diversos tipos de chamadas, ou alternativamente, a minimização da utilização da rede para um dado requisito de probabilidade de bloqueio para cada tipo de chamada.

Capítulo 11

Controle de Admissão de Conexões

O Controle de Admissão de Conexões (CAC — *Connection Admission Control*) foi definido pelo ITU-T na Recomendação I.371 como sendo o conjunto de ações que são tomadas durante a fase de estabelecimento da conexão (ou durante uma fase de renegociação dos parâmetros da conexão) de modo a determinar se esta conexão de circuito virtual ou de caminho virtual (respectivamente, VCC ou VPC) pode ser aceita ou deve ser rejeitada.

Alguns tipos de chamadas podem envolver mais de uma conexão como é o caso de conexões multimídia ou que envolvam mais de um parceiro (por exemplo, videoconferência). Neste caso, cada conexão, usualmente com requisitos bastante diversos devem ser aceitas ou não independentemente pelo CAC.

Durante a fase de estabelecimento de conexão deverão ser fornecidos (explícita ou implicitamente) seja o descritor de tráfego que a classe de QOS desejada. Baseado nestas informações, o CAC deverá (1) decidir se deve aceitar ou não a conexão, (2) derivar os parâmetros a serem utilizados pelo UPC correspondente, e (3) alocar e rotear os recursos da rede.

O conhecimento da capacidade necessária por fonte (obtido através dos métodos da seção anterior) pode ser usado pelo mecanismo de controle de admissão de modo a decidir pela aceitação ou não de uma nova conexão ainda garantindo a QOS desejada para esta conexão e para as demais já estabelecidas. Na realidade, a QOS será garantida apenas se as fontes de tráfego se comportarem como especificado. Para verificar esta conformidade é que são introduzidos os mecanismos de policiamento (UPC/NPC). No entanto, nenhum destes mecanismos é perfeito e se não quisermos penalizar tráfego bem comportado (que obedeça aos parâmetros especificados) teremos que deixar passar uma parcela de tráfego mal comportado. Deste modo, a alocação de capacidades que deve ser levada em consideração e que balizará a decisão sobre a aceitação ou não de uma nova conexão deve ser a necessária para acomodar o assim chamado *tráfego de pior caso* (vide seção 12.6).

A grande desvantagem deste esquema é que em muitos casos nem todos os parâmetros de uma determinada fonte de tráfego são conhecidos e, portanto, não é possível fazer uma alocação precisa, e certamente haverá desperdício de capacidades. Boyer [Boy90] chega a sugerir que um

contrato de tráfego que exija mais do que o valor da taxa de pico deve ser rejeitado!

Este capítulo está organizado da forma que segue. Na seção 11.1 são apresentados os requisitos que um mecanismo de admissão de chamadas deve possuir. Na seção 11.2 são apresentados quatro métodos propostos na literatura para a admissão de chamadas, sendo que um deles, o da alocação de capacidades é examinado em maiores detalhes na seção 11.3. Como a alocação de capacidades frequentemente é feita para fontes homogêneas, a seção 11.4 apresenta critérios de aceitação para fontes heterogêneas, aproximados a partir dos resultados para fontes homogêneas. Finalmente, na seção 11.5 são apresentadas as conclusões que apontam para desenvolvimentos futuros do CAC.

11.1 Requisitos para o Controle de Admissão

Esaki [Esa92] enumera uma lista de características que um controle de admissão de conexões deve possuir: resposta em tempo real, margem de segurança, policiamento, atender ao caso multimídia, controle de prioridade e alta eficiência.

A resposta em tempo real é necessária para que se possa responder em frações de segundo ao pedido de estabelecimento de conexão. Isto exige métodos simples, baseados em tabelas e/ou aproximações, pois não teríamos tempo de rodar métodos numéricos exatos a partir dos parâmetros declarados para a conexão mas que levem um certo tempo para produzir os resultados.

Deverá deixar uma margem de segurança de modo a não correr o risco de que a QOS não esteja garantida mesmo que todas as fontes se comportem como declarado.

Como mencionamos anteriormente, o mecanismo de admissão deverá ter associado a ele um mecanismo de policiamento (UPC) para que seja detectado o tráfego excessivo que porventura existir na rede e que poderia afetar a QOS da própria conexão, e ainda mais grave, das demais conexões existentes na rede.

O mecanismo deve ser válido mesmo que haja conexões de tipos variados (multimídia, por exemplo).

Finalmente, é preciso utilizar eficientemente o ganho produzido pela multiplexação estatística. Deste modo, um CAC que decidisse pela aceitação ou não apenas baseado em atender à taxa de pico, não é um método interessante (embora seja simples) pelo desperdício potencial de capacidades.

11.2 Métodos Propostos

Dentre os métodos propostos na literatura para o CAC encontram-se: a alocação de capacidades, o CAC Híbrido, a abordagem baseada em medições e a aproximação Gaussiana.

A *alocação de capacidades* consiste em, através do estudo preciso da multiplexação estatística

das fontes, determinar a capacidade efetiva requerida por cada uma delas. Uma conexão é aceita se o canal dispuser da capacidade efetiva necessária.

O *CAC Híbrido* [Sai92] requer a especificação apenas da taxa de pico e atribui uma capacidade igual à taxa de pico para circuitos virtuais de alta qualidade. Qualquer capacidade restante no VP que não esteja alocada mais a capacidade que estiver alocada a VCs de alta prioridade mas que não se encontrem em uso podem ser utilizadas por VCs de baixa qualidade. Este esquema monitora o número de células que chegam e faz uma estimativa da probabilidade de perda de células.

A *abordagem baseada em medições* [YTLK92] é baseada na medição da carga da rede durante um período longo o suficiente para refletir o comportamento do tráfego. O contador é reinicializado após o período de medição. Uma nova conexão é aceita se a soma de sua taxa de pico e da taxa de pico do tráfego (agregado) multiplexado for inferior à taxa de transmissão do canal.

Na *aproximação Gaussiana* [GG92] a capacidade equivalente para o agregado de conexões é obtida a partir de uma fórmula que assume que a distribuição da taxa agregada seja gaussiana.

Outras propostas podem ser encontradas em [PLG⁺92, Gri90, KS89, RS90, EIK90, KWR90].

11.3 Alocação de Capacidades

A nível de célula (ou ATM), deve ser alocada capacidade suficiente para cada conexão de modo que a QOS desejada – representada pela taxa de perda de células (CLR) – seja satisfeita. A alocação de capacidades pode ser vista como uma negociação entre o usuário e a rede durante o estabelecimento da conexão ou durante uma renegociação.

11.3.1 Formulação do Problema

Nós formulamos o *problema de alocação de capacidades* da seguinte forma (vide figura 11.1): dada uma mistura de N fontes distintas de tráfego que compartilham um mesmo canal de transmissão, com memória (*buffer*) de comprimento K , deseja-se encontrar a capacidade W do canal que deve ser alocada a esta mistura de tráfego de modo a satisfazer uma dada qualidade de Serviço (QOS). Aqui consideramos a QOS como sendo expressa pela fração de células perdidas (CLR). Em redes ATM um valor típico para a CLR é 10^{-9} .

Alternativamente, podemos formular o *problema de dimensionamento da memória* da seguinte forma: dada uma mistura de N fontes distintas que compartilham um mesmo canal de transmissão de capacidade W , deseja-se encontrar o comprimento K da memória (*buffer*) de modo a satisfazer uma dada Qualidade de Serviço (QOS).

Finalmente, podemos formular o *problema da determinação do número máximo de conexões* da seguinte forma: dado um canal de transmissão de capacidade W com memória (*buffer*) de com-

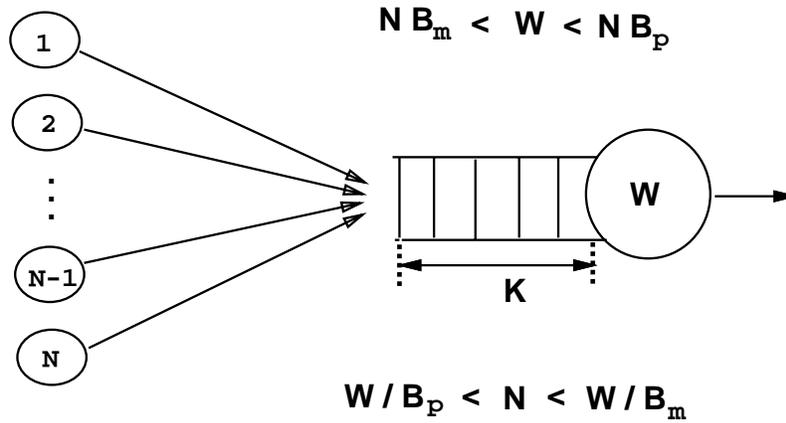


Figura 11.1: Multiplexador estatístico.

primeto K , deseja-se encontrar o número máximo N de fontes distintas que podem compartilhar este mesmo canal e ainda satisfazer uma dada Qualidade de Serviço (QOS).

A figura 11.2 ilustra o efeito da multiplexação estatística na alocação de capacidades obtido a partir do uso do ATM. Para uma fonte de tráfego em rajadas com taxa de pico (B_p) de 10 Mbps, taxa média (B_m) de 1 Mbps e comprimento médio de uma rajada (L) de 100 células, a curva de alocação de capacidades pelo pico corresponde a uma reta onde, por exemplo, para 10 fontes, devem ser alocados 100 Mbps; e num canal de capacidade total de 150 Mbps, poderíamos ter, no máximo, 15 fontes de tráfego (representado na figura pelo ponto de coordenadas (N_p, C)). Por outro lado, devido à multiplexação estatística, à medida que aumentamos o número de fontes que compartilham o canal precisamos alocar uma capacidade adicional cada vez menor a cada nova fonte incluída. A figura apresenta uma curva de alocação que satisfaz a uma probabilidade de perdas $CLR = 10^{-9}$. Para este exemplo, um canal de mesma capacidade C suportaria até $N^{max} = 34$ fontes. Na verdade, para um mesmo multiplexador e fontes de mesmo tipo, existe uma família de curvas de alocação de capacidades, uma para cada taxa de perdas tolerada. Quanto menor a taxa de perdas desejada, mais próxima a curva de alocação se encontra da alocação pelo pico. Como limite inferior de alocação teríamos a alocação pela média, que claramente não satisfaz à QOS desejada.

A mistura de N fontes distintas pode ser representada pela S-upla (n_1, n_2, \dots, n_S) onde os n_i 's são os números de fontes de mesmo tipo i , S é o número de tipos distintos de fontes e $N = \sum_{i=1}^S n_i$.

Nós podemos também expressar a capacidade alocada ao canal pelo *fator de expansão*, R , definido como sendo a relação entre a capacidade alocada (W) e a taxa média total produzida pelas N fontes [GRF89]. Isto é:

$$R = \frac{W}{\sum_{i=1}^S n_i B_m^i} \quad (11.1)$$

onde B_m^i é a taxa média da fonte de tipo i .

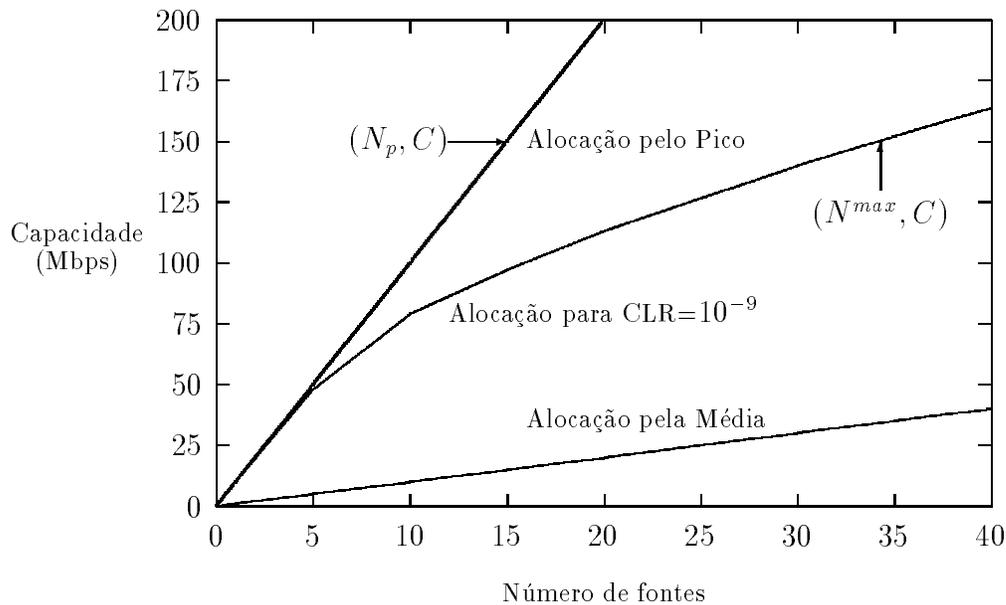


Figura 11.2: Alocação de capacidades.

O fator de expansão nos dá uma medida da capacidade adicional (em relação à média) que deve ser alocada ao tráfego de entrada para fazer face à sua explosividade. Note que $R = \frac{1}{\rho}$, onde ρ é o fator de utilização do multiplexador.

Devido ao efeito da multiplexação, temos que à medida que o número de fontes aumenta, decresce o valor de R . Para infinitas fontes, teríamos $R = 1$. Para fontes em rajada de um mesmo tipo, a alocação pelo pico corresponde a $R = b$, enquanto que o limite inferior, alocação pela média corresponde a $R = 1$.

Como exemplo, apresentamos a Figura 11.3 [Mon91, MGF91a] que compara os resultados obtidos de simulações apresentados em [GRF89] com resultados obtidos utilizando-se o modelo UAS para fontes de tráfego em rajadas com comprimento médio do período ativo $L = 100$ células, comprimento de uma célula $n_{célula} = 36$ bytes¹, comprimento da memória $K = 50$ células (correspondente a um atraso máximo de $100\mu\text{sec}$), e uma taxa de perda de células $\text{CLR} = 10^{-5}$. O valor escolhido para CLR foi muito maior do que o valor típico desejado. Esta escolha foi feita para limitar o tempo máximo de execução das simulações.

No caso da utilização de buffers multi-classe, isto é, buffers específicos para classes diferentes de tráfego poderíamos considerar cada buffer como sendo atendido por um subcanal (correspondente à fração da capacidade “dedicada” a este tráfego). O problema desta abordagem seria não levar em conta o compartilhamento do canal entre células de classes distintas.

¹Na época em que o artigo [GRF89] foi preparado, ainda não havia sido definido o tamanho da célula.

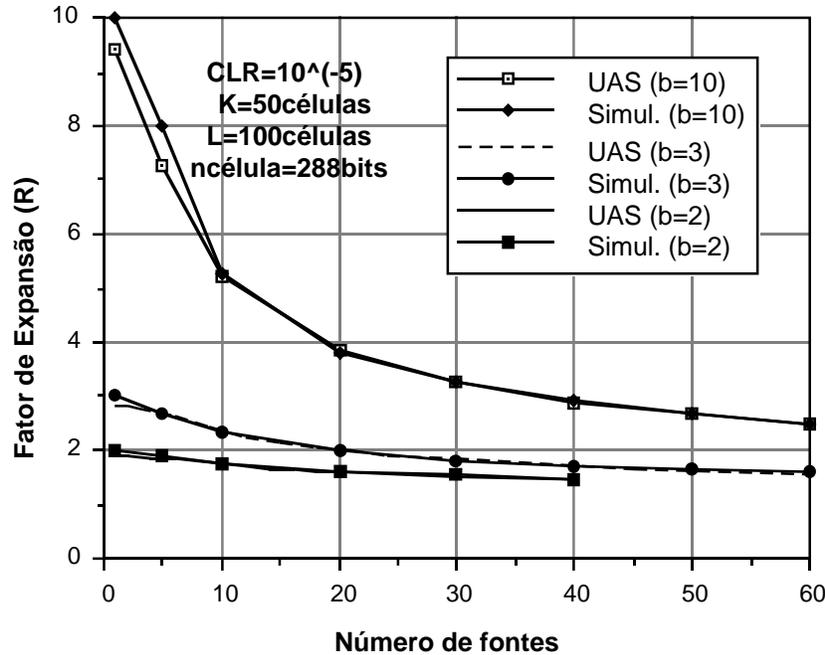


Figura 11.3: Comparação entre resultados obtidos através de simulação e do modelo UAS.

11.3.2 Estratégias de Solução

Através de métodos analíticos ou de simulação a serem estudados em seções posteriores, podemos determinar a probabilidade de perda de células para um determinado conjunto de fontes de tráfego, comprimento de buffer e alocação de capacidade.

No entanto, geralmente estamos interessados em determinar qual é o número de fontes de um dado tipo que podemos multiplexar num canal de capacidade dada, ou qual a capacidade que devemos alocar para um dado número de fontes, e ainda assim satisfazer a QOS (taxa de perdas de células) desejada. Para isto temos que utilizar algum método de tentativas e erros. Onde, no primeiro caso, devemos variar o número de fontes até encontrarmos o maior número de fontes que produz uma perda de células inferior à desejada. E no segundo caso, devemos variar a capacidade alocada até atingirmos o nível tolerado de perdas de células.

Como vimos anteriormente, a alocação da taxa de pico produz perda zero, enquanto que a alocação apenas pela taxa média produz perdas elevadas em tráfegos com níveis de explosividade maior do que um.

Portanto, no primeiro caso estamos interessados em encontrar um número de fontes (N) que se encontra no intervalo: $W/B_p \leq N \leq W/B_m$ (vide figura 11.4). Enquanto que, no segundo caso estamos interessados em encontrar a alocação de capacidades (W) que se encontra no intervalo: $N \cdot B_m \leq W \leq N \cdot B_p$ (vide figura 11.5).

Note que as curvas dos logaritmos das taxas de perdas são dadas aproximadamente por curvas também logarítmicas do tipo: $\log(N - W/B_p) + A$ e $\log(N \cdot B_p - W) + A'$, respectivamente, onde

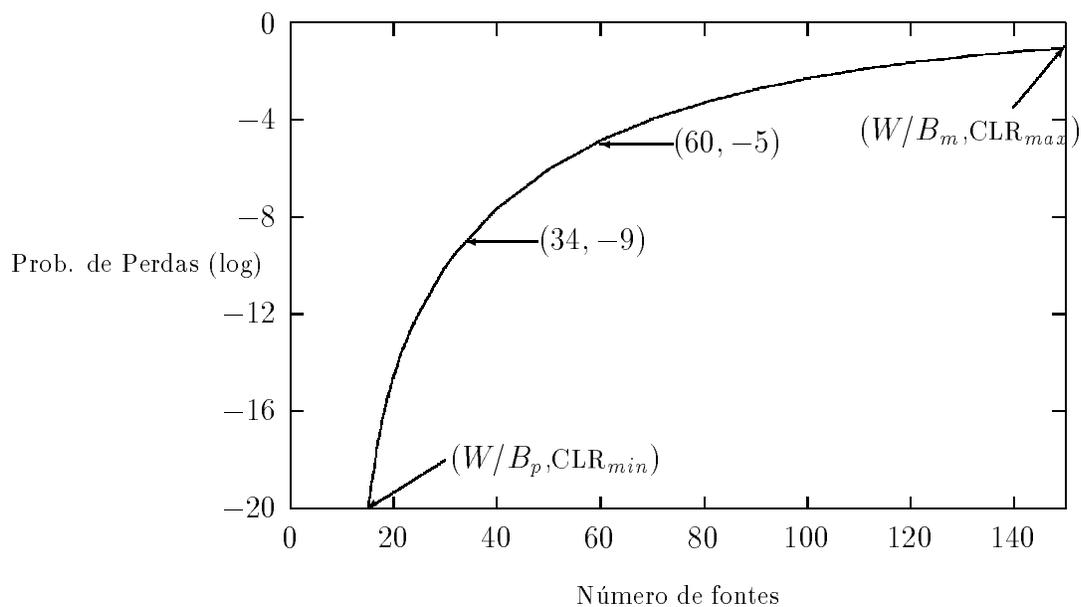


Figura 11.4: Probabilidade de perda de células em função do número de fontes.

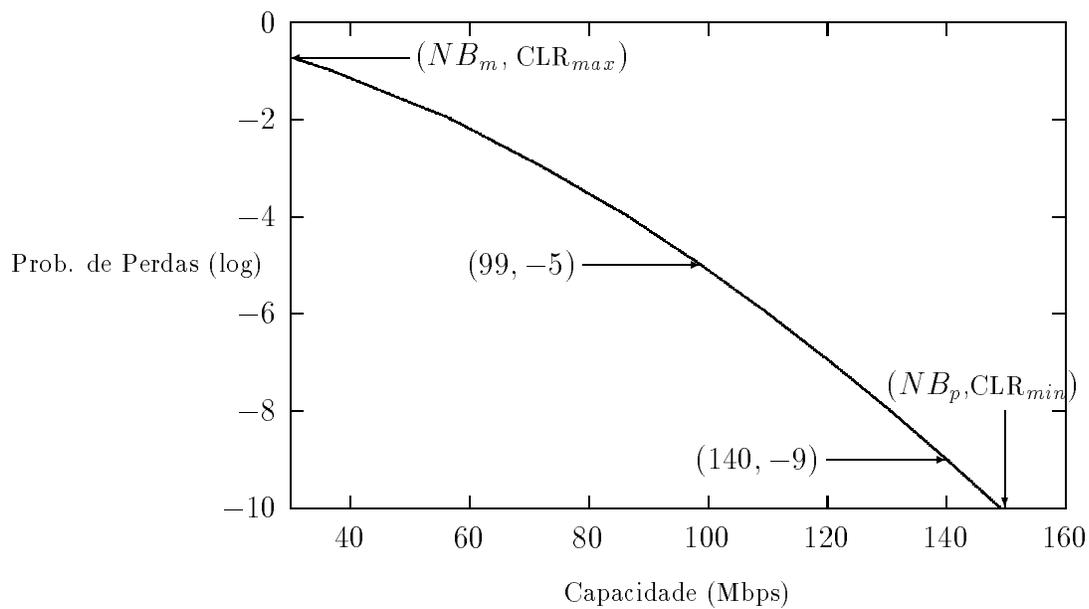


Figura 11.5: Probabilidade de perda de células em função da capacidade alocada.

A e A' são constantes.

Podemos então utilizar uma interpolação logarítmica nas regiões consideradas até obtermos a taxa de perda de células dentro da tolerância desejada. Como o valor desejado deve se encontrar entre os dois extremos, sugerimos o uso da metade do intervalo como um dos pontos iniciais, juntamente com um dos extremos, por exemplo, aquele em que não há perdas.

11.3.3 Modelos de Tráfego

Kawashima e Saito [KS90] resumem as principais questões relacionadas ao tráfego em redes ATM e enumeram os diversos modelos estatísticos propostos para voz e imagem. Vide também [BS91]. Nesta seção apresentaremos de modo particular, os modelos ON/OFF e MMPP.

Modelos de Fluxo Contínuo (ON/OFF)

Para o caso de fontes em rajadas assumimos que tanto os períodos ativos como os de silêncio são distribuídos exponencialmente com médias T e $S = T(b - 1)$, respectivamente. Portanto, uma única fonte em rajada pode ser modelada através de uma cadeia de Markov como a mostrada na figura 11.6, onde $\lambda = 1/S$ e $\mu = 1/T$.

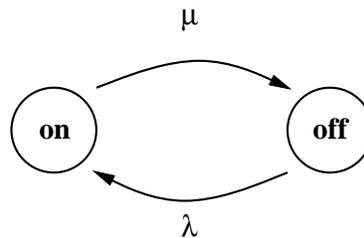


Figura 11.6: Modelo de uma fonte em rajadas.

Podemos então modelar o processo de entrada no multiplexador através de uma cadeia de Markov como a apresentada na figura 11.7, cujo estado representa o número de fontes em rajadas ativas.

Podemos modelar o tráfego gerado por fontes VBR através da taxa agregada de um certo número de fontes em rajadas (ON/OFF) denominadas de *mini-fontes* [MAS⁺88]. Neste caso, o estado da cadeia de Markov da figura 11.7 corresponderia ao nível de quantização da taxa agregada. O degrau de quantização (A), o número de estados e as taxas de transição são ajustadas de modo a casar com os parâmetros probabilísticos obtidos a partir da medição de tráfegos reais.

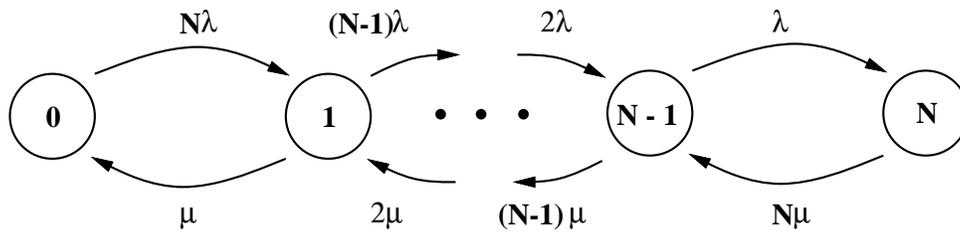


Figura 11.7: Modelo de nascimento e morte para o número de fontes ativas.

Processo de Poisson Modulado por Markov (MMPP)

O Processo de Poisson Modulado por Markov (MMPP — *Markov Modulated Poisson Process*) foi utilizado por Heffes e Lucantoni [HL86] para aproximar o processo de chegadas agregadas de diversas fontes de voz e de dados. A aproximação é escolhida de modo que suas características estatísticas sejam idênticas às da superposição original de fontes.

No MMPP as chegadas ocorrem segundo um processo de Poisson cuja taxa média é uma variável aleatória determinada pelo estado de uma cadeia de Markov irreductível e contínua no tempo. Esta cadeia de Markov modula a taxa média do processo de Poisson, daí o nome de processo de Poisson modulado por Markov. A figura 11.8 apresenta uma cadeia de Markov representando um MMPP de dois estados.

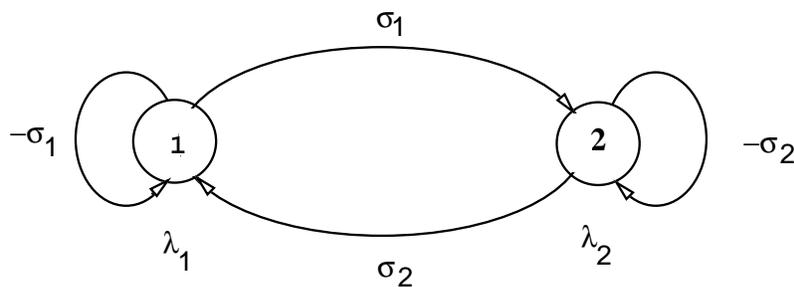


Figura 11.8: Um MMPP de 2 estados.

