

**UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS
FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA E DE COMPUTAÇÃO
DEPARTAMENTO DE SEMICONDUTORES, INSTRUMENTOS E FOTÔNICA**



DISSERTAÇÃO DE MESTRADO

**CONTRIBUIÇÃO AO ESTUDO DE REDES
FOTÔNICAS DE PACOTES**

Luiz Henrique Bonani do Nascimento
Orientador: Prof. Dr. Edson Moschim
Co-orientador: Dr. Mario Tosi Furtado

Campinas, SP – Brasil
Fevereiro – 2003

**UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS
FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA E DE COMPUTAÇÃO
DEPARTAMENTO DE SEMICONDUTORES, INSTRUMENTOS E FOTÔNICA**



DISSERTAÇÃO DE MESTRADO

**CONTRIBUIÇÃO AO ESTUDO DE REDES
FOTÔNICAS DE PACOTES**

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

Luiz Henrique Bonani do Nascimento
Orientador: Prof. Dr. Edson Moschim
Co-orientador: Dr. Mario Tosi Furtado

Banca Examinadora:

Prof. Dr. Ivanil Sebastião Bonatti (FEEC-Unicamp)

Prof. Dr. Helio Waldman (FEEC-Unicamp)

Prof. Dr. Amílcar Careli César (USP-São Carlos)

Dr. Felipe Rudge Barbosa (Fundação CPqD-Campinas)

Campinas, SP – Brasil
Fevereiro – 2003

**Dedico este trabalho à Silvia Bonani, mulher forte,
corajosa e lutadora, que me ensinou desde pequeno a
perseguir os sonhos, e de quem tenho muito orgulho de
poder chamar de minha mãe.**

AGRADECIMENTOS

“Aprendi que se depende sempre de tanta muita diferente gente. Toda pessoa sempre é as marcas das lições diárias de outras tantas pessoas. E é tão bonito quando a gente entende que a gente é tanta gente onde quer que a gente vá. É tão bonito quando a gente sente que nunca está sozinho por mais que pense estar”.

(Gonzaguinha)

São tantas as pessoas que deveria mencionar, que eu poderia escrever páginas e páginas de agradecimentos sem, contudo, conseguir expressar minha gratidão a todos. No entanto, quero lembrar de algumas pessoas que estiveram presentes no decorrer deste e de trabalhos anteriores não menos importantes. Assim, gostaria de lembrar os amigos e professores que me acompanharam durante a formação básica, ainda na cidade de Penápolis, e de tantas outras pessoas que muito me ajudaram no decorrer de minha formação acadêmica. Gostaria de agradecer aos meus familiares e aos grandes amigos de hoje e de sempre: Francisco Marcussi, Luiz Valadão Jr. e Silvana Vicente, pela cumplicidade e pelos conselhos nas decisões que até então foram tomadas. Quero lembrar também dos amigos que encontrei nos vários grupos de jovens pelos quais passei, onde aprendi valores importantíssimos. Como não poderia deixar de ser, lembro aqui dos amigos conquistados durante os anos de graduação, na FEEC/Unicamp, e de todos os professores que contribuíram para minha formação acadêmica. Em especial, lembro, neste momento, de toda a turma EE96 e dos grandes amigos Paulo Person, Leandro Crocomo, Hermano Tércius e José Cândido Santos Filho.

Quero agradecer aos amigos do DSIF, DT, DCA e DECOM. Em especial, a Raulison Rezende, Fabiano Pádua, Plínio de Paula, Luis Kakimoto e Adriano Neto, pela convivência e pelas dicas em momentos tão importantes no decorrer da concepção deste trabalho. Quero agradecer também ao amigo Túlius Lima, pelas sugestões no início dos trabalhos com o Simulador NS. Devo agradecer ainda aos amigos da Fundação CPqD: Antonio Sachs, Felipe Barbosa, Jaime Matiuso, Sandro Rossi e tantos outros, que também contribuíram com o trabalho. Não quero deixar de lembrar também, os meus grandes amigos Alexandre Silva, Maurício Tanji, Rangel Arthur, Franklin Flores, Alex Rossi, Ivana Nascimento e Carlos Goto, pela paciência, companheirismo e amizade. Como não poderia deixar de ser, quero agradecer às grandes amigas Karine Cunha e Silvana Vicente, que me ajudaram na revisão do texto. Gostaria também de lembrar meu pai, Luiz Nascimento, que a sua maneira, me incentivou na busca pelos meus objetivos. Agradeço ao meu orientador, Prof. Dr. Edson Moschim, bem como ao meu Co-orientador, Dr. Mario Tosi Furtado, pela amizade e valiosas sugestões durante o desenvolvimento deste trabalho. Não poderia deixar de mencionar também, o auxílio financeiro dado pelo Conselho Nacional de Desenvolvimento Científico e Tecnológico – CNPq –, sem o qual este trabalho não poderia ter sido realizado.

Agradeço a Deus por ter colocado em meu caminho pessoas tão especiais, e ter me dado coragem para perseguir os sonhos. Finalmente, agradeço imensamente à minha família: minha mãe, Silvia Bonani, e minha irmã, Simoni Bonani, pelo amor, incentivo e pelas palavras amigas e carinhosas nos momentos difíceis.

Obrigado por tudo!

“Se procurar bem, você acaba encontrando. Não a explicação (duvidosa) da vida, mas a poesia (inexplicável) da vida”.

Carlos Drummond de Andrade
1902-1987

“I am not really a man of science, not an observer, not an experimenter, and not a thinker. I am nothing but by temperament a conquistador – an adventurer if you want to translate the word – with the curiosity, the boldness and the tenacity that belongs to that type of being”.

Sigmund Freud
1856-1939

RESUMO

Neste trabalho apresentam-se algumas contribuições para o estudo de redes fotônicas de pacotes quando submetidas, principalmente, ao protocolo de roteamento com resolução de contenda espacial do tipo deflexão de pacotes. Os resultados aqui apresentados foram obtidos por simulação, utilizando um novo módulo, desenvolvido para o já consagrado *Network Simulator* (NS), que permitiu o estudo do algoritmo de roteamento por deflexão de pacotes de uma maneira alternativa ao método analítico. Para que o estudo pudesse ser feito, foram adotadas algumas topologias regulares e irregulares, bem como outros algoritmos de roteamento, objetivando a comparação de desempenho, bem como tipos de tráfego diferentes, de forma a identificar as diferenças de comportamento dessas redes em diversas situações. Os resultados mostraram que o algoritmo de roteamento por deflexão de pacotes é bastante robusto para o funcionamento dessas redes, provendo uma baixa perda de pacotes na região de baixa carga nas redes, sendo que o desempenho desse algoritmo piora à medida que se aumenta o número de nós das redes. Da mesma forma, a análise do atraso dos pacotes e número médio de *hops* trouxe informações para a avaliação destas redes no contexto de QoS.

ABSTRACT

This work presents some contributions to the study of photonic packet networks, when submitted mainly to the routing protocol with spatial contention resolution, known as deflection routing. The results presented here were achieved by a simulation method, using a new module developed for the already established Network Simulator (NS), which has allowed the study of deflection routing protocol in an alternative approach for the analytical method. For this study, some regular and irregular topologies were adopted, as well as other routing algorithms and different kinds of traffic flows in such way that the differences in the network behavior could be identified in several possible situations. The results have shown that the deflection routing algorithm is very robust for the use in these networks, providing a low packet loss when these networks are submitted to a low network load, decreasing its performance with the increase of the number of nodes. Besides, the average packets delay and the average number of hops were analyzed and have brought additional information for the evaluation in the context of QoS.

ÍNDICE

Lista de Figuras	ix
Lista de Tabelas	xi
Lista de Acrônimos	xii
Introdução	1
Capítulo 1 - Estudo de Roteamento em Redes Fotônicas de Pacotes.....	5
1.1 – DEFINIÇÃO DE ROTEAMENTO	5
1.1.1 – <i>Roteamento Óptico</i>	6
1.1.2 – <i>Roteamento Eletrônico</i>	7
1.1.3 – <i>Escolha do Caminho Óptico</i>	7
1.2 – DEFINIÇÃO DE ESTRUTURA DAS REDES FOTÔNICAS DE PACOTES	9
1.2.1 – <i>Técnicas para Codificação do Endereçamento de Pacotes Ópticos</i>	10
1.2.1.1 – OCDM	10
1.2.1.2 – SCM	11
1.2.1.3 – OTDM	12
1.2.2 – <i>Topologias em Malha para Redes de Fotônicas de Pacotes</i>	12
1.2.3 – <i>Métodos de Roteamento em Redes Fotônicas</i>	18
1.2.3.1 – Roteamento Estático	18
1.2.3.2 – Roteamento Dinâmico	19
1.2.4 – <i>Definição de uma Estratégia de Roteamento e Técnica de Codificação</i>	20
1.2.5 – <i>Exemplo de um Esquema de Endereçamento</i>	20
1.3 – ROTEAMENTO SPF EM REDES DE PACOTES ÓPTICOS	21
1.3.1 – <i>A Distribuição não-Uniforme de Tráfego devido ao Algoritmo SPF</i>	24
1.4 – ROTEAMENTO DINÂMICO ADAPTATIVO BASEADO EM CAMINHO MÍNIMO	26
Capítulo 2 - Roteamento Fotônico com Resolução de Contenda	30
2.1 – RESOLUÇÃO DE CONTENDA	30
2.1.1 – <i>Armazenamento Óptico</i>	31
2.1.2 – <i>Conversão de Comprimento de Onda</i>	33
2.1.3 – <i>Roteamento por Deflexão</i>	34
2.2 – IMPLEMENTAÇÕES EXPERIMENTAIS	34
2.2.1 – <i>TERAHIPAS</i>	34
2.2.2 – <i>FRONTIERNET</i>	35
2.2.3 – <i>OPERA</i>	37
2.2.4 – <i>KEOPS</i>	38
2.2.5 – <i>HORNET</i>	40
2.3 – REDES FOTÔNICAS DE PACOTES COM ROTEAMENTO POR DEFLEXÃO	41
Capítulo 3 - Contribuições à Plataforma de Simulação NS e Cenários Simulados.....	45
3.1 – SIMULAÇÃO DO ROTEAMENTO SPF EM REDES FOTÔNICAS DE PACOTES	46
3.2 – MODELO DE SIMULAÇÃO PARA O ROTEAMENTO ADAPTATIVO BCM	49
3.3 – CONTRIBUIÇÕES PARA O ROTEAMENTO POR DEFLEXÃO DE PACOTES	51

3.4 – CENÁRIO DAS SIMULAÇÕES	55
Capítulo 4 - Metodologia de Análise e Resultados.....	58
4.1 – METODOLOGIA DE ANÁLISE	58
4.2 – RESULTADOS.....	63
4.2.1 – <i>Avaliação do Desempenho de Redes Fotônicas segundo o Critério FPP</i>	63
4.2.2 – <i>Estudo do Roteamento por Deflexão de Pacotes</i>	70
4.2.3 – <i>Influência de Tráfego de Intensidade Não-Uniforme</i>	76
Conclusões	78
Referências Bibliográficas	81
Trabalhos Publicados	84
Apêndice A - Arquitetura do Simulador NS.....	85
A.1 – A ARQUITETURA DO SIMULADOR NS	86
A.2 – A IMPLEMENTAÇÃO DO NS	87
A.3 – HIERARQUIA DE CLASSES	88
A.3.1 <i>Escalonadores de Eventos</i>	89
A.3.2 <i>Nó de Rede</i>	89
A.3.3 <i>Enlace</i>	90
A.4 – EXEMPLO DE FLUXO DE PACOTES NO NS.....	91
REFERÊNCIAS.....	91
Apêndice B - Exemplo de <i>Script</i> de Simulação.....	92
B.1 – SCRIPT PARA A SIMULAÇÃO DO ROTEAMENTO SPF E DP	92

LISTA DE FIGURAS

Figura 1.1 – Exemplo de Topologia de Rede.....	8
Figura 1.2 – Estrutura de um nó para as redes de pacotes fotônicos.....	13
Figura 1.3 – Topologia em malha distribuída ao longo de uma rede óptica.	14
Figura 1.4 – Topologia em malha de 16 nós (Manhattan Street).	15
Figura 1.5 – Topologia em malha de 4 nós.	16
Figura 1.6 – Topologia em malha de 6 nós.	17
Figura 1.7 – Topologia em malha de 8 nós.	17
Figura 1.8 – Exemplo de hierarquização utilizando uma rede em malha de 6 nós.	18
Figura 1.9 – Determinação de rotas segundo o critério de menor custo.	23
Figura 1.10 – Determinação de rotas com enlaces de custos distintos.....	23
Figura 1.11 – Distribuição de tráfego ao se utilizar roteamento SPF.....	24
Figura 1.12 – Roteamento SPF sem colisão entre pacotes. (a) comportamento do fluxo de tráfego (b) comportamento no nó de rede.	25
Figura 1.13 – Roteamento SPF com colisão entre pacotes. (a) comportamento do fluxo de tráfego (b) comportamento no nó de rede.	25
Figura 1.14 – Distribuição de tráfego a partir do roteamento BCM.	27
Figura 2.1 – Armazenamento óptico ao longo do caminho (a) paralelo (b) em Série.	32
Figura 2.2 – Armazenamento óptico por circulação.	33
Figura 2.3 – Arquitetura FRONTIERNET.....	36
Figura 2.4 – Descrição detalhada para as unidades de armazenamento e seletor de comprimentos de onda na arquitetura FRONTIERNET.	36
Figura 2.5 – Arquitetura Opera.	37
Figura 2.6 – Pacote óptico no projeto KEOPS.....	38
Figura 2.7 – Arquitetura HORNET.....	40
Figura 2.8 – Roteamento por menor caminho com critério de resolução de contenda por deflexão de pacotes (a) comportamento do fluxo de tráfego (b) comportamento no nó de rede.	42
Figura 2.9 – Deflexão de pacotes afetando a ordem de chegada.....	43
Figura 3.1 – Topologia com roteamento SPF.....	46
Figura 3.2 – Diagrama de blocos mostrando a implementação do roteamento SPF no NS.	48
Figura 3.3 – Atualização de custo aditiva e multiplicativa com $D = 1.5 \cdot C$ e $a = b = 1$	49
Figura 3.4 – Atualização de custo com a variação de a (a) aditivo e (b) multiplicativo. $a = b$	50
Figura 3.5 – Determinação da rota explícita e cálculo do número médio de hops segundo roteamento SF em uma rede em malha de 4 nós.	52
Figura 3.6 – Diagrama de blocos mostrando a implementação do roteamento por deflexão de pacotes no NS.	53
Figura 3.7 – Perda de pacotes devido ao critério de adicionamento de pacotes (a) perda de pacote que já trafegava pela rede (b) perda do pacote que seria adicionado à rede.	54
Figura 3.8 – Tempos que caracterizam os tipos de tráfego adotados nas simulações.	55
Figura 3.9 – Tipos de fontes de tráfego (a) PCIC (b) PCIV (c) VDE.	56

Figura 3.10 – Arquivo de saída para as simulações utilizando o NS.	57
Figura 4.1 – Shufflenet com 8 nós.	59
Figura 4.2 – Evolução da taxa de bits por usuário em função da carga nas redes.	62
Figura 4.3 – Variação da FPP em rede de 4 nós com os protocolos de roteamento considerando tráfego (a) PCIC e (b) PCIV.	64
Figura 4.4 – Variação da FPP em rede de 6 nós com os protocolos de roteamento considerando tráfego (a) PCIC e (b) PCIV.	65
Figura 4.5 – Variação da FPP em rede de 8 nós com os protocolos de Roteamento considerando tráfego (a) PCIC e (b) PCIV.	66
Figura 4.6 – Variação da FPP em rede de 16 nós com os protocolos de roteamento considerando tráfego (a) PCIC e (b) PCIV (c) VDE.	68
Figura 4.7 – Variação da FPP com o protocolo DP de acordo com as topologias de rede simuladas e considerando tráfego (a) PCIC (b) PCIV e (c) VDE.	69
Figura 4.8 – Variação do atraso médio de pacotes com roteamento DP e tráfego PCIC com carga na rede igual a (a) 10% (b) 30% (c) 50% (d) 70%.	71
Figura 4.9 – Variação do atraso médio de pacotes com roteamento DP e tráfego PCIV com carga na rede igual a (a) 10% (b) 30% (c) 50% (d) 70%.	72
Figura 4.10 – Variação do número médio de <i>hops</i> com roteamento DP e tráfego PCIV, com carga na rede igual a (a) 10% (b) 30% (c) 50% (d) 70%.	73
Figura 4.11 – Variação do número médio de <i>hops</i> com a carga na rede para a topologia composta de 16 nós e tráfego (a) PCIC (b) PCIV.	74
Figura 4.12 – FPP avaliada com a influência de tráfego não-uniforme (a) PCIC (b) PCIV.	77
Figura A.1 – Arquitetura do NS.	87
Figura A.2 – Hierarquia de classes (parcial).	88
Figura A.3 – Escalonador de eventos discretos.	89
Figura A.4 – Nó de Rede <i>Unicast</i> e <i>Multicast</i>	90
Figura A.5 – Enlace.	90
Figura A.6 – Exemplo de Fluxo de Pacotes.	91

LISTA DE TABELAS

Tabela 1.1 – Exemplo de tabela de conectividade.....	8
Tabela 1.2 – Mapeamento de endereços para domínios de 8 nós.....	21
Tabela 1.3 – Definição de rotas a partir do algoritmo SPF	22
Tabela 1.4 – Rota explícita a partir do roteamento BCM.....	28
Tabela 2.1 – Estimativa do tempo de duração dos pacotes e correspondente comprimento da fibra de retardo em 2,5 Gb/s e 40 Gb/s.	32
Tabela 3.1 – Tabela de roteamento construída pelo NS	47
Tabela 3.2 – Tabela de roteamento utilizada para o roteamento DP	52
Tabela 4.1 – Máxima capacidade da rede.....	60
Tabela 4.2 – Valores de R_e para diferentes valores de L com tráfegos do tipo PCIC e PCIV	62
Tabela 4.3 – Valores de R_e para diferentes valores de L com tráfego do tipo VDE.....	62

LISTA DE ACRÔNIMOS

AM	– Atraso Médio
ASE	– Amplified Spontaneous Emission
ATM	– Asynchronous Transfer Mode
AWG	– Arrayed Waveguide Grating
BCM	– Baseado em Caminho Mínimo
CSMA/CA	– Carrier-sense Multiple Access with Collision Avoidance
DP	– Deflexão de Pacotes
D	– Desvio Padrão
FIFO	– First-in-First-out
FRONTIERNET	– Frequency Routing Type Time Division Interconnection Network
FPP	– Fração de Perda de Pacotes
HORNET	– Hybrid Optoelectronic Ring Network
ISO	– International Standard Organization
IP	– Internet Protocol
KEOPS	– Keys to Optical Packet Switching
LT	– Tempo de Vida
MAN	– Metropolitan Area Network
MPLS	– Multiprotocol Label Switching
MS	– Manhattan Street Topology
NMH	– Número Médio de <i>Hops</i>
NS	– Network Simulator
OCDM	– Optical Code Division Multiplexing
OPERA	– Optical Packet Experimental Routing Architecture
OSI	– Open System Interconnection
OTDM	– Optical Time Division Multiplexing
PCIC	– Pacote de tamanho Constante e Intervalo entre pacotes Constante
PCIV	– Pacote de tamanho Constante e Intervalo entre pacotes Variável
VDE	– Variável com Distribuição Exponencial
QoS	– Quality of Service
RF	– Radio Frequency
SCM	– Subcarrier Multiplexing
SDH	– Synchronous Digital Hierarchy
SF	– Store-and-Forward
SOA	– Semiconductor Optical Amplifier
SONET	– Synchronous Optical Network
SPF	– Open Shortest Path First
TC	– Tabela de Conectividade
TERAHIPAS	– Terabit/second Hierarchically Multiplexing Photonic ATM Switch Architecture
WAN	– Wide Area Network
WDM	– Wavelength Division Multiplexing
WRS	– Wavelength Routing Switch

Introdução

O extraordinário crescimento do tráfego de *Internet* está acarretando uma forte demanda para provisão de serviços de banda larga como dados, voz e vídeo, tanto em redes ópticas como em redes de comunicação sem fio. O advento da tecnologia WDM já permitiu avanços significativos no que diz respeito ao aumento da capacidade disponível em enlaces ponto-a-ponto, mas a capacidade de processamento das chaves e dos roteadores eletrônicos deve representar sérias limitações nas futuras redes fotônicas.

A tecnologia de chaveamento¹ de pacotes fotônicos² oferece uma maior flexibilidade, funcionalidade e *granularidade* para as redes fotônicas desde que a informação permaneça no domínio óptico desde sua fonte até seu destino, e desta maneira evite o processamento eletrônico nas chaves ópticas. Além do mais, os pacotes fotônicos possuem o grande potencial de prover uma interface de gerenciamento mais simples para a próxima geração de serviços sustentados por chaveamento de pacotes em sistemas móveis.

A implementação de redes fotônicas com a funcionalidade de chaveamento óptico de pacotes requer a solução de diversas questões muito importantes, como a limitação do tamanho dos pacotes, pacotes de tamanho fixo ou de tamanho variável, sincronização de pacotes em cada nó, necessidade de um tempo de guarda entre pacotes, o tipo de informação que o pacote carregará de forma a permitir a comutação nos nós, a arquitetura de chaveamento, a escolha de uma topologia de rede que permita a resolução de contenda entre pacotes, os atrasos e vazões esperados para as redes fotônicas de pacotes e a necessidade de conversão de comprimento de onda. Todos esses assuntos ainda estão sendo estudados e são usualmente classificados dentro de algumas poucas funções de

¹ Neste trabalho, adota-se o termo chaveamento como equivalente ao termo comutação, extensivamente utilizado na literatura.

² O termo pacote fotônico foi adotado como sinônimo do termo pacote óptico.

chaveamento: roteamento de pacotes, controle de fluxo e resolução de contenda, sincronização das portas de entrada e saída dos nós e regeneração de cabeçalhos.

Há ainda algumas confusões envolvendo as regras adotadas pelo roteamento e chaveamento de pacotes ópticos. Um pacote é por definição um agrupamento de bits contendo dados e protocolos, os quais são tratados pela terceira camada (camada de rede) do OSI (*Open System Interconnection*) da ISO (*International Standard Organization*). Esta camada endereça todas as funcionalidades de rede, incluindo o roteamento. Nesse sentido, a rota pode ser tanto fixada para os muitos pacotes endereçados para o mesmo destino (como em redes comutadas por circuito), como poderia ser estabelecida para cada pacote separadamente quando estes são endereçados para diferentes destinos. Assim, os pacotes são roteados em uma rede óptica, mas não são chaveados, pois a função de chaveamento é provida somente pelo nó de rede, em uma camada mais baixa (segunda camada OSI). A confusão começa porque as tabelas de roteamento em cada nó de chaveamento são usualmente bastante grandes e, deste modo, estas contêm apenas os endereços finais para cada pacote.

