

Universidade Estadual de Campinas - UNICAMP
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação

Resolução de Contenção por meio de Linhas
de Atraso em Redes Ópticas Assíncronas
Comutadas por Pacote

Autor: Raul Camelo de Andrade Almeida Jr
Orientador: Prof. Dr. Helio Waldman

Este exemplar corresponde a redação final da tese defendida por <u>Raul Camelo de Andrade Almeida Jr</u>
aprovada pela Comissão julgada em <u>21/12/04</u>
<u>Helio Waldman</u> Orientador

Tese de Doutorado apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação como parte dos requisitos para obtenção do título de Doutor em Engenharia Elétrica. Área de concentração: Telecomunicações e Telemática.

Banca Examinadora:

Prof. Dr. Helio Waldman DECOM/FEEC/UNICAMP
Prof. Dr. Amauri Lopes DECOM/FEEC/UNICAMP
Prof. Dr. Michel D. Yacoub DECOM/FEEC/UNICAMP
Prof. Dr. Shusaburo Motoyama DT/FEEC/UNICAMP
Prof. Dr. Joaquim F. Martins Filho DES/UFPE
Dr. Marcos R. Salvador Fundação CPqD

21 de dezembro de 2004
Campinas, SP - Brasil



UNIDADE	BC
Nº CHAMADA	T/UNICAMP
	AL64r
V	EX
TOMBO BC/	63105
PROC.	16.R.00086.05
C	<input type="checkbox"/>
D	<input checked="" type="checkbox"/>
PREÇO	11,00
DATA	13/05/05
Nº CPD	

BIB10 - 349477

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

AL64r

Almeida Junior, Raul Camelo de Andrade

Resolução de contenção por meio de linhas de atraso em redes ópticas assíncronas comutadas por pacote / Raul Camelo de Andrade Almeida Junior. --Campinas, SP: [s.n.], 2004.

Orientador: Helio Waldman.

Tese (doutorado) - Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Comunicações óticas. 2. Multiplexação por divisão de comprimento de onda. 3. Comutação de pacotes (Transmissão de dados). I. Waldman, Helio. II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

Título em Inglês: Contention resolution using delay lines in asynchronous packet switched optical networks

Palavras-chave em Inglês: Communications - Optical, Wavelength division multiplexing e Packet switching (Data transmission)

Área de concentração: Telecomunicações e Telemática

Titulação: Doutor em Engenharia Elétrica

Banca examinadora: Amauri Lopes, Michel D. Yacoub, Shusaburo Motoyama, Joaquim F. Martins Filho e Marcos R. Salvador

Data da defesa: 21/12/2004

Resumo

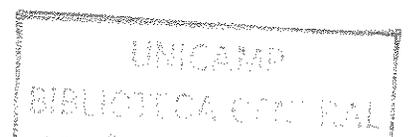
A combinação da comutação óptica de pacotes com a multiplexação por divisão de comprimento de onda (WDM) surge como um cenário promissor para as redes ópticas futuras. Um dos requisitos de projeto dessas redes é procurar minimizar a perda de pacotes quando há contendidos pelos mesmos recursos. Uma alternativa é a utilização de armazenadores de pacotes ópticos, que fazem uso do domínio temporal para a resolução de contenção. Este trabalho propõe uma modelagem analítica para o desempenho desses dispositivos em redes ópticas assíncronas comutadas por pacote. Devido à inexistência de RAMs ópticas, os armazenadores de pacotes ópticos têm sido atualmente configurados por um conjunto de linhas de atraso capaz de prover um número finito de atrasos fixos. Considerando tal peculiaridade, uma contribuição adicional deste trabalho é a proposição e modelagem de duas políticas capazes de prover diferenciação de serviço em armazenadores de pacotes ópticos. Por fim, objetivando realizar um estudo comparativo entre três possíveis domínios de resolução de contenção, também são abordados os domínios espacial e do comprimento de onda, além da combinação entre eles e entre os domínios temporal e do comprimento de onda.

Palavras-chave: Redes ópticas, WDM, Resolução de Contenção, Armazenadores de Pacotes Ópticos, Buffers Ópticos, Diferenciação de Serviço, Bloqueio.

Abstract

The combination of optical packet switching with wavelength division multiplexing (WDM) has emerged as a promising framework for future optical networks. One of the design requirements of these networks is to minimize the packet loss when there are contentions for the same resources. One possibility is to use optical buffers, which exploit the time domain for contention resolution. This work proposes an analytical modeling for the performance of such devices in asynchronous optical packet-switched networks. Due to the non-existence of optical RAMs, optical buffers have been designed using delay line banks that can provide a finite number of fixed delays. Considering such peculiarity, an additional contribution of this work is the proposal and modeling of two policies that can provide service differentiation in optical buffers. Lastly, in order to make a comparative study among three possible contention resolution domains, the space and wavelength domains are also analyzed, as well as their combinations and the combination between the time and wavelength domains.

Keywords: Optical Networks, WDM, Contention Resolution, Optical Buffers, Service Differentiation, Blocking.



Agradecimentos

Primeiramente, gostaria de agradecer a Deus todas as oportunidades e orientações recebidas em minha vida, em especial aquelas que levaram à realização deste trabalho.

Agradeço a meus pais e irmãs as suas tão presentes, verdadeiras e imprescindíveis participações em minha vida. De fato, muito tenho a agradecer-lhes.

Tenho ainda o imenso prazer em agradecer à minha noiva Patrícia todo o amor, incentivo, paciência e compreensão, essenciais para que superássemos a parcial ausência física requerida para a realização deste trabalho, além de me manter firme na busca de sua conclusão.

Agradeço também a todas aquelas pessoas que durante os quatro últimos anos tanto me apoiaram e souberam entender o quanto a realização deste trabalho significaria para mim. Particularmente: pais, irmãs, cunhados, sobrinhos, minha noiva Patrícia e sua família, além dos meus amigos e demais parentes.

Em especial ainda, gostaria de manifestar a minha gratidão pela tão desfrutável e agradável convivência com o meu orientador Helio Waldman, que sempre se mostrou bastante presente e participativo. A Jefferson, Divanilson e Iguatemi, as pesquisas e trabalhos em conjunto, a Pavani, o esforço em montar o laboratório, além de a todos os demais colegas do grupo Optinet.

A Divanilson e Yusef, com os quais tive a oportunidade de conviver nos últimos anos.

A todos os professores e educadores que contribuíram para a minha formação profissional e pessoal.

Por fim, agradeço à CAPES e à Ericsson o apoio financeiro e a todos os alunos da Elétrica e funcionários, em especial Celi, Eloísa, Lúcia, Mazé e o pessoal da CPG, que de uma forma ou de outra me ajudaram durante a elaboração deste trabalho.

Sumário

Resumo	i
Abstract	i
Agradecimentos	iii
Sumário	v
Lista de Figuras	ix
Lista de Tabelas	xiii
1 Introdução	1
1.1 Considerações Gerais	1
1.2 Motivação do trabalho	3
1.3 Esboço da Tese	6
2 Evolução das Redes Ópticas	7
2.1 Introdução	7
2.2 Técnicas Convencionais de Comutação	10
2.2.1 Comutação de circuitos	11
2.2.2 Comutação de pacotes	13

2.2.3	Comutação de rajadas	16
2.3	Redes Ópticas WDM	18
2.3.1	Redes ópticas roteadas por comprimento de onda	19
2.3.1.1	Outras considerações	25
2.3.2	Redes ópticas comutadas por pacote	29
2.3.3	Redes ópticas comutadas por rajada	32
2.3.3.1	Protocolos de reserva de recursos	35
2.3.3.2	Agendamento do canal de dados	36
2.3.3.3	Suporte a qualidade de serviço	37
3	Resolução de Contenção em Redes Ópticas de Pacotes	39
3.1	Introdução	40
3.2	Mecanismos para Resolução de Contenção em Redes Ópticas WDM Comu- tadas por Pacote	42
3.3	Modelagem Analítica	47
3.3.1	Comutador sem capacidade de resolver contenção	50
3.3.2	Resolução de contenção por conversão de comprimento de onda	53
3.3.3	Limitante baseado na granularidade infinitamente fina	56
3.3.4	Resolução de contenção por roteamento por deflexão	58
3.3.5	Conversão de comprimento de onda combinada com roteamento por deflexão	61
4	Modelagem do Armazenador de Pacotes Ópticos	65
4.1	Introdução	66
4.2	O Armazenador Óptico sob a Disciplina FIFO	68
4.3	Modelos Analíticos para o Armazenador de Pacotes Ópticos	72
4.3.1	Modelo para processos de chegada e de serviço sem memória	73

4.3.1.1	Aplicação do modelo	76
4.3.2	Modelo para chegadas Poissonianas e distribuição genérica do tamanho dos pacotes	83
4.3.2.1	Um modelo equivalente	87
4.3.3	Modelo para tempo entre chegadas genérico e pacotes exponencialmente distribuídos	91
4.3.4	Modelo para distribuições genéricas do tempo entre chegadas e do tamanho dos pacotes	94
5	Provimento de Diferenciação de Serviço em Armazenadores de Pacotes Ópticos	101
5.1	Introdução	102
5.2	Políticas para a Diferenciação de Serviço em Armazenadores de Pacotes Ópticos	104
5.2.1	Recuo	104
5.2.2	Regressivo	108
6	Combinação do Domínio Temporal com o do Comprimento de Onda para a Resolução de Contenção	117
6.1	Introdução	118
6.2	Algoritmos para Alocação de Comprimento de Onda em Armazenadores de Pacotes Ópticos	119
6.2.1	Aleatório (<i>Random</i>)	119
6.2.2	Cíclico (<i>Round Robin</i>)	120
6.2.3	Menor Comprimento (<i>Minimum Length</i>)	120
6.2.4	Mínimo Vazio (<i>Minimum Gap</i>)	120
6.3	Modelagem dos Algoritmos Aleatório e Cíclico	124
6.4	Algoritmos com Dependência entre Canais	129

7	Conclusões	131
7.1	Considerações Gerais e Principais Contribuições	131
7.2	Comentários sobre os Modelos Adotados	135
7.3	Sugestões para Futuros Trabalhos	136
A	Simulações Numéricas	139
	Referências Bibliográficas	141

Lista de Figuras

2.1	Camada óptica dando suporte a diferentes camadas clientes.	20
2.2	Uma rede WDM simples com alguns caminhos ópticos estabelecidos.	27
2.3	Topologia virtual resultante do roteamento dos caminhos ópticos.	27
2.4	Ilustração de um comutador de pacotes ópticos.	30
2.5	Ilustração do uso do tempo de compensação e da reserva retardada no protocolo JET.	37
3.1	Exemplo de um armazenador óptico com realimentação.	43
3.2	Exemplo de um armazenador óptico sem realimentação.	43
3.3	Modelo esquemático de um comutador de pacotes ópticos, onde é possível empregar os três mecanismos de resolução de contenção.	48
3.4	Representação dos estados ativo e de espera para a determinação de λ_e	49
3.5	Diagrama de transição para $N = 4$	51
3.6	Probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) versus a carga por entrada (ρ) para o comutador sem capacidade de resolver contenção. O tamanho do pacote é assumido Exponencial e $N = 2, 4, 16$	53
3.7	Probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) versus a carga por entrada (ρ) para o comutador dotado de conversão plena de comprimento de onda. O pacote é exponencialmente distribuído, $N = 4$ e $W = 2, 4, 16$	55

3.8	Limitante para a probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) versus a carga por entrada (ρ) para o comutador sem capacidade de resolver contenção. A distribuição do tamanho do pacote é Pareto ($\alpha = 1.5$) e $N = 2, 4, 16$	57
3.9	Limitante para a probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) versus a carga por entrada (ρ) para o comutador com conversão plena de comprimento de onda. A distribuição do tamanho do pacote é Pareto ($\alpha = 1.5$), $N = 4$ e $W = 2, 4, 16$	57
3.10	Probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) versus a carga por entrada (ρ) para o comutador provido de roteamento por deflexão. O tamanho do pacote é exponencialmente distribuído, $N = 8$ e $D = 1, 2, 4$	60
3.11	Probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) versus a carga por entrada (ρ) para conversão de comprimento de onda combinada com roteamento por deflexão. O tamanho do pacote é exponencialmente distribuído, $N = 4$, $W = 1, 8$ e $D = 1, 2$	63
4.1	Unidade óptica de armazenamento	69
4.2	Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para tráfego sem memória, $\rho = 0.8$ e alguns valores para B	77
4.3	Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para tráfego sem memória, $\rho = 0.8$ e alguns valores para B	77
4.4	Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para tráfego sem memória, $B = 31$ e $\rho = 0.4, 0.6$ e 0.8	79
4.5	Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para tráfego sem memória, $B = 31$ e $\rho = 0.4, 0.6$ e 0.8	79
4.6	Comparação da probabilidade de bloqueio de pacotes para o modelo analítico aqui proposto (GIF) e simulações de um armazenador óptico com $M = 4, 8, 16$ canais de entrada.	81
4.7	Comparação do atraso médio para o modelo analítico aqui proposto (GIF) e simulações de um armazenador óptico com $M = 4, 8, 16$ canais de entrada.	81

4.8	Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para diferentes distribuições do tamanho dos pacotes. $B = 31$, $\rho = 0.8$ e 0.6	91
4.9	Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para diferentes distribuições do tamanho dos pacotes. $B = 31$, $\rho = 0.8$ e 0.6	91
4.10	Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para diferentes distribuições do tempo entre chegadas. $B = 31$ e $\rho = 0.8$	93
4.11	Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para diferentes distribuições do tempo entre chegadas. $B = 31$ e $\rho = 0.8$	93
4.12	Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para diferentes distribuições do tempo entre chegadas e do tamanho dos pacotes. $B = 31$ e $\rho = 0.8$	97
4.13	Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para diferentes distribuições do tempo entre chegadas e do tamanho dos pacotes. $B = 31$ e $\rho = 0.8$	97
5.1	Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para o armazenador óptico sem diferenciação de serviço e com o mecanismo de Recuo. O tráfego utilizado assume pacotes com distribuição Exponencial e de Pareto, com carga $\rho = 0.8$. $B = 31$; $\alpha_1 = 0.2$, $\alpha_2 = 0.3$, $\alpha_3 = 0.5$; $\beta_1 = 1.0$, $\beta_2 = 0.995$ e $\beta_3 = 0.985$	108
5.2	Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para o armazenador óptico sem diferenciação de serviço e com o mecanismo de Recuo. O tráfego utilizado assume pacotes com distribuição Exponencial e de Pareto, com carga $\rho = 0.8$. $B = 31$; $\alpha_1 = 0.2$, $\alpha_2 = 0.3$, $\alpha_3 = 0.5$; $\beta_1 = 1.0$, $\beta_2 = 0.995$ e $\beta_3 = 0.985$	108
5.3	Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para o armazenador óptico sem diferenciação de serviço e com o mecanismo Regressivo. O tráfego utilizado assume pacotes com distribuição Exponencial e de Pareto, sendo a carga $\rho = 0.8$. $B = 31$; $\alpha_1 = 0.2$, $\alpha_2 = 0.3$, $\alpha_3 = 0.5$; $L_1 = 31$, $L_2 = 27$ e $L_3 = 23$	114

5.4	Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para o armazenador óptico sem diferenciação de serviço e com o mecanismo Regressivo. O tráfego utilizado assume pacotes com distribuição Exponencial e de Pareto, sendo a carga $\rho = 0.8$. $B = 31$; $\alpha_1 = 0.2$, $\alpha_2 = 0.3$, $\alpha_3 = 0.5$; $L_1 = 31$, $L_2 = 27$ e $L_3 = 23$	115
6.1	Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para os algoritmos AA, AC, MC e MV. O tráfego é assumido sem memória, $\rho = 0.8$, $W = 8$ e $B = 7$	122
6.2	Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para os algoritmos AA, AC, MC e MV. O tráfego é assumido sem memória, $\rho = 0.8$, $W = 8$ e $B = 7$	122
6.3	Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para um comutador óptico com $N = 4$ fibras de entrada/saída, sob carga $\rho = 0.6$ e pacotes com distribuição de Pareto e Exponencial. O algoritmo de alocação de comprimento de onda é o MC.	123
6.4	Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso D para um comutador óptico sob o algoritmo Aleatório. O tráfego de entrada é assumido com carga $\rho = 0.8$ e pacotes com distribuição de Pareto e Exponencial. $N = 4$, $W = 4, 32$ e $B = 31$	126
6.5	Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso D para um comutador óptico que emprega o algoritmo Cíclico. O tráfego de entrada é assumido com carga $\rho = 0.8$ e pacotes exponencialmente distribuídos. $N = 4$, $W = 4, 32, 128$ e $B = 31$	128

Lista de Tabelas

4.1	Funções de distribuição Determinística, Uniforme e de Pareto.	84
-----	---	----

Capítulo 1

Introdução

1.1 Considerações Gerais

Nos últimos anos, a indústria das telecomunicações vem sofrendo mudanças significativas, o que tem exigido o desenvolvimento e implementação de novas tecnologias e arquiteturas de rede. Como mais prováveis impulsionadores dessas mudanças, destacam-se a alteração ocorrida no tipo de tráfego demandado e a contínua necessidade por mais capacidade nas redes de telecomunicações, sendo ambas intensificadas principalmente pelo expressivo crescimento da Internet.

O tráfego de Internet é gerado por uma variedade muito grande de serviços, contrariamente ao das redes tradicionais, que é basicamente composto por voz. Essas duas filosofias possuem características completamente diferentes, levando ao reexame da forma de se construir a rede, do tipo de serviço a ser entregue e ainda do modelo de negócio mais adequado para ser utilizado. Ainda mais agravado pelo constante surgimento de novos serviços.

Em termos quantitativos da exigência de banda, verifica-se que o tráfego de Internet aproximadamente dobra a cada ano [8, 9]. Embora este crescimento seja consideravelmente mais lento do que a falsa idéia criada da duplicação do tráfego a cada três ou quatro meses,

ele ainda é bastante significativo. Espera-se ainda que esse comportamento se mantenha por alguns anos, já que se verificam investimentos contínuos em tecnologias de acesso, tais como a linha digital do assinante (DSL - *digital subscriber line*) e modems a cabo (*cable modems*). Tais tecnologias conseguem prover banda da ordem de 1 Mbps por usuário, contrastando com os 28-56 Kbps das linhas discadas. Adicionalmente, muitas empresas atualmente dependem de redes de alta velocidade para conduzirem seus negócios. Essas redes são utilizadas para prover conectividade entre diferentes empresas ou entre localidades múltiplas da mesma empresa, permitindo assim transações diretas entre as partes [1].

Resumidamente, o grande volume de tráfego a ser suportado pela rede, juntamente com a necessidade urgente de estratégias para o seu devido transporte, gerenciamento e garantia da qualidade de serviço têm contribuído para o desenvolvimento de novas concepções de rede que façam uso da revolucionária tecnologia fotônica. O ideal seria construir uma rede totalmente óptica, sem qualquer funcionalidade desempenhada no domínio elétrico. Embora esse limite ainda esteja distante, alguns passos nesta direção já estão sendo dados com a tecnologia disponível no presente momento. Esses são alguns dos problemas fundamentais deparados pelos arquitetos de rede atuais.

A grande desproporção entre a disponibilidade de banda das fibras ópticas e a capacidade de processamento em sistemas comercialmente viáveis provocou o desenvolvimento dos sistemas que empregam a multiplexação por divisão de comprimento de onda (WDM - *Wavelength Division Multiplexing*) [4]. Tal técnica baseia-se na divisão do espectro de transmissão óptica numa quantidade de bandas não sobrepostas, chamadas de comprimentos de onda ou canais WDM, cuja banda individual se encontra dentro da capacidade convencional dos dispositivos que processam as informações a nível eletrônico. Assim, WDM logo tornou-se a tecnologia favorita para as redes de comunicações ópticas.

Os primeiros sistemas que passaram a utilizar a tecnologia WDM o fizeram de forma ponto-a-ponto, ou seja, em cada nó da rede todos os comprimentos de onda transmitidos

pela fibra eram demultiplexados e processados no domínio elétrico. Redes desse tipo ainda são a maioria em operação atualmente. Todavia, os altos custos de se processar não apenas as informações destinadas a um nó, mas também as que apenas o atravessam, provocaram grandes esforços, no começo da década de 90, para se deslocar algumas das funcionalidades nodais para o domínio óptico. O intuito era fazer com que a informação passasse por nós físicos intermediários sem voltar para o domínio elétrico para ser processada. Tais redes passariam a ser denominadas de redes ópticas.

O advento de dispositivos com capacidade de roteamento de comprimentos de onda (ADM's ópticos e crossconnects ópticos (OXC's)) impulsionou o foco das pesquisas para as redes de caminhos ópticos ou redes com roteamento de comprimento de onda. Essas redes provêm circuitos ópticos (por isso também chamadas de redes comutadas por circuito óptico) entre nós da camada cliente, tais como SONET/SDH, ATM e IP, cada um com capacidade usual de 2.5 ou 10 Gbps, com possível evolução para taxas mais elevadas. As redes de caminhos ópticos já se encontram em operação em algumas partes do mundo, porém, para o futuro, espera-se que elas deverão evoluir para novos paradigmas de interconexão em rede, provavelmente a comutação óptica de pacotes, no qual se baseiam os estudos deste trabalho.

1.2 Motivação do trabalho

Atualmente, com a tentativa de integrar o IP diretamente sobre a camada WDM (o chamado IP sobre WDM), o conceito de caminhos ópticos já está sendo questionado em função de sua ineficiência no suporte ao tráfego de Internet, cuja presença já se tornou dominante nas redes de comunicação atuais. Isso porque o tráfego de Internet tem característica de intermitência, o que acarreta um mau aproveitamento da banda quando há a dedicação de recursos, característica das redes comutadas por circuito. O uso da comutação óptica de pacotes permitiria o transporte da informação a taxas que não podem ser contempladas

utilizando redes convencionais de pacotes, além do melhor aproveitamento da banda e de uma maior flexibilidade em relação às redes com roteamento de comprimento de onda. O melhor aproveitamento da banda decorre do emprego da multiplexagem estatística, que se baseia no compartilhamento da capacidade dos canais entre várias entidades de tráfego.

Com o emprego da multiplexagem estatística, porém, em cada nó comutador, pacotes eventualmente disputam os mesmos recursos da rede. Por exemplo, em uma rede óptica WDM comutada por pacote, tais disputas ocorrerão sempre que dois ou mais pacotes forem designados para o mesmo comprimento de onda de uma mesma fibra de saída em instantes de tempo sobrepostos. Quando isso ocorre, mecanismos para resolução de contenção devem ser utilizados para se evitar a perda excessiva dos pacotes contendores. Essa é uma questão fundamental para o bom desempenho das redes que empregam multiplexagem estatística, e, portanto, será um dos pilares que irão definir a viabilidade das redes ópticas comutadas por pacote.

Em redes elétricas, contenção é tipicamente resolvida pelo armazenamento dos pacotes em memórias de acesso randômico (RAMs - *Random Access Memory*), as quais permitem que os pacotes que se encontram armazenados sejam acessados em tempos arbitrários. No domínio fotônico, entretanto, RAMs ópticas não existem, e o uso de memórias elétricas não é adequado, devido às indesejadas conversões o/e/o (óptico/elétrico/óptico) que seriam requeridas. Atualmente, a funcionalidade óptica que mais se assemelha às memórias elétricas resulta do emprego de linhas de atraso. Estas nada mais são do que trechos de fibra óptica, que por natureza serão capazes de prover apenas um número finito de atrasos fixos, já que os pacotes nelas inseridos só poderão ser acessados após percorrerem toda a linha de atraso. Assim, à ocorrência de contenções, o mecanismo de resolução de contenção se baseará no envio de pacotes em contenda para uma linha de atraso cujo comprimento forneça um retardo suficiente para solucionar a contenção.

Os dispositivos formados pelo conjunto de linhas de atraso são comumente denominados

armazenadores de pacotes ópticos (*optical buffers*) e possuem comportamento bem diferente do das memórias elétricas convencionais. Isso porque, conforme explicado anteriormente, os atrasos não serão mais arbitrários e sim proporcionais aos comprimentos das linhas de atraso. Por todas essas razões, desde o início das pesquisas em redes ópticas comutadas por pacote, tem-se despendido um certo esforço no estudo dos armazenadores de pacotes ópticos.

Destacadamente para redes assíncronas, porém, poucos modelos analíticos têm sido apresentados para a análise de tais dispositivos [41, 42, 43], fornecendo inclusive resultados aproximados. Essa é a motivação principal deste trabalho, sendo assim proposta uma modelagem analítica original para os armazenadores de pacotes ópticos em redes ópticas assíncronas comutadas por pacote. Como usualmente feito, assume-se que o tempo entre chegadas de pacotes ao armazenador óptico segue um processo de renovação e seja independente da distribuição do tamanho dos pacotes. O modelo se baseia num sistema de Markov e consegue ser exato sempre com um número finito de estados quando o tempo entre chegadas de pacotes ao armazenador óptico ou a duração dos pacotes forem exponencialmente distribuídos. Para o caso de ambas as distribuições serem genéricas, a exatidão pode requerer um número infinito de estados, embora os exemplos aqui estudados sugiram que com um número não muito grande de estados o modelo já se aproxime bem da solução exata.

Dado o requerimento de qualidade de serviço de algumas aplicações emergentes na Internet, esta tese também contribui com a proposição e modelagem de duas políticas que utilizam os armazenadores de pacotes ópticos para o provimento de diferenciação de serviço.

Por fim, em adição ao armazenamento de pacotes ópticos, há outros dois mecanismos capazes de resolver contenção em redes ópticas WDM comutadas por pacote, que são a conversão de comprimento de onda e o roteamento por deflexão. Os três mecanismos podem inclusive ser combinados. Assim, a fim de quantificar o desempenho dos mecanismos de resolução de contenção e algumas de suas combinações, esta tese também apresenta alguns estudos e contribuições a esse respeito.

1.3 Esboço da Tese

A tese está organizada da seguinte forma:

O capítulo 2 - Evolução das redes ópticas - descreve de forma detalhada a primeira concepção de redes ópticas, conhecida como redes com roteamento de comprimento de onda, e as duas mais novas propostas, denominadas redes ópticas comutadas por pacote e por rajada.

O capítulo 3 - Resolução de Contenção em Redes Ópticas de Pacotes - descreve os três mecanismos de resolução de contenção e propõe uma abordagem analítica baseada num tráfego sem memória para a conversão de comprimento de onda e o roteamento por deflexão, inclusive quando operados conjuntamente.

O capítulo 4 - Modelagem do Armazenador de Pacotes Ópticos - constitui a contribuição principal deste trabalho, onde é proposta uma modelagem analítica original para os armazenadores de pacotes ópticos sob diversas combinações das distribuições do tempo entre chegadas e duração dos pacotes. Adicionalmente, discutem-se os principais aspectos de projeto dos armazenadores de pacotes ópticos.

O capítulo 5 - Provimento de Diferenciação de Serviço em Armazenadores de Pacotes Ópticos - propõe duas políticas que utilizam os armazenadores de pacotes ópticos para o provimento de diferenciação de serviço. Ambas as políticas são modeladas analiticamente para chegadas Poissonianas e pacotes com distribuição genérica.

O capítulo 6 - Combinação do Domínios Temporal com o do Comprimento de Onda para a Resolução de Contenção - estuda alguns algoritmos para a alocação de comprimento de onda em armazenadores de pacotes ópticos e procura quantificar o ganho de desempenho proveniente da combinação desses dois domínios.

Finalmente, o capítulo 7 - Conclusões - menciona os resultados mais significativos deste trabalho e apresenta alguns comentários sobre os modelos, além de sugestões para trabalhos futuros.

Capítulo 2

Evolução das Redes Ópticas

Este capítulo discute as principais técnicas de comutação atualmente propostas para as redes ópticas WDM. Tais propostas são resultantes do compromisso entre o melhor atendimento possível do tráfego e o estado da arte em que se encontra a tecnologia fotônica. Como aporte inicial, é apresentada uma breve análise das principais técnicas de comutação existentes em redes convencionais, procurando-se enfatizar as suas características fundamentais e seus desempenhos para diferentes tipos de tráfego. Por fim, são destacadas algumas das limitações da tecnologia fotônica e como estas vêm influenciando a escolha da técnica de comutação mais apropriada para as redes ópticas WDM.

2.1 Introdução

Ao se analisar a tendência atual do mercado das telecomunicações e o contínuo crescimento da necessidade de banda, espera-se que as redes ópticas desempenhem em alguns anos um papel fundamental na infra-estrutura mundial das telecomunicações. Atualmente, a maior parte das redes de telecomunicações já utiliza fibras ópticas como meio de transmissão ao menos em sua parte dorsal, correspondendo às chamadas redes com transmissão óptica, as quais fazem proveito apenas do benefício da transmissão por fibra.

As fibras ópticas, em comparação com os cabos metálicos, além de disponibilizarem uma banda muito maior, também oferecem inúmeras outras vantagens: baixas perdas e distorção do sinal, baixo requisito de potência, de espaço e de uso de material, baixos custos, alta resistência física e flexibilidade, imunidade a ruído e interferência eletromagnética, resistência a corrosão, além de segurança e privacidade. Embora todas essas qualidades tenham tornado as fibras ópticas um grande impulsionador tecnológico, a mera substituição do cobre por fibras para interconexão dos equipamentos eletrônicos não qualifica tais redes como ópticas, embora muitas delas tenham sido assim classificadas. O maior exemplo são as redes SONET (*Synchronous Optical Networks*) e SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*), que formam o dorso da infra-estrutura de telecomunicações da América do Norte e Europa, respectivamente. Para efeito de classificação, uma rede de telecomunicações será dita óptica quando, além de possuir fibras ópticas nos enlaces de transmissão, sua arquitetura for concebida de tal maneira que ao menos uma de suas funções de roteamento, comutação ou inteligência seja desempenhada no domínio fotônico.

Como será apresentado neste capítulo, devido às limitações tecnológicas atuais, arquiteturas apropriadas para as redes ópticas implicarão combinações complexas de dispositivos ópticos e eletrônicos. Assim sendo, o termo rede óptica não necessariamente implica uma rede puramente óptica, mas também algo mais que um conjunto de fibras terminadas em dispositivos eletrônicos.

Visto que há uma grande desproporção entre a disponibilidade de banda das fibras ópticas e a capacidade de processamento em sistemas comercialmente viáveis, chegando a cerca de quatro ordens de magnitude [4], a forma mais eficiente e natural de se explorar a imensa capacidade das fibras foi através da partição do espectro numa quantidade de bandas não sobrepostas. Em redes ópticas, esta técnica de multiplexação recebe o nome de multiplexação por divisão de comprimento de onda (WDM - *Wavelength Division Multiplexing*). De fato, desde o surgimento da concepção de redes de comunicações ópticas, WDM é vista como a

tecnologia favorita de multiplexação, visto que quaisquer equipamentos necessitam operar apenas à taxa de um canal WDM, a qual pode ser escolhida arbitrariamente. Portanto, ao se permitir que múltiplos canais WDM coexistam numa única fibra, consegue-se explorar a imensa capacidade desta, tornando o projeto e o desenvolvimento de apropriadas arquiteturas, protocolos e algoritmos de rede o desafio primordial.

Pesquisas e investimentos atuais indicam que as redes WDM serão implementadas principalmente como uma rede dorsal (*backbone network*) para abranger regiões amplas, embora também haja pesquisas para incluí-las como redes de aplicações locais. O desenvolvimento da tecnologia fotônica está ocorrendo tão rapidamente que a forma exata como as redes ópticas WDM irão ser configuradas não está ainda muito precisa. Atualmente, a tecnologia que emprega roteamento por comprimento de onda (WR - *Wavelength Routing*), e assim permite a comutação de circuitos ópticos, já está madura e em fase de instalação em algumas partes do mundo. Tais redes são capazes de prover circuitos ópticos entre nós da camada cliente, tais como SONET/SDH, ATM (*Asynchronous Transfer Mode*) e IP (*Internet Protocol*), cada circuito com capacidade usual de 2.5 ou 10 Gbps, com possível evolução futura para 20 Gbps. Espera-se que estas redes consigam atender à demanda de tráfego que estará por vir dentro de alguns anos. Entretanto, devido ao contínuo crescimento do tráfego IP, o qual vem se caracterizando como um tráfego de rajada (*burst traffic*), e devido ao pobre desempenho da comutação de circuitos frente a este tipo de tráfego, novas técnicas de comutação para a camada óptica já começam a ser pesquisadas e testadas, destacando-se a comutação de pacotes ópticos (OPS - *Optical Packet Switching*) e a comutação de rajadas ópticas (OBS - *Optical Burst Switching*). Com essas tecnologias, espera-se que ocorra a integração direta do protocolo de Internet IP com a camada WDM, provendo o chamado IP sobre WDM. Embora já existam alguns protótipos dessas tecnologias em laboratórios, elas estão ainda bastante prematuras e comercialmente inviáveis.

Este capítulo apresenta inicialmente uma breve descrição das principais técnicas de comu-

tação existentes para redes convencionais. Após tal análise, discute-se a adaptação dessas técnicas para a camada WDM, onde serão apresentadas as principais características, vantagens e desvantagens das comutações ópticas de circuitos, rajadas e pacotes.

2.2 Técnicas Convencionais de Comutação

Em redes elétricas convencionais, são aplicados basicamente dois modelos de comutação: comutação de circuitos (*circuit switching*) e comutação de pacotes (*packet switching*). A primeira é empregada principalmente para comunicação de voz, enquanto a segunda destina-se predominantemente à comunicação de dados. Com o advento das redes ATM, em meados da década de oitenta, começou-se a estudar uma maneira intermediária entre as duas formas de comutação citadas. Surge então o termo comutação de rajadas (*burst switching*) [25]. Tal modelo de comutação não foi muito bem aceito na época, provocando um quase total esquecimento do mesmo.

No começo da década de noventa, com o surgimento da idéia de construção de uma rede totalmente óptica, houve um esforço natural de se tentar aplicar às redes ópticas uma das duas técnicas de comutação já bem estabelecidas nas redes elétricas. Adicionalmente, devido a algumas peculiaridades presentes no domínio fotônico, o conceito de comutação de rajadas voltou a ser pesquisado e creditado como um possível modelo de comutação para as redes ópticas no futuro. Tais esforços deram origem às chamadas redes ópticas comutadas por circuito (comumente designadas como redes com roteamento por comprimento de onda), redes ópticas comutadas por pacote e redes ópticas comutadas por rajada. Para melhor entender as características e implicações de cada uma dessas técnicas de comutação para as redes ópticas WDM, são descritos nesta seção os principais conceitos e peculiaridades de cada uma das técnicas convencionais de comutação.

2.2.1 Comutação de circuitos

A comutação de circuitos baseia-se no estabelecimento de conexões (ou equivalentemente circuitos) entre as diversas origens e destinos da rede. Todas as conexões permanecerão com suas bandas dedicadas durante todo o tempo em que se encontrarem estabelecidas. Em comutação de circuitos, para cada conexão há três fases bem definidas: o seu estabelecimento, a transferência dos dados e a desativação da mesma. Na primeira fase, apenas informações de controle, como por exemplo requisições, confirmações e negações, são trocadas entre os diversos nós (comutadores) constitutivos do circuito. Caso seja confirmada a conexão, os comutadores são configurados, dando-se início à segunda fase, quando os dados podem ser transmitidos durante o tempo em que o circuito se mantiver ativo. Finalmente, depois que a transferência dos dados houver sido concluída, o circuito é desativado, o que compreende a terceira fase.

Comutação de circuitos é adequada para aplicações que utilizam de forma eficiente a largura de banda do canal. Um bom exemplo seriam aplicações que requerem transmissão de dados a taxa constante de bit, sendo esta equivalente à largura de banda do canal. Um outro aspecto importante para a conveniência da comutação de circuitos é que o tempo de permanência do circuito seja longo em relação ao tempo requerido para seu estabelecimento.

Visto que não é necessário qualquer processamento, chaveamento ou armazenamento dos dados, a comutação de circuitos não requer o uso de comutadores rápidos (embora comutadores rápidos possam ajudar a diminuir o tempo do estabelecimento das conexões), nem também qualquer unidade de armazenamento (*buffers*) nos nós intermediários, exceto para os mecanismos de atraso necessários para a troca dos intervalos de tempo (*time slot interchange*) em comutadores que empregam multiplexação temporal. Dado que existe comumente mais que um possível caminho entre um nó origem e destino, o roteamento, o qual se destina à determinação do caminho (rota) a ser seguido pelo circuito, é requerido. Em comutação de circuitos, o roteamento faz parte do estabelecimento do circuito, podendo ser realizado por

um controle centralizado ou distribuído.

Existe uma variação da comutação de circuitos que é chamada comutação rápida de circuitos. Nesta, a primeira fase envolve apenas o roteamento, portanto, não é estabelecido circuito algum. O estabelecimento do circuito (ou sua desativação) dá-se quando o início (ou fim) de uma rajada é detectado, sendo enviado um sinal de controle especial. Tal procedimento é rápido porque o roteamento já foi previamente realizado. Adicionalmente, o estabelecimento do circuito pode ser um processo em duas vias (*two-way*), como em comutação de circuitos, ou em via única (*one-way*), onde a rajada é enviada um pouco após o sinal de controle sem que seja necessário esperar a confirmação de que o circuito tenha sido estabelecido. Observe, todavia, que o circuito permanecerá ainda completamente (do começo ao fim) dedicado à conexão estabelecida.

O problema com comutação de circuitos é que ela não é eficiente para lidar com tráfego de rajadas. Um exemplo pitoresco de um tráfego de rajadas é um usuário datilografando. Quando o usuário está efetivamente datilografando, *bits* são transmitidos a uma taxa mais ou menos constante. Quando o usuário pausa, não há tráfego algum. Um outro exemplo é a navegação na Internet. Quando o navegador está olhando uma página recém baixada, não há praticamente tráfego. Quando, porém, ele necessita de uma nova página, ele quer que esta seja baixada da rede o mais rápido possível. Portanto, um tráfego de rajadas requer uma grande quantidade de banda da rede sempre que ele estiver ativo, e quase nenhuma banda quando não ativo. Usualmente um tráfego é caracterizado pela largura de banda média e de pico que ele requisita da rede. Numa rede comutada por circuito, deve-se reservar banda suficiente para lidar com a taxa de pico do tráfego, acarretando no quase total desuso durante uma boa parte do tempo. Isso explica a baixa eficiência das redes comutadas por circuito para atender a demandas de tráfego de rajadas. A comutação de pacotes surge exatamente para suprir tal ineficiência a tráfego de rajadas, que com o surgimento das redes de dados passou a ter grande importância.

2.2.2 Comutação de pacotes

Em redes comutadas por pacote, o fluxo de dados é repartido em pequenos conteúdos, chamados individualmente de carga útil (*payload*). Anteriormente à carga útil, adiciona-se um campo denominado cabeçalho (*header*), onde são inseridas informações de controle, as quais contêm instruções necessárias à determinação do caminho que os pacotes irão seguir na rede. O par (carga útil, cabeçalho) forma a unidade chamada de pacote. Esses pacotes são então multiplexados com outros pacotes, para assim serem enviados à rede. Nos nós intermediários da rede, cada pacote será armazenado e terá seu cabeçalho processado, para finalmente ser encaminhado ao nó subsequente de seu caminho. Esta é a chamada função de armazenamento e encaminhamento (*store-and-forward*), sendo caracterizadora das redes que empregam a comutação de pacotes. Isso implica que em comutação de pacotes, o comutador será configurado apenas após a chegada dos dados, isto é, do pacote. Basicamente, as funções que qualquer comutador de pacotes deverá desempenhar são as seguintes:

Roteamento. Roteadores mantêm informações atualizadas da topologia e de rotas da rede.

Essa informação é mantida em cada nó na forma de uma tabela de roteamento e de topologia.