Quando a cadeia de Markov se encontrar no estado 1, as chegadas ocorrem segundo um processo de Poisson com taxa λ_1 . Em contrapartida, quando a cadeia de Markov se encontrar no estado 2, as chegadas ocorrem segundo um processo de Poisson com taxa λ_2 ; σ_1 representa a taxa média de transição do estado 1 para o estado 2, enquanto que σ_2 representa a taxa média de transição do estado 2 para o estado 1. λ_1 , λ_2 , σ_1 e σ_2 compõem, respectivamente, a matriz de taxas de chegadas (Λ) e a matriz de taxas de transições (Q).

$$Q = \begin{bmatrix} -\sigma_1 & \sigma_1 \\ \sigma_2 & -\sigma_2 \end{bmatrix} \quad \text{e} \quad \Lambda = \begin{bmatrix} \lambda_1 & 0 \\ 0 & \lambda_2 \end{bmatrix}.$$

Há diversas técnicas propostas para a obtenção dos parâmetros de um MMPP [HL86, MH87, BML⁺91, Ryd92b, Ryd92a, Ryd93b, Ryd93a].

O MMPP é um modelo que tem recebido muitas atenções nestes últimos anos por incorporar as seguintes vantagens:

- ser analiticamente tratável;
- exibir as correlações entre chegadas sucessivas;
- permitir a caracterização de tráfegos agregados ou não agregados de fontes homogêneas ou heterogêneas;
- a superposição de dois ou mais MMPP's dá origem a um novo MMPP;
- mesmo que haja um grande aumento na quantidade de fontes o seu nível de complexidade pode ser mantido através de uma combinação das técnicas de superposição de tráfegos agregados para gerar um MMPP e superposição de MMPP's.

Salgueiro [dBS94] estudou a aplicação do MMPP para a obtenção de resultados de alocação de capacidades para fontes heterogêneas a partir da agregação de MMPPs representando fontes homogêneas. Ele constatou que apesar do MMPP agregado representar fielmente o comportamento conjunto dos MMPPs que o geraram, os resultados produzidos para a probabilidade de perda são diferentes para diferentes combinações de somas de agregados, mesmo que estes estivessem representando um número total constante de fontes homogêneas. Concluiu-se, portanto, que o MMPP não é adequado para a superposição de agregados de fontes heterogêneas.

11.3.4 Solução através de Simulação

Uma abordagem que pode ser utilizada para a obtenção da probabilidade de perda de células num dado multiplexador é a de simulação. A simulação usualmente empregada é a simulação discreta orientada a eventos [Soa90]. De modo a representar o mais detalhadamente possível o comportamento de um multiplexador, deve-se fazer a simulação a nível de células, onde os eventos correspondem à chegada de células (iniciando ou não uma rajada) e à partida das mesmas.

O uso de simulação tem a grande vantagem da flexibilidade, em particular, em representar processos de chegada arbitrários, com ou sem prioridade, etc. Por outro lado, apresenta a desvantagem de necessitar de longos tempos de execução para que seja possível observar a ocorrência de eventos raros tais como taxas de perda de células da ordem de 10^{-9} .

Diversas estratégias foram utilizadas para superar este obstáculo do prolongado tempo de execução. O mais simples, consiste em obter resultados para probabilidades de perda mais altas, por exemplo da ordem de 10^{-5} . Uma outra abordagem consiste em fazer a simulação não a nível de células mas a nível de rajadas. Neste caso, os eventos simulados correspondem ao início e fim de rajadas, sendo a perda de células estimada a partir do número de fontes ativas e padrão de chegada das células das mesmas. Outras estratégias utilizadas incluem a Teoria do Valor Extremo [Ber90], a Teoria Generalizada do Valor Extremo (GEVT) [BF1Z91, BLMZ92], a *Importance Sampling* (IS) [DT93, WF93, DT92], Simulação Paralela [AM93, BG92, PC91], e outros [KW93].

11.3.5 Solução através de Métodos Analíticos

Diversos modelos analíticos foram propostos na literatura para a caracterização das fontes de tráfego (vide seção 11.3.3). Associados a estas diversas caracterizações foram também propostos métodos analíticos de solução das filas que representam os multiplexadores.

A multiplexação de fontes periódicas (CBR) foi estudada por Eckberg [Eck79]. Fontes em rajadas foram estudadas em [AMS82, Tuc88, DJ88, Mit88, HW89], enquanto que fontes contínuas foram estudadas em [LR87, MAS⁺88, SMRA89, VP89].

Os efeitos do tráfego no desempenho de redes ATM foram estudados entre outros em [BS91, BS90, MGF91a].

Métodos de Fluxo Contínuo

Os métodos de fluxo contínuo são métodos aproximados, baseados na equação de escoamento de fluidos. Estes métodos são aproximados, dado que a divisão dos dados em células não é levada em conta. Os bits de dados fluem para o multiplexador a uma taxa que depende do número de fontes ativas, e bits saem do multiplexador a uma taxa também contínua (no nosso caso, constante) de serviço.

O trabalho básico nesta abordagem é o que apresenta o modelo de chegadas e serviço uniformes para filas infinitas [AMS82] denominado de UAS (*Uniform Arrival and Service Model*) em [DL86]. O modelo UAS (*Uniform Arrival and Service Model*) [AMS82, Tuc88, DJ88, Mit88, MAS⁺88] é uma aproximação de fluxo contínuo do estado de um multiplexador onde a divisão em pacotes não é levada em conta. Os bits de dados fluem para o multiplexador a uma taxa que depende do número de fontes ativas, e bits saem do multiplexador a uma taxa constante de serviço. Uma abordagem baseada em equações que descrevem o estado futuro é usada para derivar uma equação diferencial que é resolvida através de métodos numéricos (no caso de memórias finitas) para obter a distribuição de equilíbrio do comprimento da memória utilizada e do número de fontes ativas. Neste modelo é derivada uma equação diferencial (de escoamento de fluido) cuja solução produz a distribuição estacionária do comprimento da fila. Anick et al. apresentam um procedimento simplificado no qual os autovalores do sistema são encontrados como raízes de equações de segundo

grau e os demais cálculos requerem apenas manipulação algébrica.

Tucker [Tuc88] posteriormente, derivou a distribuição estacionária do comprimento da fila e a probabilidade de perda de pacotes para o modelo UAS com fila finita. Neste caso, a distribuição deve ser encontrada a partir da solução numérica das equações diferenciais juntamente com as condições de contorno que descrevem o comportamento da fila nos seus limites. Em [MGF91a, Mon90] utilizamos este modelo para efetuarmos uma análise de sensibilidade da probabilidade de perda de células em função dos parâmetros das fontes e do multiplexador.

A Figura 11.3 exibe uma concordância quase perfeita entre resultados obtidos através de simulação e do modelo UAS. Naturalmente, com o modelo UAS os resultados são obtidos muito mais rapidamente. Como as hipóteses nas quais o modelo é baseado permanecem válidas ao reduzirmos a CLR, podemos assumir que o modelo será igualmente preciso para valores de CLR muito menores. Portanto, o modelo UAS pode ser utilizado para se proceder a uma análise de sensibilidade do fator de expansão com os parâmetros da fonte e do multiplexador, e o que é mais importante, para se obter resultados para $CLR = 10^{-9}$. Estes resultados não são obtidos facilmente através de simulação por causa dos tempos proibitivos de execução.

Os resultados da análise de sensibilidade apresentados em [MGF91a] são resumidos a seguir. Com relação ao efeito da explosividade das fontes na multiplexação estatística, como era de se esperar, quanto maior for a explosividade, maior será o efeito da multiplexação (ou seja, o fator de expansão decrescerá mais acentuadamente com o aumento do número de fontes).

A seguir estudamos a sensibilidade do fator de expansão R em relação ao comprimento da memória K e do comprimento médio das explosões L . Mostramos que o aumento do fator de expansão é mais significativo para comprimentos médios de explosões na faixa $1 \leq L \leq K$ do que para valores maiores ($L > K$). Isto pode ser explicado pelo fato de que enquanto o comprimento médio do período de explosão de uma dada fonte for menor do que o comprimento da memória a perda de células será muito baixa, porque todas as células geradas podem ser armazenadas. No entanto, quando o comprimento médio do período de explosão torna-se maior do que o comprimento da memória, deve ser feita uma alocação de capacidades de modo que as células sejam servidas na mesma taxa de chegada (para que a taxa de perda de células seja limitada). Portanto, a este ponto o comprimento médio do período de explosão não é mais crítico.

Também observamos que R não depende de K e L independentemente e sim através da relação entre eles. Em outras palavras, se multiplicarmos tanto K como L por um mesmo fator, R permanecerá inalterado.

O UAS tem a desvantagem de considerar apenas a multiplexação de fontes homogêneas (isto é, fontes de tráfego de mesmo tipo e com os mesmos parâmetros). Extensões do método foram posteriormente propostas para acomodar tráfegos heterogêneos, que é a situação típica em redes ATM. Estes métodos são denominados de *Fluxo Contínuo Estocástico* (SFF — *Stochastic Fluid Flow*) [EM93, Kos86, Mit88, Kob90, BBMS92, BBMS92].

O caso de fontes heterogêneas e comprimento de fila infinito foi considerado no modelo de

[Kos86]. Para ele as N fontes da figura 11.1 são heterogêneas e representam, cada uma, um agrupamento de fontes homogêneas. Isto é, cada grupo de fontes homogêneas é visto como uma única fonte para efeito de modelagem. Sua proposta é, na verdade, uma generalização dos modelos propostos por Anick et al. e por ele mesmo em artigos anteriores. Na modelagem uma distribuição assintótica é considerada para cada uma das N fontes. O problema deste modelo é que, em geral, um dos parâmetros da distribuição assintótica é obtido através de simulação.

Uma importante contribuição para o estudo de modelos de fontes heterogêneas foi dada em [Mit88]. O foco de estudo não é especificamente o problema de alocação de capacidades. O que se quer é analisar e derivar procedimentos computacionais eficientes para um modelo de fluidos de produtores e consumidores. No entanto, este modelo se aplica aos modelos de alocação de capacidades bastando, para isto, considerar um único canal (máquina de consumo) como o servidor da fila. Na sua formulação original, a heterogeneidade é devida ao fato das máquinas produtoras e consumidoras terem parâmetros diferentes. Contudo, é possível estender a solução proposta para o caso de múltiplas classes de produtores e consumidores, como indicado nas conclusões.

A partir do exposto por [Mit88], dada a aplicabilidade do modelo proposto para o estudo de alocação de capacidades, [BBMRS92] criou seu modelo para fontes heterogêneas. A modelagem é feita agrupando-se as fontes que são homogêneas tendo-se, então, classes distintas de fontes.

Comparando o modelo de [BBMRS92] com o de [Kos86] vê-se que os dois agrupam as fontes em classes, porém o primeiro não considera cada classe como uma única fonte em sua modelagem. E mais, [BBMRS92] considera o comprimento da fila como finito.

O problema de tal modelo é o aumento considerável na complexidade computacional, uma vez que o espaço de estados (conjunto de todos os possíveis estados do sistema) é bem maior que no caso homogêneo. Tentando resolver este problema, [BBMRS92] propõe uma solução aproximada e apresenta uma descrição formal do algoritmo usado na obtenção dos resultados. Para uma descrição desta aproximação bem como o modelo matemático utilizado vide [dCM94]. Recentemente, Baiocchi e Melazzi [BBM93b] apresentaram um algoritmo eficiente para a obtenção de limites superior e inferior bastante próximos para a probabilidade de perda de um modelo SFF.

Métodos de Matrizes Geométricas

Algumas cadeias de Markov possuem estruturas especiais que são exploradas na solução do modelo correspondente. O método das matrizes geométricas atribuído a Neuts [Neu81, Neu89] aplica-se a matrizes estocásticas com certos tipos de estrutura repetitivas de blocos [dSeSM92].

Dentre os sistemas de filas que apresentam matrizes estocásticas do tipo geométrica, encontram-se as filas com processo de chegada do tipo MMPP (vide seção 11.3.3). Fischer e Meier-Hellstern [FMH93] apresentam uma coletânea de algoritmos necessários para a solução da fila MMPP/G/1, incluindo resultados recentes que reduziram significativamente o esforço computacional necessário para a obtenção dos parâmetros estatísticos de interesse. Baiocchi e Melazzi apresentam uma análise exata da fila MMPP/G/1/K que obtém a distribuição de probabilidades de ocupação

da fila e a probabilidade de perda em [BBM93a] e uma análise aproximada (mais eficiente) em [BBM92]. Salgueiro [dBS94] reporta resultados obtidos a partir da implementação destes métodos de solução. A fila MMPP/D/1/K foi também estudada por Nagarajan et al. [NKT91], enquanto que Yamada e Sumita [YS91] estudaram a fila MMPP/Er/1/K.

Ding e Decker [DP90] estudam a fila discreta SSMP/G/1, onde SSMP denota o *Special Semi-Markov Process* que contém o MMPP. Blondia e Casals [BC92] modelam o multiplexador através de uma fila D-BMAP/D/1/K, onde D-BMAP denota o *Discrete-time Batch Markovian Arrival Process* que é usado para modelar uma classe bastante abrangente de fontes VBR e suas superposições.

11.4 Critérios de Admissão Baseados em Aproximações

Nesta subseção são apresentados alguns critérios de controle de admissão para mistura de fontes heterogêneas baseados na capacidade efetiva considerando-se a multiplexação apenas de fontes homogêneas.

A *capacidade efetiva* de uma determinada conexão pode ser definida como sendo a parcela de capacidade do canal que cabe a cada conexão de modo a garantir a QOS desejada.

Dentre estes critérios baseados em aproximações encontram-se: o Linear, o da Regra Relacionada com a Classe (RRC), o Não-Linear e o da Mistura Independente. Em [CM92] é apresentado um estudo comparativo entre estes critérios com resultados de simulação. Observamos que os critérios RRC, não-linear e mistura independente se assemelharam na maioria dos casos considerados, e que os resultados de simulação, diferentemente do que era esperado, na maioria das vezes se aproximam da curva do critério linear.

Podemos definir uma região de aceitação como sendo o conjunto de cargas de tráfego para as quais a QOS num dado enlace é aceitável. Portanto, uma região de aceitação particiona o conjunto de todas as possíveis cargas de tráfego em duas: dentro da região de aceitação as cargas de tráfego combinadas produzem taxas de perdas de células aceitáveis; fora da região de aceitação as cargas de tráfego combinadas produzem taxas de perdas de células inaceitáveis [PLG⁺92].

11.4.1 Critério Linear

No critério linear [Akh87], a capacidade (largura de banda) a ser alocada (LB_j), para cada chamada, de um determinado tipo j de tráfego, podendo pertencer a classes diferentes, também conhecida como capacidade efetiva, é dada pela capacidade máxima do canal C (e.x., 150 Mbps) dividida pelo número máximo ($N_j^{máx}$) de chamadas que pode ser suportado pelo canal. Por exemplo, a capacidade efetiva das fontes de tráfego da figura 11.2 para $CLR = 10^{-9}$ seria dada por $C/N^{máx}$, ou 4,41 Mbps.

Deste modo, uma nova chamada só será aceita se a sua capacidade efetiva for menor ou igual

à capacidade residual do canal dada por:

$$R = C - \sum_j LB_j \cdot N_j \quad (11.2)$$

Graficamente (Figura 11.9), para a mistura de dois tipos de tráfego, a região de aceitação está delimitada por uma linha reta ligando os pontos correspondentes ao número máximo de chamadas de cada tipo para o caso homogêneo. Esta aproximação não leva em conta a interferência entre fontes de tipos diferentes que estão sendo multiplexadas no mesmo canal, e que poderia provocar a necessidade de uma largura de banda maior que a largura de banda efetiva de modo a garantir a QOS desejada. Neste caso, deveriam ser admitidos um número menor de fontes. Portanto, podemos ver a aproximação linear como um limite superior (melhor caso) do número de chamadas de um certo tipo que podem ser admitidas, dado que já existe um número de chamadas de outro tipo.

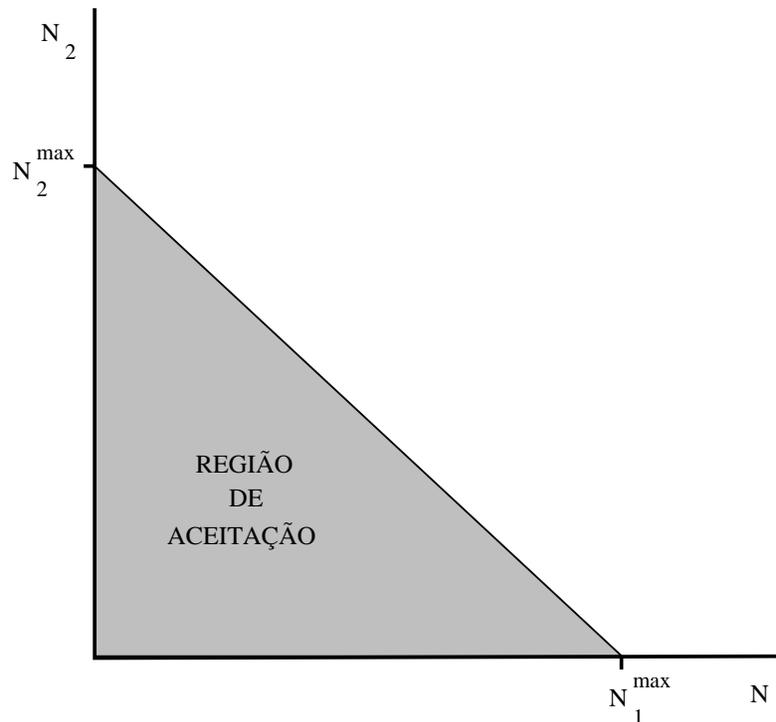


Figura 11.9: Região de aceitação para o critério linear.

11.4.2 O Critério da Mistura Independente

O critério da mistura independente, é aquele que leva em conta, apenas um tipo de fonte de tráfego por vez, independentemente, como se não houvesse multiplexação entre fontes de tipos diferentes

(Figura 11.10). Isto equivaleria a se ter uma “fragmentação” da capacidade total do canal como se fossem canais de capacidade menor dedicados a cada tipo de fonte sem que houvesse, portanto, a multiplexação entre fontes de tipos diferentes. Este critério pode ser considerado como o pior caso, já que não leva em conta o efeito da mistura com fontes de outros tipos.

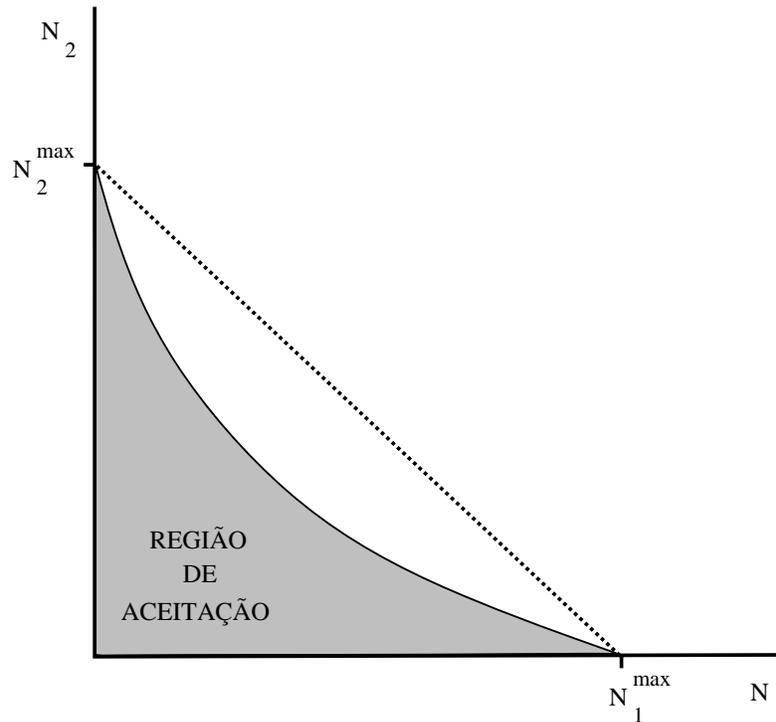


Figura 11.10: Região de aceitação para a mistura independente.

11.4.3 Critério da Regra Relacionada com a Classe (RRC)

O critério RRC (Regra Relacionada com a Classe), foi proposto por Galassi et al. [GRF89, GRV90]. De acordo com este critério, a alocação de largura de banda será a mínima entre os valores do pior caso e o da alocação de largura de banda que seria necessária se o tráfego médio total fosse gerado pela fonte mais exigente, isto é, aquela que requer mais da rede. Este critério está representado na Figura 11.11, onde assumimos que a fonte de tipo 1 é aquela que requer mais da rede. O RRC delimitaria a região de aceitação com a curva em linha cheia que corresponde aos valores que produzem uma taxa média idêntica à taxa média máxima para a fonte mais exigente, onde

$$N_2' = \frac{N_1^{max} \cdot B_m^1}{B_m^2} \quad (11.3)$$

sendo B_m^i a taxa média da fonte de tipo i .

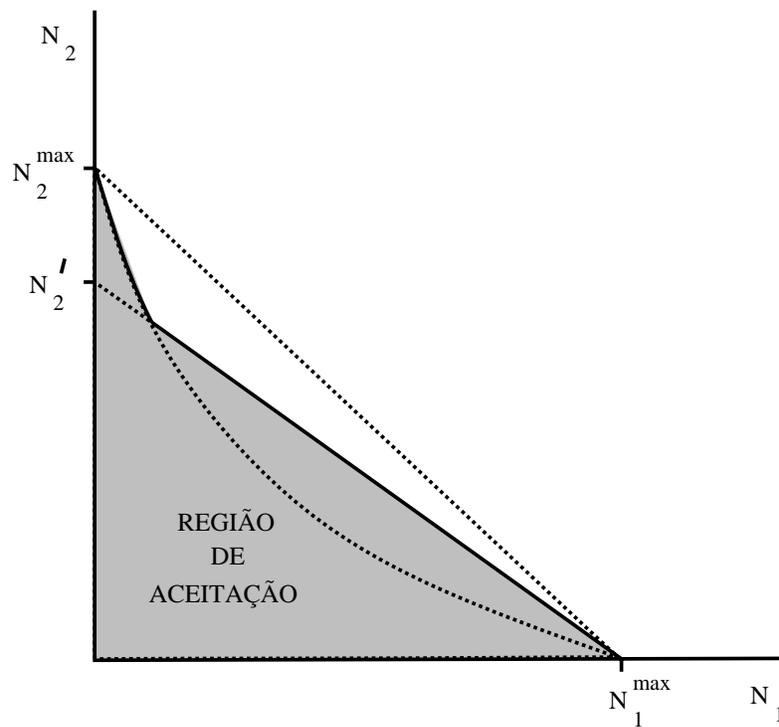


Figura 11.11: Região de aceitação para a regra relacionada com a classe.

De acordo com a formulação original de Galassi [GRF89, GRV90], a fonte que requer mais da rede é aquela que possui o maior índice de explosividade.

A intenção dos autores era de que a curva do RRC estivesse sempre entre a curva do critério linear (limite superior) e a curva do critério de mistura independente (limite inferior). No entanto, observamos que a aplicação da formulação original nem sempre produz o resultado esperado.

Exemplificando, podemos considerar o caso de duas fontes com mesma taxa média ($B_m^1 = B_m^2$) mas diferentes níveis de explosividade. Assumindo que a fonte com maior nível de explosividade seja a 1, poderemos multiplexar um número maior de fontes do tipo 1 do que do tipo 2. Como as taxas médias são idênticas, $N_2' = N_1^{máx} > N_2^{máx}$, o que ocorre é que a curva do RRC ficaria acima da linear.

A formulação correta seria portanto, considerar como fonte que requer mais da rede, aquela que utiliza menos eficientemente o canal. Ou seja, a fonte j que possua a menor taxa média total dada pelo produto $N_j^{máx} \cdot B_m^j$. Deste modo, garantiríamos que, no nosso exemplo, $N_2' < N_2^{máx}$.

11.4.4 Critério Não-Linear

O critério não-linear, foi proposto por Dziong et al. [DCLM90]. Neste critério, ao contrário do critério linear, leva-se em conta que a largura de banda necessária para uma chamada de tipo i , depende das demais chamadas, possivelmente de tipos diferentes, já presentes no canal.

Para caracterizar o tráfego já existente, são utilizados os conceitos de “suavidade” e de “espalhamento” relacionados, respectivamente, com a diferença da largura de banda alocada para a alocação de pico e com a diferença da largura de banda alocada para a taxa média total.

De acordo com este critério, a alocação de banda efetiva para chamadas de um certo tipo é feita de modo que a “suavidade” e o “espalhamento” do tráfego já presente no canal seja pelo menos do mesmo valor da suavidade e do espalhamento para fontes do mesmo tipo considerado no caso homogêneo e que resulte na mesma alocação de banda.

11.5 Conclusões

Na seção 11.1 vimos a necessidade de dispormos de métodos simples e rápidos de alocação. A abordagem que apresentamos para a alocação de capacidades é baseada num estudo estatístico do tráfego de entrada e do comportamento da fila do multiplexador. A dificuldade desta abordagem reside na dificuldade de se desenvolver mecanismos de policiamento de tráfego adequados por causa dos longos tempos de observação. Por outro lado, uma abordagem operacional teria a facilidade de verificação de obediência ao tráfego especificado. De qualquer modo, devido à inexistência de mecanismos de policiamento ideais (como veremos no próximo capítulo), a alocação de capacidades deve ser feita baseada no tráfego de pior caso, que passa incólume pelo mecanismo de policiamento real.

Capítulo 12

Policciamento

O conhecimento da capacidade necessária por fonte pode ser usado pelo mecanismo de controle de admissão de modo a decidir pela aceitação ou não de uma nova conexão ainda garantindo a QOS desejada. No entanto, esta QOS será de fato obtida apenas se as fontes envolvidas obedecerem aos parâmetros de tráfego especificados durante o estabelecimento da conexão. A violação dos valores negociados podem ser ou não intencionais. Os mecanismos de policiamento têm a função de garantir que as fontes respeitem a especificação inicial.