A funcionalidade de roteamento é então habilitada a utilizar esquemas hierarquizados para os nomes e endereços, de tal forma que o chaveamento de pacotes feito através das tabelas seja restrito aos próximos nós vizinhos. Em consequência disso, a necessidade de armazenadores e atrasos em cada nó é minimizada, e a vazão das redes apresenta um aumento considerável. Geralmente um pacote é encapsulado com um pequeno cabeçalho de forma a prover endereçamento, como no roteamento de células em redes ATM e pacotes IP em redes MPLS. No caso específico de pacotes fotônicos, os cabeçalhos podem ser removidos e inseridos em cada nó no domínio eletrônico, enquanto a carga útil de informação do pacote (*payload*) pode ser chaveada opticamente. A funcionalidade de roteamento pode ser endereçada utilizando-se de protocolos em uma rede separada para o gerenciamento e controle, a qual é então responsável pela organização das tabelas de chaveamento. O estudo das funções de roteamento geralmente envolve vários aspectos das redes ópticas, como vazão, carga de tráfego, algoritmos, protocolos de roteamento e engenharia de tráfego.

Hoje em dia, como uma multiplicidade muito grande de tecnologias converge para as redes ópticas, a demanda por vazão cresce. Com a possibilidade de alocação de diferentes tipos de serviços e aplicações em diferentes comprimentos de onda, um novo requisito para a camada é introduzido, incluindo a necessidade de proteção devido às enormes quantidades de informação sendo transportadas em fibras ópticas. Muita atenção deve ser dada para o roteamento óptico de informações sendo carregadas no transporte WDM [1] [2] [3] [4] e em redes de acesso. A Multiplexação, bem como a inserção e a derivação de comprimento de onda podem ser consideradas para roteamento ativo ou passivo, considerando-se o roteamento com conversão de comprimento de onda. O acesso múltiplo e simultâneo às portas de entrada da rede, bem como a abordagem do pacote fotônico, são considerados como alternativas tecnológicas para a melhora do desempenho das redes ópticas, e perfeitamente compatíveis com sistemas WDM.

As redes ópticas podem prover uma grande largura de banda e flexibilidade, de forma a oferecer acesso e serviços de transporte para vários tipos de demanda de tráfego. Conexões robustas são também requeridas e conexões não-orientadas podem ser uma opção viável para o encaminhamento de certos tipos de serviços. Algumas características de rede devem ser necessariamente melhoradas pelo uso da técnica de chaveamento óptico de pacotes, como *granularidade* e *escalabilidade*. Duas questões importantes que devem ser citadas aqui são: (i) aumentar o número de canais juntamente com conexões chaveadas por circuito baseadas em WDM, e (ii) estabelecer um padrão de comunicação de forma a permitir a compatibilidade de tráfegos, com taxas fixas e variáveis no núcleo e no acesso das redes. No primeiro caso, a *granularidade* é resolvida, evitando-se assim o desperdício de banda, como ocasionalmente ocorre quando um comprimento de onda é atribuído a apenas um usuário na rede de acesso. No segundo caso, a alocação de serviços que não permitam quaisquer atrasos pode ser feita de forma que esses serviços sejam chaveados por circuito, embora a rede seja projetada para o chaveamento óptico de pacotes.

Desse modo, no contexto deste trabalho, objetiva-se o estudo de redes fotônicas com a funcionalidade de chaveamento óptico de pacotes. Deve-se dizer que este estudo foi motivado pelo projeto de chaveamento de pacotes ópticos desenvolvido na Fundação CPqD, em Campinas, para o qual contribuiu-se com muitos dos resultados aqui

apresentados. Neste trabalho, adotam-se alguns protocolos de roteamento para a avaliação do desempenho destas redes, incluindo o roteamento por deflexão de pacotes (também conhecido como *hot potato*) que será foco de um estudo mais aprofundado tendo em vista avaliar o desempenho deste tipo de protocolo para fins de garantia de qualidade de serviço (QoS).

Este trabalho está organizado da forma como se segue. No Capítulo 1, inicia-se um estudo teórico sobre roteamento nas redes fotônicas de pacotes, descrevendo os tipos de roteamento hoje utilizados, algumas técnicas para codificação de endereçamento de pacotes, além de algumas definições para possíveis estruturas de rede. No Capítulo 2, aborda-se o roteamento em redes fotônicas com resolução de contenda, sendo descritas as técnicas de resolução de contenda hoje utilizadas, assim como se apresentam algumas das implementações experimentais para o roteamento fotônico de pacotes, adotando os mais variados critérios para resolução de contenda. No Capítulo 3, tendo em vista as implementações experimentais apresentadas no Capítulo 2, e muitas vezes bastante complexas, apresenta-se o modelo de simulação desenvolvido para o estudo de um roteador fotônico simples, utilizando apenas o critério de resolução de contenda espacial (roteamento por deflexão). A título de comparação, apresentam-se também outros modelos de simulação para outros dois protocolos de roteamento, bem como os cenários utilizados nas simulações. No Capítulo 4, apresentam-se a metodologia de análise e os resultados provenientes da comparação de desempenho entre os protocolos de roteamento estudados. Além disso, apresentam-se neste capítulo os resultados relativos à avaliação de QoS disponível para o roteador fotônico proposto. Finalmente, apresentam-se as conclusões e possíveis extensões para este trabalho.

Capítulo 1

Estudo de Roteamento em Redes Fotônicas de Pacotes

A tecnologia fotônica vem, nos últimos anos, assumindo papel cada vez mais importante no cenário das telecomunicações devido à alta capacidade que proporciona aos sistemas com ela implementados. Assim sendo, esta tecnologia vem sendo bastante utilizada no transporte de alta quantidade de informação em redes metropolitanas (MAN) e em redes de longa distância (WAN). As redes fotônicas são, hoje, orientadas a conexão. No entanto, no contexto deste estudo, a informação é encaminhada na forma de pacotes fotônicos, sendo então, não orientadas a conexão. Assim, na Seção 1.1, define-se o conceito de roteamento, bem como suas funcionalidades no domínio óptico e eletrônico. Também iniciam-se as discussões preliminares no que diz respeito à escolha dos caminhos ópticos. As redes fotônicas adotadas nesse sistema são compostas por nós 2x2 e topologias em malha, como será visto detalhadamente na Seção 1.2. Também, nesta seção, discutem-se algumas técnicas de codificação de pacotes ópticos, além dos métodos para algoritmos de roteamento, sendo que, na Seção 1.3, apresenta-se a proposta de utilização do protocolo SPF (*Shortest Path First*) para o estabelecimento da rota dos pacotes fotônicos e discutem-se os problemas mais comuns associados a este protocolo no contexto da rede. Na Seção 1.4, apresenta-se a proposta de utilização de um algoritmo adaptativo para roteamento de tráfego, de forma a tentar reduzir os problemas causados pelo algoritmo SPF.

1.1 – Definição de Roteamento

Entende-se por roteamento o processo de encaminhamento de tráfego em redes de comunicação, estando este relacionado diretamente com a topologia física e lógica das

redes. No caso das redes fotônicas, o processo de roteamento pode ser desempenhado tanto no domínio óptico como no domínio eletrônico, trazendo assim certas funcionalidades que vêm naturalmente da escolha do domínio onde se dará o roteamento e da tecnologia empregada.

1.1.1 – Roteamento Óptico

Quando os sinais estão na forma óptica, a tecnologia fotônica é melhor adaptada para certos tipos de roteamento de sinais e funções de chaveamento nos próprios nós de rede sem sair do domínio óptico. No entanto deve ser observado que todo roteamento fotônico e funções de chaveamento, no âmbito do domínio óptico nestas redes fotônicas, são operações relativamente simples, como a decisão de para qual porta de saída enviar determinado pacote fotônico. Algumas operações mais complexas típicas nas redes de comunicação compreendem a detecção de sinais, regeneração, armazenamento e algumas funções lógicas, como a leitura e escrita de cabeçalhos de pacotes. Estas operações são ainda difíceis de serem implementadas totalmente no domínio óptico com a tecnologia atual, além do que as não-linearidades do canal introduzem algumas limitações para o caminho óptico.

Deste modo, podem-se citar como vantagens de se manter essas operações mais complexas fora do caminho óptico, o fato de que o caminho fim-a-fim comporta-se como um caminho óptico transparente, ou seja, qualquer tipo de sinal, com qualquer tipo de esquema de modulação, taxa de bits ou formato, pode ser suportado e transmitido sem a interferência mútua dos sinais, e sem que suas informações sejam modificadas dentro da rede de comunicação. O canal óptico transparente comporta-se muito bem como um canal ideal, com quase nenhum ruído e uma grande largura de banda. Assim sendo, não há nada no caminho do sinal para limitar a vazão (*throughput*) das fibras. Outra vantagem de manter essas operações fora do caminho óptico é que a arquitetura dos nós das redes ópticas pode ser bastante simples, já que estes não terão a necessidade de efetuar nenhum tipo de processamento ou conversão de sinais na carga útil de informação dos pacotes.

Por outro lado, os caminhos ópticos transparentes também apresentam alguns tipos de problemas. Primeiramente, falhas em alguns tipos de equipamentos tendem a se propagar ao longo das redes, causando falhas de gerenciamento numa escala maior do que acontece em redes não-transparentes. Similarmente, alguns problemas físicos como o efeito de diafonia (*crosstalk*) nas chaves ópticas, ruído, dispersão nas fibras e efeitos não-lineares acumulados ao longo de caminhos extensos limitam o alcance geográfico de uma conexão óptica. Além disso, algumas informações, como endereços de origem e destino, número de seqüência de pacotes, número de canal ou bits de paridade, não podem ser utilizadas, tendo em vista de que o sinal de informação está na forma óptica.

1.1.2 – Roteamento Eletrônico

As propriedades do processamento eletrônico são complementares às do processamento óptico, sendo que o processamento eletrônico é ideal para operações mais complexas. No entanto, a velocidade limitada dos equipamentos eletrônicos e a alta carga de processamento eletrônico imposta pelas redes de banda larga causam o bem conhecido efeito “gargalo eletrônico” em sistemas ópticos de comunicação. Alguns estudos têm demonstrado que a capacidade dos nós eletrônicos de roteamento será ultrapassada pela capacidade dos sistemas fotônicos [2], os quais aparecem como uma alternativa bastante atrativa em relação aos nós eletrônicos de roteamento, mesmo quando operando com taxas de dados compatíveis com a capacidade oferecida por estes. Assim, o chaveamento fotônico combina velocidade com maiores larguras de banda, no caso de WDM, das quais são esperadas vazões da ordem de Tb/s. No entanto, quanto se coloca uma terminação eletrônica em uma fibra óptica há uma redução do potencial de vazão da ordem de Tb/s para Gb/s, que é hoje, a máxima vazão que pode ser esperada da eletrônica.

1.1.3 – Escolha do Caminho Óptico

Um dos principais problemas a serem resolvidos no nível de rede é a escolha do caminho óptico que o tráfego deve seguir de modo a interconectar os nós de origem e de destino [5]. As informações que caracterizam a topologia da rede são armazenadas na

Tabela de Conectividade (TC), onde são identificados todos os nós da rede e os outros nós com quais cada um deles se interconectam. Como exemplo, a topologia de rede apresentada na Figura 1.1 pode ser descrita pela Tabela de Conectividade mostrada na Tabela 1.1, onde os valores 1 e 0 se referem aos enlaces existentes e não-existent, respectivamente.

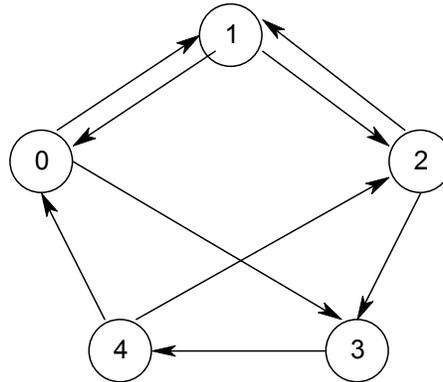


Figura 1.1 – Exemplo de Topologia de Rede.

Nós	0	1	2	3	4
0	0	1	0	1	0
1	1	0	1	0	0
2	0	1	0	1	0
3	0	0	0	0	1
4	1	0	1	0	0

Tabela 1.1 – Exemplo de tabela de conectividade.

Nas redes fotônicas orientadas a conexão, a camada fotônica está aliada a uma camada de rede acima desta, como IP, ATM ou SDH, a qual faz a requisição de transmissão para depois estabelecer o caminho óptico e realizar a conexão [6], podendo finalmente encaminhar a informação. O estabelecimento do caminho óptico é feito através da utilização de alguns algoritmos como protocolos de roteamento, os quais podem ser estáticos ou dinâmicos, dependendo do tipo de aplicação.

No caso do roteamento estático, a escolha do caminho é feita através da escolha de rotas previamente estabelecidas, proporcionando um melhor planejamento da disponibilidade de rotas na rede. No entanto, este tipo de roteamento tem limitações para rotear tráfego aleatório. Já em se tratando de roteamento dinâmico, a escolha do caminho é feita em tempo real, procurando naquele instante da requisição da conexão o melhor caminho a percorrer. Os dois tipos de roteamento podem trabalhar juntos conforme a necessidade, sendo que existem diversos estudos de gerenciamento de redes utilizando esses dois tipos de roteamento.

O gerenciamento do roteamento pode ser isolado, centralizado ou distribuído. No gerenciamento isolado, o nó de rede toma a decisão da rota a ser seguida baseando-se apenas nas informações locais, sem uma consulta aos demais nós de rede. No caso do gerenciamento centralizado, define-se um nó que fica responsável pela tomada das decisões de roteamento da rede e pelo encaminhamento destas decisões aos demais nós. Já no gerenciamento distribuído, cada nó periodicamente troca informações com os demais nós de rede e, baseado nestas informações, cada nó toma suas próprias decisões de roteamento. O gerenciamento distribuído é mais adequado para o roteamento dinâmico, podendo assim envolver outras camadas acima da camada óptica, as quais compõem outros protocolos e arquiteturas, como MPLS, IP e ATM [7] [8].

1.2 – Definição de Estrutura das Redes Fotônicas de Pacotes

As redes fotônicas de pacotes podem ser configuradas dentro de diversas topologias físicas, como estrela, anel ou malha. Para reduzir a complexidade de memórias, foram estudadas neste trabalho, algumas topologias de redes lógicas que consistem de diversos nós de chaveamento, de modo que os pacotes tenham que passar por múltiplos nós antes de alcançarem seus respectivos nós de destino. Cada nó nessas topologias possui duas portas de entrada e duas portas de saída, assim como uma terminação local para adicionar ou remover pacotes da rede.

Diversos estudos têm sido feitos de modo a determinar a influência de diferentes parâmetros na performance das redes. Esses parâmetros incluem atrasos e o número médio de *hops*³ para um pacote, no caminho entre sua origem e destino, bem como a capacidade da rede, expressa pelo número total de pacotes que a mesma pode processar em um dado tempo.

1.2.1 – Técnicas para Codificação do Endereçamento de Pacotes Ópticos

Diversas técnicas para a codificação do endereço dos pacotes ópticos têm sido propostas para o roteamento, sendo que os trabalhos mais relevantes têm sido feitos utilizando multiplexação óptica por divisão de código (OCDM), multiplexação por subportadora (SCM) e multiplexação óptica por divisão de tempo (OTDM). Estas técnicas podem ser classificadas também como bit serial, bit paralelo, ou sinalização fora da banda. Discute-se brevemente aqui cada uma destas técnicas.

1.2.1.1 – OCDM

No método OCDM, a codificação do endereçamento dos pacotes ocorre no nível de bit, onde uma série de pulsos (*chips*), contidos nos pacotes, representam um endereço de destino. O código óptico de bit é usualmente gerado com fibras ópticas atuando como linhas de retardo, que determinam o endereço de destino do pacote contendo os bits [9] [10]. Uma vantagem do OCDM é que os codificadores ópticos podem ser implementados com dispositivos muito simples se comparados com o OTDM. Além disso, ele não requer sistemas de controle para a sincronização de tempo e pode ser conectado a redes sem fio. A técnica OCDM foi a primeira a ser implementada experimentalmente para o chaveamento (e com isso para o roteamento⁴) de pacotes ópticos, mas o interesse em OCDM tem caído consideravelmente, comparado com outros métodos de codificação para o roteamento de pacotes fotônicos. Ultimamente, porém, houve um reavivamento na implementação de

³ Define-se o número de *hops* (saltos) como o número de enlaces percorridos pelo pacote entre o nó de origem e o nó de destino.

⁴ O chaveamento óptico de pacotes, em um contexto geral, refere-se apenas à decisão da porta de saída do nó à qual deverá ser encaminhado determinado pacote, enquanto o processo de roteamento é mais complexo, envolvendo as decisões que todas as chaves ópticas devem tomar ao longo de determinado caminho, bem como de outras funções como adicionar e remover pacotes, de forma que os pacotes possam chegar aos seus respectivos destinos.

OCDM, utilizando tecnologias ópticas mais modernas para a função de endereçamento. Assim, pacotes fotônicos consistindo de cabeçalhos do tamanho de 8 *chips* e com informação de 64 bits têm sido gerados e roteados opticamente, graças ao processamento fotônico do endereço do código [11].

1.2.1.2 – SCM

SCM é uma técnica de sinalização fora da banda de informação do pacote, que envolve a transmissão de um sinal ou canal de controle em uma frequência separada do canal de dados. Dois tipos de sinalização fora da banda foram demonstrados, com a carga de informação e o cabeçalho do pacote sendo transmitidos em paralelo. No primeiro, o método SCM é usado para codificar a informação e o cabeçalho de endereçamento como bandas laterais de rádio-frequência (RF) na portadora óptica, cada uma com uma banda diferente. A separação das bandas é determinada pelas taxas de dados da informação e do cabeçalho do pacote fotônico. Na segunda abordagem, a informação e o cabeçalho dos pacotes são codificados com dois comprimentos de onda distintos.

Na transmissão da informação e do cabeçalho em paralelo, a vazão é acrescida desde que o cabeçalho ocupe a mesma duração que a informação, o que implica que, nestes casos, a sincronização entre informação e cabeçalho é importante durante o processo de roteamento. Quando a distância entre os nós roteadores é conhecida, uma compensação de atraso pode ser implementada utilizando dois comprimentos de onda para o realinhamento do cabeçalho e da informação. Contudo, a degradação do sinal devido a não-linearidades pode ocorrer, especialmente com o efeito de *crosstalk*, que pode limitar esses sistemas quando o espaçamento entre canais SCM é muito pequeno. Em um sistema com dois comprimentos de onda, o cabeçalho pode ser extraído utilizando-se filtros ópticos passivos; no entanto duas fontes ópticas sintonizadas devem ser usadas em cada transmissor, sendo que a estabilidade da fonte e do filtro ópticos, bem como da dispersão das fibras, são também parâmetros críticos.

1.2.1.3 – OTDM

No método OTDM, os pacotes ópticos são chaveados em cada nó de acordo com o endereço de encaminhamento, carregado por cada pacote. Os pacotes ópticos são separados por pulsos que delimitam as fronteiras entre cada pacote [12]. Espera-se que, nas redes OTDM, sejam agregadas vazões da ordem de Tb/s em um canal com um simples comprimento de onda, pelo compartilhamento e processamento de uma grande quantidade de dados simultaneamente. A maioria das pesquisas em OTDM foi voltada para o desenvolvimento de dispositivos ultra-rápidos para a demultiplexação e sincronização do fluxo multiplexado no tempo, assim como de pulsos ultracurtos em altas velocidades. Espera-se com isso que o chaveamento óptico de pacotes possa permitir funções de roteamento, como adicionar e remover pacotes em uma rede de múltiplos nós. Assim, a função de adicionar é feita pela checagem de um espaço vazio e, a partir daí, insere-se um pacote. A função de remoção de pacotes acontece quando estes chegam ao nó de destino e, como outras funções de roteamento, requer a demultiplexação da informação contida no cabeçalho dos pacotes.

O processamento óptico pode acontecer muito rapidamente, mas a limitação está nos algoritmos ainda não muito robustos que até agora podem ser implementados, envolvendo, em alguns casos [13], não mais que um bit para a tomada de decisões. Por outro lado, tem havido propostas onde o processamento do cabeçalho dos pacotes pode ser feito no domínio eletrônico. No entanto, nesses casos o controle de roteamento torna-se muito mais lento em altas taxas de pacotes.

1.2.2 – Topologias em Malha para Redes de Fotônicas de Pacotes

Neste trabalho considera-se uma rede fotônica onde supostamente é requerida uma demanda com melhor *granularidade* e roteamento de pacotes ópticos para proverem serviços de comunicação em banda larga. Usualmente as redes utilizadas no acesso possuem um grande número de ramificações sem nenhuma presença de tributários em altas taxas e algumas das arquiteturas mais utilizadas podem ser classificadas como redes em estrela ou em árvore.

Aqui, considera-se uma arquitetura em malha para proporcionar maior flexibilidade para as redes ópticas de pacotes. Assim, a redundância de caminhos ópticos dispensa a necessidade de largura de banda extra, além do que os nós podem ser construídos de modo a permitir o chaveamento óptico de pacotes.

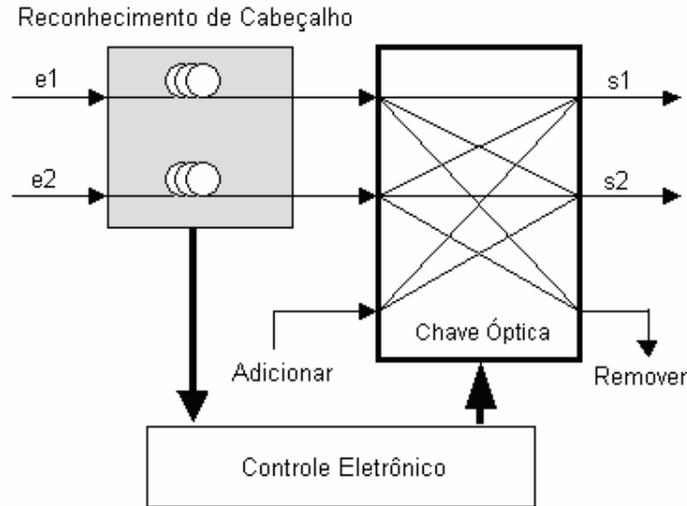


Figura 1.2 – Estrutura de um nó para as redes de pacotes fotônicas.