Encaminhamento. Para cada pacote que chega a um nó, será feita a comparação entre as informações de roteamento contidas no cabeçalho e aquelas contidas na tabela de roteamento para assim poder determinar a devida porta de saída para aquele pacote. Dependendo do tipo de rede utilizada, o encaminhamento deverá se basear numa tabela de rótulos, devendo haver todo um procedimento para a geração e transmissão desses rótulos. É possível que o nó necessite fazer algumas alterações nas informações de controle presentes no cabeçalho, antes de vir a juntá-lo novamente à carga útil.

Comutação. Este é o processo real de comutar o pacote de uma determinada entrada para sua devida porta de saída elegida pelo processo de encaminhamento. Em redes elétricas,

é usual se tratar as funções de encaminhamento e comutação conjuntamente, diferentemente das redes ópticas, onde é adequado separá-las.

Armazenamento. Há várias razões pelas quais armazenamento (*buffering*) é necessário num comutador. A primeira é devido à necessidade de se armazenar o pacote para que o seu cabeçalho possa ser processado. Uma outra, talvez a mais enfatizada, seja a necessidade de tratamento de conflitos, visto que diversos pacotes que chegam simultaneamente em diferentes entradas podem ser designados para a mesma saída. Como, para qualquer porta de saída e em qualquer instante de tempo, apenas um pacote poderá ser transmitido por vez, os comutadores, de forma a evitar perdas, terão que armazenar aqueles pacotes restantes até que eles possam ser transmitidos. Armazenadores também são utilizados para a separação de pacotes baseada em suas prioridades ou classes de serviço.

Por fim, pacotes pertencentes a um determinado fluxo são recebidos e agregados no nó destino, para assim se conseguir a total reconstituição da informação original.

A comutação de pacotes faz uso de uma técnica chamada de multiplexagem estatística, quando promove o compartilhamento de uma mesma capacidade do canal por múltiplos fluxos de dados. Visto que cada fluxo de dados alterna períodos ativos e inativos, é provável que em qualquer instante de tempo apenas alguns dos fluxos multiplexados estejam ativos. Com isso, a banda requerida no enlace pode ser significativamente reduzida em relação à que seria necessária caso se considerasse que todos os fluxos estariam simultaneamente ativos.

A multiplexagem estatística melhora a utilização da banda, mas também acarreta outros efeitos importantes. Por exemplo, se a banda requerida pelo número de fluxos que estão simultaneamente ativos superar a banda disponível num enlace, alguns pacotes terão que ser armazenados até que o enlace se torne livre novamente. O atraso sentido por um pacote, portanto, dependerá da quantidade de pacotes que já estão armazenados antes dele. Isto faz com que o atraso se torne um parâmetro aleatório. Da mesma forma, ocasionalmente o

tráfego se torna tão intenso que causa o transbordamento dos dispositivos de armazenamento. Quando isso ocorre, alguns dos pacotes necessitam ser descartados da rede.

Usualmente, um protocolo de transporte da camada superior, tal como o TCP (*Transmission Control Protocol*) na Internet, detecta a perda de alguns pacotes e garante que eles sejam retransmitidos. Uma outra característica das redes IP é que pacotes pertencentes a um mesmo fluxo são tratados como entidades independentes, possibilitando que tais pacotes possam seguir caminhos distintos na rede. Esse tipo de serviço sem conexão é chamado de *datagrama*. Tal serviço acarreta uma variação do atraso ainda maior e força que o protocolo de transporte da camada superior reordene aqueles pacotes que chegarem fora de ordem em seus destinos. Tais redes provêm o que é chamado de serviço de melhor esforço (*best-effort service*): a rede faz o máximo para entregar os pacotes da origem ao destino tão rápido quanto possível, porém não oferece qualquer garantia.

O serviço de melhor esforço é adequado para algumas aplicações, tais como navegação na Internet e transferências de arquivos, já que tais aplicações não são sensíveis a atrasos. Todavia, aplicações como vídeo ou voz em tempo real não podem tolerar atrasos aleatórios de pacotes. Portanto, há um grande emprego de esforços atualmente para se projetar redes comutadas por pacote que consigam prover alguma garantia na qualidade de serviço que elas oferecem. Exemplos de qualidade de serviço incluem a garantia no atraso máximo do pacote, a variação no atraso dos pacotes, como também uma quantidade mínima de banda para cada conexão. A concepção da idéia de provimento de *circuitos virtuais* surge como consequência a tal propensão.

Na comutação de pacotes baseada em circuitos virtuais, há duas fases: uma para o estabelecimento do circuito virtual (ou roteamento); e a outra para o envio de pacotes pelo circuito virtual. Uma terceira fase para desativação do circuito pode também ser necessária. É importante observar que a concepção de circuitos virtuais é bem diferente da de circuitos convencionais. Circuitos virtuais não promovem qualquer dedicação de banda, devido ao

fato de que multiplexagem estatística é utilizada para o compartilhamento da banda entre os diversos circuitos virtuais criados. Para a decisão de encaminhamento, apenas é criada uma entrada na tabela de comutação em cada nó intermediário ao longo do caminho definido pelo roteamento. Tal entrada servirá para o mapeamento de um rótulo de entrada para uma porta de saída específica. Assim, à chegada de um pacote, o rótulo presente neste é comparado com as entradas da tabela e, após se encontrar a entrada correta da tabela, o pacote é devidamente encaminhado e possivelmente atribuído um novo rótulo. Mapear o rótulo do pacote com a entrada correta na tabela é mais rápido do que ter que tomar uma decisão de roteamento. Vale salientar que a decisão de encaminhamento será realizada para todos os pacotes que chegam a um nó.

Um circuito virtual irá forçar todos os pacotes pertencentes a um mesmo circuito a seguir exatamente o mesmo caminho dentro da rede, o que permite melhor alocação de recursos na rede para se conseguir garantias de qualidade de serviço. As redes IP também têm evoluído para prover a noção de orientação a conexão, mais adequada à tão procurada garantia de serviços. MPLS (*Multiprotocol Label Switching*), cuja idéia principal se baseia na concepção de circuitos virtuais em protocolos de rede genéricos, tem-se apresentado como uma boa proposta para as redes IP. Isso permite que o MPLS simplifique o encaminhamento dos pacotes e também suporte roteamento explícito sem necessitar que cada pacote carregue a rota devidamente mencionada em seu cabeçalho, o que facilita a engenharia de tráfego.

2.2.3 Comutação de rajadas

A comutação de rajadas foi inicialmente concebida pela ITU-T (*International Telecommunication Union - Telecommunication Standardization Sector*) para as redes ATM, ficando conhecida como transferência de blocos ATM (ABT - *ATM Block Transfer*) [26, 27]. A idéia principal era procurar um meio eficiente de integrar o tráfego de voz com o de dados num padrão único de comutação, o que permitiria uma maior flexibilidade às já então esperadas

mudanças significativas na característica do tráfego.

Em redes comutadas por rajada, a entidade básica de comutação é a rajada, a qual pode ser imaginada como um grande contêiner designado a transportar vários pacotes com os mesmos nós de ingresso e egresso. O que se busca é que os recursos do sistema (canais de transmissão) fiquem dedicados apenas enquanto haja informação a ser enviada, ou seja, durante a rajada. Ao término desta, o canal torna-se disponível para ser alocado a uma outra rajada. Com isso, espera-se conseguir utilizar os recursos de uma maneira bem mais eficiente do que as então redes convencionais de comutação de circuitos, como também, comparado com a comutação de pacotes, reduzir a percentagem do cabeçalho de controle e evitar a necessidade do emprego de armazenadores, mediante o desacoplamento do cabeçalho da carga útil.

Há duas versões para a ABT: ABT com transmissão atrasada e ABT com transmissão imediata. No primeiro caso, quando uma fonte deseja transmitir uma rajada, ela envia um pacote de controle requisitando banda aos comutadores ATM do caminho da conexão. Se todos os comutadores do caminho puderem acomodar a rajada, a requisição será aceita e a fonte autorizada a dar origem à transmissão. Caso contrário, a requisição será recusada e a fonte necessitará enviar uma outra requisição posteriormente. Já na ABT com transmissão imediata, logo após o pacote de requisição, a fonte enviará a rajada sem esperar pelo recebimento da confirmação do estabelecimento do circuito. Caso um dos comutadores do caminho esteja congestionado, a rajada será descartada.

Algumas outras considerações importantes que servem como diferenciadores entre a comutação de rajadas e as outras duas principais técnicas de comutação são as seguintes: a) uma rajada tipicamente possui uma granularidade intermediária quando comparada às unidades básicas de transferência de informação em comutação de circuitos e de pacotes; b) a reserva de recursos pode ser estabelecida por via única e dupla e, diferentemente da comutação de circuitos, não ficará dedicada do começo ao fim da conexão; c) as rajadas são transmitidas

mediante o traspassamento direto dos nós intermediários (*cut through*), ou seja, sem necessidade de serem armazenadas e encaminhadas (*stored and forwarded*); d) a requisição e a rajada estarão menos atreladas (em tempo) do que na comutação de pacotes, visto que nesta, o cabeçalho e a carga útil andarão sempre juntos.

A próxima seção descreve as três técnicas de comutação propostas para as redes ópticas WDM, as quais surgiram da adequação de algumas características e limitações da tecnologia fotônica às já conhecidas técnicas de comutação para as redes convencionais.

2.3 Redes Ópticas WDM

Conforme mencionado anteriormente, uma rede será considerada propriamente óptica se ao menos uma de suas funções de roteamento, comutação e processamento for desempenhada na camada fotônica. As propostas de redes ópticas apresentadas atualmente e descritas nesta seção advêm justamente da tentativa de se transferir o roteamento e/ou a comutação para a camada óptica da rede, em detrimento do processamento, já que este encontra-se ainda longe de poder ser desempenhado opticamente. O que se busca basicamente é permitir que o sinal seja transmitido inteiramente no domínio fotônico (sem portanto sofrer conversões indesejadas do tipo o/e/o - óptico/elétrico/óptico), o que possibilita a transparência dos serviços providos pela rede óptica, como também uma sensível economia na camada elétrica da rede, devido à conseqüente diminuição da carga em seus nós.

Ao mesmo tempo, porém, antigos dispositivos e paradigmas tiveram que ser repensados, estimulado principalmente pelo estágio ainda primitivo da tecnologia fotônica. Esta seção descreve as principais propostas tecnológicas para as redes ópticas WDM, sendo enfatizadas a idéia e as principais peculiaridades de cada uma delas.

2.3.1 Redes ópticas roteadas por comprimento de onda

Em redes elétricas convencionais, os dispositivos eletrônicos de um nó qualquer necessitam tratar não apenas as informações que são direcionadas a este nó, mas também as informações que simplesmente o têm como um nó intermediário em seu caminho. Devido aos altos custos do processamento eletrônico e ao crescimento acentuado da demanda de tráfego, a simples expansão dessas redes (por exemplo com sistemas WDM ponto a ponto) implicará em custos demasiadamente elevados para altas demandas de tráfego. Se, entretanto, as informações que não são realmente direcionadas a um nó pudessem ser roteadas pelo domínio fotônico, o fardo nos dispositivos eletrônicos seria significativamente reduzido. Essa é a principal proposta das redes ópticas roteadas por comprimento de onda, o que explica sua tão rápida aceitação e desenvolvimento.

Devido ao maciço investimento já realizado nas redes convencionais de telecomunicações (SONET/SDH e ATM), e aos méritos de cada uma delas, como por exemplo o provimento de mecanismos eficientes de proteção e de qualidade de serviço, é natural que as redes ópticas roteadas por comprimento de onda sirvam como uma rede de transporte para estas redes, que por sua vez habitualmente já transportam tráfego IP. Para as redes ópticas, seus usuários seriam chamados de clientes e formariam uma camada superior que demandaria recursos da rede óptica.

A estrutura de múltiplas camadas é mais eficiente em desempenhar funções com diferentes taxas de bits. De fato, atualmente, redes SONET/SDH conseguem eficientemente comutar e processar tráfegos a 2.5 Gbps, não sendo verdade para centenas de tráfegos a, por exemplo, 10 Gbps. A camada óptica, por sua vez, é particularmente eficiente em lidar com tráfego a níveis de comprimento de onda, o que não se verifica para tráfego de baixa granularidade, por exemplo a 155 Mbps. Portanto, faz sentido a utilização da camada óptica para tratar de tráfego com pouca granularidade, enquanto as camadas superiores se encarregariam do tráfego de alta granularidade.

Redes ópticas roteadas por comprimento de onda advêm da aplicação da comutação de circuitos ao domínio fotônico. Nestas redes, circuitos serão denominados caminhos ópticos. Estes são definidos como conexões de um nó origem a um nó destino da rede, ininterruptamente presentes no domínio fotônico e cuja a banda em cada enlace percorrido pela conexão é a disponibilizada por um dos canais WDM (comprimentos de onda). Portanto, redes roteadas por comprimento de onda se basearão no provimento de caminhos ópticos à sua camada cliente (vide figura). Nos nós intermediários da rede, cada caminho óptico terá que ser roteado da sua fibra de entrada para uma das possíveis fibras de saída, isso sem sair do domínio fotônico. Para tal, os nós terão que ser capazes de reconhecer comprimentos de onda e roteá-los individualmente.

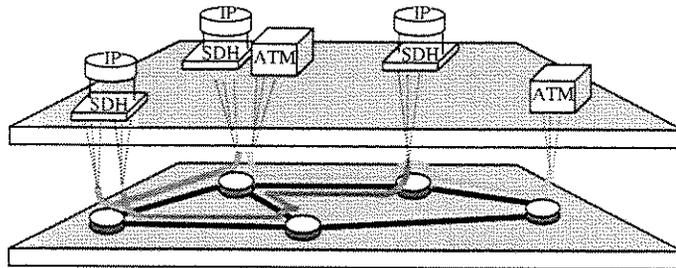


Figura 2.1: Camada óptica dando suporte a diferentes camadas clientes.

Os elementos chaves que possibilitam a construção das redes com roteamento por comprimento de onda são os OADMs (*Optical Add/Drop Multiplexers*) e os OXCs (*Optical Cross-connects*). Os OADMs recebem sinais em múltiplos comprimentos de onda e de forma seletiva retiram alguns deles da rede e permitem que os restantes passem adiante. Eles, da mesma forma, adicionam comprimentos de onda ao sinal multiplexado da saída. Além dos portos locais onde comprimentos de onda são adicionados e retirados, OADMs possuem apenas dois portos de entrada/saída, sendo portanto os elementos constitutivos das redes em topologias lineares. OXCs desempenham essencialmente a mesma função dos OADMs, sendo o número de portos (maior do que dois) a diferença fundamental.

Duas restrições necessitam ser levadas em consideração pela gerência da rede no instante da ativação dos circuitos: a) sem que haja conversão de comprimento de onda na rede, este necessitará permanecer inalterado em todos os enlaces percorridos pelo caminho óptico, desde a origem até o destino. Com conversão, diferentes comprimentos de onda poderão ser alocados em diferentes enlaces de um mesmo caminho óptico, bastando se ater apenas ao tipo de conversão presente nos nós (plena ou limitada); b) todas as conexões que compartilham uma mesma fibra terão que dispor de comprimentos de onda distintos nos enlaces em comum, restrição esta conhecida por (DCA - *Distinct channel assignment*). Essa última restrição, obviamente, não impede o reuso espacial dos comprimentos de onda, visto que diferentes caminhos ópticos poderão utilizar o mesmo comprimento de onda em enlaces não comuns.

Conforme mencionado anteriormente, a função básica da camada óptica é o provimento de caminhos ópticos para interligação dos nós clientes da rede. A camada cliente tratará cada caminho óptico como se fora um enlace, por onde será escoado seu tráfego. A forma como a camada cliente irá demandar recursos (caminhos ópticos) da rede óptica não está ainda muito certa, pois dependerá principalmente da intensidade e comportamento de seu tráfego, o qual é de difícil previsão, principalmente quando da introdução de novos serviços.

No instante atual, espera-se que caminhos ópticos sejam estabelecidos e mantidos ocupados por intervalos de tempo relativamente longos (horas, dias ou mesmo meses). Assim sendo, a terminação de um caminho óptico deverá ser efetuada apenas para reconfiguração da rede em caso de falhas ou de mudanças significativas nos padrões de tráfego. Contudo, mais à frente, com o possível surgimento de alguns serviços que isoladamente ocuparão boa parte da banda de um comprimento de onda, espera-se que ocorra uma crescente demanda por caminhos ópticos com taxas de ativação e desativação cada vez maiores. Para efeito de projeto, devido a tal incerteza, normalmente o que se faz é adotar alguns modelos de demanda de caminhos ópticos e tentar maximizar o desempenho da rede.

Os modelos existentes na literatura comumente enfatizam o regime de ativação e o tempo

de permanência dos caminhos ópticos na rede. O regime de ativação pode ser classificado como *online*, quando a requisição de caminhos ópticos surge uma por vez, devendo cada qual ser atendida no instante da solicitação, sem esperar, portanto, que futuras requisições se tornem conhecidas; e *offline*, quando todo o conjunto de caminhos ópticos requisitados é fornecido de antemão. Quanto aos tempos de permanência dos caminhos ópticos, costuma-se apontá-los como permanentes ou voláteis. O primeiro assume que os caminhos ópticos não são removidos após ativação, enquanto que para o segundo caso eles podem ser liberados algum tempo depois de estabelecidos. Há ainda a possibilidade de se assumir que alguns caminhos ópticos sejam dados de antemão enquanto outros sejam ativados de forma *online*. O mesmo acontecendo para o tempo de permanência dos caminhos.

Além da natureza temporal do tráfego, outra questão importante reside no fato de as redes ópticas serem ou não projetadas permitindo o bloqueio de caminhos ópticos (modelo de atendimento). Tal modelo caracterizará o grau de serviço disponibilizado. Caso seja permitido bloqueio, o objetivo no projeto é manter a sua probabilidade, razão entre o número de requisições não concedidas e o número total de requisições, dentro de valores toleráveis. Com isso, consegue-se que a alocação dos recursos seja sensivelmente minimizada. Caso se empregue um modelo sem bloqueio, a rede deverá dispor de recursos capazes de suportar todas as requisições de caminhos ópticos que estejam de acordo com a demanda de tráfego assumida.

O modelo que tem recebido maior interesse na literatura é o que assume uma condição de tráfego *online*, com caminhos ópticos voláteis e factíveis de sofrerem bloqueio por parte da rede óptica. Sob tais condições, requisições chegam ao controlador (gerência) da rede de forma aleatória no tempo, podendo ser atendidas ou bloqueadas, o que dependerá do estado corrente da rede. Esse consistirá de todas as conexões ativas na rede, associadas aos seus respectivos caminhos ópticos atribuídos: rota e comprimento de onda. Obviamente, o estado será alterado à medida que conexões são ativadas e desativadas. Para se executar alocações

de rota e de comprimento de onda sob tráfego dinâmico, o algoritmo deverá ser realizado em tempo real, o que demanda que ele seja o mais simples possível.

O desempenho dos algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda é comumente avaliado em termos da probabilidade de bloqueio das requisições por caminhos ópticos [10, 11, 12]. Tais desempenhos são normalmente estimados através de simulações, onde são utilizadas estatísticas para a chegada e o tempo de permanência das requisições. Talvez, devido à grande influência das redes telefônicas sobre tais estudos, tráfego sem memória é ainda o mais adotado.

No campo teórico, também surgiram diversos esforços para se conseguir avaliar analiticamente a probabilidade de bloqueio das redes ópticas. Um dos primeiros e mais conhecidos modelos [14], da mesma forma para a estatística do tráfego, baseou-se num já bem estabelecido modelo para as redes comutadas por circuito [13], conhecido por modelo de Lee, este encerrado no contexto das redes telefônicas da época. O modelo de Lee está fundamentado em duas hipóteses: independência de caminhos e de enlaces. A primeira assume que caminhos paralelos estão disponíveis ou bloqueados independentemente. Em redes WDM sem conversão de comprimento de onda, uma rota e um comprimento de onda definem um caminho. Caso se assuma que rotas são predefinidas para cada par origem/destino (como usualmente feito nos protocolos atuais), a hipótese de caminhos independentes corresponderá à de comprimentos de onda independentes. Já a hipótese de enlaces independentes, por sua vez, implica que a probabilidade de um enlace estar livre ou ocupado não depende do estado de qualquer outro enlace da rede.

As suposições presentes no modelo de Lee, além de simples, apresentam boas aproximações para redes altamente conectadas, o que as tornou bastante empregadas para as redes telefônicas da época. Para as redes ópticas roteadas por comprimento de onda, dado o seu pequeno grau de conectividade esperado, decorrente dos altos custos para os nós OXCs, presumia-se que tais suposições não seriam tão adequadas quando aplicadas diretamente

neste contexto. Mesmo assim, devido à boa assimilação e disseminação do modelo de Lee, alguns estudos analíticos optaram por utilizá-lo também para as redes ópticas [14, 15]. Seus resultados, porém, principalmente para redes esparsas, não são tão satisfatórios, em razão da alta correlação da ocupação entre enlaces vizinhos. Houve, portanto, um esforço natural de se buscar novos modelos, geralmente procurando abandonar a hipótese da independência entre enlaces.

Uma abordagem que merece destaque por apresentar resultados bastante significativos e de fácil aplicação e formulação para redes lineares ou emaranhadas (desde que regulares) pode ser vista em [59] e [60]. Em ambos os modelos, a suposição de independência entre enlaces é substituída por uma suposição de independência entre objetos, a qual assume que todos os caminhos ativos, assim como os enlaces livres, possam ser classificados como objetos (independentes) na topologia da rede. Para um plano único de comprimento de onda, [60] comprova a precisão dos resultados em topologias lineares, motivando o uso de uma nova abordagem analítica, com facilidade de compreensão e utilização compatível com a de Lee, porém bem mais propícia para ser aplicada às redes roteadas por comprimento de onda com topologias lineares. Para topologias em malha, devido à existência de um número maior de objetos, pois rotas agora possuirão formas além de número de saltos (*hops*), a continuidade da aplicação de apenas dois tipos de objetos (caminhos e enlaces livres) acarretou a não exatidão dos resultados mostrados em [59], porém ainda bem satisfatórios. [59] merece ser melhor investigado para levar em conta a existência de mais de dois tipos de objetos.

Para redes com múltiplos comprimentos de onda, [60] e [59] consideram ainda a hipótese da independência entre comprimentos de onda, sendo constatado que a mesma acarreta subestimações na probabilidade de bloqueio. Com efeito, num determinado caminho, o tráfego total submetido a um comprimento de onda que esteja disponível dependerá do número de comprimentos de onda que estejam ocupados no caminho. Obviamente, quanto mais comprimentos de onda estiverem ocupados, mais tráfego será submetido aos que estiverem

disponíveis. Tal fato ocasiona a imprecisão da suposição da independência entre comprimentos de onda. Em [62], substitui-se a hipótese da independência entre comprimentos de onda por uma abordagem que aplica um modelo modificado de Erlang, o qual leva em conta a dependência entre comprimentos de onda em um único enlace do caminho e volta a utilizar a suposição validada em [60] e [59] da independência entre objetos nos enlaces subsequentes. Tal modelo melhora as estimativas de probabilidade de bloqueio para redes com múltiplos comprimentos de onda.

Resumidamente, o modelo da independência de objetos mostra-se apropriado para ser aplicado às redes ópticas roteadas por comprimento de onda, merecendo um melhor estudo para redes emaranhadas, como também uma extensão para que possam levar em consideração a dependência entre os comprimentos de onda.

2.3.1.1 Outras considerações

O estudo das redes WDM roteadas por comprimento de onda não se limita ao problema da alocação de rota e comprimento de onda da forma comumente apresentada na literatura, ou seja, que não impõe qualquer restrição adicional às já citadas anteriormente. Dentre as principais restrições adicionais, destacam-se: a limitação de equipamentos, como por exemplo o tipo e o número de transceptores nos nós da rede; e as imposições da camada física da rede, que estão relacionadas à degradação da qualidade do sinal recebido. Algumas outras considerações convivem de forma atrelada ao problema da alocação de rota e comprimento de onda, por exemplo, no que diz respeito ao roteamento do tráfego dentro da topologia de caminhos (ou topologia virtual). De fato, essa questão está relacionada ao tipo de demanda por caminhos ópticos assumida para a alocação de rota e comprimento de onda. Esta seção descreve duas dessas considerações, as quais vêm merecendo grande destaque na literatura, que são: o projeto da topologia virtual (*virtual topology design*) e a deterioração do sinal provocado pela camada física (*physical impairments*). Essa última irá gerar restrições adicionais impostas

pela camada física para a alocação de rota e comprimento de onda.

O projeto da topologia virtual surge devido ao alto custo e à ineficiência do uso da banda que seriam gerados caso fosse estabelecido um ou mais caminhos ópticos entre todos os pares de nós da camada cliente que desejam se comunicar. De fato, a quantidade de comprimentos de onda e de componentes que seria requerida caso, por exemplo, fosse desejado estabelecer uma topologia virtual onde todos os nós se comunicassem diretamente via um ou mais caminhos ópticos (idéia *single-hop*) seria demasiadamente elevada e não escalonável. Assim, com o projeto da topologia virtual, busca-se viabilizar o atendimento ao tráfego da camada cliente mediante a combinação do melhor das camadas óptica e elétrica: roteamento no domínio fotônico de tráfegos com magnitude da banda alocada por comprimentos de onda, e capacidade de processar e agregar tráfego de baixa granularidade, respectivamente.

O planejamento de uma topologia virtual sobre uma rede física consiste na decisão dos caminhos ópticos a serem estabelecidos, baseando-se para isso na intensidade do tráfego e na topologia física da rede. Basicamente, procura-se formular um problema de otimização destinado a maximizar o escoamento do tráfego na rede ou outras medidas de desempenho atrelado a um conjunto de restrições impostas pela rede. Na figura 2.2, é mostrada uma rede WDM simples, onde estão estabelecidos diversos caminhos ópticos para permitir conexão direta entre alguns dos nós que não estão conectados por um enlace físico. Na figura 2.3, destaca-se o conjunto de conexões que estão presentes na camada cliente, formando a topologia virtual. Essa apresenta uma certa independência em relação à topologia física, visto que diferentes topologias virtuais podem ser dispostas sobre a mesma topologia física. Tal flexibilidade permite a escolha da topologia que irá resultar num melhor desempenho da rede cliente (como tráfego escoado e atraso) para determinadas condições (restrições), tais como o tráfego médio entre os nós da camada cliente e o número máximo de caminhos ópticos que podem começar e terminar num nó (grau virtual do nó). Essa última restrição está relacionada ao número de transceptores permissíveis por nó.

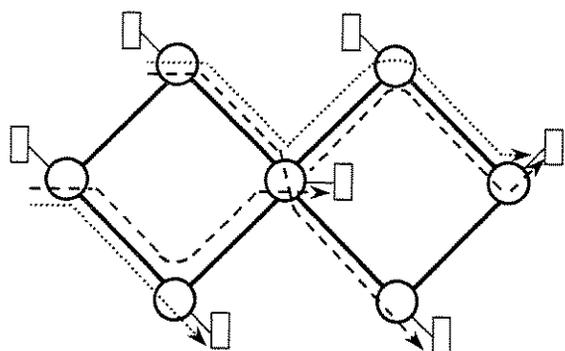


Figura 2.2: Uma rede WDM simples com alguns caminhos ópticos estabelecidos.

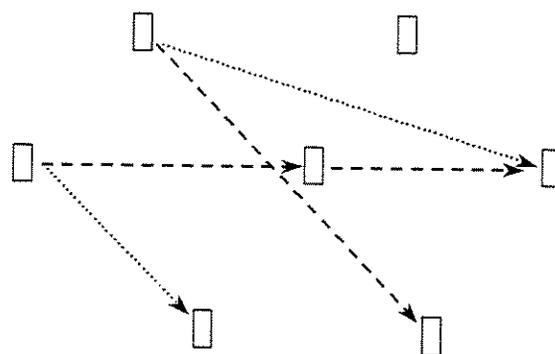


Figura 2.3: Topologia virtual resultante do roteamento dos caminhos ópticos.

Por se tratar de um problema que exige demasiado esforço computacional, o problema do projeto da topologia virtual tem sido formulado em termos de uma demanda de tráfego *offline*. Ou seja, a demanda por banda de um nó para outro é especificada e conhecida de antemão. Todavia, caso se deseje considerar uma demanda de tráfego *online*, deve-se ter em mente a possibilidade de reconfigurar a topologia virtual. É importante que a nova configuração também enfatize a busca por uma menor variação possível em relação à antiga, visto que perturbações em caminhos ópticos, por menores que sejam, afetarão grandes quantidades de tráfego. Vale ressaltar que o ato de remover ou adicionar um caminho óptico não irá afetar apenas o tráfego que flui diretamente entre os nós nas duas extremidades do caminho óptico, mas também muitos outros fluxos de tráfego que simplesmente o atravessam. A fim de reduzir tal impacto, pode-se realizar a migração de forma paulatina, ou seja, adicionando-se e eliminando-se caminhos ópticos em sucessão.

Outra grande questão a ser analisada é a deterioração do sinal pela camada física. Tal problema deverá ser considerado caso se pretenda garantir uma qualidade mínima da informação recebida. Em redes ópticas WDM roteadas por comprimento de onda, o sinal transmitido permanecerá no domínio fotônico durante todo o percurso do caminho óptico. Normalmente, o sinal transmitido atravessará um número razoável de comutadores ópticos, segmentos de fibras e amplificadores ópticos, como por exemplo, amplificadores a fibra dopada com Érbio

(EDFA's - *Erbium-doped fiber amplifiers*). Como consequência, o sinal pode ter sua qualidade degradada enquanto se propaga através da rede. Dentre os principais efeitos degradantes, merecem destaque: a interferência entre canais (*crosstalk*) causada nos OXCs e também devido às não-linearidades da fibra; ruído de emissão espontânea amplificada (ASE - *Amplified Spontaneous Emission*) nos EDFAs; como também interferência intersimbólica devido às dispersões cromática e de modo de polarização. Com isso, à medida que o sinal progride na rede, tais efeitos poderão contribuir de forma que a taxa de erro de bits (BER - *bit-error rate*) no receptor do nó destinatário se torne inaceitável.

Os primeiros estudos sobre alocação de rota e comprimento de onda assumiam uma camada física ideal e ignoravam tais efeitos da camada física [10, 11, 12]. Trabalhos recentes procuram incorporar modelos que tentam retratar e computar alguns desses efeitos degradantes e assim incorporar o papel da camada física na decisão de estabelecimento dos caminhos ópticos. Normalmente o que se faz é computar o BER de um conjunto de caminhos ópticos candidatos para uma dada requisição, preferencialmente sem esquecer do efeito que este novo caminho ocasionaria no BER dos caminhos ópticos já ativos na rede. Apenas após todo esse procedimento, determina-se se ou qual caminho óptico candidato deverá ser escolhido. [55, 56, 57, 61, 63, 64] tratam da degradação do sinal provocada pela mistura de quatro ondas (FWM - *Four-Wave Mixing*).

Observe que o problema se torna um pouco mais complicado do que a alocação de rota e comprimento de onda usualmente presente na literatura, pois a decisão deverá se basear num conjunto muito maior de restrições. Estudos indicam que o emprego de algoritmos baseados no controle de admissão por BER tem um impacto significativo no desempenho de redes reais e, portanto, certamente deverão ser considerados em projetos das redes ópticas que estão por vir.

2.3.2 Redes ópticas comutadas por pacote

O emprego de roteamento de comprimento de onda provê granularidade ao nível da capacidade do canal WDM, atualmente convencionada a 2.5 ou 10 Gbps [4, 5]. Para uma melhor adequação da tecnologia IP diretamente sobre a camada WDM, foram concentrados esforços para a concepção de uma rede que, além de alta capacidade, também conseguisse desempenhar multiplexagem estatística. O uso de comutação de pacotes ópticos permitiria o transporte da informação a taxas que não podem ser contempladas utilizando redes convencionais de pacotes, além do melhor aproveitamento da banda e de uma maior flexibilidade em relação às redes com roteamento de comprimento de onda.

As redes ópticas comutadas por pacote terão que executar todas as funções descritas na seção 2.2.2. Idealmente, seria interessante que tais funções fossem realizadas inteiramente no domínio fotônico. Na prática, porém, devido à atual imaturidade na capacidade de se processar dados no domínio fotônico, algumas funções como o processamento do cabeçalho e o controle do comutador ainda são assumidas como tarefas para o domínio elétrico. Uma outra grande limitação é a falta de uma memória óptica de acesso aleatório (*optical RAM - Random Access Memory*) para o armazenamento dos pacotes. Atualmente, o armazenamento dos pacotes ópticos está sendo proposto por meio do uso de linhas de atraso, que nada mais são do que trechos de fibras cujo comprimento determinará o atraso (discreto) atribuído aos pacotes. Esse assunto será melhor abordado no próximo capítulo.

Numa rede comutada por pacote, cada pacote necessitará passar por um determinado número de comutadores até encontrar o seu destino. A figura 2.4 mostra um diagrama lógico básico de um nó comutador de pacotes ópticos, onde são destacadas as suas funções fundamentais. Quatro são as partes constitutivas deste nó: a interface de entrada, a malha de comutação, a interface de saída e a unidade de controle.

Pacotes chegam ao nó em diversos comprimentos de onda e em diferentes fibras. Na interface de entrada, a chegada do pacote precisa ser sentida e, no caso de redes síncronas,

estar sincronizada com uma base de tempo, para que só então seja realizado o processamento do cabeçalho. Visto que o processamento é ainda atribuído ao domínio elétrico, o cabeçalho do pacote precisará ser separado da carga útil, convertido para o domínio elétrico, processado pela unidade de controle e finalmente reconvertido para o domínio fotônico. A carga útil deverá ser enviada para uma fibra de atraso (FDL - *Fiber Delay Line*) presente na interface de entrada, a fim de compensar o tempo necessário para se processar o cabeçalho, o que compreende o exame da tabela de roteamento, a determinação do tempo e do comprimento de onda de saída e a reconfiguração do comutador. Após a passagem da carga útil pela malha de comutação, ela será recombinação na interface de saída com o cabeçalho já reconvertido ao domínio fotônico. Um aspecto importante é que a carga útil permanecerá no domínio fotônico durante todo o tempo, possibilitando a transparência dos dados na rede.

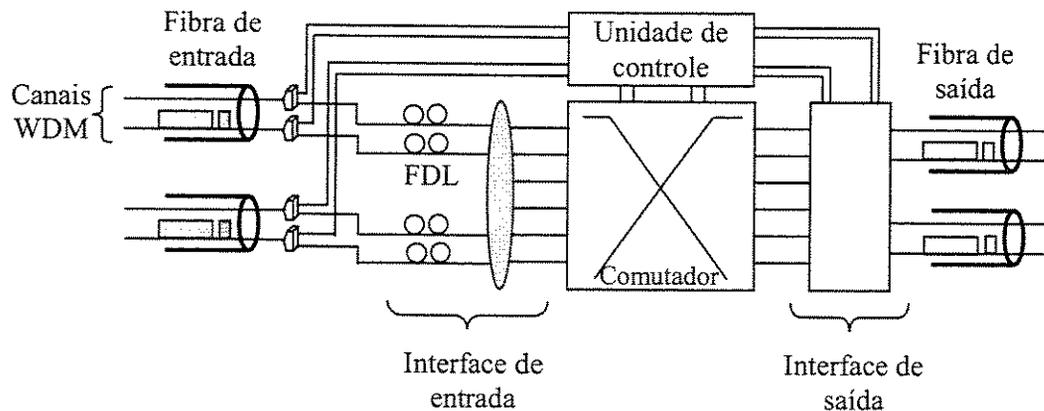


Figura 2.4: Ilustração de um comutador de pacotes ópticos.

Devido à multiplexagem estatística, dois ou mais pacotes podem, em algum intervalo de tempo, estarem concorrendo pelos mesmos recursos. À operação que tenta resolver estes tipos de conflitos em comutadores de pacotes, dá-se o nome de resolução de contenção. A forma como a contenção é resolvida tem uma grande influência no desempenho da rede. Em redes elétricas, contenção é tipicamente resolvida através do armazenamento de todos os pacotes contendores, exceto um, ao qual é permitido seguir adiante. Em redes de pacotes

ópticos, são abordadas três formas distintas de se resolver contenção: armazenamento óptico dos pacotes, conversão de comprimento de onda e roteamento por deflexão. Todas essas três técnicas serão estudadas no capítulo seguinte.

Quanto ao tipo de transmissão dos dados na rede, alguns fatores têm contribuído para a ausência de consenso entre a adoção do modo de operação síncrono ou assíncrono.

Nas redes síncronas, a carga útil deverá ser colocada juntamente com seu cabeçalho dentro de uma fatia de tempo fixa (*time slot*). Esta possuiria uma duração um pouco maior do que a soma dos tempos da carga útil e do cabeçalho, devido ao tempo de guarda requerido para compensar variações nos elementos de comutação óptico e eletrônico, além da própria variação do atraso da carga útil dentro do nó [5]. Redes síncronas têm sido bastante estudadas na literatura [16, 17, 18, 19]. Para essas redes, as unidades de armazenamento apresentarão melhores desempenhos caso sejam utilizadas fibras de atraso com retardos múltiplos do tempo de propagação do pacote, o que conduz à utilização de pacotes com o mesmo tamanho. Dois fatores podem ser citados como desestimuladores à adoção do modo de operação síncrono para as redes ópticas. Primeiro, a inadequação em se atender uma camada cliente composta por múltiplas redes ou mesmo apenas pela rede IP, devido à necessidade de se encaixar pacotes de tamanhos bastante diversos em contêineres de tamanho fixo [20, 36, 48]. Segundo, a necessidade de manter um sincronismo entre os pacotes, que é uma operação difícil e custosa para ser realizada no domínio fotônico [35, 36]. Convencionalmente, sincronismo é realizado através de memórias capazes de armazenar pacotes por tempos indeterminados, o que não é o caso para os armazenadores ópticos, conforme será analisado no próximo capítulo.

Eliminar o sincronismo na entrada reduziria substancialmente os custos e a complexidade para uma rede de pacotes ópticos, além de melhor satisfazer o atendimento da rede IP ou de redes clientes genéricas, visto que o tamanho dos pacotes se tornaria flexível. Contudo, seriam requeridos algoritmos de agendamento mais complexos, capazes de tratar (receber e agendar) as novas chegadas de forma assíncrona. De uma maneira geral, a complexidade

seria deslocada do domínio fotônico para o domínio elétrico, atribuindo a este ainda mais processamento. Adicionalmente, é sabido que a chance de contenção em redes assíncronas é maior devido ao comportamento menos previsível e regular do tráfego. Finalmente, armazenadores ópticos quando empregados para resolução de contenção funcionam melhor sob operação síncrona, já que, quando operados de forma assíncrona, exibem perdas de excesso, que são períodos em que o canal não transporta informação útil. [21, 22, 23, 24] estudam o comportamento e algumas características das redes de pacotes ópticos operadas de forma assíncrona.

Pode-se perceber que existem vantagens e desvantagens para cada um dos modos de operação. A escolha adequada, obviamente, irá depender dos critérios de desempenho e dos avanços tecnológicos para a realização das funções na camada fotônica. Inicialmente, a maior parte dos resultados e formulações presentes na literatura foi obtida para as redes síncronas de pacotes ópticos. Isso possibilitou um bom avanço no estudo dessas redes. Esta tese trata do problema da resolução de contenção por meio de linhas de atraso em redes assíncronas, enfatizando a obtenção de modelos analíticos para a questão, um tema até então pouco explorado na literatura. Portanto, as análises feitas daqui adiante irão focalizar a operação assíncrona dessas redes.