Na seção 12.1 é apresentada a função de controle dos parâmetros de uso/rede, enquanto que na seção 12.2 é definido o que entendemos por mecanismo ideal de policiamento. A seguir, apresentamos na seção 12.3 diversos mecanismos de policiamento propostos na literatura. Na seção 12.4 analisamos a questão do policiamento da taxa de pico, e na seção 12.5 o policiamento da taxa média. Como nenhum dos mecanismos apresentados se comporta como o “ideal”, definimos na seção 12.6 o que entendemos por tráfego de pior caso para os diversos mecanismos. Na seção 12.7 fazemos um estudo comparativo dos diversos mecanismos apresentados anteriormente, utilizando critérios que vão da conformidade com o mecanismo ideal à complexidade de implementação. Finalmente, na seção 12.8 apresentamos a moldagem de tráfego, que pode ser utilizada pelos usuários de modo a evitar a transmissão de células que seriam consideradas excessivas pelos mecanismos de policiamento podendo ser eventualmente descartadas pela rede.

12.1 Função de Controle dos Parâmetros de Uso/Rede

O *Controle dos Parâmetros de Uso/Rede* (UPC/NPC — *Usage/Network Parameter Control*) é definido na Recomendação I.371 como sendo o conjunto de ações que são tomadas pela rede de modo a monitorar e controlar o tráfego entrante no acesso do usuário ou da rede, respectivamente. A sua finalidade é proteger os recursos da rede de violações (maliciosas ou não) dos parâmetros do tráfego e que poderiam afetar a qualidade do serviço das conexões já existentes através da detecção de violações dos parâmetros negociados e da tomada de ações apropriadas.

Esta monitoração pode ser feita individualmente para cada VCC ou para o agregado de VCCs que compartilham uma mesma VPC. Basicamente, o UPC age sobre os VCCs ou VPCs no ponto onde o primeiro enlace de VP ou VC é terminado dentro da rede.

Dentre as características desejáveis de um mecanismo de policiamento encontram-se:

- capacidade de detecção de qualquer situação ilegal de tráfego;
- seletividade dentre os parâmetros que estão sendo controlados (isto é, o algoritmo poderia determinar se o comportamento do usuário se encontra dentro de uma região aceitável);
- baixo tempo de resposta a violações dos parâmetros;
- simplicidade de implementação.

Dois parâmetros de desempenho já foram identificados [ITU94]: tempo de resposta e transparência. O *tempo de resposta* é definido como sendo o tempo necessário para detectar uma situação de violação dos parâmetros para uma VPC/VCC em certas condições de referência. Por outro lado, *transparência* é definida como a precisão com a qual o UPC/NPC inicia ações de controle apropriadas numa conexão mal comportada e evita ações de controle inapropriadas numa conexão bem comportada para o mesmo conjunto de condições de referência.

12.2 O Mecanismo Ideal

O mecanismo ideal de policiamento é aquele que detecta qualquer situação ilegal de tráfego. O mecanismo ideal de policiamento da taxa média é aquele que descarta todas, e tão somente, as células mal comportadas (ou seja, células que excedam a média) [RT90]. Portanto, um mecanismo de policiamento ideal não deveria descartar nenhuma célula de fontes que estejam transmitido a taxas inferiores ou iguais à nominal, e deveria descartar uma fração $(\sigma - 1)/\sigma$ das células, onde σ é a taxa média normalizada em relação à taxa nominal ($\sigma \geq 1$) (vide figura 12.1).

Do ponto de vista do tráfego que passa (vazão) pelo mecanismo ideal, temos que a vazão vai aumentando linearmente com a carga oferecida até que esta atinja o seu valor nominal a partir do qual a vazão se mantém constante (vide figura 12.2).

Nem todos os mecanismos propostos na literatura são apropriados para descartar células mal comportadas [RT90, MGF91a, MGF91b]. Eles ou descartam um número razoável de células bem comportadas ou deixam passar muitas das células mal comportadas. Por outro lado, devido ao efeito de multiplexação, o multiplexador – e em última análise, a própria rede – podem ser capazes de absorver uma boa percentagem das células mal comportadas sem que o tráfego das células bem comportadas seja prejudicado, aumentando, portanto, a vazão da rede. Isto sugere que é melhor marcar as células como de baixa prioridade (*cell tagging*) do que descartá-las. Pelo fato de apenas marcarmos e não descartarmos células no ponto de entrada é que podemos até marcar um número

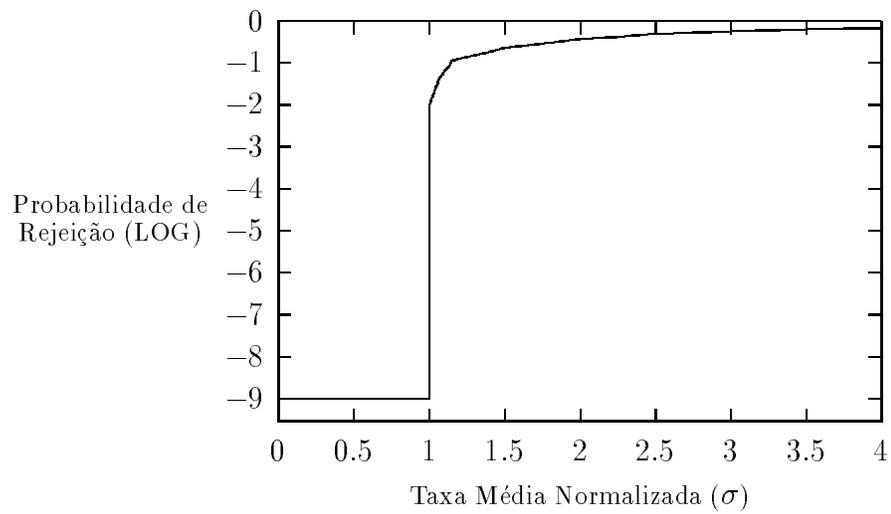


Figura 12.1: Curva ideal de perdas.

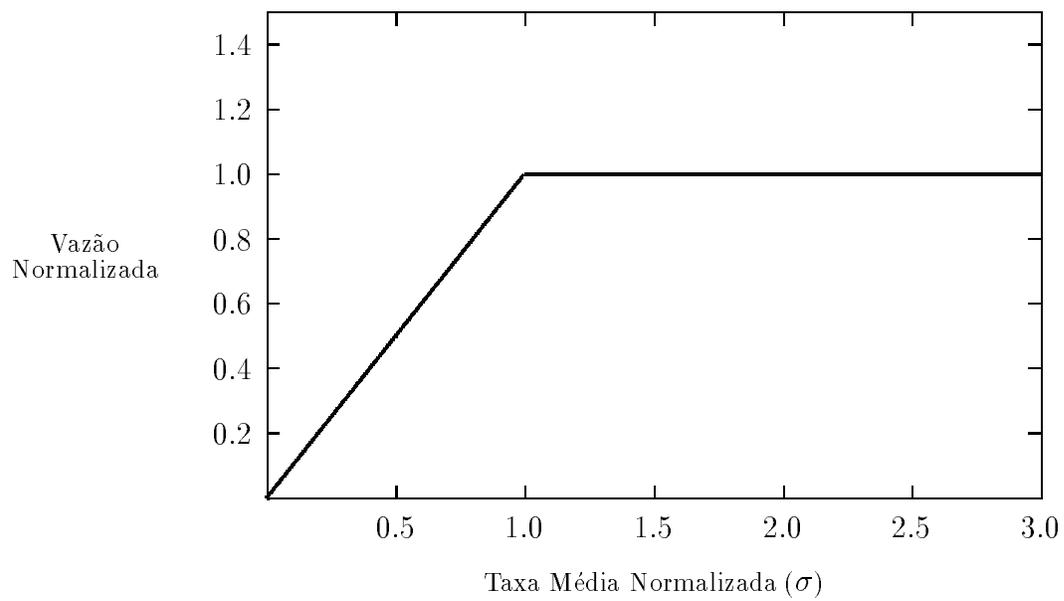


Figura 12.2: Curva ideal de vazão.

razoável de células bem comportadas sem o risco de deteriorarmos demasiadamente as suas taxas de perda. De qualquer modo, o comportamento ideal seria aquele de não marcar nenhuma célula bem comportada.

No entanto, um dos custos deste esquema é que ele necessita que sejam implementados mecanismos de tratamento de prioridades em todas as filas da rede. O esquema de prioridades funciona da seguinte forma: uma célula não-marcada (de alta prioridade) é bloqueada apenas se a fila estiver cheia e todas as células da fila forem também não-marcadas. Além do mais, se houver ao menos uma célula marcada (de baixa prioridade) numa fila cheia quando a célula não-marcada chegar, a última célula marcada é removida da fila (e descartada) e a célula não-marcada é colocada na fila. Por outro lado, uma célula marcada que encontrar a fila cheia é sumariamente descartada. Para mecanismos de prioridade alternativos, vide a seção 10.5.

Laguë et al. [LRG92] argumentando que devido às imprecisões na declaração dos parâmetros de tráfego que tornam muito drástica a marcação ou descarte para pequenas variações acima da taxa nominal, enquanto que grandes desvios deveriam ser punidos mais severamente, propõem uma curva de compromisso (figura 12.3).

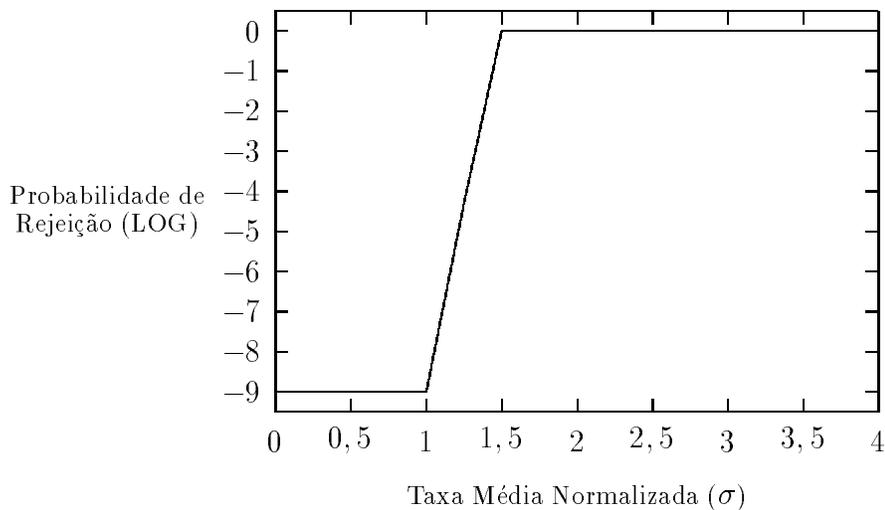


Figura 12.3: Curva de compromisso de perdas.

Neste caso, a vazão cresce linearmente com a carga até um valor próximo a 1,5 (margem de tolerância) e depois despenca para zero quando o mecanismo passa a marcar/descartar todas as células (figura 12.4).

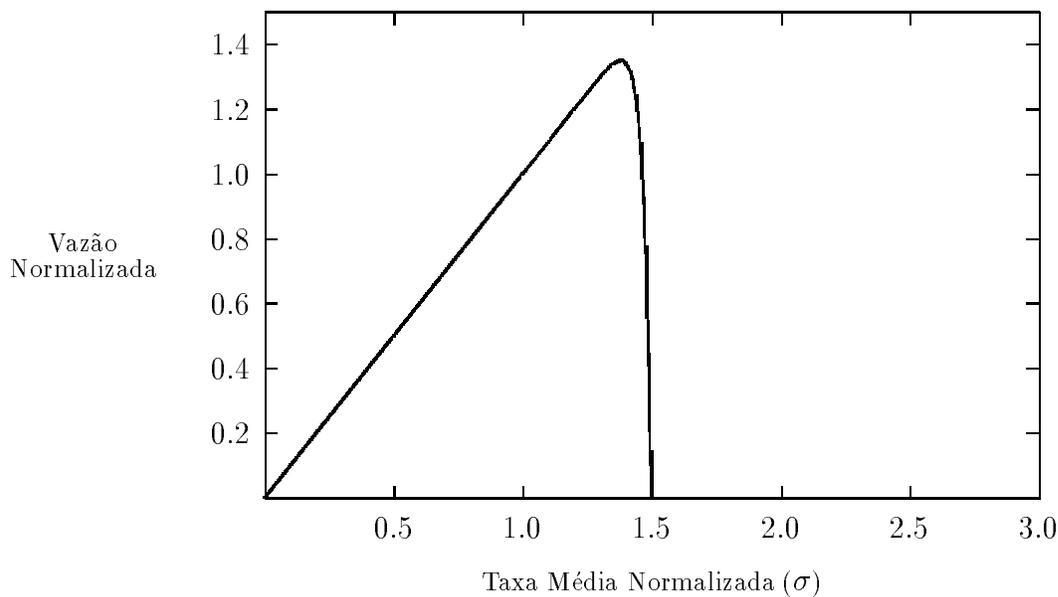


Figura 12.4: Curva de compromisso de vazão.

12.3 Mecanismos de Policiamento

Diversos mecanismos de policiamento (UPCs) foram propostos na literatura. Nas subseções seguintes apresentamos diversos destes esquemas.

12.3.1 Balde Furado e seus variantes

Dentre os vários mecanismos de policiamento (UPC) propostos para as redes ATM, o Balde Furado (BF — *Leaky Bucket*) [Tur87, Tur86b] é o mais conhecido. A figura 12.5 apresenta o seu diagrama funcional. O coração do balde furado é a pseudo-fila. Esta consiste de um contador que é incrementado toda vez que chegar uma célula pertencente à conexão que está sendo monitorada e é decrementado (se o valor for maior do que zero) a uma taxa constante B_e . O contador possui um valor máximo N (que corresponde ao comprimento máximo da pseudo-fila). As células que ao chegar encontrarem o contador no seu valor máximo (N) são descartadas.

Conforme apresentado na Figura 12.5, nenhuma célula advinda da fonte é realmente enfileirada, o que implica que o fluxo de células bem comportadas não é alterado pelo mecanismo e tampouco sofre algum tipo de retardo.

Foram propostas na literatura diversas variantes deste algoritmo básico. Uma destas variantes é o *Balde Furado Virtual* [GRF89] onde as células excessivas não são descartadas mas simplesmente *marcadas* como de baixa prioridade. Deste modo elas só são descartadas pelos nós da rede se houver real necessidade para garantir a QOS das demais conexões.

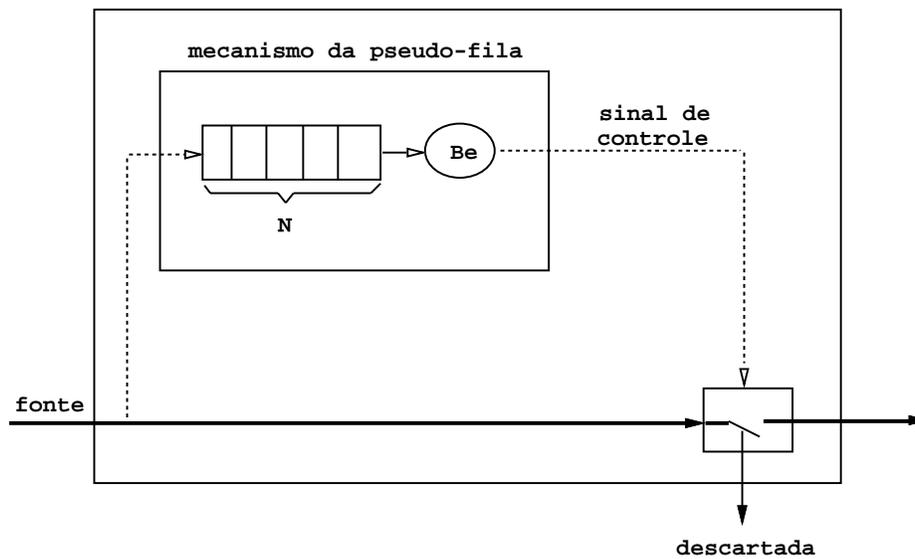


Figura 12.5: Diagrama funcional do Balde Furado.

Uma boa justificativa para o uso deste algoritmo em detrimento do anterior é que nem todas as células mal comportadas irão causar congestionamento na rede. Há, portanto, uma grande probabilidade de que as células de uma fonte mal comportada passem pela rede sem que isso implique em danos às demais fontes. Outro motivo seria a identificação errônea de células bem comportadas devido à falta de precisão do mecanismo. Uma estratégia de controle mais branda, como a marcação de células, causa menos danos quando o mecanismo comete erros, do que a estratégia que descarta as células identificadas como excessivas.

Além disso, outras complicações podem surgir quando da remoção de uma célula marcada, uma vez que pode ser necessário haver deslocamento das informações armazenadas nos *buffers* dos comutadores. Um esquema para resolver tais problemas, baseado em tabelas de estados e apontadores é apresentado em [GRV90].

Uma outra variante é o assim chamado balde furado com memória (*buffered leaky bucket*) [SLCG93]. Neste esquema, a pseudo-fila é substituída por um *buffer* que armazena as células caso não haja permissões (*tokens*) disponíveis. As permissões são geradas a uma taxa constante (correspondente à taxa média a ser controlada) e acumuladas até um valor máximo (vide figura 12.6). Células que ao chegar encontrarem o *buffer* cheio são descartadas. Cada célula que deixa o *buffer* e entra na rede “consome” uma permissão.

Uma outra abordagem é a do *Balde Furado Generalizado* proposto em [BCS90] que possui um limite no número de células em excesso (de modo a evitar congestionamento) e possui também um espaçador de células de modo a suavizar o tráfego.

A eficácia do BF original como mecanismo de policiamento foi estudada em [MGF90a, MGF90b]

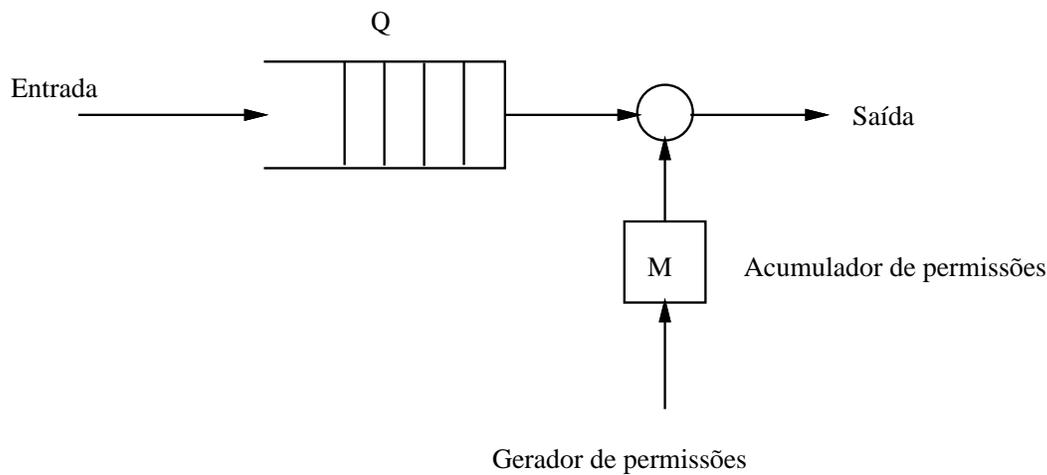


Figura 12.6: Diagrama funcional do Balde Furado com memória.

enquanto que o BF com memória foi estudado em [SLCG93, AGS93, LSY93, WM92].

Segundo Liao et al. [LDT92], a utilização de três baldes furados em série garante a monitoração, tanto da taxa de pico, quanto da taxa média e do intervalo máximo no qual uma fonte transmite na taxa de pico.

12.3.2 Janelas Saltitantes e Janelas Deslizantes

O mecanismo da Janela Saltitante (*JS — Jumping Window*) [Rat91] limita o número máximo de células que uma fonte pode emitir dentro de um intervalo T , que representa o tamanho da janela, a um valor N . Para tal, ele usa um contador que é incrementado sempre que chega uma célula da fonte monitorada, e as células só passam a ser descartadas/marcadas quando o valor do contador ultrapassar N . Um novo intervalo começa imediatamente após o final do precedente, e o contador sempre é zerado ao final do mesmo. Portanto, o intervalo de tempo durante o qual uma célula contribui para o valor do contador varia de zero ao tamanho da janela.

A Figura 12.7 apresenta um exemplo da evolução do contador de uma janela saltitante de acordo com o tráfego advindo da fonte monitorada.

A principal desvantagem da janela saltitante é que, com o início de uma nova janela, o mecanismo perde a história progressiva do tráfego da fonte. Muito embora, com uma janela grande o bastante, tal perda seja bastante minimizada.

A complexidade de implementação desse mecanismo é comparável à do balde furado. É necessário um contador para medir o número de chegadas, e duas variáveis para guardar o limite (N) e o tamanho da janela (T).

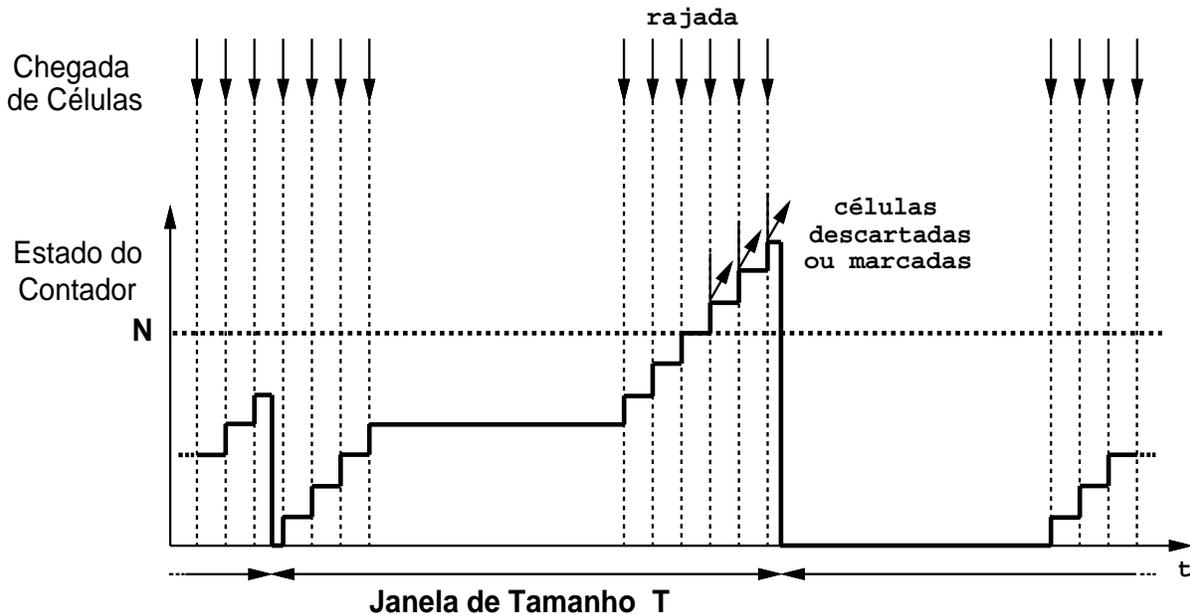


Figura 12.7: Exemplo da evolução do contador para a Janela Saltitante.

O mecanismo da Janela Deslizante (JD — *Moving Window*) [Rat91] é semelhante ao de janela saltitante exceto que no mecanismo da janela deslizante cada célula deve ser lembrada por um período de tempo que equivale ao tamanho da janela. Isto quer dizer que o mecanismo necessita saber qual foi o instante em que a célula chegou. A cada chegada de uma nova célula, o contador é incrementado de um se este não tiver atingido o seu valor máximo (N). As células que chegam e encontram esse contador com um valor igual ao seu limite são descartadas/marcadas. Exatamente T intervalos de tempo após a aceitação de uma célula, o contador é decrementado de um. Daí, a analogia com uma janela que desliza no tempo.

A Figura 12.8 apresenta um exemplo da evolução do contador de uma janela deslizante de acordo com o tráfego advindo da fonte monitorada.

A janela deslizante possui a vantagem de não “esquecer” o passado recente do comportamento do tráfego, contudo, o custo de implementação desse mecanismo é grande, uma vez que ele exige não apenas que seja armazenado o número de células que chegaram, mas também os tempos de chegada de até N células, o que pode ser muito custoso se a janela tiver um tamanho muito grande. Mesmo com alternativas como associar um bit a cada posição de T onde a célula pode ter chegado, o custo ainda continua proibitivamente alto se N for grande.

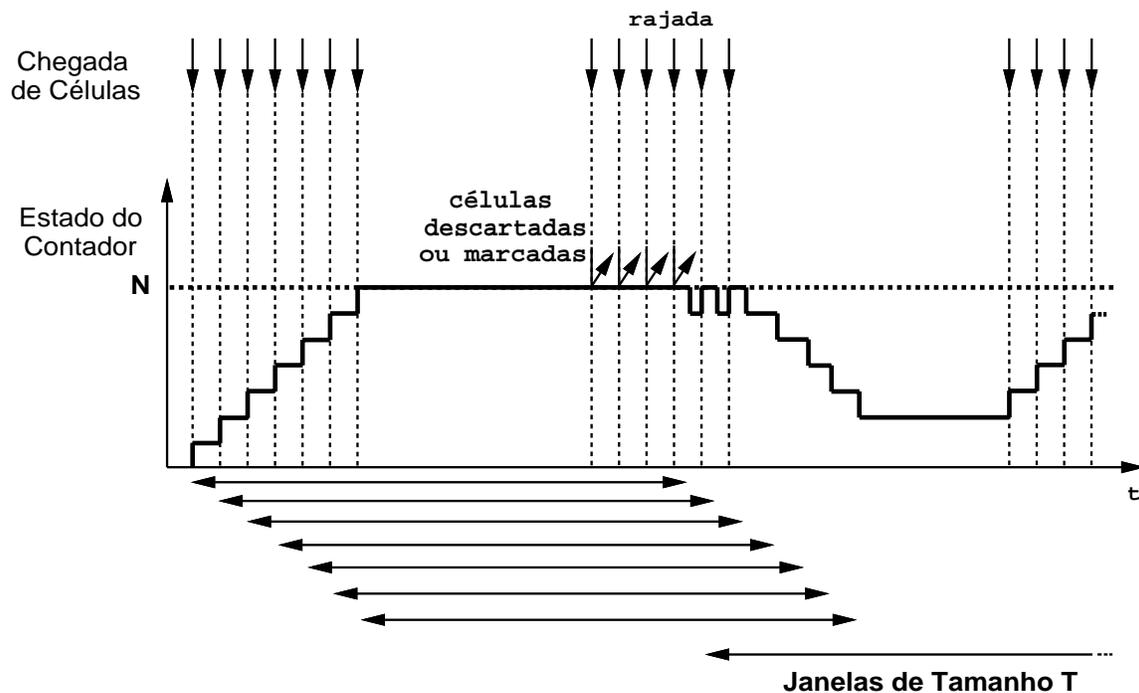


Figura 12.8: Exemplo da evolução do contador para a Janela Deslizante.

12.3.3 Contadores de Pico

Os *contadores de pico* [Mon90, MGF91b] são mecanismos de policiamento em que a decisão de marcar/descartar células baseia-se no período de tempo em que a fonte de tráfego esteve operando acima de sua taxa média nominal.