Desta forma, para este estudo, adota-se uma estrutura fixa para as redes de pacotes ópticos, que serão então compostas por nós de rede com configuração 2x2 (duas portas de entrada e duas de saída), mais a funcionalidade de adicionar e remover pacotes, como mostrado na Figura 1.2, além de enlaces de mesma largura de banda e mesma distância entre os nós. Como pode ser visto nesta figura, os nós são providos de fibras de retardo nas suas entradas, de forma a permitir o processamento eletrônico do cabeçalho óptico para a escolha da porta de saída preferencial. As topologias lógicas em malha adotadas para este estudo possuem 4, 6, 8 e 16 nós. Essas topologias não apresentam memórias óptica nos nós, fazendo com que estes se tornem bastante simples e sem grandes acréscimos em seus custos, tornando-se uma opção vantajosa para a utilização em redes de acesso. No entanto, a falta de memória torna impossível o processo de guardar informação durante roteamento de pacotes, o que torna o processo de escolha do caminho óptico como de primordial importância para a utilização em um determinado sistema de comunicação.

Uma vantagem importante dessas redes em malha é a robustez no que diz respeito à falhas e à interrupção de enlaces, devido à existência de rotas alternativas em uma rede distribuída. A necessidade de redes robustas para transmissão de dados digitais sem a dependência da quantidade de enlaces instalados em antigas redes de comunicação de telefonia analógica foi apontada já em 1964 [14]. Neste trabalho as estruturas de rede adotadas incorporam uma redundância considerável nos enlaces. No entanto, a redundância de caminhos ópticos provida pelas topologias em malha contrasta com a proteção convencional do anel SDH implantado para enlaces ópticos de longas distâncias empregados para o transporte de grandes quantidades de informação.

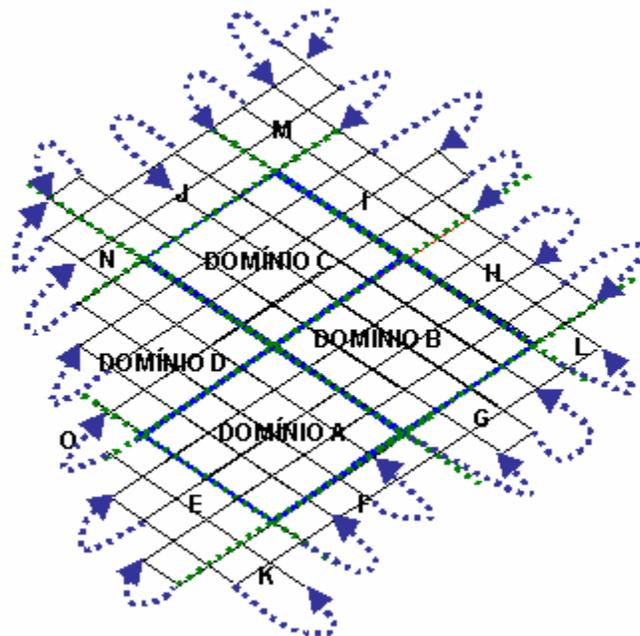


Figura 1.3 – Topologia em malha distribuída ao longo de uma rede óptica.

A *escalabilidade* dessas redes pode ser alcançada adotando hierarquização, como mostrado na Figura 1.3. Neste exemplo, a rede é dividida em domínios de 16 nós para um nível de hierarquia mais simples, que é mostrado em detalhes na Figura 1.4. Deste modo, para um pacote se deslocar para um nível mais alto da hierarquia, este deve ir até um nó de borda ou utilizar um caminho alternativo, como por exemplo, um nó de borda de um domínio vizinho quando o número de *hops* necessário for menor. Uma vez no domínio mais alto, os pacotes ópticos ignoram nós de hierarquias mais baixas e viajam distâncias

mais longas numa fibra diferente ou mesmo em um comprimento de onda diferente. Deste modo, em uma rede de 16 nós por domínio com dois níveis de hierarquização, pode-se servir 256 nós ópticos roteadores, oferecendo boa *escalabilidade*.

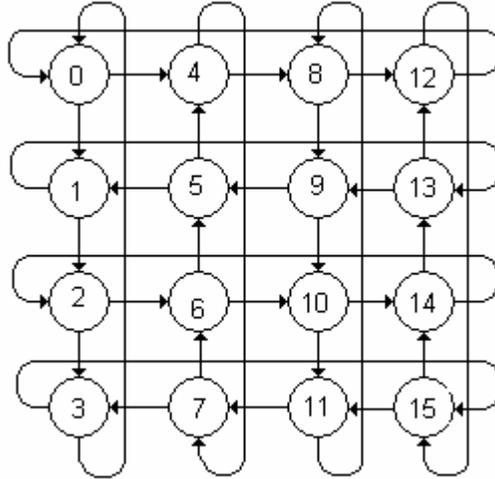


Figura 1.4 – Topologia em malha de 16 nós (Manhattan Street).

De forma alternativa, pode-se também assumir uma rede fotônica com domínios abertos, onde um pacote fotônico pode deixar um domínio e mover-se para outro de forma a encontrar a menor rota até seu destino, sendo que desta forma algumas rotas podem até passar através de mais de um domínio óptico.

Deve-se notar que no contexto de hierarquização, a rede óptica possui dimensões finitas com nós de borda, os quais podem introduzir conexões abertas na rede. Contudo, em qualquer implementação prática as conexões abertas associadas com nós de borda devem ser fechadas de modo a ficarem coerentes com a rede lógica. Algumas opções de gerenciamento também devem ser consideradas para o caso de inativação ou destruição de nós dentro da rede. Isso se torna um ponto relevante porque uma das grandes vantagens destas redes se refere ao potencial de segurança devido à existência de muitos caminhos alternativos.

Um exemplo de nós de borda com conexões fechadas usando uma topologia em malha do tipo MS (*Manhattan Street*) é também apresentada na Figura 1.3, onde se podem identificar diferentes situações. Por exemplo, os domínios A, B e C são completos, mas um pacote fotônico em D precisaria passar através de domínios ópticos vizinhos de modo a minimizar o número de *hops* até atingir o nó onde ele pode mudar para uma hierarquia mais alta. As conexões abertas nas bordas podem ser avaliadas e projetadas de forma a otimizar a capacidade da rede e a uniformidade do tráfego, bem como podem também ser implementadas com fibras extras ou comprimentos de onda extras, utilizando a menor quantidade possível de conexões físicas disponíveis. Alguns domínios podem inclusive ser deixados incompletos tendo em vista que o fechamento de conexões abertas não traria um funcionamento satisfatório. Contudo, um domínio incompleto pode representar baixos níveis de demanda de serviço (desde que não existam nós, nenhuma demanda é criada), e o domínio funcionaria então como uma contribuição muito pequena para os nós da hierarquia superior.

Apesar de todos os exemplos abordados até então serem compostos apenas pela hierarquização de domínios compostos por uma topologia em malha de 16 nós, há também a possibilidade de criar domínios com um menor número de nós. Algumas configurações de nós propostas aqui apresentam tanta facilidade quanto no exemplo utilizando domínios de 16 nós, como é o caso da rede com 4 nós apresentada na Figura 1.5, que apesar de ser representada como um anel pode também ser interpretada como uma SN (*ShuffleNet*) ou MS com 4 nós (topologias em malha).

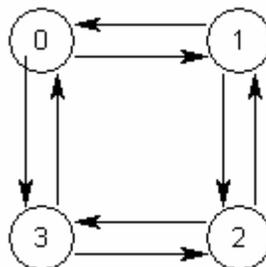


Figura 1.5 – Topologia em malha de 4 nós.

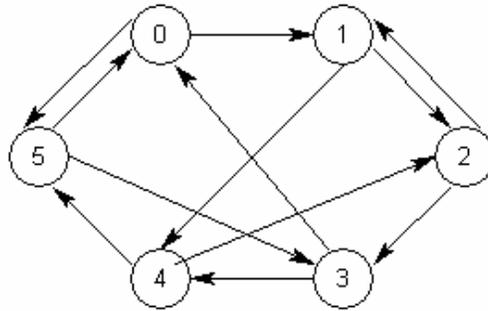


Figura 1.6 – Topologia em malha de 6 nós.

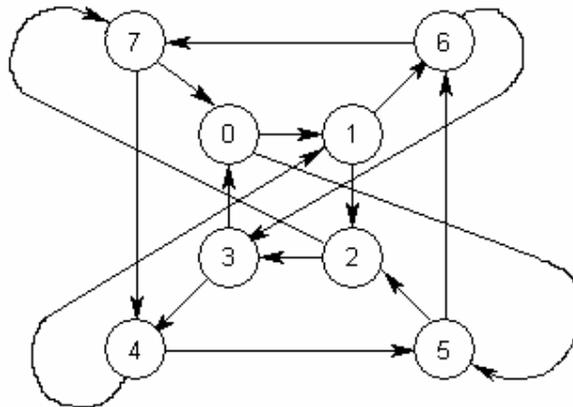


Figura 1.7 – Topologia em malha de 8 nós.

Outras configurações apresentam uma complexidade maior no que diz respeito à hierarquização e *escalabilidade*. No entanto, deve-se observar que mesmo essas topologias mais complexas e até irregulares, como a rede em malha de 6 nós apresentada na Figura 1.6 e a rede de 8 nós apresentada na Figura 1.7, permitem a hierarquização e assim, todas as considerações apresentadas no exemplo com a rede composta por domínios de 16 nós são aplicadas também a estas outras redes. Na Figura 1.8 apresenta-se um outro exemplo de hierarquização, utilizando a topologia em malha de 6 nós da Figura 1.6. Deve-se atentar para os nós de borda que devem fechar a malha através da ligação com outros nós de borda de modo a garantir que haja sempre dois enlaces chegando e dois enlaces partindo de cada um dos nós.



Figura 1.8 – Exemplo de hierarquização utilizando uma rede em malha de 6 nós.

1.2.3 – Métodos de Roteamento em Redes Fotônicas

Considerando uma rede de pacotes fotônicos com qualquer uma das topologias apresentadas até agora, tem-se a possibilidade de utilização de três métodos clássicos de roteamento, utilizados amplamente para redes WDM, e que serão estendidos para as redes fotônicas abordadas neste estudo: roteamento fixo, roteamento adaptativo e roteamento alternativo. É importante salientar que nas redes fotônicas de pacotes que fazem parte do contexto deste estudo não há, em princípio, a disponibilidade de múltiplos comprimentos de onda. Ou seja, os grandes limitadores e determinantes de eventuais perdas de informação são a capacidade dos enlaces, que compõem a rede, e a colisão entre pacotes nos roteadores ópticos.

1.2.3.1 – Roteamento Estático

O roteamento estático é o método mais simples, pois sempre escolhe o mesmo caminho para cada par origem-destino. A conexão entre um par de nós é estabelecida segundo uma rota pré-determinada. Neste método, se todos os recursos⁵ disponíveis ao longo de determinado caminho óptico estão sendo utilizados, pode ocorrer perda de pacotes, o que constitui uma grande desvantagem. Outro problema do roteamento fixo é

⁵ Entende-se por recursos o total de banda disponível nos enlaces, bem como outras funcionalidades inerentes ao caminho óptico, como armazenadores e comprimentos de onda disponíveis, no caso de WDM.

que este, por si só, não é tolerante a falhas, o que equivale a dizer que um esquema de roteamento alternativo deve ser implantado dinamicamente no caso da necessidade de implantação de um sistema de proteção quanto a falhas nos enlaces.

1.2.3.2 – Roteamento Dinâmico

O roteamento dinâmico pode ser classificado em dois tipos: roteamento dinâmico adaptativo e roteamento dinâmico alternativo. O roteamento dinâmico adaptativo permite que uma rota entre um determinado nó de origem e um nó de destino seja escolhida dinamicamente em função do estado da rede. Este estado é determinado pelo conjunto de todas as conexões na rede em determinado instante, e que estão em progresso. No roteamento dinâmico adaptativo de menor caminho, a cada enlace não utilizado na rede é atribuído um valor de custo unitário e a cada enlace utilizado, um valor infinito. Quando acontece a requisição de uma conexão o caminho de menor custo entre o nó de origem e o nó de destino é calculado dinamicamente, sendo que se mais de um caminho apresentam a mesma distância, um deles é escolhido aleatoriamente. Neste método, uma conexão é bloqueada apenas quando não existir uma rota entre os nós de origem e o nó de destino, apresentando assim um menor bloqueio de conexão em comparação com os outros métodos de roteamento nas mesmas condições de tráfego.

Para o roteamento dinâmico alternativo consideram-se múltiplas rotas previamente determinadas, e que não dependem do estado das redes. Em cada nó fotônico destas deve-se manter uma tabela de roteamento que contém uma lista ordenada com os diversos caminhos fixos para cada nó de destino. A ordenação destes nós pode ser feita por ordem de distância, ficando as rotas mais curtas como as primeiras da lista. Quando há demanda de tráfego entre um nó de origem e um nó de destino, o nó de origem tenta estabelecer a conexão a partir da rota de maior prioridade, passando às outras conforme necessário, o que provê um alto grau de tolerância a falhas nos enlaces.

1.2.4 – Definição de uma Estratégia de Roteamento e Técnica de Codificação

Entre as técnicas de codificação para chaveamento óptico de pacotes atualmente existentes e apresentadas na Seção 1.2.1 deste trabalho, optou-se pela multiplexação por subportadora (SCM) onde o cabeçalho e a informação podem ser multiplexados no mesmo comprimento de onda. Neste esquema, a informação é codificada com uma alta taxa de bits na banda-base, enquanto o cabeçalho numa taxa de bits muito menor é codificado utilizando um tom com uma baixa frequência de RF. A informação do cabeçalho é extraída pela detecção de uma fração do sinal do pacote fotônico e filtrando a frequência RF da subportadora [13]. Uma grande vantagem da técnica SCM é a transparência da taxa em que a informação do pacote está comprimida. Além disso, a possibilidade de utilização de tons em baixa frequência permite a identificação do cabeçalho do pacote, podendo cada tom ser entendido como um bit de endereçamento. A possibilidade de uma maior simplicidade de implementação também chama a atenção, pois desde que o cabeçalho SCM tenha uma baixa taxa de bits (poucos tons), o processamento da informação contida no cabeçalho pode ser feito com circuitos eletrônicos de baixo custo.

Sobre a estratégia de roteamento, na Seção 1.4 será analisada a possibilidade de utilização de um tipo de roteamento estático orientado a destino, e na Seção 1.5 um tipo de roteamento dinâmico adaptativo é analisado. No Capítulo 2 deste trabalho será adotado um tipo de protocolo de roteamento dinâmico alternativo, de modo a prover métodos de resolução de contenda, que não são abordados para os dois primeiros tipos de roteamento estudados neste trabalho.

1.2.5 – Exemplo de um Esquema de Endereçamento

Descreve-se aqui, como exemplo, um esquema de endereçamento simples que pode ser facilmente adaptado a uma rede óptica de acesso, como mostrado nos resultados do Projeto Ericsson de Chaveamento Óptico de Pacotes desenvolvido na Fundação CPqD, em Campinas [15]. Assim, para uma rede óptica em malha, incorporam-se nós de chaveamento 2x2 e cabeçalhos SCM para os pacotes ópticos. Uma rede em malha de 8 nós, como

mostrado na Figura 1.7, pode então ser gerenciada a partir de 3 tons diferentes associados a bits como endereços finais para cada domínio hierárquico.

Assim, o bit menos significativo pode estar associado a um tom de 3 MHz, e os outros, em direção aos bits mais significativos, podem estar associados a 6 MHz e a 9 MHz, respectivamente.

Nós	Endereço	Tipo	Tons (MHz)
0	000	Hierarquia	12
1	001	Regular	3
2	010	Regular	6
3	011	Regular	3 e 6
4	100	Regular	9
5	101	Regular	3 e 9
6	110	Regular	6 e 9
7	111	Regular	3, 6 e 9

Tabela 1.2 – Mapeamento de endereços para domínios de 8 nós.

Na Tabela 1.2 apresenta-se o mapeamento de endereços para uma rede de 8 nós, com 4 tons SCM. O quarto tom SCM de 12 MHz, foi incluído de forma a representar o endereço para o nó de borda que leva aos domínios mais altos da hierarquia das redes.

1.3 – Roteamento SPF em Redes de Pacotes Ópticos

Com o intuito de proceder ao estudo de redes ópticas de pacotes com as topologias em malha apresentadas anteriormente, adotou-se primeiramente o protocolo SPF, que na maioria de suas implementações práticas utiliza o algoritmo OSPF (*Open Shortest Path First*) [16] para o roteamento de pacotes nessas redes.

Entre as razões para a escolha deste, está o fato de ser um protocolo de roteamento simples, podendo ser considerado um algoritmo que implementa um roteamento estático orientado a destino, já que para cada par origem-destino há apenas uma rota possível, como pode ser visto na Tabela 1.3, onde se explicitam todas as rotas possíveis na rede de 4 nós apresentada na Figura 1.5.

Nó de Origem	Nó de Destino	Rota
0	1	0 → 1
0	2	0 → 1 → 2
0	3	0 → 3
1	0	1 → 0
1	2	1 → 2
1	3	1 → 0 → 3
2	0	2 → 1 → 0
2	1	2 → 1
2	3	2 → 3
3	0	3 → 0
3	1	3 → 0 → 1
3	2	3 → 2

Tabela 1.3 – Definição de rotas a partir do algoritmo SPF.

O algoritmo SPF toma como critério para a determinação das rotas o primeiro caminho encontrado que liga o nó origem ao nó destino, utilizando a menor somatória dos custos dos enlaces. O custo é uma métrica utilizada para a classificação de enlaces, sendo que a determinação do caminho é feita a partir da utilização do algoritmo *Dijkstra* [17]. No exemplo apresentado na Figura 1.9 todos os enlaces possuem o mesmo custo, representado pelos números entre parênteses. Neste exemplo adotaram-se duas fontes de tráfego, sendo que uma delas possui o nó 0 como origem e o nó 2 como destino, e que chama-se aqui de fluxo 1. A outra fonte, chamada de fluxo 2, possui também o nó 0 como origem e o nó 3 como destino. Deste modo, utilizando o SPF como algoritmo de roteamento obtém-se a rota do fluxo 1 passando pelo nó 1 e a rota do fluxo 2 passando pelo nó 4, sendo que ambas as

rotas terão custo 2. Deste modo, ainda observando a Figura 1.9, há uma outra rota possível entre o nó 0 e o nó 2, com o mesmo custo 2 da rota mostrada, que seria passando pelo nó 4, no entanto o algoritmo adota como rota o primeiro caminho de menor custo encontrado.

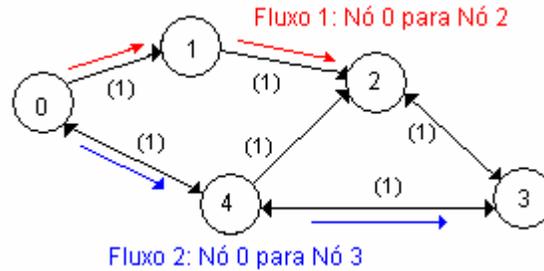


Figura 1.9 – Determinação de rotas segundo o critério de menor custo.

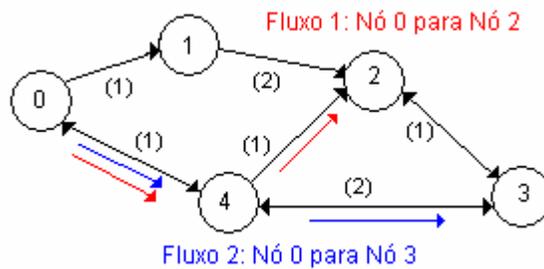


Figura 1.10 – Determinação de rotas com enlaces de custos distintos.

Um outro exemplo utilizando a mesma topologia da Figura 1.9, mas agora com alteração no custo dos enlaces entre os nós 1 e 2 para 2 e entre os nós 3 e 4 também para 2, é mostrada na Figura 1.10. Deve-se atentar para o fato de que a alteração no custo destes enlaces influencia diretamente na escolha da rota. Aqui, a rota do fluxo 1 passa a ser passando pelo nó 4, e não mais pelo nó 1 como se observava no caso em que os enlaces possuíam o mesmo custo. A rota do fluxo 2 permanece a mesma, passando pelo nó 4. No entanto, com essa distribuição de custos, há uma outra rota possível para o fluxo 2 com o mesmo custo 3, que seria passando pelos nós 4 e 2.

1.3.1 – A Distribuição não-Uniforme de Tráfego devido ao Algoritmo SPF

Uma característica que deve ser observada na utilização do algoritmo OSPF para o roteamento é que ele não garante uma distribuição uniforme no fluxo de tráfego, mesmo quando os usuários estão uniformemente distribuídos ao longo da rede.

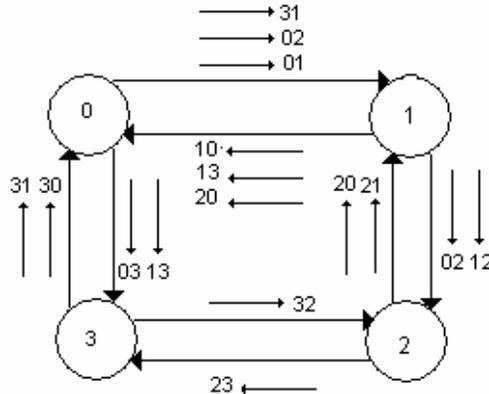


Figura 1.11 – Distribuição de tráfego ao se utilizar roteamento SPF.

Na Figura 1.11, toma-se novamente como exemplo a rede de 4 nós da Figura 1.5, considerando-se que em cada nó há um usuário gerando tráfego para todos os outros nós da rede. Nesta configuração tem-se então 12 fluxos de tráfego distribuídos pelos 8 enlaces da rede e o que se pode ver é que há alguns enlaces que estão mais carregados do que outros. Deste modo, ao contrário do que ocorre nos enlaces entre os nós 2 e 3, onde tem-se apenas um fluxo de tráfego passando por eles, nos enlaces entre os nós 0 e 1 tem-se 3 fluxos de tráfego. Isso implica no fato que se for considerada uma rede com tráfego não-uniformemente distribuído, alguns enlaces alcançarão o limite de sua capacidade mais cedo. No exemplo da Figura 1.11, se for adotada uma largura de banda de 90 Mb/s para cada enlace da rede, e se todos os 12 fluxos de tráfego estiverem com a mesma taxa, esta rede passará a não apresentar um bom funcionamento a partir de 30 Mb/s de taxa por usuário (fluxo de tráfego). Isso porque em 30 Mb/s o enlace mais carregado alcançará seu limite de 90 Mb/s, já que possuiria 3 fluxos de tráfego, todos com 30 Mb/s.