2.3.3 Redes ópticas comutadas por rajada

A comutação óptica de rajadas concede à camada fotônica um balanço entre a comutação de baixa e de alta granularidade, respectivamente presentes nas redes roteadas por comprimento de onda e comutadas por pacote óptico. Basicamente, as principais características que mais contribuíram para o estudo deste tema foram: a possibilidade de se utilizar os canais mais eficientemente do que as redes roteadas por comprimento de onda, devido à multiplexagem estatística; uma maior flexibilidade de se transmitir as informações sem a necessidade de armazenadores ópticos, embora estes, como resolvidores de contenção, me-

lhorariam o desempenho da rede; e a menor latência possibilitada pelo traspassamento direto dos nós intermediários. Para seu bom desempenho, porém, deverão ser empregadas formas de agendamento complicadas de serem realizadas na prática.

Da mesma forma que qualquer outra técnica de comutação, uma rajada possui dois componentes: controle e dados. Estes são respectivamente denominados rajada de controle (CB - *control burst*) e rajada de dados (DB - *data burst*). Diferentemente da comutação óptica de pacotes, porém, a comutação óptica de rajadas separa o controle e os dados, assumindo-se normalmente que eles sejam transmitidos em canais distintos. Geralmente, procura-se reservar um dos comprimentos de onda apenas para o tráfego de controle. O conteúdo presente nas rajadas de controle conterà informações necessárias ao roteamento, podendo também especificar dados sobre qualidade de serviço, tamanho da rajada de dados para efeito de desativação do circuito, etc.

A transmissão fim a fim de uma rajada obedecerá às seguintes etapas: a rajada será inicialmente formada no roteador de ingresso pelo agrupamento de pacotes cujos destino e característica de encaminhamento sejam os mesmos. O tamanho da rajada estará limitado a um valor máximo permissível ou até que o tempo de sua formação alcance um limite prefixado, o que ocorrer primeiro. Um pouco antes do começo da transmissão da rajada de dados, envia-se a rajada de controle informando o destino e o canal no qual estará sendo enviada a rajada de dados. Dependendo do protocolo para agendamento do canal, pode ser necessário que a rajada de controle carregue alguma informação referente à diferença de tempo entre ela e a rajada de dados. O nó de ingresso, ao receber a rajada de controle, seleciona a fibra de saída que melhor a conduzirá ao destino e um comprimento de onda que esteja livre nesta fibra, pois se assume disponibilidade de conversão de comprimento de onda nos nós. Adicionalmente, após processar e possivelmente modificar a rajada de controle, por exemplo para informar o novo comprimento de onda em que a rajada de dados será transmitida no enlace subsequente, o nó roteador irá encaminhar a rajada de controle pela fibra de saída selecionada e no canal

a ela reservado (canal de controle). No tempo oportuno, conforme explicado mais adiante, é estabelecida a conexão entre o canal especificado no enlace de acesso e o canal da fibra de saída escolhido para transportar a rajada de dados.

Tal processo voltará a se repetir em todos os comutadores ao longo do caminho seguido pela rajada. Se, em algum nó roteador da rede, não houver ao menos um canal disponível para a transmissão da rajada, esta deverá ser armazenada (caso haja unidade óptica de armazenamento e esta não esteja cheia), defletida (caso se permita roteamento por deflexão) ou simplesmente descartada. Note que estes são os mesmos mecanismos para resolução de contenção em redes ópticas de pacotes, os quais serão examinados no próximo capítulo. Inclusive a comutação óptica de rajadas assume transmissão assíncrona, que será a forma de transmissão explorada nesta tese.

O tempo atribuído no nó de ingresso entre a rajada de controle e a rajada de dados, chamado aqui de tempo de compensação (*offset time*), terá extrema importância no desempenho e implicações das redes ópticas de rajadas. Por exemplo, caso esse tempo seja feito longo o suficiente de forma que, quando a rajada de dados chegar num nó, a rajada de controle já tenha sido processada e o comutador esteja devidamente configurado, não haverá qualquer necessidade de se armazenar a rajada de dados em nenhum dos nós intermediários. Isso possibilita o chamado traspasse direto (*cut-through*) das rajadas nos nós intermediários, significando que os últimos *bits* da rajada possam ainda estar chegando ao nó enquanto seus primeiros bits já estejam trafegando no enlace subsequente do caminho. Vale salientar que, caso a soma dos tempos de processamento da rajada de controle nos nós ao longo do caminho seja maior do que o tempo de compensação atribuído no nó de ingresso, a rajada de controle será ultrapassada pela de dados em algum lugar da rede, causando a perda desta. Portanto, o tempo de compensação deverá ter um compromisso entre a redução da latência da rajada de dados e conseqüentemente do seu atraso fim a fim, ao mesmo tempo que seja longo o suficiente para se evitar o uso de armazenadores ópticos. Um complicador adicional

surge quando se permite roteamento por deflexão para resolução de contenção, pois, conforme será explicado no próximo capítulo, a informação poderá seguir caminhos alternativos, cujo comprimento seja maior do que o caminho mais curto.

Devido ao tempo de compensação, o mecanismo de gerenciamento dos recursos em cada comutador da rede necessitará ter a habilidade de projetar a disponibilidade dos recursos numa escala de tempo e de tomar decisões para o futuro. Isso requer o uso de mecanismos de alocação de recursos que são bem diferentes daqueles usados em sistemas convencionais, ainda mais que a diferença de tempo entre a rajada de controle e a de dados será alterada roteador a roteador. Isso acontece devido ao tempo de processamento da rajada de controle em cada nó e à característica de traspassamento direto da rajada de dados. Tal problema é ainda mais agravado caso armazenadores ópticos sejam considerados para a resolução de contenção.

Os sistemas comutados por rajada necessitarão manter um controle preciso sobre a diferença do tempo entre a rajada de controle e a de dados, visto que incertezas acarretariam ineficiência ou mesmo considerável dificuldade de operação. De fato, quando uma rajada progride através da rede, há algumas perdas de precisão inevitáveis na diferença de tempo entre a rajada de controle e a de dados. A principal causa dessa incerteza é a diferença de velocidade dos sinais que trafegam em diferentes comprimentos de onda. Caso o tamanho da fibra seja conhecido, pode-se tentar amenizar tal incerteza através de ajustes compensatórios no final de cada enlace, o que não é uma tarefa muito fácil.

2.3.3.1 Protocolos de reserva de recursos

Os protocolos de reserva de recursos em comutação óptica de rajadas têm sido estudados apenas para a reserva de recursos em via única (*one-way*). Isso os distingue da comutação de circuitos e da abordagem ABT com transmissão atrasada, originalmente concebida para as redes ATM (ver seção 2.2.3). Em relação à ABT com transmissão imediata, as novas

propostas diferem basicamente pela introdução do tempo de compensação entre a rajada de controle e a de dados, destinado a evitar a necessidade de armazenadores ópticos.

Dentre as propostas para a reserva de recursos, JET (*Just Enough Time*), proposta em [29], tem-se mostrado a mais eficiente e portanto a mais investigada. Ela se baseia na utilização do tempo de compensação, juntamente com a reserva retardada dos recursos e o conhecimento do tamanho da rajada, possibilitando que o circuito seja ativado no exato instante da chegada da rajada de dados ao comutador e desativado imediatamente após a sua passagem. A Figura 2.5 serve para facilitar o entendimento dos conceitos básicos do JET. Assume-se que o número de enlaces entre o nó origem da rajada e o nó destino é $H = 3$ e que o atraso sofrido pela rajada de controle em cada nó não é mais longo do que δ . Portanto, o atraso total não será maior do que $\Delta = 3\delta$. Tipicamente, o atraso total está em algumas dezenas de μs [4]). Sejam $T > 3\delta$ o tempo de compensação entre as rajadas de controle e a de dados e t' o tempo em que a rajada de controle acaba de ser processada num nó intermediário $i = 1, 2$. A rajada de dados estará chegando ao nó i no instante $t = t' + T(i) = t' + [T - i\delta]$. Utilizando-se da reserva retardada, a banda do enlace entre os nós i e $i + 1$ deverá ser reservada apenas entre os instantes t e $t + l$, sendo l a duração da rajada de dados. Valores típicos para l são alguns poucos μs ou menos [4]. Isso faz com que os recursos sejam mais bem aproveitados do que se a banda fosse reservada a partir do instante t' e/ou necessitasse aguardar algum sinal para ser desativada.

2.3.3.2 Agendamento do canal de dados

Conforme mencionado anteriormente, durante o processamento da rajada de controle, será escolhido um dos comprimentos de onda que estará disponível durante o período em que a rajada estiver traspassando o comutador. Numa rede WDM, normalmente haverá diversas alternativas, cabendo ao gerenciador escolher a melhor. Ao critério de escolha do canal de dados mais apropriado para o transporte da rajada, dá-se o nome de agendamento do canal

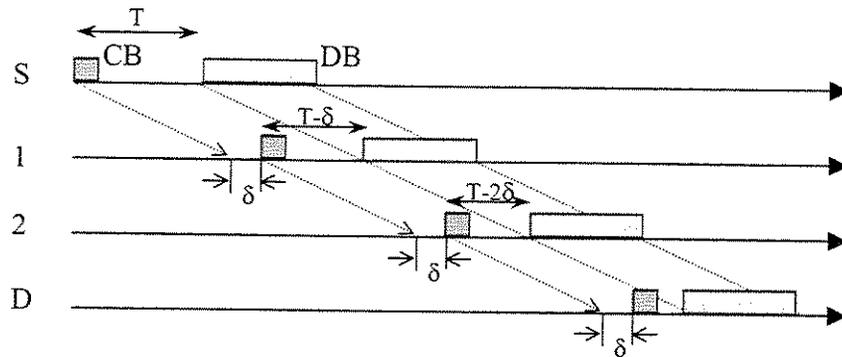


Figura 2.5: Ilustração do uso do tempo de compensação e da reserva retardada no protocolo JET.

de dados.

Suponha, por exemplo, que uma rajada de controle é recebida no instante t_0 e que a rajada de dados irá chegar em $10 \mu s$. Se, por exemplo, esta rajada for agendada para um canal completamente livre, os recursos deste canal ficarão fragmentados, deixando um período de $10 \mu s$ vazio, que pode ser de difícil uso. Seria portanto preferível escolher um canal que se tornará disponível imediatamente antes da chegada da rajada. A mais que isso, o algoritmo de agendamento do canal de dados precisa ser o mais simples possível, de forma a poder suportar altas quantidades de informações a serem processadas.

2.3.3.3 Suporte a qualidade de serviço

Sistemas comutados por rajada são capazes de prover suporte a diferentes classes de serviço. Como mencionado anteriormente, o mecanismo de formação da rajada pode levar em consideração a classe de serviço do pacote e formar rajadas baseado em tal critério. De forma que o comutador consiga distinguir rajadas de diferentes classes de serviço, informação adicional poderia ser colocada na rajada de controle. Isso, entretanto, pode não ser apropriado, visto que aumentaria a sobrecarga de processamento e possivelmente a complexidade do algoritmo de agendamento. Uma alternativa seria associar classes de serviço a canais WDM. Tal procedimento, porém, enfraqueceria a multiplexagem estatística e, portanto, resultaria

em desperdício de banda. A forma preferida para implementar múltiplas classes de serviço em redes OBS é através da manipulação do tempo de compensação. Quanto maior for esse tempo, mais adiante necessitará ser feita a reserva da banda, o que aumenta a probabilidade de sucesso. Assim, classes com maiores tempos de compensação apresentariam menores probabilidades de bloqueio. É verdade que rajadas pertencentes a classes de mais altas prioridades teriam que esperar mais tempo para serem transmitidas, podendo dificultar a adoção de tempos de compensação mais longos para serviços que exigem pouca latência.

Os capítulos seguintes desta tese serão dedicados ao estudo dos mecanismos de resolução de contenção em redes ópticas assíncronas comutadas por pacote, em especial o domínio temporal, para o qual serão propostos alguns modelos analíticos sob diferentes condições de tráfego. Tais modelos permitem a obtenção da probabilidade de bloqueio e do atraso médio dos pacotes em armazenadores de pacotes ópticos. Políticas para a diferenciação de serviço que exploram o domínio temporal também serão propostas e modeladas.

Capítulo 3

Resolução de Contenção em Redes Ópticas de Pacotes

Este capítulo discute as três técnicas utilizadas para se resolver contenção em redes ópticas WDM comutadas por pacote: roteamento por deflexão, conversão de comprimento de onda e armazenamento de pacotes ópticos. Após se enfatizar as principais características de cada uma dessas técnicas, serão apresentadas modelagens analíticas exatas para a conversão de comprimento de onda e o roteamento por deflexão quando o tráfego é assumido sem memória. Os modelos obtidos permitem o cálculo da probabilidade de bloqueio de pacotes quando tais mecanismos são utilizados separadamente ou conjuntamente no comutador de pacotes ópticos. Uma abordagem analítica aproximada baseada na fórmula de perda de Erlang, a qual pode ser utilizada para sistemas com tempo de serviço genérico, é também proposta para o comutador dotado de conversão de comprimento de onda. Modelos analíticos para o armazenamento óptico de pacotes serão tratados nos próximos capítulos.

3.1 Introdução

Conforme discutido no capítulo anterior, nas redes ópticas roteadas por comprimento de onda, caminhos ópticos são estabelecidos entre pares de nós da rede para o escoamento do tráfego, onde toda a sua capacidade alocada permanece fixa e dedicada enquanto perdurar a conexão (caminho óptico). Essas, portanto, são redes orientadas a conexão. Esse tipo de serviço é apropriado para aplicações que requerem uma largura de banda garantida, o que inclui todas as aplicações de tráfego síncrono e algumas aplicações de tráfego assíncrono em tempo real. Num ambiente formado por uma grande população de usuários com tráfego de rajada e que requerem um alto grau de conectividade lógica, o serviço orientado a conexão já não é tão apropriado.

A comutação de pacotes, por sua vez, é a forma natural de se transportar tráfego intermitente e de alta conectividade lógica. De fato, em comutação de pacotes, endereçamento, agendamento e alocação de capacidade é realizada pacote a pacote. Isso acarreta um aumento de carga na função de controle, embora facilite uma alta conectividade lógica, como também permite que tráfegos intermitentes possam melhor utilizar os recursos da rede. Este decorre do fato de que a multiplexagem estatística, própria dessas redes, possibilita o compartilhamento de seus recursos. Em contrapartida, o compartilhamento da banda de transmissão por meio de multiplexagem estatística acarreta eventuais disputas pelos mesmos recursos.

Por exemplo, numa rede óptica WDM comutada por pacote, os pacotes serão modulados num comprimento de onda específico e poderão trafegar por vários enlaces da rede antes de chegarem aos seus destinos. Ao final de cada enlace, um nó comutador será utilizado para encaminhar cada pacote para a porta de saída definida pelo roteamento. Nesses nós, contenção ocorrerá sempre que dois ou mais pacotes, num mesmo comprimento de onda e sobrepostos no tempo, forem designados para a mesma fibra de saída. Quando isso ocorre, mecanismos para resolução de contenção devem ser empregados para se evitar a perda ex-

cessiva dos pacotes contendores. Essa é uma questão fundamental para o bom desempenho dessas redes e, portanto, será um dos pilares que irão definir suas viabilidades.

Em redes convencionais de pacotes, contenções são tipicamente resolvidas através do armazenamento em memórias RAMs (*Random Access Memory*) de todos os pacotes contendores, exceto um, que é permitido seguir adiante. Memórias RAMs permitem o armazenamento de pacotes por tempos indeterminados, muito importante para um bom aproveitamento da banda de transmissão, já que recursos podem ser reservados aos pacotes contendores para qualquer instante de tempo. Adicionalmente, memórias RAMs são fáceis de serem implementadas com elementos eletrônicos, geralmente sendo postas no mesmo substrato (circuito integrado) da malha de comutação, o que permite o armazenamento de uma grande quantidade de informação num espaço físico pequeno e a custos razoáveis. Todas essas propriedades vêm possibilitando às memórias RAMs desempenhos satisfatórios no tratamento das contenções das redes elétricas convencionais.

No domínio fotônico, RAMs ópticas ainda não existem, o que estimulou a busca por novos dispositivos para o armazenamento de pacotes ópticos. Entretanto, a forma como tais dispositivos são atualmente factíveis de serem implementados, a qual se baseia no uso de linhas (fibras) de atraso, conforme será mostrado adiante, faz com que eles consumam bastante espaço e sejam incapazes de prover um acesso randômico aos pacotes. Tais características trazem limitações aos armazenadores de pacotes ópticos, tendo contribuído para que métodos alternativos (ou complementares) para resolução de contenção em redes ópticas fossem sugeridos e pesquisados. Por exemplo, roteamento por deflexão, que é uma técnica possível de ser implementada tanto para redes elétricas como ópticas, passou a ganhar mais atenção com as pesquisas em redes ópticas. Adicionalmente, mediante o compartilhamento dos diversos canais presentes na fibra, redes ópticas WDM comutadas por pacote passaram a oferecer o domínio do comprimento de onda como uma nova maneira para se resolver contenções. Todos esses métodos serão discutidos neste capítulo.

O objetivo fundamental deste capítulo é descrever as principais características e implicações no uso de cada uma dessas alternativas para resolução de contenção em redes ópticas WDM comutadas por pacote. Em termos de modelagem e de análise de desempenho, os capítulos seguintes se reservarão ao estudo dos armazenadores de pacotes ópticos. Portanto, para efeito de comparação quantitativa com o ganho de desempenho de tais dispositivos, este capítulo apresenta uma abordagem analítica para a conversão de comprimento de onda e o roteamento por deflexão.

3.2 Mecanismos para Resolução de Contenção em Redes Ópticas WDM Comutadas por Pacote

As soluções adotadas para se resolver contenções de pacotes em redes ópticas, juntamente com os avanços tecnológicos pendentes serão fundamentais para a viabilização dessas redes. Três são os mecanismos em que as redes ópticas WDM se baseiam para a resolução de contenção:

Armazenamento de pacotes ópticos. A solução mais usual para superar o problema de contenção é armazenar os pacotes contedores e enviá-los às portas de saída assim que elas tiverem capacidade de transportá-los. Diz-se portanto que esse método explora o domínio temporal para a resolução de contenção. Atualmente, entretanto, a funcionalidade óptica que mais se assemelha às memórias elétricas resulta do uso de bancos de linhas de atraso, que nada mais são do que trechos de fibras, cujos comprimentos irão determinar o tempo em que o pacote ficará retido. Conseqüentemente, armazenadores ópticos são capazes de prover atrasos pertencentes a um conjunto discreto de valores, cuja quantidade é normalmente pequena, já que linhas de atraso são volumosas e acarretam custos (delas próprias e das chaves ópticas). Na literatura, esses bancos de linhas de atraso são usualmente chamados de armazenadores ópticos (*optical buffers*) [22-27].

Os armazenadores ópticos podem ser categorizados em dois tipos de arquiteturas: nas que permitem realimentação (*feedback*) e nas que não (*feed-forward*). As figuras 3.1 e 3.2 mostram respectivamente essas duas arquiteturas.

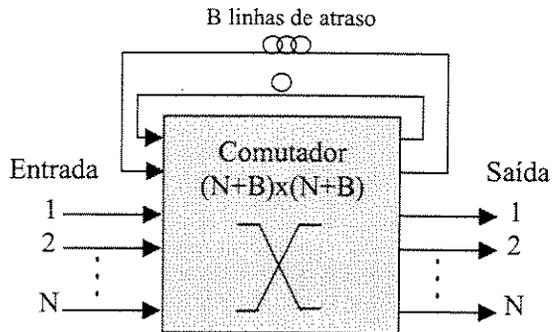


Figura 3.1: Exemplo de um armazenador óptico com realimentação.

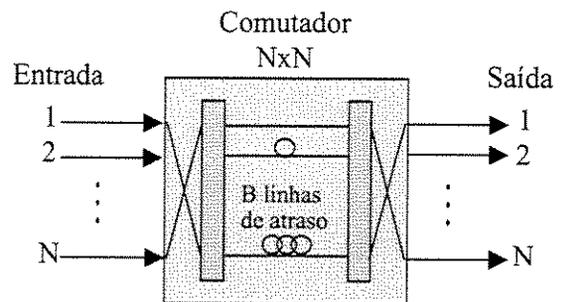


Figura 3.2: Exemplo de um armazenador óptico sem realimentação.

Na arquitetura que permite realimentação, as linhas de atraso conectam as saídas do comutador com as suas entradas. Quando dois pacotes contendem pela mesma saída, um deles pode ser armazenado numa fibra de atraso, enquanto o outro é transmitido diretamente. Quando o pacote que fora armazenado chegar ao final da linha de atraso, ele terá uma nova oportunidade de ser roteado para a devida saída. Se novamente ocorrer contenção, o pacote pode ser enviado à linha de atraso mais uma vez e todo o processo se repete. Embora pareça que um pacote possa ser armazenado indefinidamente, ele terá na prática um número limitado de vezes para ser enviado às linhas de atraso, dado que ocorrem perdas significativas todas as vezes que ele precisa ser chaveado [1]. Essa é uma das grandes desvantagens desse tipo de arquitetura, pois os pacotes poderão sair do comutador com intensidades de sinal bem diversas. Uma alternativa seria amplificá-los opticamente, porém sabe-se que tais dispositivos, além de custosos, inserem ruídos ao sinal, o que novamente limitaria o número de vezes de retorno às linhas de atraso. Como vantagem, há a facilidade de se implementar diferenciação de serviço, já que o envio de pacotes às linhas de atraso pode se basear na classe à qual o pacote pertence.

Na arquitetura sem realimentação, na qual estará baseado o estudo desta tese, o pacote possui um número fixo de oportunidades para alcançar a sua saída desejada, o que corresponde à quantidade de linhas de atraso. Essa arquitetura atenua o sinal quase que igualmente, já que, independentemente da fibra de atraso designada aos pacotes, todos eles deverão sofrer o mesmo número de chaveamentos, e esta é a causa principal da atenuação do sinal dentro do nó. Na prática, portanto, arquiteturas sem realimentação têm sido preferidas às com realimentação, já que é interessante se reduzir as diferenças nas intensidades dos sinais que precisam ser tratados.

Roteamento por deflexão. Essa é uma alternativa que procura resolver possíveis contenções explorando o domínio espacial. Resumidamente, se dois ou mais pacotes necessitam utilizar o mesmo enlace de saída para seguirem o roteamento de menor distância, apenas um deles será encaminhado para a saída desejada, enquanto os outros serão designados a caminhos alternativos. A princípio, analisando-se separadamente o comutador, a probabilidade de descarte de pacotes é reduzida. Todavia, pacotes defletidos poderão acabar seguindo rotas mais longas, o que é prejudicial tanto para o atraso fim a fim dos mesmos, quanto para o aumento da carga na rede, possíveis de prejudicar o seu desempenho global. Como alternativa, pode-se idealizar regras de deflexão mais inteligentes que conduzam a um melhoramento da vazão (*throughput*) do tráfego. Por exemplo, buscando-se determinar onde e quais pacotes serão defletidos; usando-se como rota alternativa a segunda rota mais curta ou, caso a utilização do enlace seja conhecida, dando-se ênfase ao balanceamento da carga na rede; etc. Um problema potencial importante de ser evitado é a introdução de laços (*loops*) no roteamento, já que estes podem fazer com que os pacotes permaneçam indefinidamente na rede, o que gera um aumento do atraso médio e da degradação do sinal para os pacotes em laços, além da própria carga da rede. Vale ressaltar que a eficiência do roteamento por deflexão estará bastante atrelada à topologia da rede. Por exemplo,

topologias altamente emaranhadas são significativamente beneficiadas em detrimento às pouco conectadas. A maior vantagem do roteamento por deflexão é que ele não requer grandes esforços para ser implementado, tanto em termos de controle quanto de componentes (*hardware*).

Conversão de comprimento de onda. Dentre as técnicas de resolução de contenção aqui descritas, essa é específica das redes ópticas WDM, já que é explorado o domínio do comprimento de onda. Ela se baseia no fato de que vários comprimentos de onda estão presentes num mesmo enlace que conecta dois nós roteadores. Assim, à chegada de um novo pacote, se o seu comprimento de onda já estiver sendo utilizado no enlace de saída especificado pelo roteamento, pode-se convertê-lo para um outro comprimento de onda que esteja potencialmente disponível (livre) neste mesmo enlace, tal que o pacote possa ainda ser transmitido.

Como será mostrado mais à frente, converter comprimento de onda é uma alternativa relativamente eficiente para o tratameto das contenções, além de ser um método conceitualmente simples de ser implementado. Contudo, normalmente se requer um grande número de conversores de comprimento de onda. Na maioria das arquiteturas propostas e analisadas [31, 32, 36], para cada canal presente no conjunto de fibras de entrada, requer-se um conversor de comprimento de onda sintonizável. Atualmente, porém, converter comprimento de onda sem sair do domínio fotônico é um procedimento ainda custoso, principalmente para conversão plena, a qual necessita abranger todos os canais de saída. Adicionalmente, nem todos os pacotes em contenda necessitam sofrer conversão. Tais aspectos têm contribuído para a proposição de alternativas capazes de reduzir o número ou complexidade dos conversores de comprimento de onda sem comprometer muito o desempenho do comutador. Como exemplo, destacam-se o compartilhamento de conversores e/ou o uso deles com conversão limitada. A primeira alternativa, embora consiga reduzir o número de conversores, tem como desvantagens o

aumento da matriz de comutação e a introdução de uma atenuação adicional decorrente da necessidade de os pacotes que precisam ter seus comprimentos de onda convertidos precisarem primeiramente alcançar o conjunto de conversores (compartilhados), para só então serem encaminhados para as devidas fibras de saída. Já a segunda alternativa baseia-se no fato de que, na prática, conversores de comprimento de onda normalmente não são dotados de conversão plena, além de que esta pode ainda reduzir a velocidade de comutação [36].

Note que os três mecanismos acima descritos podem ser perfeitamente combinados, bastando apenas utilizar os componentes e requerimentos de controle necessários para cada um deles. Obviamente, análises de desempenho de cada uma das técnicas, sejam operadas separadamente ou conjuntamente, são de extrema importância, já que suas possíveis adoções no futuro irão depender do compromisso entre os custos e os benefícios decorrentes da implementação de cada uma delas. Por exemplo, [32, 33, 34] mostram que conversão de comprimento de onda pode ser perfeitamente combinada com o armazenamento de pacotes ópticos, o que melhora substancialmente o desempenho do comutador, já que pacotes em comprimentos de onda diferentes podem trafegar pela mesma linha de atraso. [37, 38] analisam o roteamento por deflexão com o armazenamento de pacotes ópticos. Finalmente, em [39], o roteamento por deflexão é estudado conjuntamente com conversão de comprimento de onda, enquanto que em [40] são avaliados e discutidos os três domínios.

A grande maioria dos trabalhos presentes na literatura que estudam os mecanismos para resolução de contenção em redes de pacotes ópticos, principalmente aqueles que visam a obtenção de modelos analíticos, está voltada para redes síncronas. Já que o foco principal desta tese são as redes assíncronas de pacotes ópticos com resolução de contenção por meio de linhas de atraso, de forma a se poder comparar o armazenamento de pacotes ópticos com os outros dois métodos de resolução de contenção, a próxima seção examina os domínios espacial e do comprimento de onda para resolução de contenção neste contexto de rede. Será

apresentada uma modelagem analítica original que permite a análise de desempenho de comutadores de pacotes ópticos quando roteamento por deflexão e conversão de comprimento de onda são utilizados, tanto separadamente quanto conjuntamente. Assume-se que o tráfego é sem memória e uniformemente distribuído entre as diversas portas de saída do comutador. São também propostos limitantes para o comutador sem mecanismos para resolução de contenção ou dotados apenas de conversão de comprimento de onda. Tais limitantes são baseados na granularidade infinitamente fina dos canais de entrada e na fórmula de perda de Erlang para sistemas $M/G/c/c$.

3.3 Modelagem Analítica

A figura 3.3 mostra a arquitetura simplificada de um comutador de pacotes ópticos, analisado em [33], dotado de conversão plena nos canais de entrada, uma malha de comutação espacial e armazenadores de pacotes ópticos dedicados por saída. Essa arquitetura servirá como suporte para um melhor entendimento dos modelos analíticos examinados neste capítulo, como também dos que enfatizam o domínio temporal, objetivo principal desta tese, e que serão tratados nos próximos capítulos.

O comutador consiste de N fibras de entrada e saída, com W comprimentos de onda presentes em cada uma delas. Portanto, há um total de NW canais de entrada e saída. Observe que a arquitetura permite a implementação de quaisquer dos três métodos de resolução de contenção, inclusive conjuntamente. Por exemplo, na entrada do comutador, logo após os demultiplexadores, há um conversor de comprimento de onda sintonizável (TWC - *Tunable Wavelength Converter*) por canal, o que possibilita converter comprimentos de onda e portanto explorar este domínio. A parte de comutação espacial permite que pacotes sejam enviados para a fibra de saída que é a primeira opção na tabela de roteamento, ou enviá-los para saídas alternativas e portanto realizar o roteamento por deflexão. A comutação

espacial neste exemplo é realizada mediante divisores (*splitters*) e chaves (*switches*) ópticos. Finalmente, em cada saída do comutador, encontra-se um armazenador de pacotes ópticos composto por B fibras de atraso (FDL - *Fiber Delay Line*). Tal dispositivo não será levado em conta neste capítulo.

Não estão mostradas na figura nem a unidade de controle nem a interface situada logo após os demultiplexadores para a conversão do domínio óptico para o elétrico do cabeçalho dos pacotes. Assume-se, portanto, que o cabeçalho de cada pacote possa ser extraído e lido para assim determinar o seu roteamento. De posse dessa informação e com o conhecimento do estado do comutador, o comprimento de onda de saída dos conversores como também o estado das chaves dentro do comutador espacial podem ser controlados eletronicamente.

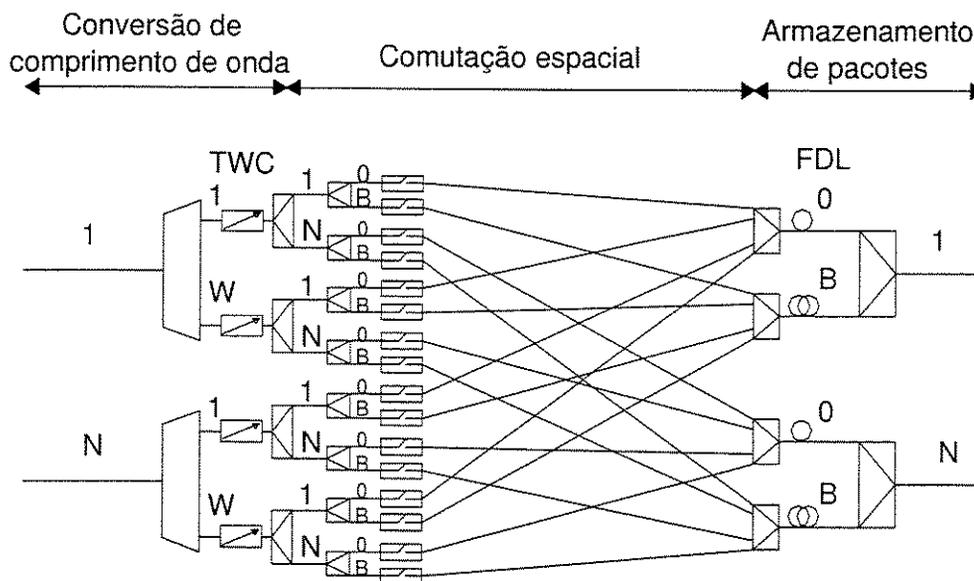


Figura 3.3: Modelo esquemático de um comutador de pacotes ópticos, onde é possível empregar os três mecanismos de resolução de contenção.

Para a modelagem analítica, será assumido que os canais de entrada são independentes uns dos outros, cada qual com a mesma carga de entrada (ρ). O roteamento do tráfego dentro do comutador é considerado uniforme, ou seja, pacotes que chegam em quaisquer das fibras de entrada terão a mesma probabilidade de serem transmitidos para uma determinada

fibra de saída, o que permite escrever tal probabilidade como $p_{i,j} = 1/N$; $i, j \in \{1, 2, \dots, N\}$. Adicionalmente, quando roteamento por deflexão for considerado, será assumido que, além da primeira opção na tabela de roteamento, D outros enlaces de saída poderão ser escolhidos de uma forma seqüencial, cuja ordem será definida aleatoriamente.

De forma a se poder obter um modelo analítico exato para a determinação da probabilidade de bloqueio de pacotes no comutador, é normalmente útil o emprego de um modelo de tráfego sem memória para as chegadas e serviços dos pacotes em cada uma das entradas. Considera-se portanto que cada entrada possa estar em um dos seguintes estados:

- a) Estado ativo, caracterizado pela presença de um pacote sendo transmitido, este considerado exponencialmente distribuído com taxa de morte μ . Para qualquer entrada, durante o seu estado ativo, a taxa de chegada de um novo pacote é obviamente zero;
- b) Estado de espera, durante o qual o canal de entrada está desocupado. Durante o estado de espera, será assumido que o evento de chegada do próximo pacote pode ocorrer em qualquer intervalo de tempo infinitesimal dt com probabilidade $\lambda_e dt$, tal que λ_e é definido como a taxa estacionária de chegada.

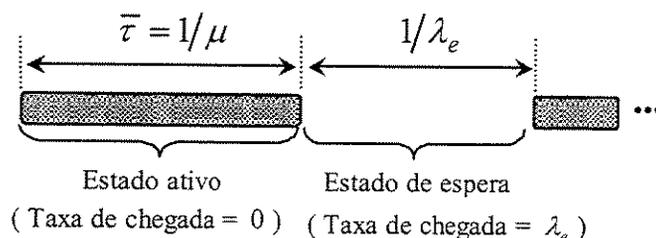


Figura 3.4: Representação dos estados ativo e de espera para a determinação de λ_e .

Conforme mostrado na figura 3.4, o intervalo entre chegadas sucessivas será a soma de duas componentes: serviço do último pacote transmitido, com duração média $\overline{\tau} = 1/\mu$ e espera para o próximo pacote, com duração média $1/\lambda_e$. Portanto, a carga de entrada,

definida como a fração de tempo em que o canal está transferindo dados, será dada por:

$$\rho = \frac{1/\mu}{1/\lambda_e + 1/\mu} = \frac{\lambda_e}{\lambda_e + \mu}. \quad (3.1)$$

A taxa de chegada durante o estado de espera pode assim ser expressa como função da carga e da taxa de morte dos pacotes:

$$\lambda_e = \frac{\rho\mu}{1 - \rho}. \quad (3.2)$$

Nenhuma consideração adicional será necessária para as análises descritas neste capítulo. As próximas seções mostram os modelos analíticos propostos em [54] para o comutador.

3.3.1 Comutador sem capacidade de resolver contenção

Esta seção voltará a atenção para o comutador de pacotes ópticos sem qualquer mecanismo para resolução de contenção. Isso implica que se dois ou mais pacotes no mesmo comprimento de onda contendem pela mesma fibra de saída (e portanto também pelo mesmo canal), apenas a um deles será permitido seguir adiante, enquanto os outros serão bloqueados. Visto que não há capacidade de converter comprimentos de onda, pode-se estudar cada canal separadamente. Portanto, dois vetores, I e J , que representem respectivamente quais fibras de entrada e saída estão transmitindo um pacote seriam suficientes para modelar o comutador de forma exata: $I = \{i_1, i_2, \dots, i_N\}$ e $J = \{j_1, j_2, \dots, j_N\}$, tal que cada elemento $i_k, j_k \in \{0, 1\}$, $k = 1, 2, \dots, N$ e $\sum_k (i_k - j_k) \geq 0$, já que o número de entradas ativas será ao menos igual ao número de pacotes sendo transmitidos para as saídas. Tal modelo seria capaz de analisar o comutador para intensidades de tráfego distintas por canal de entrada e com roteamento não uniforme. Entretanto, observa-se que mesmo analisando-se cada comprimento de onda isoladamente, o número de estados se tornará extremamente elevado quando N aumentar. Como solução, visto que se assume a mesma carga de entrada por canal e que o roteamento

do tráfego dentro do comutador é uniforme, o modelo pode ser bastante simplificado tal que um total de $2N + 1$ estados seja suficiente para modelar o comutador de forma exata, como mostrado na figura 3.5 para $N = 4$.

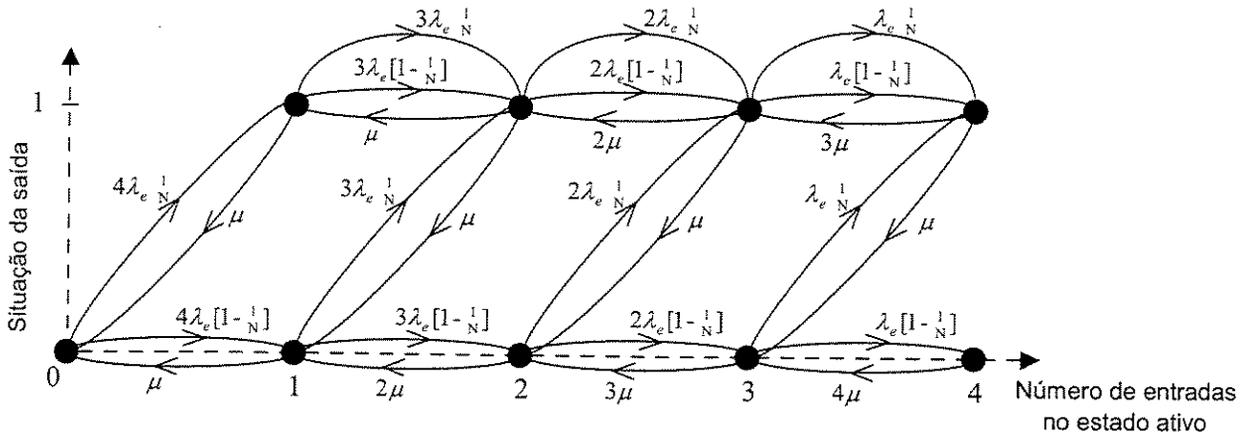


Figura 3.5: Diagrama de transição para $N = 4$.

Define-se o par (i, j) como um estado do comutador, de forma que $i \in \{0, 1, \dots, N\}$ representa o número de entradas que estão no estado ativo, enquanto $j \in \{0, 1\}$ enfoca uma saída arbitrária e informa se a mesma está transmitindo um pacote ($j = 1$) ou não ($j = 0$). As taxas de transição podem ser obtidas da seguinte forma: à chegada de um pacote, este tem a probabilidade $1/N$ de ser transmitido para a saída em questão e $1 - 1/N$ para uma das outras. Adicionalmente, a taxa total de chegada dado que i entradas estejam no estado ativo será dada por $(N - i)\lambda_e$. Conseqüentemente, à chegada de um novo pacote, se a referida saída estiver livre ($j = 0$), haverá a transição do estado $(i, 0)$ para o estado $(i + 1, 1)$ ou $(i + 1, 0)$ com taxas de transição $(N - i)\lambda_e \frac{1}{N}$ e $(N - i)\lambda_e [1 - \frac{1}{N}]$, respectivamente. Por outro lado, se $j = 1$, qualquer chegada de pacote conduzirá o comutador do estado $(i, 1)$ para o estado $(i + 1, 1)$ com taxa de transição $(N - i)\lambda_e$. Esta é a contribuição da taxa de pacotes bloqueados $(N - i)\lambda_e \frac{1}{N}$ mais a taxa dos pacotes endereçados para quaisquer das outras saídas $(N - i)\lambda_e [1 - \frac{1}{N}]$, podendo ser bloqueados ou não.