Esse mecanismo é implementado com dois contadores. O primeiro deles (contador da média) funciona de maneira análoga à pseudo-fila do balde furado, sendo incrementado sempre que chegar uma célula da fonte monitorada, e é decrementado a uma taxa constante (B_a) enquanto o seu valor for positivo. O segundo contador, chamado de contador de picos, monitora o intervalo de tempo durante o qual a fonte transmite acima da taxa previamente declarada, sendo incrementado a uma taxa B_{pc} até um valor máximo (L_{pc}), enquanto o primeiro contador estiver acima de um limiar N . Esse contador passa a ser decrementado à mesma taxa na qual foi incrementado, enquanto o seu valor for positivo e o do contador da média estiver abaixo do limiar N . As células que ao chegar encontrarem o contador de picos no seu valor máximo são descartadas/marcadas.

Há duas variações básicas deste mecanismo. Na primeira, *contador de pico sem limite* (CPSL), o contador da média não é limitado mas as células marcadas não são contadas. No segundo, *contador de pico com limite* (CPCL), o contador da média possui um valor máximo L_a e as células marcadas são também contadas.

Portanto, estes mecanismos possuem os seguintes parâmetros básicos: o valor máximo do

contador da média (L_a) — no caso do contador com limite; o limiar do contador da média (N); a taxa de decretação do contador médio (B_a); o valor máximo do contador de picos (L_{pc}); e a taxa de incrementação/decretação do contador de picos (B_{pc}).

A quantidade de tempo que é permitido a uma fonte transmitir acima da sua taxa nominal (correspondente ao contador da média se encontrar no limiar N) antes de sofrer qualquer penalização é dada pela seguinte fórmula:

$$R_{pc} = \frac{L_{pc} \cdot n_{cel}}{B_{pc}}, \quad (12.1)$$

onde n_{cel} refere-se ao número de bits que compõem uma célula ATM.

As figuras 12.9 e 12.10 apresentam a evolução dos contadores para o contador de pico sem limite e o contador de pico com limite, respectivamente.

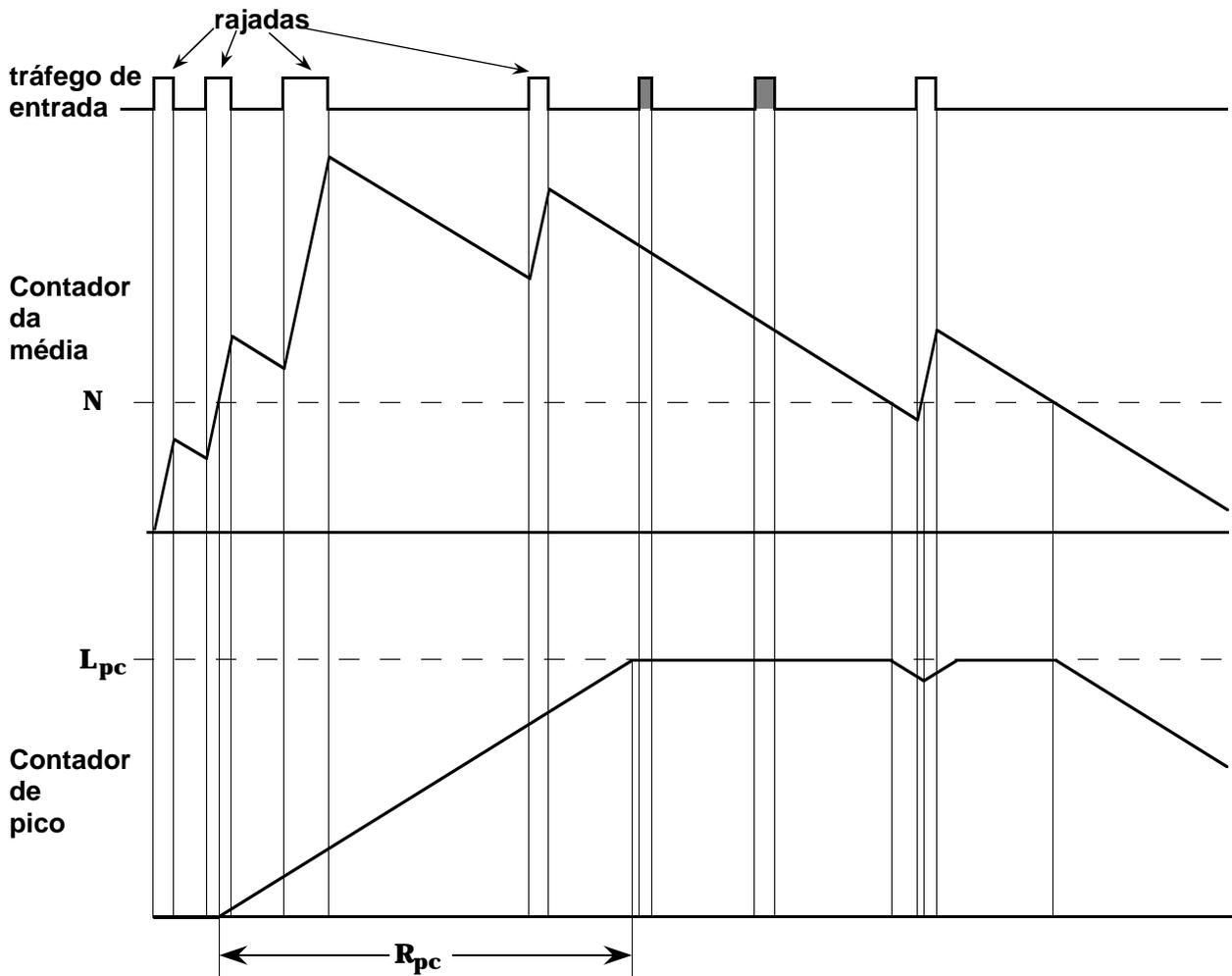


Figura 12.9: Exemplo da evolução do estado do Contador de Pico sem Limite.

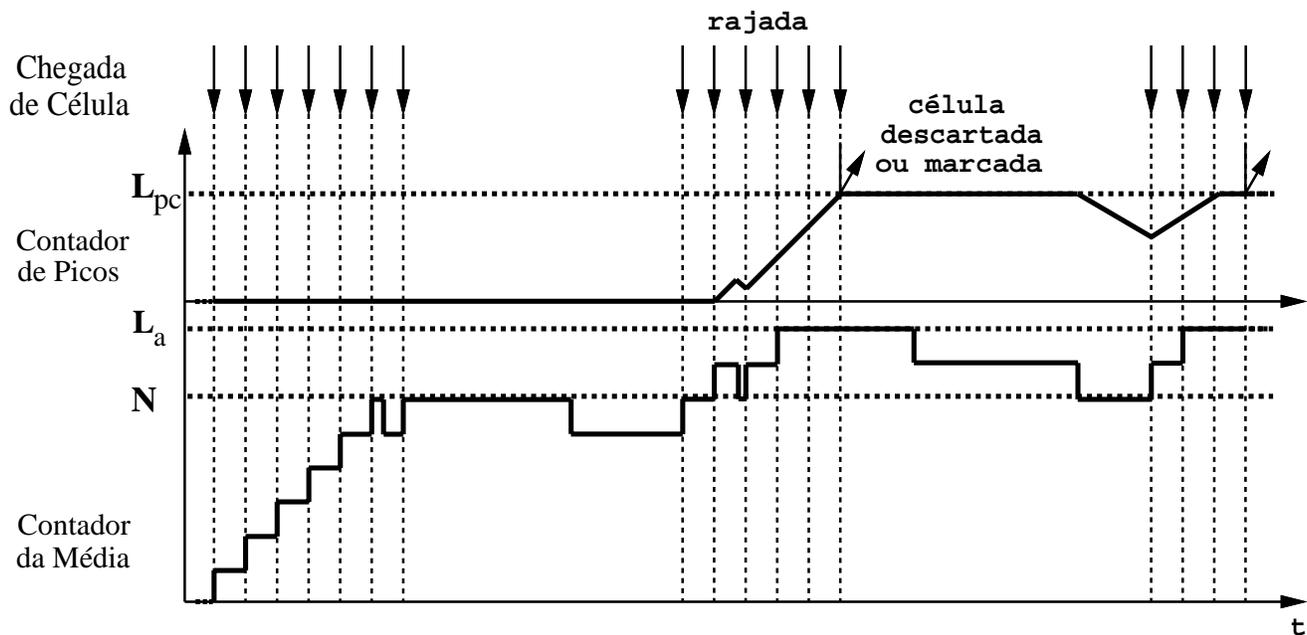


Figura 12.10: Exemplo da evolução do estado do Contador de Pico com Limite.

12.3.4 Algoritmo Genérico de Controle de Taxa

A Recomendação I.371 fornece um algoritmo de referência para a taxa de pico que foi generalizada em [For93] e [dP93] como o Algoritmo Genérico de Controle de Taxa (GCRA — *Generic Cell Rate Algorithm*). O GCRA é apresentado através de duas versões equivalentes: o *Escalonamento Virtual* e o *Balde Furado de Estado Contínuo* (vide figura 12.11). Elas são equivalentes no sentido de que para uma mesma seqüência de instantes de chegada de células $\{t_a(k), k \geq 1\}$, os dois algoritmos identificam as mesmas células como bem comportadas ou como mal comportadas.

O GCRA depende apenas de dois parâmetros: o incremento I e o limite de antecipação L . A notação “GCRA(I, L)” representa o algoritmo genérico de controle de taxa com valor do parâmetro de incremento igual a I e valor do parâmetro de limite de antecipação igual a L .

No algoritmo de Escalonamento Virtual é mantida uma variável que indica o instante teórico de chegada (TAT — *Theoretical Arrival Time*) da próxima célula. Quando da chegada da k -ésima célula, no instante $t_a(k)$, ele verifica se a célula chegou após o instante esperado (TAT). Em caso afirmativo, o espaçamento é até maior do que o esperado e portanto apenas atualizamos o instante teórico de chegada para $t_a(k)$. Em caso negativo, isto é, a célula chegou antes do instante teórico de chegada, é necessário observar se está dentro do limite de antecipação permitido L . Se $TAT > t_a(k) + L$, significa que a célula chegou antes do limite permitido e é declarada como sendo não comportada (excessiva). Se estiver dentro do limite permitido é considerada bem comportada. Caso a célula seja válida, é atualizado o valor do próximo instante teórico de chegada de célula,

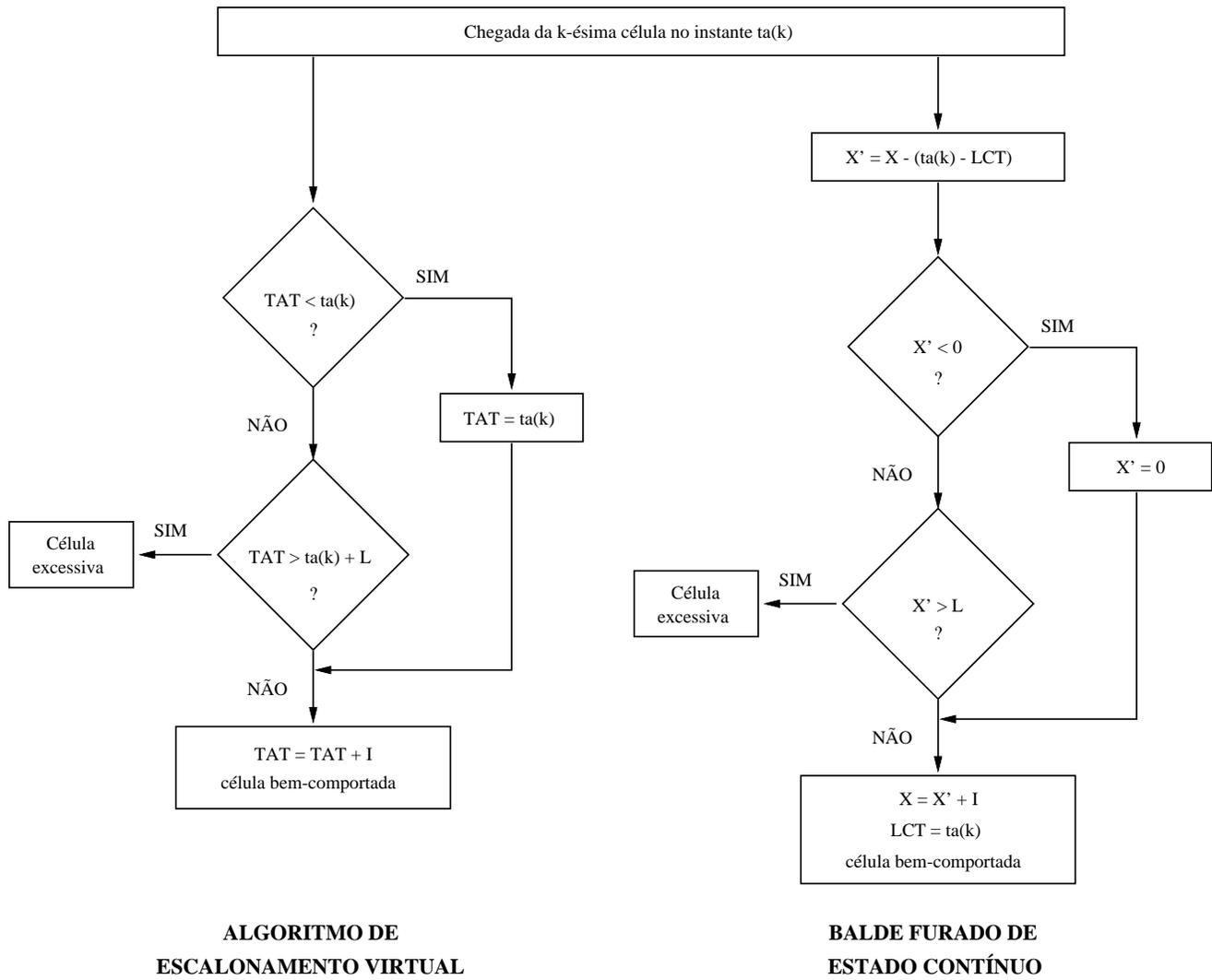


Figura 12.11: Algoritmo genérico de controle de taxa.

adicionando-se o incremento I ao valor anterior de TAT.

No algoritmo do Balde Furado de Estado Contínuo, é utilizado um BF de comprimento em unidade de tempo igual a $L + I$ e taxa de decretação de uma unidade por unidade de tempo. Com a chegada da k -ésima célula no instante $t_a(k)$, o valor anterior do contador do BF X , é atualizado, isto é, o seu valor é diminuído do tempo decorrido desde a última atualização (LCT — *Last Conformance Time*), isto é, última vez em que chegou uma célula bem comportada, e o resultado é guardado na variável auxiliar X' . Caso X' seja menor que zero, significa que o BF está vazio e X' é setado para zero. Caso contrário, se o X' for maior do que L , significa que a célula chegou antes de decorrido o intervalo aceitável ($I - L$) e, portanto, deve ser declarada como excessiva. Nos casos em que a célula for aceita como bem comportada é preciso atualizar o valor do contador do BF (X) e o instante desta atualização (LCT).

12.4 Policiamento da Taxa de Pico

A taxa de pico é praticamente o único parâmetro que deve ser controlado para todos os tipos de conexões. A idéia básica para um mecanismo de policiamento da taxa de pico é a de verificar se o intervalo entre chegadas de células obedecem ao mínimo estabelecido (T) na fase de negociação dos parâmetros da conexão. No entanto, devido ao *jitter* introduzido pela multiplexação estatística, é necessário levar em conta uma certa tolerância (τ) correspondente à variação do atraso das células (CDV).

A figura 12.12 apresenta o modelo de referência para o policiamento da taxa de pico, através da definição de um terminal equivalente [ITU94, For93]. O terminal equivalente é composto basicamente por fontes de tráfego, um multiplexador e um moldador. O moldador tem a função de garantir um intervalo de tempo mínimo (T) entre os pedidos de transmissão no PHY-SAP. Portanto, neste ponto o fluxo de células obedece a $GCRA(T, 0)$. Ou seja, neste ponto não há variação no intervalo mínimo entre a chegada de células. No entanto, é permitida uma certa variação no atraso das células (CDV) seja no terminal equivalente que no ambiente do usuário. Daí as tolerâncias introduzidas de τ^* e τ .

Alguns autores estudaram o dimensionamento do comprimento do BF em função de um modelo de tráfego que inclui o *jitter* [CFT92]. Niestegge [Nie90] chegou através de métodos heurísticos a comprimentos de até algumas dezenas de células tanto para tráfego constante (CBR) como variável (VBR). Roberts e Guillemin [RG92] encontraram também comprimentos da ordem de dezena de células, suportando assim o resultado de Niestegge. O problema com BF com comprimentos maiores do que 1 é o efeito que Niestegge chama de *rajada na taxa máxima do canal*. Isto é, suponha que num canal de 150 Mbps queremos controlar a taxa de pico de 10 Mbps de um dado VCC usando um BF com comprimento 10. Como o BF só vai atuar depois de cheio, pode-se transferir uma rajada de pelo menos 10 células à taxa máxima do canal (150 Mbps) antes que o BF comece a atuar. O BF com memória sofre do mesmo problema se permitirmos o acúmulo de permissões.

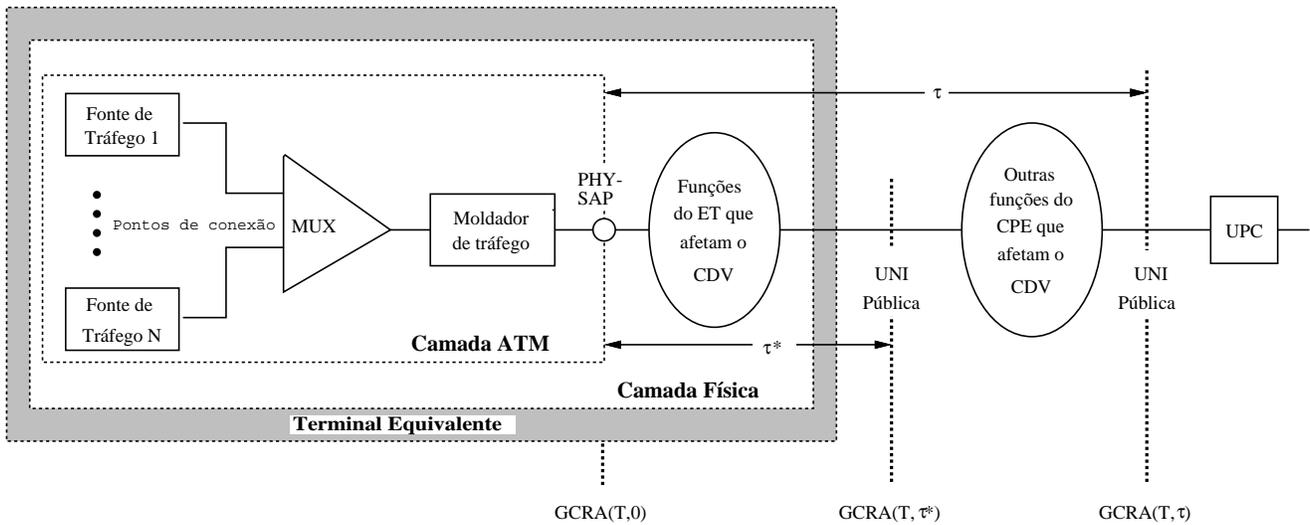


Figura 12.12: Modelo de referência para o policiamento da taxa de pico.

Este tráfego que passa incólume pelo mecanismo é denominado de *tráfego de pior caso* (vide seção 12.6). Guillemin et al. [GBDR92] mostraram que mesmo uma pequena componente deste tráfego pode induzir severas degradações no desempenho da rede. Para superar esta dificuldade Boyer [Boy90] propôs um mecanismo de policiamento da taxa de pico denominado de *Espacejador de Células*.

12.5 Policiamento da Taxa Média

Assumindo que a taxa de pico já esteja controlada, um outro policiamento de interesse é o da taxa média. A taxa média não é tão fácil de ser controlada, pelo mesmo motivo que não é fácil de ser especificada. Isto é, esta taxa média é calculada em que período de tempo? Durante toda a duração da chamada? Num período de tempo fixo independente da duração da chamada? Num período de tempo negociado na fase de estabelecimento da conexão?

O Fórum ATM [For93] apresenta um modelo de referência (vide figura 12.13) para a taxa prolongada de células (SCR) que é um limite superior no tráfego médio de uma conexão ATM e para o comprimento máximo de uma rajada. Aqui o moldador produz um tráfego que satisfaz a $GCRA(T_S, \tau_S)$, onde T_S é o inverso da taxa média desejada e τ_S é o limite tolerado do comprimento da rajada (tipicamente, $T_S < \tau_S$). Mais uma vez, são permitidas variações no atraso das células (CDV) seja no terminal equivalente que no ambiente do usuário. Daí as tolerâncias introduzidas de τ_S^* e τ_S^{**} .

Diversos autores [RT90, Tut90, MGF90a, MGF91b, BCT91, LDT92] estudaram a eficácia dos mecanismos de policiamento propostos na literatura para controlar a taxa média. A conclusão

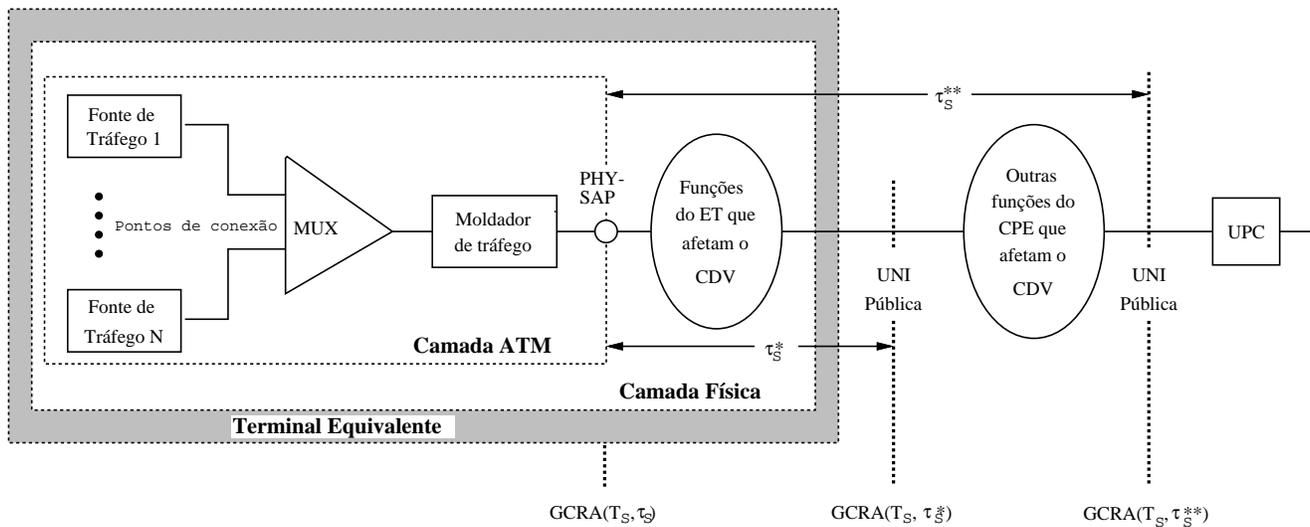


Figura 12.13: Modelo de referência para o policiamento da taxa média.

geral é a de que é praticamente impossível controlar exatamente a taxa média. A seguir apresentamos alguns destes resultados para o mecanismo do balde furado.

Balde Furado

Para o mecanismo do balde furado devemos escolher os valores dos parâmetros B_e e N de modo que a QOS seja satisfeita quando a fonte estiver transmitindo à taxa média nominal (B_m). Turner [Tur87] sugere que escolhamos $B_e = B_m$ e $N = L_{\max}$, onde L_{\max} é o comprimento máximo da rajada. No entanto, para estes valores, o fator de utilização da pseudo-fila é 1 e portanto a probabilidade de perda de células é inaceitavelmente alta. Para demonstrarmos isto, a tabela 12.1 [MGF90a] apresenta a probabilidade de perda/marcação de células (P) e o valor médio do contador do balde furado (\bar{N}) em função de N para uma fonte em rajadas com parâmetros: $B_p = 10$ Mbps, $B_m = 1$ Mbps e $L = 100$, e $B_e \approx B_m$ (isto é, $B_e = 1.000.001$ bps). Como pode ser observado, mesmo para grandes valores máximos para o contador (que leva a longos tempos de reação), a probabilidade de perda/marcação de células é ainda muito mais alta do que a QOS desejada ($P = 10^{-9}$).

Portanto, B_e deve ser escolhida com um valor superior a B_m . Ou seja, $B_e = C \cdot B_m$, para algum $C > 1$. Rathgeb [Rat90] propôs a utilização de $C = 1,1$, enquanto que Liao et al. [LDT92] propuseram a utilização de $C = 1,05$.

Devido à utilização de $C > 1$, podemos esperar que algumas fontes transmitam a taxas médias superiores a B_m e ainda assim esta violação não seja detectada. A figura 12.14 apresenta a probabilidade de perda/marcação de células em função da taxa média normalizada (σ) para diversos

Tabela 12.1: Probabilidade de perda/marcação de células para $B_e \approx B_m$.

| N (células) | $\log_{10} P$ | \bar{N} |
|---------------|---------------|------------|
| 100 | -0,370 | 26,58 |
| 200 | -0,554 | 69,31 |
| 1.000 | -1,129 | 459,17 |
| 3.000 | -1,581 | 1.456,79 |
| 5.000 | -1,798 | 2.456,26 |
| 10.000 | -2,095 | 4.955,79 |
| 50.000 | -2,791 | 24.953,00 |
| 100.000 | -3,092 | 49.945,24 |
| 1.000.000 | -4,094 | 498.926,57 |

Tabela 12.2: Parâmetros do Balde Furado (CLR= 10^{-5}).

| N (células) | B_e (bits/sec) | C | $\log_{10} P$ | \bar{N} (cells) |
|---------------|------------------|-------|---------------|-------------------|
| 200 | 8.012.745 | 8,013 | -4,96 | 3,2 |
| 2.500 | 1.464.733 | 1,465 | -5,01 | 168,7 |
| 5.000 | 1.180.517 | 1,181 | -5,01 | 443,7 |
| 10.000 | 1.076.946 | 1,077 | -5,01 | 1.047,1 |
| 100.000 | 1.005.099 | 1,005 | -5,02 | 15.693,3 |

valores de N . Para cada N , B_e foi escolhida de modo que a QOS fosse atingida na taxa média nominal. A escolha de $P = 10^{-5}$ foi feita de modo a facilitar a comparação com resultados de simulação.