Uma outra característica desse roteamento é que no caso em que há fluxos de tráfego distribuídos por todos os nós com destino aos demais, sempre haverá casos em que

poderão chegar pacotes ópticos nas duas portas de entrada dos nós roteadores, tendo como destino a mesma porta de saída.

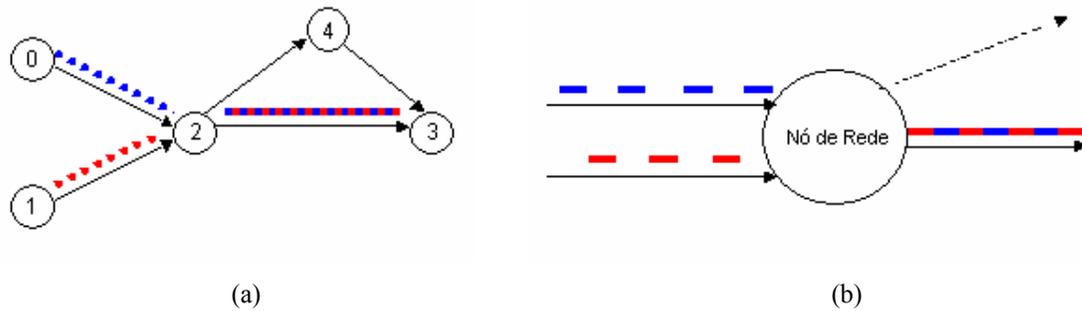


Figura 1.12 – Roteamento SPF sem colisão entre pacotes. (a) comportamento do fluxo de tráfego (b) comportamento no nó de rede.

Neste caso, pode-se verificar dois comportamentos distintos, dependendo do tempo de chegada destes pacotes às suas respectivas portas de entrada. A título de exemplo, pode-se considerar uma rede simples mostrada nas Figuras 1.12 e 1.13, onde se tem dois fluxos de tráfego que chegam ao nó 2 a partir dos nós 0 e 1 (portas de entrada distintas) e devem ser encaminhados para o nó 3 (mesma porta de saída).

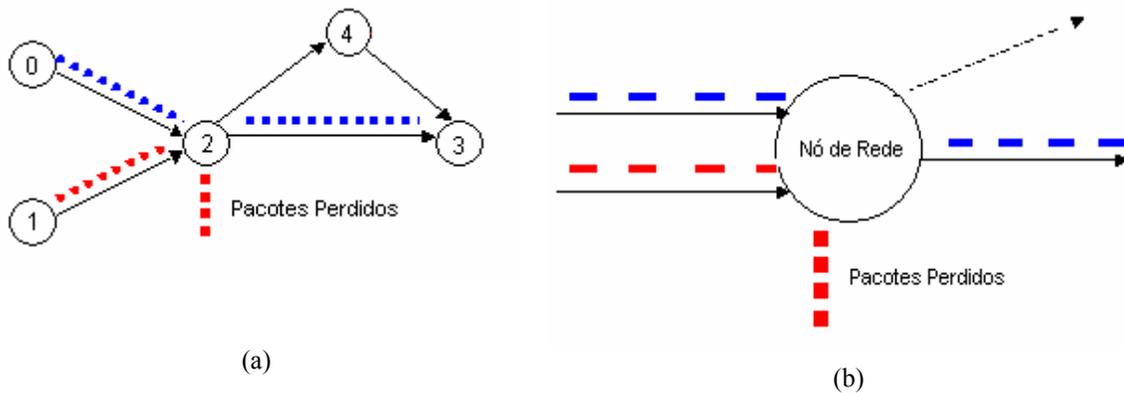


Figura 1.13 – Roteamento SPF com colisão entre pacotes. (a) comportamento do fluxo de tráfego (b) comportamento no nó de rede.

A Figura 1.12 (a) mostra que os dois fluxos são roteados com sucesso se no nó de rede – Figura 1.12 (b) – os pacotes não estiverem chegando ao mesmo tempo, de forma a permitir o processamento de pacotes um após o outro. Já no caso da Figura 1.13 (b), observa-se que os pacotes estão chegando ao nó 2 ao mesmo tempo, tornando impossível

para o roteador o processamento simultâneo. Logo, um dos fluxos de tráfego acaba sendo perdido, já que se o sincronismo for mantido na geração de pacotes (intervalo de tempo entre pacotes do mesmo fluxo), todos os pacotes serão descartados, como mostrado na Figura 1.13 (a).

A partir das características do roteamento SPF, propõe-se analisar também neste trabalho um algoritmo de roteamento que permita uma melhor distribuição de tráfego em relação ao roteamento SPF.

1.4 – Roteamento Dinâmico Adaptativo Baseado em Caminho Mínimo

O principal objetivo ao se adotar este algoritmo é promover uma melhor distribuição de tráfego nas redes de pacotes fotônicos, minimizando as colisões entre pacotes e, conseqüentemente, diminuindo as perdas.

Em termos de operação, o roteamento dinâmico adaptativo baseado em caminho mínimo (BCM), assim como o SPF, procura o caminho de menor custo que liga a fonte ao destino dos pacotes. No entanto, ele atribui custos aos enlaces à medida que estes são utilizados por determinadas rotas [18], fazendo, deste modo, com que os fluxos de tráfego sejam distribuídos ao longo de toda a rede. Mais uma vez, toma-se como exemplo a rede de 4 nós mostrada na Figura 1.5, explicitando-se na Tabela 1.4 todas as rotas possíveis a partir da utilização do algoritmo de roteamento dinâmico adaptativo baseado em caminho mínimo.

A atualização do custo dos enlaces é feita utilizando uma expressão ligeiramente diferente daquela adotada em [18] e [19], já que os enlaces com os quais se trabalha nas redes de pacotes ópticas não possuem memórias ou filas. Assim, um dos parâmetros de rede que são utilizados para o cálculo do custo é o número de pacotes perdidos em determinado

enlace. Deste modo, a função que determina e atualiza os custos dos enlaces, logo após cada fluxo de tráfego entrar na rede, é dada por 1.1

$$C_e^{t+1} = C_e^t + f(a, b, PP_e^t, CT_e^t, B_e) \quad (1.1)$$

onde C_e^t é o custo do enlace e , no instante t , enquanto a função $f(.)$ tem como parâmetros a e b , que são parâmetros de controle do gerenciamento da rede, além de PP_e^t que é o número de pacotes perdidos no enlace e , no tempo t , CT_e^t que é a ocupação do enlace e no tempo t e B_e , que é a largura de banda do enlace e . A função $f(a, b, PP_e^t, CT_e^t, B_e)$ é dada então por (1.2), sendo que a função $[.]$ indica a aproximação pelo inteiro mais próximo.

$$f(a, b, PP_e^t, CT_e^t, B_e) = \left[\exp\left(\frac{a \cdot PP_e^t}{B_e}\right) \right] + \left[\exp\left(\frac{b \cdot CT_e^t}{B_e}\right) \right] \quad (1.2)$$

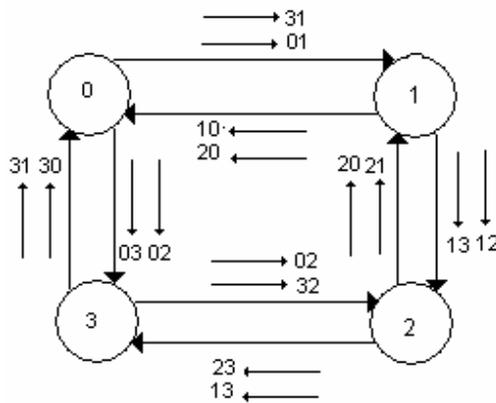


Figura 1.14 – Distribuição de tráfego a partir do roteamento BCM.

Na Figura 1.14, apresenta-se a nova distribuição de tráfego quando se utiliza o algoritmo de roteamento dinâmico adaptativo baseado em caminho mínimo. Pode-se observar agora que o tráfego é totalmente distribuído, sendo isso possível graças à alteração do custo dos enlaces, à medida que as fontes de tráfego entram na rede.

Ordem	Nó de Origem	Nó de Destino	Rota
1	0	1	0 → 1
2	0	2	0 → 3 → 2
3	0	3	0 → 3
4	1	0	1 → 0
5	1	2	1 → 2
6	1	3	1 → 2 → 3
7	2	0	2 → 1 → 0
8	2	1	2 → 1
9	2	3	2 → 3
10	3	0	3 → 0
11	3	1	3 → 0 → 1
12	3	2	3 → 2

Tabela 1.4 – Rota explícita a partir do roteamento BCM.

Aqui, considera-se que a ordem de entrada destas fontes segue a ordem apresentada na Tabela 1.4. É fácil observar que a entrada das fontes numa ordem diferente da apresentada pode causar um outro tipo de distribuição de tráfego. No entanto, o algoritmo garante que a rota escolhida em determinado instante, leva a uma distribuição que visa evitar a sobrecarga da rede. Outro fator que deve ser levado em consideração para o bom funcionamento desse protocolo de roteamento é a topologia de rede, pois topologias irregulares podem não proporcionar bom desempenho para as redes fotônicas de pacotes.

Deve-se notar que mesmo quando se toma a providência de tentar distribuir o tráfego nas redes de pacotes fotônicos, ainda há o problema da colisão entre estes, já que os nós não são providos de armazenadores (*buffers*). Para a resolução deste problema e minimização de seus efeitos, uma das soluções seria a adoção de um método de Resolução

de Contenda⁶, o qual permitiria que a colisão entre dois pacotes fosse resolvida sem que nenhum deles fosse perdido. Esses métodos para a resolução de contenda são discutidos no capítulo 2 deste trabalho.

⁶ Define-se Resolução de Contenda (*Contention Resolution*) como um critério para a resolução da colisão entre pacotes, sem que haja perda entre os pacotes envolvidos.

Capítulo 2

Roteamento Fotônico com Resolução de Contenda

No contexto de roteamento fotônico de pacotes já foram propostos vários métodos, nos quais utiliza-se o chaveamento óptico, de forma a tirar vantagem da transparência do canal óptico e da largura de banda disponível. Contudo, o processamento eletrônico ainda permanece uma alternativa atrativa para prover funções não-lineares, como endereçamento e encaminhamento de pacotes, assim como foi visto no Capítulo 1. Agora, depois de serem estudados os roteamentos SPF e BCM, um roteamento alternativo, que possa prover resolução de contenda, é proposto de forma a minimizar os efeitos de perda de pacotes causados pelos algoritmos de roteamento anteriores. Aqui, o processamento eletrônico deve prover uma nova funcionalidade para esta resolução de contenda entre pacotes fotônicos. Assim sendo, na Seção 2.1 deste capítulo, abordam-se algumas particularidades dos critérios hoje existentes para a resolução de contenda. Na Seção 2.2 são apresentados alguns exemplos de implementações experimentais de roteadores fotônicos com a utilização de pelo menos um critério para resolução de contenda. Finalmente, na Seção 2.3, aborda-se o método de resolução de contenda espacial (por deflexão de pacotes ópticos), que é o foco deste estudo.

2.1 – Resolução de Contenda

O chaveamento fotônico de pacotes pode ser dividido em duas categorias: síncrono e assíncrono, sendo caracterizadas pelo fato do chaveamento síncrono ser controlado por um relógio, que determina um certo intervalo temporal (*time slot*), o qual deve ser suficientemente grande para a inserção de um pacote. Assim, no chaveamento síncrono, todos os pacotes ópticos possuem o mesmo tamanho, enquanto no chaveamento assíncrono,

os pacotes não têm necessariamente o mesmo tamanho. O chaveamento síncrono tem sido extensivamente estudado, sendo que entre as funcionalidades providas pelas chaves síncronas inclui-se a leitura e escrita de cabeçalhos, sistemas de sincronismo que ajustam, para o processamento, pacotes provenientes de portas de entrada diferentes, conversão de comprimento de onda, armazenamento de pacotes e roteamento.

O estágio de sincronismo é responsável pelo alinhamento dos pacotes antes que eles entrem na chave, enquanto que o estágio de chaveamento deve acontecer antes que os pacotes ópticos sejam armazenados. Uma chave óptica ideal requereria que todas essas funções fossem implementadas no domínio óptico. O estágio de chaveamento pode incluir conversores de comprimento de onda, chave espacial e portas ópticas. Multiplexadores e demultiplexadores para implementações WDM, assim como amplificadores ópticos também podem ser utilizados. No caso de chaveamento óptico assíncrono, as mesmas funções são aplicáveis, exceto a sincronização e alinhamento dos pacotes na entrada das chaves.

Deste modo, em uma rede óptica de pacotes, cada um destes deve passar por certo número de chaves até alcançar seu destino. Assim, quando os pacotes estão sendo chaveados, a contenda ocorre quando dois destes estão tentando sair da chave simultaneamente pela mesma porta de saída (Figura 1.13 (b)). Atualmente há três formas de resolução de contenda: armazenamento óptico (temporal), conversão de comprimento de onda (freqüencial) e roteamento por deflexão (espacial).

2.1.1 – Armazenamento Óptico

Os armazenadores ópticos são também utilizados para sincronização e controle de fluxo, e podem ser colocados em diversas partes do nó de roteamento, como nas portas de entrada, nas portas de saída ou compartilhados entre as portas de entrada e as portas de saída [20]. As Figuras 2.1e 2.2 mostram como implementar o armazenamento de pacotes ópticos em uma chave utilizando para isso linhas de retardo feitas de fibras ópticas. A utilização de pacotes de mesma duração pode significar uma simplificação considerável no processo de armazenamento, assim como no processo de sincronização e roteamento.

Algumas propostas para armazenadores de pacotes ópticos baseados em linhas de retardo por fibras ópticas foram feitas. Estas são usualmente classificadas em duas configurações: uma consistindo no armazenamento ao longo do caminho e outra adotando um critério de circulação de informação. Dois esquemas de armazenamento ao longo do caminho (em paralelo e em série) são mostrados na Figura 2.1, consistindo de diversas fibras de retardo cujos comprimentos são equivalentes, em termos de tempo, aos múltiplos da duração dos pacotes, sendo que as linhas de retardo podem ser selecionadas através de um chaveamento óptico espacial. O tempo de armazenamento de um pacote é dado pela duração de um pacote se propagando através do comprimento de uma fibra óptica. A Tabela 2.1 mostra para fins de exemplificação, o comprimento da fibra óptica de retardo necessária para armazenar alguns tipos de pacotes em determinadas taxas de compressão de bits. Deve-se atentar para o fato de que o tamanho da linha de retardo necessária para armazenar pacotes de tamanho diferentes pode variar entre algumas ordens de grandeza.

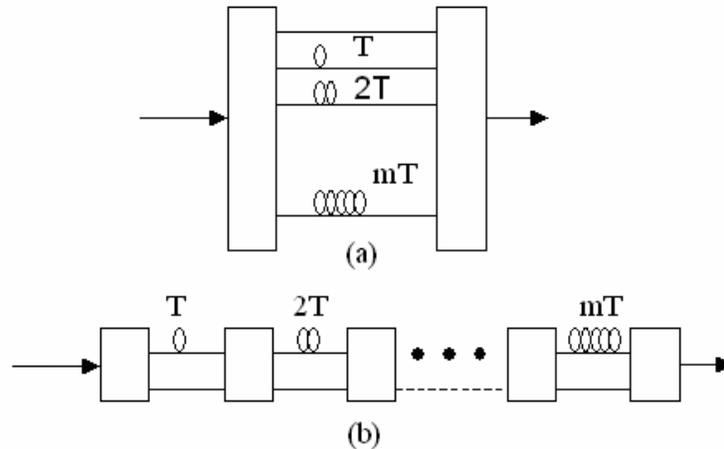


Figura 2.1 – Armazenamento óptico ao longo do caminho (a) paralelo (b) em série.

Tipo de Pacote	Tamanho dos Pacotes (bytes)	Tamanho dos Pacotes (bits)	Taxa de Compressão 2,5 Gb/s		Taxa de Compressão 40 Gb/s	
			Tempo (ns)	Tamanho da Linha (m)	Tempo (ns)	Tamanho da Linha (m)
Datagrama IP	< 65535	< 524280	209712	41942,4	13107	2621,4
Quadro Ethernet	< 1526	< 12208	4883,2	976,64	305,2	61,04
Célula ATM	53	424	169,6	33,92	10,6	2,12

Tabela 2.1 – Estimativa do tempo de duração dos pacotes e correspondente comprimento da fibra de retardo em 2,5 Gb/s e 40 Gb/s.

A Figura 2.2 mostra esquematicamente um armazenador com circulação de informação. Esse armazenador consiste de múltiplas fibras de retardo, com comprimentos distintos, podendo suportar pacotes de tamanhos distintos. O tempo de armazenamento, neste caso, é dado pelo número de sucessivas circulações, vezes a duração do pacote. Qualquer um dos armazenadores ópticos apresentados aqui pode guardar múltiplos pacotes, com a limitação que em cada momento apenas um pacote pode entrar ou sair do armazenador.

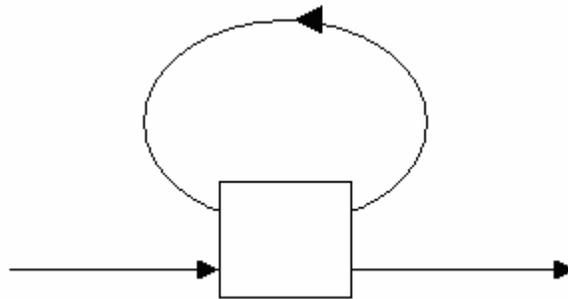


Figura 2.2 – Armazenamento óptico por circulação.

O armazenador de circulação apresenta uma maior flexibilidade se comparado com o armazenador ao longo do caminho, ajustando o tempo de retenção do pacote pela mudança do número de circulações, oferecendo adicionalmente a capacidade de acesso aleatório com um tempo de armazenamento que depende do número de circulações. Infelizmente, para o armazenamento óptico o sinal deve ser amplificado durante cada circulação, de forma a compensar a perda de potência nas fibras, o que resulta em ruído de emissão espontânea amplificada (ASE) e limita deste modo o máximo tempo de armazenamento.

2.1.2 – Conversão de Comprimento de Onda

A conversão de comprimento de onda em sistemas WDM também tem sido bastante considerada no que se refere a um método alternativo para a incrementação da capacidade de armazenamento dos comutadores fotônicos. Algumas implementações deste tipo serão brevemente discutidas na Seção 2.2.

2.1.3 – Roteamento por Deflexão

O Roteamento por deflexão é uma alternativa atrativa para a resolução de contenda entre pacotes ópticos em redes multi-caminhos. Deste modo, a resolução da contenda é resolvida roteando-se um dos pacotes envolvidos para o enlace desejado, enquanto que o outro pacote deve ser enviado para o enlace referente à porta disponível. Contudo, nestes casos a ordem de chegada dos pacotes no destino pode não ser mantida. O Roteamento por deflexão será foco de um estudo detalhado na Seção 2.3.

2.2 – Implementações Experimentais

Recentemente surgiram propostas de diferentes arquiteturas para o chaveamento óptico de pacotes, sendo que algumas delas foram demonstradas experimentalmente. As funções de roteamento, tais como endereçamento, chaveamento e armazenamento foram na maioria das vezes executadas no domínio eletrônico, sendo que as implementações propostas para resolução de contenda incluem roteamento em comprimento de onda, roteamento *broadcast and select* e roteamento espacial. A seguir são apresentadas breves descrições de algumas das arquiteturas experimentais propostas para o roteamento fotônico. Deve-se notar que a grande maioria dessas implementações leva em conta a multiplexação de comprimento de onda (permitindo a utilização de conversão de comprimento de onda), aliada à possibilidade de uso de algum outro tipo de critério de resolução de contenda, seja ele temporal ou espacial.

2.2.1 – TERAHIPAS

TERAHIPAS é uma proposta para o chaveamento fotônico ATM [21]. Neste esquema combina-se uma estrutura de multiplexação fotônica para canais de baixa taxa (2,5 Gb/s) com funções lógicas implementadas eletronicamente para processamento, controle e roteamento de pacotes de dados (células ATM, neste caso). A arquitetura TERAHIPAS consiste de módulos de entrada OTDM, uma rede em estrela *broadcast*, módulos de agrupamento de saídas, separadores ópticos, um armazenador de saída e módulos de expansão de células.

O módulo de agrupamento de saída incorpora um demultiplexador de comprimento de onda, um certo número de conversores de comprimento de onda e um acoplador. O armazenamento óptico envolve linhas de retardo, cujos caminhos são controlados eletronicamente e o endereço de destino de cada célula é lido primeiramente através de uma análise eletrônica do cabeçalho. A partir daí, o módulo OTDM multiplexa e comprime os pacotes ópticos em um determinado canal, o qual é posteriormente multiplexado, por exemplo, por uma rede em estrela do tipo *broadcast*.

O módulo de agrupamento de saídas demultiplexa os canais de determinados comprimentos de onda, convertendo a carga útil (*payload*) e o cabeçalho das células referentes ao destino desejado, em dois comprimentos de onda distintos. O cabeçalho é então multiplexado com a carga útil através do WDM, e então é enviado ao módulo de armazenamento de saída. Finalmente, na recepção, um módulo de expansão de célula executa a descompressão das células, aplicando a operação inversa do módulo OTDM inicial. A arquitetura apresentada provê modularidade e uma estrutura expansível, a qual pode prover capacidades de mais de 100 Gb/s até cerca de 1 Tb/s. Ela oferece uma estrutura básica para serviços de comunicação de banda larga, onde espera-se que as chaves fotônicas ATM de alto desempenho possam prover um papel essencial para o ganho de desempenho.

2.2.2 – FRONTIERNET

FRONTIERNET é uma arquitetura para o roteamento fotônico que utiliza principalmente WDM para chavear os pacotes ópticos [22]. A arquitetura de chaveamento foi também proposta como uma possível implementação em sistemas de comutação fotônica ATM. Demonstrou-se experimentalmente a possibilidade de chaveamento de pacotes ópticos, empregando também um módulo WDM para o armazenamento. Na Figura 2.3 apresenta-se a arquitetura do FRONTIERNET, onde um conversor de comprimento de onda sintonizado atribui um canal para a porta de saída desejada, antes que uma célula seja transmitida e multiplexada através de um roteador de comprimento de onda. Assim, a cada célula é atribuído um comprimento de onda.

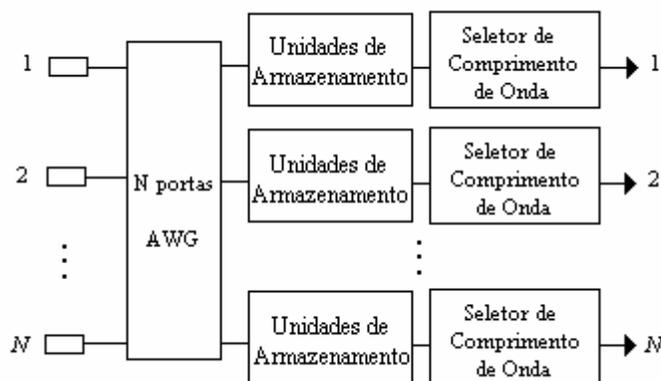


Figura 2.3 – Arquitetura FRONTIERNET.