Caso seja considerada a desativação de um pacote, é fácil perceber que, se $j = 0$, a transição do estado $(i, 0)$ para o estado $(i - 1, 0)$ ocorrerá com taxa $i\mu$. Já se $j = 1$, dois tipos de desativações podem acontecer: um pacote que acabou de ser servido na saída analisada, o qual ocasionará a mudança do estado $(i, 1)$ para o estado $(i - 1, 0)$ com taxa de transição μ ; ou um pacote que não se enquadra neste caso, o qual conduzirá o comutador para o estado $(i - 1, 1)$ com taxa de transição $(i - 1)\mu$. As probabilidades estacionárias dos estados (i, j) , representadas por $Q_{(i,j)}$, podem ser calculadas resolvendo-se numericamente as equações de balanço ($\mathbf{QT} = \mathbf{0}$) para o processo de Markov de tempo contínuo, sendo \mathbf{Q} o vetor de probabilidades estacionárias dos estados e \mathbf{T} a matriz de taxas de transição [7].

Finalmente, a probabilidade de bloqueio de pacotes pode ser obtida focando-se apenas naqueles pacotes enviados à saída em questão, sendo escrita como:

$$\begin{aligned}
 P_B &= \frac{\sum_{i=1}^{N-1} (N-i)\lambda_e \frac{1}{N} Q_{(i,1)}}{\sum_{i=0}^{N-1} (N-i)\lambda_e \frac{1}{N} Q_{(i,0)} + \sum_{i=1}^{N-1} (N-i)\lambda_e \frac{1}{N} Q_{(i,1)}} \\
 &= \frac{\sum_{i=1}^{N-1} (N-i) Q_{(i,1)}}{\sum_{i=0}^{N-1} (N-i) Q_{(i,0)} + \sum_{i=1}^{N-1} (N-i) Q_{(i,1)}}. \tag{3.3}
 \end{aligned}$$

A figura 3.6 compara a probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) calculada através do modelo de Markov aqui proposto com estimativas obtidas por simulações numéricas. São utilizados diferentes valores de carga de entrada (ρ) e de fibras (N). No apêndice A, encontra-se uma breve descrição da forma como as simulações presentes nesta tese foram realizadas.

Como pode ser visto, as curvas do modelo analítico acompanham perfeitamente as simulações, o que comprova a exatidão do modelo. Adicionalmente, como era de se esperar, a probabilidade de bloqueio de pacotes cresce com o número de enlaces, já que um maior

número de entradas aumenta a chance de competição pelos recursos de saída e estes, embora também aumentem, não são compartilhados. Por exemplo, no caso extremo de apenas uma fibra de entrada e saída, não haveria bloqueio algum de pacote, já que num mesmo canal os problemas de contenção estão totalmente resolvidos. Finalmente, observe que mesmo para valores de carga de entrada muito baixos ($\rho = 0.1$), a probabilidade de bloqueio de pacotes é ainda bastante elevada, o que confirma a necessidade de algum mecanismo para resolução de contenção capaz de melhorar o desempenho do comutador.

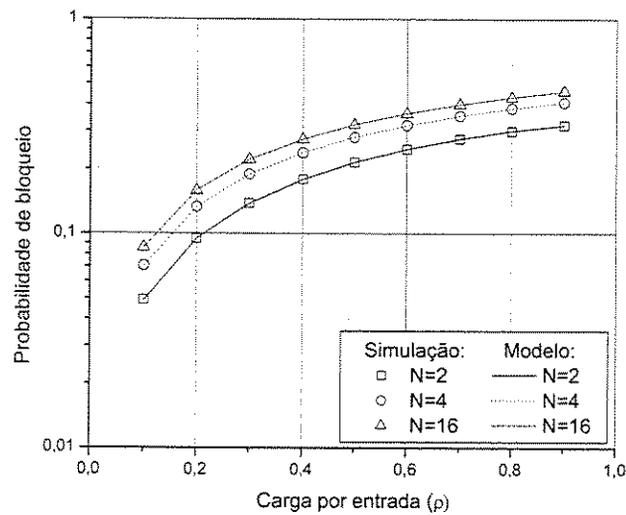


Figura 3.6: Probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) versus a carga por entrada (ρ) para o comutador sem capacidade de resolver contenção. O tamanho do pacote é assumido Exponencial e $N = 2, 4, 16$.

3.3.2 Resolução de contenção por conversão de comprimento de onda

Nesta seção, será avaliado o ganho de desempenho do comutador quando se utiliza conversores de comprimento de onda dedicados por canal de entrada, conforme mostrado na figura 3.3. Assume-se que tais conversores são dotados de capacidade plena de converter compri-

mentos de onda. Novamente, visto que a carga de entrada e o roteamento do tráfego dentro do comutador são uniformes, pode-se obter um modelo analítico com o número de estados reduzido. Para representar o número de entradas no estado ativo, define-se $i \in \{0, 1, \dots, NW\}$, pois no presente contexto a taxa instantânea de pacotes irá depender do número de canais ativos entre os NW existentes. Como anteriormente, é possível e conveniente focalizar numa única fibra de saída, mas agora todos os seus comprimentos de onda precisam ser levados em consideração, o que implica $j \in \{0, 1, \dots, W\}$, sendo restringido a $j \leq i$, pois o número de canais de saída transmitindo pacote não pode ser superior ao de entradas no estado ativo.

As taxas de transição do modelo podem ser obtidas da seguinte forma: suponha que o comutador esteja no estado (i, j) . À chegada de um pacote, se o número de canais ocupados na saída sob análise for menor do que W ($j < W$) e o roteamento escolher tal saída para encaminhar o pacote, este será obviamente transmitido. Portanto, a transição para o estado $(i + 1, j + 1)$ acontecerá à taxa $(NW - i)\lambda_e \frac{1}{N}$. Já se o roteamento não escolher a referida saída, esta permanecerá com o mesmo número de pacotes j , o que conduzirá o comutador para o estado $(i + 1, j)$ à taxa $(NW - i)\lambda_e [1 - \frac{1}{N}]$. Contrariamente, se $j = W$, à chegada de um pacote, haverá a mudança do estado (i, j) para o estado $(i + 1, j)$, a qual acontecerá à taxa de $(NW - i)\lambda_e$, composta pela contribuição das taxas: dos pacotes endereçados à referida saída $((NW - i)\lambda_e \frac{1}{N})$, os quais serão certamente bloqueados; e daqueles endereçados para uma das outras saídas, dada por $(NW - i)\lambda_e [1 - \frac{1}{N}]$.

Finalmente, se um dos pacotes na saída em análise for desativado, o comutador transitará do estado (i, j) para o estado $(i - 1, j - 1)$ com taxa $j\mu$. Já se ocorrer a desativação de um dos pacotes que não estejam sendo transmitidos para a referida saída, haverá a transição para o estado $(i - 1, j)$, cuja taxa será dada por $(i - j)\mu$.

Dessa forma, após a obtenção das probabilidades estacionárias dos estados (i, j) , representadas por $Q_{(i,j)}$, a probabilidade de bloqueio de pacotes será obtida por:

$$P_B = \frac{\sum_{i=W}^{NW-1} (NW-i)\lambda_e \frac{1}{N} Q_{(i,W)}}{\sum_{i=0}^{NW-1} \left[\sum_{j=0}^{\min(i,W)} (NW-i)\lambda_e \frac{1}{N} Q_{(i,j)} \right]} = \frac{\sum_{i=W}^{NW-1} (NW-i)Q_{(i,W)}}{\sum_{i=0}^{NW-1} \left[\sum_{j=0}^{\min(i,W)} (NW-i)Q_{(i,j)} \right]}, \quad (3.4)$$

sendo $\min(x, y)$ o valor mínimo entre x e y .

A figura 3.7 compara a probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) obtida através do modelo analítico e por simulação para diferentes valores da carga por entrada (ρ). As simulações foram avaliadas até probabilidades de bloqueio da ordem de 10^{-6} , devido ao longo tempo requerido para se obter resultados confiáveis.

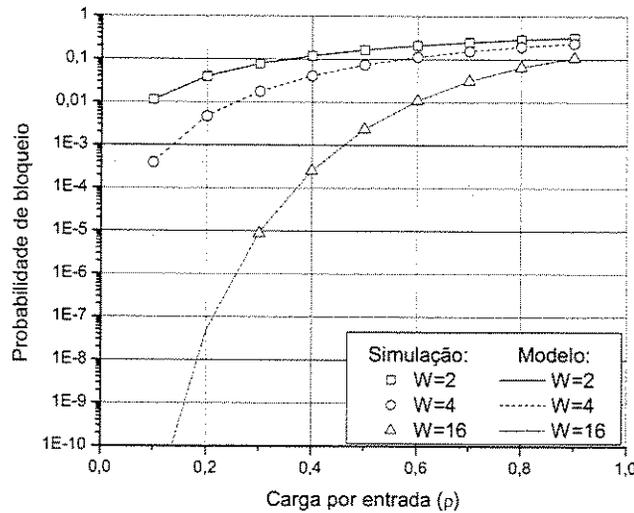


Figura 3.7: Probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) versus a carga por entrada (ρ) para o comutador dotado de conversão plena de comprimento de onda. O pacote é exponencialmente distribuído, $N = 4$ e $W = 2, 4, 16$.

Como pode ser visto, o modelo analítico é exato e, para valores baixos a moderados da carga de entrada, o desempenho do comutador é sensivelmente melhorado à medida que se aumenta o número de comprimentos de onda. Entretanto, para valores além de moderados

da carga de entrada ($\rho > 0.5$), muitos comprimentos de onda serão necessários ou um outro método deverá provavelmente ser utilizado (separadamente ou conjuntamente com conversão de comprimento de onda) de forma a melhorar o desempenho do comutador.

3.3.3 Limitante baseado na granularidade infinitamente fina

Esta seção apresenta um limitante superior para a probabilidade de bloqueio de pacotes no comutador quando o número de canais de entrada é infinito. O limitante se baseia no fato de que, quando o número de entradas é suficientemente grande e elas são independentes, as chegadas tendem a ser Poissonianas, conforme o teorema de Palm (*Palm's theorem*). Conseqüentemente, a fórmula de perda de Erlang para sistemas M/G/c/c, ou seja, chegadas Poissonianas, tempos de serviço genéricos, c servidores e nenhum espaço de espera, pode ser utilizada para facilmente avaliar a probabilidade de bloqueio de pacotes do comutador [6, 7]. A fórmula de perda de Erlang pode ser escrita como:

$$P_c = \frac{(\lambda'/\mu')^c/c!}{\sum_{i=0}^{\infty} (\lambda'/\mu')^i/i!}, \quad (3.5)$$

sendo P_c a probabilidade de os c servidores estarem ocupados (o que representa em nossas análises a probabilidade de bloqueio de pacotes), λ' a taxa de chegada de novos clientes (pacotes) ao sistema e μ' o inverso do tempo médio de serviço.

Assim, quando não há capacidade de converter comprimento de onda, a probabilidade de bloqueio de pacotes será dada pela fórmula de perda de Erlang fazendo $c = 1$ e $\lambda'/\mu' = \sum_{n=1}^N \rho \frac{1}{N} = \rho$.

A figura 3.8 mostra a probabilidade de bloqueio de pacotes para o comutador sem qualquer mecanismo para resolução de contenção quando $N = 2, 4, 16$ e a distribuição do tamanho do

pacote é Pareto ($\alpha = 1.5$), esta descrita como:

$$p_\tau(\tau) = \frac{\alpha \tau_{min}^\alpha}{\tau^{\alpha+1}} u(\tau - \tau_{min}), \quad (3.6)$$

sendo $u(\cdot)$ a função degrau unitário e $\tau_{min} = \frac{\alpha-1}{\alpha} \bar{\tau}$, para $\alpha > 1$. Como pode ser observado, as simulações aproximam o limitante baseado na granularidade infinitamente fina (GIF) sem que o número de fibras de entrada precise ser muito elevado.

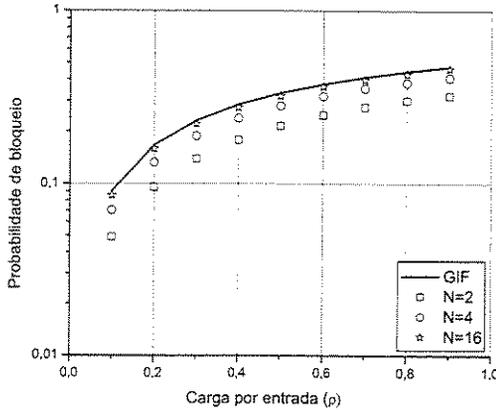


Figura 3.8: Limitante para a probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) versus a carga por entrada (ρ) para o comutador sem capacidade de resolver contenção. A distribuição do tamanho do pacote é Pareto ($\alpha = 1.5$) e $N = 2, 4, 16$.

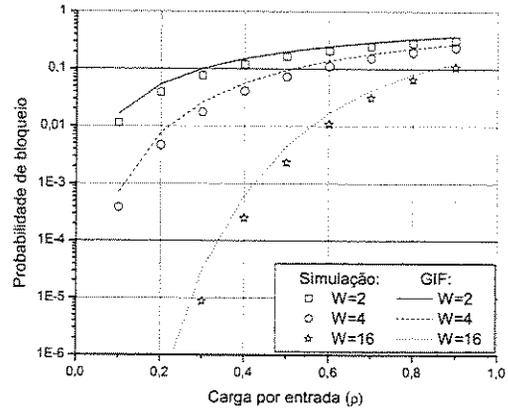


Figura 3.9: Limitante para a probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) versus a carga por entrada (ρ) para o comutador com conversão plena de comprimento de onda. A distribuição do tamanho do pacote é Pareto ($\alpha = 1.5$), $N = 4$ e $W = 2, 4, 16$.

Caso conversão de comprimento de onda esteja disponível, a probabilidade de bloqueio de pacotes será dada pela mesma expressão, porém fazendo $c = W$ e $\lambda'/\mu' = \sum_{n=1}^N \sum_{w=1}^W \rho \frac{1}{N} = \rho W$. Na figura 3.9, fixou-se o número de fibras de entrada em $N = 4$ e fez-se $W = 2, 4, 16$. Como pode ser visto, as simulações aproximam o limitante de granularidade infinitamente fina (GIF) satisfatoriamente.

Vale salientar que para ambos os casos o limitante GIF é válido para qualquer distribuição do tamanho dos pacotes. A insensibilidade em relação à distribuição do tamanho do pacote

também acontece para o comutador com um número finito de entradas quando o processo de chegada é sem memória. Isso decorre da propriedade de a fórmula de perda de Erlang ser independente da distribuição do tempo de serviço, desde que as chegadas se mantenham Poissonianas.

3.3.4 Resolução de contenção por roteamento por deflexão

Será estudado nesta seção o desempenho do comutador quando roteamento por deflexão é empregado como único mecanismo para resolução de contenção. Assim, pode-se estimar a sua influência individual na melhora do desempenho do comutador. Para a próxima seção, será considerada a sua combinação com a conversão plena de comprimento de onda.

O princípio básico do roteamento por deflexão é possibilitar aos pacotes que serão roteados pelo comutador mais de uma opção de enlace de saída, estes sendo definidos de uma forma prioritária pelo algoritmo de roteamento. Portanto, eventuais contenções poderão ser resolvidas ao se defletir alguns dos pacotes contenedores para enlaces que estejam livres. Na análise aqui proposta, será assumido que, para cada pacote, além do enlace de saída como primeira opção na tabela de roteamento, D outros enlaces de saída poderão ser designados para deflexão. Obviamente que tal designação irá depender do nó destino do pacote, do tráfego e da topologia da rede, além do próprio algoritmo de roteamento utilizado. Aqui será assumido que o roteamento resultante dos pacotes dentro do comutador é uniforme, tal que, para a população de pacotes que chegam ao comutador, além da primeira opção de enlace de saída, as D outras saídas dentre as $N - 1$ restantes serão igualmente prováveis. Isso equivale a escolher a primeira opção de roteamento e as D outras de deflexão de uma forma aleatória, o que por sua vez representa um balanceamento do tráfego dentro do comutador.

Já que não se está considerando conversão de comprimento de onda, pode-se novamente concentrar a análise num único comprimento de onda e assim representar os estados do comutador como o par (i, j) , tal que $0 \leq i \leq N$ e $\max(0, i - (N - D) + 1) \leq j \leq i$

informam, respectivamente, o número de fibras de entrada e de saída que estão transmitindo um pacote no referido comprimento de onda. O termo $\max(x, y)$ indica o valor máximo entre x e y . À chegada de um novo pacote, se $j \leq D$, haverá certamente capacidade para transmiti-lo (já que ao menos uma das $D+1$ opções para se enviar o pacote estará disponível), o que ocasionará a transição do estado (i, j) para o estado $(i+1, j+1)$ à taxa $(N-i)\lambda_e$. Contrariamente, se $j > D$, a probabilidade de um pacote não poder ser transmitido é dada pela probabilidade de que todas as $D+1$ fibras de saída designadas a este pacote estejam bloqueadas, o que é identificada como $\prod_{d=0}^D \left(\frac{j-d}{N-d}\right)$. Isso implica que, se $j > D$, haverá a transição para o estado $(i+1, j)$ ou $(i+1, j+1)$ com taxa de transição $(N-i)\lambda_e \prod_{d=0}^D \left(\frac{j-d}{N-d}\right)$ ou $(N-i)\lambda_e \left[1 - \prod_{d=0}^D \left(\frac{j-d}{N-d}\right)\right]$, respectivamente.

Quando se considera a desativação dos pacotes, a transição de um estado (i, j) qualquer para o estado $(i-1, j-1)$ ou $(i-1, j)$ acontecerá com taxa de transição dada respectivamente por $j\mu$ e $(i-j)\mu$.

A análise acima descrita permite que a matriz de transição de estados \mathbf{T} possa ser obtida e portanto as probabilidades estacionárias dos estados $Q_{(i,j)}$ de cada estado (i, j) do comutador. A probabilidade de bloqueio de pacotes pode ser escrita como:

$$P_B = \frac{\sum_{i=D+1}^{N-1} \sum_{j=D+1}^i Q_{(i,j)} \mathbf{T}_{(i,j),(i+1,j)}}{\sum_{i=0}^{N-1} \sum_{j=\max(0, i-(N-D)+1)}^i Q_{(i,j)} [\mathbf{T}_{(i,j),(i+1,j+1)} + \mathbf{T}_{(i,j),(i+1,j)}]}, \quad (3.7)$$

sendo $\mathbf{T}_{(a,b),(c,d)}$ a taxa de transição do estado (a, b) para o estado (c, d) .

A figura 3.10 mostra a probabilidade de perda de pacotes (P_B) versus a carga por entrada (ρ) quando apenas roteamento por deflexão é considerado num comutador com $N = 8$ e $D = 1, 2, 4$.

De forma semelhante à conversão de comprimento de onda, o ganho de desempenho em

termos do número de deflexões D torna-se mais expressivo para valores baixos a moderados da carga de entrada. Entretanto, diferentemente de conversão de comprimento de onda, onde basta aumentar o número de comprimentos de onda que trafegam na fibra (e obviamente ter conversores compatíveis a este número) para se melhorar o desempenho do comutador, aumentar as possibilidades de deflexão não é tão simples. De fato, o número de possíveis deflexões está limitado principalmente a: o número de entradas N , a topologia da rede, o algoritmo de roteamento e o máximo atraso fim a fim dos pacotes na rede. Adicionalmente, tomando como exemplo o comutador analisado, cuja quantidade de fibras de entrada/saída é $N = 8$, permitir deflexões acima de $D = 4$ já se torna um tanto exagerado, dada a dificuldade de se encontrar tantas rotas alternativas, além de se evitar laços e caminhos muito mais longos, estes geradores de um aumento significativo da carga na rede. Percebe-se, portanto, que para se obter melhores desempenhos, roteamento por deflexão deverá estar associado a algum outro mecanismo para resolução de contenção, conforme discutido na próxima seção.

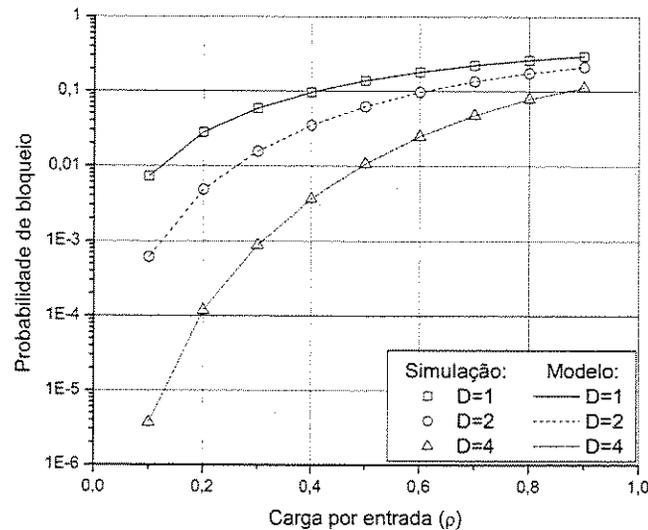


Figura 3.10: Probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) versus a carga por entrada (ρ) para o comutador provido de roteamento por deflexão. O tamanho do pacote é exponencialmente distribuído, $N = 8$ e $D = 1, 2, 4$

3.3.5 Conversão de comprimento de onda combinada com roteamento por deflexão

De forma a se obter melhores desempenhos do que os apresentados com a conversão de comprimento de onda e o roteamento por deflexão empregados separadamente, será considerada nesta seção a combinação desses dois métodos. Assim sendo, um pacote vindo de uma determinada fibra de entrada num comprimento de onda específico poderá ser encaminhado para qualquer das $D+1$ fibras de saída definidas pelo roteamento e em qualquer dos comprimentos de onda dentre os W possíveis.

Propõe-se aqui um modelo analítico onde os estados serão representados por $(i; j_1, j_2, \dots, j_N)$, tal que $0 \leq i \leq NW$ informa o número de canais de entrada que estão transmitindo um pacote e $0 \leq j_n \leq W$ indica o número de pacotes que estão sendo transmitidos pela fibra de saída $1 \leq n \leq N$, sendo obviamente $\sum_{n=1}^N j_n \leq i$. Visto que se assume a uniformidade da distribuição do tráfego entre as fibras de saída, de forma a se reduzir o número de estados, pode-se considerar $j_1 \leq j_2 \leq \dots \leq j_N$ sem perda de generalidade. Seja F o número de fibras de saída que estão transmitindo W pacotes, i.e., que não possui qualquer canal disponível, e seja $(i; j_1, j_2, \dots, j_N)$ o estado corrente do comutador. Como i canais de entrada estão no estado ativo, a taxa de chegada de pacotes ao comutador será dada por $(NW - i)\lambda_e$. Se $F \leq D$, qualquer pacote que chega ao comutador será certamente aceito em uma das $N - F$ fibras disponíveis. Portanto, $\forall n \mid j_n < W$, haverá a transição do estado $(i; j_1, j_2, \dots, j_N)$ para o estado $(i+1; \text{sort}\{j_1, j_2, \dots, j_n+1, \dots, j_N\})$ com taxa dada por $(NW - i)\lambda_e / (N - F)$, sendo *sort* a função responsável por ordenar o vetor de saída de maneira não decrescente, de forma a conformá-lo ao critério de redução de estados proposto. Se $F > D$, o pacote poderá ser bloqueado ou não. Ele será bloqueado se todas as $D+1$ fibras de saída escolhidas pelo roteamento não estiverem disponíveis, o que acontecerá com probabilidade $\prod_{d=0}^D \left(\frac{F-d}{N-d}\right)$. Dessa forma, haverá a transição para o estado $(i+1; j_1, j_2, \dots, j_N)$ ou $(i+1; \text{sort}\{j_1, j_2, \dots, j_n+1, \dots, j_N\})$

com taxa de transição $(NW - i)\lambda_e \prod_{d=0}^D \left(\frac{F-d}{N-d}\right)$ ou $(NW - i)\lambda_e \left[1 - \prod_{d=0}^D \left(\frac{F-d}{N-d}\right)\right] / (N - F)$, respectivamente.

Após se obter as probabilidades estacionárias dos estados, a probabilidade de bloqueio de pacotes será dada por:

$$P_B = \frac{\sum_{i=0}^{NW-1} Q_{(i;\vec{j})} \mathbf{T}_{(i;\vec{j})(i+1;\vec{j})}}{\sum_{i=0}^{NW-1} Q_{(i;\vec{j})} \left[\mathbf{T}_{(i;\vec{j})(i+1;\vec{j})} + \sum_{\substack{n=1 \\ j_n < W}}^N \mathbf{T}_{(i;\vec{j})(i+1; \text{sort}\{\vec{j} + \vec{l}_n\})} \right]}, \quad (3.8)$$

sendo \vec{j} o vetor do estado da saída (j_1, j_2, \dots, j_N) e \vec{l}_n o vetor $(0, 0, \dots, 1, \dots, 0)$ com um 1 na n-ésima posição.

A figura 3.11 mostra a probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) versus a carga por entrada (ρ) para $N = 4$ e as possíveis combinações para $D = 0, 1, 2$ e $W = 1, 8$. $D = 0$ e $W = 1$ representam, respectivamente, ausência de roteamento por deflexão e conversão de comprimento de onda. A figura permite comparar o desempenho do comutador quando roteamento por deflexão ($D = 1, W = 1$ e $D = 2, W = 1$) e conversão de comprimento de onda ($D = 0, W = 8$) são utilizados separadamente ou conjuntamente ($D = 1, W = 8$ e $D = 2, W = 8$).

Como esperado, a combinação dos dois mecanismos pode melhorar sensivelmente o desempenho do comutador. Compare por exemplo as curvas $D = 0, W = 8$; $D = 1, W = 8$ e $D = 2, W = 8$. Para valores de carga de entrada abaixo de 0.7, ao menos uma ordem de grandeza é melhorada de uma curva para a outra ao se adicionar, à conversão de comprimento de onda, uma saída adicional para encaminhar o pacote. Esse resultado só fora conseguido quando se quadruplicou o número de comprimentos de onda na figura 3.7. Com isso, pode-se mostrar quão mais efetiva é a combinação desses dois mecanismos para o desempenho do comutador do que simplesmente explorar apenas um dos domínios. Obviamente, o efeito do

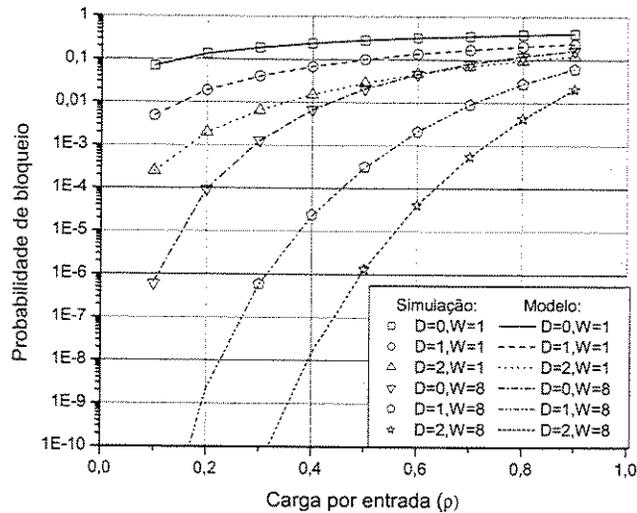


Figura 3.11: Probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) versus a carga por entrada (ρ) para conversão de comprimento de onda combinada com roteamento por deflexão. O tamanho do pacote é exponencialmente distribuído, $N = 4$, $W = 1, 8$ e $D = 1, 2$.

roteamento por deflexão no contexto sistêmico de rede deverá também ser analisado. Quanto ao modelo aqui proposto, mesmo com a redução de estados sugerida, infelizmente para valores superiores a $N = 4, W = 8$, o número de estados se torna bastante elevado, estimulando a busca por uma formulação que se utilize de alguma simplificação adicional, como por exemplo a proposta na seção 3.3.3 para a conversão de comprimento de onda, e que obviamente retrate satisfatoriamente o desempenho do comutador.

Os capítulos seguintes desta tese tratarão do armazenamento de pacotes ópticos, ou seja, da exploração do domínio temporal para a resolução de contenção. Serão propostos modelos analíticos exatos para diferentes distribuições do tempo entre chegadas e do tamanho dos pacotes. Adicionalmente, modelos também exatos para algumas políticas de diferenciação de serviço factíveis de serem empregadas no armazenador de pacotes ópticos serão também propostos. Por fim, será feita uma análise para a combinação do domínio do comprimento de onda com o domínio temporal.

Capítulo 4

Modelagem do Armazenador de Pacotes Ópticos

Este capítulo analisa o domínio temporal como forma de resolução de contenção em redes ópticas assíncronas comutadas por pacote. Tal domínio emprega armazenadores de pacotes, atualmente propostos para as redes ópticas mediante a utilização de um conjunto limitado de linhas de atraso dispostas em arquiteturas específicas. Serão apresentados alguns modelos analíticos para os armazenadores de pacotes ópticos que operam sob a disciplina FIFO (First In First Out) e de forma assíncrona. Para o caso em que o tempo entre chegadas ou o tamanho dos pacotes forem exponencialmente distribuídos, consegue-se, com um número finito de estados, analisar o armazenador de pacotes ópticos de forma exata. Quando as chegadas e o tamanho dos pacotes são genéricos, ainda é possível a modelagem analítica, porém a sua exatidão pode requerer um número infinito de estados. A única restrição dos modelos aqui propostos é que as chegadas formem um processo de renovação e sejam independentes da distribuição do tamanho dos pacotes. Isso acontece sob independência e granularidade infinitamente fina dos canais de entrada.

4.1 Introdução

A esperada migração da funcionalidade de comutação do domínio elétrico para o óptico nas redes convencionais de pacotes será capaz de resolver a indesejada conversão o/e/o (óptico/elétrico/óptico) e portanto possibilitar altas velocidades, transparência do formato e da taxa de transmissão dos dados, além de, comparado com as redes roteadas por comprimento de onda, prover maior flexibilidade e uma granularidade mais fina.

Em redes de pacotes convencionais, a forma natural de se resolver contenção é através do armazenamento dos pacotes em memórias RAMs, vital para o bom desempenho dessas redes. Isso explica o grande esforço despendido por alguns autores para estudar o armazenamento de pacotes ópticos [16, 18, 19, 24, 31]. Conforme mencionado no capítulo anterior, atualmente, a funcionalidade óptica que mais se assemelha às memórias elétricas é conseguida através do emprego de um conjunto limitado de linhas de atraso, organizadas numa arquitetura específica, sendo cada linha responsável por prover um retardo discreto correspondente ao seu comprimento.

Para redes síncronas com pacotes de tamanho fixo, a opção natural para as linhas de atraso é fazê-las múltiplas do tamanho (fixo) dos pacotes. Nesse caso, o armazenador de pacotes ópticos é equivalente a uma fila convencional, cujo desempenho é normalmente avaliado em termos de sua ocupação, dada pelo número de pacotes retidos. Contrariamente, para as redes ópticas assíncronas, o comportamento dos armazenadores de pacotes ópticos é bem diferente. Tal problema é bastante relevante, já que alguns estudos para a integralização do IP diretamente sobre a camada WDM estão voltados para tal contexto ou para a comutação de rajadas ópticas, que também emprega transmissão assíncrona.

Há duas arquiteturas básicas para os armazenadores de pacotes ópticos: as que permitem realimentação e as que não, ambas descritas no capítulo anterior. Esta tese irá tratar apenas das que encaminham diretamente o pacote, ou seja, sem realimentação. A motivação para se modelar o comportamento desses dispositivos para redes assíncronas com pacotes de

tamanho variável surgiu há alguns poucos anos [41, 42]. Tais modelos, porém, são restritos a chegadas Poissonianas e tamanho dos pacotes exponencialmente distribuído (ou seja, tráfego sem memória), além de ambos serem aproximados. Um outro modelo um tanto mais abrangente por permitir que os pacotes possuam distribuição arbitrária, mas que ainda não é exato, embora apresente bons resultados principalmente para valores de carga baixos a moderados, fora proposto em [43].

Este capítulo apresenta uma modelagem analítica original, onde se propõe um sistema de Markov sem qualquer restrição nas distribuições do tempo entre chegadas e do tamanho dos pacotes. Na realidade, quando ao menos uma dessas distribuições for exponencialmente distribuída, um número finito de estados é capaz de modelar os armazenadores de pacotes ópticos de forma exata. Já quando o tráfego for completamente arbitrário, dependendo das distribuições empregadas, a modelagem analítica poderá requerer um número infinito de estados para o provimento de resultados exatos. Porém, será mostrado que nesses casos a limitação do número de estados do modelo consegue prover resultados bem satisfatórios.

Além da flexibilidade em relação ao tipo e intensidade do tráfego de entrada, uma vantagem adicional do modelo aqui proposto é a sua aplicabilidade para qualquer valor de espaçamento das linhas de atraso. As únicas restrições do modelo, como também de todos os outros aqui citados [41, 42, 43], são: a suposição de um processo de renovação (*Renewal Process*) na chegada e a independência entre este processo e a distribuição do tamanho dos pacotes, o que acontece sob independência e granularidade infinitamente fina dos canais de entrada. Tais considerações parecem razoáveis, já que as redes ópticas comutadas por pacote têm sido concebidas para operar como uma rede dorsal, onde se espera um número elevado de canais de entrada, além de que cada canal deverá trafegar milhares de fluxos independentes de pacotes. Para os armazenadores de pacotes ópticos, supor granularidade finita, como feito no capítulo anterior, provoca o aparecimento de memória no sistema, dificultando a sua análise por um processo de Markov, conforme será explicado mais à frente.

4.2 O Armazenador Óptico sob a Disciplina FIFO

Esta seção irá descrever o funcionamento dos armazenadores de pacotes ópticos em redes assíncronas. Inicialmente, serão mencionadas algumas de suas implicações quando operados nesse contexto de rede e posteriormente introduzidas as considerações utilizadas para a modelagem dos mesmos. Visto que o objetivo deste capítulo é estudar o domínio temporal como potencial resolvidor de contenções, toda a análise aqui presente irá se ater a um único canal WDM, assumindo portanto que as contenções serão resolvidas apenas pelo armazenamento dos pacotes ópticos. Eis a descrição do problema:

Pacotes chegam ao comutador de forma assíncrona em diversos comprimentos de onda W e fibras de entrada N , conforme mostrado por exemplo na figura 3.3. Após a decisão de roteamento, se o comprimento de onda atribuído ao pacote na fibra de saída estiver livre, ele será servido imediatamente. Porém, caso o comprimento de onda esteja ocupado, o pacote deverá ser inserido numa linha de atraso com retardo suficiente para que, na saída desta, ele possa ser transmitido no devido canal de saída sem se sobrepor a nenhum outro pacote. A definição da escolha da linha de atraso deverá ser tomada antes de o pacote ser enviado para o armazenador óptico, já que, uma vez inserido numa linha de atraso, o pacote não poderá mais ser retirado.

Portanto, em algum ponto do nó comutador, pacotes destinados ao mesmo comprimento de onda de uma mesma fibra de saída terão que ser convertidos (caso conversão de comprimento de onda exista) e agendados no tempo de forma que não se sobreponham a nenhum outro pacote em suas saídas. A figura 4.1 ilustra um cenário geral, sobre o qual se basearão os modelos aqui propostos. É enfatizado um único plano de comprimento de onda e M canais de entrada responsáveis por gerar o tráfego de entrada submetido ao armazenador de pacotes ópticos. Por exemplo, para a arquitetura da figura 3.3, caso não haja conversão de comprimento de onda, $M = N$ canais comporiam o tráfego de entrada. Com conversão

plena por canal de entrada, esse número passaria a $M = NW$, estando a conversão parcial situada entre os dois valores. Quanto ao armazenador de pacotes ópticos, este é composto pela própria fibra de saída (que pode ser considerada como uma linha de atraso com retardo nulo) e um conjunto de B linhas de atraso, sendo B chamado de profundidade ou tamanho do armazenador. Isso implica que apenas um conjunto discreto de atrasos fixos, chamados de pontos de acesso e representados por D_0, D_1, \dots, D_B , são possíveis de serem atribuídos aos pacotes.

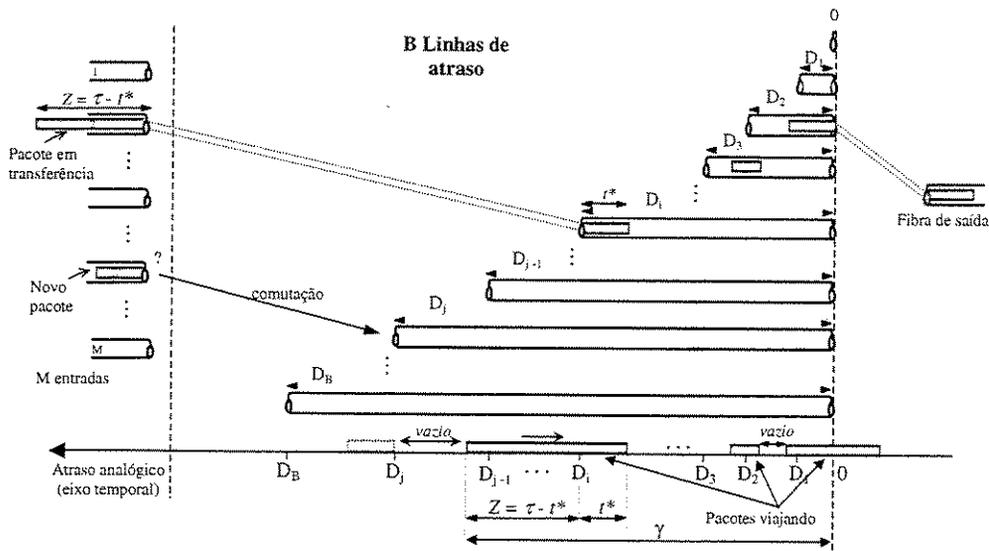


Figura 4.1: Unidade óptica de armazenamento

Assim, à chegada de um novo pacote, um aparato de comutação irá encaminhá-lo para uma das B linhas de atraso ou para a própria fibra de saída. De forma que a unidade de controle possa definir a qual linha de atraso deverá encaminhar o pacote, torna-se conveniente mapear todos os pacotes aceitos e ainda viajando nas respectivas linhas de atraso num mesmo eixo temporal, como mostrado na parte inferior da figura 4.1. Pacotes que ainda estejam sendo transferidos para alguma linha de atraso também terão seus comprimentos inteiramente projetados no eixo temporal, de forma que se possa corretamente quantificar o quanto de espaço do armazenador está ainda disponível para o atendimento de futuros pacotes. Isso exige que a duração de cada pacote seja conhecida no tempo de sua comutação à devida

linha de atraso, pois só assim pacotes subseqüentes que chegam ao nó comutador poderão ser imediatamente enviados para uma das linhas de atraso ou bloqueados, conforme explicado mais à frente. Os $B + 1$ pontos de acesso devem ser também projetados no eixo temporal, sendo obviamente fixos, enquanto os pacotes trafegam no armazenador com a velocidade da luz na fibra.

A escolha da linha de atraso a ser acessada dependerá do tipo de disciplina utilizada pela unidade de controle, mas deverá ser tal que: a) no término da linha de atraso, o pacote acesse a fibra de saída sem se sobrepor a nenhum outro, condição básica para se resolver contenção; e b) a probabilidade de bloqueio de pacotes seja minimizada. Há dois tipos de disciplinas normalmente consideradas para o agendamento dos pacotes no armazenador óptico: a que permite o preenchimento dos vazios deixados entre pacotes, chamada de *void filling*, e a que os introduz com a ordem de saída seguindo a ordem de entrada, denominada de FIFO (*First In First Out*). Observe na figura 4.1 que, devido à limitação do número de atrasos possíveis de serem atribuídos aos pacotes, e por tais atrasos possuírem valores fixos por construção, são gerados espaços vazios (*voids* ou *gaps*) entre pacotes sucessivos, o que acarreta uma utilização não tão eficiente do canal. Essa é uma das principais desvantagens do funcionamento assíncrono.