A tabela 12.2 apresenta os parâmetros do balde furado correspondente a cada curva da figura 12.14. Como pode ser observado, o comportamento do BF se aproxima do ideal à medida que N cresce e B_e decresce. No limite, $B_e \rightarrow B_m$ quando $N \rightarrow \infty$. Por outro lado, notamos que um BF com $N = 2L = 200$ (como sugerido em [GRF89]), e o B_e escolhido segundo o critério acima praticamente não possibilita nenhum controle. Portanto, quanto maior o valor de N melhor o controle. No entanto, isto tem o seu preço: o tempo de reação também aumenta.

12.6 Tráfego de Pior Caso

Definimos o *tráfego de pior caso* como sendo aquele que passa pelo mecanismo de policiamento intocado e que requer a banda passante mais larga, implicando que a taxa realmente policiada pelo mecanismo é totalmente explorada pela fonte sem que a mesma venha a sofrer nenhuma penalização.

Para que o ganho obtido com a multiplexação estatística seja afetado, é necessário que as

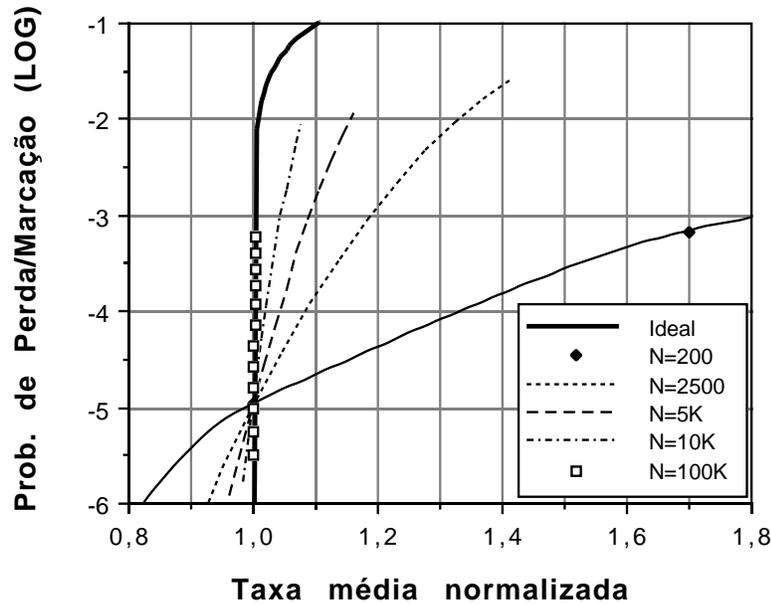


Figura 12.14: Comportamento do Balde Furado para uma fonte em rajadas.

células de uma fonte que apresenta um tráfego dito de pior caso sejam “empacotadas” em rajadas o máximo possível. Estas rajadas devem ser transmitidas quando a configuração do mecanismo permite que nenhuma das células presentes na mesma seja rejeitada, ou seja, quando ele estiver no seu estado inicial. Em seguida, a fonte deve permanecer em silêncio por um período que deve coincidir com o tempo que o mecanismo gasta para retornar ao seu estado inicial, para voltar a transmitir as suas rajadas. Daí, conclui-se que o tráfego de pior caso será um processo do tipo rajada/silêncio. A caracterização do mesmo depende fortemente do mecanismo de policiamento usado.

O tráfego de pior caso para o balde furado pode ser produzido por uma fonte que comece a transmitir na taxa de pico quando a pseudo-fila estiver vazia, pare quando esta atingir o limite N e volte a transmitir quando a pseudo-fila tiver se esvaziado completamente. Isto implica que o tráfego de pior caso para este mecanismo é um tráfego em rajadas, periódico, e o número de células gerado no período ativo é dado por:

$$\frac{NB_p}{B_p - B_\epsilon} \quad (12.2)$$

Para a janela saltitante, se a fonte sincroniza com o tempo da janela, ela pode concatenar duas rajadas de N células no final de um intervalo e no começo do próximo, e esperar por um período equivalente a $2T - 2N$ para começar a transmitir novamente. Já no caso da janela deslizante, o

tráfego de pior caso é produzido por uma fonte que transmite N células consecutivamente, fica em silêncio por um período dado por $T - N$ e depois volta a transmitir desta maneira. A Figura 12.15 apresenta o tráfego de pior caso para os mecanismos de janela acima.

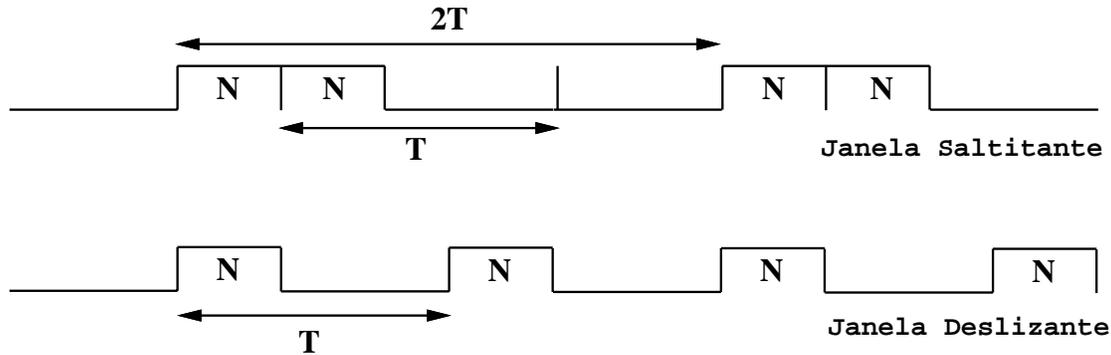


Figura 12.15: Tráfego de pior caso para os mecanismos de janela.

Para o contador de pico, o tráfego de pior caso também pode ser produzido por uma fonte que transmita na taxa de pico até que o limite N seja atingido e continue transmitindo nessa taxa durante R_{pc} , que é o intervalo de tempo máximo que é permitido a uma fonte transmitir acima do seu limite. A partir daí, ela deve permanecer em silêncio até que os valores do contador médio e de pico atinjam, novamente, o valor zero, quando então ela deve voltar a transmitir da mesma maneira descrita acima. O que caracteriza também um tráfego periódico (vide figura 12.16).

Conforme pode ser observado, para qualquer um dos mecanismos vistos, o tráfego de pior caso será um tráfego periódico. Estudos de tais tráfegos podem ser encontrados em [GD92, KB92, DRS91, RG92, Sen90, Eck79]. Kvoos e Blaabjerg [KB92] apresentam uma aproximação para a determinação do número máximo de conexões para o tráfego de pior caso dados a taxa de pico, taxa média e duração da rajada, válida para buffers pequenos. Esta aproximação pode ser utilizada pelo controle de admissão (CAC). Outros estudos sobre o tráfego de pior caso podem ser encontrados em [RT90, GG92, JM93b].

12.7 Comparação dos Mecanismos

Nem todos os mecanismos propostos de policiamento são apropriados para descartar células mal comportadas [RT90, MGF90a, MGF90b, MGF91b]. Nesta seção comparamos a eficácia dos mecanismos de policiamento em relação aos seguintes critérios: Conformidade com o mecanismo ideal, Efeito nas fontes bem comportadas (transparência), Tempo de Reação, Complexidade de implementação e Grau de eficiência [MGF91b, JM93b].

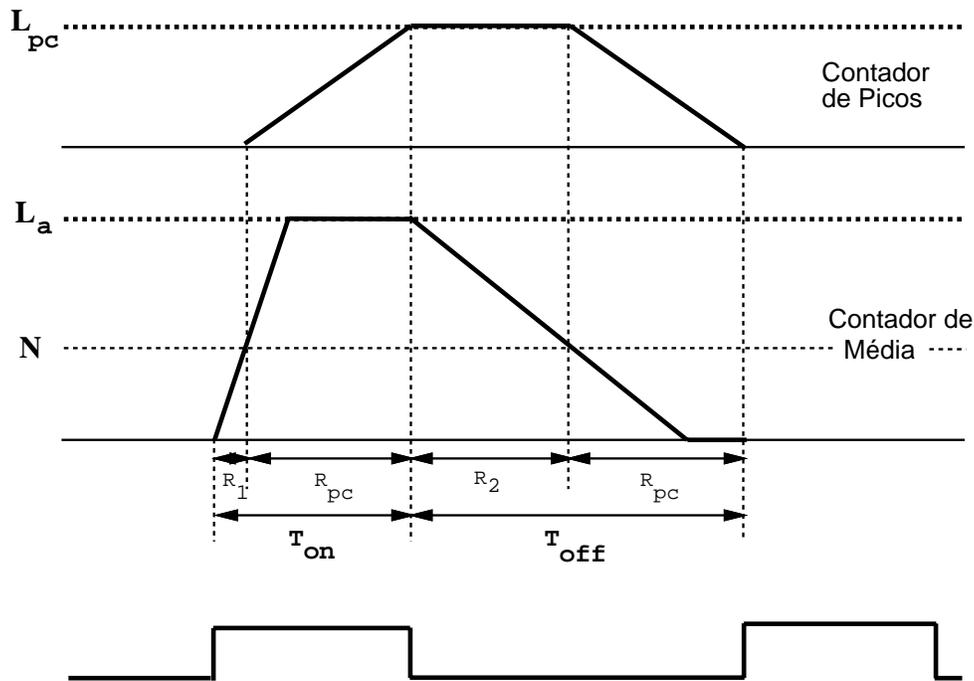


Figura 12.16: Tráfego de pior caso para o Contador de Pico.

12.7.1 Conformidade com o mecanismo ideal

Este critério considera o comportamento de um mecanismo real em relação à probabilidade de rejeição devido à variação da taxa média de células emitidas pela fonte monitorada. O comportamento do mecanismo real é comparado com o comportamento do mecanismo ideal, mostrado na Figura 12.1.

A Figura 12.17 mostra, tanto a probabilidade de rejeição (perda/marcação) associada a cada um dos mecanismos de controle já mencionados, como a do mecanismo ideal.

A janela saltitante apresenta uma probabilidade de rejeição alta mesmo para as células bem comportadas. Quando o tráfego da fonte torna-se 5% maior que o declarado, seu comportamento aproxima-se do ideal.

O contador de pico com limite, por sua vez, rejeita menos células que o ideal enquanto o acréscimo no tráfego for de até 10% do declarado. A partir de então, ele passa a rejeitar mais células que o mecanismo ideal, penalizando bastante as fontes mal comportadas e, por conseguinte, beneficiando as que se comportam adequadamente. Observe que este tipo de comportamento é o que mais se aproxima do proposto por Laguë através da curva de compromisso para o mecanismo ideal, apresentado na Figura 12.3.

Embora o gráfico da Figura 12.17 não apresente o desempenho da janela deslizante, podemos concluir que o seu comportamento é ainda pior que o da janela saltitante sob este aspecto, uma

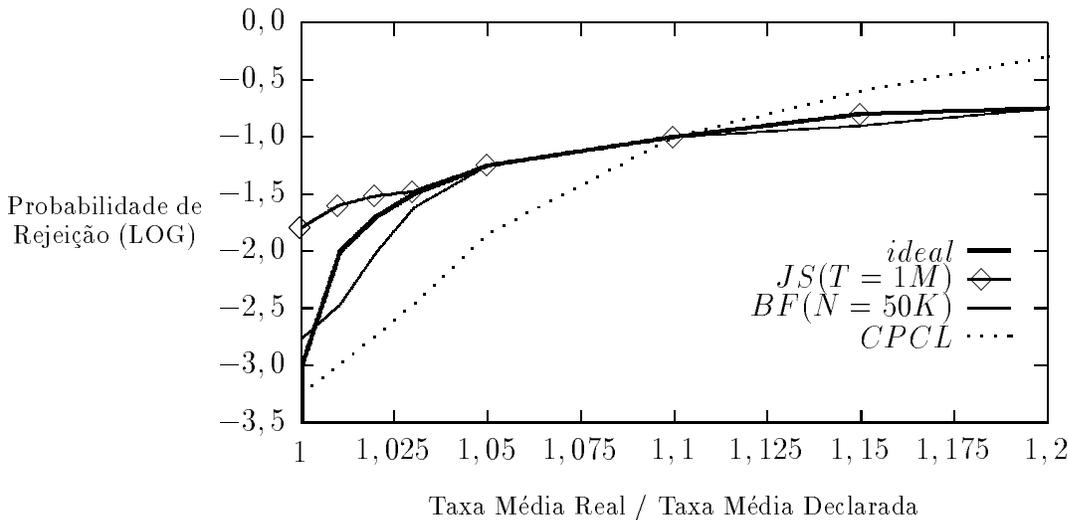


Figura 12.17: Probabilidade de rejeição de mecanismos de controle de tráfego.

vez que a probabilidade de rejeição da JD é ainda maior que o da JS se considerarmos que eles foram dimensionados da mesma maneira e que monitoram fontes com o mesmo tipo de tráfego [Rat91]. Isto acontece porque a janela deslizante limita o número de células aceitas dentro de qualquer intervalo. O mesmo não ocorrendo com a janela saltitante.

O balde furado é o mecanismo que mais se aproxima do comportamento do mecanismo ideal. Ele apresenta uma probabilidade de rejeição relativamente baixa para as células transmitidas dentro da taxa estipulada, mas penaliza aquelas que são transmitidas em excesso.

12.7.2 Efeito nas fontes bem comportadas (Transparência)

Neste critério consideramos o efeito que as fontes de tráfego mal comportadas exercem sobre as fontes bem comportadas. No caso ideal não deveria haver nenhum efeito sensível (transparência total). No entanto, com os mecanismos reais uma grande quantidade de células bem comportadas são imprópriamente marcadas, aumentando suas chances de serem descartadas, ou uma grande quantidade de células excessivas deixam de ser marcadas, interferindo com o tráfego de células não marcadas das fontes bem comportadas.

Para estudarmos o efeito das fontes mal comportadas na probabilidade de perdas das células bem comportadas, utilizamos o sistema de simulação apresentado na figura 12.18 [MGF91b]. As fontes estão divididas em fontes bem comportadas e fontes mal comportadas. As fontes bem comportadas têm taxa média B_m , enquanto que as fontes mal comportadas têm taxa média $B'_m = \sigma B_m$. A taxa média modificada foi obtida alterando-se a duração dos períodos ativos e de silêncio, mantendo constante o período médio total do ciclo (ou seja, $T + S = T' + S'$), da seguinte

forma: $T' = \sigma T$ e $S' = (1 - \sigma)T + S$.

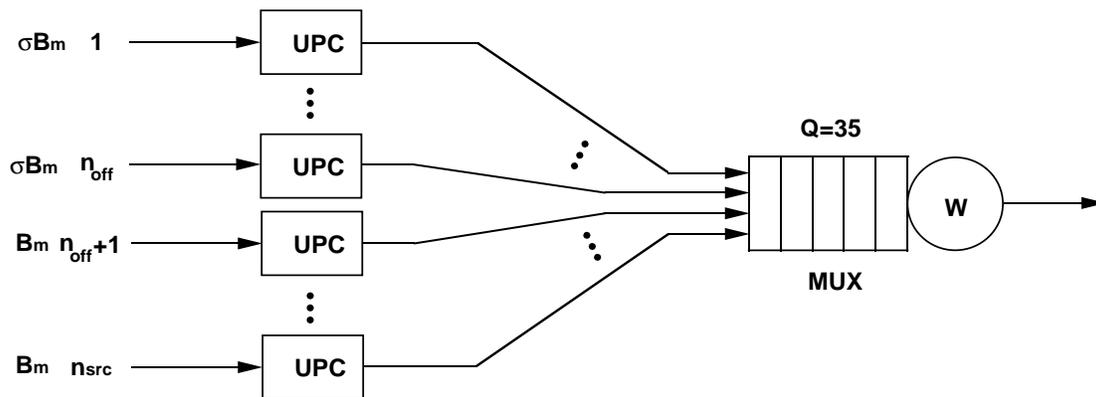


Figura 12.18: Sistema simulado para o estudo da transparência dos mecanismos de policiamento.

A figura 12.19 compara a probabilidade de perda de células das fontes bem comportadas para o mecanismo ideal (isto é, não sofre alteração) com o dos mecanismos propostos. Estes resultados foram obtidos através de simulação do sistema apresentado na figura 12.18, onde o número de fontes bem comportadas e mal comportadas eram ambas 17, com tempo de simulação equivalente a 1.000 segundos. A partir da figura 12.19 podemos concluir que tanto a janela saltitante como o balde furado têm efeitos equivalentes na probabilidade de perda de células das fontes bem comportadas, enquanto que o contador de pico com limite (CPCL) embora pior na região $1,0 < \sigma < 1,1$, apresenta até uma redução da probabilidade de perda em relação à ideal para $\sigma > 1,12$.

12.7.3 Tempo de Reação

Sob este critério, é considerado o tempo que o mecanismo leva para, a partir do estado em que se encontra, detectar violações nos parâmetros negociados e agir punitivamente. Uma vez que se pretende obter o tempo mínimo, considera-se que a fonte transmite as células na taxa de pico.

Há, portanto, dois casos a serem considerados: o mecanismo encontra-se como no seu estado inicial, ou seja, vazio; ou encontra-se num estado de equilíbrio. A Figura 12.20 [FaJ93] mostra o tempo de reação, em segundos, da janela deslizante, do balde furado e do contador de pico. As fórmulas utilizadas no cálculo de cada um deles são apresentadas na tabela 12.3, onde \bar{N} representa o valor médio do contador N .

Através da figura 12.20, podemos verificar que o mecanismo do balde furado apresenta o melhor desempenho em termos de tempo de reação, sendo seguido pelos mecanismos das janelas, ficando o pior desempenho para o contador de pico.

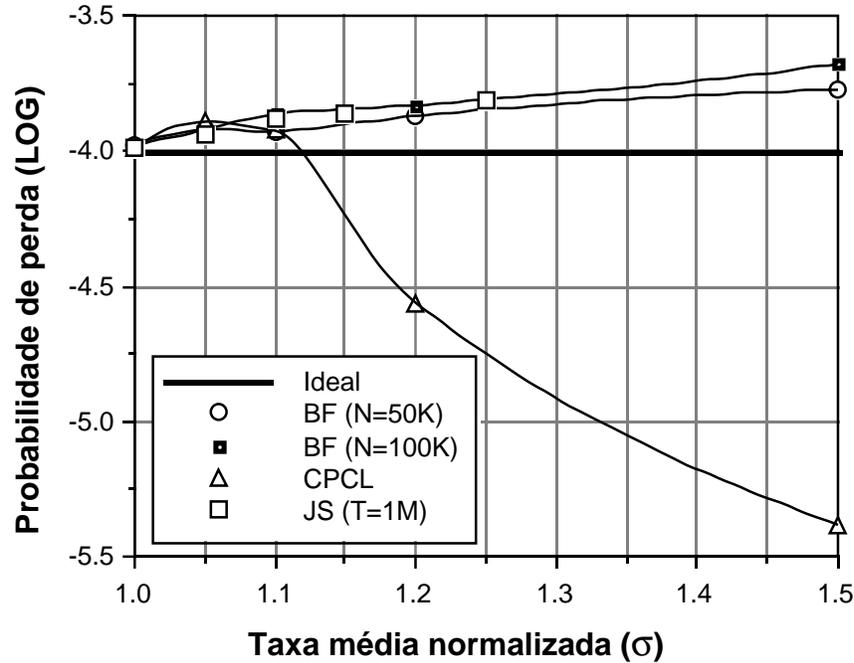


Figura 12.19: Efeito de tráfego excessivo nas fontes bem comportadas.

Tabela 12.3: Fórmulas do tempo de reação.

| Mecanismo | Vazio | Equilíbrio |
|-------------------|--|--|
| Balde Furado | $\frac{N \cdot n_{cel}}{B_p - B_e}$ | $\frac{(N - \bar{N}) \cdot n_{cel}}{B_p - B_e}$ |
| Janela Saltitante | $\frac{N \cdot n_{cel}}{B_p}$ | $\frac{N \cdot n_{cel}}{2B_p}$ |
| Janela Deslizante | $\frac{N \cdot n_{cel}}{B_p}$ | $\frac{N \cdot n_{cel}}{2B_p}$ |
| Contador de Pico | $\frac{N \cdot n_{cel}}{B_p - B_a} + R_{pc}$ | $\frac{(N - \bar{N}) \cdot n_{cel}}{B_p - B_a} + R_{pc}$ |

12.7.4 Complexidade de implementação

Para fugir da subjetividade deste critério, estabelecemos que os valores contabilizados para cada mecanismo e apresentados na tabela 12.4 dizem respeito ao número de elementos de hardware¹ que cada um deles requer, sem nos preocuparmos com os detalhes de implementação dos mesmos.

Através da tabela 12.4, podemos concluir que o mecanismo com maior complexidade de implementação é o da janela deslizante, uma vez que o mesmo necessita guardar o tempo de chegada de até N células. O contador de pico ainda apresenta um custo de implementação alto se comparado aos da janela saltitante e do balde furado que se equiparam neste sentido.

¹Consideramos elementos de hardware: contadores, comparadores, geradores de taxa e registradores (ou espaço de memória).

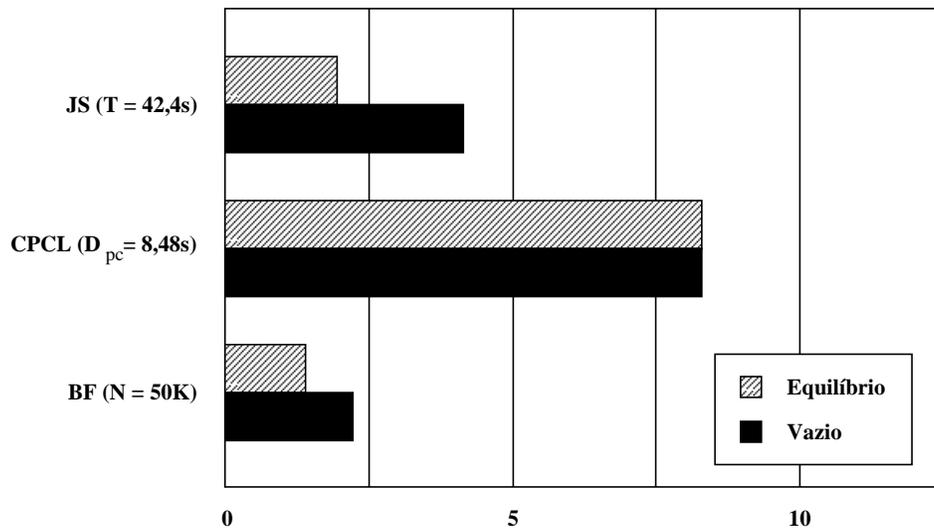


Figura 12.20: Tempo de reação dos mecanismos de policiamento.

Tabela 12.4: Complexidade de implementação dos mecanismos de policiamento.

| Mecanismo | Contadores | Comparadores | Geradores de Taxa | Memória |
|-------------------|------------|----------------------|---------------------|---------|
| Balde Furado | 1 | 1 (N) | 1 (B_e) | – |
| Janela Saltitante | 1 | 1 (N) | 1 (T) | – |
| Janela Deslizante | 1 | 1 (N) | 1 (T) | N |
| Contador de Picos | 2 | 3 (N, Q, T_{pc}) | 2 (B_e, B_{pc}) | – |

12.7.5 Grau de eficiência

Tendo em vista que a alocação de capacidades deve ser feita levando-se em consideração o tráfego de pior caso, podemos definir o *grau de eficiência* (GE) de um mecanismo de policiamento através da seguinte fórmula [BF90]:

$$GE = \frac{N_{pc} - N_p}{N_{bc} - N_p}, \quad (12.3)$$

onde N_{bc} é o número de fontes que podem ser acomodadas num multiplexador de capacidade W , considerando que todas as fontes comportam-se conforme o estabelecido no contrato, ou seja, todas elas são bem comportadas (bc).

N_{pc} é o número de fontes que podem ser acomodadas neste mesmo multiplexador, considerando, desta vez, que as fontes apresentam o tráfego de pior caso (pc) para aquele mecanismo; e N_p é o número máximo de fontes que podem ser acomodadas se considerarmos a alocação pela taxa de

pico.

Liao et al. [LDT92] apresentam uma outra fórmula para calcular o grau de eficiência. Tal fórmula baseia-se na banda passante, V , alocada às fontes nas três condições por nós consideradas, e é dada pela equação abaixo:

$$G = \frac{V_p - V_{pc}}{V_p - V_{bc}}. \quad (12.4)$$

Comparando as equações 12.3 e 12.4 e usando o fato de que $V_i = W/N_i$, onde W é a capacidade total do canal, chegamos à conclusão que:

$$GE = \frac{N_{pc}}{N_{bc}} \cdot G.$$

De acordo com a equação 12.3, pode-se verificar que o grau de eficiência de uma fonte terá seu valor máximo (um) quando $N_{pc} = N_{bc}$, desde que ambos também sejam diferentes de N_p , o que significa que as vantagens da multiplexação baseada nos parâmetros declarados são totalmente mantidas pelo mecanismo. Por outro lado, ele será nulo quando $N_{pc} = N_p$, com $N_{bc} \neq N_p$, pois neste caso o número de fontes multiplexadas é igual ao número de fontes obtidas quando é feita a alocação pela taxa de pico, desaparecendo toda a vantagem da multiplexação estatística.

O cálculo do número de fontes bem comportadas que podem ser acomodadas num multiplexador pode ser feito analiticamente ou através de simulações conforme vimos no capítulo 11. Nas nossas comparações, ele é calculado uma única vez independente de qual mecanismo de policiamento está atuando. Temos um maior trabalho, portanto, quando calculamos o número de fontes, considerando o tráfego de pior caso, uma vez que ele difere de acordo com o mecanismo considerado.

A seguir apresentamos na figura 12.21 a comparação feita por Frazão [FaJ93], para os diversos mecanismos de controle de tráfego apresentados anteriormente, baseada no grau de eficiência. Foram considerados os graus de eficiência obtidos quando o tráfego a ser controlado possui as seguintes características: $B_p = 10$ Mbps, $b = 10$ e $L = 100$.

O mecanismo do balde furado, neste caso, foi dimensionado considerando-se $C = 1,1$. Os mecanismos de janela foram dimensionados a partir de um tamanho de janela, T , igual a 100.000 células, e o contador de pico com um limite do contador médio igual a 2.500 células.

Podemos ver, portanto, que o mecanismo que apresenta o melhor GE, para qualquer comprimento de buffer (Q), é o balde furado. Este é seguido pela janela saltitante, ficando os piores desempenhos para os mecanismos da janela deslizante e o contador de pico.