O roteador de comprimento de onda é um filtro integrado AWG com N portas de entrada e de saída. Duas células originárias de portas de entrada distintas possuem sempre canais de comprimento de onda diferentes e o roteador não introduz nenhuma perda de potência devida à separação no filtro AWG. A função do roteamento por comprimento de onda é realizada por um filtro monoliticamente integrado com o AWG. O módulo de armazenamento WDM discrimina células, em diferentes comprimentos de onda, que chegam em uma determinada porta de saída ao mesmo tempo. O módulo armazenador WDM consiste de diversas unidades de armazenamento e um rápido seletor de comprimentos de onda conectados em série, como mostrado na Figura 2.4. Cada uma destas unidades armazenadoras contém um laço óptico com comprimento correspondendo à duração da célula, duas portas ópticas além de um acoplador de 3 dB.

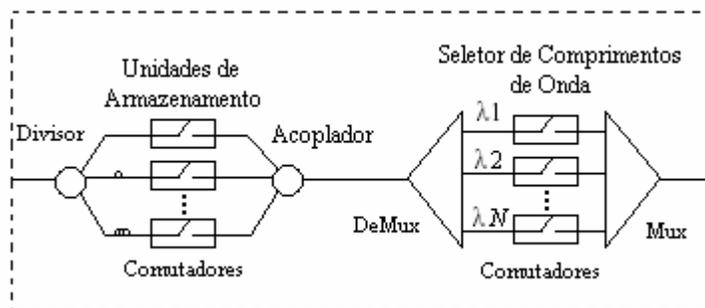


Figura 2.4 – Descrição detalhada para as unidades de armazenamento e seletor de comprimentos de onda na arquitetura FRONTIERNET.

O seletor de comprimentos de onda contém um demultiplexador WDM com o número de entradas ópticas correspondendo ao número de canais. O armazenador processa a cada múltipla entrada apenas uma saída, de acordo com o critério FIFO (o primeiro a entrar é o primeiro a sair), selecionando então uma célula a cada porção de tempo na saída do canal WDM.

2.2.3 – OPERA

OPERA é uma proposta experimental para suportar as funções relacionadas ao protocolo de roteamento em *Internet* óptica, incluindo troca de rótulo, roteamento de pacotes e operações de encaminhamento, além de reuso de comprimentos de onda [23]. A função de roteamento é baseada em um cabeçalho de endereçamento SCM, conversão de comprimento de onda de pacotes, e tecnologia AWG. A Rede OPERA é estruturada de forma a rotear pacotes entre usuários através de subredes múltiplas, as quais incorporam roteadores de interface ópticos (ONIR – *Optical Network Interface Routers*) e um AWG, como mostardo na Figura 2.5.

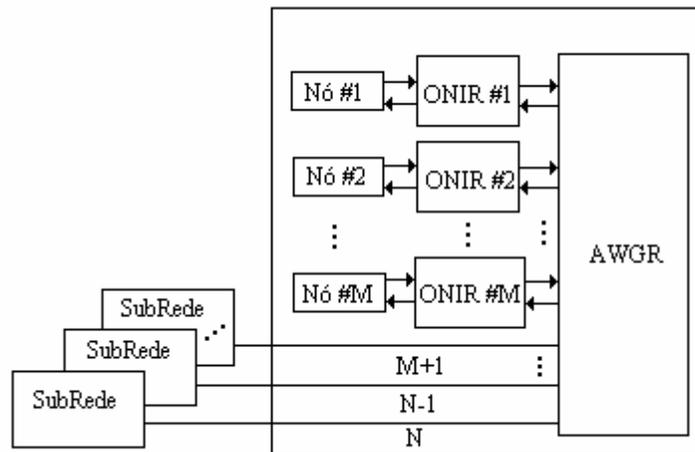


Figura 2.5 – Arquitetura Opera.

A informação e o cabeçalho são transmitidos então, com o mesmo comprimento de onda, mas em taxas de bits diferentes. A detecção e recuperação da subportadora (cabeçalho) são feitas usando-se técnicas ópticas e de microondas sem qualquer sincronismo de fase. A conversão de comprimento de onda é feita na taxa do pacote utilizando-se modulação cruzada de ganho com um amplificador óptico a semiconductor

(SOA). O SOA proporciona a remoção do cabeçalho do pacote fotônico sem nenhuma detecção da carga do pacote, enquanto a substituição do cabeçalho é feita utilizando eletrônica de faixa estreita.

A regeneração óptica da informação do pacote e a substituição do cabeçalho SCM podem prover roteadores em cascata para redes multicaminho, os quais superam as limitações de dispersão normalmente encontradas com a modulação por subportadora.

2.2.4 – KEOPS

Um dos primeiros e mais proeminentes projetos para o desenvolvimento de redes fotônicas com chaveamento de pacotes foi o projeto europeu KEOPS. O principal objetivo era o desenvolvimento de chaveamento de pacotes ópticos de modo a prover transparência em termos de taxa de bits [24]. Isso foi possível utilizando pacotes ópticos de duração fixa com cabeçalho de baixa taxa de bits, de modo a simplificar o processamento eletrônico nos nós.

O projeto envolveu a colaboração de vários laboratórios e foi desenvolvido graças a diversos experimentos de laboratório que proporcionaram a implementação de nós, para o chaveamento óptico de pacotes, e de um bloco de interfaceamento, entre o nó e a rede. As arquiteturas de chaveamento foram implementadas usando técnicas fotônicas, como o chaveamento espacial e por comprimento de onda, para o roteamento e multiplexação, assim como o chaveamento temporal, utilizando armazenadores com fibras de retardo. Desse modo, foi possível prover roteamento de pacotes, multiplexação e armazenamento.

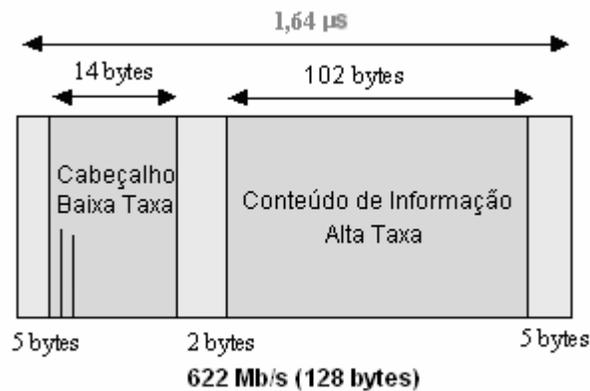


Figura 2.6 – Pacote óptico no projeto KEOPS.

Os conceitos foram validados em laboratórios, utilizando o que há de mais moderno em termos de tecnologia fotônica. O formato dos pacotes foi definido utilizando quadros flexíveis para carregar dados em fibras ópticas. Pacotes de duração fixa foram utilizados, enquanto a informação e o cabeçalho foram codificados em uma simples portadora, utilizando apenas um comprimento de onda, como mostrado na Figura 2.6. O cabeçalho é codificado em uma baixa taxa fixada de forma a permitir a utilização do processamento eletrônico padrão. O conteúdo de informação é fixado e seja qual for o seu conteúdo, o volume de dados é proporcional à taxa de bits definida pelo usuário, a qual pode variar desde 622 Mb/s até 10 Gb/s.

Diversos esquemas foram propostos de modo a prover o processo de agendamento usado para resolução de contenda: distribuição de fibras de retardo, chave para recirculação, algoritmo de controle de fluxo para elementos em cascata e alocação dinâmica de comprimentos de onda. Um sincronizador de pacotes, experimental e transparente à taxa de bits do conteúdo de informação, foi implementado. Este sincronizador é composto por uma parte mais grosseira e outra mais fina. Estas foram colocadas antes e depois da chave óptica, respectivamente. O sincronizador mais rústico é baseado em uma cascata de chaves ópticas e linhas de retardo, e recupera os desalinhamentos temporais devido aos desvios térmicos na fibra de transmissão, enquanto o sincronizador mais fino, baseado em um conversor de comprimento de onda sintonizado e uma fibra de alta dispersão, recupera o sinal célula-a-célula limitando o ruído introduzido pela chave.

Ainda, uma chave roteadora por comprimento de onda (WRS), com uma arquitetura de dois estágios, foi implementada. No primeiro estágio os pacotes que chegam são roteados para uma posição no armazenador, usada para resolver a contenda: a cada pacote que chega é dado quatro possíveis acessos a fibras de retardo com atrasos não-consecutivos e múltiplos do comprimento do pacote. No segundo estágio, eles são roteados para a porta de saída desejada.

O roteamento se dá a partir da conversão dinâmica de comprimento de onda no nível dos pacotes. O processo envolve as seguintes operações: seleção de uma fonte, conversão do pacote para este comprimento de onda e roteamento espacial com um

demultiplexador. As funções básicas demonstradas no WRS são: recuperação de comprimento de onda, resolução de contenda, atualização de cabeçalho e escrita dos pacotes; sendo que estas últimas funções são requeridas de modo a garantir uma média constante da potência óptica na saída das chaves, para que não haja problemas com os amplificadores ópticos na linha.

2.2.5 – HORNET

Uma outra implementação para o chaveamento óptico de pacotes é a rede optoeletrônica híbrida em anel (HORNET), desenvolvida na Universidade de Starford para direcionar os problemas do transporte SONET em redes metropolitanas [25]. HORNET emprega um transporte de pacotes chaveados para tirar vantagem da natureza explosiva do tráfego nas redes metropolitanas. HORNET utiliza portadora de múltiplo acesso com um protocolo para evitar colisões (CSMA/CA), mantendo os pacotes na rede em qualquer comprimento de onda disponível.

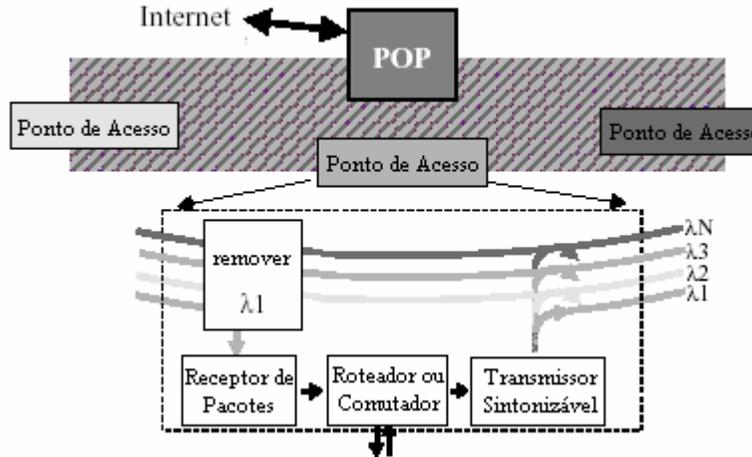


Figura 2.7 – Arquitetura HORNET.

A rede em anel pode suportar mais de 100 pontos de acesso, onde cada um tem um único comprimento de onda fixado para a remoção e um rápido transmissor sintonizável, o qual pode transmitir em qualquer comprimento de onda da rede, como mostrado sinteticamente na Figura 2.7. HORNET utiliza tons SCM para, eletronicamente, monitorar cada comprimento de onda em cada ponto de acesso. Cada comprimento de onda possui

uma única frequência de subportadora associada a ele. Uma técnica de embutir um tom de relógio, onde o relógio local de um nó transmissor é multiplexado com os dados, é usado de forma a conseguir uma rápida recuperação do relógio dos dados.

Cada pacote contém os dados de informação, o tom de relógio e o cabeçalho SCM. No nó receptor, o tom de relógio é reavido através de um filtro passa banda e usado como tempo de amostragem.

2.3 – Redes Fotônicas de Pacotes com Roteamento por Deflexão

Em redes eletrônicas convencionais o armazenamento de pacotes nos nós intermediários é proporcionado usualmente por um roteamento do tipo guardar e encaminhar (*store-and-forward*). Esta abordagem não pode ser implementada de maneira simples em redes de pacotes ópticos utilizando apenas fibras de retardo.

Deste modo o esquema de roteamento por deflexão, também chamado de roteamento batata quente (*hot potato*) representa uma alternativa atraente para possibilitar a implementação de uma rede de pacotes ópticos sem armazenadores, com topologias em malha e com critério de resolução de contenda. Deve-se lembrar que os esquemas de arquiteturas para redes de pacotes fotônicos propostos até agora, abordados na Seção 2.2, utilizam uma tecnologia bastante complexa e de alto custo agregado.

Assim, retomando a configuração de rede apresentada na Figura 1.13, agora tem-se o comportamento mostrado na Figura 2.8, onde pode-se perceber que nenhum dos pacotes é perdido na circunstância aqui apresentada.

Dois parâmetros importantes devem ser levados em conta quando se fala em roteamento por deflexão de pacotes, os quais estão relacionados com as questões de qualidade de serviço (QoS). Esses parâmetros são o atraso de pacotes entre a fonte e o destino final, e a ordem da chegada dos pacotes. Além desses, um outro parâmetro importante para a avaliação de desempenho é a própria perda de pacotes.

O primeiro parâmetro deve sua importância ao fato de que, considerando-se que os pacotes possam ser defletidos, estes podem permanecer um tempo maior do que o usual na rede antes de chegarem aos seus destinos finais. Como exemplo, pode-se considerar a própria Figura 2.8 (a), onde inicialmente os dois fluxos de pacotes teriam dois enlaces a percorrer antes de chegarem ao destino final. No entanto, por causa do roteamento por deflexão o fluxo proveniente do nó 1 acaba sendo defletido no nó 2 (desviado para o nó 4), devendo retomar sua rota até o nó 3 apenas no nó 4, percorrendo assim um enlace a mais do que o inicialmente esperado.

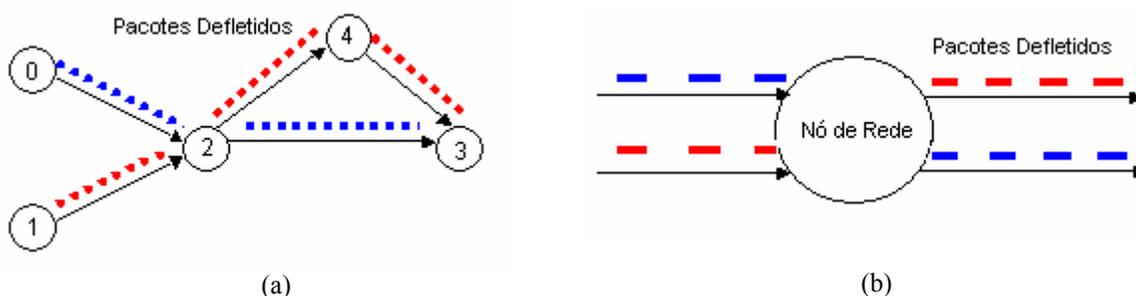


Figura 2.8 – Roteamento por menor caminho com critério de resolução de contenda por deflexão de pacotes (a) comportamento do fluxo de tráfego (b) comportamento no nó de rede.

Deve-se dizer que no exemplo da Figura 2.8 (b), preocupa-se apenas em mostrar o comportamento do roteador no nó 2, visto que esta rede não é totalmente conexa e por isso não existem caminhos alternativos em todos os nós. No entanto, se fosse levada em consideração uma topologia maior e totalmente conexa, não é difícil imaginar que o tempo de percurso dos pacotes ópticos entre suas respectivas origens e respectivos destinos pode se tornar muito maior que o esperado dependendo da carga na rede. Assim, se a carga for alta o suficiente, alguns pacotes poderão sofrer sucessivas deflexões, implicando em tempos de atraso que poderiam exceder a casa dos milissegundos, dependendo da distância entre nós, e podendo deste modo comprometer a qualidade do serviço.

O outro parâmetro que deve ser levado em consideração para o comportamento das redes com roteamento por deflexão é a ordem de chegada dos pacotes. Na Figura 2.9, apresenta-se um exemplo onde o fluxo de pacotes proveniente do nó 0, com destino ao nó 3, possui uma taxa de bits que é aproximadamente a metade da taxa do fluxo iniciado no nó

1. Considerando aqui que haja colisões entre os dois fluxos de pacotes no nó 2, deve-se observar que alguns dos pacotes com origem no nó 1 poderão seguir pelo caminho mais curto até atingir o nó 3, devido ao fato de não haver colisões em alguns instantes de tempo. Deste modo, alguns pacotes seguem o trajeto até o nó 3, passando por 2 enlaces, enquanto outros pacotes seguirão pelo caminho alternativo, percorrendo 3 enlaces. Assim, imaginando que os pacotes sejam roteados no nó 2, alternando o caminho até o nó 3 para os pacotes que se originam no nó 1, então no nó 3 haverá uma inversão da ordem de chegada dos pacotes, pois um pacote chaveado de forma a alcançar o destino pelo menor caminho, que tenha sido encaminhado no nó 2 logo após um pacote que toma o caminho alternativo, deverá chegar ao nó 3 antes deste um pacote que tomou o caminho alternativo.

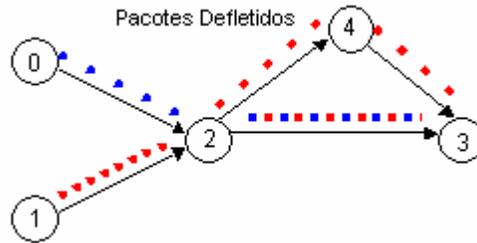


Figura 2.9 – Deflexão de pacotes afetando a ordem de chegada.

Algumas topologias regulares têm sido amplamente estudadas no que se refere ao roteamento por deflexão em redes de pacotes ópticos [26] [27], no entanto ainda não foi feito um estudo detalhado dos reflexos do atraso e da ordem de chegada dos pacotes nestas redes. Como ver-se-á adiante, esta é uma proposta para a continuação do presente trabalho.

Até agora foram discutidos três algoritmos de roteamento, sendo que um do tipo fixo, um do tipo adaptativo (que não levam em consideração um critério para resolução de contenda) e um roteamento alternativo que provê resolução de contenda, mas acarreta alguns problemas para a qualidade de serviço nas redes de pacotes ópticos se não forem tomadas algumas providências sistêmicas, como um armazenador e ordenador para o recebimento de pacotes.

O método adotado para a realização do estudo proposto, que é investigar o comportamento dos tipos de roteamento abordados até agora nas redes de pacotes ópticos, é

o de simulação. A princípio não havia uma ferramenta capaz de permitir a aquisição dos dados necessários para a caracterização do comportamento dessas redes em todas as situações até aqui abordadas. No entanto, adotou-se uma ferramenta bastante robusta e que permitiu o desenvolvimento de um modelo de simulação para a rede fotônica de pacotes com roteamento por deflexão. Por se tratar de uma contribuição ao trabalho de simulação e conseqüentemente ao estudo das redes de pacotes ópticos, é apresentada no Capítulo 3 uma breve descrição deste modelo implementado para o *Network Simulator* (NS).

Capítulo 3

Contribuições à Plataforma de Simulação NS e Cenários Simulados

Até agora foram apresentados três tipos de algoritmos de roteamento que deverão ser investigados, quanto aos seus comportamentos, nas aplicações em redes de pacotes ópticos. Atualmente, a forma mais comum para a análise de algoritmos de roteamento em redes de comunicação é a simulação, sendo necessário adotar uma ferramenta que fosse capaz de proporcionar a aquisição de dados para uma caracterização completa das redes fotônicas de pacotes. Deste modo, a ferramenta adotada para o desenvolvimento do trabalho foi o Simulador de Redes (NS – *Network Simulator*) [29]. A arquitetura do NS é parte do projeto VINT (*Virtual InterNetwork Testbed*) da Universidade da Califórnia em Berkeley [30], e sua escolha levou em conta o fato de tratar-se de uma ferramenta bastante robusta, proporcionando a inclusão de novos modelos de simulação, indispensáveis para o desenvolvimento deste estudo. No Apêndice A apresenta-se com maiores detalhes o funcionamento dos módulos do NS, bem como suas generalidades, sendo que o presente capítulo preocupa-se apenas com a apresentação dos modelos dos algoritmos de roteamento alterados e implementados no NS, de modo a permitir a simulação de um roteador fotônico simples com critério de resolução de contenda por deflexão de pacotes (espacial). Assim, abordam-se as modificações no simulador devido ao fato de tratar-se de uma contribuição deste estudo também ao simulador, bem como ao desenvolvimento de novas pesquisas com o tipo de algoritmo de roteamento modelado no NS. Assim, na Seção 3.1, apresenta-se a estrutura para a simulação do roteamento SPF. Na Seção 3.2 é abordado o modelo de simulação desenvolvido para o roteamento dinâmico adaptativo baseado em caminho mínimo (BCM), e na Seção 3.3 discutem-se as contribuições ao NS que levaram ao desenvolvimento do modelo para a simulação de um algoritmo de roteamento por deflexão de pacotes ópticos, em um roteador bastante simples se comparado com as implementações

experimentais apresentadas no Capítulo 2 deste trabalho. Finalmente, na Seção 3.4, apresentam-se os diversos cenários de simulação adotados, os quais possibilitaram a análise e a avaliação de desempenho que serão feitas no Capítulo 4.

3.1 – Simulação do Roteamento SPF em Redes Fotônicas de Pacotes

Os módulos de roteamento, presentes originalmente no NS, já permitem a simulação de redes de pacotes segundo o protocolo SPF. Segundo este algoritmo, conforme já visto no Capítulo 1, todo fluxo de pacotes com a mesma origem e destino seguirá pela mesma rota. Desse modo, o NS constrói uma tabela de roteamento a partir da topologia de rede, determinando o caminho pelo qual os pacotes de determinado fluxo deverão passar, até chegarem aos respectivos destinos finais.

A cada fluxo de tráfego, presente na simulação da rede, é dado um identificador de fluxo, que é um número inteiro positivo. É importante dizer que o NS indexa a tabela de roteamento nos nós de rede, de acordo com os identificadores de fluxo.

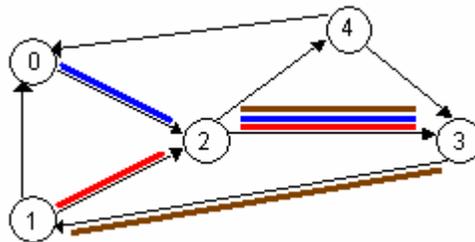


Figura 3.1 – Topologia com roteamento SPF.

Como exemplo de construção da tabela de roteamento, considera-se que na topologia apresentada na Figura 3.1, haja 3 fluxos de tráfego, sendo que um deles tem como origem o nó 0 e como destino o nó 3, outro tem como origem o nó 1 e como destino o nó 3, e finalmente um terceiro com origem no nó 2 e destino no nó 1. A Tabela 3.1 apresenta a tabela de roteamento construída a partir da topologia e dos três fluxos de tráfego.