A disciplina *void filling* foi inicialmente proposta em [22, 44] e procura justamente reduzir os espaços vazios ao permitir a introdução de pacotes neles, portanto preenchendo-os parcialmente. A maior crítica à disciplina *void filling* é a sua dificuldade para ser implementada na prática, já que serão necessários: a) guardar o tamanho e a posição de cada vazio existente, o que significa, para cada pacote se deslocando no eixo temporal, guardar a posição exata do seu término e do início do pacote que lhe sucede; b) observar, no instante da chegada de um novo pacote ao comutador, se há um ponto de acesso (D_0, D_1, \dots, D_{B-1}) que se encontre dentro de um espaço vazio; e c) conferir se a distância entre o ponto de acesso situado dentro do espaço vazio e o término deste é maior do que o comprimento do pacote que está

esperando ser comutado. Vale ressaltar que todos os pacotes, e portanto os espaços vazios, estão viajando na velocidade da luz na fibra. Ou seja, a unidade de controle terá que ser capaz de utilizar os tempos despendidos nas tarefas de roteamento, busca, checagem, etc. para poder prever corretamente a posição em que o início e o término dos espaços vazios estarão, e se é possível preencher algum deles. Isso sem falar que o número de espaços vazios a serem monitorados pode ser demasiadamente elevado caso a distribuição dos pacotes permita valores bem inferiores em relação aos tempos de retardo das linhas de atraso. Note toda a dificuldade no processo, praticamente inviabilizando-o.

A outra disciplina que pode ser utilizada para o agendamento dos pacotes no armazenador óptico é a FIFO, cujo princípio básico de funcionamento é o seguinte: qualquer pacote destinado a um determinado canal de saída será sempre posicionado (no tempo) após o último pacote aceito pelo armazenador neste canal, portanto, sem permitir o preenchimento dos vazios. Visto que um dos requerimentos básicos em qualquer disciplina é procurar minimizar a probabilidade de bloqueio, será atribuído ao pacote o menor atraso possível. Isso implica chaveá-lo para a linha de atraso com o menor retardo dentre os que excedem o tempo (γ) para que o pacote previamente aceito seja completamente transmitido pela fibra de saída, como mostrado na figura 4.1. γ é chamado ponto ativo do armazenador óptico e informa o ponto mais à esquerda do último pacote aceito.

Obviamente, a disciplina FIFO terá um desempenho inferior à que permite o preenchimento dos vazios, porém a única informação necessária é o tempo do término do último pacote enviado ao armazenador, o que certamente a torna bem mais exequível. Uma vantagem adicional da disciplina FIFO é a preservação da ordem dos pacotes, importante para diminuir o trabalho das camadas superiores.

Em toda a análise desta tese, assume-se portanto a utilização da disciplina FIFO. Visto que tal disciplina não possibilita o preenchimento dos espaços vazios existentes, se e enquanto o último pacote aceito pelo armazenador óptico ultrapassa o ponto de acesso de maior retardo

($\gamma > D_B$), qualquer pacote que chega ao comutador destinado para o referido canal de saída será certamente bloqueado, já que não seria possível transmiti-lo sem que houvesse contenda com algum outro pacote. Sob tal situação diz-se que o armazenador óptico está cheio.

A seção seguinte propõe modelos analíticos para o armazenador de pacotes ópticos submetido a diferentes condições de tráfego.

4.3 Modelos Analíticos para o Armazenador de Pacotes Ópticos

Esta seção descreve alguns modelos analíticos para a obtenção da probabilidade de bloqueio e o atraso médio dos pacotes em armazenadores de pacotes ópticos sob a disciplina FIFO e tráfego assíncrono. Tais modelos servirão para analisar o desempenho de tais dispositivos sob diferentes condições de tráfego, dispondo-se portanto como uma ferramenta para possíveis planejamentos dos mesmos.

A modelagem analítica aqui proposta será inicialmente desenvolvida para tráfego sem memória, ou seja, distribuições do tempo entre chegadas e do tamanho dos pacotes exponencialmente distribuídas, sendo posteriormente estendida para situações de tráfego mais abrangentes. Para os casos onde ao menos um dos processos é exponencialmente distribuído, é mostrado que o modelo é capaz de, com um número finito de estados, obter de forma exata a probabilidade de bloqueio e o atraso médio dos pacotes enviados ao armazenador. Já quando ambos os processos são sem memória, há combinações destes que ainda permitem a modelagem exata do armazenador óptico com um número finito de estados, porém há outras que exigiriam um número infinito de estados para tal fim. Nestes casos, exemplos sugerem que a aproximação se torna tão boa quanto mais se aumenta o número de estados, e sem que este necessite ser muito elevado.

4.3.1 Modelo para processos de chegada e de serviço sem memória

Para a modelagem do armazenador de pacotes ópticos, suponha que o último pacote aceito tenha sido enviado à linha de atraso i , significando que no eixo temporal ele foi inserido no ponto de acesso $\delta = D_i$. Sem perda de generalidade, assumamos que as fibras possuem comprimentos ordenados pelo índice, o que implica $D_0 = 0 < D_1 < D_2 \dots < D_B$. Imediatamente após a aceitação desse pacote, seu ponto mais à esquerda (definido como ponto ativo γ) estará em $\gamma = D_i + \tau$, sendo τ o comprimento do pacote. Nesta seção, assume-se que o comprimento dos pacotes segue a distribuição exponencial, representada por:

$$p_\tau(\tau) = \frac{1}{\bar{\tau}} e^{-\frac{\tau}{\bar{\tau}}} u(\tau), \quad (4.1)$$

sendo $\bar{\tau}$ o comprimento médio dos pacotes.

Seja t^* a variável que define o tempo entre chegadas de pacotes. Visto que o processo de chegada é assumido sem memória e considerando que elas ocorram à taxa de λ pacotes por unidade de tempo, a função de distribuição de probabilidade do tempo entre chegadas t^* será escrita como:

$$p_{T^*}(t^*) = \lambda e^{-\lambda t^*} u(t^*). \quad (4.2)$$

Assim, à chegada de um novo pacote (situação mostrada na figura 4.1), o ponto ativo do armazenador óptico estará em $\gamma = D_i + \tau - t^*$. Duas situações poderão conseqüentemente ocorrer:

- a) se $D_i + \tau - t^* > D_B$, o novo pacote será certamente bloqueado por falta de espaço no armazenador óptico; ou
- b) se $D_{j-1} < D_i + \tau - t^* \leq D_j$, sendo $j = 0, 1, \dots, B$; $D_0 = 0$ e $D_{-1} = -\infty$, o novo pacote será encaminhado para o armazenador óptico no ponto de acesso $\delta = D_j$.

Note que ambas as situações relatam a importância da diferença $Z = \tau - t^*$ entre a

variável aleatória que representa a duração dos pacotes τ e o tempo entre chegadas t^* . Note ainda que o atraso atribuído ao novo pacote será o menor dentre os que excedem $D_i + Z$ no armazenador. Portanto, Z pode ser considerado um incremento analógico do atraso, sendo o real incremento resultante da quantização superior de Z . Visto que τ e t^* são independentes, a função de distribuição de probabilidade de Z será dada pela convolução entre $p_\tau(\cdot)$ e $p_{-T^*}(\cdot)$:

$$p_Z(z) = \int_{-\infty}^{\infty} p_\tau(\xi) p_{-T^*}(\xi - z) d\xi, \quad (4.3)$$

a qual está mostrada na equação abaixo para as distribuições do tamanho dos pacotes e do tempo entre chegadas representadas respectivamente por 4.1 e 4.2.

$$p_Z(z) = \begin{cases} \frac{\lambda}{1+\lambda\bar{\tau}} e^{\lambda z} & , \text{ se } z \leq 0 \\ \frac{\lambda}{1+\lambda\bar{\tau}} e^{-\frac{z}{\bar{\tau}}} & , \text{ se } z > 0. \end{cases} \quad (4.4)$$

Visto que quando um pacote é enviado ao armazenador, ele será bloqueado ou comutado para uma das $B + 1$ linhas de atraso, é natural, portanto, caracterizar o armazenador de pacotes ópticos imediatamente após a aceitação ou descarte dos pacotes como estando em um dos $B+2$ possíveis estados: estado 0, quando o armazenador fora encontrado vazio; estado $i = 1, 2, \dots, B$ quando o menor atraso disponível para o pacote for D_i ; e estado F (estado de bloqueio), quando o pacote terá que ser bloqueado devido ao fato de o armazenador estar cheio.

Assim, a partir de um dos estados $i = 0, 1, \dots, B$, as probabilidades de transição serão dadas por:

$$P_{i,j} = \int_{D_{j-1}-D_i}^{D_j-D_i} p_Z(z) dz, \quad j = 0, 1, \dots, B \quad (4.5)$$

$$P_{i,F} = \int_{D_B-D_i}^{\infty} p_Z(z) dz. \quad (4.6)$$

Observe que tanto a equação 4.5 quanto a 4.6 dependem apenas do estado presente e

futuro do armazenador de pacotes ópticos. Porém, quando se considera a transição do estado de bloqueio F para qualquer outro estado, inclusive ele mesmo, o esquecimento em relação à história passada do armazenador não é tão claro. De fato, para um pacote que encontra o armazenador óptico cheio (ponto ativo $\gamma = D_i + \tau - t^* > D_B$), não será possível atribuir qualquer retardo, o que resulta em seu descarte e a conseqüente transição para o estado F . O armazenador óptico é portanto deixado como se o pacote houvesse sido admitido na B -ésima linha de atraso, porém com a distribuição de seu comprimento dada pelo tempo de vida residual de τ após um tempo decorrido $t^* + D_B - D_i$. É sabido, contudo, que o tempo residual de uma variável exponencialmente distribuída é invariante ao tempo transcorrido. Portanto, desde que o tamanho dos pacotes seja exponencialmente distribuído:

$$P_{F,k} = P_{B,k}, \quad k = 0, 1, 2, \dots, B, F. \quad (4.7)$$

As equações 4.5, 4.6 e 4.7 mostram que o armazenador de pacotes ópticos pode ser modelado como um sistema Markoviano de estados finitos [50]. Portanto, as probabilidades estacionárias p_i e p_F dos estados $i = 0, 1, \dots, B$ e F podem ser calculadas de forma exata ao se resolver numericamente as equações de balanço. A probabilidade de bloqueio de pacotes será dada por $P_B = p_F$, visto que, todas as vezes que um pacote é bloqueado, o modelo assume a transição para o estado F e p_F representa a sua probabilidade seqüencial. Finalmente, o atraso médio transmitido pelo armazenador aos pacotes aceitos será calculado como:

$$\bar{D} = \frac{\sum_{i=0}^B p_i D_i}{1 - p_F}, \quad (4.8)$$

De imediato, percebe-se que as equações que descrevem as probabilidades de transição de estado, juntamente com as que permitem obter a probabilidade de bloqueio e o atraso médio dos pacotes não possuem qualquer restrição aos comprimentos das linhas de atraso D_i , o que torna o modelo de estados finitos aqui proposto factível de ser utilizado para

qualquer constelação dos atrasos. Adicionalmente, a arbitrariedade dos valores para a taxa de chegada e o tamanho médio dos pacotes na distribuição do incremento analógico do atraso $p_Z(z)$ propicia ao modelo a sua exatidão para qualquer intensidade da carga de entrada (ρ).

4.3.1.1 Aplicação do modelo

Nesta seção, o modelo de estados finitos para o armazenador de pacotes ópticos será comparado com simulações numéricas, de forma a comprovar a exatidão do mesmo. Simultaneamente, o problema de dimensionamento dos armazenadores de pacotes ópticos para redes assíncronas será discutido, procurando-se mostrar as suas principais dificuldades e a influência que alguns parâmetros terão sobre seus desempenhos.

Embora o modelo permita analisar o armazenador óptico para qualquer configuração de fibras de atraso D_i , $i = 0, 1, \dots, B$, as análises aqui presentes se restringirão ao espaçamento uniforme das mesmas. Assim, os retardos individuais do armazenador serão múltiplos inteiros de uma unidade de atraso D , também chamada de granularidade do armazenador de pacotes ópticos. Mediante a utilização do modelo analítico, o qual permite a obtenção de resultados exatos e a tempos bem mais curtos do que por simulações, foram experimentadas diversas outras configurações para os tamanhos das linhas de atraso, inclusive por métodos de otimização, como busca exaustiva e *simulated annealing*. Verificou-se que as melhores configurações obtidas para a minimização da probabilidade de bloqueio propiciaram desempenho ligeiramente superior do que a com espaçamento uniforme. Daí a justificativa de se utilizar o espaçamento uniforme das linhas de atraso nas análises aqui presentes, sendo representado por $D_i = iD$. Por fim, sem qualquer perda de generalidade, assume-se que a distribuição do tamanho dos pacotes tem média unitária ($\bar{\tau} = 1.0$), o que permite que a unidade de atraso seja diretamente relacionada à porcentagem do tempo médio dos pacotes, parâmetro bastante importante para o dimensionamento dos armazenadores ópticos, conforme mostrado adiante. O atraso médio sofrido pelos pacotes também estará normalizado pelo tamanho médio dos

pacotes ($\bar{\tau}$).

As figuras 4.2 e 4.3 comparam, respectivamente, a probabilidade de bloqueio e o atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) obtidos através do modelo analítico e por simulações. São utilizados três diferentes valores ($B = 31, 63, 127$) de tamanho do armazenador óptico. O tráfego é assumido sem memória com uma carga oferecida de $\rho = 0.8$, sendo este um valor típico para tais análises. Como pode ser visto, as curvas analíticas acompanham perfeitamente os resultados estimados por simulações, comprovando a exatidão do modelo.

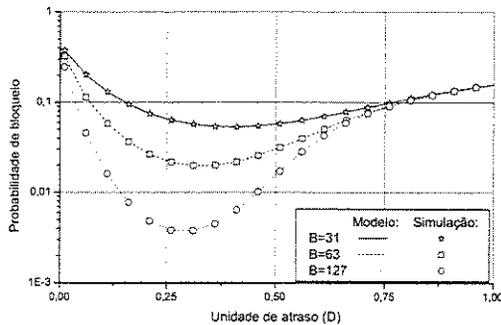


Figura 4.2: Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para tráfego sem memória, $\rho = 0.8$ e alguns valores para B .

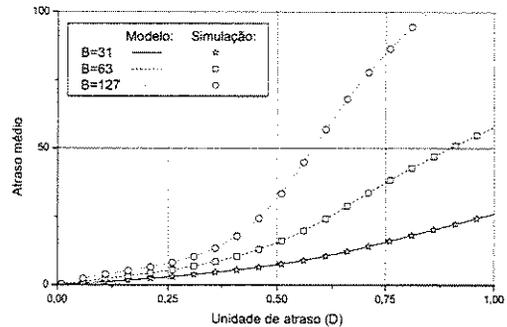


Figura 4.3: Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para tráfego sem memória, $\rho = 0.8$ e alguns valores para B .

Em termos de desempenho, percebe-se que a probabilidade de bloqueio de pacotes é extremamente dependente da unidade de atraso (D), apresentando um valor ótimo (D_o) que é levemente deslocado para baixo com o aumento do número de linhas de atraso B . Adicionalmente, em torno do ponto ótimo, a variação da probabilidade de bloqueio com o aumento ou a diminuição de D é relativamente lenta. Tais fatos facilitam o planejamento do armazenador óptico, principalmente se for permitido o escalonamento do mesmo. Observe que o ponto ótimo está em torno de 30% do tamanho médio dos pacotes. Considerando aplicações que geram pacotes de tamanho médio de 500 bytes e enlaces operando à taxa de

10 Gbps, o tamanho médio dos pacotes (em comprimento) seria de aproximadamente $80m$. Isso gera uma unidade de atraso ótima da ordem de $24m$, sendo, portanto, as fibras de maior comprimento para $B = 31, 63$ e 127 , respectivamente da ordem de $744m, 1512m$ e $3048m$. Para taxas por exemplo de 2.5 Gbps, a unidade de atraso ótima (e conseqüentemente todas as linhas de atraso) seria multiplicada por 4. Isso revela que o planejamento dos armazenadores ópticos deverá se basear no comprimento médio do tamanho dos pacotes, este dependente da quantidade de bytes contidos nos pacotes e da taxa de transmissão do enlace.

Quanto ao atraso médio, percebe-se que em torno do valor da unidade de atraso que minimiza a probabilidade de bloqueio, os atrasos médios para $B = 31, 63$ e 127 são relativamente próximos.

A sensibilidade do desempenho do armazenador óptico à variação da carga de entrada também foi investigada. As figuras 4.4 e 4.5 mostram respectivamente a probabilidade de bloqueio de pacotes e o atraso médio versus a unidade de atraso (D) para um armazenador óptico com $B = 31$ linhas de atraso e submetido a uma intensidade de tráfego $\rho = 0.8, 0.6$ e 0.4 . Como pode ser visto, uma redução na carga de 0.8 para 0.6 e 0.4 implica no aumento significativo do valor ótimo da unidade de atraso de aproximadamente 0.35 para 0.7 e 1.35 e na redução da probabilidade de bloqueio mínima de aproximadamente 0.05 para 0.003 e 1.0×10^{-6} . Observe portanto que o desempenho do armazenador óptico e o espaçamento de suas linhas de atraso (este implicativo no projeto do mesmo) são extremamente sensíveis à carga de entrada, o que exige que esta seja bem estimada em qualquer planejamento que empregue linhas de atraso para a resolução de contenção. Por exemplo, caso o armazenador óptico seja projetado para uma determinada carga de tráfego, mas na realidade opere em outra, seja mais baixa ou mais alta, não será possível explorar toda a sua potencialidade para resolver contenção, principalmente para grandes diferenças de carga.

O critério básico de projeto para a resolução de contenção por conversão de comprimento de onda ou roteamento por deflexão é estimar a probabilidade de bloqueio em função da

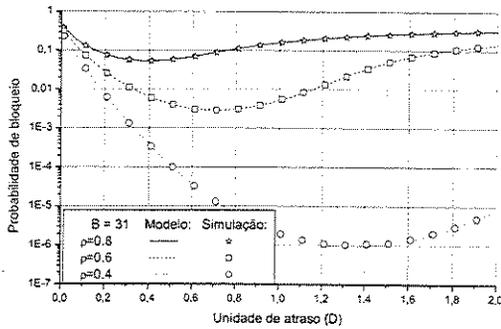


Figura 4.4: Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para tráfego sem memória, $B = 31$ e $\rho = 0.4, 0.6$ e 0.8 .

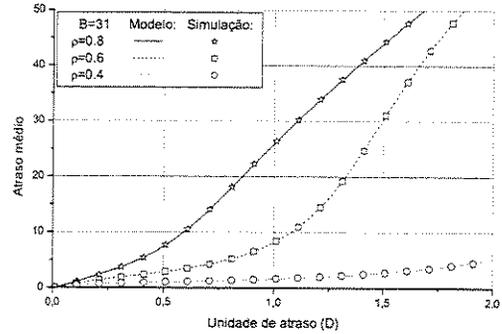


Figura 4.5: Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para tráfego sem memória, $B = 31$ e $\rho = 0.4, 0.6$ e 0.8 .

carga de entrada para, respectivamente, o número de comprimentos de onda na grade e o de saídas alternativas disponibilizadas. O planejamento dos armazenadores ópticos, entretanto, é um tanto mais complexo. De fato, embora a unidade de atraso ótima seja praticamente invariante com o tamanho B do armazenador óptico, o que facilita possíveis expansões do mesmo, ela é dependente do tamanho médio dos pacotes $\bar{\tau}$ e da carga de entrada ρ . Esses, por sua vez, dependem das aplicações que estão gerando tráfego e da taxa de transmissão utilizada. Quanto ao desempenho, comparando as figuras 3.7, 3.10 e 4.4, observa-se que, se o armazenador de pacotes ópticos for operado no seu ponto de ótimo, 31 linhas de atraso já apresentariam um desempenho superior em relação à conversão de comprimento de onda mesmo com $W = 16$, ou ao roteamento por deflexão com $D = 4$. Superioridade essa que se torna ainda mais significativa para valores mais baixos de carga. A comparação é cabível pois, conforme será verificado a seguir, o modelo aqui proposto estima satisfatoriamente o desempenho do comutador com granularidade finita e que utiliza armazenadores de pacotes ópticos para a resolução de contenção. Obviamente, além da análise de desempenho, uma investigação dos custos envolvidos teria que ser realizada para se poder decidir, dentre os mecanismos de resolução de contenção, quais e como eles poderão ser mais eficientemente

empregados. Esta tese tem o propósito de fornecer subsídios de Engenharia para possibilitar tal decisão.

Para a análise presente nesta seção, foram feitas duas suposições: a) processo de chegada de renovação, seguindo um processo Poissoniano; e b) pacotes Exponencialmente distribuídos.

O tamanho dos pacotes, obviamente, irá depender basicamente de dois fatores: primeiro, das aplicações que irão gerar o tráfego para a rede de pacotes ópticos, além da maneira como este tráfego será agrupado nos nós de borda para formar os pacotes; e, segundo, da propriedade de o armazenador óptico discriminar ou não pacotes quanto aos seus comprimentos, pois se isso acontecer, a imprevisibilidade em relação à distribuição dos pacotes será ainda maior. Quanto às aplicações, não se pode dizer com certeza se os pacotes gerados nos nós de borda serão exponencialmente distribuídos ou não. Devido ao conjunto de aplicações que vêm surgindo recentemente, espera-se que o tráfego possua alguma característica de cauda pesada. Entretanto, como será mostrado mais à frente, o modelo de estados finitos aqui proposto pode ser estendido para qualquer distribuição de tamanho de pacotes, o que não o limita a um caso particular. Já em relação à discriminação dos pacotes ópticos por parte do armazenador, observa-se que a disciplina FIFO trata pacotes de tamanhos variados da mesma maneira, diferentemente da disciplina *void filling*, onde pacotes de menor comprimento possuem maior probabilidade de serem encaixados nos vazios e portanto aceitos. Assim, caso as chegadas sucessivas dos pacotes destinados a uma determinada saída sejam não correlacionadas, o que é plausível para redes onde milhares de fluxos estão compartilhando os mesmos recursos, e a disciplina utilizada pelo armazenador óptico seja a FIFO, a distribuição do tamanho dos pacotes dentro da rede será preservada, o que a mantém idêntica à gerada nos nós de borda.

Quanto às chegadas de pacotes, é assumido um processo de renovação com chegadas Poissonianas. Conforme mencionado no capítulo anterior, tal processo ocorreria sob a suposição de um número suficientemente grande de canais de entrada (granularidade infinitamente fina

- GIF) e da independência entre eles. De forma a avaliar a aplicabilidade do modelo para sistemas reais com um número finito de entradas, as figuras 4.6 e 4.7 comparam respectivamente a probabilidade de bloqueio de pacotes e o atraso médio versus a unidade de atraso (D) para o modelo analítico aqui proposto (GIF) e simulações de um armazenador óptico atendendo ao tráfego gerado por $M = 4, 8, 16$ canais de entrada cada qual com carga ρ/M . O armazenador óptico possui $B = 31$ linhas de atraso e foi submetido a um tráfego de intensidade $\rho = 0.8$. A comparação mostra que o modelo é de fato uma boa ferramenta para se calcular o desempenho dos armazenadores ópticos em sistemas reais, visto que mesmo para pouco número de canais de entrada, a aproximação já é bem satisfatória. No capítulo 6, onde os domínios temporal e do comprimento de onda operam conjuntamente, serão mostradas novas aplicações do modelo para sistemas reais, inclusive para processos de chegada não Poissonianos.

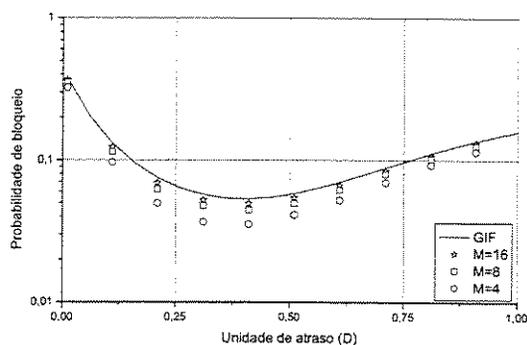


Figura 4.6: Comparação da probabilidade de bloqueio de pacotes para o modelo analítico aqui proposto (GIF) e simulações de um armazenador óptico com $M = 4, 8, 16$ canais de entrada.

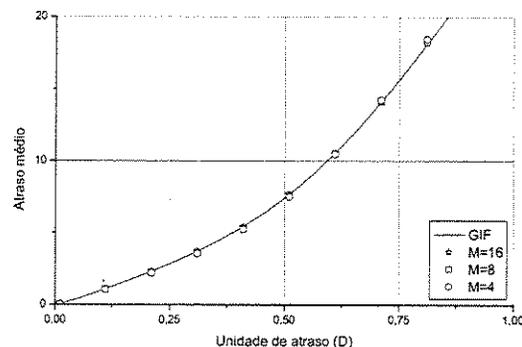


Figura 4.7: Comparação do atraso médio para o modelo analítico aqui proposto (GIF) e simulações de um armazenador óptico com $M = 4, 8, 16$ canais de entrada.

Para os armazenadores ópticos, uma modelagem analítica para a granularidade finita, como feito no capítulo anterior para a conversão de comprimento de onda e o roteamento por deflexão (inclusive com os mecanismos operando conjuntamente), é difícil de ser conseguida, mesmo utilizando a simplificação ilustrada na figura 3.4 para o tráfego de chegada. Isso se dá

devido à dificuldade e necessidade de considerar a variação da taxa instantânea de chegada de pacotes ao armazenador óptico. Como mencionado no capítulo anterior, a taxa por canal de entrada irá assumir o valor 0, quando ele estiver no modo ativo, ou $\lambda_e = \frac{\rho\mu}{1-\rho}$, quando no modo de espera. Isso acarreta flutuações na taxa instantânea de chegada de pacotes ao armazenador óptico sempre que um dos canais de entrada passar do modo ativo para o modo de espera e vice-versa.

As flutuações ocorridas devido à passagem de um canal do modo de espera para o modo ativo não são difíceis de serem quantificadas. Isso porque, como feito para a conversão de comprimento de onda e o roteamento por deflexão, sabendo-se o número de canais no estado ativo em um determinado momento, à chegada de um pacote bastaria incrementar este número em uma unidade para corretamente identificar a taxa instantânea de chegada de pacotes ao armazenador. Porém, as passagens do modo ativo para o modo de espera dos canais de entrada são difíceis de serem levadas em conta devido ao surgimento de memórias. Suponha, por exemplo, que um pacote seja enviado à linha de atraso i e, antes de ele ser completamente servido, ou seja, de ele ser totalmente inserido na linha de atraso a ele designada, um outro pacote chegue e lhe seja atribuída a linha de atraso j . Obviamente, $j > i$, já que a cauda do pacote anterior ainda não cruzou o ponto de acesso $\delta = D_i$. Assim, mesmo assumindo uma distribuição Exponencial para o tamanho dos pacotes, o tempo residual do primeiro pacote não será mais Exponencial, já que é certo que sua cauda estará limitada a $D_{j-1} - D_i$ e $D_j - D_i$. Pois se assim não fosse, o segundo pacote não haveria sido enviado à linha de atraso j . Isso acarreta o ganho de memória no sistema, impedindo por exemplo de se utilizar a taxa de morte μ para a passagem do modo ativo para o modo de espera dos canais de entrada, como feito no capítulo anterior, e assim poder levar em conta a variação da taxa instantânea de chegada de pacotes ao armazenador óptico.

O problema para granularidade finita é que as mudanças ocorridas entre os modos ativo e de espera (e vice-versa) geram flutuações sensíveis na taxa de chegada de pacotes, não po-

dendo assim deixarem de ser consideradas. E, dada a dificuldade em considerar as transições do modo ativo para o modo de espera dos canais de entrada, a tratabilidade analítica do problema através de um modelo de Markov torna-se comprometida. Para a granularidade infinitamente fina, a princípio, a mesma dificuldade aconteceria. Porém, dado que as variações ocorridas nas taxas individuais dos canais de entrada representariam uma quantidade infinitesimal em relação à taxa de chegada de pacotes ao armazenador óptico, esta passa a ser previsível, portanto reduzindo a memória do sistema ao instante da última chegada. Assim, sob a hipótese da granularidade infinitamente fina, não é necessário considerar o número de canais ativos na entrada nem o tempo de vida residual dos pacotes que estão sendo transferidos às linhas de atraso, com exceção do último, para se conseguir modelar analiticamente o armazenador de pacotes ópticos por um sistema de Markov.

4.3.2 Modelo para chegadas Poissonianas e distribuição genérica do tamanho dos pacotes

Atualmente, observa-se que muitas aplicações de Internet geram tráfego cujos pacotes seguem distribuições bem diferentes da Exponencial, inclusive com características de cauda pesada. Adicionalmente, visto que novas aplicações estão aparecendo dia a dia e que se espera que as redes de pacotes ópticos sejam as responsáveis por escoar o tráfego IP no futuro, há um crescente interesse em se estudar o desempenho dessas redes sob condições de tráfego as mais diversas possíveis. Esta seção tem por objetivo estender a modelagem analítica dos armazenadores de pacotes ópticos para chegadas que permanecem sendo Poissonianas, porém com pacotes que podem seguir distribuições arbitrárias. Esse é um modelo de extrema importância, já que a independência e a granularidade infinitamente fina dos canais de entrada propiciam um processo Poissoniano na chegada, enquanto a característica das aplicações e da formação dos pacotes podem mudar de acordo com os tipos de serviço disponibilizados.

As análises aqui realizadas irão se basear nas seguintes distribuições para o tamanho dos

pacotes: Exponencial, Determinística, Uniforme e Pareto. As três últimas estão representadas na tabela 4.1. Todas as distribuições são dadas em função do tamanho médio dos pacotes $\bar{\tau}$.

Na seção anterior, devido à invariância da distribuição do tempo residual dos pacotes em relação ao tempo transcorrido, pôde-se modelar o armazenador de pacotes ópticos com apenas $B + 2$ estados. Os primeiros $B + 1$ representavam a inserção de pacotes nas fibras $i = 0, 1, \dots, B$, enquanto o último deles, identificado pela letra F , era responsável por quantificar os bloqueios. Adicionalmente, as probabilidades de transição a partir do estado F puderam ser diretamente obtidas das do estado B , já que o sistema se torna completamente equivalente caso esteja num desses dois estados.

Quando os pacotes não seguem uma distribuição sem memória, há duas implicações básicas que precisam ser levadas em consideração para o modelo: primeiro, o tempo de vida residual de τ após $t^* + D_B - D_i$ será agora função do estado i , o que requer a geração de um estado de bloqueio f_i para a quantificação dos bloqueios ocorridos devido à presença de um pacote viajando na linha de atraso i , além da própria descrição do tempo de vida residual deste pacote; segundo, bloqueios sucessivos de pacotes voltariam a gerar tempos de vida residual com distribuições possivelmente distintas, o que demandaria estados adicionais para representar cada nova situação.

O modelo analítico aqui proposto se baseia no fato de a chegada ser sem memória e

Tabela 4.1: Funções de distribuição Determinística, Uniforme e de Pareto.

Distribuição:	$p_\tau(\tau) =$
Determinística	$\delta(\tau - \bar{\tau})$, sendo $\delta(\cdot)$ a função impulso.
Uniforme	$\frac{1}{2\bar{\tau}} [u(\tau) - u(\tau - 2\bar{\tau})]$.
Pareto	$\frac{\alpha \tau_{min}^\alpha}{\tau^{\alpha+1}} u(\tau - \tau_{min})$, sendo $\tau_{min} = \frac{\alpha-1}{\alpha} \bar{\tau}$, para $\alpha > 1.0$.

mostra que, para qualquer distribuição dos pacotes, é possível modelar de forma exata o armazenador óptico com no máximo $2(B + 1)$ estados. Na realidade, a falta de memória do processo de chegada permite que a segunda implicação possa ser contornada com uma sutil mudança no modelo: agora, bloqueios sucessivos de pacotes não mais representarão uma transição de estado.

Portanto, permanecendo com os $B + 1$ estados que representam a inserção de um pacote nas linhas de atraso $i = 0, 1, \dots, B$ e dividindo o único estado F em f_0, f_1, \dots, f_B para a caracterização das diferentes distribuições dos tempos de vida residual (gerados pelo bloqueio de um pacote) a partir de cada estado i , a primeira das implicações estará muito bem atendida. Seja novamente $Z = \tau - t^*$ o incremento analógico de atraso. Seguindo o mesmo raciocínio da seção anterior e considerando que o bloqueio de um pacote quando o armazenador estiver num estado $i \in \{0, 1, \dots, B\}$ irá conduzi-lo para o estado f_i , tem-se que:

$$P_{i,j} = \int_{D_{j-1}-D_i}^{D_j-D_i} p_Z(z) dz, \quad j = 0, 1, \dots, B \quad (4.9)$$

$$P_{i,f_i} = \int_{D_B-D_i}^{\infty} p_Z(z) dz. \quad (4.10)$$

Observe que se a distribuição do tamanho dos pacotes estiver limitada superiormente a algum valor $\tau_{max} < D_B - D_m$, a distribuição de $p_Z(z)$ estará obviamente também limitada superiormente a este mesmo valor, o que faz com que os estados f_0, f_1, \dots, f_m não sejam visitados em instante algum, ou seja, eles não precisarão ser considerados. Isso explica a afirmação de que serão necessários *no máximo* $2(B + 1)$ estados para o modelo.

Para a obtenção das probabilidades de transição a partir dos estados f_i , considere que um pacote tenha acabado de ser bloqueado e portanto que o armazenador de pacotes ópticos se encontre em um dos estados de bloqueio f_i . Isso implica que, enquanto a cauda do último pacote aceito (e que está viajando na linha de atraso i) não cruzar o ponto de acesso $\delta = D_B$, o armazenador de pacotes ópticos permanecerá incapaz de aceitar um novo pacote. Tal

período é dado pelo tempo de vida residual de τ após um tempo transcorrido $t^* + D_B - D_i$, o qual será chamado de τ_{f_i} e cuja distribuição poderá ser obtida por:

$$p_{\tau_{f_i}}(\tau) = \frac{p_Z(D_B - D_i + \tau)u(\tau)}{\int_{D_B - D_i}^{\infty} p_Z(\xi)d\xi}. \quad (4.11)$$

Um novo pacote será portanto aceito caso $\tau_{f_i} - t^* \leq 0$, ou bloqueado caso contrário. Observe que bloqueios sucessivos acarretariam novos tempos de vida residual, o que implicaria a inclusão de novos estados para suas devidas considerações. Entretanto, de forma a não necessitar da adição desses novos estados e portanto conseguir simplificar o modelo, será considerado que os bloqueios sucessivos de pacotes não acarretarão mudanças de estado, permanecendo portanto no mesmo estado f_i enquanto um novo pacote não seja aceito pelo armazenador óptico. Isso é possível graças à falta de memória no processo de chegada, já que, para o próximo pacote aceito, pode-se considerar que o processo de chegada recomeçou no instante em que a cauda do último pacote aceito não mais encobria o ponto de acesso $\delta = D_B$. Isto permite que as probabilidades de transição a partir do estado f_i para quaisquer dos estados $j = 0, 1, \dots, B$ sejam dadas por:

$$P_{f_i, j} = \int_{D_B - D_j}^{D_B - D_{j-1}} \lambda e^{-\lambda t} dt. \quad (4.12)$$

As equações 4.9, 4.10 e 4.12 mostram que as probabilidades de transição são completamente independentes da história passada, o que permite, mesmo para pacotes com distribuição genérica, a modelagem do armazenador de pacotes ópticos por uma cadeia de Markov de estados finitos. Assim, as probabilidades estacionárias dos estados i e f_i , representadas respectivamente por p_i e p_{f_i} podem ser obtidas de forma exata.

Para a obtenção da probabilidade de bloqueio de pacotes, suponha que o armazenador de pacotes ópticos tenha acabado de transitar para o estado f_i , o que já significa o bloqueio de

um pacote. O tempo de vida residual médio do pacote após $t^* + D_B - D_i$, o qual informa o tempo médio que o armazenador óptico permanecerá incapaz de aceitar pacotes subseqüentes, será escrito como:

$$\bar{\tau}_{f_i} = \int_0^{\infty} \tau p_{\tau_{f_i}}(\tau) d\tau. \quad (4.13)$$

Durante esse tempo, o número médio de pacotes bloqueados será dado por $\lambda \bar{\tau}_{f_i}$. Visto que p_i e p_{f_i} representam, respectivamente, a fração das vezes que o armazenador óptico visitou os estados i e f_i , tem-se que:

$$P_B = \frac{\sum_{f_i} P_{f_i} (1 + \lambda \bar{\tau}_{f_i})}{\sum_i P_i + \sum_{f_i} P_{f_i} (1 + \lambda \bar{\tau}_{f_i})}. \quad (4.14)$$

Similarmente, o atraso médio será dado por:

$$\bar{D} = \frac{\sum_i P_i D_i}{1 - \sum_{f_i} P_{f_i}}. \quad (4.15)$$

4.3.2.1 Um modelo equivalente

Um modelo equivalente para o armazenador de pacotes ópticos sob as condições de tráfego descritas nesta seção é apresentado em [51]. Nele, procura-se distinguir o enchimento ou não do armazenador óptico, havendo portanto uma ligeira mudança no conceito dos estados: o estado i é alcançado sempre que um pacote é inserido na linha de atraso i , porém o seu comprimento não é suficiente para levar o armazenador óptico ao enchimento, ou seja, está limitado superiormente a $D_B - D_i$. Contrariamente, caso ocorra o enchimento do armazenador óptico por esse pacote, assume-se a transição para o estado f_i . Observe que, diferentemente da abordagem anterior, a transição para o estado f_i não mais corresponde ao bloqueio de um pacote, embora obviamente pacotes subseqüentes poderão ser bloqueados.