A maior diferença fica por conta do desempenho do balde furado em relação aos demais mecanismos, que fica entre 44 e 84%. A diferença entre o desempenho do mecanismo da janela saltitante e o desempenho do contador de pico, contudo, não ultrapassa os 30%. Esta diferença diminui ainda mais se considerarmos os mecanismos de janelas. Neste caso, ela não ultrapassa os 8,6%.

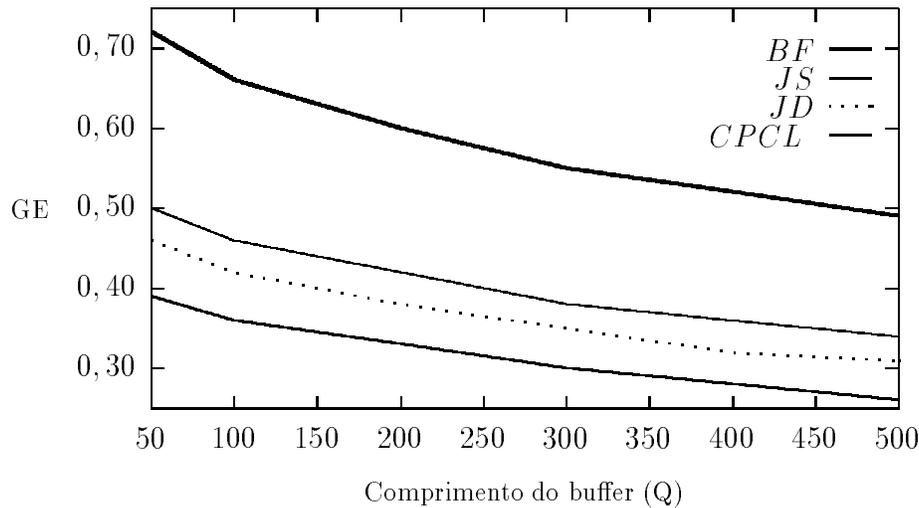


Figura 12.21: Valores do GE de mecanismos de policiamento em relação a Q .

Um resultado até certo ponto surpreendente é ter sido encontrado um valor para a eficiência do mecanismo da janela saltitante maior que o da janela deslizante. A surpresa vem pelo fato de ser este último mecanismo um melhoramento do primeiro, por não ter a desvantagem de “perda de memória” que o primeiro apresenta; e, portanto, era de se esperar um melhor desempenho do mesmo. Este comportamento pode ser explicado pelo fato de que a taxa média do tráfego de pior caso que passa pela janela deslizante é maior que a do que passa pela janela saltitante. Este valor influencia diretamente no cálculo do N_{pc} e, por conseguinte, no próprio valor do GE.

Outras conclusões que podemos tirar acerca dos resultados obtidos são que a alocação da banda passante considerando o tráfego de pior caso apresenta-se como uma estratégia bastante plausível, uma vez que ela promove, em certos casos, um ganho acima de 100% em relação à alocação feita considerando-se a taxa de pico. E este ganho apresenta-se ainda maior quando o mecanismo de policiamento considerado é o balde furado.

12.7.6 Resumo

A tabela 12.5 resume os resultados das comparações feitas nas subseções anteriores. Apesar do balde furado receber boas “notas” em praticamente todos os critérios, incluindo complexidade de implementação, crucial na determinação de seu custo, argumentamos que o critério mais importante é o da transparência. Neste caso, um mecanismo que apresente uma probabilidade de descarte/marcação como o contador de pico seria mais interessante do que o balde furado.

Outros estudos que estudam a eficácia de mecanismos de policiamento podem ser encontrados em [BEHL90, Rat91, DJM91, TOHY92, SDS92].

Tabela 12.5: Resumo da comparação entre os mecanismos de policiamento.

| Mecanismo | Conformidade | Transparência | Tempo de Reação | Complexidade de Implem. | Grau de Eficiência |
|-------------------|--------------|---------------|-----------------|-------------------------|--------------------|
| Janela Saltitante | Boa | Ruim | Bom | Excelente | Médio |
| Balde Furado | Excelente | Ruim | Bom | Excelente | Excelente |
| Contador de Pico | Ruim | Excelente | Ruim | Ruim | Ruim |

12.8 Moldagem do Tráfego

Podemos atribuir aos mecanismos de policiamento a função de moldar o tráfego de entrada de modo que as células excessivas não sejam descartadas, mas armazenadas e sejam inseridas na rede assim que possível (de acordo com os parâmetros especificados do tráfego). Este é o procedimento utilizado pelo balde furado com memória.

A Recomendação I.371 do ITU-T [ITU94] define a *moldagem do tráfego* (*Traffic Shaping*) como sendo o mecanismo que altera as características do tráfego de uma cadeia de células de um VCC ou de um VPC de modo a se obter uma modificação desejada de suas características, mantendo a seqüência original das células na conexão.

Exemplos da moldagem do tráfego incluem a redução da taxa de pico, limitação do comprimento da rajada, redução do CDV através do espaçamento das células e esquemas de atendimento nas filas.

A moldagem de tráfego pode ser usada em conjunto com as funções de policiamento, desde que o CDV resultante permaneça dentro da tolerância permitida pela QOS especificada na fase de estabelecimento da conexão.

O provedor do serviço/operador da rede tem basicamente as seguintes opções:

- Moldar o tráfego na entrada da rede e proceder à alocação de recursos de modo a respeitar tanto o CDV quanto o atraso de propagação previsto para a rede.
- Dimensionar a rede de modo a acomodar o CDV da entrada e moldar o tráfego na saída da rede.
- Dimensionar a rede de modo a acomodar o CDV da entrada e atender a QOS correspondente à CDV sem nenhuma função de moldagem.

Por outro lado, os usuários poderiam utilizar voluntariamente a moldagem de tráfego, para moldar o seu tráfego às características de tráfego especificadas durante a fase de estabelecimento de conexão, de modo a não sofrer nenhuma penalização da rede por tráfego excessivo.

12.8.1 Propostas

Diversos mecanismos de moldagem do tráfego foram propostos na literatura. Dentre estes encontramos:

Regulador baseado em Filas de Calendários [VF92]: O regulador proposto reconstrói parcialmente o padrão original do tráfego de entrada. Se o intervalo esperado entre células não for satisfeito, a célula é atrasada até que o instante chegue. É mantida uma fila de calendário para cada tique de um relógio que contém uma lista das células que eram esperadas naquele instante mas que chegaram antecipadamente.

Balde Furado com Memória [SLCG93]: O balde furado com memória (seção 12.3.1) pode ser usado como moldador do tráfego, dado que as células são armazenadas na memória caso não haja nenhuma permissão disponível, e só são liberadas à medida que permissões forem sendo geradas.

Espacejador de Células [BGSC92, GBDR92, Boy90]: Como o próprio nome indica, ele consiste em espacejar de acordo com a taxa de pico especificada, as células que chegarem muito próximas uma das outras. Este mecanismo seria aplicado em cada entrada de subrede ao longo da conexão. Cada célula ao entrar na rede é armazenada no espacejador de acordo com um mecanismo de espacejamento e retransmitido posteriormente, de modo que o espaço mínimo entre duas células consecutivas para uma determinada conexão seja respeitado. Já foram identificados dois destes algoritmos de espacejamento [GBDR92]: o primeiro é baseado em instantes teóricos de retransmissão (TRT — *Theoretical Re-emission Times*), enquanto que o segundo baseia-se em instantes reais de retransmissão (ART — *Actual Re-emission Times*). Os algoritmos de espacejamento são compostos de um bloco de controle (semelhante ao mecanismo de escalonamento virtual) que limita o *jitter* a uma certa tolerância L , e um bloco de espacejamento que garante um espaço mínimo entre duas células consecutivas de uma mesma conexão (vide figura 12.22). Ao chegar uma nova célula é verificado se o instante previsto (teórico) de chegada é inferior ao instante real (t_a). Em caso afirmativo, a célula é armazenada e retransmitida no próximo slot disponível (instante ART). Em caso negativo (a célula chegou antes do esperado), é verificado se a antecipação está dentro da tolerância. Se não estiver ($TRT > t_a + L$), a célula é descartada. Caso contrário, ela é aceita para retransmissão no instante ART. Os dois algoritmos diferem na atualização da variável que contém o instante da última retransmissão (LRT — *Last Re-emission Time*). No algoritmo de espacejamento ART (equação (a)), o instante da última retransmissão é feito igual ao instante real de retransmissão adicionado à parte fracionária do instante teórico de retransmissão. Por outro lado, no algoritmo de espacejamento TRT (equação (b)), o instante da última retransmissão é feito igual ao instante teórico de retransmissão. Ou seja, no primeiro caso, considera-se o instante em que a célula vai ser de fato transmitida, enquanto que no segundo considera-se que a célula teria sido transmitida no instante teórico.

Controlador da Média e Redutor de Pico [FMGV92]: A média é controlada por um mecanismo de janela deslizante que permite a transmissão de no máximo m células num período T , enquanto que o redutor de pico consiste de um buffer de comprimento K servido a uma taxa B_s .

Regulador do Comprimento da Rajada [FMGV92]: O regulador consiste de um buffer servido à taxa de pico (B_p), e um controlador do comprimento da rajada que pára a transmissão após uma rajada de comprimento L_M . A transmissão é retomada após um período de silêncio (T_s).

Moldador com Histerese [BT93]: Este moldador consiste de uma fila com um servidor que possui duas taxas de serviço. A taxa máxima de serviço C_u é utilizada assim que o conteúdo da fila exceder um limiar U_t , enquanto que a taxa mínima volta a ser utilizada quando após transmitir uma célula, o conteúdo da fila cair abaixo de um limiar L_t (onde $L_t < U_t$).

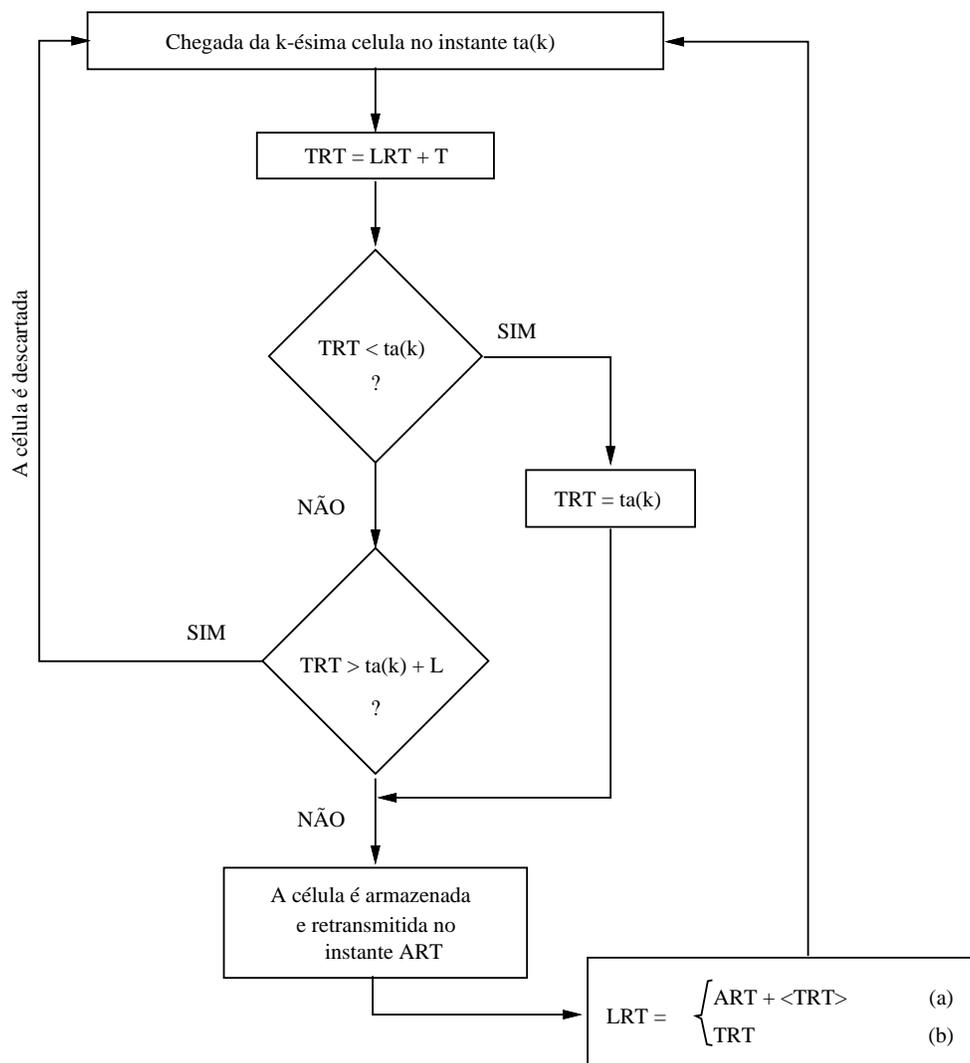


Figura 12.22: Algoritmos de espaçamento.

Apêndice A

Recomendações do ITU-T

Neste apêndice estão listadas as Recomendações da Série I do ITU-T, vigentes em 15 de abril de 1994.

Estrutura Geral – Terminologia da RDSI:

I.113 (11/93) Vocabulário de termos para aspectos de faixa larga da RDSI

Descrição das RDSIs:

I.121 (04/91) Aspectos de faixa larga da RDSI

Descrição geral do modo de transferência assíncrono:

I.150 (1993) Características funcionais do modo de transferência assíncrono da RDSI-FL

Aspectos gerais dos serviços na RDSI:

I.211 (1993) Aspectos dos serviços da RDSI-FL

Princípios funcionais da rede:

I.311 (1993) Aspectos gerais de rede da RDSI-FL

Modelos de referência:

I.321 (04/91) Modelo de referência dos protocolos da RDSI-FL e sua aplicação

I.327 (1993) Arquitetura funcional da RDSI-FL

Objetivos de desempenho:

I.350 (1993) Aspectos gerais de qualidade de serviço e desempenho da rede em redes digitais, incluído RDSIs

I.356 (11/93) Desempenho da transferência de células da camada ATM da RDSI-FL

Requisitos dos protocolos das camadas:

I.361 (1993) Especificação da camada ATM da RDSI-FL

I.362 (1993) Descrição funcional da camada de adaptação ATM (AAL) da RDSI-FL

I.363 (1993) Especificação da camada de adaptação ATM (AAL) da RDSI-FL

I.364 (1993) Suporte ao serviço de dados não-orientado a conexões pela RDSI-FL

I.365.1 (11/93) Subcamada de convergência específica do serviço de “Frame relay” (FR-SSCS)

Requisitos e funções gerais da rede:

I.371 (1993) Controle de tráfego e controle de congestionamento na RDSI-FL

Geral:

I.413 (1993) Interface usuário-rede da RDSI-FL

I.414 (1993) Visão geral das Recomendações relativas à camada 1 para o acesso de usuários da RDSI e da RDSI-FL

Recomendações da camada 1:

I.432 (1993) Interface usuário-rede da RDSI-FL — Especificação da camada física

Interfaces de interfuncionamento:

I.555 (11/93) Interfuncionamento com o serviço básico de “frame relay”

I.580 (1993) Arranjos gerais de interfuncionamento entre a RDSI-FL e a RDSI baseada na taxa de 64 kbit/s

Princípios de manutenção:

I.610 (1993) Princípios e funções de operação e manutenção da RDSI-FL

Apêndice B

Questões em Aberto

Lista das questões em estudo pelo Subgrupo 13 do ITU-T para o período 1993-1996:

1. Capacitações da rede para outras redes que não sejam a RDSI-FL
2. Descrição das capacitações da rede para suporte de serviços da RDSI-FL
3. Capacitações da rede para o suporte de serviços multimídia em RDSI de 64K e RDSI-FL
4. Requisitos da rede para a sinalização da RDSI-FL
5. Camada ATM
6. Camada de Adaptação ATM
7. Requisitos para OAM e gerenciamento de rede em RDSI-FL
8. Gerenciamento de recursos da RDSI-FL
9. Interfuncionamento de RDSI-FLs com outras redes
10. Interfuncionamento de RDSIs de 64K com outras redes
11. Serviço básico modo quadro da RDSI
12. Refinamentos e melhoramentos nas Recomendações da Camada 1 da RDSI baseada em 64 Kbps
13. Refinamentos e melhoramentos nas Recomendações de acesso do usuário da RDSI-FL
14. Características funcionais das interfaces nas redes de acesso
15. Arquitetura da RDSI e modelos de referência
16. Aspectos gerais de desempenho

17. Desempenho de disponibilidade
18. Desempenho de segurança
19. Desempenho de erro
20. Desempenho do processamento de conexões da RDSI
21. Desempenho da sincronização de rede e *timing*
22. Desempenho das telecomunicações pessoais universais (UPT — *Universal Personal Telecommunications*)
23. Arquitetura da rede de transporte
24. Aplicações de rede da SDH
25. NNI e princípios de interfuncionamento da rede de transporte
26. Vocabulário para aspectos gerais de rede
27. Suporte para o serviço de dados não-orientado a conexões de faixa larga na RDSI-FL
28. Princípios de serviços integrados de vídeo (IVS — *Integrated Video Services*) para a RDSI-FL

Apêndice C

Glossário

AA, 89 Campo de autoridade administrativa.

AAL, 53 Camada de adaptação (*ATM Adaptation Layer*).

AAL1, 56 Camada de adaptação tipo 1.

AAL2, 60 Camada de adaptação tipo 2 (p. 64).

AAL3/4, 61 Camada de adaptação tipo 3/4.

AAL5, 66 Camada de adaptação tipo 5.

AAL-PCI, 57 Informações de controle do protocolo AAL (*AAL Protocol Control Information*).

AAL-SAP, 54 Ponto de acesso de serviço da camada AAL.

AAL-SDU, 61 Unidade de dados do serviço AAL.

AFI, 88 Identificador da autoridade e do formato (*Authority and Format Identifier*).

AIS, 102 Sinal de indicação de alarme (*Alarm Indication Signal*).

AL, 66 Campo de alinhamento (*Alignment*).

ART, 171 Instante real de retransmissão (*Actual Re-emission Time*).

AT, 11 Adaptador de Terminais.

ATDM, 31 Multiplexação por divisão de tempo assíncrona (*Asynchronous Time Division Multiplexing*).

ATM, 31 Modo de Transferência Assíncrono (*Asynchronous Transfer Mode*).

AU, 25 Unidade Administrativa.

AUU, 38 Bit de indicação entre usuários da camada ATM (*ATM-layer-user-to-ATM-layer-user*).

BASize, 65 Comprimento de alocação do buffer (*Buffer Allocation Size*).

BBR, 119 Reserva de capacidades a nível de rajadas (*Burst level Bandwidth Reservation*).

BCD, 80 Decimal codificado em binário (*Binary Coded Decimal*).

BF, 149 Balde Furado (*Leaky Bucket*).

B-ISDN, 4 Broadband Integrated Services Digital Network (vide RDSI-FL).

BOM, 65 Início de mensagem (*Begin Of Message*).

BTag, 65 Campo de marca de início (*Begin Tag*).

BVPN, 125 Rede Privada Virtual de Faixa Larga (*Broadband Virtual Private Network*).

CAC, 127 Controle de Admissão de Conexões (*Connection Admission Control*).

CBR, 8 Classe de Tráfego Constante (*Constant Bit Rate*).

CCITT, 16 Comitê Consultivo Internacional de Telegrafia e Telefonia, atualmente denominado ITU-T (*International Telecommunication Union Telecommunication Standardization Sector*).

CDV, 112 Variação do atraso da célula (*Cell Delay Variation*).

CER, 113 Fração de células com erro (*Cell Error Ratio*).

CIB, 81 Bit indicador de CRC (*CRC Indicator Bit*).

CLNAP, 78 Protocolo de Acesso Não-orientado a Conexões (*ConnectionLess Network Access Protocol*).

CLNIP, 78 Protocolo de Interface Não-orientada a Conexões (*ConnectionLess Network Interface Protocol*).

CLP, 38 Bit de prioridade de perda da célula (*Cell Loss Priority*).

CLR, 112 Taxa de perda de células (*Cell Loss Rate*).

CLS, 78 Servidor não-orientado a conexões (*ConnectionLess Server*).

CLSF, 75 Função de serviço não-orientado a conexões (*ConnectionLess Service Function*).

CMR, 113 Taxa de inserção de células (*Cell Misinsertion Rate*).

COM, 65 Continuação da mensagem (*Continuation Of Message*).

- CPCL**, 153 Contador de pico com limite.
- CPCS**, 61 Parte Comum da Subcamada de Convergência (*Common Part Convergence Sublayer*).
- CPCS-UU**, 67 Campo de indicação usuário a usuário do CPCS.
- CPI**, 65, 67 Indicador de parte comum (*Common Part Indicator*).
- CPSL**, 153 Contador de pico sem limite.
- CRC**, 64 Código redundante para a detecção de erros (*Cyclic Redundancy Check Code*).
- CS**, 54 Subcamada de convergência da camada AAL (*Convergence Sublayer*).
- CSI**, 57 Indicador da subcamada de convergência (*CS Indication*).
- CTD**, 114 Atraso de transferência de célula (*Cell Transfer Delay*).
- DCC**, 89 Código de país (*Data Country Code*).
- DCS**, 122 Sistema de Entrelaçamento de Conexões Digitais (*Digital Cross Connect Switch*).
- DFI**, 89 Identificador de formato da parte específica do domínio (*Domain Specific Part Format Identifier*).
- DLCI**, 73 Identificador da conexão de enlace de dados (*Data Link Connection Identifier*).
- DQDB**, 27, 79 *Distributed Queue Dual Bus* (IEEE 802.6).
- DS-1**, 22 vide T1.
- DXI**, 12 Interface para a troca de dados (*Data Exchange Interface*).
- E-1**, 22 Estrutura de transmissão plesiócrona a 2,048 Mbps.
- E-2**, 22 Estrutura de transmissão plesiócrona a 8,488 Mbps.
- E-3**, 22 Estrutura de transmissão plesiócrona a 34,364 Mbps.
- E-4**, 22 Estrutura de transmissão plesiócrona a 139,264 Mbps.
- E-5**, 22 Estrutura de transmissão plesiócrona a 565 Mbps.
- ECD**, 12 Equipamento de terminação de Circuito de Dados (do inglês, DCE — *Data Circuit-terminating Equipment*).
- EM**, 26 Paridade intercalada de bits (*Bit Interleaved Parity* — BIP-8).
- EOM**, 65 Fim da mensagem (*End Of Message*).

- ESI**, 89 Identificador de sistema final (*End System Identifier*).
- ET**, 10 Equipamento Terminal.
- ET1**, 11 Equipamento Terminal compatível com a RDSI-FL.
- ET2**, 11 Equipamento Terminal não compatível com a RDSI-FL.
- ETag**, 65 Campo de marca de fim (*End Tag*).
- ETD**, 12 Equipamento terminal de dados (do inglês, DTE — *Data Terminal Equipment*).
- F1**, 99 Fluxo de OAM a nível de seção de regeneração.
- F2**, 98 Fluxo de OAM a nível de seção digital.
- F3**, 98 Fluxo de OAM a nível de caminho de transmissão.
- F4**, 98 Fluxo de OAM a nível de caminho virtual.
- F5**, 98 Fluxo de OAM a nível de canal virtual.
- FA**, 26 Alinhamento do quadro (*Frame Alignment*).
- FCS**, 42 Comutação Rápida de Circuitos (*Fast Circuit Switching*).
- FDDI**, 28, 67 *Fiber Distributed Data Interface*.
- FEBE**, 27 Erro de bloco remoto (*Far End Block Error*).
- FEC**, 59, 68 Método para a correção de erros de transmissão (*Forward Error Correction*).
- FERF**, 103 Falha de recepção remota (*Far End Receiver Failure*).
- FPS**, 42 Comutação Rápida de Pacotes (*Fast Packet Switching*).
- FRBS**, 72 Serviço básico de frame relay (*Frame Relaying Bearer Service*).
- FR-SSCS**, 72 Subcamada de convergência específica do serviço frame relay.
- FTTF**, 16 Fibra até o andar (*Fiber To The Floor*).
- FTTH**, 16 Fibra até a residência (*Fiber To The Home*).
- FTTO**, 16 Fibra até o escritório (*Fiber To The Office*).
- GC**, 27 Canal de comunicações de uso geral.
- GCRA**, 155 Algoritmo Genérico de Controle de Taxa (*Generic Cell Rate Algorithm*).

- GE**, 167 Grau de eficiência de um mecanismo de policiamento.
- GFC**, 37 Controle de fluxo genérico (*Generic Flow Control*).
- HDTV**, 7 *High Definition TeleVision* (televisão de alta-definição).
- HEC**, 38 Controle de erro do cabeçalho (*Header Error Control*).
- HEL**, 81 Campo de comprimento da extensão do cabeçalho (*Header Extension Length*).
- HLPI**, 80 Identificador de protocolo da camada superior (*Higher Layer Protocol Identifier*).
- HOLP**, 121 *Head of Line Priority*.
- ICD**, 89 Designador de código internacional (*International Code Designator*).
- IDI**, 88 Identificador inicial de domínio (*Initial Domain Identifier*).
- IEEE** Instituto de Engenheiros Elétricos e Eletrônicos.
- ILMI**, 105 Interface provisória de gerenciamento local (*Interim Local Management Interface*).
- IN**, 46 Rede de interconexão (*Interconnection Network*).
- ISDN**, 3 Integrated Services Digital Network (vide RDSI).
- ITUDOC**, 16 Serviço de distribuição de documentos eletrônicos do ITU.
- ITU-T**, 16 International Telecommunication Union Telecommunication Standardization Sector.
- IVS**, 178 Serviços integrados de vídeo (*Integrated Video Services*).
- IWU**, 15 Unidade de interfuncionamento (*InterWorking Unit*).
- JD**, 152 Janela Deslizante (*Moving Window*).
- JS**, 151 Janela Saltitante (*Jumping Window*).
- LAN**, 15, 75 Rede local (*Local Area Network*).
- LCT**, 157 Instante da última atualização (*Last Conformance Time*).
- LFC**, 10 *Local Function Capabilities* (Facilidades de funções locais).
- LI**, 64 Indicação de comprimento (*Length Indication*).
- LLC**, 72 Controle de enlace lógico (*Logical Link Control*).
- LRT**, 171 Instante da última retransmissão (*Last Re-emission Time*).

LSB Bit menos significativo (*Least Significant Bit*).

MA, 27 Falha de recepção remota (FERF), Erro de bloco remoto (FEBE), Tipo da carga.

MAN, 75 Rede metropolitana (*Metropolitan Area Network*).

MIB, 106 Base de informações de gerenciamento (*Management Information Base*).