Desta forma, os pacotes de cada um destes fluxos de tráfego, reconhecidos pelos respectivos identificadores de fluxo, serão roteados nos nós de rede de acordo com a tabela de roteamento apresentada, que é consultada a cada vez que um pacote chega a

determinado nó. O nó de rede é modelado no NS como um conjunto de classificadores, um módulo para gerenciamento de agentes e os módulos de conexão com enlaces.

Identificador de Fluxo (fid)	Nó de Origem	Nó de Destino	Nó Atual	Próximo Nó
0	0	3	0	2
0	0	3	2	3
1	1	3	1	2
1	1	3	2	3
2	2	1	2	3
2	2	1	3	1

Tabela 3.1 – Tabela de roteamento construída pelo NS.

Deste modo, quando um pacote chega a um nó, primeiramente ele é reconhecido por um módulo chamado de cabeçalho do nó⁷. Este módulo tem a função de detectar a presença do pacote no nó e encaminhá-lo ao classificador, que pode ser visto como a ferramenta que efetivamente provê o roteamento. No classificador, verifica-se a partir de seu identificador de fluxo qual o destino final do pacote, e com uma consulta à tabela de roteamento e a partir da referência do nó atual do pacote, a decisão de encaminhar o pacote para uma determinada porta de saída ou remover o pacote da rede – no caso do nó atual ser o nó de destino – pode ser tomada.

Considerando-se o caso onde o pacote ainda não alcançou o destino final, então este é enviado ao próximo nó como indicado pela tabela de roteamento. Assim, o pacote é passado para um módulo conector, que liga o nó de rede atual ao enlace que conduz ao próximo nó.

Já no módulo que caracteriza o enlace, o pacote entra em um módulo que pode prover armazenamento de pacotes. Aqui, deve-se notar que o módulo de armazenamento (*buffer*) faz necessariamente parte do enlace. No entanto, como este trabalho trata de redes fotônicas sem um critério temporal de resolução de contenda, estes armazenadores são simplesmente ignorados, atribuindo um valor zero à sua capacidade de armazenamento.

⁷ Chama-se este módulo de cabeçalho de nó, por ser o módulo de entrada dos pacotes nos nós de rede, no NS, não devendo o cabeçalho do nó ser confundido com o cabeçalho dos pacotes, que é utilizado como forma de endereçamento.

Deve-se dizer neste ponto que este é o módulo que define as perdas de pacotes, já que se o módulo classificador enviar um pacote para determinada porta de saída onde já exista um outro pacote passando, este será necessariamente perdido devido à falta de capacidade para o armazenamento. No enlace, ainda há o módulo que garante as características do mesmo, como o atraso inerente a ele, a largura de banda, além de funções de controle para gerenciamento de variáveis como, por exemplo, o tempo de vida (TTL – *time-to-live*) para os pacotes que trafegam na rede.

Depois de feito todo o processamento necessário em termos de enlace óptico, o pacote finalmente chega ao cabeçalho do próximo nó, que reconhece o pacote e o passa ao classificador para que o processo seja reiniciado, até que este pacote chegue ao destino final e seja computado como um pacote recebido com sucesso. Na Figura 3.2 apresenta-se um diagrama de blocos mostrando o funcionamento do módulo de roteamento SPF no NS.

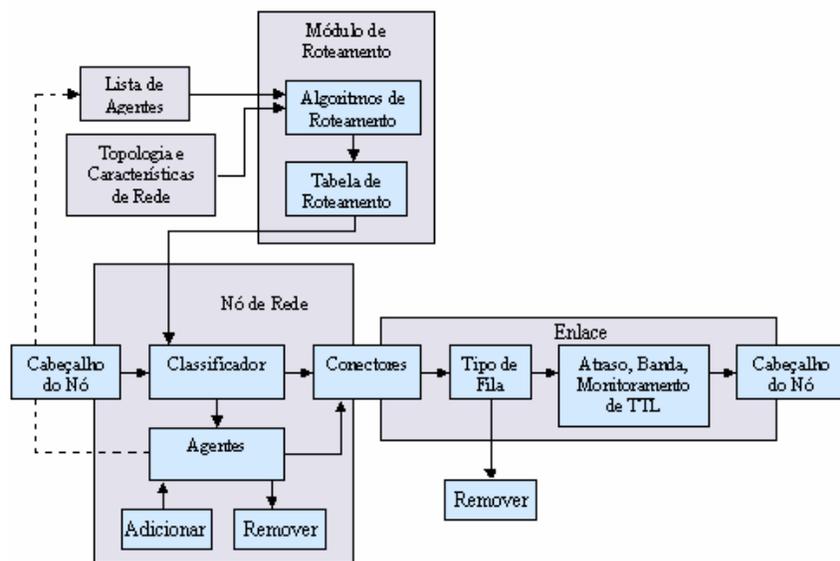


Figura 3.2 – Diagrama de blocos mostrando a implementação do roteamento SPF no NS.

O roteamento SPF mostra-se como um módulo de simplicidade relativa no contexto do NS, já que não requer um número grande de módulos para que seja possível a utilização do algoritmo, mas apenas dois principais: uma tabela de roteamento e um classificador adaptado ao encaminhamento adequado de pacotes.

3.2 – Modelo de Simulação para o Roteamento Adaptativo BCM

O Módulo que provê o funcionamento do roteamento dinâmico adaptativo BCM pode ser considerado como de uma complexidade intermediária, já que as implementações feitas no núcleo do simulador ficaram sem alterações em comparação com o originalmente implementado [18]. Deste modo, as alterações foram feitas no roteiro de simulação, alterando, por exemplo, a função que calcula e atualiza o custo dos enlaces a cada nova requisição de conexão, provendo assim uma melhor distribuição de tráfego. Sobre a alteração nesta função, adota-se neste trabalho uma atualização de custo de enlace aditiva, enquanto que originalmente esta era atualizada por uma função que era composta por um produto de exponenciais. Isso é feito com o intuito de limitar o máximo custo atribuído aos enlaces e impedir que nas simulações atinjam o limite computacional para os custos, que são da ordem de 10^6 .

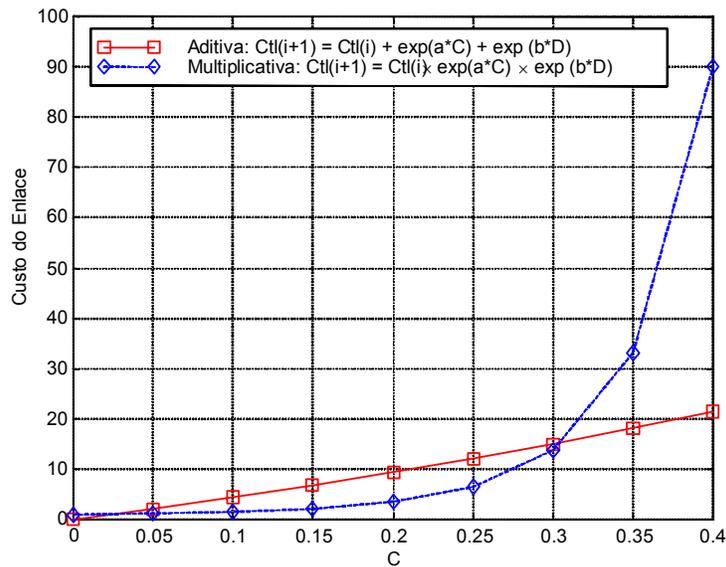
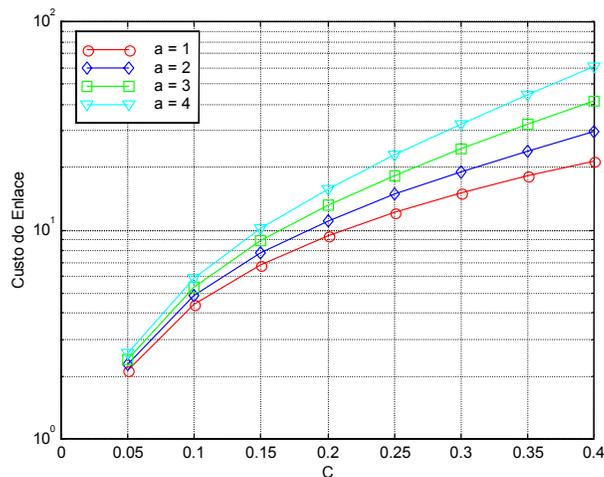


Figura 3.3 – Atualização de custo aditiva e multiplicativa com $D = 1.5 \cdot C$ e $a = b = 1$.

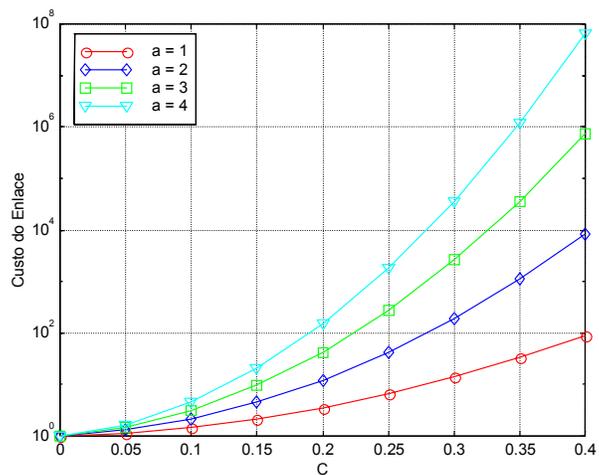
Neste sentido, a variação do custo de um enlace, dada a entrada de uma nova fonte na rede, cresce de maneira mais lenta, como mostrado na Figura 3.3, permitindo assim a análise do comportamento das redes submetidas ao tráfego de diversas fontes; o que não seria possível com uma variação não-linear da atualização do custo dos enlaces, devido ao fato de que em redes um pouco maiores, o processo de atualização do custo dos enlaces

pode conduzir a uma extrapolação muito rápida do custo máximo permitido para cada enlace, já que dependendo da simulação, um número muito grande de aplicações pode entrar na rede, fazendo com que a atualização de custos ultrapasse o limite computacional.

Na Figura 3.4, mostra-se também a comparação da variação do custo do enlace utilizando-se a função de atualização (a) aditiva e (b) multiplicativa, considerando o ajuste dos parâmetros de controle a e b , já definidos na seção 1.4, e utilizados na equação (1.2).



(a)



(b)

Figura 3.4 – Atualização de custo com a variação de a (a) aditivo e (b) multiplicativo. $a = b$.

No caso desta análise, utilizou-se $a = b$, visando apenas mostrar que o custo do enlace também pode ser ajustado com a atribuição de valores a estes parâmetros, sendo que

ele aumenta de acordo com o crescimento destes valores. Para uma comparação das funções aditiva e multiplicativa, adotou-se uma visualização em escala logarítmica da função de custo, de forma a permitir uma comparação entre as duas sem extrapolação de valores no caso multiplicativo.

3.3 – Contribuições para o Roteamento por Deflexão de Pacotes

A metodologia adotada para prover o funcionamento do protocolo de roteamento por deflexão de pacotes (de agora em diante denominado DP) no NS, envolveu a implementação de algumas novas funções no módulo básico de roteamento, bem como a criação de algumas classes nos códigos do classificador e das filas. A implementação de novas funções no módulo de roteamento permitiu obter referências para os pacotes pertencentes a cada um dos fluxos de tráfego presentes na rede, em qualquer nó desta.

Da mesma forma, foram incorporadas funções para calcular e explicitar a rota de menor caminho entre qualquer par origem-destino da rede, como mostrado na Figura 3.5, considerando a técnica de resolução de contenda *Store-and-forward* (SF), possibilitando assim a obtenção de parâmetros como o número médio de *hops*, no caso de uma resolução de contenda ideal, onde todos os pacotes são chaveados para suas respectivas portas preferenciais.

Deste modo, a tabela de roteamento utilizada por este módulo é uma tabela completa e não mais vinculada aos fluxos de tráfego, como anteriormente apresentado. Na Tabela 3.2 apresenta-se esta tabela completa, utilizando a topologia da Figura 3.1. Deste modo, um pacote que venha a ser defletido em qualquer nó de rede sempre pode alcançar seu destino final, pois cada nó de rede possui uma referência de porta preferencial para todos os outros nós.

```

bonani@cpqd023287: /local/bonani/temp/testes - Konsole
File Sessions Settings Help

[bonani@cpqd023287 testes]# ns mesh4.tcl
Dumping the Explicit RouteLogic
1 - route from node 0 to 0: 0 -> 0
2 - route from node 0 to 1: 0 -> 1
3 - route from node 0 to 2: 0 -> 1 -> 2
4 - route from node 0 to 3: 0 -> 3
5 - route from node 1 to 0: 1 -> 0
6 - route from node 1 to 1: 1 -> 1
7 - route from node 1 to 2: 1 -> 2
8 - route from node 1 to 3: 1 -> 0 -> 3
9 - route from node 2 to 0: 2 -> 1 -> 0
10 - route from node 2 to 1: 2 -> 1
11 - route from node 2 to 2: 2 -> 2
12 - route from node 2 to 3: 2 -> 3
13 - route from node 3 to 0: 3 -> 0
14 - route from node 3 to 1: 3 -> 0 -> 1
15 - route from node 3 to 2: 3 -> 2
16 - route from node 3 to 3: 3 -> 3

Average Number of Hops: 1,3333333333333333

[bonani@cpqd023287 testes]# █

```

Figura 3.5 – Determinação da rota explícita e cálculo do número médio de hops segundo roteamento SF em uma rede em malha de 4 nós.

Nó Atual	Nó Destino	Próximo Nó
0	1	2
0	2	2
0	3	2
0	4	2
1	0	0
1	2	2
1	3	2
1	4	2
2	0	4
2	1	3
2	3	3
2	4	4
3	0	1
3	1	1
3	2	1
3	4	1
4	0	0
4	1	3
4	2	0
4	3	3

Tabela 3.2 – Tabela de Roteamento utilizada para o roteamento DP.

Na Figura 3.6 mostra-se um diagrama de blocos considerando a implementação do protocolo DP. Primeiramente deve-se dizer que o método de roteamento por deflexão de pacotes implementado neste trabalho não trata pacotes com distinção de prioridade, não havendo portanto diferenciação de serviços. Deste modo, não há pacotes com preferência pré-determinada no caso de contenda. Assim, um pacote será defletido para uma porta de saída não-preferencial toda vez que, tendo a mesma porta de saída preferencial que outro pacote em determinado nó de rede, este chegar a este nó de rede depois que o primeiro já estiver sendo encaminhado para sua porta preferencial. Assim, não resta alternativa senão encaminhar o pacote que chega depois, à porta de saída não-preferencial e esperar que este seja redirecionado ao seu destino no próximo nó.

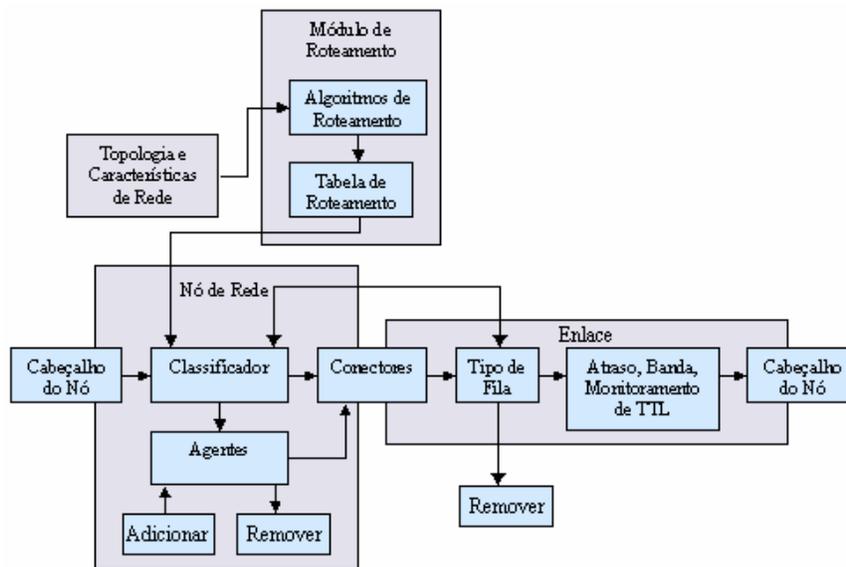


Figura 3.6 – Diagrama de blocos mostrando a implementação do roteamento por deflexão de pacotes no NS.

O esquema de funcionamento do módulo que provê o roteamento DP é bastante similar àquele apresentado na Figura 3.2, mas agora um pacote que chega ao classificador do nó é avaliado e sua porta preferencial é determinada seguindo o critério de menor caminho, de acordo com um algoritmo de roteamento. No entanto, antes de o classificador encaminhar o pacote para a porta preferencial, este analisa o estado da fila pertencente ao enlace correspondente à porta preferencial de modo a determinar a existência de um outro pacote já utilizando esta porta de saída. Se neste ponto a análise da fila retornar um sinal indicando a presença de um outro pacote que está utilizando a porta de saída, o

classificador passa então a procurar uma outra porta de saída, e apenas depois de encontrá-la ele envia o pacote. Se ao se executar o exame da porta preferencial, o classificador receber um sinal de porta preferencial não ocupada, este então envia o pacote à sua porta preferencial.

Um dos problemas ainda não resolvidos e que ainda leva à ocorrência de perda de pacotes nos nós de rede, principalmente em condições de alta carga, é o fato de que ainda não há um critério seguro para adicionar pacotes à rede, sem que haja colisões. Deste modo, de acordo com a metodologia de análise que será apresentada no Capítulo 4 deste trabalho, todos os nós de rede possuem a funcionalidade de adicionar e remover pacotes. Assim sendo, podem-se observar duas situações distintas, envolvendo o adicionamento de pacotes à rede, que ainda levam à perda de pacotes por colisão.

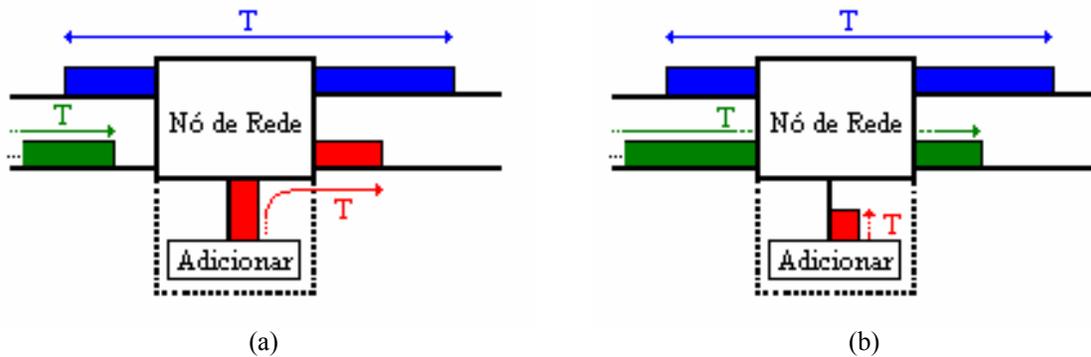


Figura 3.7 – Perda de pacotes devido ao critério de adicionamento de pacotes (a) perda de pacote que já trafegava pela rede (b) perda do pacote que seria adicionado à rede.

Primeiramente, pode-se observar uma situação, como apresentada na Figura 3.7 (a), onde os pacotes possuem o mesmo tempo de duração T e as duas portas de saída estão ocupadas (uma das quais por um pacote que está sendo adicionado à rede), e um novo pacote chega pela porta de entrada livre do nó, ocasionando a perda deste pacote devido à impossibilidade de roteá-lo através de nenhuma das portas de saída. A outra situação, apresentada na Figura 3.7 (b) e semelhante à primeira, é observada quando um pacote deve ser adicionado à rede em um determinado instante de tempo em que ambas as portas de saída já estão ocupadas por pacotes em processo de roteamento, ocasionando também a perda deste pacote por colisão. Neste ponto, deve-se dizer que não está sendo considerado

nenhum tipo de armazenamento para a inserção de pacotes na rede. No futuro, uma solução seria, por exemplo, a utilização de algum método que provesse a inserção de pacotes na rede sem causar esse tipo de problemas, o que configuraria um aperfeiçoamento do modelo de simulação e do próprio funcionamento dessas redes fotônicas.

3.4 – Cenário das Simulações

Neste trabalho adota-se dois tipos de tráfego para as simulações, sendo que para o caso do roteamento DP, adota-se também um terceiro tipo de tráfego. Cada um destes tipos de tráfego apresenta características próprias, envolvendo os tempos entre pacotes consecutivos, determinando comportamentos diferentes nas redes de pacotes ópticos. A Figura 3.8 apresenta o pacote e três tempos relacionados a ele, que vão caracterizar o tráfego na rede. Um destes tempos refere-se à duração de bit, chamado aqui de T_b . Outro parâmetro é o tempo de duração do pacote, chamado de T_p . Chama-se de t o intervalo entre pacotes consecutivos.

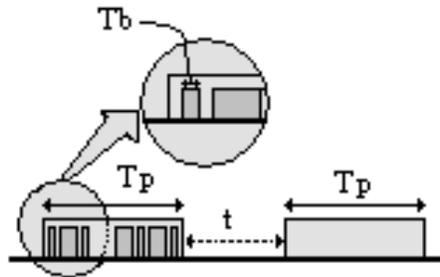


Figura 3.8 – Tempos que caracterizam os tipos de tráfego adotados nas simulações.

Deste modo, esses tempos vão caracterizar os três tipos de tráfego adotados para a simulação, como mostrado na Figura 3.9, onde em (a) pode-se observar que todos os pacotes possuem um tamanho (T_p) constante, bem como intervalo entre pacotes (t) também constante. Esse tipo de característica de tráfego será chamado neste trabalho de Tráfego PCIC (Pacote de tamanho constante com intervalo entre pacotes constante), sendo que o tempo de bit está relacionado com a taxa de bits (constante) da aplicação à qual pertencem os pacotes, dada em bits/s.

Na Figura 3.9 (b) mostra-se outro tipo de tráfego, chamado de Tráfego PCIV (Pacote de tamanho constante com intervalo entre pacotes variável), onde o tempo dos

pacotes (T_p) permanece constante, mas o intervalo (t) entre um pacote e outro é variável, obedecendo a uma distribuição exponencial (Poissoniana). Neste tipo de tráfego a taxa de bits também é constante, podendo os dois tipos de tráfego apresentados em (a) e (b) serem chamados de tráfegos com taxa constante de bits (CBR – *Constant Bit Rate*). Esses dois tipos de tráfego serão utilizados para a caracterização do desempenho das redes fotônicas de pacotes quando submetidas aos algoritmos de roteamento apresentados anteriormente. No entanto, quando se analisa o comportamento das redes com o roteador que provê o protocolo DP, mais um tipo de tráfego é adotado.