Seguindo essa distinção do enchimento ou não do armazenador óptico, quando um pacote é inserido na i -ésima linha de atraso, o seu comprimento estará limitado a $D_B - D_i$, o que requer a determinação de sua distribuição condicional, correspondendo ao truncamento do tamanho do pacote entre 0 e $D_B - D_i$, descrito como:

$$p_{\tau T_i}(\tau) = \frac{p_\tau(\tau)}{\int_0^{D_B - D_i} p_\tau(\xi) d\xi} [u(\tau) - u(\tau - (D_B - D_i))]. \quad (4.16)$$

Conseqüentemente, a distribuição do incremento analógico do atraso será agora distinta para cada estado i , já que será dada pela convolução entre $p_{\tau T_i}(\cdot)$ e $p_{-T^*}(\cdot)$. Chamando de Z_i o incremento analógico do atraso para cada estado i , sua distribuição será representada por $p_{Z_i}(z)$, o que fornece as seguintes expressões para as transições de estado a partir do estado i :

$$P_{i,j} = \int_{D_{j-1} - D_i}^{D_j - D_i} p_{z_i}(z) dz \int_0^{D_B - D_j} p_\tau(\tau) d\tau, \quad (4.17)$$

$$P_{i,f_j} = \int_{D_{j-1} - D_i}^{D_j - D_i} p_{z_i}(z) dz \int_{D_B - D_j}^{\infty} p_\tau(\tau) d\tau. \quad (4.18)$$

Note que, embora a distinção do enchimento ou não do armazenador óptico requeira a obtenção da distribuição truncada do tamanho do pacote e assim implique numa distribuição do incremento analógico que é função do estado i , ela pode facilitar a obtenção do tempo médio durante o qual o armazenador óptico permanece cheio ($\bar{\tau}_{f_i}$). Isso porque $\bar{\tau}_{f_i}$ será obtido agora da distribuição do tamanho do pacote a partir de $D_B - D_i$ e não mais da distribuição de Z conforme em 4.11 e 4.13. Assim:

$$p_{\tau_{f_i}}(\tau) = \frac{p_\tau(D_B - D_i + \tau)}{\int_{D_B - D_i}^{\infty} p_\tau(\xi) d\xi} u(\tau), \quad (4.19)$$

$$\bar{\tau}_{f_i} = \int_0^{\infty} \tau p_{\tau_{f_i}}(\tau) d\tau. \quad (4.20)$$

Para as transições a partir do estado f_i , sendo o processo de chegada sem memória, pode-se novamente ignorar os eventuais bloqueios de pacotes e considerar que o processo de chegada recomeça a partir do instante $\delta = D_B$, o que fornece:

$$P_{f_i, j} = \int_{D_B - D_j}^{D_B - D_{j-1}} \lambda e^{-\lambda t} dt \int_0^{D_B - D_j} p_{\tau}(\tau) d\tau, \quad (4.21)$$

$$P_{f_i, f_j} = \int_{D_B - D_j}^{D_B - D_{j-1}} \lambda e^{-\lambda t} dt \int_{D_B - D_j}^{\infty} p_{\tau}(\tau) d\tau. \quad (4.22)$$

As expressões para a probabilidade de bloqueio e o atraso médio serão ligeiramente alteradas, já que agora a transição para o estado f_i representa o enchimento do armazenador óptico pela aceitação de um pacote na linha de atraso i , o que faz com que apenas os pacotes aceitos gerem mudança de estado no modelo. Assim:

$$P_B = \frac{\sum_{f_i} \lambda \bar{\tau}_{f_i} P_{f_i}}{\sum_i p_i + \sum_{f_i} p_{f_i} + \sum_{f_i} \lambda \bar{\tau}_{f_i} P_{f_i}} = \frac{\sum_{f_i} \lambda \bar{\tau}_{f_i} P_{f_i}}{1 + \sum_{f_i} \lambda \bar{\tau}_{f_i} P_{f_i}}, \quad (4.23)$$

$$\bar{D} = \sum_i D_i P_i + \sum_{f_i} D_i P_{f_i}. \quad (4.24)$$

O restante desta seção irá discutir alguns critérios de desempenho e dimensionamento dos armazenadores ópticos sob diferentes distribuições do tamanho dos pacotes. Os resultados analíticos serão comparados com simulações para a devida validação do modelo. Conforme mencionado anteriormente, os dois modelos aqui descritos são equivalentes, diferindo apenas pelo fato de o primeiro acarretar uma única distribuição para o incremento analógico do atraso, enquanto o segundo facilita a obtenção do tempo médio em que o armazenador óptico permanecerá incapaz de aceitar pacotes. De um modo geral, o primeiro modelo é

mais simples, embora por exemplo, para a distribuição de Pareto, a dificuldade de se obter 4.13, mesmo numericamente, e a existência de uma expressão simples para o seu tempo de vida residual tornam o segundo modelo mais adequado para ser utilizado. Assim, para a distribuição de Pareto, será utilizado o modelo que explicita o enchimento do armazenador óptico, enquanto que para as outras distribuições o primeiro modelo será empregado por sua maior simplicidade. O uso dos dois modelos permitirá também a comprovação da exatidão de ambos.

Para efeito de avaliação da influência da distribuição do tamanho dos pacotes no desempenho do armazenador óptico, é interessante comparar o seu comportamento para os quatro casos de distribuições aqui mencionados. As figuras 4.8 e 4.9 comparam respectivamente a probabilidade de bloqueio de pacotes e o atraso médio para um armazenador óptico com $B = 31$ linhas de atraso e carga de entrada $\rho = 0.8$ e 0.6 . Pode-se observar que o desempenho do armazenador óptico é extremamente dependente da distribuição do tamanho dos pacotes e, conforme já mencionado na seção anterior, da carga e da unidade de atraso D . É interessante notar ainda que o valor da unidade de atraso (D_o) que provê a menor probabilidade de bloqueio muda muito pouco para as diferentes distribuições, sendo a de Pareto a com maior distanciamento em relação às demais. Adicionalmente, em torno do valor D_o , pacotes com distribuição de Pareto ou Exponencial irão sofrer, nesta ordem, uma probabilidade de bloqueio mais severa do que aqueles com distribuição Uniforme ou Determinística. Quantitativamente, para o número de linhas de atraso utilizadas e carga $\rho = 0.6$, a probabilidade de bloqueio para a distribuição de Pareto é uma ordem de magnitude mais alta do que para a Exponencial, que por sua vez é uma ordem de magnitude mais alta em relação ao caso Determinístico. Quanto ao atraso médio, em torno do valor ótimo, as diferentes distribuições do tamanho dos pacotes irão receber praticamente o mesmo retardo.

A figura 4.8 comprova para os armazenadores ópticos o já sabido baixo desempenho de memórias elétricas para serviços com distribuição de cauda pesada. Tal fato estimula o estudo

da combinação dos armazenadores de pacotes ópticos com alguma outra técnica de resolução de contenção. Por exemplo, sua combinação com a conversão de comprimento de onda parece interessante, já que esta última, para processo de chegada sem memória, provê desempenho independente da distribuição do tamanho do pacote, conforme verificado no capítulo anterior.

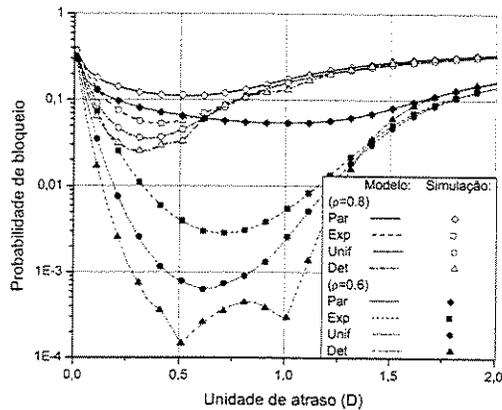


Figura 4.8: Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para diferentes distribuições do tamanho dos pacotes. $B = 31$, $\rho = 0,8$ e $0,6$.

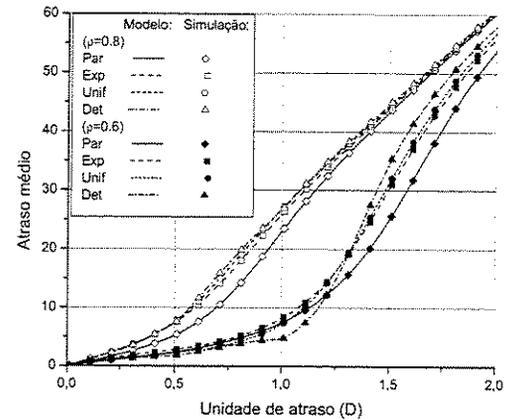


Figura 4.9: Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para diferentes distribuições do tamanho dos pacotes. $B = 31$, $\rho = 0,8$ e $0,6$.

4.3.3 Modelo para tempo entre chegadas genérico e pacotes exponencialmente distribuídos

Os dois modelos descritos nas seções anteriores são restritos a tempo entre chegadas exponencialmente distribuído. Para o caso em que o processo de chegada permanece sendo de renovação, porém com distribuição arbitrária para o tempo entre chegadas, esta seção mostra que, enquanto os pacotes forem exponencialmente distribuídos, é ainda possível modelar o armazenador de pacotes ópticos com apenas $B + 2$ estados [53]. O capítulo 6 abordará uma aplicabilidade prática deste modelo quando os domínios temporal e do comprimento de onda são utilizados conjuntamente.

A análise desta seção irá ater-se às seguintes distribuições do tempo entre chegadas: Determinística, Uniforme, Exponencial e Weibull, esta última descrita abaixo:

$$p_{T^*}(t) = \frac{c}{a} \left(\frac{t}{a} \right)^{c-1} e^{-\left(\frac{t}{a}\right)^c} u(t), \quad (4.25)$$

sendo c e a parâmetros constantes da distribuição, relacionados por $a = T_{med}/\Gamma\left(\frac{1}{c} + 1\right)$, com T_{med} representando o valor esperado da distribuição, ou seja, do tempo entre chegadas.

O modelo surge da observação de que a distribuição de $p_Z(z)$, descrita em 4.3, depende apenas de que o tempo entre chegadas seja um processo de renovação e independente do tamanho dos pacotes. Com isso, as probabilidades de transição podem ser obtidas para todos os estados $i = 0, 1, \dots, B$ e, conseqüentemente, para o estado F , que representaria novamente o estado de bloqueio. Isto pois pacotes exponencialmente distribuídos possuem tempo de vida residual invariante ao tempo transcorrido e portanto F e B apresentariam probabilidades de transição idênticas ainda para distribuição arbitrária do tempo entre chegadas. Uma forma de comprovar tal afirmação é analisando a distribuição de $p_Z(z)$ para $z > 0$. Para tais valores, tem-se que:

$$p_Z(z) = \int_z^\infty \frac{1}{\tau} e^{-\frac{\xi}{\tau}} p_{T^*}(\xi - z) d\xi \quad (4.26)$$

$$= K e^{-\frac{z}{\tau}}, \quad (4.27)$$

sendo K uma constante dada por $\int_0^\infty \frac{1}{\tau} e^{-\frac{\nu}{\tau}} p_{T^*}(\nu) d\nu$. Assim, independentemente do processo de chegada, o tempo durante o qual o armazenador de pacotes ópticos permanece no estado F (que pode ser obtido da distribuição de $p_Z(z)$ após um tempo transcorrido $D_B - D_i$) é de fato exponencialmente distribuído e independente do estado de origem i .

As figuras 4.10 e 4.11 comparam respectivamente a probabilidade de bloqueio de pacotes e o atraso médio calculados a partir do modelo de Markov com estimativas obtidas por simulações, o que permite comprovar a exatidão do modelo. Os resultados assumiram um

armazenador óptico com $B = 31$ linhas de atraso, sob carga de entrada $\rho = 0.8$. Como no caso anterior, observa-se que a distribuição do tempo entre chegadas influencia significativamente a probabilidade de bloqueio, enquanto o atraso médio é ligeiramente afetado para valores de unidade de atraso próximos ao ótimo.

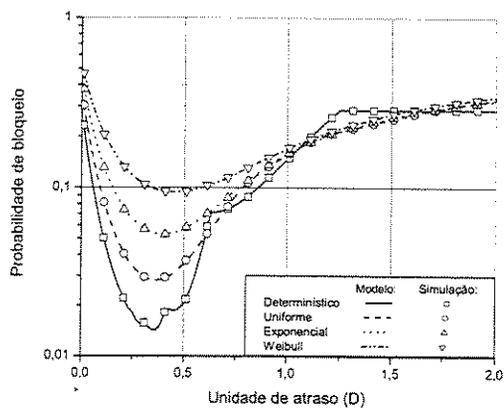


Figura 4.10: Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para diferentes distribuições do tempo entre chegadas. $B = 31$ e $\rho = 0.8$.

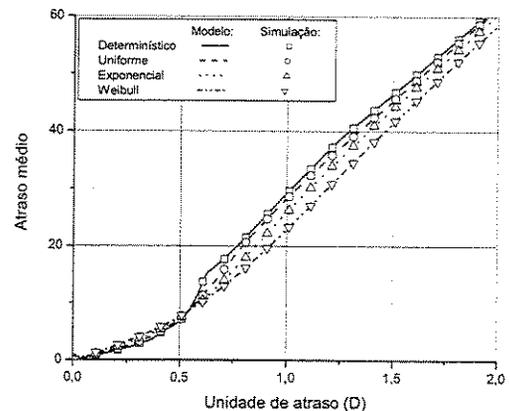


Figura 4.11: Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para diferentes distribuições do tempo entre chegadas. $B = 31$ e $\rho = 0.8$.

Por fim, vale ressaltar que a unidade de atraso ótima é praticamente a mesma tanto para processos entre chegadas genéricos quanto para distribuições do tamanho dos pacotes genéricas, ficando em torno de 30% do tamanho médio dos pacotes para carga $\rho = 0.8$. Isso transfere a decisão do planejamento do tamanho das linhas de atraso para o tamanho médio dos pacotes e a carga que se espera ser submetida ao armazenador óptico, já que são estes os principais influenciadores da unidade de atraso ótima. Contudo, obviamente, o número de linhas de atraso a serem utilizadas para se conseguir um certo nível de desempenho dependerá das distribuições do tempo entre chegadas e do tamanho dos pacotes.

4.3.4 Modelo para distribuições genéricas do tempo entre chegadas e do tamanho dos pacotes

Devido às diferentes situações a que os armazenadores de pacotes ópticos podem estar submetidos (tráfego, arquiteturas, políticas de agendamento de comprimentos de onda, etc.), pode ser necessário um modelo que permita analisá-los sob condições genéricas de tráfego. Esta seção mostra que é possível modelar analiticamente o armazenador de pacotes ópticos para qualquer combinação de tempo entre chegadas e tamanho dos pacotes [49]. Diferentemente dos casos anteriores, porém, a exatidão do modelo para um número finito de estados agora irá depender de quais distribuições são assumidas para o tráfego. Para os casos em que a exatidão só pode ser alcançada com um número infinito de estados, mostra-se que os resultados do modelo quando se limita o número de estados consegue aproximar muito bem a solução obtida numericamente.

Para o modelo onde apenas os pacotes poderiam seguir uma distribuição genérica, a falta de memória no processo de chegada permitiu que, após o primeiro bloqueio, todo o tempo em que o armazenador óptico permanecia incapaz de receber pacotes fosse esquecido e o processo reiniciasse a partir de $\delta = D_B$. Esse tempo era considerado apenas para a avaliação da probabilidade de bloqueio. Para pacotes exponencialmente distribuídos, a propriedade desta distribuição permitiu que sucessivos bloqueios conduzissem o armazenador óptico para um mesmo estado F , com probabilidades de transição equivalentes às do estado B . Agora, sem que ao menos um dos dois processos seja sem memória, nenhum dos artifícios citados acima seria devidamente utilizado para a caracterização do armazenador óptico sob tráfego genérico.

O modelo de Markov aqui proposto para o armazenador de pacotes ópticos sob tráfego genérico irá caracterizá-lo como estando em um dos seguintes conjuntos de estados: conjunto $I = \{0, 1, 2, \dots, B\}$, quando um pacote é enviado para uma das $B + 1$ linhas de atraso;

e conjunto $F = \{F_i^{<f>}\}$, quando um pacote é bloqueado pelo armazenador óptico devido à presença de um outro pacote (o último aceito pelo armazenador óptico) viajando na i -ésima linha de atraso. O índice f irá representar a ordem de possíveis bloqueios sucessivos de pacotes. Portanto, em correspondência com a definição de estados citada acima, sendo novamente $Z = \tau - t^*$ o incremento analógico de atraso, as probabilidades de transição a partir de qualquer estado $i \in I$ será dada por:

$$P_{i,j} = \int_{D_{j-1}-D_i}^{D_j-D_i} p_z(z) dz, \quad j \in I \quad (4.28)$$

$$P_{i,F_i^{<1>}} = \int_{D_B-D_i}^{\infty} p_z(z) dz. \quad (4.29)$$

Conforme explicado anteriormente, quando o armazenador óptico é levado ao estado $F_i^{<1>}$, tudo se passa como se o pacote bloqueado houvesse sido inserido na B -ésima linha de atraso, porém com tamanho dado pelo tempo de vida residual de τ após um tempo transcorrido $t^* + D_B - D_i$. Esse tempo de vida residual será representado por $\tau_{F_i^{<1>}}$, cuja distribuição poderá ser obtida de 4.11.

Chamando agora $Z_{F_i^{<1>}} = \tau_{F_i^{<1>}} - t^*$, se $D_{j-1} - D_B < Z_{F_i^{<1>}} \leq D_j - D_B$, o armazenador de pacotes ópticos irá transitar do estado $F_i^{<1>}$ para o estado j ; caso contrário, se $Z_{F_i^{<1>}} > 0$, o pacote que acabara de chegar será bloqueado e conduzirá o armazenador óptico para o estado $F_i^{<2>}$, o qual irá apresentar uma distribuição da cauda do último pacote aceito dada pelo tempo de vida residual de $\tau_{F_i^{<1>}}$ após um tempo transcorrido t^* . O mesmo raciocínio pode ser usado para os demais bloqueios sucessivos de pacotes, tal que, para $f \geq 1$:

$$Z_{F_i^{<f>}} = \tau_{F_i^{<f>}} - t^*, \text{ e} \quad (4.30)$$

$$p_{\tau_{F_i^{<f+1>}}(\tau)} = \frac{p_{Z_{F_i^{<f>}}(\tau)} u(\tau)}{\int_0^{\infty} p_{Z_{F_i^{<f>}}(\xi) d\xi} \quad (4.31)$$

Dessa forma, as probabilidades de transição a partir de qualquer estado $F_i^{<f>}$ serão dadas por:

$$P_{F_i^{<f>}, j} = \int_{D_{j-1}-D_B}^{D_j-D_B} p_{Z_{F_i^{<f>}}}(z) dz \quad (4.32)$$

$$P_{F_i^{<f>}, F_i^{<f+1>}} = \int_0^{\infty} p_{Z_{F_i^{<f>}}}(z) dz. \quad (4.33)$$

Note que, enquanto $\int_0^{\infty} p_{Z_{F_i^{<f>}}}(z) dz > 0$, haverá a necessidade de se criar um outro estado de bloqueio $F_i^{<f+1>}$. Portanto, dependendo das distribuições do tempo entre chegadas e da duração dos pacotes, o número de estados de bloqueio necessários para modelar o armazenador óptico de forma exata poderá ser infinito. Para esses casos, com o intuito de limitar o número de estados de bloqueio, o procedimento descrito em (4.30)-(4.33) será feito até que $f = f_{max}$, finalizando por:

$$P_{F_i^{<f_{max}>}, F_i^{<f_{max}>}} = \int_0^{\infty} p_{Z_{F_i^{<f_{max}>}}}(z) dz, \quad (4.34)$$

de forma a obedecer à condição de consistência das equações de balanço.

As equações 4.28, 4.29, 4.32, 4.33 e 4.34 mostram que é possível modelar o armazenador de pacotes ópticos por um sistema de Markov. Assim, as probabilidades estacionárias p_i e $p_{F_i^{<f>}}$ de cada estado podem ser obtidas, sendo a probabilidade de bloqueio de pacotes (P_B) dada pela probabilidade total dos estados de bloqueio ($\sum_{i,f} p_{F_i^{<f>}}$), já que a transição para um desses estados representa o bloqueio de um (único) pacote. Finalmente, o atraso médio gerado pelo armazenador óptico aos pacotes aceitos poderá ser calculado como:

$$\bar{D} = \frac{\sum_{i=0}^B p_i D_i}{1 - P_B}. \quad (4.35)$$

As figuras 4.12 e 4.13 comparam respectivamente a probabilidade de bloqueio de pacotes e o atraso médio calculados pelo modelo de Markov aqui proposto com estimativas obtidas através de simulações. Três tipos de tráfego foram adotados: tempo entre chegadas Uniforme

com pacotes Determinísticos e tempo entre chegadas Determinístico com duração de pacotes de Pareto (mostrada na equação 4.36, sendo utilizado $\alpha = 2.0$) ou Uniforme. Todos assumem um armazenador óptico com $B = 31$ linhas de atraso e sob uma carga de entrada $\rho = 0.8$. Para o primeiro e terceiro tipos de tráfego, observe que com apenas $f_{max} = 1$ os resultados do modelo já conseguem acompanhar os da simulação muito bem. Já para chegadas determinísticas e pacotes com distribuição de Pareto, os resultados do modelo aproximam-se aos da simulação mais lentamente, porém já alcançando muito bons resultados para $f_{max} = 10$.

$$p_{\tau}(\tau) = \frac{\alpha}{(1 + \tau)^{\alpha+1}}, \alpha > 1. \tag{4.36}$$

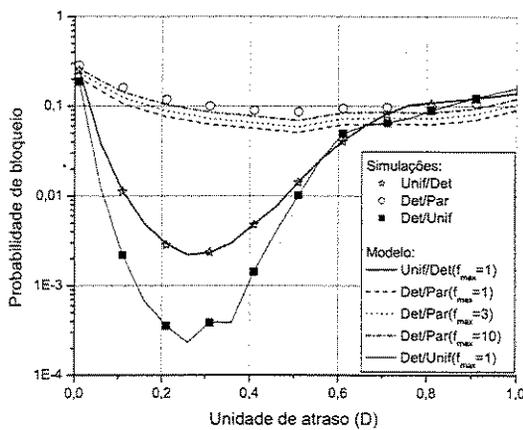


Figura 4.12: Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para diferentes distribuições do tempo entre chegadas e do tamanho dos pacotes. $B = 31$ e $\rho = 0.8$.

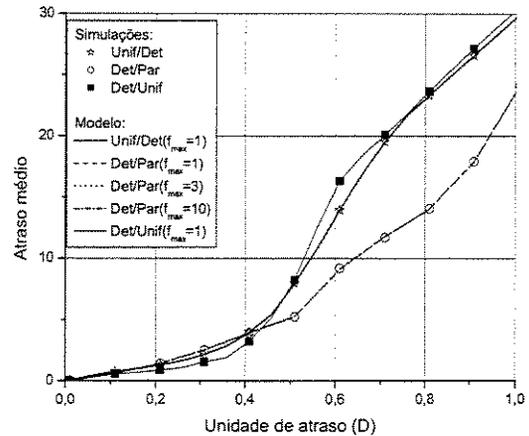


Figura 4.13: Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para diferentes distribuições do tempo entre chegadas e do tamanho dos pacotes. $B = 31$ e $\rho = 0.8$.

Chegadas Determinísticas e pacotes uniformemente distribuídos apresentam resultados de fato exatos. Tal afirmação pode ser explicada da seguinte forma: se a distribuição do tamanho do pacote for limitada superiormente em τ_{max} e o tempo entre chegadas for limitado em um valor mínimo t_{min} , como é o caso das chegadas determinísticas e dos pacotes uniformemente distribuídos, tem-se que $\tau_{f_i < 1}$ estará limitada superiormente em $\tau_{max} - (D_B - D_i) - t_{min}$; $\tau_{f_i < 2}$ em $\tau_{max} - (D_B - D_i) - 2t_{min}$, até que $\tau_{max} - (D_B - D_i) - f_{max+1}t_{min} < 0$. Isso

possibilita interromper a criação de estados de bloqueio em f_{max} , já que as transições a partir deste estado ocorrerão apenas para estados presentes em I . Para o exemplo citado, visto que a carga é de $\rho = 0.8$ e o tamanho médio dos pacotes é $\bar{\tau} = 1.0$, tem-se que $t_{min} = 1.25$ e $\tau_{max} = 2.0$. Assim, $\tau_{max} - (D_B - D_i) - 2t_{min} < 0$ qualquer que seja o valor de $D_B - D_i$, resultando num modelo exato com $f_{max} = 1$ para tais distribuições sob os parâmetros mencionados. Isso nos permite afirmar que para algumas distribuições, o modelo consegue ser exato mesmo com um conjunto finito de estados.

Resumidamente, espera-se que o modelo possa tratar tráfego genérico, provendo boas estimativas para a avaliação do desempenho e planejamento dos armazenadores de pacotes ópticos. Sua maior dificuldade é a obtenção de convoluções sucessivas para cada novo conjunto de estados de bloqueio, cujo grau de dificuldade irá depender das distribuições assumidas para o tempo entre chegadas e o tamanho dos pacotes.

Um aspecto comum do desempenho do armazenador de pacotes ópticos para todos os tipos de tráfego aqui analisados é a existência de um valor ótimo para a unidade de atraso. Como pôde ser visto, o armazenador óptico apresenta fracos desempenhos para valores de unidade de atraso tanto baixos quanto altos. Tal comportamento pode ser explicado da seguinte forma: a) para valores baixos da unidade de atraso, tem-se um armazenador raso, de tal forma que pacotes aceitos normalmente encobrirão muitos pontos de acesso, facilmente conduzindo o armazenador óptico ao enchimento; b) para valores altos da unidade de atraso, visto que os pontos de acesso são largamente espaçados, pacotes enviados ao armazenador óptico levarão muito tempo para desencobrir (e portanto habilitar) os pontos de acesso correspondentes a estados mais baixos do armazenador, o que dificulta o seu esvaziamento (conseqüentemente também provocando o seu enchimento).

Um aspecto interessante do modelo de tráfego genérico é a possibilidade de estendê-lo para as redes síncronas com pacotes de tamanho fixo. Nessas redes, os canais são divididos em intervalos de tempo de tamanho fixo (*time slots*) e que estão sincronizados a uma base de

tempo. Assume-se normalmente que o tamanho dos pacotes é igual à duração dos intervalos de tempo. Assim, durante cada intervalo de tempo, os canais individualmente poderão estar vazios ou conter no máximo um pacote. Supondo que haja independência entre os canais e entre os intervalos de tempo consecutivos, a probabilidade de um canal conter ou não um pacote será dada, respectivamente, por ρ e $1 - \rho$, sendo $0 \leq \rho \leq 1$ o valor da carga por canal de entrada. A probabilidade de um desses pacotes ser endereçado para uma das fibras de saída será dada por ρ/N , considerando o roteamento como uniforme e N o número de fibras de entrada/saída. Sob tais condições, pode-se considerar no modelo de tráfego genérico que os pacotes chegam de forma síncrona (com tempo entre chegadas de um intervalo de tempo) e que a soma da duração de todos os pacotes endereçados a uma determinada saída segue uma distribuição Binomial, podendo assumir os múltiplos $0, 1, \dots, NW$ do intervalo de tempo. W é novamente o número de comprimentos de onda por fibra. Com isso, realizando algumas considerações nas equações que descrevem as probabilidades de transição e de bloqueio, é possível estender o modelo de tráfego genérico para as redes síncronas.

O capítulo seguinte irá discutir como o domínio temporal pode ser utilizado para o provimento de diferenciação de serviço em redes ópticas de pacotes. Serão propostas duas políticas que se basearão no estado de ocupação do armazenador óptico e na classe de serviço a que os pacotes pertencem para a decisão de descarte ou aceitação destes. Todo o estudo se baseia no tráfego com chegadas Poissonianas e duração dos pacotes genérica, sendo mostrado como ambas as políticas propostas para a diferenciação de serviço podem ser modeladas de forma exata.

Capítulo 5

Provimento de Diferenciação de Serviço em Armazenadores de Pacotes Ópticos

Este capítulo analisa a exploração do domínio temporal para o provimento de diferenciação de serviço em redes ópticas que utilizam armazenadores de pacotes para a resolução de contenção. São propostas duas políticas com critérios seletivos para o descarte dos pacotes dentro do comutador, os quais se baseiam na classe a que os pacotes pertencem e no estado corrente do armazenador óptico. Tal procedimento permite portanto a implementação da técnica de diferenciação de serviço em redes de pacotes ópticos. Ambas as políticas são estudadas e modeladas analiticamente sob o contexto de chegadas Poissonianas e pacotes com distribuição arbitrária.

5.1 Introdução

Como bem se sabe, o modelo básico da Internet ainda se apoia no chamado serviço de melhor esforço. Nesse modelo, a rede aloca banda para todos os usuários ativos da melhor forma que ela pode, sem se comprometer por exemplo em garantir a entrega, uma largura de banda específica ou um atraso máximo. Entretanto, dado que a Internet continua a se expandir a um ritmo ainda acelerado, é esperado que o seu tráfego seja composto por um grande número de aplicações, tais como a própria telefonia, vídeo conferência, distribuição de vídeo, além de outras que ainda estão para surgir.

Tal miscelânea de aplicações certamente demandará critérios de qualidade de serviço distintos, os quais deverão ser devidamente atendidos. Por exemplo, algumas aplicações exigirão baixo atraso, baixo *jitter*, enquanto outras privilegiarão baixa perda de dados, etc. Ainda, serviços de melhor esforço provavelmente permanecerão para aqueles usuários que apenas necessitam de conectividade.

Recentemente, como consequência do surgimento dessa grande variedade de aplicações com diferentes requisitos, dois novos conceitos foram propostos para o provimento de qualidade de serviço na Internet: o de Serviço Integrado (IntServ - Integrated Services) e o de Serviço Diferenciado (DiffServ - Differentiated Services).

Serviço Integrado é uma forma de tentar oferecer uma qualidade de serviço garantida através da reserva de recursos para os diversos fluxos presentes na rede [45, 46]. Entretanto, devido ao aumento proporcional do número de informações nos nós roteadores com a quantidade de fluxos na rede, tal procedimento não é escalonável, dificultando a sua implementação principalmente em redes de grandes dimensões.

Serviço Diferenciado, por sua vez, define diferentes tratamentos para os pacotes IP dependendo da classe de serviço a que eles pertencem. Conseqüentemente, Serviço Diferenciado é essencialmente um esquema de prioridade relativa. Adicionalmente, visto que os dados são alocados na granularidade de classes, a quantidade de informações nos nós roteadores é

proporcional ao número de classes, ao invés do número de fluxos, o que o torna bem mais escalonável [45, 46]. Dessa forma, para as redes de pacotes ópticos, as quais têm sido essencialmente idealizadas para operar como uma rede dorsal (de *backbone*), o conceito de Serviço Diferenciado deverá ser provavelmente o mais adequado a ser utilizado.

Nas arquiteturas destinadas a prover o conceito de Serviço Diferenciado, a classificação dos pacotes em classes é feita mediante a inclusão de um campo chamado DSCP (*DiffServ Codepoint*) no cabeçalho dos pacotes. Assim, os tráfegos de muitos fluxos com requisitos de qualidade de serviço similares deverão ser marcados (nos nós de borda) com um mesmo DSCP para que os nós da rede possam identificar a classe a que eles pertencem e, baseado nesta informação, tomar as decisões de atrasar, descartar ou encaminhar os pacotes. Tal procedimento é normalmente realizado mediante o uso de filas (memórias) presentes nos comutadores eletrônicos, as quais são servidas dependendo de suas classes de prioridade. Para as redes totalmente ópticas, onde não se permite o uso de comutadores eletrônicos, o provimento de diferenciação de serviço deverá ser feito de uma forma diferente, dado que ainda não existem memórias RAMs ópticas. Portanto, alguns trabalhos têm buscado formas alternativas que permitam, com as peculiaridades da camada fotônica, a diferenciação do tráfego nos comutadores ópticos. Tais alternativas exploram tanto o domínio temporal [47, 52] quanto o domínio do comprimento de onda [48]. Ambos mecanismos podem ainda ser combinados [48].

Este capítulo irá estudar o domínio temporal como potencial meio para o provimento de diferenciação de serviço em comutadores assíncronos de pacotes ópticos. Serão apresentadas duas políticas para a definição do descarte dos pacotes ópticos baseada na classe a que estes pertencem e no estado de enchimento do armazenador óptico. Assume-se o modelo de chegadas Poissonianas e a distribuição do tamanho dos pacotes genérica para a análise e modelagem das políticas propostas.

5.2 Políticas para a Diferenciação de Serviço em Armazenadores de Pacotes Ópticos

Nesta seção serão descritos dois possíveis mecanismos que exploram o domínio temporal para a diferenciação de serviço em redes ópticas assíncronas comutadas por pacote. Será mostrado que ambos os mecanismos poderão ser modelados analiticamente para o caso em que as chegadas são Poissonianas e a duração dos pacotes segue uma distribuição arbitrária. A modelagem analítica empregada seguirá a que explicita o enchimento ou não do armazenador óptico, descrita na subseção 4.3.2.1. Os mecanismos serão chamados de Recuo (*Balking*) e Regressivo. Para ambos, será assumido que a taxa total de chegada de pacotes λ é distribuída entre DS classes independentes, cada qual com taxa de chegada $\alpha_{ds}\lambda$, tal que α_{ds} ($ds \in [1 \dots DS]$) representa a fração de cada classe de serviço diferenciado no tráfego enviado ao armazenador óptico.

5.2.1 Recuo

É comum em teoria de filas se considerar a impaciência dos clientes, sendo que estes são ditos impacientes se tendem a entrar na fila apenas quando esperam receber um pequeno atraso, e tendem a permanecer nela caso a espera seja suficientemente pequena. A impaciência dos clientes geralmente é descrita de três formas, seguindo a notação em [7]: a primeira é a oposição de integrar-se à fila ao chegar, chamada de recuo (*balking*); a segunda é a desistência de permanecer na fila após integrar-se e esperar (*reneging*); e a terceira é o deslocamento (*jockeying*) entre filas quando há servidores em paralelo. Em armazenadores de pacotes ópticos, porém, uma vez que se envia um pacote para uma determinada linha de atraso, ele permanecerá lá até que encontre a saída. Portanto, o único mecanismo de impaciência possível é o de recuo.

Seja $S = I \cup F$, $I = \{0, 1, \dots, B-1\}$ e $F = \{f_0, f_1, \dots, f_B\}$, o conjunto de todos os estados

presentes no modelo. A política de Recuo [52] considerará que, quando o armazenador óptico estiver no estado $s \in S$, um pacote proveniente de uma classe específica ds terá a probabilidade $g_{ds}(s)$ de ser enviado ao armazenador óptico e $1 - g_{ds}(s)$ de recuar. Assim, para cada estado s , a taxa efetiva de chegada de pacotes ao armazenador óptico será dada por:

$$\lambda_s = \sum_{ds=1}^{DS} \alpha_{ds} g_{ds}(s) \lambda. \quad (5.1)$$

Todas as equações descritas na subseção 4.3.2.1 para as transições de estado permanecerão as mesmas, exceto que, para cada estado s , o processo de chegada dado por 4.2 terá que considerar a devida taxa de chegada de pacotes dada por 5.1.

Para a avaliação da probabilidade de bloqueio, o tempo médio em que o armazenador óptico permanecerá no estado i ou f_i será função da taxa de chegada de pacotes para aquele estado, ou seja, $\bar{T}_i = \frac{1}{\lambda_i}$ e $\bar{T}_{f_i} = \bar{\tau}_{f_i} + \frac{1}{\lambda_{f_i}}$. Considerando o mesmo procedimento utilizado para a obtenção da probabilidade de bloqueio em 4.23, porém com a peculiaridade dos possíveis recuos dos pacotes, se o armazenador estiver no estado i ou f_i , o número médio de pacotes bloqueados de uma classe específica ds será, respectivamente, $\alpha_{ds}(1 - g_{ds}(i))\lambda\bar{T}_i$ e $\alpha_{ds}(1 - g_{ds}(f_i))\lambda\bar{T}_{f_i} + \alpha_{ds}g_{ds}(f_i)\lambda\bar{\tau}_{f_i}$. Adicionalmente, o número médio de pacotes pertencentes à classe ds e que chegam durante o estado i ou f_i será, respectivamente, $\alpha_{ds}\lambda\bar{T}_i$ e $\alpha_{ds}\lambda\bar{T}_{f_i}$. Dessa forma, a probabilidade de bloqueio de pacotes que pertencem à classe ds será, após algumas simplificações, dada por:

$$P_{B_{ds}} = \frac{\sum_{i \in I} P_i \frac{1 - g_{ds}(i)}{\lambda_i} + \sum_{f_i \in F} P_{f_i} \left[\bar{\tau}_{f_i} + \frac{1 - g_{ds}(f_i)}{\lambda_{f_i}} \right]}{\sum_{i \in I} \frac{P_i}{\lambda_i} + \sum_{f_i \in F} P_{f_i} \left[\bar{\tau}_{f_i} + \frac{1}{\lambda_{f_i}} \right]}. \quad (5.2)$$

A probabilidade de bloqueio dos pacotes em geral será então:

$$P_{B_{Recuo}} = \sum_{ds=1}^{DS} \alpha_{ds} P_{B_{ds}}. \quad (5.3)$$

Para a avaliação do atraso médio, suponha que o armazenador óptico esteja no estado s . A probabilidade de que o próximo pacote a chegar pertença a uma classe específica ds e seja inserido na j -ésima linha de atraso será $\frac{\alpha_{ds} g_{ds}(s) \lambda}{\lambda_s} [P_{s,j} + P_{s,f_j}]$. Assim, cada classe ds irá sofrer um atraso médio dado por:

$$\bar{D}_{ds} = \frac{\sum_{s \in S} P_s \frac{g_{ds}(s)}{\lambda_s} \left[\sum_{j \in I} P_{s,j} D_j + \sum_{f_j \in F} P_{s,f_j} D_j \right]}{\sum_{s \in S} P_s \frac{g_{ds}(s)}{\lambda_s}}. \quad (5.4)$$

O atraso médio sofrido pelos pacotes em geral poderá ser obtido por:

$$\bar{D}_{Recuo} = \frac{\sum_{ds=1}^{DS} \alpha_{ds} \lambda (1 - P_{B_{ds}}) \bar{D}_{ds}}{\sum_{ds=1}^{DS} \alpha_{ds} \lambda (1 - P_{B_{ds}})}, \quad \text{ou} \quad (5.5)$$

$$\bar{D}_{Recuo} = \sum_{i \in I} D_i P_i + \sum_{f_i \in F} D_i P_{f_i}. \quad (5.6)$$

O desempenho de cada classe irá obviamente depender da probabilidade de recuo que é utilizada $(1 - g_{ds}(s))$, a qual possui um número ilimitado de possibilidades. Os resultados aqui descritos utilizarão as seguintes probabilidades de os pacotes seguirem para o armazenador óptico (ou seja, não recuarem) quando o estado presente for $i \in I$ ou $f_i \in F$:

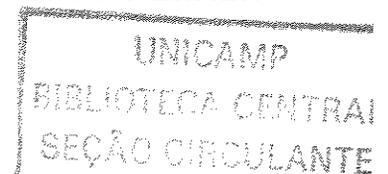
$$\begin{cases} g_{ds}(i) = (\beta_{ds})^i, & i \in I \\ g_{ds}(f_i) = (\beta_{ds})^{B+1}, & f_i \in F \end{cases} \quad (5.7)$$

sendo β_{ds} , $ds \in [1 \dots DS]$, constantes a serem escolhidas para cada classe de serviço diferenciado.

Os resultados aqui presentes se basearão num armazenador de pacotes ópticos com $B = 31$ linhas de atraso, recebendo um tráfego composto por $DS = 3$ classes de serviço diferenciado, com as seguintes frações de tráfego, da mais prioritária para a menos prioritária: $\alpha_1 = 0.2$, $\alpha_2 = 0.3$ e $\alpha_3 = 0.5$. As constantes utilizadas para a definição do recuo dos pacotes foram: $\beta_1 = 1.0$, $\beta_2 = 0.995$ e $\beta_3 = 0.985$. Note que pacotes pertencentes à classe de maior prioridade serão bloqueados apenas quando o armazenador óptico não tiver capacidade de recebê-los, ou seja, os pacotes prioritários não recuam.

As figuras 5.1 e 5.2 comparam, respectivamente, a probabilidade de bloqueio de pacotes e o atraso médio (P_B , \bar{D}) obtidos na subseção 4.3.2 (sem diferenciação de serviço) com a probabilidade de bloqueio de pacotes e o atraso médio gerais ($P_{B_{Recuo}}$, \bar{D}_{Recuo}) e por classe de serviço ($P_{B_{ds}}$, \bar{D}_{ds}) quando o mecanismo de Recuo é utilizado. A distribuição dos pacotes é assumida Exponencial e de Pareto, sendo a carga $\rho = 0.8$ (oferecida antes do recuo). Simulações também são apresentadas, comprovando a exatidão do modelo aqui proposto.

Analisando os resultados, pode-se observar que, embora o mecanismo de Recuo influencie (degrade) a probabilidade de bloqueio dos pacotes em geral (compare P_B com $P_{B_{Recuo}}$), ele é capaz de prover diferenciação de serviço entre os pacotes em termos de probabilidade de bloqueio. Já o atraso médio, este é melhorado quase que igualmente para todas as classes, sendo os pacotes menos prioritários aqueles que recebem um ligeiro menor atraso. A degradação da probabilidade de bloqueio média dos pacotes já era esperada, dado que a fragmentação de recursos normalmente é prejudicial à média. Um aspecto adicional do mecanismo de Recuo, e provavelmente de qualquer outro mecanismo que utilize o domínio temporal para a diferenciação de serviço em redes ópticas, é que o valor ótimo da unidade de atraso é diferente para cada classe de serviço.