MID, 64 Campo de identificação da multiplexação (*Multiplexing IDentification*).

MIN, 46 Rede de interconexão multi-estágios (*Multistage Interconnection Network*).

MMPP, 135 Processo de Poisson Modulado por Markov (*Markov Modulated Poisson Process*).

MRP, 13 Modelo de referência dos protocolos.

MSB Bit mais significativo (*Most Significant Bit*).

N-ISDN, 3 Narrowband Integrated Services Digital Network (vide RDSI-FE).

NNI, 10 Interface rede-rede (*Network-Network Interface*).

NPC, 145 Controle dos Parâmetros de Rede (*Network Parameter Control*).

NR, 27 Octeto reservado para o operador da rede.

NRM, 110 Gerenciamento dos Recursos da Rede (*Network Resource Management*).

OAM, 97 Operação e manutenção (*Operation And Maintenance*).

OSI-RM, 13 Modelo de referência para a conexão de sistemas abertos.

PAD, 66 Campo de enchimento (*Padding*).

PC, 111 Controle de Prioridades (*Priority Control*).

PCM, 22 *Pulse Code Modulation*.

PCR, 115 Taxa de pico de células (*Peak Cell Rate*).

PDH, 23 Hierarquia Digital Plesiócrona (*Plesiochronous Digital Hierarchy*).

PDU, 54 Unidade de dados do protocolo (*Protocol Data Units*).

PHY, 14 Camada física.

PHY-SAP, 20 Ponto de acesso de serviço da camada física.

PLCP, 27 Protocolo de convergência da camada física (*Physical Layer Convergence Protocol*).

- PM**, 14 Subcamada do meio físico (*Physical Medium*).
- POH**, 99 Overhead do caminho (*Path OverHead*).
- POTS**, 15 Telefonia convencional (*Plain Old Telephone Service*).
- PT**, 38 Tipo do conteúdo de informação de uma célula ATM (*Payload Type*).
- PVC**, 99 Canal virtual permanente (*Permanent Virtual Channel*).
- QOS**, 112 Qualidade do serviço (*Quality Of Service*).
- RD**, 89 Identificador de domínio de roteamento (*Routing Domain*).
- RDI**, 3 Rede digital integrada.
- RDSI**, 3 Rede Digital de Serviços Integrados.
- RDSI-FE**, 3 Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Estreita.
- RDSI-FL**, 4 Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga.
- RE**, 15 Unidade eletrônica remota (*Remote Electronics*).
- RM**, 15 Multiplexador remoto (*Remote Multiplexer*).
- RRC**, 140 Critério da Regra Relacionada com a Classe.
- RSRVD**, 89 Campo reservado (*ReSeRVeD*).
- RTS**, 57 Carimbo de tempo residual (*Residual Time Stamp*).
- SAP** Ponto de acesso de serviço (*Service Access Point*).
- SAR**, 54 Subcamada de segmentação e remontagem da camada AAL (*Segmentation And Reassembly sublayer*).
- SAR-PDU**, 57 Unidade de dados do protocolo da SAR.
- SCR**, 115 Taxa prolongada (de células (*Sustainable Cell Rate*)).
- SDH**, 23 Hierarquia Digital Síncrona (*Synchronous Digital Hierarchy*).
- SDU** Unidade de dados de serviço (*Service Data Unit*).
- SECBR**, 114 Fração de blocos de células com demasiados erros (*Severely Errored Cell Block Ratio*).
- SEL**, 89 Campo de seleção (*SELector*).

- SFF**, 138 Fluxo Contínuo Estocástico (*Stochastic Fluid Flow*).
- SN**, 57, 64 Número de seqüência (*Sequence Number*).
- SNMP**, 105 *Simple Network Management Protocol*.
- SNP**, 57 Campo de proteção do número de seqüência (*Sequence Number Protection*).
- SOH**, 99 Overhead de seção (*Section OverHead*).
- SONET**, 23 *Synchronous Optical NETwork* (vide SDH).
- SRTS**, 23 Marca de tempo residual síncrona (*Synchronous Residual Time Stamp*).
- SSCS**, 61 Subcamada de Convergência Específica do Serviço (*Service Specific Convergence Sublayer*).
- SSM**, 65 Mensagem de um único segmento (*Single Segment Message*).
- ST**, 64 Tipo do segmento (*Segment Type*).
- STDM**, 31 Multiplexação por divisão de tempo síncrona (*Synchronous Time Division Multiplexing*).
- STM**, 31 Modo de transferência síncrono (*Synchronous Transfer Mode*).
- STM-1**, 24 Módulo de Transporte Síncrono (*Synchronous Transport Module*).
- STP**, 29 Par trançado blindado (*Shielded Twisted Pair*).
- SVC**, 85 Canal virtual de sinalização (*Signalling Virtual Channel*).
- T1**, 22 Estrutura de transmissão plesiócrona a 1,544 Mbps.
- TAT**, 155 Instante teórico de chegada (*Theoretical Arrival Time*).
- TC**, 14 Subcamada de convergência de transmissão (*Transmission Convergence*).
- TR**, 27 *Trail Trace*.
- TR1**, 11 Terminador de Rede 1.
- TR2**, 11 Terminador de Rede 2.
- TRT**, 171 Instante teórico de retransmissão (*Theoretical Re-emission Time*).
- UAS**, 137 *Uniform Arrival and Service Model*.
- UME**, 106 Entidades de gerenciamento da UNI (*UNI Management Entity*).

- UNI**, 11 *User-Network Interface* (interface usuário-rede).
- UPC**, 145 *Controle dos Parâmetros de Uso* (*Usage Parameter Control*).
- UPT**, 178 *Telecomunicações pessoais universais* (*Universal Personal Telecommunications*).
- UTP**, 30 *Par trançado não-blindado* (*Unshielded Twisted Pair*).
- VBR**, 9 *Classe de Tráfego Variável* (*Variable Bit Rate*).
- VC**, 34 *Container virtual da SDH*.
- VCC**, 34 *Conexão de canais virtuais* (*Virtual Channel Connection*).
- VCI**, 33 *Identificador de canal virtual* (*Virtual Channel Identifier*).
- VPC**, 34 *Conexão de caminhos virtuais* (*Virtual Path Connection*).
- VPCI**, 85 *Identificador de conexão de caminhos virtuais* (*Virtual Path Connection Identifier*).
- VPI**, 33 *Identificador de caminho virtual* (*Virtual Path Identifier*).
- WRR**, 121 *Weighted Round-Robin*.

Bibliografia

- [AA93] Grenville J. Armitage e Keith M. Adams. Packet reassembly during cell loss. *IEEE Network*, v. 7, n. 5, p. 26–34, Setembro 1993.
- [AD89] Hamid Ahmadi e Wolfgang E. Denzel. A survey of modern high-performance switching techniques. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 7, n. 7, p. 1091–1103, Setembro 1989.
- [AGJL90] Ender Ayanoglu, Richard D. Gitlin, Pravin K. Johri, e Wai Sum Lai. Protocols for error/loss recovery in broadband ISDN. Em *Proc. 7th ITC Seminar*, New Jersey, USA, Outubro 1990.
- [AGKV88] Edward Arthurs, Matthew S. Goodman, Haim Kobrinski, e Mario P. Vecchi. HY-PASS: an optoelectronic hybrid packet switching system. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 6, n. 9, p. 1500–1510, Dezembro 1988.
- [AGS93] Hamid Ahmadi, Roch Guérin, e Khosrow Sohraby. Analysis of a rate-based access control mechanism for high-speed networks. *IEEE Transactions on Communications*, v. 41, n. 6, p. 940–950, Junho 1993.
- [Akh87] Shahid Akhtar. Congestion control in a fast packet switching network. Tese de Mestrado, Washington University, Dezembro 1987.
- [AM93] Cláudia Maria Ribeiro Azevedo e José Augusto Suruagy Monteiro. d-smpl: Um simulador distribuído para transputers. Em *Anais do 11º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, p. 153–171, 1993.
- [Ami88] Hamid R. Amirazizi. Controlling synchronous networks with digital cross-connect systems. Em *Proc. GLOBECOM '88*, p. 1560–1563, Hollywood, FL, Novembro 1988.
- [AMS82] D. Anick, D. Mitra, e M. M. Sondhi. Stochastic theory of a data-handling system with multiple sources. *The Bell System Technical Journal*, v. 61, n. 8, p. 1871–1894, Outubro 1982.
- [ATI89] Eiichi Amada, Yasushi Takahashi, e Hiroaki Inoue. A photonic approach to ATM switching. Em *Proc. GLOBECOM '89*, p. 1810–1814, Dallas, TX, Novembro 1989.

- [BBM92] Andrea Baiocchi e Nicola Bléfari-Mellazi. Efficient Method for Steady-State Analysis of the MMPP/G/1 Queue. INFOCOM Dept. - Università “La Sapienza” di Roma, 1992.
- [BBM93a] Andrea Baiocchi e Bléfari-Melazzi. Steady-State Analysis of the MMPP/G/1/K Queue. *IEEE Transactions on Communications*, v. 41, n. 4, p. 531–534, Abril 1993.
- [BBM93b] Andrea Baiocchi e Nicola Bléfari-Melazzi. An error-controlled approximate analysis of a stochastic fluid flow model applied to an ATM multiplexer with heterogeneous on-off sources. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, v. 1, n. 6, p. 628–637, Dezembro 1993.
- [BBMRS92] A. Baiocchi, N. Bléfari-Melazzi, A. Roveri, e F. Salvatore. Stochastic fluid analysis of an ATM multiplexer loaded with heterogeneous ON-OFF sources: an effective computational approach. Em *Proc. INFOCOM '92*, p. 405–414, Florence, Italy, Maio 1992.
- [BBMS92] A. Baiocchi, N. Bléfari-Melazzi, e F. Salvatore. On the significant parameters for the characterization of the cell loss behaviour in ATM multiplexing. Em *Proc. ICC '92*, p. 682–688, Chicago, USA, Junho 1992.
- [BC92] C. Blondia e O. Casals. Performance analysis of statistical multiplexing of VBR sources. Em *Proc. INFOCOM '92*, p. 828–838, Florence, Italy, Maio 1992.
- [BCF⁺93] G. Boiocchi, P. Crocetti, L. Fratta, M. Gerla, e M.A. Marsiglia. ATM connectionless server: Performance evaluation. Em *Proc. IFIP '93*, La Martinica, France, Janeiro 1993.
- [BCS90] Krishna Bala, Israel Cidon, e Khosrow Sohraby. Congestion control for high speed packet switched networks. Em *Proc. INFOCOM '90*, p. 520–526, San Francisco, CA, Junho 1990.
- [BCT91] M. Buttó, E. Cavallero, e A. Tonietti. Effectiveness of the “leaky bucket” policing mechanism in ATM networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 9, n. 3, p. 335–342, Abril 1991.
- [BEHL90] A. W. Berger, A. E. Eckberg, Ting-Chao Hou, e D.M. Lucantoni. Performance characterizations of traffic monitoring, and associated control, mechanisms for broadband “packet” networks. Em *Proc. GLOBECOM '90*, p. 350–354, San Diego, California, Dezembro 1990.
- [Ber90] Ignacio Berberana. Application of extreme value theory to the analysis of a network simulation. Em *Proc. 23rd Annual Simulation Symposium*, p. 105–121, Nashville, TN, Abril 1990.

- [BF90] Flaminio Borgonovo e Luigi Fratta. Policing in ATM networks: An alternative approach. Em *Proc. Seventh ITC Seminar*, New Jersey, Outubro 1990.
- [BFIL87] Francesco Bernabei, Alessandro Forcina, Eugenio Iannone, e Marco Listanti. Analisi delle prestazioni di reti Delta. *Note Recensioni e Notizie*, p. 127–137, 1987.
- [BFIZ91] F. Bernabei, R. Ferretti, M. listanti, e G. Zingrillo. ATM system buffer design under very low cell loss probability constraints. Em *Proc. INFOCOM '91*, p. 929–938, 1991.
- [BG92] Anish B. Bhimani e Sumit Ghosh. Modeling and distributed simulation of complex broadband ISDN networks under overload on loosely-coupled parallel processors. Em *Proc. ICC '92*, p. 1280–1284, Chicago, USA, Junho 1992.
- [BGSC92] Pierre E. Boyer, Fabrice M. Guillemin, Michel J. Serval, e Jean-Pierre Coudreuse. Spacing cells protects and enhances utilization of ATM network links. *IEEE Network*, v. 6, n. 5, p. 38–49, Setembro 1992.
- [Bie93] E. W. Biersack. Performance evaluation of forward error correction in an ATM environment. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 11, n. 4, p. 631–640, Maio 1993.
- [BILV85] F. Bernabei, E. Iannone, M. Listanti, e F. Villani. Generalization of Jenq model for performance analysis of Banyan interconnection networks. Relatório técnico, Fondazione Ugo Bordoni, Roma, Italy, 1985.
- [BL90] Luis Fernando B. Baptistella e Márcio Patusco L. Lobo. *Rede Digital de Serviços Integrados*. McGraw-Hill, São Paulo, 1990.
- [BLMZ92] F. Bernabei, M. Listanti, D. Matrullo, e G. Zingrillo. Effectiveness of leaky-bucket policing mechanism. Em *Proc. ICC '92*, p. 1206–1211, Chicago, USA, Junho 1992.
- [BM92] R. Beraldi e S. Marano. Limiting removal depth in the pushout scheme for ATM networks. Em *Proc. ICC '92*, Chicago, USA, Junho 1992.
- [BML⁺91] A. Baiocchi, N. B. Melazzi, N. Listanti, A. Roveri, e R. Wincler. Modeling issues on an ATM multiplexing within a bursty traffic environment. Em *Proc. INFOCOM '91*, p. 83–91, 1991.
- [Boy90] P. Boyer. A congestion control for the ATM. Em *Proc. 7th International Teletraffic Symposium*, Morristown, NJ, Outubro 1990.
- [BS90] Jaime Jungok Bae e Tatsuya Suda. Survey of traffic control protocols in ATM networks. Em *Proc. GLOBECOM '90*, p. 1–6, San Diego, CA, Dezembro 1990.
- [BS91] Jaime Jungok Bae e Tatsuya Suda. Survey of traffic control schemes and protocol in ATM networks. *Proceedings of the IEEE*, v. 79, n. 2, p. 170–189, Fevereiro 1991.

- [BST88] D. V. Batorsky, D. R. Spears, e A. R. Tedesco. The evolution of broadband network architectures. Em *Proc. GLOBECOM '88*, p. 367–373, Hollywood, FL, Novembro 1988.
- [BT89] Richard G. Bubenik e Jonathan S. Turner. Performance of a broadcast packet switch. *IEEE Transactions on Communications*, v. 37, n. 1, p. 60–69, Janeiro 1989.
- [BT93] Giuseppe Bianchi e Vittorio Trecordi. Proposal for a comprehensive bandwidth management scheme and connection acceptance rule for B-ISDN. Em *Proc. INFOCOM '93*, 1993.
- [CCI90a] CCITT. *Draft Recommendation I.413: B-ISDN user-network interface*, Junho 1990.
- [CCI90b] CCITT. *Draft Recommendation I.432: B-ISDN user-network interface - Physical Layer specification*, Junho 1990.
- [CCI91a] CCITT, Geneva. *Recommendation I.113: Vocabulary of terms for broadband aspects of ISDN*, 1991.
- [CCI91b] CCITT, Geneva. *Recommendation I.121: Broadband Aspects of ISDN*, 1991.
- [CCI91c] CCITT, Geneva. *Recommendation I.321: B-ISDN Protocol Reference Model and its application*, 1991.
- [CCI92a] CCITT. *Revised Recommendation I.150: B-ISDN ATM functional characteristics*, 1992.
- [CCI92b] CCITT. *Revised Recommendation I.311: B-ISDN general network aspects*, Julho 1992.
- [CCI92c] CCITT. *Revised Recommendation I.610: B-ISDN Operation and Maintenance Principles and Functions*, Julho 1992.
- [CFT92] P. Castelli, A. Forcina, e A. Tonietti. Dimensioning criteria for policing functions in ATM networks. Em *Proc. INFOCOM '92*, p. 759–766, Florence, Maio 1992.
- [CGG91] P. Crocetti, G. Gallassi, e M. Gerla. Bandwidth advertising for MAN/ATM connectionless internetting. Em *Proc. INFOCOM '91*, p. 1145–1150, Bal Harbour, FL, Abril 1991.
- [Che87] N. K. Cheung. High-speed lightwave technology for future broadband integrated services digital networks. Em *Proc. ICC '87*, p. 162–165, Seattle, Washington, Junho 1987.
- [CM92] Rosângela F. Coelho e J. A. S. Monteiro. Estudo comparativo de controles de admissão para redes digitais de serviços integrados de faixa larga. Em *Anais do 10º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, p. 463–475, Recife, Abril 1992.

- [Con89] James K. Conlisk. Topology and survivability of future transport networks. Em *Proc. GLOBECOM '89*, p. 826–834, Dallas, TX, Novembro 1989.
- [CP90a] C. Anthony Cooper e Kun I. Park. A reasonable solution to the broadband congestion control problem. *International Journal of Digital and Analog Communication Systems*, v. 3, n. 2, p. 103–115, 1990.
- [CP90b] C. Anthony Cooper e Kun I. Park. Toward a broadband congestion control strategy. *IEEE Network Magazine*, v. 4, n. 3, p. 18–23, Maio 1990.
- [CS93] Yau-Chau Ching e H. Sabit Say. SONET implementation. *IEEE Communications Magazine*, v. 31, n. 9, p. 34–40, Setembro 1993.
- [dBS94] Ricardo José Paiva de Britto Salgueiro. Alocação de capacidades em redes digitais de serviços integrados utilizando o processo de Poisson modulado por Markov. Tese de Mestrado, Departamento de Eletrônica e Sistemas, UFPE, 1994.
- [DCLM90] Zbigniew Dziong, Jean Choquette, Ke-Qiang Liao, e Lorne Mason. Admission control and routing in ATM networks. *Computer Networks and ISDN Systems*, v. 20, n. 1-5, p. 189–196, 1990.
- [dCM94] Roberta D. da Carvalheira e José Augusto Suruagy Monteiro. Modelos de fluxo contínuo para alocação de capacidades em redes ATM. Em *Anais do 12º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, p. 305–320, Curitiba, Maio 1994.
- [DD91] S. Dravida e R. Damodaram. Error detection and correction options for data services in B-ISDN. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 9, n. 9, p. 1484–1495, Dezembro 1991.
- [Dèc91] M. Dècina. Open issues regarding the universal application of ATM for multiplexing and switching in the BISDN. Em *Proc. ICC '91*, p. 1258–1264, 1991.
- [Den93] Wolfgang E. Denzel. Feature topic: High speed ATM switching. *IEEE Communications Magazine*, v. 31, n. 2, Fevereiro 1993.
- [DJ81] Daniel M. Dias e Robert Jump. Analysis and simulation of buffered delta networks. *IEEE Transactions on Computers*, v. 30, n. 4, p. 273–282, Abril 1981.
- [DJ88] Lars Dittmann e Søren B. Jacobsen. Statistical multiplexing of identical bursty sources in an ATM network. Em *Proc. GLOBECOM '88*, p. 1293–1297, Hollywood, FL, Novembro 1988.
- [DJM91] L. Dittman, S. B. Jacobsen, e K. Moth. Flow enforcement algorithms for ATM networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 9, n. 3, p. 343–350, Abril 1991.

- [DL86] John N. Daigle e Joseph D. Langford. Models for analysis of packet voice communications systems. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 4, n. 6, p. 847–855, Setembro 1986.
- [DMWH88] C. DeWilde, D. R. Mondor, B. Wagner, e N. C. Huang. Integrated switch and cross-connect systems as a flexible transport network. Em *Proc. GLOBECOM '88*, p. 675–677, Hollywood, FL, Novembro 1988.
- [DP90] W. Ding e Decker P. Waiting time distribution of a discrete SSMP/G/1 queue and its implications in ATM systems. Em *Proc. 7th ITC Seminar*, New Jersey, USA, Outubro 1990.
- [dP93] Martin de Prycker. *Asynchronous Transfer Mode — Solution for Broadband ISDN*. Ellis Horwood, second edition, 1993.
- [DRS91] Lisa G. Dron, G. Ramamurthy, e Bhaskar Sengupta. Delay analysis of continuous bit rate traffic over an ATM network. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 9, n. 3, p. 402–407, Abril 1991.
- [dSeSM92] Edmundo A. de Souza e Silva e Richard R. Muntz. *Métodos Computacionais de Solução de Cadeias de Markov: Aplicações a Sistemas de Computação e Comunicação*. VIII Escola de Computação, Gramado, 1992.
- [DT89] George E. Daddis, Jr. e H. C. Torng. A taxonomy of broadband integrated switching architectures. *IEEE Communications Magazine*, v. 27, n. 5, p. 32–42, Maio 1989.
- [DT92] M. Devetsikiotis e J. K. Townsend. A dynamic importance sampling methodology for the efficient estimation of rare event probabilities in regenerative simulations of queueing systems. Em *Proc. ICC '92*, p. 1290–1296, Chicago, USA, Junho 1992.
- [DT93] Michael Devetsikiotis e J. Keith Townsend. Statistical optimization of dynamic importance sampling parameters for efficient simulation of communication networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, v. 1, n. 3, p. 293–305, Junho 1993.
- [Eck79] Adrian E. Eckberg, Jr. The single server queue with periodic arrival process and deterministic service times. *IEEE Transactions on Communications*, v. 27, n. 3, p. 556–562, Março 1979.
- [EH88] A. E. Eckberg e T.-C. Hou. Effects of output buffer sharing on buffer requirements in an ATDM packet switch. Em *Proc. INFOCOM '88*, p. 459–466, New Orleans, Louisiana, Março 1988.
- [EIK90] Hiroshi Esaki, Kazuaki Iwamura, e Toshikazu Kodama. A simple and effective admission control method for an ATM network. Em *Proc. GLOBECOM '90*, p. 28–33, San Diego, CA, Dezembro 1990.

- [EM93] Anwar I. Elwalid e Debasis Mitra. Effective bandwidth of general Markovian traffic sources and admission control of high speed networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, v. 1, n. 3, p. 329–343, Junho 1993.
- [Esa92] Hiroshi Esaki. Call admission control method in ATM networks. Em *Proc. ICC '92*, p. 1628–1633, Chicago, USA, Junho 1992.
- [ESS88] Berth Eklundh, Krister Sällberg, e Bengt Stavenow. Asynchronous transfer modes - options and characteristics. Em *Proc. 12th International Teletraffic Congress*, p. 1.3A.3.1–7, Torino, Italy, Junho 1988.
- [FaJ93] José Arivaldo Frazão Jr. Estudo comparativo da eficiência de mecanismos de controle de tráfego para a RDSI-FL. Tese de Mestrado, Universidade Federal de Pernambuco, 1993.
- [Far93] Stephen C. Farkouh. Managing ATM-based broadband networks. *IEEE Communications Magazine*, v. 31, n. 5, p. 82–86, Maio 1993.
- [Fen81] Tse-Yun Feng. A survey of interconnection networks. *IEEE Computer Magazine*, p. 12–27, Dezembro 1981.
- [FM92] Victor S. Frost e Michael T. Mullen. Dynamic bandwidth allocation for B-ISDN based on end-to-end delay estimates. Em *Proc. ICC '92*, p. 225–231, Chicago, USA, Junho 1992.
- [FMGV92] Luigi Fratta, Luigi Musumeci, Giorgio Gallassi, e Luigi Verri. Congestion control strategies in ATM networks. *European Transactions on Telecommunications*, v. 3, n. 2, p. 183–193, 1992.
- [FMH93] Wolfgang Fischer e Kathleen Meier-Hellstern. The Markov-modulated Poisson process (MMPP) cookbook. *Performance Evaluation*, v. 18, p. 149–171, 1993.
- [For93] The ATM Forum. *ATM User-Network Interface Specification — Version 3.0*. Prentice Hall, Englewood Cliffs, NJ, 1993.
- [Fra93] A. G. Fraser. Early experiments with Asynchronous Time Division Networks. *IEEE Network*, v. 7, n. 1, p. 12–26, 1993.
- [GBDR92] F. Guillemin, P. Boyer, A. Dupuis, e L. Romoeuf. Peak rate enforcement in ATM networks. Em *Proc. INFOCOM '92*, p. 753–758, Florence, Italy, Maio 1992.
- [GD92] Fabrice Guillemin e Alain Dupuis. A basic requirement for the policing function in ATM networks. *Computer Networks and ISDN Systems*, v. 24, p. 311–320, 1992.
- [GdAMS86] William Ferreira Giozza, José Fábio Marinho de Araújo, José Antão Beltrão Moura, e Jacques Philippe Sauvé. *Redes Locais de Computadores — Tecnologia e Aplicações*. McGraw-Hill, São Paulo, 1986.

- [GG92] Roch Guérin e Levent Gün. A unified approach to bandwidth allocation and access control in fast packet-switched networks. Em *Proc. INFOCOM '92*, p. 1–12, Florence, Italy, Maio 1992.
- [GL93] Gabriele Goldacker e Thomas Luckenbach. ATM and ATM adaption layer — overview and codings. R2068, RACE, 1993.
- [GMP89] Mario Gerla, José A. S. Monteiro, e Rodolfo Pazos. Topology design and bandwidth allocation in ATM nets. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 7, n. 8, p. 1253–1262, Outubro 1989.
- [GO89] Jerry Gechter e Peter O'Reilly. Conceptual issues for ATM. *IEEE Network*, v. 3, n. 1, p. 14–16, Janeiro 1989.
- [GRF89] G. Gallassi, G. Rigolio, e L. Fratta. ATM: Bandwidth assignment and bandwidth enforcement policies. Em *Proc. GLOBECOM '89*, p. 1788–1793, Dallas, TX, Novembro 1989.
- [Gri90] T. R. Griffiths. Analysis of a connection acceptance strategy for asynchronous transfer mode networks. Em *Proc. GLOBECOM '90*, p. 862–868, San Diego, CA, Dezembro 1990.
- [GRV90] G. Gallassi, G. Rigolio, e L. Verri. Resource management and dimensioning in ATM networks. *IEEE Network Magazine*, v. 4, n. 3, p. 8–17, Maio 1990.
- [GTMG91] Mario Gerla, Tsung-Yuan Tai, J. Monteiro, e Giorgio Gallassi. Interconnecting LANs and MANs to ATM. Em *Proc. 16th Conference on Local Computer Networks*, p. 259–270, Minneapolis, Outubro 1991.
- [HA87] Joseph Y. Hui e Edward Arthurs. A broadband packet switch for integrated transport. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 5, n. 8, p. 1264–1273, Outubro 1987.
- [Hab88] Kohei Habara. ISDN: A look at the future through the past. *IEEE Communications Magazine*, v. 26, n. 11, p. 25–32, Novembro 1988.
- [Hän89] Rainer Händel. Evolution of ISDN towards Broadband ISDN. *IEEE Network*, v. 3, n. 1, p. 7–13, Janeiro 1989.
- [HB92] Michael G. Hluchyj e Amit Bhargava. Queueing disciplines for integrated fast packet networks. Em *Proc. ICC '92*, p. 990–996, Chicago, USA, Junho 1992.
- [Hei93] Juha Heinanen. *RFC 1483: Multiprotocol Encapsulation over ATM Adaptation Layer 5*, Julho 1993.