Assim, na Figura 3.9 (c) apresenta-se um tipo de tráfego chamado de tráfego VDE (Variável com distribuição exponencial), onde a taxa de bits é variável (VBR – *Variable Bit Rate*). Deste modo, a taxa de bits segue uma média definida pelo usuário, sendo que o tempo de pacotes pode variar de acordo com essa taxa de bits. Além disso, esse tipo de tráfego é caracterizado por um tempo de espera e de rajada (que agrega vários pacotes), que da seguem a média de uma distribuição exponencial (poissoniana), fazendo assim com que esses tempos de rajada e de espera (intervalo entre rajadas) sejam variáveis.

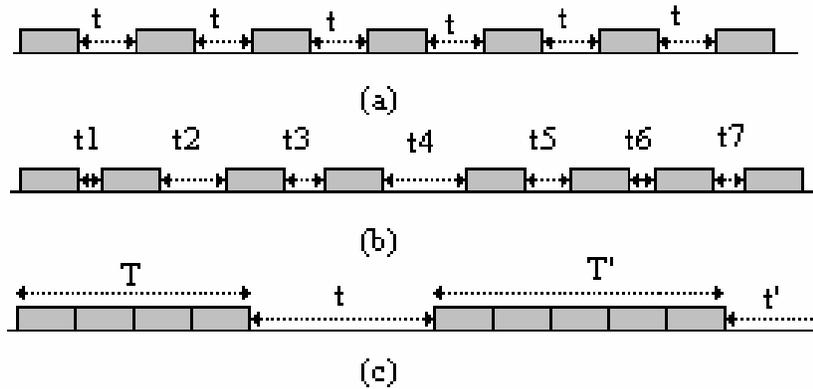


Figura 3.9 – Tipos de fontes de tráfego (a) PCIC (b) PCIV (c) VDE.

As topologias adotadas para a simulação são as mesmas já apresentadas no Capítulo 1 deste trabalho, sendo compostas por configurações em malha, regulares e irregulares, com 4, 6, 8 e 16 nós. Sobre os parâmetros de simulação, deve-se dizer que o comprimento dos enlaces foi estabelecido como sendo de 2 km (10 μ s), com largura de banda dos enlaces

de 2.5 Gb/s e tamanho dos pacotes de 650 bytes. O protocolo UDP (*User Datagram Protocol*) foi utilizado na camada de transporte a fim de evitar a retransmissão de pacotes perdidos, bem como as simulações foram feitas assumindo um tempo de 2 ms para cada aplicação que entra na rede. No caso das simulações utilizando o roteamento BCM, os parâmetros de gerência de rede a e b foram definidos como sendo 1 e 100, respectivamente.

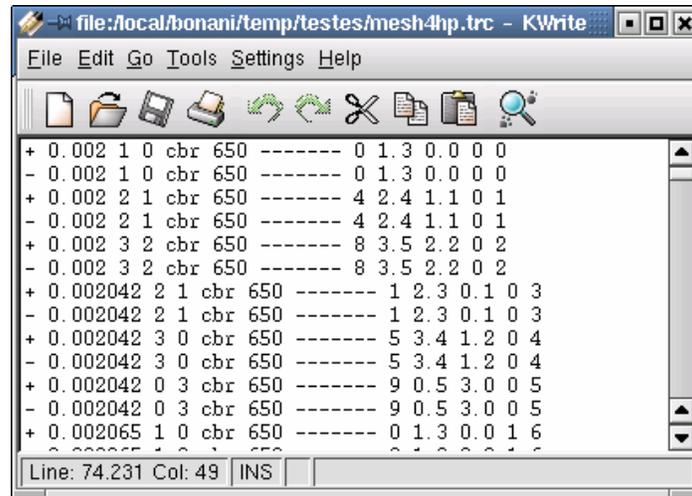


Figura 3.10 – Arquivo de saída para as simulações utilizando o NS.

Quando simulando tráfego do tipo VDE, as médias dos tempos de espera e de rajada foram considerados como sendo 100 μ s. Todos os enlaces foram simulados sem armazenadores ópticos (*buffers*) e a análise segue a metodologia descrita no Capítulo 4 deste trabalho. No Apêndice B apresenta-se um dos roteiros (*scripts*) de simulação utilizado para a aquisição de dados, sendo que em todas as simulações esses dados são guardados na forma de arquivos texto, cujo tamanho aumenta com o tempo de simulação, com a complexidade dos protocolos de rede, com a taxa das aplicações (carga nas redes), e com o número de nós das redes. Na figura 3.10, apresenta-se a título de exemplo, um trecho de um destes arquivos de dados.

Capítulo 4

Metodologia de Análise e Resultados

Até este momento apresentou-se uma visão geral das potencialidades do simulador NS, adotado para a caracterização das redes fotônicas de pacotes, bem como se descreveu em linhas gerais as principais modificações no núcleo deste simulador, de forma a prover as funcionalidades necessárias para a simulação do comportamento dessas redes com protocolo de roteamento que proveja resolução de contenda espacial. Desta forma, faz-se necessária a definição da metodologia de análise adotada para este trabalho. Esta metodologia conduz a resultados cujas interpretações permitem tirar algumas conclusões sobre o comportamento das redes fotônicas de pacotes quando submetidas aos três tipos de protocolos de roteamento estudados, bem como mais profundamente, permite obter informações sobre o roteador DP. Assim sendo, na Seção 4.1, apresenta-se a metodologia de análise adotada neste trabalho e na Seção 4.2 apresentam-se os resultados obtidos no que diz respeito a alguns parâmetros de análise das redes, como a fração de perda de pacotes. Na análise do comportamento das redes fotônicas de pacotes, com o protocolo de roteamento por deflexão, também foram considerados os parâmetros de atraso médio de pacotes, bem como estimativas sobre a ordem de chegada de pacotes a seus respectivos destinos.

4.1 – Metodologia de Análise

Nesta seção, descreve-se a metodologia utilizada para estimar a máxima capacidade agregada das redes, considerando redes compostas por nós com duas entradas e duas saídas. Esta análise partiu da premissa de distribuição uniforme de carga nos nós e, para efeito de comparação, descreve-se a seguir alguns resultados prévios utilizando o esquema *store-*

and-forward (SF). Assim, numa rede submetida ao roteamento SF, um pacote que chega a determinado nó e destinado a algum outro nó na rede é primeiramente guardado em um armazenador se sua porta de saída preferencial estiver ocupada e é enviado imediatamente para a porta de saída preferencial no caso desta estar livre.

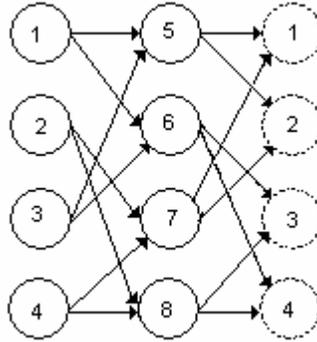


Figura 4.1 – ShuffleNet com 8 nós.

Por exemplo, pode-se considerar que na rede apresentada na Figura 4.1 haja um pacote que deva chegar ao nó 2 partindo do nó 1. No esquema SF o pacote é sempre roteado para seu caminho preferencial, que no caso do exemplo é através do nó 5. Quando o pacote chega ao nó 5, ele é guardado em um armazenador se já existir um outro pacote utilizando a porta de saída que conduz ao nó 2. Quando esta porta de saída está desobstruída, o pacote é finalmente enviado ao seu caminho preferencial que leva ao nó 2.

Em ambientes *multihop*, apenas uma porção da capacidade da rede é utilizada para o tráfego recém gerado na rede. Uma certa quantidade da capacidade agregada é utilizada pelo tráfego regenerado, resultante do percurso de um determinado número de *hops*, que um determinado pacote percorre até chegar a seu destino. Desta forma, a capacidade agregada total é inversamente proporcional ao número médio de *hops* (\bar{H}), que um pacote leva até chegar ao seu destino final [30]. Deste modo, se numa certa rede houver N nós de onde saiam 2 enlaces comportando taxas de S bits/s, a capacidade total C desta rede será dada por [30]

$$C = \frac{2 \cdot N \cdot S}{\bar{H}} \quad (4.1)$$

Sob condições de intensidade de tráfego uniforme, onde cada nó gera a mesma quantidade de tráfego para todos os outros nós, o número médio de hops \bar{H} pode ser calculado assumindo o roteamento SF, utilizando uma das ferramentas de simulação desenvolvidas para o NS. Pode-se ver que a capacidade agregada é diretamente proporcional à banda S do enlace.

Topologia	N	\bar{H}	C (Gb/s)
4 nós	4	1,3333	15,00
6 nós	6	1,7000	17,64
8 nós	8	2,2857	17,50
16 nós	16	2,9333	27,27

Tabela 4.1 – Máxima capacidade da rede.

Sendo a capacidade agregada total C uma métrica para avaliação da carga total da rede, define-se L como sendo a carga na rede parametrizada de 0 a 100%, de tal forma que uma rede com L próximo de 100% estaria próxima de sua total capacidade agregada. Logo, pode-se definir uma certa capacidade agregada para determinada rede de acordo com o valor de L , sendo que esta capacidade agregada efetiva C_e , parametrizada por L seria dada então por

$$C_e = C \cdot L \quad (4.2)$$

Na Tabela 4.1 apresentam-se os valores da capacidade agregada total para as topologias simuladas, apresentadas nas Figuras 1.4 a 1.7, de acordo com o número médio de hops calculado para estas redes, e considerando enlaces de 2,5 Gb/s.

Para obter as mesmas condições de tráfego descritas na metodologia de análise, no simulador NS, todos os nós das redes simuladas também possuem funcionalidade de adicionar e remover pacotes, sendo que todos os nós geram tráfego para todos os outros. Assim, em cada rede existem $N \cdot (N-1)$ fluxo de tráfego (ou usuários). Como consequência, a máxima capacidade da rede será então alcançada quando a taxa de bits R gerada em cada fluxo for igual a

$$R = \frac{C}{N \cdot (N - 1)} \quad (4.3)$$

Mais uma vez, pode-se utilizar o conceito da carga na rede L , para definir alguns valores de taxa de bits por usuário, de modo a relacionar essa taxa e a capacidade agregada da rede. Assim, pode-se definir R_e em função da carga na rede e da máxima capacidade agregada, como mostrado em (4.4).

$$R_e = \frac{C \cdot L}{N \cdot (N - 1)} = R \cdot L \quad (4.4)$$

As simulações foram feitas considerando-se uma carga na rede de 0 a 1, com intervalos de 0,1 para as quatro topologias adotadas, assumindo tráfego do tipo PCIC, e PCIV, sendo que para o roteador DP foi assumido também o tráfego do tipo VDE. Como protocolos de roteamento, assumiu-se o SPF (fixo), bem como o roteamento por deflexão (DP). Para algumas das topologias foram feitos testes utilizando o roteamento adaptativo BCM. Como parâmetro para a comparação entre os protocolos de roteamento estudados, utiliza-se neste trabalho a fração de perda de pacotes (FPP), definida como

$$FPP = \frac{p}{p + r} \quad (4.5)$$

onde p é o número de pacotes perdidos e r o número de pacotes recebidos.

Para o estudo mais aprofundado do roteamento por deflexão de pacotes, foi estudada a variação do número médio de *hops* em função da carga na rede (L), bem como o atraso médio de pacotes entre os nós de origem e de destino. Além disso, foi feito um levantamento destes parâmetros considerando apenas os pacotes que não conseguiram chegar a seus destinos devido ao critério de adicionamento de pacotes, já discutido no Capítulo 3 deste trabalho.

Nas Tabelas 4.2 e 4.3 apresentam-se os valores de R_e utilizados para cada uma das topologias simuladas em função da Carga na Rede L , podendo-se a partir delas, mostrar a evolução de taxa de bits por usuário (Mb/s), como pode ser vista na Figura 4.2, em função

da carga nas redes, para as diferentes topologias estudadas. Deve-se notar que na Tabela 4.2, são apresentados os valores de R_e relativos aos tráfegos PCIC e PCIV, enquanto os valores de R_e relativos ao tráfego VDE são mostrados na Tabela 4.3. Isso porque se considera para este tipo de tráfego os parâmetro de tempo de espera e de rajada, que afetariam a consistência da análise se não fossem considerados.

Rede	Taxa por Usuário (Gb/s)									
	0,1	0,2	0,3	0,4	0,5	0,6	0,7	0,8	0,9	1,0
4 nós	0,125	0,250	0,375	0,500	0,625	0,750	0,875	1,000	1,125	1,250
6 nós	0,058	0,117	0,176	0,235	0,294	0,352	0,411	0,470	0,529	0,588
8 nós	0,031	0,062	0,093	0,125	0,156	0,187	0,218	0,250	0,281	0,312
16 nós	0,011	0,022	0,034	0,045	0,056	0,068	0,079	0,090	0,102	0,113

Tabela 4.2 – Valores de R_e para diferentes valores de L com tráfegos do tipo PCIC e PCIV

Rede	Taxa por Usuário (Gb/s)									
	0,1	0,2	0,3	0,4	0,5	0,6	0,7	0,8	0,9	1,0
4 nós	0,250	0,500	0,750	1,000	1,250	1,500	1,750	2,000	2,250	2,500
6 nós	0,116	0,232	0,352	0,470	0,588	0,704	0,822	0,940	1,058	1,160
8 nós	0,062	0,124	0,186	0,250	0,312	0,374	0,436	0,500	0,562	0,624
16 nós	0,022	0,044	0,068	0,090	0,112	0,136	0,158	0,180	0,204	0,226

Tabela 4.3 – Valores de R_e para diferentes valores de L com tráfego do tipo VDE

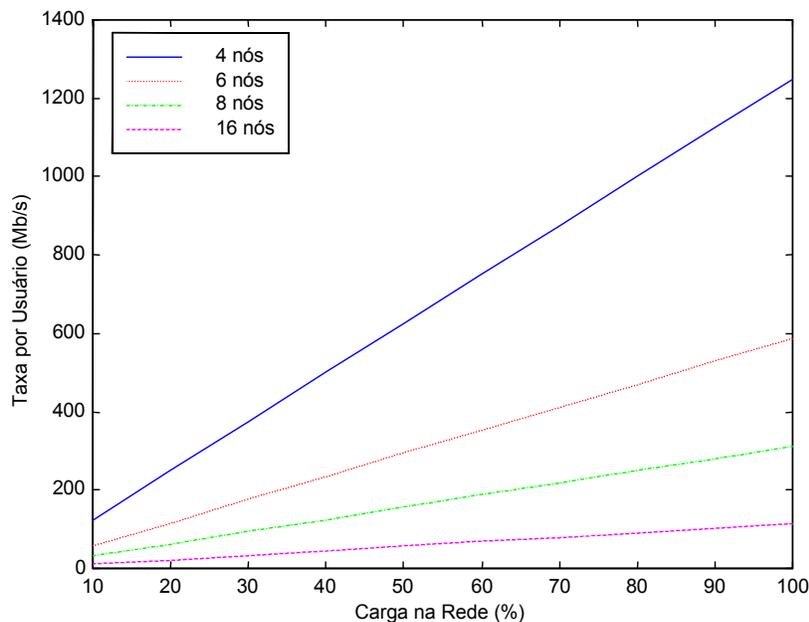


Figura 4.2 – Evolução da taxa de bits por usuário em função da carga nas redes.

4.2 – Resultados

Para a avaliação do desempenho das redes fotônicas de pacotes, adotou-se um critério de análise para o desempenho dos protocolos de roteamento quanto à perda de pacotes e um outro critério de análise mais rigoroso para o roteamento DP, de forma a permitir um estudo de atraso de pacotes e número de hops percorridos na rede. Estudos esses, que são essenciais no contexto de QoS.

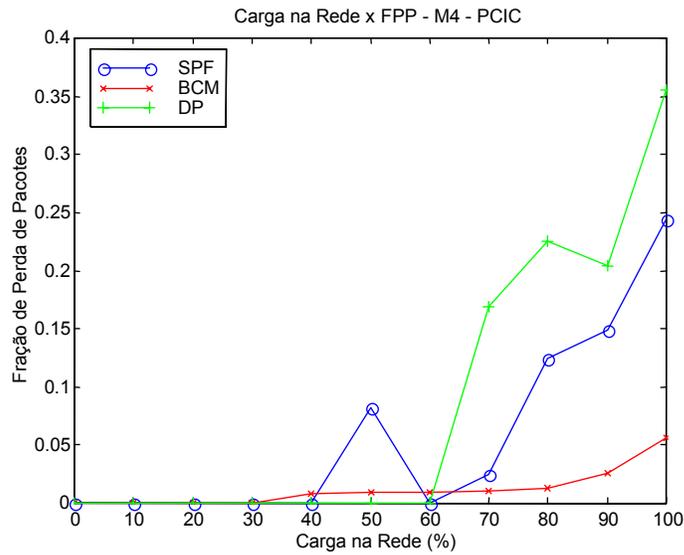
4.2.1 – Avaliação do Desempenho de Redes Fotônicas segundo o Critério FPP

A fração de perda de pacotes⁸ (FPP) é utilizada para a avaliação do desempenho das redes com a variação do tipo de topologia, protocolo de roteamento e tipo de tráfego a que as redes estão submetidas. Desta forma, apresenta-se nas figuras a seguir um conjunto de dados que levam a algumas conclusões a respeito do comportamento das redes fotônicas estudadas.

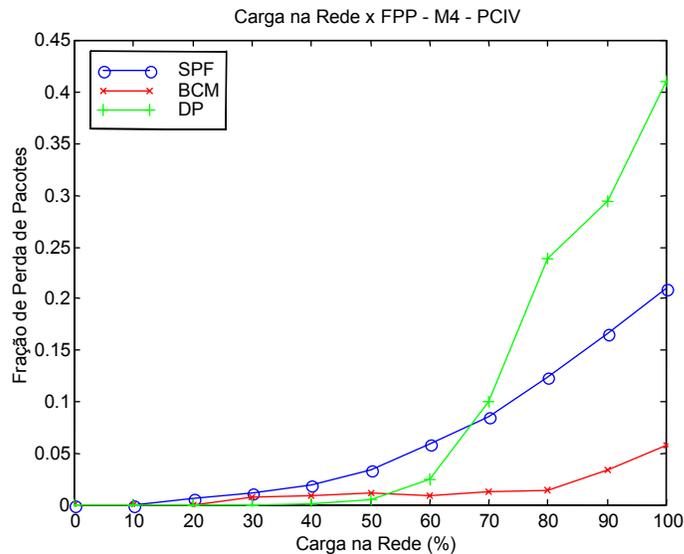
Assim sendo, na Figura 4.3 mostra-se a variação da FPP com a carga na rede em uma rede de 4 nós. Deve-se notar que para o tráfego do tipo PCIC observa-se um comportamento não-monotônico nas curvas relativas aos protocolos de roteamento, que já era um comportamento esperado, por ter sido estudado em uma das publicações preliminares deste trabalho [31].

Este comportamento não-monotônico pode ser explicado pela constância dos tempos entre pacotes sucessivos, no caso do fluxo do tipo PCIC, determinados exclusivamente pelo valor de R_e e, conseqüentemente, por C . Assim, quando um determinado usuário final começa a detectar perdas em um determinado instante, necessariamente todos os pacotes subseqüentes deste determinado usuário serão perdidos, pois as colisões passarão a acontecer em determinados instantes que afetarão todos os outros pacotes deste fluxo.

⁸ Aqui considera-se a FPP como uma grandeza que cresce continuamente como o aumento da carga nas redes, apenas para uma questão de análise. Desconsideram-se os protocolos de controle de transporte e de conexão, como o TCP, que em uma rede real seriam responsáveis por retransmissões de pacotes, aumentando ainda mais a carga nas redes.



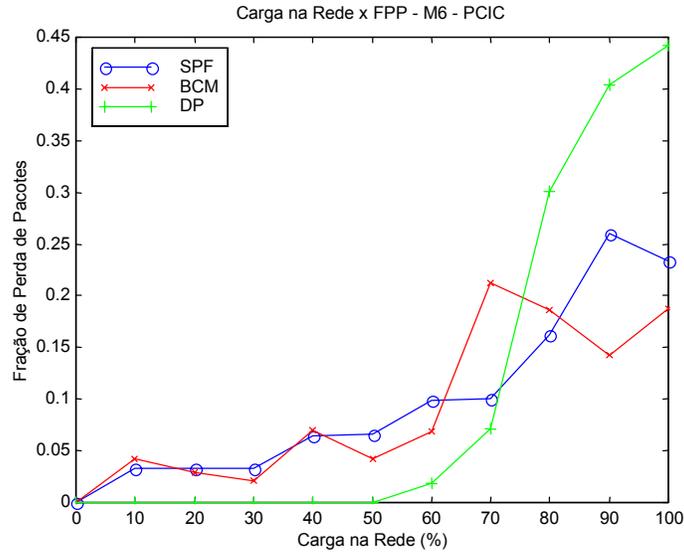
(a)



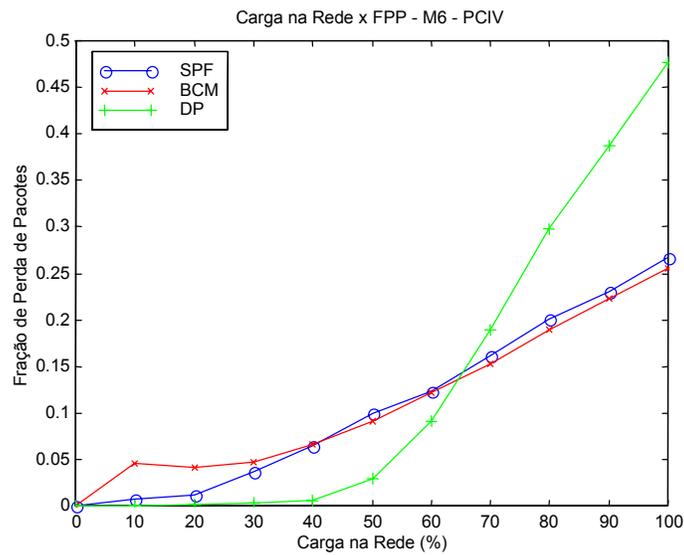
(b)

Figura 4.3 – Variação da FPP em rede de 4 nós com os protocolos de roteamento considerando tráfego (a) PCIC e (b) PCIV.

Tanto a Figura 4.3, como as figuras subsequentes até a Figura 4.6, mostram esse tipo de comportamento, mas também a comparação entre a performance dos protocolos de roteamento. Assim sendo, nota-se que o roteamento DP apresenta o melhor desempenho de todos os protocolos de roteamento, na faixa até aproximadamente 40% de carga na rede, considerando tanto as topologias regulares, representadas aqui pelas redes de 4, e 16 nós, como as irregulares, representadas pelas redes com 6 e 8 nós.