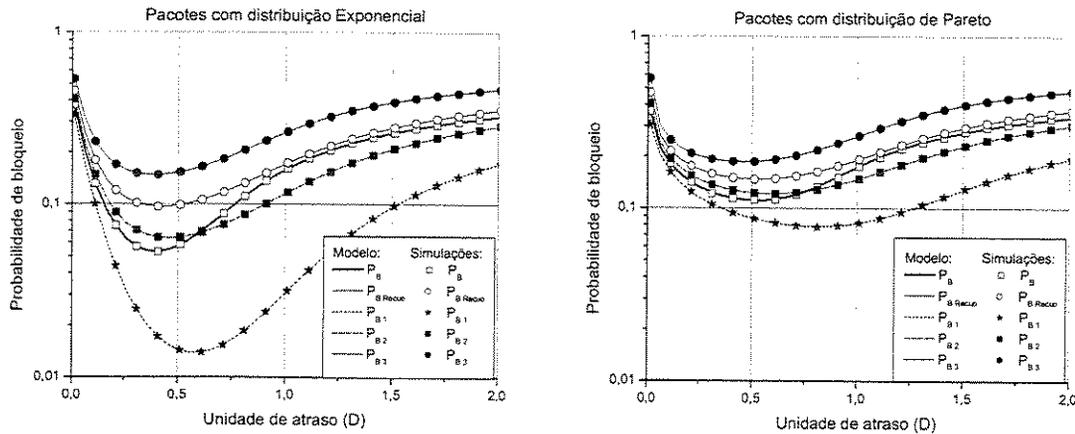


Figura 5.1: Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para o armazenador óptico sem diferenciação de serviço e com o mecanismo de Recuo. O tráfego utilizado assume pacotes com distribuição Exponencial e de Pareto, com carga $\rho = 0.8$. $B = 31$; $\alpha_1 = 0.2$, $\alpha_2 = 0.3$, $\alpha_3 = 0.5$; $\beta_1 = 1.0$, $\beta_2 = 0.995$ e $\beta_3 = 0.985$.

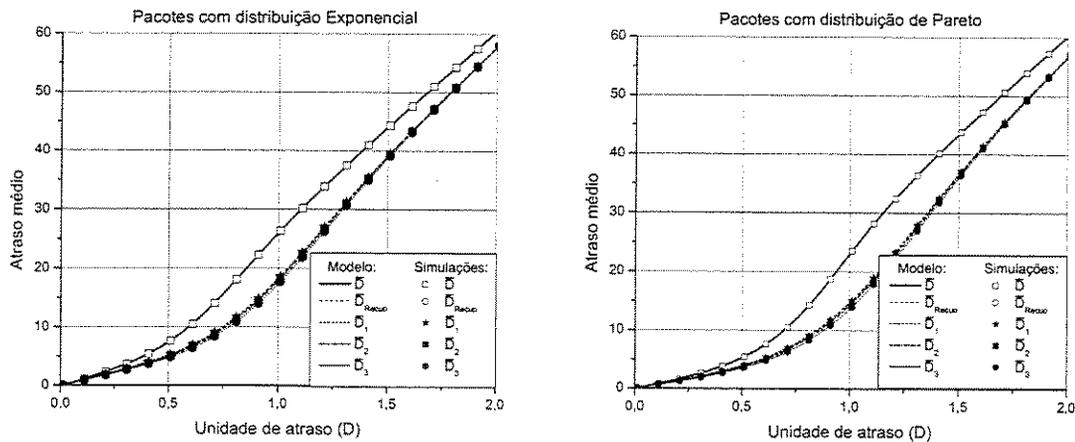


Figura 5.2: Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para o armazenador óptico sem diferenciação de serviço e com o mecanismo de Recuo. O tráfego utilizado assume pacotes com distribuição Exponencial e de Pareto, com carga $\rho = 0.8$. $B = 31$; $\alpha_1 = 0.2$, $\alpha_2 = 0.3$, $\alpha_3 = 0.5$; $\beta_1 = 1.0$, $\beta_2 = 0.995$ e $\beta_3 = 0.985$.

5.2.2 Regressivo

Talvez, o mecanismo mais intuitivo, e de fato o mais usual [47, 48], para a diferenciação de serviço em redes ópticas através do domínio temporal é a definição de uma linha de atraso limiar para cada classe de serviço, a qual será comparada com algum parâmetro do

armazenador óptico para se determinar a aceitação ou o descarte dos pacotes. Por exemplo, pode-se utilizar como comparação o estado corrente do armazenador óptico, que informa a linha de atraso na qual o último pacote aceito foi inserido. Assim, apenas aqueles pacotes pertencentes às classes de serviço com limiares superiores ao estado corrente do armazenador óptico serão aceitos. Observe que essa política pode ser realizada através do mecanismo de Recuo proposto anteriormente, bastando apenas modificar a probabilidade de recuo para uma função degrau. Uma outra alternativa seria a comparação dos limiares com o ponto ativo (γ), tal que enquanto γ for superior ao limiar de uma classe de serviço, pacotes pertencentes a esta classe serão bloqueados. Note que em ambos os casos, dependendo do comportamento dos tráfegos de mais alta prioridade e da escolha dos limiares, pacotes de mais baixa prioridade podem permanecer longos períodos sendo bloqueados.

O mecanismo Regressivo proposto nesta seção é caracterizado também pela adoção de linhas de atraso limiares L_{ds} para cada classe de serviço. Porém agora, se o último pacote aceito foi enviado à linha de atraso i , significando pelo modelo adotado que o armazenador óptico estará no estado i ou f_i , todos aqueles pacotes vindos de classes de serviço tais que $L_{ds} \leq i$ serão bloqueados apenas enquanto o armazenador óptico não esteja esvaziando, ou seja, enquanto $z > 0$. Já os pacotes cuja classe de serviço tiver limiar superior a i , chamados de prioritários sob os estados i ou f_i , serão aceitos a qualquer instante, exceto obviamente quando o armazenador óptico estiver cheio. Será dito que pacotes provindos das classes de serviço tais que $L_{ds} \leq i$ são não prioritários sob os estados i ou f_i . A mesma denominação de prioridade é dada às classes de serviço.

Para a avaliação do desempenho do mecanismo Regressivo, suponha que o armazenador óptico esteja no estado $s \in S$ e sejam λ_{ps} e $\lambda - \lambda_{ps}$ a taxa de chegada de pacotes considerados respectivamente prioritários e não prioritários sob o estado s . Devido à característica regressiva, nenhum pacote não prioritário será aceito durante o tempo η , sendo $\eta = \tau_{T_i}$ (o comprimento do último pacote aceito), se $s = i \in I$; ou $\eta = D_B - D_i$, se $s = f_i \in F$.

O tempo de vida residual τ_{f_i} será considerado separadamente, visto que ele aparece apenas quando o armazenador óptico se torna cheio, caso em que todos os pacotes serão bloqueados independentemente de suas prioridades.

As equações para as transições de estado precisam levar em conta que, durante o tempo η , a taxa efetiva de chegada de pacotes ao armazenador será λ_{p_s} (visto que apenas pacotes prioritários poderão ser aceitos), mudando para λ logo após. Em outras palavras, enquanto o último pacote aceito não for completamente servido, todas as equações permanecem inalteradas, exceto que a taxa de chegada de pacotes em 4.2 será dada por λ_{p_s} . Contrariamente, se nenhum pacote prioritário chegar durante o tempo η , todas as equações precisam levar em conta esta probabilidade ($e^{-\lambda_{p_s}\eta}$) e, devido à natureza sem memória do processo de chegada, pode-se assumir que o processo recomeça em $\gamma = D_i$ com a taxa total λ . A probabilidade de que nenhum pacote prioritário chegue durante o serviço do último pacote aceito (se $s = i \in I$), ou durante o tempo $D_B - D_i$ (se $s = f_i \in F$) será dada por:

$$\int_0^{D_B - D_i} e^{-\lambda_{p_i}\eta} p_{\tau_{T_i}}(\eta) d\eta \quad , \text{ se } s = i \in I \quad (5.8)$$

$$e^{-\lambda_{p_{f_i}}(D_B - D_i)} \quad , \text{ se } s = f_i \in F \quad (5.9)$$

Dessa forma, definindo $p_{T_{p_s}^*}(t^*) = \lambda_{p_s} e^{-\lambda_{p_s} t^*} u(t^*)$, a distribuição do incremento analógico do atraso Z_i e as probabilidades de transição a partir dos estados f_i serão reescritas como:

$$p_{Z_i}(z) = \begin{cases} p_{\tau_{T_i}}(\cdot) * p_{-T_{p_i}^*}(\cdot) & , \text{ se } z > 0 \\ \left(\int_0^{D_B - D_i} e^{-\lambda_{p_i}\eta} p_{\tau_{T_i}}(\eta) d\eta \right) p_{T^*}(-z) & , \text{ se } z \leq 0 \end{cases} \quad (5.10)$$

$$p_{f_i,j} = \begin{cases} \int_{D_B - D_j}^{D_B - D_{j-1}} p_{T_{p_{f_i}}^*}(t) dt \int_0^{D_B - D_j} p_{\tau}(\tau) d\tau & , \text{ se } j > i \\ \left(e^{-\lambda_{p_{f_i}}(D_B - D_i)} \int_{D_i - D_j}^{D_i - D_{j-1}} p_{T^*}(t) dt \right) \int_0^{D_B - D_j} p_{\tau}(\tau) d\tau & , \text{ se } j \leq i \end{cases} \quad (5.11)$$

$$p_{f_i, f_j} = \begin{cases} \int_{D_B - D_j}^{D_B - D_{j-1}} p_{T_{p_{f_i}}^*}(t) dt \int_{D_B - D_j}^{\infty} p_{\tau}(\tau) d\tau & , \text{ se } j > i \\ \left(e^{-\lambda_{p_{f_i}}(D_B - D_i)} \int_{D_i - D_j}^{D_i - D_{j-1}} p_{T^*}(t) dt \right) \int_{D_B - D_j}^{\infty} p_{\tau}(\tau) d\tau & , \text{ se } j \leq i \end{cases} \quad (5.12)$$

Para a avaliação da probabilidade de bloqueio e do atraso médio, suponha que o armazenador óptico esteja no estado $s = i$ ou f_i e transite para o estado k ou f_k . Para a determinação do tempo médio de permanência em cada estado $s = i$ ou f_i , deverão ser consideradas as seguintes situações: a) $k \leq i$, correspondendo à chegada de nenhum pacote prioritário durante o tempo η , o qual ocorre com probabilidade $e^{-\lambda_{p_s}\eta}$ e resulta num tempo médio para a transição de estado $\eta + \frac{1}{\lambda}$; e b) $k > i$, correspondendo à chegada (e conseqüente aceitação) de um pacote prioritário durante o tempo η , o qual ocorre com probabilidade $1 - e^{-\lambda_{p_s}\eta}$ e com tempo médio transcorrido $\frac{1}{\lambda_{p_s}} - \frac{\eta e^{-\lambda_{p_s}\eta}}{1 - e^{-\lambda_{p_s}\eta}}$. Essa última pode ser obtida da seguinte forma: dado que um pacote de uma das classes prioritárias sob o estado s chegou durante o tempo η , a distribuição condicional do tempo entre chegadas será dada por:

$$\begin{aligned} p_{T_{p_s}^*/\eta}(t^*) &= \frac{p_{T_{p_s}^*}(t^*) [u(t^*) - u(t^* - \eta)]}{\int_0^{\eta} p_{T_{p_s}^*}(\xi) d\xi} = \\ &= \frac{\lambda_{p_s} e^{-\lambda_{p_s} t^*} [u(t^*) - u(t^* - \eta)]}{1 - e^{-\lambda_{p_s} \eta}}. \end{aligned} \quad (5.13)$$

Conseqüentemente, o tempo médio transcorrido será obtido como:

$$\begin{aligned} \bar{T}_e &= \int_0^{\eta} t p_{T_{p_s}^*/\eta}(t) dt = \\ &= \frac{1}{\lambda_{p_s}} - \frac{\eta e^{-\lambda_{p_s} \eta}}{1 - e^{-\lambda_{p_s} \eta}}. \end{aligned} \quad (5.14)$$

Assim, para cada classe de serviço ds , o número esperado de pacotes bloqueados e que

chegam durante qualquer transição de estado será, após algumas simplificações, dado por:

a) se a classe ds é prioritária sob o estado s :

$$E \begin{bmatrix} \#Pacotes \\ bloqueados / s \end{bmatrix} = \begin{cases} 0 & , \text{ se } s = i \in I \\ \alpha_{ds} \lambda \bar{\tau}_{f_i} & , \text{ se } s = f_i \in F \end{cases} \quad (5.15)$$

$$E \begin{bmatrix} \#Pacotes \\ que chegam / s \end{bmatrix} = \begin{cases} \int_0^{D_B - D_i} \frac{\alpha_{ds} \lambda}{\lambda_{p_i}} \left(1 - \left(\frac{\lambda - \lambda_{p_i}}{\lambda} \right) e^{-\lambda_{p_i} \xi} \right) p_{\tau_{T_i}}(\xi) d\xi & , \text{ se } s = i \in I \\ \alpha_{ds} \lambda \bar{\tau}_{f_i} + \frac{\alpha_{ds} \lambda}{\lambda_{p_{f_i}}} \left(1 - \left(\frac{\lambda - \lambda_{p_{f_i}}}{\lambda} \right) e^{-\lambda_{p_{f_i}} (D_B - D_i)} \right) & , \text{ se } s = f_i \in F \end{cases} \quad (5.16)$$

b) se a classe ds é não prioritária sob o estado s :

$$E \begin{bmatrix} \#Pacotes \\ bloqueados / s \end{bmatrix} = \begin{cases} \int_0^{D_B - D_i} \frac{\alpha_{ds} \lambda}{\lambda_{p_i}} (1 - e^{-\lambda_{p_i} \xi}) p_{\tau_{T_i}}(\xi) d\xi & , \text{ se } s = i \in I \\ \alpha_{ds} \lambda \bar{\tau}_{f_i} + \frac{\alpha_{ds} \lambda}{\lambda_{p_{f_i}}} (1 - e^{-\lambda_{p_{f_i}} (D_B - D_i)}) & , \text{ se } s = f_i \in F \end{cases} \quad (5.17)$$

$$E \begin{bmatrix} \#Pacotes \\ que chegam / s \end{bmatrix} = \begin{cases} \int_0^{D_B - D_i} \frac{\alpha_{ds} \lambda}{\lambda_{p_i}} \left(1 - \left(\frac{\lambda - \lambda_{p_i}}{\lambda} \right) e^{-\lambda_{p_i} \xi} \right) p_{\tau_{T_i}}(\xi) d\xi & , \text{ se } s = i \in I \\ \alpha_{ds} \lambda \bar{\tau}_{f_i} + \frac{\alpha_{ds} \lambda}{\lambda_{p_{f_i}}} \left(1 - \left(\frac{\lambda - \lambda_{p_{f_i}}}{\lambda} \right) e^{-\lambda_{p_{f_i}} (D_B - D_i)} \right) & , \text{ se } s = f_i \in F \end{cases} \quad (5.18)$$

Portanto, para cada classe de serviço diferenciado ds , a probabilidade de bloqueio de pacotes será dada por:

$$P_{B_{ds}} = \frac{\sum_{s \in S} E[\#Pacotes \text{ bloqueados } / s] P_s}{\sum_{s \in S} E[\#pacotes \text{ que chegam } / s] P_s} \quad (5.19)$$

Como obtido para o mecanismo de Recuo, a probabilidade de bloqueio de pacotes em geral será:

$$P_{B_{Regressivo}} = \sum_{ds=1}^{DS} \alpha_{ds} P_{B_{ds}} \quad (5.20)$$

Para a avaliação do atraso médio, assumindo-se novamente que o armazenador óptico esteja no estado $s = i$ ou $f_i \in S$, a probabilidade de que o próximo pacote aceito pertença a uma das classes ds e faça o armazenador óptico transitar para o estado $\nu = k$ ou $f_k \in S$ pode ser obtida como:

$$P_{s,\nu}^{<ds>} = \begin{cases} P_{s,\nu} \frac{\alpha_{ds}\lambda}{\lambda} & , \text{ se } k \leq i \\ P_{s,\nu} \frac{\alpha_{ds}\lambda}{\lambda p_s} & , \text{ se } k > i \text{ e } L_{ds} > i \\ 0 & , \text{ se } k > i \text{ e } L_{ds} \leq i. \end{cases} \quad (5.21)$$

Visto que a transição para o estado k ou f_k representa a atribuição de um atraso D_k para o pacote aceito, o atraso médio por classe de serviço será dado por:

$$\bar{D}_{ds} = \frac{\sum_{s \in S} P_s \left[\sum_{k \in I} P_{s,k}^{<ds>} D_k + \sum_{f_k \in F} P_{s,f_k}^{<ds>} D_k \right]}{\sum_{s \in S} P_s \left[\sum_{k \in I} P_{s,k}^{<ds>} + \sum_{f_k \in F} P_{s,f_k}^{<ds>} \right]}. \quad (5.22)$$

O atraso médio dos pacotes em geral $\bar{D}_{Regressivo}$ poderá ser obtido por 4.24.

As figuras 5.3 e 5.4 comparam, respectivamente, a probabilidade de bloqueio de pacotes e o atraso médio (P_B, \bar{D}) obtidos na subseção 4.3.2 (sem diferenciação de serviço) com a probabilidade de bloqueio de pacotes e o atraso médio gerais ($P_{B_{Regressivo}}, \bar{D}_{Regressivo}$) e por classe de serviço ($P_{B_{ds}}, \bar{D}_{ds}$) quando o mecanismo Regressivo é utilizado. Foi assumido um armazenador óptico com $B = 31$ linhas de atraso e com o mesmo fracionamento do tráfego por classe de serviço ($\alpha_1 = 0.2, \alpha_2 = 0.3$ e $\alpha_3 = 0.5$), sendo os limiares dados por: $L_1 = 31, L_2 = 27$ e $L_3 = 23$. A distribuição dos pacotes é mais uma vez assumida Exponencial e de Pareto, com carga $\rho = 0.8$. Novamente, pode-se verificar: a exatidão do modelo Regressivo aqui proposto; uma certa degradação média da probabilidade de bloqueio dos pacotes devido à fragmentação dos recursos; uma pouca diferença no atraso médio dos

pacotes; e os diferentes valores para a unidade de atraso ótima para cada classe de serviço. Uma característica presente nas curvas do modelo Regressivo foi o crescimento mais lento, após o ponto de ótimo, da probabilidade de bloqueio de pacotes da classe de serviço mais prioritária em relação às demais, fato não ocorrido no mecanismo de Recuo. Tal característica comprova o já mencionado comportamento dos armazenadores de pacotes ópticos de não tender a esvaziar quando a unidade de atraso aumenta, o que é mais prejudicial para as classes menos prioritárias sob a política Regressiva. Em uma outra comparação entre as políticas, note que, para os valores utilizados, a característica Regressiva apresentou-se menos severa do que a de Recuo para os pacotes menos prioritários. Por fim, vale mencionar que os dois mecanismos podem ser ainda combinados, por exemplo assumindo que após o serviço do último pacote aceito, pacotes não prioritários sob o estado corrente possam sofrer recuo com uma certa probabilidade.

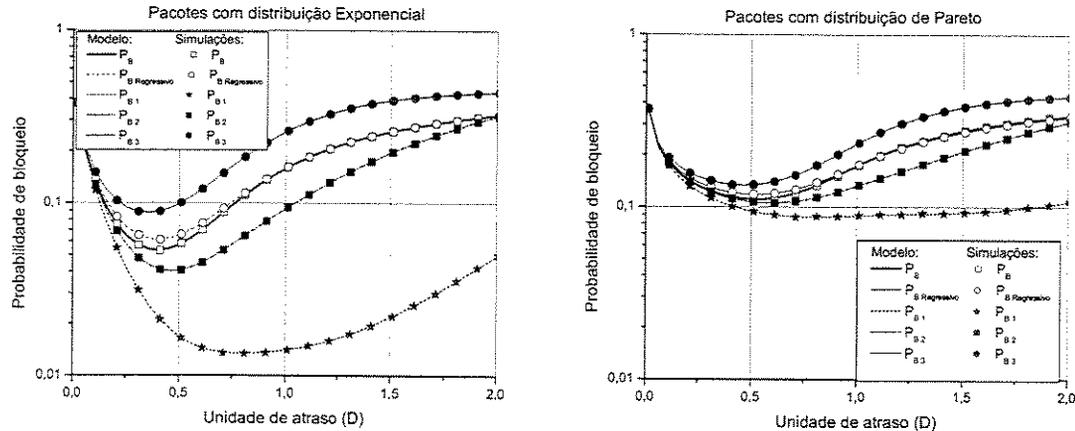


Figura 5.3: Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para o armazenador óptico sem diferenciação de serviço e com o mecanismo Regressivo. O tráfego utilizado assume pacotes com distribuição Exponencial e de Pareto, sendo a carga $\rho = 0.8$. $B = 31$; $\alpha_1 = 0.2$, $\alpha_2 = 0.3$, $\alpha_3 = 0.5$; $L_1 = 31$, $L_2 = 27$ e $L_3 = 23$.

Observe que, em ambos os mecanismos, os valores das probabilidades de recuo e dos limiares foram fixados com os mesmos valores tanto para a distribuição de Pareto quanto para a Exponencial. O que se percebe entretanto é que, para a distribuição de Pareto, os

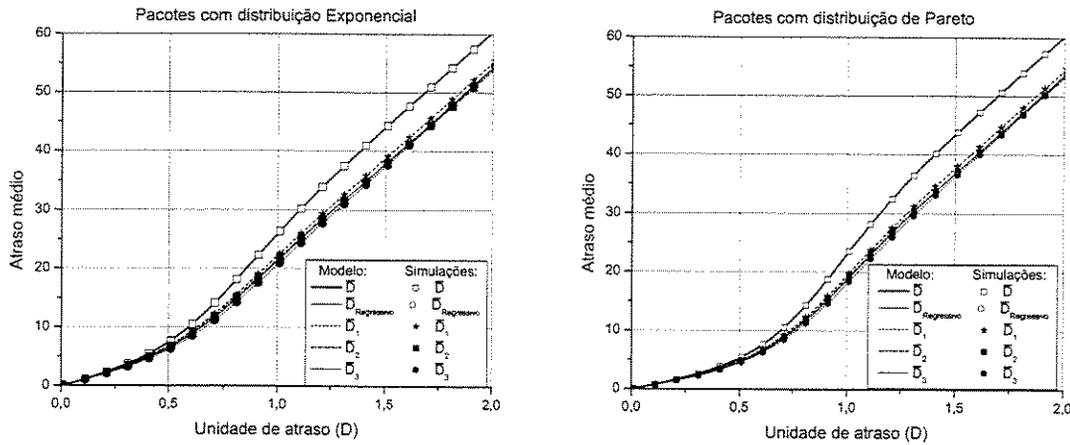


Figura 5.4: Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para o armazenador óptico sem diferenciação de serviço e com o mecanismo Regressivo. O tráfego utilizado assume pacotes com distribuição Exponencial e de Pareto, sendo a carga $\rho = 0.8$. $B = 31$; $\alpha_1 = 0.2$, $\alpha_2 = 0.3$, $\alpha_3 = 0.5$; $L_1 = 31$, $L_2 = 27$ e $L_3 = 23$.

mecanismos precisam ser mais ríspidos com as classes menos prioritárias para que se consiga obter uma diferenciação de serviço mais efetiva. Adicionalmente, foi utilizado um único valor de carga (ρ) e partição do tráfego (α) entre as classes. De forma a tentar manter uma certa qualidade de serviço quando a carga ou a partição do tráfego por classe variam, a unidade de controle teria que ser capaz de aferir esses valores do tráfego (baseado numa estatística por um período de tempo) para poder assim aplicar os devidos limiares ou probabilidades de recuo. Finalmente, observe que uma característica positiva dos modelos aqui apresentados é que eles podem ser facilmente estendidos para um número arbitrário de classes de serviço e partição do tráfego por classe.

Capítulo 6

Combinação do Domínio Temporal com o do Comprimento de Onda para a Resolução de Contenção

Este capítulo analisa a combinação do domínio temporal com o do comprimento de onda para a resolução de contenção em redes ópticas assíncronas comutadas por pacote. A combinação desses dois domínios gera um conjunto de alternativas para a atribuição do comprimento de onda e da linha de atraso capazes de evitar a contenção dos pacotes nas saídas. Esse problema deverá ser resolvido pela unidade de controle mediante o emprego de uma política apropriada, conhecida na literatura como algoritmo para alocação de comprimento de onda em armazenadores ópticos. Diferentes algoritmos podem ser empregados, cada qual com sua complexidade computacional e implicações no desempenho do comutador. Serão discutidos alguns dos principais algoritmos presentes na literatura, inclusive com uma abordagem analítica para os dois mais simples.

6.1 Introdução

No capítulo 3, onde foram investigados o roteamento por deflexão e a conversão de comprimento de onda, pôde-se verificar o efeito da utilização dessas duas técnicas no tratamento das contenções ocorridas nos comutadores ópticos, inclusive quando operadas conjuntamente, caso que permitiu um ganho de desempenho bem mais expressivo.

No capítulo dedicado ao estudo e modelagem dos armazenadores de pacotes ópticos, analisou-se exclusivamente o domínio temporal, sendo o seu desempenho bastante atrelado aos espaçamentos das linhas de atraso, além da carga e do tipo de tráfego submetidos ao armazenador óptico. Viu-se que, dependendo da intensidade da carga de entrada, do tipo de tráfego e do valor da probabilidade de bloqueio desejada, a quantidade de linhas de atraso requerida pode ser elevada, destacadamente para tráfego com características de cauda pesada. Tal requerimento não é desejável por implicações de custo, espaço e potência.

A utilização de conversão de comprimento de onda com o armazenamento de pacotes ópticos beneficia-se do fato de que as mesmas linhas de atraso podem transportar, sobrepostos no tempo, pacotes que estejam em diferentes comprimentos de onda. Assim, tudo se passa como se houvesse W armazenadores ópticos distintos, um para cada comprimento de onda. Conseqüentemente, haverá agora dois domínios para serem tratados pela unidade de controle, o que demandará desta o emprego de uma política para se definir em qual dos comprimentos de onda (e conseqüentemente fibra de atraso) deverão ser transmitidos os pacotes. Tal política deverá exigir mais processamento do que o requerido quando apenas a conversão de comprimento de onda ou o armazenamento dos pacotes ópticos eram utilizados. Isso porque, para o primeiro, os canais disponíveis podiam ser indistintamente atribuídos aos pacotes, enquanto para o armazenador óptico sob a disciplina FIFO, havia uma única escolha que minimizaria a probabilidade de bloqueio, que era atribuir o menor atraso possível. Um outro aspecto importante da combinação dos dois domínios é que diferentes escolhas do canal por onde serão encaminhados os pacotes acarretarão desempenhos distintos na resolução das

contenções, conforme observado em [34].

A fim de poder quantificar qual a melhora no desempenho quando os domínios temporal e do comprimento de onda são utilizados conjuntamente, são descritos neste capítulo quatro algoritmos para a escolha do comprimento de onda de saída que irá transportar o pacote. Os algoritmos serão divididos dois a dois em duas categorias: os que averiguam, por algum critério específico, um único canal WDM e, caso este não tenha capacidade de transportar o pacote, simplesmente o bloqueia; e aqueles que permitem o bloqueio de algum pacote apenas quando nenhum dos canais tiver capacidade de transportá-lo. Obviamente se espera um melhor desempenho dos algoritmos pertencentes à segunda categoria, embora os da primeira são mais simples de serem implementados. Será feita uma análise de desempenho dos quatro algoritmos escolhidos e uma breve descrição da complexidade de cada um deles. Adicionalmente, será mostrado como os modelos analíticos descritos no capítulo 4 podem ser usados para avaliar os desempenhos dos dois algoritmos pertencentes à categoria mais simples.

6.2 Algoritmos para Alocação de Comprimento de Onda em Armazenadores de Pacotes Ópticos

A seguir, serão descritos e comparados alguns dos algoritmos mais conhecidos para a atribuição do comprimento de onda em armazenadores de pacotes ópticos. Seus nomes seguem a notação presente em [34]:

6.2.1 Aleatório (*Random*)

Neste algoritmo, o comprimento de onda é escolhido aleatoriamente, sem que haja qualquer análise da ocupação do armazenador óptico. Caso o comprimento de onda selecionado não seja capaz de transmitir o pacote, este será bloqueado de imediato, sem que seja permitida uma nova tentativa. Este é um algoritmo simples, que requer apenas a escolha aleatória de

um comprimento de onda de saída e a averiguação se o pacote poderá ser transmitido ou não.

6.2.2 Cíclico (*Round Robin*)

Para o algoritmo Cíclico, a escolha dos comprimentos de onda é realizada de forma seqüencial, ou seja, caso $i \in [1, \dots, W]$ seja o comprimento de onda previamente averiguado, para o próximo pacote será tentado o comprimento de onda $1 + [i \text{ mod}(W)]$. Caso este não seja capaz de transmitir o pacote, ocorrerá o seu bloqueio. Como para o algoritmo Aleatório, além de não haver qualquer análise da ocupação do armazenador óptico para a decisão do comprimento de onda de saída, pacotes podem ser bloqueados mesmo havendo capacidade para transmiti-los. Para a sua implementação, há a necessidade de manter uma lista com o último comprimento de onda averiguado em cada fibra de saída.

6.2.3 Menor Comprimento (*Minimum Length*)

O Menor Comprimento caracteriza-se pela escolha da menor linha de atraso para a transmissão do pacote. Em caso de empate, este poderá ser resolvido por um sorteio. Observe que a própria definição do algoritmo implica que o bloqueio de um pacote acontecerá apenas quando todos os comprimentos de onda estiverem impossibilitados de transmiti-lo. Espera-se portanto um melhor desempenho deste algoritmo, embora a unidade de controle deverá despende um maior esforço computacional em relação aos dois citados anteriormente.

6.2.4 Mínimo Vazio (*Minimum Gap*)

Conforme mencionado anteriormente, em redes assíncronas, o envio de um pacote para uma linha de atraso gera um vazio entre ele e o pacote previamente aceito. O algoritmo Mínimo Vazio escolhe, dentre os comprimentos de onda, aquele que acarretaria a menor introdução

de vazio. Espera-se com isso evitar o desperdício de banda e assim melhorar o desempenho do comutador. A complexidade do algoritmo está no fato de que a diferença entre o atraso que seria atribuído ao novo pacote e o término do último pacote aceito deverá ser computada e comparada para cada comprimento de onda.

Observa-se que os dois primeiros algoritmos são extremamente simples, embora se espera também que os seus desempenhos sejam inferiores aos dos outros dois, já que, quando o comprimento de onda selecionado, por sorteio ou ciclicamente, não for capaz de transportar o pacote, não será averiguado nenhum outro comprimento de onda. Em termos de componentes (*hardware*), todos os algoritmos exigirão conversão plena de comprimento de onda.

Comparação dos algoritmos

As figuras 6.1 e 6.2 comparam respectivamente a probabilidade de bloqueio de pacotes e o atraso médio dos algoritmos Aleatório (AA), Cíclico (AC), Menor Comprimento (MC) e Mínimo Vazio (MV) para um comutador de pacotes ópticos com armazenadores ópticos dedicados por saída, como mostrado na figura 3.3. São utilizados $N = 4$ fibras de entrada/saída, $W = 8$ comprimentos de onda por fibra e apenas $B = 7$ linhas de atraso. A carga por canal de entrada empregada é $\rho = 0.8$, sendo o tráfego sem memória, ilustrado na figura 3.4. Como previamente mencionado, de fato os algoritmos MV e MC provêm desempenhos bem superiores em relação ao AA e AC, facilmente compreendido pelo fato de que ambos descartam pacotes apenas quando não há outra alternativa. Dentre os dois melhores, observa-se que, tanto para a minimização da probabilidade de bloqueio quanto ainda, surpreendentemente, do próprio atraso médio, a redução dos espaços vazios entre os pacotes é preferível à busca pela menor linha de atraso. Ou seja, a minimização do atraso de cada pacote individualmente não resulta na minimização do atraso médio. Isso provavelmente decorre da menor ocupação média do armazenador óptico sob o critério de minimização dos vazios, o que conseqüentemente gera menores atrasos na média. Observe ainda que os algoritmos possuem diferentes valores para a unidade de atraso ótima (D_o).

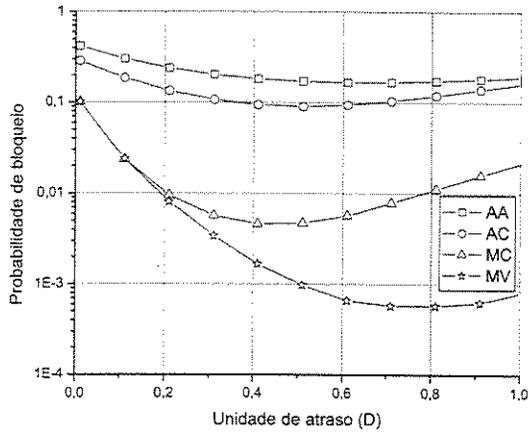


Figura 6.1: Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para os algoritmos AA, AC, MC e MV. O tráfego é assumido sem memória, $\rho = 0.8$, $W = 8$ e $B = 7$.

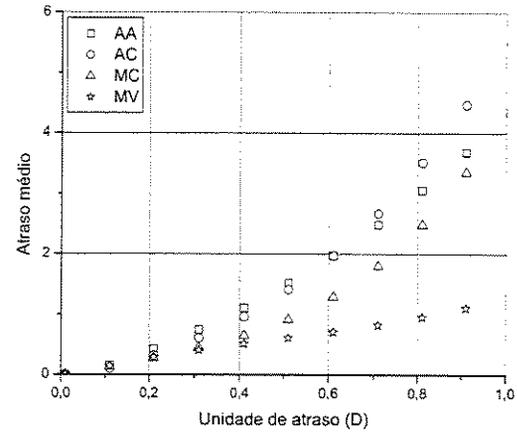


Figura 6.2: Atraso médio dos pacotes versus a unidade de atraso (D) para os algoritmos AA, AC, MC e MV. O tráfego é assumido sem memória, $\rho = 0.8$, $W = 8$ e $B = 7$.

Como observado no capítulo 3, o desempenho do comutador para processo de chegada sem memória e com resolução de contenção por conversão de comprimento de onda é indiferente ao tipo de distribuição dos pacotes. O mesmo não se verifica com o emprego do armazenamento de pacotes ópticos para a resolução de contenção, o qual apresenta desempenhos distintos para diferentes distribuições, sendo as de cauda pesada as menos favorecidas. Portanto, espera-se que a combinação do domínio do comprimento de onda com o armazenamento de pacotes ópticos, além de melhorar o desempenho do comutador, torne-o menos hostil para as distribuições de cauda pesada.

A figura 6.3 compara o desempenho do comutador óptico para $N = 4$ fibras de entrada/saída e o mesmo tipo de tráfego por canal de entrada assumido anteriormente, porém agora o tamanho dos pacotes pode seguir a distribuição de Pareto ou Exponencial, sendo a carga utilizada $\rho = 0.6$. O algoritmo de alocação de comprimento de onda é o MC e duas configurações para a combinação dos domínios temporal com o do comprimento de onda são empregadas: $W = 4, B = 4$ e $W = 8, B = 1$. Observe que, para a distribuição Exponencial do tamanho dos pacotes, em seus pontos de ótimo, as duas configurações apresentam pro-

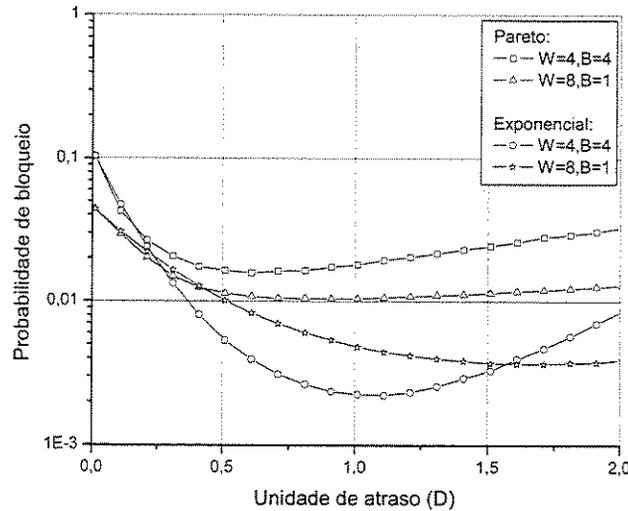


Figura 6.3: Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso (D) para um comutador óptico com $N = 4$ fibras de entrada/saída, sob carga $\rho = 0.6$ e pacotes com distribuição de Pareto e Exponencial. O algoritmo de alocação de comprimento de onda é o MC.

habilidades de bloqueio próximas ao caso quando apenas o domínio temporal com $B = 31$ linhas de atraso é utilizado, como mostra a figura 4.8. Entretanto, note que tanto para $W = 4, B = 4$ quanto para $W = 8, B = 1$, o desempenho do comutador para a distribuição de Pareto é melhorado em relação à utilização exclusiva do domínio temporal com $B = 31$ linhas de atraso, o que comprova a menor penalização sobre esta distribuição quando a conversão de comprimento de onda é combinada com as linhas de atraso. Obviamente essa menor penalização dependerá do número de linhas de atraso e comprimentos de onda utilizados. Por exemplo, note que para pacotes exponencialmente distribuídos, $W = 4, B = 4$ apresenta melhor desempenho do que $W = 8, B = 1$, enquanto que para a distribuição de Pareto seus desempenhos são invertidos, dado o maior peso, nesta última arquitetura, do domínio do comprimento de onda para a resolução de contenção.

Quanto à comparação do desempenho do comutador óptico para os três domínios de resolução de contenção e algumas de suas combinações, comparando as curvas das figuras 3.11, 6.1 e 6.3, observa-se que para carga $\rho = 0.8$ e tráfego sem memória, quando se assume

$W = 8$ comprimentos de onda por fibra, o algoritmo MC com $B = 7$ linhas de atraso apresenta desempenho similar à curva $D = 2, W = 8$, a qual permite duas alternativas para a deflexão dos pacotes. Para carga $\rho = 0.6$, a configuração $W = 8, B = 1$, ou seja, com apenas uma única linha de atraso por saída, já consegue quase o mesmo desempenho do obtido com $D = 1, W = 8$, reforçado pelo fato da não necessidade de defletir os pacotes, o que, sob o algoritmo MC, permite a preservação da ordem dos pacotes. Para o mesmo tipo de tráfego e valor de carga, merecem destaque ainda a melhora em uma ordem de grandeza da configuração $W = 8, B = 1$ em relação à utilização exclusiva de $W = 8$ comprimentos de onda e o ainda melhor desempenho em relação a $W = 16$, mostrado na figura 3.7. Observe por fim o desempenho similar da arquitetura $W = 8, B = 1$ para pacotes com distribuição de Pareto em relação ao uso exclusivo do domínio do comprimento de onda com $W = 16$. Este último obtido da mesma figura 3.7 devido à insensibilidade do desempenho da conversão de comprimento de onda em relação à distribuição do pacote quando o processo de chegada é sem memória. Tais análises mostram a importância do uso de linhas de atraso. Vale ressaltar ainda que o algoritmo MV apresenta desempenhos superiores aos do algoritmo MC, embora não garanta a conservação da ordem dos pacotes.

Existem outros algoritmos conhecidos na literatura que também podem ser utilizados. Os seus desempenhos e complexidades, entretanto, estão sempre entre os do *RR* e *MC*. Adicionalmente, pode-se melhorar alguns deles com suas combinações. Por exemplo, em casos de empate entre a menor linha de atraso no algoritmo *MC*, pode-se empregar o menor vazio ou outra heurística apropriada.