- [HGMY91] Joseph Y. Hui, Melike B. Gursoy, Nader Moayeri, e Roy D. Yates. A layered broadband switching architecture with physical or virtual path configurations. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 9, n. 9, p. 1416–1426, Dezembro 1991.
- [Hin87] H. S. Hinton. Applications of the photonic switching technology for telecommunications switching. Em *Proc. International Communications Conference*, p. 1559–1564, Seattle, Washington, Junho 1987.
- [Hin88] H. Scott Hinton. Architectural considerations for photonic switching networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 6, n. 7, p. 1209–1226, Agosto 1988.
- [HK84] Alan Huang e Scott Knauer. Starlite: a wideband digital switch. Em *Proc. GLOBECOM '84*, p. 121–125, Dezembro 1984.
- [HK88] Michael G. Hluchyj e Mark J. Karol. Queueing in high-performance packet switching. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 6, n. 9, p. 1587–1597, Dezembro 1988.
- [HKSM87] Satoshi Hasegawa, Akira Kanemasa, Hisashi Sakaguchi, e Rikio Maruta. Dynamic reconfiguration of digital cross-connect systems with network control and management. Em *Proc. GLOBECOM '87*, p. 1096–1100, Tokio, Japan, Novembro 1987.
- [HL86] Harry Heffes e David M. Lucantoni. A Markov modulated characterization of packetized voice and data traffic and related statistical multiplexer performance. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 6, n. 4, p. 856–868, Setembro 1986.
- [HMI⁺88] K. Hajikano, K. Murakami, E. Iwabuchi, O. Isono, e T. Kobayashi. Asynchronous transfer mode switching architecture for broadband ISDN — multistage self-routing switching (MSSR). Em *Proc. International Conference on Communications*, p. 911–915, Philadelphia, PA, Junho 1988.
- [Hui87] Joseph Hui. A broadband packet switch for multi-rate services. Em *Proc. ICC '87*, p. 782–788, Seattle, Washington, Junho 1987.
- [Hui88] Joseph Y. Hui. Resource allocation for broadband networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 6, n. 9, p. 1598–1608, Dezembro 1988.
- [HW89] Miki Hirano e Naoya Watanabe. Characteristics of a cell multiplexer for bursty ATM traffic. Em *Proc. ICC 89*, p. 399–403, Boston, MA, Junho 1989. IEEE.
- [Ino90] Y. Inoue. Evolution and integration of the signaling and OAM&P transport network. Em *Proc. 7th ITC Seminar*, New Jersey, USA, Outubro 1990.
- [ITU93a] ITU-T. *Draft Recommendation I.356: B-ISDN ATM Layer Cell Transfer Performance*, Julho 1993. COM 13-R 2-E.

- [ITU93b] ITU-T. *Draft Recommendation I.555: Frame Relaying Bearer Service Interworking*, Julho 1993.
- [ITU93c] ITU-T. *Recommendation I.211: B-ISDN service aspects*, Março 1993.
- [ITU93d] ITU-T. *Recommendation I.327: B-ISDN functional architecture*, Março 1993.
- [ITU93e] ITU-T. *Recommendation I.350: General Aspects of Quality of Service and Network Performance in Digital Networks, including ISDNs*, Março 1993.
- [ITU93f] ITU-T. *Recommendation I.362: B-ISDN ATM Adaptation Layer (AAL) functional description*, Março 1993.
- [ITU93g] ITU-T. *Recommendation I.363: B-ISDN ATM Adaptation Layer (AAL) specification*, Março 1993.
- [ITU93h] ITU-T. *Recommendation I.364: Support of Broadband Connectionless Data Service on B-ISDN*, Julho 1993. COM 13-R 4E.
- [ITU93i] ITU-T. *Study Group 13 – Report R 2*, Julho 1993. New (draft) section 6 of Recommendation I.363.
- [ITU94] ITU-T. *Recommendation I.371: Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN*, Março 1994.
- [Jac90] Andrew R. Jacob. A survey of fast packet switches. *Computer Communication Review*, v. 20, n. 1, p. 54–64, Janeiro 1990.
- [Jai90a] R. Jain. Myths about congestion control in high-speed networks. Em *Proc. 7th ITC Seminar*, New Jersey, USA, Outubro 1990.
- [Jai90b] Raj Jain. Congestion control in computer networks: Issues and trends. *IEEE Network Magazine*, v. 4, n. 3, p. 24–30, Maio 1990.
- [Jen83] Yih-Chyun Jenq. Performance analysis of a packet switch based on single-buffered banyan network. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 1, n. 6, p. 1014–1021, Dezembro 1983.
- [JM93a] Andrzej Jajszczyk e H. T. Mouftah. Photonic fast packet switching. *IEEE Communications Magazine*, v. 31, n. 2, p. 58–65, Fevereiro 1993.
- [JM93b] José Arivaldo Frazão Júnior e José Augusto Suruagy Monteiro. Estudo comparativo da eficiência dos mecanismos de policiamento para as redes ATM. Em *Anais do 11^o Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, p. 479–496, Campinas, Maio 1993.
- [KAB⁺88] H. Kobrinski, E. Arthurs, R. M. Bulley, J. M. Cooper, E. L. Goldstein, M. S. Goodman, e M. P. Vecchi. An optoelectronic packet switch utilizing fast wavelength tuning. Em *Proc. GLOBECOM '88*, p. 948–953, Hollywood, FL, Novembro 1988.

- [KB92] Kenn Kvols e Søren Blaabjerg. Bounds and approximations for the periodic on/off queue with applications to ATM traffic control. Em *Proc. INFOCOM '92*, p. 487–494, Florence, Italy, Maio 1992.
- [KHBG91] H. Kröner, G. Hébuterne, P. Boyer, e A. Gravey. Priority management in ATM switching nodes. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 9, n. 3, p. 418–427, Abril 1991.
- [KHM87] Mark J. Karol, Michael G. Hluchyj, e Samuel P. Morgan. Input versus output queueing on a space-division packet switch. *IEEE Trans. on Communications*, v. 35, n. 12, p. 1347–1356, Dezembro 1987.
- [Kle75] Leonard Kleinrock. *Queueing Systems, Vol I: Theory*. Wiley-Interscience, New York, 1975.
- [KLG88] Hyong Sok Kim e Alberto Leon-Garcia. Performance of buffered Banyan networks under nonuniform traffic patterns. Em *Proc. INFOCOM '88*, p. 344–353, New Orleans, Louisiana, Março 1988.
- [KMY87] Katsuaki Kikuchi, Tohru Matsunaga, e Tadahiko Yasui. Overview of optical switching systems. Em *Proc. International Communications Conference*, p. 1575–1579, Seattle, Washington, Junho 1987.
- [Kob90] Hisashi Kobayashi. Performance issues of broadband ISDN. Em *Proc. ICC '90*, p. 349–361, New Delhi, India, Novembro 1990.
- [Kob94] Ikutaro Kobayashi. Feature topic: Fiber-optic subscriber loops. *IEEE Communications Magazine*, v. 32, n. 2, Fevereiro 1994.
- [Kos86] L. Kosten. Liquid models for a type of information buffer problems. *Delft Progress Report*, v. 11, p. 71–86, 1986.
- [KS83] Clyde P. Kruskal e Marc Snir. The performance of multistage interconnection networks for multiprocessors. *IEEE Transactions on Computers*, v. 32, n. 12, p. 1091–1098, Dezembro 1983.
- [KS89] Takashi Kamitake e Tatsuya Suda. Evaluation of an admission control scheme for an ATM network considering fluctuations in cell loss rate. Em *Proc. GLOBECOM '89*, p. 1774–1780, Dallas, TX, Novembro 1989.
- [KS90] K. Kawashima e H. Saito. Teletraffic issues in ATM networks. *Computer Networks and ISDN Systems*, v. 20, n. 1-5, p. 369–376, 1990.
- [KSHM88] Yuji Kato, Toshio Shimoe, Kazuo Hajikano, e Koso Murakami. Experimental broadband ATM switching system. Em *Proc. GLOBECOM '88*, p. 1288–1292, Hollywood, FL, Novembro 1988.

- [KSW86] Clyde P. Kruskal, Marc Snir, e Alan Weiss. The distribution of waiting times in clocked multistage interconnection networks. Em *Proc. 1986 International Conference on Parallel Processing*, p. 12–19, University Park, PA, Agosto 1986.
- [KW93] G. Kesidis e J. Walrand. Quick simulation of ATM buffers with on-off multiclass Markov fluid sources. *ACM Transactions on Modeling and Computer Simulation*, v. 3, n. 3, p. 269–276, Julho 1993.
- [KWR90] Rungroj Kositpaiboon, Gillian Woodruff, e Philip Richards. ATM traffic control for guaranteed performance. *International Journal of Digital and Analog Communication Systems*, v. 3, n. 2, p. 117–125, 1990.
- [LDT92] K.-Q. Liao, Z. Dziong, e N. Tétreault. Effectiveness of leaky-bucket policing mechanism. Em *Proc. ICC '92*, p. 1201–1205, Chicago, USA, Junho 1992.
- [Lea86] Chin-Tau A. Lea. The load-sharing banyan network. *IEEE Transactions on Computers*, v. C-35, n. 12, p. 1025–1034, Dezembro 1986.
- [LR87] Ke-Qiang Liao e James W. Roberts. Videoconference traffic and network design. *IEEE Trans. on Communications*, v. 35, n. 3, p. 275–282, Março 1987.
- [LRG92] Bruno Laguë, Catherine Rosenberg, e Fabrice Guillemin. A generalization of some policing mechanisms. Em *Proc. INFOCOM '92*, p. 767–775, Florence, Maio 1992.
- [LSY93] Kin K. Leung, Bhaskar Sengupta, e Raymond W. Yeung. A credit manager for traffic regulation in high-speed networks: A queueing analysis. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, v. 1, n. 2, p. 236–245, Abril 1993.
- [MAS⁺88] Basil Maglaris, Dimitris Anastassiou, Prodipp Sen, Gunnar Karlsson, e John D. Robbins. Performance models of statistical multiplexing in packet video communications. *IEEE Transactions on Communications*, v. 36, n. 7, p. 834–844, Julho 1988.
- [MFT91] L. Mongiovì, M. Farrel, e V. Trecordi. A proposal for interconnecting FDDI networks through BISDN. Em *Proc. INFOCOM '91*, Bal Harbour, FL, Abril 1991.
- [MG94] José Augusto Suruagy Monteiro e Mario Gerla. Bandwidth allocation in ATM networks. *Annals of Operations Research*, v. 49, p. 25–50, 1994.
- [MGF90a] José A. Suruagy Monteiro, Mario Gerla, e Luigi Fratta. Leaky Bucket analysis for ATM networks. Em *Proc. SBT/IEEE International Telecommunications Symposium*, p. 498–502, Rio de Janeiro, Brazil, Setembro 1990.
- [MGF90b] José A. Suruagy Monteiro, Mario Gerla, e Luigi Fratta. Leaky Bucket input rate control in ATM networks. Em *Proc. ICC '90*, p. 370–376, New Delhi, India, Novembro 1990.

- [MGF91a] José A. Suruagy Monteiro, Mario Gerla, e Luigi Fratta. Statistical multiplexing in ATM networks. *Performance Evaluation*, v. 12, n. 3, p. 157–167, 1991.
- [MGF91b] José Augusto Suruagy Monteiro, Mario Gerla, e Luigi Fratta. Input rate control for ATM networks. Em *Queueing, Performance and Control in ATM*, p. 117–122, Copenhagen, Junho 1991.
- [MH87] Kathleen Meier-Hellstern. A fitting algorithm for Markov-modulated Poisson processes having two rates. *European Journal of Operational Research*, v. 29M, p. 370–377, 1987.
- [Mid93] John E. Midwinter, editor. *Photonics in Switching*. Academic Press, San Diego, CA, 1993.
- [Mit88] Debasis Mitra. Stochastic theory of a fluid model of producers and consumers coupled by a buffer. *Adv. Appl. Prob.*, v. 20, p. 646–676, 1988.
- [Mon90] José Augusto Suruagy Monteiro. *Bandwidth Allocation in Broadband Integrated Services Digital Networks*. Tese de Doutorado, University of California, Los Angeles, Los Angeles, CA, 1990.
- [Mon91] José Augusto Suruagy Monteiro. Alocação de capacidades e controle de tráfego em redes MTA. Em *Proc. 9º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, Florianópolis, Maio 1991.
- [MS88] John E. Midwinter e Peter W. Smith. Guest editorial - photonic switching. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 6, n. 7, p. 1033–1035, Agosto 1988.
- [Neu81] Marcel F. Neuts. *Matrix-Geometric Solutions in Stochastic Models*. The John Hopkins University Press, 1981.
- [Neu89] Marcel F. Neuts. *Structured Stochastic Matrices of M/G/1 Type and their Application*. Marcel Dekker Inc., New York, 1989.
- [Nie90] G. Niestegge. The ‘leaky bucket’ policing method in the ATM (asynchronous transfer mode) network. *International Journal of Digital and Analog Communication Systems*, v. 3, n. 2, p. 187–197, 1990.
- [NKT91] R. Nagarajan, J. F. Kurose, e D. Towsley. Approximation techniques for computing packet loss in finite buffered voice multiplexers. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 9, n. 3, p. 368–377, Abril 1991.
- [NTFH87] Satoshi Nojima, Eiichi Tsutui, Haruki Fukuda, e Masamichi Hashimoto. Integrated services packet network using bus matrix switch. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 5, n. 8, p. 1284–1292, Outubro 1987.

- [Nus88] Eric Nussbaum. Communication network needs and technologies - a place for photonic switching? *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 6, n. 7, p. 1036–1043, Agosto 1988.
- [OA93] Cambyse Guy Omidyar e Anne Aldridge. SDH/SONET. *IEEE Communications Magazine*, v. 31, n. 9, Setembro 1993.
- [OK91] Hiroshi Ohta e Tokuhiko Kitami. A cell loss recovery method using FEC in ATM networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 9, n. 9, p. 1471–1483, Dezembro 1991.
- [OMKM89] Yuji Oie, Masayuki Murata, Koji Kubota, e Hideo Miyahara. Effect of speedup in nonblocking packet switch. Em *Proc. ICC '89*, p. 410–414, Boston, Junho 1989.
- [Onv92] Raif O. Onvural. On performance characteristics of ATM networks. Em *Proc. ICC '92*, p. 1004–1008, Chicago, USA, Junho 1992.
- [Onv94] Raif O. Onvural. *Asynchronous Transfer Mode Networks — Performance Issues*. Artech House, Norwood, MA, 1994.
- [OS92] Kenji Okada e Hiromichi Shinohara. Fiber optic subscriber systems. *IEEE LTS*, v. 3, n. 4, p. 6–11, Novembro 1992.
- [OSMM90a] Yuji Oie, Tatsuya Suda, Masayuki Murata, e Hideo Miyahara. Survey of switching techniques in high-speed networks and their performance. Em *Proc. INFOCOM '90*, p. 1242–1251, San Francisco, CA, Junho 1990.
- [OSMM90b] Yuji Oie, Tatsuya Suda, Masayuki Murata, e Hideo Miyahara. Survey of the performance of nonblocking switches with FIFO input buffers. Em *Proc. ICC '90*, p. 737–741, Atlanta, GA, Abril 1990.
- [Pat89] A. Pattavina. Special issue on interconnection networks for broadband packet switching. *International Journal of Digital and Analog Cabled Systems*, v. 2, n. 4, 1989.
- [PC91] C. I. Philips e L. G. Cuthbert. Concurrent discrete event driven simulation tools. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 9, n. 3, p. 477–485, Abril 1991.
- [Per87] Stewart D. Personick. Photonic switching: Technology and applications. *IEEE Communications Magazine*, v. 25, n. 5, p. 5–8, Maio 1987.
- [PF87] Stewart D. Personick e William O. Fleckenstein. Communications switching — from operators to photonics. *Proceedings of the IEEE*, v. 75, n. 10, p. 1380–1403, Outubro 1987.

- [PLG⁺92] Pravin Patel, Peter Loader, Alain Gach, Verna Friesen, Christian Kaas-Petersen, e Charles Miaalaret. Virtual path and call acceptance management for ATM networks. Em R. Smith, E. H. Mamdani, e J. G. Callaghan, editores, *The Management of Telecommunication Networks*, p. 173–184. Ellis Horwood, London, 1992.
- [PM93] Carlos Marcelo Dias Pazos e José Augusto Suruagy Monteiro. Projeto de topologias e alocação de capacidades em redes ATM. Em *Anais do 11^o Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, p. 497–516, Campinas, Maio 1993.
- [PPL93] M. De Prycker, R. Peschi, e T. Van Landegem. B-ISDN and the OSI protocol reference model. *IEEE Network*, v. 7, n. 2, p. 10–18, Março 1993.
- [Rat90] E. P. Rathgeb. Policing mechanisms for ATM networks: An alternative approach. Em *Proc. 7th ITC Seminar*, New Jersey, USA, Outubro 1990.
- [Rat91] E. P. Rathgeb. Modeling and performance comparison of policing mechanisms for ATM networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 9, n. 3, p. 325–334, Abril 1991.
- [RG92] James Roberts e Fabrice Guillemin. Jitter in ATM networks and its impact on peak rate enforcement. Submitted to Performance Evaluation, 1992.
- [Roc87] Edouard Y. Rocher. Information outlet, ULAN versus ISDN. *IEEE Communications Magazine*, v. 25, n. 4, p. 18–32, Abril 1987.
- [RS90] Carsten Rasmussen e Jens Sorensen. A simple call acceptance procedure in an ATM network. *Computer Networks and ISDN Systems*, v. 20, n. 1-5, p. 197–202, 1990.
- [RT90] Erwin P. Rathgeb e T. H. Theimer. The policing function in ATM networks. Em *Proc. XIII International Switching Symposium*, p. 127–130, Stockholm, Maio 1990.
- [Ryd92a] Tobias Rydén. A note on parameter estimation for multiple state Markov modulated Poisson process. Relatório técnico, University of Lund and Lund Institute of Technology – Department of Mathematical Statistics, Lund, Sweden, Dezembro 1992.
- [Ryd92b] Tobias Rydén. Parameter Estimation for Markov modulated Poisson Processes. Relatório técnico, University of Lund and Lund Institute of Technology – Department of Mathematical Statistics, Lund, Sweden, Setembro 1992.
- [Ryd93a] Tobias Rydén. Consistent and asymptotically parameter estimates for Markov modulated Poisson processes. Relatório técnico, University of Lund and Lund Institute of Thechnology – Department of Mathematical Statistics, Lund, Sweden, Maio 1993.

- [Ryd93b] Tobias Rydén. An EM algorithm for multiple sate MMPP parameter estimation. Relatório técnico, University of Lund and Lund Institute of Technology – Department of Mathematical Statistics, Lund, Sweden, Fevereiro 1993.
- [Sai92] Hiroshi Saito. Hybrid connection admission control in ATM networks. Em *Proc. ICC '92*, p. 699–703, Chicago, USA, Junho 1992.
- [SB93] Scott L. Sutherland e John Burgin. B-ISDN interworking. *IEEE Communications Magazine*, v. 31, n. 8, p. 60–63, Agosto 1993.
- [Sch86] Bernhard Schaffer. Switching in the broad-band ISDN. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 4, n. 4, p. 536–541, Julho 1986.
- [Sch88] Bernhard Schaffer. Synchronous and asynchronous transfer modes in the future broadband ISDN. Em *Proc. ICC '88*, p. 1552–1558, Philadelphia, PA, Junho 1988.
- [SDS92] Paul Skelly, Sudhir Dixit, e Mischa Schwartz. A histogram-based model for video traffic behavior in an ATM network node with an application to congestion control. Em *Proc. INFOCOM '92*, p. 95–104, Florence, Italy, Maio 1992.
- [SDTY91] W. E. Stephens, M. DePrycker, F. A. Tobagi, e T. Yamaguchi. Large-scale ATM switching systems for B-ISDN. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 9, n. 8, Outubro 1991.
- [Sen90] Bhaskar Sengupta. A queue with superposition of arrival streams with an application to packet voice technology. Em *Proc. PERFORMANCE '90*, p. 53–60, 1990.
- [Sie90] Howard Jay Siegel. *Interconnection Networks for Large-Scale Parallel Processing – Theory and Case Studies*. McGraw-Hill, New York, NY, 2nd edition, 1990.
- [SLCG93] Moshe Sidi, Wen-Zu Liu, Israel Cidon, e Inder Gopal. Congestion control through input rate regulation. *IEEE Transactions on Communications*, v. 41, n. 3, p. 471–477, Março 1993.
- [Smi87] P. W. Smith. On the role of photonic switching in future communications systems. Em *Proc. ICC '87*, p. 1570–1574, Seattle, Washington, Junho 1987.
- [SMRA89] Prodip Sen, Basil Maglaris, Nasser-Eddine Rikli, e Dimitris Anastassiou. Models for packet switching of variable-bit-rate video sources. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 7, n. 5, p. 865–869, Junho 1989.
- [Soa90] Luiz Fernando G. Soares. *Modelagem e Simulação Discreta de Sistemas*. VII Escola de Computação, São Paulo, 1990.
- [ST92] Hiroshi Suzuki e Fouad A. Tobagi. Fast bandwidth reservation scheme with multi-link & multi-path routing in ATM networks. Em *Proc. INFOCOM '92*, p. 2233–2240, Florence, Maio 1992.

- [Tan88] Andrew S. Tanenbaum. *Computer Networks*. Prentice-Hall Inc., Englewood Cliffs, NJ, second edition, 1988.
- [Tar86] Liane M. R. Tarouco. *Redes de Computadores — Locais e de Longa Distância*. McGraw-Hill, São Paulo, 1986.
- [Tob90] Fouad A. Tobagi. Fast packet switch architecture for broadband integrated service digital networks. *Proceedings of the IEEE*, v. 78, n. 1, p. 133–167, Janeiro 1990.
- [TOHY92] T. Tanaka, S. Okubo, H. Hashimoto, e H. Yasuda. A study on comparison between VBR and CBR video service in ATM environment. Em *Proc. ICC '92*, p. 551–555, Chicago, USA, Junho 1992.
- [TP90] E. Tirttaatmadja e R. A. Palmer. The application of virtual paths to the interconnection of IEEE 802.6 metropolitan area networks. Em *Proc. XIII International Switching Symposium*, Stockholm, Maio 1990.
- [Tuc88] Roger C. F. Tucker. Accurate method for analysis of a packet-speech multiplexer with limited delay. *IEEE Transactions on Communications*, v. 36, n. 4, p. 479–483, Abril 1988.
- [Tur86a] Jonathan S. Turner. Design of an Integrated Services Packet Network. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 4, n. 8, p. 1373–1380, Novembro 1986.
- [Tur86b] Jonathan S. Turner. New directions in communications (or which way to the information age?). *IEEE Communications Magazine*, v. 24, n. 10, p. 8–15, Outubro 1986.
- [Tur87] Jonathan S. Turner. The challenge of multipoint communication. Em *Proc. 5th ITC Seminar*, Lake Como, Italy, Maio 1987.
- [Tur92] Jonathan S. Turner. Managing bandwidth in ATM networks with bursty traffic. *IEEE Network*, v. 6, n. 5, p. 50–58, Setembro 1992.
- [Tur93] Jonathan S. Turner. Queueing analysis of buffered switching networks. *IEEE Transactions on Communications*, v. 41, n. 2, p. 412–420, Fevereiro 1993.
- [Tut90] Kos Tutufor. On admission control and policing in an ATM based network. Em *Proc. 7th ITC Seminar*, New Jersey, USA, Outubro 1990.
- [Ver90] Pramode K. Verma. *ISDN Systems*. Prentice Hall, Englewood Cliffs, NJ, 1990.
- [VF92] D. Verma e D. Ferrari. Variation of traffic parameters in ATM networks. Em *Proc. ICC '92*, p. 689–693, Chicago, USA, Junho 1992.

- [VP89] Willem Verbiest e Luc Pinnoo. A variable bit rate video codec for asynchronous transfer mode networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 7, n. 5, p. 761–770, Junho 1989.
- [WA92] S. M. Walters e M. Ahmed. Broadband virtual private networks and their evolution. Em *Proc. 14th International Switching Symposium*, p. 86–90, Yokohama, Japan, oct 1992.
- [Wei87] Stephen B. Weinstein. Telecommunications in the coming decades. *IEEE Spectrum*, v. 24, n. 11, p. 62–67, Novembro 1987.
- [Wei90] Stephen B. Weinstein. *ISDN Systems*, capítulo 8, p. 262–304. Prentice Hall, Englewood Cliffs, NJ, 1990.
- [WF93] Qinglin Wang e Victor S. Frost. Efficient estimation of cell blocking probability for ATM systems. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, v. 1, n. 2, p. 230–235, Abril 1993.
- [WL89] Raymond Wulleman e Thierry Van Landegem. Comparison of ATM switching architectures. *International Journal of Digital and Analog Cabled Systems*, v. 2, n. 4, p. 211–225, 1989.
- [WM92] Guoliang Wu e Jon W. Mark. Discrete time analysis of leaky-bucket congestion control. Em *Proc. ICC '92*, p. 1196–1200, Chicago, USA, Junho 1992.
- [Wu85] L. T. Wu. Mixing traffic in a buffered banyan network. Em *Proc. Proc. ACM 9th Data Communications Symposium*, p. 134–139, Setembro 1985.
- [YHA87] Yu-Shuan Yeh, Michael G. Hluchyj, e Anthony S. Acampora. The Knockout switch: A simple, modular architecture for high-performance packet switching. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 5, n. 8, p. 1274–1283, Outubro 1987.
- [YS91] H. Yamada e S. Sumita. A traffic measurement method and its applications for cell loss probability estimation in ATM networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 9, n. 3, p. 315–324, Abril 1991.
- [YTLK92] T. I. Yuk, K. W. Tse, M. H. Leung, e B. Kamali. Simulation of admission control in ATM networks. Em *Proc. ICC '92*, p. 714–718, Chicago, USA, Junho 1992.