6.3 Modelagem dos Algoritmos Aleatório e Cíclico

Esta seção descreve como é possível estimar os desempenhos dos algoritmos Aleatório e Cíclico através dos modelos analíticos descritos no capítulo 4 para o armazenador de pacotes

ópticos. Como feito na seção anterior, as análises se basearão num comutador óptico com $N = 4$ fibras de entrada/saída e tráfego uniformemente distribuído entre as fibras de saída, embora roteamento não uniforme possa também ser empregado. A análise se baseia no fato já observado anteriormente de que, sob independência e granularidade infinitamente fina dos canais de entrada, a chegada dos pacotes nas diferentes fibras de saída segue um processo Poissoniano. Isso permite a modelagem do comutador óptico sob os algoritmos Aleatório e Cíclico, conforme descrito abaixo:

Seja novamente ρ a variável que representa a carga por canal de entrada e $\bar{\tau}$ o valor esperado da duração dos pacotes. A taxa média de chegada de pacotes em cada canal de entrada será dada por $\lambda_i = \rho/\bar{\tau}$. Sob independência e granularidade infinitamente fina dos canais de entrada, o processo de chegada dos pacotes para cada fibra de saída seguirá uma distribuição Poissoniana, sendo a sua taxa de chegada dada por $\lambda_s = \sum_{n=1}^N \sum_{w=1}^W \lambda_i \frac{1}{N} = \lambda_i \frac{NW}{N} = \lambda_i W$, já que se assume a mesma taxa média de chegada de pacotes por canal de entrada e o roteamento como uniforme. Assim, chamando t_s o tempo entre chegadas de pacotes para cada fibra de saída, sua função de distribuição de probabilidade será dada por:

$$p_{T_s}(t) = \lambda_s e^{-\lambda_s t} u(t). \quad (6.1)$$

Considere inicialmente que o algoritmo de alocação de comprimento de onda seja o Aleatório. Como sabido, processos Poissonianos cujos eventos de chegada são aleatoriamente distribuídos para diferentes saídas gera, em cada uma destas, processos também Poissonianos com taxas ponderadas pelas suas respectivas probabilidades. Visto que o algoritmo Aleatório assume a mesma probabilidade para cada um dos comprimentos de onda, tem-se que o tempo entre chegadas de pacotes por canal de saída será dado por:

$$p_{T^*}(t) = \lambda_i e^{-\lambda_i t} u(t). \quad (6.2)$$

Portanto, sob independência e granularidade infinitamente fina dos canais de entrada, o desempenho do comutador poderá ser obtido através do modelo proposto para chegadas Poissonianas, podendo inclusive ser utilizada qualquer distribuição para a duração dos pacotes. Observe que a taxa de chegada de pacotes λ_i independe do número de canais assumidos, fazendo com que o desempenho do comutador não seja melhorado com o aumento do número de comprimentos de onda. A figura 6.4 compara o desempenho do comutador com $N = 4$ fibras de entrada/saída, $W = 4, 32$ comprimentos de onda e $B = 31$ linhas de atraso com o limitante de granularidade infinitamente fina obtido pelo modelo analítico proposto para o armazenador óptico. Assume-se que os pacotes podem seguir a distribuição Exponencial ou de Pareto ($\alpha = 1.5$). Note que o desempenho do comutador aproxima-se muito rapidamente ao do modelo e que de fato não há melhora com o aumento do número de comprimentos de onda.

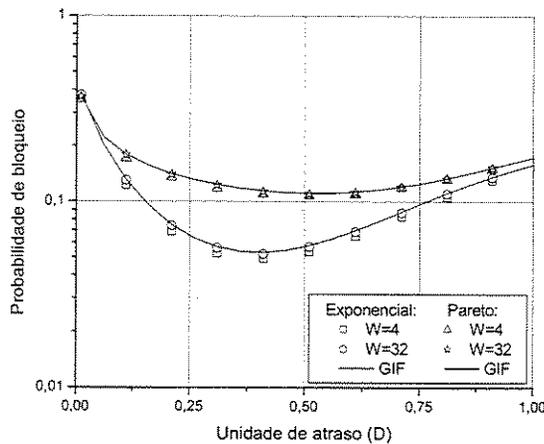


Figura 6.4: Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso D para um comutador óptico sob o algoritmo Aleatório. O tráfego de entrada é assumido com carga $\rho = 0.8$ e pacotes com distribuição de Pareto e Exponencial. $N = 4$, $W = 4, 32$ e $B = 31$.

Considere agora que a unidade de controle empregue a política Cíclica, ou seja, para cada fibra de saída, o comprimento de onda a ser averiguado é o seguinte ao previamente selecionado. Dado que o tempo entre chegadas de pacotes para uma determinada fibra de

saída segue 6.1, ocorrerá portanto que, sob o algoritmo Cíclico, cada canal do armazenador de pacotes ópticos receberá pacotes com uma distribuição do tempo entre chegadas dada por:

$$T^* = \sum_{i=1}^W T_s, \quad (6.3)$$

o que acarreta uma distribuição de Erlang para o tempo entre chegadas dos pacotes, descrita como [6]:

$$p_{T^*}(t) = \frac{\lambda_s (\lambda_s t)^{W-1} e^{-\lambda_s t}}{(W-1)!} u(t). \quad (6.4)$$

Novamente, espera-se que, à medida que se aumenta o número de comprimentos de onda, 6.4 possa aproximar o tempo entre chegadas dos pacotes mais satisfatoriamente.

Seja ainda $P_{T^*}(s)$ a transformada de Laplace de $p_{T^*}(t)$. Tem-se assim:

$$P_{T^*}(s) = \left(\frac{\lambda_s}{s + \lambda_s} \right)^W. \quad (6.5)$$

No limite, quando o valor de W for feito suficientemente elevado:

$$\lim_{W \rightarrow \infty} P_{T^*}(s) = \lim_{W \rightarrow \infty} \left(\frac{\lambda_i W}{s + \lambda_i W} \right)^W = e^{-\frac{s}{\lambda_i}}. \quad (6.6)$$

Portanto, sob o algoritmo Cíclico e para um número muito grande de canais de entrada, o tempo entre chegadas de pacotes para cada plano de comprimento de onda será aproximado por:

$$\lim_{W \rightarrow \infty} p_{T^*}(t) = \delta\left(t - \frac{1}{\lambda_i}\right) \quad (6.7)$$

Conseqüentemente, o modelo com chegadas determinísticas pode ser empregado para a avaliação da probabilidade de bloqueio do algoritmo Cíclico quando o número de comprimentos de onda é muito elevado. Para os outros casos, o modelo com chegadas genéricas e que utiliza 6.4 como tempo entre chegadas seria mais apropriadamente utilizado. Dada a maior

simplicidade do modelo que assume pacotes com duração exponencialmente distribuída, este será o caso aqui analisado.

A figura 6.5 compara a probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso D para um comutador óptico que emprega o algoritmo Cíclico. As curvas do modelo para $W = 4$ e $W = 32$ foram obtidas assumindo 6.4 como distribuição do tempo entre chegadas. Para $W = 128$, as simulações são comparadas com o modelo que assume chegadas Determinísticas. Como pode ser observado, quando W aumenta, o fato de o processo de chegada por fibra de saída tender a uma Poissoniana faz o tempo entre chegadas para cada canal WDM tender à distribuição de Erlang, que por sua vez se aproxima a uma Determinística para W muito grande. Portanto, o desempenho do algoritmo com o número de canais está relacionado apenas ao tipo de distribuição de chegada de pacotes a cada plano de comprimento de onda, o que explica a pouca variação de seu desempenho com o número de canais.

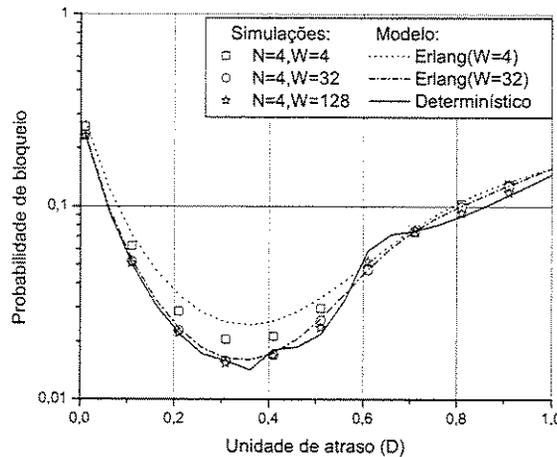


Figura 6.5: Probabilidade de bloqueio de pacotes versus a unidade de atraso D para um comutador óptico que emprega o algoritmo Cíclico. O tráfego de entrada é assumido com carga $\rho = 0.8$ e pacotes exponencialmente distribuídos. $N = 4$, $W = 4, 32, 128$ e $B = 31$.

6.4 Algoritmos com Dependência entre Canais

Para os outros algoritmos, os quais apenas bloquearão pacotes caso não seja possível alocá-los a algum dos comprimentos de onda, a modelagem analítica para ser exata terá que levar em conta a dependência entre os canais. Certamente, o fato de um comprimento de onda não ser capaz de receber um pacote terá relação nas probabilidades de os outros comprimentos de onda aceitarem ou não o pacote. Por exemplo, suponha um algoritmo bem simples e parecido com o Cíclico, porém que tenta seqüencialmente os comprimentos de onda a partir do último escolhido até encontrar um disponível. Considere que o último pacote aceito no comprimento de onda 1 tenha sido inserido na linha de atraso $l_1 = 2$, enquanto no comprimento de onda 2 o último pacote aceito tenha sido inserido na linha de atraso $l_2 = 1$. Suponha ainda que o comprimento de onda 1 é o da vez na lista cíclica e que acaba de aceitar um pacote na linha de atraso $l_1 = 4$. O fato de, no comprimento de onda 1, ter havido a transição de $l_1 = 2$ para $l_1 = 4$ certamente influenciará a próxima transição que ocorrerá no comprimento de onda 2, como também no 3, etc. Atrelado a isso há o fato de o tempo entre chegadas de pacotes a um determinado comprimento de onda depender do estado das demais filas. Isso explica a dependência entre os planos de comprimento de onda e o provável impedimento de analisá-los separadamente, como feito para os algoritmos Aleatório e Cíclico. Assim sendo, mesmo para granularidade infinitamente fina, algumas simplificações terão que ser provavelmente adotadas para a solução do problema, distanciando-se, portanto, de uma abordagem analítica exata, como é o caso das anteriormente descritas para processo de chegada de renovação e independente da distribuição do tamanho dos pacotes.

Capítulo 7

Conclusões

O presente trabalho objetivou o estudo e proposição de uma modelagem analítica para os armazenadores de pacotes ópticos em redes ópticas assíncronas comutadas por pacote. Tais dispositivos empregam o domínio temporal como mecanismo para a resolução de contenção. Adicionalmente, considerando as suas peculiaridades, foram propostas e modeladas duas políticas para o provimento de diferenciação de serviço. Os domínios espacial e do comprimento de onda também foram estudados para efeito de comparação com o domínio temporal, bem como algumas de suas combinações. Neste capítulo, serão descritos os resultados mais significativos deste trabalho e apresentadas algumas sugestões para trabalhos futuros.

7.1 Considerações Gerais e Principais Contribuições

Com o contínuo e significativo crescimento do tráfego IP e em decorrência do transporte mais eficiente deste tráfego caso se empregue a comutação de pacotes na camada WDM, ao invés da comutação de circuitos, os estudos das redes ópticas comutadas por pacote passaram a ganhar notoriedade nos últimos anos.

Por se utilizar de multiplexagem estatística, um dos primeiros requisitos ao se tentar introduzir a comutação de pacotes na camada óptica WDM é conseguir solucionar as con-

tenções ocorridas quando pacotes no mesmo comprimento de onda e sobrepostos no tempo são endereçados à mesma fibra de saída. De fato, o capítulo 3 mostrou quão alta é a taxa de perda de pacotes quando não se utiliza qualquer mecanismo de resolução de contenção. A fim de melhorar o desempenho dessas redes, são explorados os domínios espacial, através do roteamento por deflexão; do comprimento de onda, o qual surge da adoção da multiplexação por divisão de comprimento de onda, e se baseia na conversão dos canais WDM; e temporal, ao se empregar armazenadores de pacotes ópticos (*optical Buffers*). Tais dispositivos são atualmente propostos por meio da utilização de um conjunto de linhas de atraso capaz de prover um número finito de atrasos fixos.

Esta tese teve como objetivo principal a proposição de uma modelagem analítica original para os armazenadores de pacotes ópticos em redes ópticas assíncronas e que empregam a disciplina FIFO para a inserção dos pacotes nas linhas de atraso. Tal modelagem consegue obter de forma exata e com um número finito de estados a probabilidade de bloqueio e o atraso médio sofridos pelos pacotes quando o tempo entre chegadas ou a duração dos pacotes são exponencialmente distribuídos. Quando o tempo entre chegadas e o tamanho dos pacotes seguem distribuições genéricas, ainda é possível a modelagem analítica, porém, dependendo das distribuições utilizadas, a exatidão do modelo pode requerer ou não um número infinito de estados. Para os casos em que se requereu um número infinito de estados, observou-se a rápida convergência do modelo para a solução exata quando o número de estados de bloqueio foi limitado, sem precisar fazê-lo elevado. A única restrição dos modelos aqui propostos, como também dos presentes na literatura, é que as chegadas formem um processo de renovação e sejam independentes da distribuição dos pacotes. Isso acontece sob independência e granularidade infinitamente fina dos canais de entrada. Entretanto, é mostrado nos capítulos 4 e 6 que a sua consideração no modelo consegue aproximar muito bem o desempenho dos armazenadores de pacotes ópticos sujeitos a um número finito de entradas.

Quanto ao desempenho e critérios de projeto dos armazenadores de pacotes ópticos, algumas conclusões puderam ser tomadas, destacando-se: a) a grande influência do desempenho dos armazenadores ópticos à carga de entrada e ao tipo do tráfego a ele submetido. Para esse último, repetiu-se o já conhecido desfavorecimento de distribuições de cauda pesada em armazenadores de pacotes convencionais (formados por memórias RAMs); b) o efeito que a unidade de atraso (D) tem no desempenho dos armazenadores ópticos, inclusive com a existência de um ponto de ótimo, explicado pelo fato de ele ser raso para unidades de atraso pequenas e tender a não se esvaziar em caso contrário. c) a pequena variação do ponto de ótimo com a quantidade de linhas de atraso B , facilitando possíveis expansões do mesmo. d) o efeito que a carga e o tamanho médio dos pacotes têm no valor da unidade de atraso ótima (D_o), sendo este provavelmente o principal dificultador do planejamento de qualquer dispositivo que utilize linhas de atraso para solucionamento de contenções.

Para efeito de comparação entre os três domínios de resolução de contenção e algumas de suas combinações, o capítulo 3 também se constitui em uma das contribuições deste trabalho pela proposição de uma abordagem analítica sob tráfego sem memória para a conversão de comprimento de onda e o roteamento por deflexão, podendo eles operarem separadamente ou conjuntamente. Pôde-se assim perceber a influência da introdução de convertibilidade plena dos comprimentos de onda ou do roteamento por deflexão na probabilidade de bloqueio de pacotes, inclusive a melhora de desempenho com a combinação desses dois métodos. Roteamento por deflexão tem como vantagem o fato de não requerer componente (*hardware*) adicional, embora o seu desempenho esteja restringido ao número de fibras de entrada/saída presentes no nó e à existência de rotas alternativas que evitem laços (*loops*) e um número excessivo de saltos (*hops*) adicionais. A conversão de comprimento de onda tem como principal desvantagem os custos. Por fim, o fato de o desempenho dos armazenadores ópticos depender, além da carga, do espaçamento das linhas de atraso e tamanho dos pacotes, torna a conversão de comprimento de onda e o roteamento por deflexão mais simples quanto a

critérios de projeto.

Dados os diferentes requerimentos de qualidade de serviço esperados para as aplicações de Internet, e o fato de as redes ópticas serem predominantemente indicadas para operar como uma rede dorsal, o capítulo 5 foi dedicado ao estudo do domínio temporal como potencial meio para o provimento de diferenciação de serviço em redes ópticas. Como contribuição principal, tem-se a proposição de duas políticas, chamadas de Recuo e Regressiva, e as suas modelagens analíticas sob chegadas Poissonianas e distribuição genérica da duração dos pacotes. Quanto aos desempenhos, nota-se a capacidade de prover diferenciação de serviço em termos de probabilidade de bloqueio, enquanto que o atraso médio é melhorado quase que igualmente para todas as classes, sendo os pacotes menos prioritários aqueles que recebem um ligeiro menor atraso. Como pontos fortes dos modelos, tem-se a exatidão de ambos e a fácil aplicação para múltiplas classes de serviço e fracionamento do tráfego por classe. Entre as políticas, a de Recuo permite uma infinidade de funções de recuo e portanto um controle mais fino do nível de diferenciação de serviço desejado, diferentemente da Regressiva, que se utiliza de limiares e estes possuem uma quantidade finita. Por fragmentar recursos, a probabilidade de bloqueio geral das classes é um pouco prejudicada, sendo esperado o mesmo comportamento se a fragmentação dos recursos fosse realizada no domínio do comprimento de onda.

Por fim, estudou-se a combinação do armazenamento de pacotes ópticos com a conversão de comprimento de onda através da análise de quatro algoritmos existentes na literatura para a alocação do comprimento de onda. Os dois mais simples, denominados Aleatório (AA) e Cíclico (AC) foram ainda tratados analiticamente. Os algoritmos Menor Comprimento (MC) e Mínimo Vazio (MV), em especial este último, permitem uma melhora considerável do desempenho dos armazenadores de pacotes ópticos em relação aos algoritmos Aleatório e Cíclico, embora também requeiram um maior esforço computacional para as suas aplicações. Interessante é o melhor desempenho do MV em relação ao MC, destacando a importância

de se reduzir os espaços vazios. Através das análises presentes no capítulo, pôde-se quantificar o quanto de melhora seria obtido no desempenho do comutador pela combinação dos domínios temporal e do comprimento de onda. Por exemplo, para carga $\rho = 0.6$ e pacotes exponencialmente distribuídos, constatou-se que a adição de uma única linha de atraso para formar a arquitetura $W = 8, B = 1$ e a utilização do algoritmo MC apresentariam uma ordem de grandeza a menos na probabilidade de bloqueio de pacotes em relação ao uso exclusivo do domínio do comprimento de onda com $W = 8$ e ainda melhores desempenhos do que $W = 16$, ou seja, o dobro de comprimentos de onda. Para a mesma situação de tráfego e carga, observou-se quase o mesmo desempenho das configurações $W = 8, B = 1$ e $W = 8, D = 1$, indicando que a adição de uma única linha de atraso equivaleria em desempenho a permitir uma saída alternativa para deflexões. Vale ressaltar que o algoritmo MV ainda apresenta melhores desempenhos em relação ao MC. Quanto a tráfegos de cauda pesada, para o qual constatou-se no capítulo 4 o seu baixo favorecimento com o uso exclusivo de armazenadores de pacotes ópticos, pôde-se observar que a combinação do domínio do comprimento de onda com o domínio temporal de fato ajuda a minimizar tal efeito.

Como comentário final, visto que os três domínios possuem algum tipo de restrição ao aumento de sua potencialidade de resolver contenção, sejam elas físicas ou econômicas, espera-se que os projetistas das redes de pacotes ópticos vindouras provavelmente recorrerão a algum tipo de paralelismo entre os domínios para se conseguir probabilidades de bloqueio que atendam aos requerimentos das aplicações existentes.

7.2 Comentários sobre os Modelos Adotados

Para a modelagem do capítulo 3, a partição do tráfego assumida entre as saídas foi a que provocaria uma distribuição uniforme da carga. Essa é uma suposição normalmente feita em modelos analíticos para a simplificação e redução do número de estados. O modelo pode

ser perfeitamente estendível para outras situações, embora deva necessitar um aumento do número de estados.

Para o modelo do armazenador de pacotes ópticos, na situação em que o tempo entre chegadas e a duração dos pacotes seguem distribuições genéricas, dependendo das distribuições utilizadas, a obtenção de convoluções sucessivas pode incorrer dificuldades, embora se tenha observado que há uma rápida convergência para a solução exata com o aumento do número de estados de bloqueio.

7.3 Sugestões para Futuros Trabalhos

Em virtude de o tema aqui estudado ser relativamente novo, principalmente no contexto de modelos analíticos para as redes assíncronas de pacotes ópticos, há alguns tópicos que poderiam ser explorados e melhorados, destacando-se:

- A extensão da modelagem analítica presente no capítulo 4 para a combinação dos domínios temporal e do comprimento de onda para algoritmos mais bem elaborados, preferencialmente MC ou MV, visto que estes são os que provêm os melhores desempenhos dentre os existentes na literatura.

- Para o provimento de diferenciação de serviço pelo domínio temporal, seria interessante considerar nos modelos ou em outros estudos a hipótese de cada classe possuir uma distribuição distinta para a duração dos pacotes. Adicionalmente, poderiam ser propostas novas políticas, inclusive quando se considera a combinação do domínio temporal com o do comprimento de onda, com maior liberdade para a proposição das políticas.

- Dado que em muitos casos constata-se que conversão parcial consegue desempenhos próximos à conversão plena, valeria a pena estudar essa hipótese no comutador de pacotes ópticos, preferencialmente modelando-a analiticamente. Também seria interessante avaliar o desempenho de conversores de comprimento de onda compartilhados.

- Embora a modelagem do armazenador de pacotes ópticos seja bem genérica, as análises de desempenho presentes no texto basearam-se em uma arquitetura específica. A análise dos métodos de resolução de contenção em outras arquiteturas é um tópico também interessante, por exemplo para comutadores que possuem armazenadores de pacotes ópticos compartilhados ou que permitem a recirculação dos pacotes.

- Por fim, a análise de desempenho dos diferentes métodos de resolução de contenção e suas combinações poderia ser realizada num contexto de rede, tendo como desafio maior a proposição de modelos que consigam estimar o desempenho da rede. Diferentes topologias mereceriam ser estudadas, inclusive assumindo que nós distintos pudessem conter diferentes mecanismos de resolução de contenção.

Apêndice A

Simulações Numéricas

As simulações numéricas presentes nesta tese foram realizadas por um simulador a eventos desenvolvido especificamente para os resultados aqui obtidos. As simulações podem ser divididas em duas categorias: as que assumem a granularidade da entrada como finita, ou seja, um número finito de canais de entrada é responsável pela geração do tráfego; e as que supõem um número infinito de entradas, hipótese esta denominada em nossas análises como Granularidade Infinitamente Fina. Neste caso, assume-se que o tempo entre chegadas dos pacotes do tráfego resultante das infinitas entradas forma um processo de renovação com uma distribuição específica. Eis a descrição das simulações para esses dois casos:

a) Para Granularidade Finita.

O simulador requer o número de fibras de entrada N e o de comprimentos de onda por fibra W , o que define um total de NW canais de entrada. Pacotes chegam ao comutador em cada canal de entrada de forma assíncrona, seguindo o modelo de tráfego exemplificado na figura 3.4. O tempo em que cada canal de entrada permanece no estado ativo e de espera pode seguir distribuições arbitrárias (ou seja, não apenas exponencial), o que dependerá da situação estudada. À chegada de um novo pacote num dos canais de entrada, ele terá uma probabilidade de ser enviado para uma determinada

fibra de saída ou para D outras fibras, caso roteamento por deflexão seja permitido. Para cada canal de saída, será mantida uma variável informando o tempo restante de serviço do último pacote aceito no referido canal. Todas as vezes que surge um novo pacote, tais variáveis serão decrementadas do intervalo entre os eventos de chegada dos pacotes. Sempre que um pacote é enviado a um determinado canal de saída, deve-se incrementar, à variável deste canal, a duração do pacote. Caso linhas de atraso sejam utilizadas, acrescenta-se também os vazios (*voids*) gerados pelas chegadas assíncronas ao armazenador de pacotes ópticos. Tal procedimento permite identificar a situação real de cada canal de saída e, conseqüentemente, quais canais estão disponíveis ou para que linha de atraso deve ser encaminhado o pacote para se conseguir resolver a contenção. Dependendo portanto da disponibilidade de conversão de comprimento de onda, roteamento por deflexão ou armazenadores de pacotes ópticos, será averiguada a possibilidade ou não da transmissão do pacote. Para a conversão de comprimento de onda isolada ou quando ela estiver combinada com o roteamento por deflexão, a escolha do comprimento de onda será feita aleatoriamente dentre os canais disponíveis. Para o armazenamento de pacotes ópticos combinado com a conversão de comprimento de onda, o canal de saída será definido pelo algoritmo de alocação de comprimento de onda empregado, conforme descrito no capítulo 6.

b) Para Granularidade Infinitamente Finita.

Para este caso, assume-se que o tempo entre chegadas de pacotes para uma determinada fibra ou canal de saída representa um processo de renovação, podendo seguir uma distribuição arbitrária, dependendo do caso estudado. Para cada indicação de chegada de pacotes, tenta-se a sua transmissão, cujo sucesso irá obviamente depender do mecanismo de resolução de contenção empregado. Novamente, uma variável para cada canal de saída e o mesmo procedimento descrito anteriormente indicarão a disponibilidade de cada canal ou o tempo de serviço restante do último pacote aceito.

Referências Bibliográficas

- [1] R. Ramaswami and K.N. Sivarajan. *Optical Networks: a Practical Perspective*. Morgan Kaufmann Publishers, 2nd edition, 2002.
- [2] T.E. Stern and K. Bala. *Multiwavelength Optical Networks: a Layered Approach*. Addison Wesley Longman, Inc, 1999.
- [3] P.E. Green Jr. *Fiber Optic Networks*. Prentice-Hall, 1993.
- [4] *Optical WDM Networks: Principles and Practice*, edited by K. M. Sivalingam and S. Subramaniam. Kluwer Academic Publishers, 2001.
- [5] C. S. R. Murthy and M. Gurusamy. *WDM Optical Networks: Concepts, Design, and Algorithms*. Prentice-Hall, 2002.
- [6] L. Kleinrock. *Queueing Systems, Volume I*. J. Wiley & Sons, New York, 1975.
- [7] Donald Gross and Carl M. Harris. *Fundamentals of Queueing Theory*. A Wiley-Interscience Publication, 3rd edition.
- [8] A. M. Odlyzko. *Internet Growth: Myth and Reality, Use and Abuse*. J. Computer Resource Management, vol. 102, pp. 23-27, 2001.
- [9] A. M. Odlyzko. *Internet Traffic Growth: Sources and Implications*. Optical Transmission Systems and Equipment for WDM Networking II, Proc. SPIE, vol. 5247, pp. 1-15, 2003.
- [10] S. Subramanian and R. Barry. *Wavelength Assignment in Fixed Routing WDM Networks*. IEEE International Conference on Communications - ICC'97, pp. 406-410, Jun. 2004.
- [11] H. Zang, J.P. Jue and B. Mukherjee. *A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed optical WDM Networks*. Optical Networks Magazine, vol. 01, pp. 47-60, Jan. 2000.
- [12] H. Waldman, D. R. Campelo and R. Camelo. *Dynamic Priority Strategies for Wavelength Assignment in WDM Rings*. Proceedings of IEEE Globecom'00, San Francisco, CA, USA; pp. 1288-1292, Dec. 2000.

- [13] C. Y. Lee. *Analysis of switching networks*. in Bell Syst. tech. J., vol. 34, pp. 1287-1315, Nov. 1955.
- [14] R. Barry and P. Humblet. *Models of blocking probability in all-optical networks with and without wavelength changers*. IEEE JSAC, vol. 14, n. 05, pp. 868-880, Jun. 1996.
- [15] M. Kovacëvic and A. Acampora. *Benefits of wavelength conversion in all-optical clear channel networks*. IEEE JSAC, vol. 14, n. 05, pp. 852-857, Jun. 1996.
- [16] Z. Haas. *The staggering switch: an electronically controlled optical packet switch*. IEEE/OSA Journal on Lightwave technology, vol. 11, n. 04, pp. 925-936, May 1993.
- [17] P. Gambini et al. *Transparent optical packet switching: network architecture and demonstrators in the KEOPS project*. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, invited paper, vol. 16, n. 07, pp. 1245-1259, Sep. 1998.
- [18] F. Masetti et al. *High speed, high capacity ATM optical switches for future telecommunication transport networks*. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 14, n. 05, pp. 979-999, Jun. 1996.
- [19] I. Chlamtac, A. Fumagalli, L. G. Kazovsky, P. Melman, W. H. Nelson, P. Poggiolini, M. Cersola, A. N. M. M. Choudhury, T. K. Fong, R. T. Hofmeister, C.-L. Lu, A. Mekikittikul, D. J. M. Sabido IX, C.-J. Suh and E. W. M. Wong. *CORD: contention resolution by delay lines*. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 14, n. 05, pp. 1014-1029, Jun. 1996.
- [20] F. Callegati. *Which packet length for a transparent optical network?* Broadband Networking Technologies, Dallas, Tx, vol. 3233, pp. 260-271, 1997.
- [21] P. B. Hansen, S. L. Danielsen, K. E. Stubkjaer. *Optical packet switching without packet alignment*. European Conference on Optical Communication - ECOC'98, pp. 591-592, Madrid, Spain; Sep. 1998.
- [22] L. Tančevski, S. Yegnanarayanan, G. Castañón, L. Tamil, F. Masetti and T. McDermott. *Optical routing of asynchronous, variable length packets*. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 18, n. 10, pp. 2084-2093, Oct. 2000.
- [23] K. Laevens, B. Van Houdt, C. Blondia and H. Bruneel. *Sustainable load of fibre delay line buffers*. IEEE Electronics Letters, vol. 40, n. 02, pp. 137-138, Jan. 2004.
- [24] D. Hunter and I. Andonovic. *Approaches to Optical Internet Packet Switching*. IEEE Communications Magazine, vol. 38, n. 09, pp. 116-122, Sep. 2000.
- [25] S. Amstutz. *Burst Switching - an Introduction*. IEEE Communications Magazine, vol. 21, n. 08, pp. 36-42, Nov. 1983.
- [26] F. Guillemin. *ATM Transfer Capabilities: a Critical Review*. In Proc. ATM Developments'96, pp. 9-25, Rennes, Mar. 1996.

- [27] F. Guillemin and P. Boyer. *ATM Block Transfer Capabilities: the Special Case of ABT/DT*. IEEE Globecom'96, vol. 01, pp. 762-766, Nov. 1996.
- [28] J. S. Turner. *Terabit Burst Switching*. J. High Speed Networks, vol. 08, n. 01, pp. 3-16, 1999.
- [29] C. Qiao and M. Yoo. *Optical Burst Switching (OBS) - A new paradigm for an optical Internet*. J. High Speed Networks, vol. 08, n. 01, pp. 69-84, 1999.
- [30] L. Xu, H. G. Perros and G. Rouskas. *Techniques for Optical Packet Switching and Optical Burst Switching*. IEEE Communications Magazine, vol. 39, n. 01, pp. 136-142, Jan. 2001.
- [31] W. D. Zhong, R. S. Tucker. *Wavelength Routing-Based Photonic Packet Buffers and Their Applications in Photonic Packet Switching Systems*. IEEE Journal of Lightwave Technology, vol. 16, n. 10, pp. 1737-1745, Oct. 1998.
- [32] S. L. Danielsen, B. Mikkelsen, C. Joergenden, T. Durhuus and K. E. Stubkjaer. *WDM Packet Switch Architectures and Analysis of the Influence of Tunable Wavelength Converters on the Performance*. IEEE Journal of Lightwave Technology, vol. 15, n. 02, pp. 219-227, Feb. 1997.
- [33] S. L. Danielsen, C. Joergenden, B. Mikkelsen, and K. E. Stubkjaer. *Analysis of a WDM Packet Switch with Improved Performance Under Burst Traffic Conditions Due to Tuneable Wavelength Converters*. IEEE Journal of Lightwave Technology, vol. 16, n. 05, pp. 729-735, May 1998.
- [34] F. Callegati and W. Cerroni. *Wavelength allocation algorithms in optical buffers*. IEEE International Conference on Communications, vol. 02, pp. 499 - 503, 2001.
- [35] S. Yao, B. Mukherjee and S. Dixit. *Advances in Photonic Packet Switching: an Overview*. IEEE Communications Magazine, vol. 38, n. 02, pp. 84-94, Feb. 2000.
- [36] G. I. Papadimitriou, C. Papazoglou and A. S. Pomportsis. *Optical Switching: Switch Fabrics, Techniques, and Architectures*. IEEE Journal of Lightwave Technology, vol. 21, n. 02, pp. 384-405, Feb. 2003.
- [37] G. Castañón, L. Tančevski, L. Tamil. *Optical Packet Switching with Multiple Path Routing*. Journal of Computer Networks and ISDN Systems, Special Issue on Optical Networks for New Generation Internet and Data Communication Systems, vol. 32, pp. 653-662, 15 May 2000.
- [38] A. G. Fayoumi, A. Jayasumana and J. Sauer. *Performance of Multihop Networks using Optical Buffering and Deflection Routing*. 25th Annual IEEE Conference on Local Computer Networks, pp. 548-555, Nov. 2000

- [39] A. Bononi, G. A. Castañón, and O. K. Tonguz. *Analysis of hot-potato optical networks with wavelength conversion*. IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology, vol. 17, n. 04, pp 525-534, Apr. 1999.
- [40] S. Yao, B. Mukherjee, S. J. B. Yoo and S. Dixit. *All-Optical Packet-Switched Networks: A Study of Contention-Resolution Schemes in an Irregular Mesh Network with Variable-Sized Packets*. Proc. OptiComm 2000, Richardson, TX, Oct. 2000.
- [41] F. Callegati. *Optical Buffers for Variable Length Packets*. IEEE Communications Letters, vol. 04, n. 09, pp 292-294, Sep. 2000.
- [42] F. Callegati. *On the Design of Optical Buffers for Variable Length Packets Traffic*. IEEE ICCCN Conference - IC3N 2000, Las Vegas, USA, pp. 448-452, Oct. 2000.
- [43] K. Laevens and H. Bruneel. *Analysis of a Single-Wavelength Optical Buffer*. IEEE Infocom 2003, vol. 03, pp. 2262-2267, Mar. 2003.
- [44] L. Tančevski, S. Yegnanarayanan, G. Castañón, L. Tamil, F. Masetti and T. McDermott. *A New Scheduling Algorithm for Asynchronous, Variable Length IP Traffic Incorporating Void Filling*. Optical Fiber Communications Conference - OFC'99, vol. 03, pp. 180-182, San Diego, Feb. 1999.
- [45] X. Xiao and L. M. Ni. *Internet QoS: a Big Picture*. IEEE Network Magazine, vol. 13, n. 02, pp. 08-18, Mar. 1999.
- [46] M. Yoo, C. Qiao and S. Dixit. *QoS Performance in IP over WDM Networks*. IEEE Journal on Selected Areas in Communications - Special Issue on Protocols for the Next Generation Optical Internet, Oct. 2000.
- [47] M. R. N. Ribeiro and M. J. O'Mahony. *On Prioritization and Optimal Buffer Management in Photonic Packet Switching Nodes*. Optical Fiber Communication Conference - OFC'00, vol. 03, pp. 289-291, Baltimore, USA, Mar. 2000.
- [48] F. Callegati, G. Corazza and C. Raffaelli. *Exploitation of DWDM for Optical Packet Switching with Quality of Service Guarantees*. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 20, n. 01, pp. 190-201, Jan. 2002.

Artigos Publicados Relacionados com a Tese:

- [49] R.C. Almeida Jr., J. U. Pelegriani and H. Waldman. *A Generic-traffic Optical Buffer Modeling for Asynchronous Optical Switching Networks*. IEEE Communications Letters; vol. 09, n. 02, pp. 175-177, Feb. 2005.

- [50] H. Waldman, R.C. Almeida Jr. and J. U. Pelegri. *An Infinite Granularity Bound on the Performance of Delay-Line Buffering*. Proceedings of ONDM'03, Budapest, Hungary; vol. 02, pp. 1187-1200, Feb. 2003.
- [51] R.C. Almeida Jr., J. U. Pelegri and H. Waldman. *Delay-line Buffer Modeling for Asynchronous Optical Networks*. Proceedings of SPIE Opticomm'03, Dallas, TX, USA; pp. 381-391, Oct. 2003.
- [52] R.C. Almeida Jr., J. U. Pelegri and H. Waldman. *Diffserv Implementation by a Balking Mechanism in Delay-line Buffering*. Proceedings of IEEE Globecom'03, San Francisco, CA, USA; pp. 2684-2688, Dec. 2003.
- [53] R.C. Almeida Jr., J. U. Pelegri and H. Waldman. *Optical Buffer Modelling for Performance Evaluation Considering any Packet Inter-Arrival Time Distribution*. IEEE International Conference on Communications - ICC'04, Paris-France; vol. 03, pp. 1771-1775, Jun. 2004.
- [54] R.C. Almeida Jr., J. U. Pelegri and H. Waldman. *Deflection Routing and Wavelength Conversion in Asynchronous Optical Packet Networks*. XXI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Belém - PA; set. 2004.

Artigos Publicados Não Relacionados com a Tese:

- [55] I.E. Fonseca, M.R.N. Ribeiro, R.C. Almeida Jr. and H. Waldman. *Preserving Global Optical QoS in FWM Impaired Dynamic Networks*. Electronics Letters; vol. 40, pp. 191-192. Feb. 2004.
- [56] I.E. Fonseca, R.C. Almeida Jr., M.R.N. Ribeiro and H. Waldman. *Algorithms for FWM-Aware Routing and Wavelength Assignment*. Proceedings of International Microwave and Optoelectronics Conference - IMOC'03, Foz do Iguaçu, PR, Brazil; vol. 02, pp. 707-712, Sep. 2003.
- [57] I.E. Fonseca, R.C. Almeida Jr., M.R.N. Ribeiro and H. Waldman. *Greedy Algorithm for Reducing FWM Impairments in Dynamic Optical Networks*. Anais do XX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Rio de Janeiro, RJ, Brazil; out. 2003.
- [58] H. Waldman, D.R. Campelo and R.C. Almeida Jr. *Uma Nova Abordagem para Estimativa de Probabilidades de Bloqueio em Redes de Roteamento de Comprimento de Onda Lineares*. Anais do XX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Rio de Janeiro, RJ, Brazil; out. 2003.
- [59] H. Waldman, D.R. Campelo and R.C. Almeida Jr. *A New Analytical Approach for the Estimation of Blocking Probabilities in Wavelength Routing Networks*. Proceedings of SPIE Opticomm'03, Dallas, TX, USA; pp. 324-335. Oct. 2003.

- [60] H. Waldman, D.R. Campelo and R.C. Almeida Jr. *A New Analytical Approach for the Estimation of Blocking Probabilities in Linear All-Optical Networks*. Proceedings of IEEE Globecom'03, San Francisco, CA, USA; pp. 2478 - 2482, Dec. 2003.
- [61] I.E. Fonseca, M.R.N. Ribeiro, R.C. Almeida Jr. and H. Waldman. *CAC/RWA's for Preserving Optical QoS in Dynamic Optical Networks*. Anais do MOMAG 2004/ 11º Simpósio Brasileiro de Microondas, São Paulo - SP; ago. 2004.
- [62] D.R. Campelo, R.C. Almeida Jr. and H. Waldman. *The Effects of Wavelength Dependence on the Estimation of Blocking Probabilities in Linear All-Optical Networks*. XXI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Belém - PA; set. 2004.
- [63] I.E. Fonseca, M.R.N. Ribeiro, R.C. Almeida Jr. and H. Waldman. *Meeting Optical QoS in Dynamic Networks with Reduced Complexity*. 30th European Conference on Optical Communication - ECOC'04, Stockholm, Sweden; vol. 03, n. We4P141, pp. 750-751, Sep. 2004.
- [64] I.E. Fonseca, M.R.N. Ribeiro, R.C. Almeida Jr. and H. Waldman. *Meeting Optical QoS Requirements with Reduced Complexity in Dynamic Wavelength Assignment*. First International Conference on Broadband Networks - BroadNets'04, San José, CA, USA; pp. 331-333. Oct. 2004.