(a)

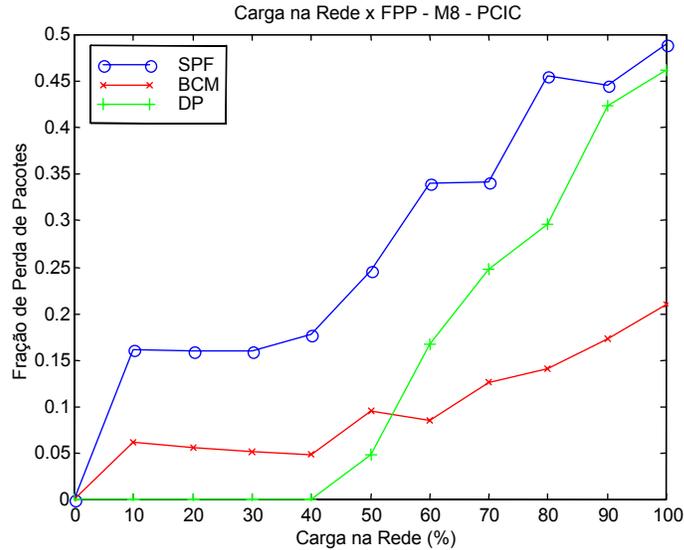


(b)

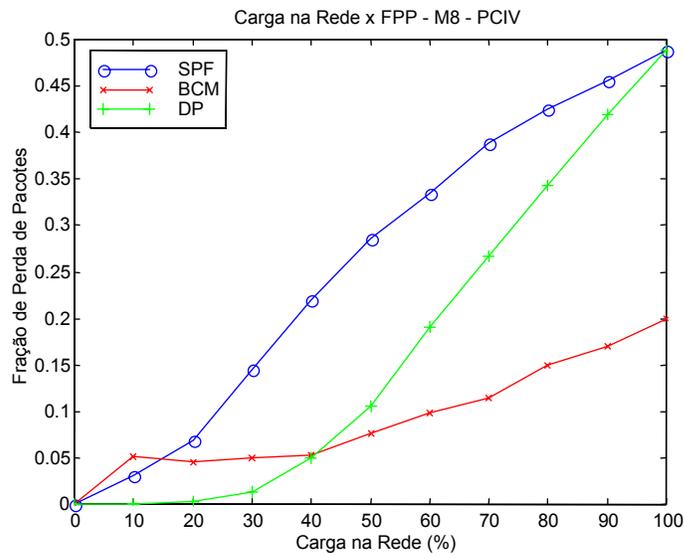
Figura 4.4 – Variação da FPP em rede de 6 nós com os protocolos de roteamento considerando tráfego (a) PCIC e (b) PCIV.

De forma geral, deve-se dizer que o protocolo de roteamento BCM apresenta um desempenho um pouco melhor que o protocolo SPF para estas redes, o que não é significativo se for considerado que tanto este protocolo, como o próprio SPF, apresentam perdas de pacotes consideravelmente altas em termos da utilização efetiva em redes fotônicas de pacotes, mesmo em condições de baixa carga nas redes. Isso porque em condições normais de funcionamento, as redes devem prover uma taxa de perda de pacotes

de, no máximo, 10^{-6} para aplicações em tempo real e 10^{-3} para aplicações em tempo não-real. Outro ponto negativo, em relação ao protocolo BCM, seria a complexidade tecnológica envolvida em sua implementação, a qual demandaria custos muito elevados, devido ao controle de distribuição de tráfego e gerenciamento das aplicações.

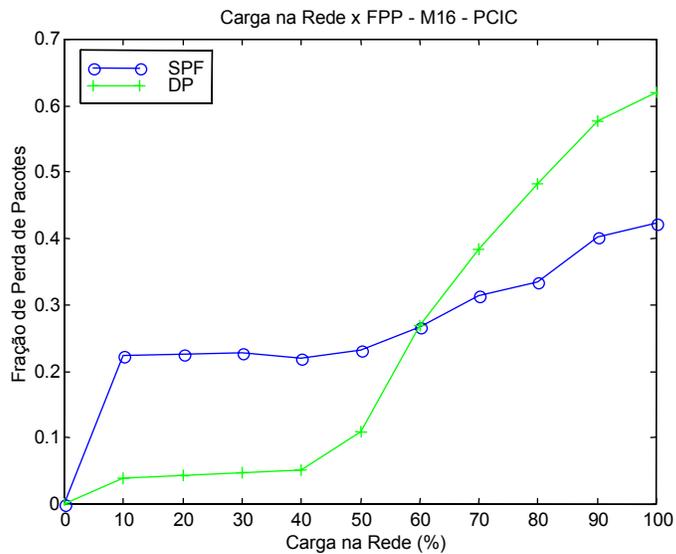


(a)

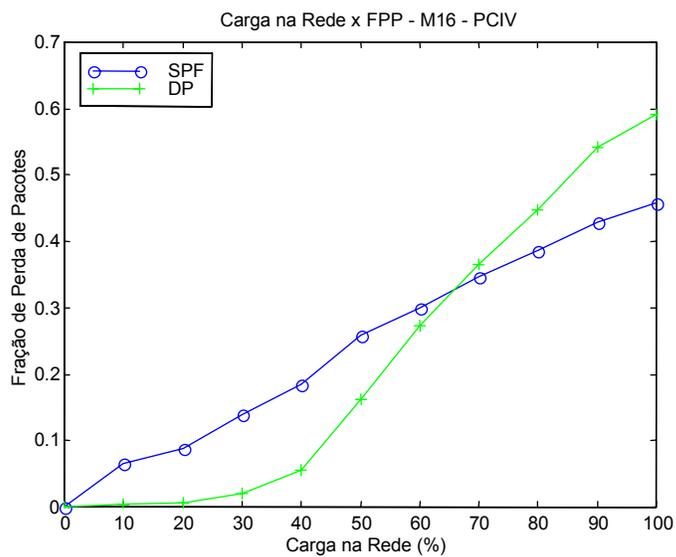


(b)

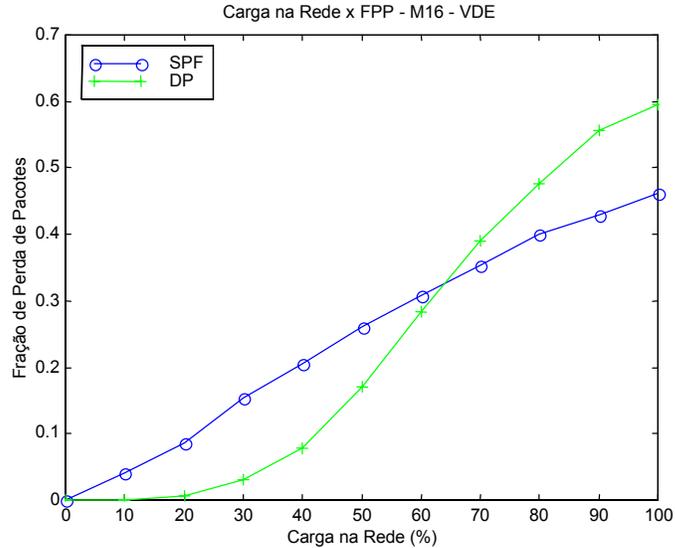
Figura 4.5 – Variação da FPP em rede de 8 nós com os protocolos de Roteamento considerando tráfego (a) PCIC e (b) PCIV.



(a)



(b)

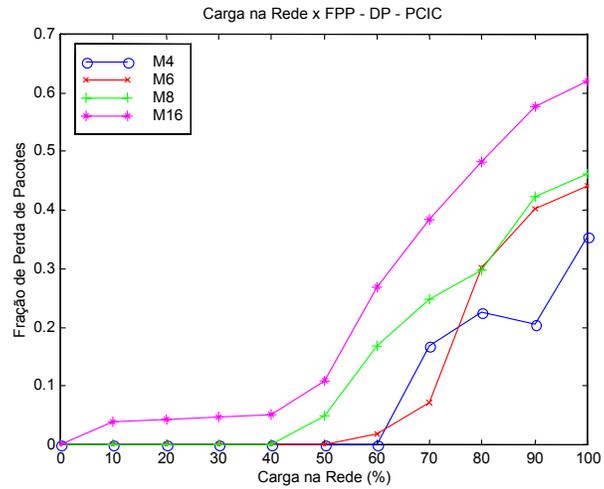


(c)

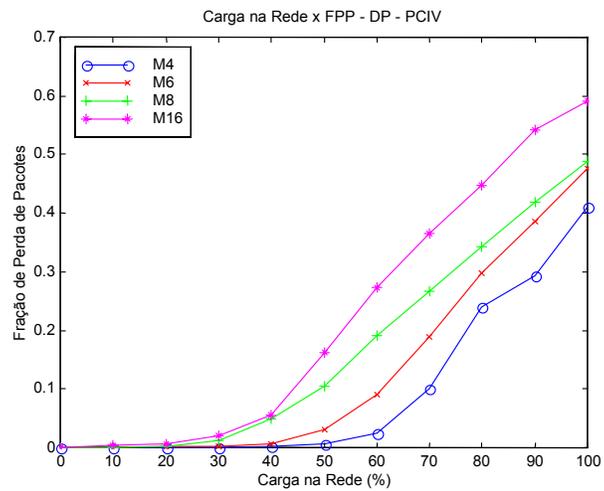
Figura 4.6 – Variação da FPP em rede de 16 nós com os protocolos de roteamento considerando tráfego (a) PCIC e (b) PCIV (c) VDE.

Assim sendo, o protocolo de roteamento DP, mesmo trabalhando em redes com carga variando de intermediária a alta pode proporcionar uma performance melhor do que estes protocolos, em média até 60% de carga nas redes, havendo uma variação nesses números conforme o tipo de topologia utilizada. A variação de desempenho em função do tipo de topologia torna-se clara se forem comparados os pontos onde os protocolos DP e SPF são coincidentes, para todas as topologias estudadas.

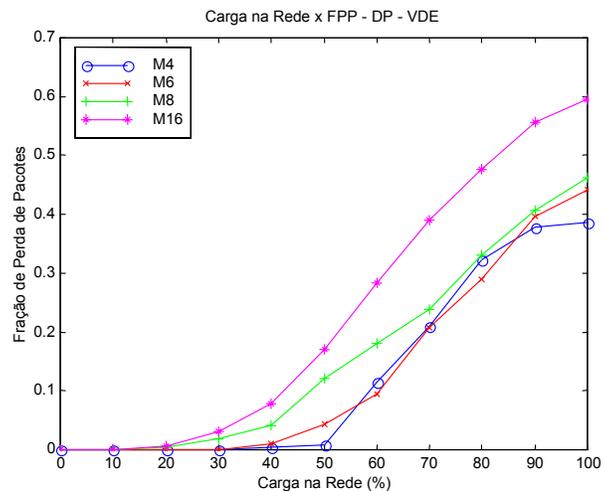
Deve-se notar, por exemplo, que na Figura 4.5, onde se apresenta a evolução da FPP numa rede de 8 nós, o algoritmo DP chega a ser mais eficiente que o SPF para até cerca de 95% de carga na rede, independente do tipo de tráfego analisado. Isso pode ser explicado pela constituição da topologia que permite a existência de várias alternativas de caminhos. Nesta rede em particular, conforme visto na Figura 1.7, pode-se verificar que é constituída por pelo menos 10 anéis distintos compostos por 4 nós cada, e um grande anel composto por todos os 8 nós da rede.



(a)



(b)



(c)

Figura 4.7 – Variação da FPP com o protocolo DP de acordo com as topologias de rede simuladas e considerando tráfego (a) PCIC (b) PCIV e (c) VDE.

Na Figura 4.7 mostra-se a variação da FPP considerando-se apenas o roteamento DP a partir da variação das topologias e em função da carga nas redes, para os tráfegos PCIC, PCIV e VDE. A partir destes resultados pode-se dizer que o desempenho dessas redes é dependente do tamanho das topologias, sendo que esta se torna pior à medida que se aumenta o número de nós das redes. Essa dependência do tamanho da topologia das redes já fica evidente se forem levados em consideração os dados da FPP, já que a rede de 16 nós apresenta o pior desempenho de todas, apresentando perdas consideráveis mesmo em baixa carga, para o tráfego do tipo PCIC. No entanto, deve-se lembrar que há uma certa dependência, na análise adotada, do número de usuários por nó, em relação ao tamanho da topologia. Assim, tem-se 3 usuários por nó, no caso da topologia de 4 nós, enquanto que para as topologias de 6, 8 e 16 nós tem-se 5, 7 e 15 usuários por nó, respectivamente. Isso se reflete na taxa de bits por usuário, apresentada nas Tabelas 4.2 e 4.3. Desse modo, há um compromisso entre a taxa de bits que pode ser alocada a cada usuário, o número de usuários por nó, e a FPP. Uma possível solução para a diminuição da FPP, em redes com topologias maiores, seria diminuir o número de usuários por nó sugerido na análise, mantendo-se a mesma taxa de bits por usuário sugerida.

4.2.2 – Estudo do Roteamento por Deflexão de Pacotes

Uma das grandes conseqüências provenientes da adoção do protocolo de roteamento DP é que os pacotes não possuem uma rota determinada a partir do seu nó de origem, sendo que em cada *hop*, este pode tomar um caminho que levará a um maior número de *hops* até seu destino final.

Desta forma, dependendo do tipo de aplicação do cliente, a rede deve poder assegurar um certo nível de QoS de forma a atender os requisitos das aplicações. Devido à possibilidade dos pacotes de um mesmo fluxo poderem, em princípio, tomar caminhos diferentes até chegarem ao seu destino final, este atraso entre o nó fonte e o nó destino pode ser diferente, causando inclusive uma inversão na chegada de pacotes. Por estes motivos, e tendo em vista os requisitos para o oferecimento de QoS, estudou-se a variação do atraso dos pacotes nestas redes, considerando o tráfego do tipo PCIC, apresentado na Figura 4.8 e o tráfego PCIV, apresentado na Figura 4.9.

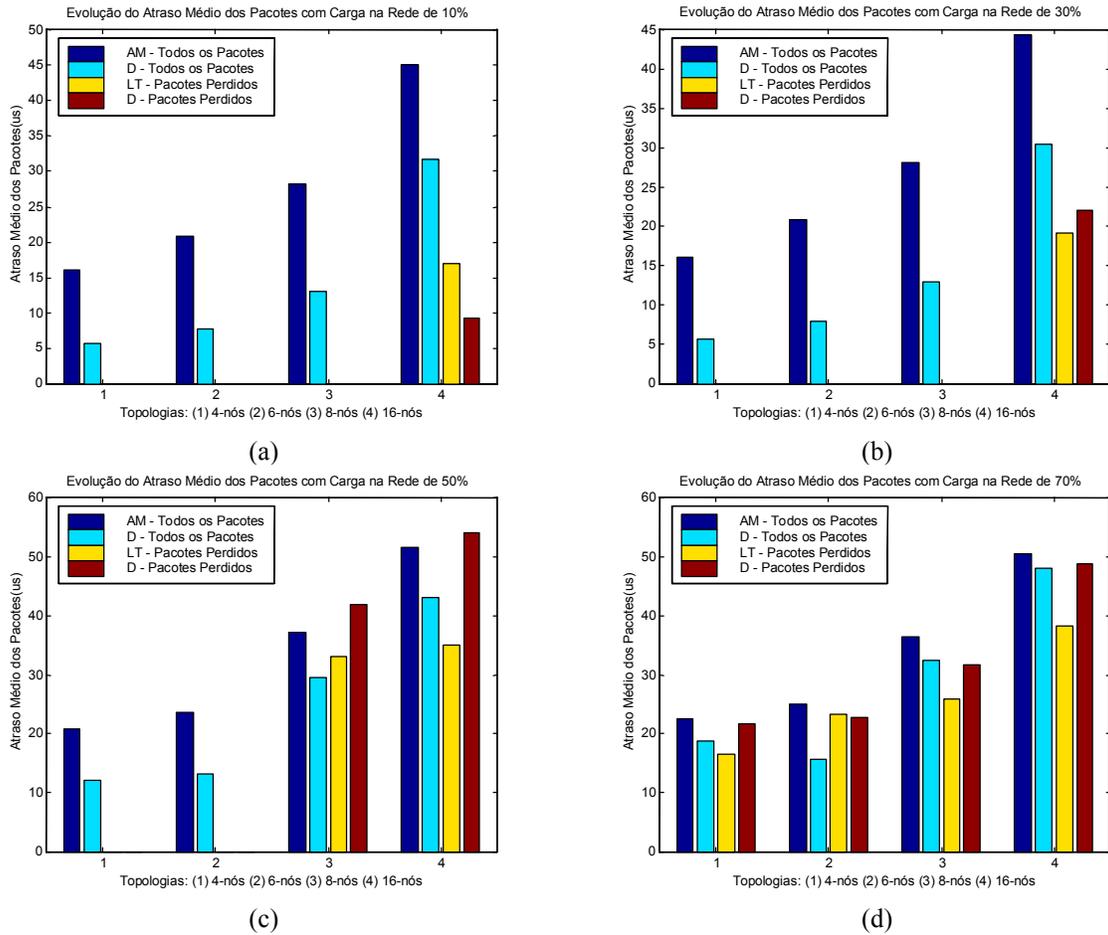


Figura 4.8 – Variação do atraso médio de pacotes com roteamento DP e tráfego PCIC com carga na rede igual a (a) 10% (b) 30% (c) 50% (d) 70%.

Assim sendo, as Figuras 4.8 e 4.9 apresentam a variação do atraso médio (AM) e desvio padrão (D) para as topologias estudadas, considerando a carga na rede de 10, 30, 50 e 70% da capacidade total. Para cada uma dessas cargas, estudam-se o AM e o D para o total de pacotes que circularam na rede, bem como o Tempo de Vida (LT), e seu respectivo desvio padrão, para os pacotes que não conseguiram chegar ao destino final (pacotes perdidos). Deve-se notar que os atrasos são proporcionais ao número médio de *hops* percorridos pelos pacotes nas redes, já que a grande contribuição para estes atrasos está no tempo de percurso dos enlaces, sendo que o atraso de processamento nos nós é da ordem do tempo do pacote (tempo em que o pacote percorre a linha de retardo, até que o

processamento do cabeçalho óptico determine sua porta preferencial), que em 2,5 Gb/s corresponde a 2,08 μ s.

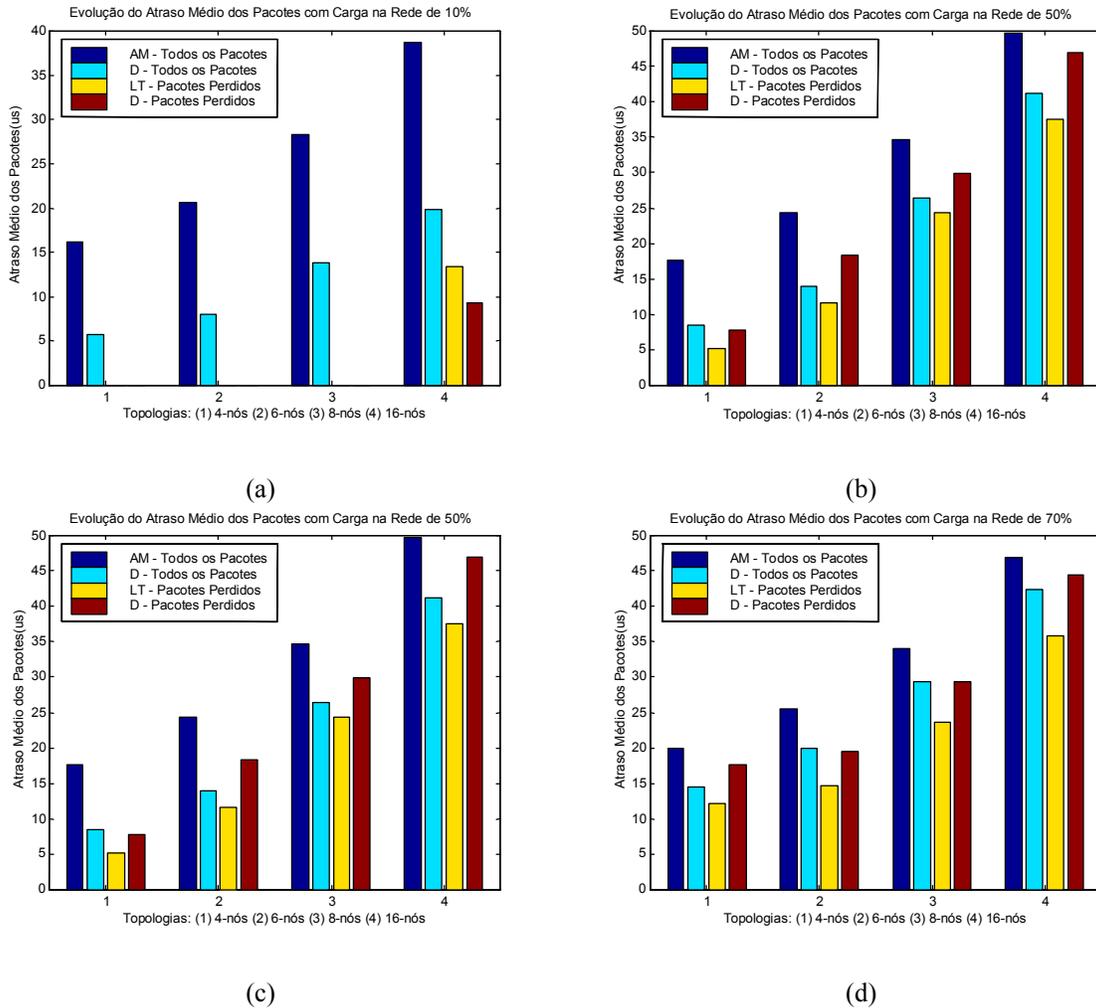


Figura 4.9 – Variação do atraso médio de pacotes com roteamento DP e tráfego PCIV com carga na rede igual a (a) 10% (b) 30% (c) 50% (d) 70%.

Na Figura 4.10, apresentam-se os mesmos resultados anteriores, considerando o tráfego do tipo PCIV, para o número médio de *hops*. Nota-se que a evolução das redes considerando esses dois tipos de tráfego apresentam uma semelhança bastante grande, que já foi detectada no estudo com a FPP. Assim, pode-se observar a variação do número médio de *hops* (NMH) e seus respectivos desvios padrões (D) para o roteamento com deflexão de pacotes, bem como o NMH para o roteamento *store-and-forward*, apenas a título de

comparação com o roteamento onde todos os pacotes seguem através de sua porta preferencial, não havendo assim inversão na ordem de chegada de pacotes.

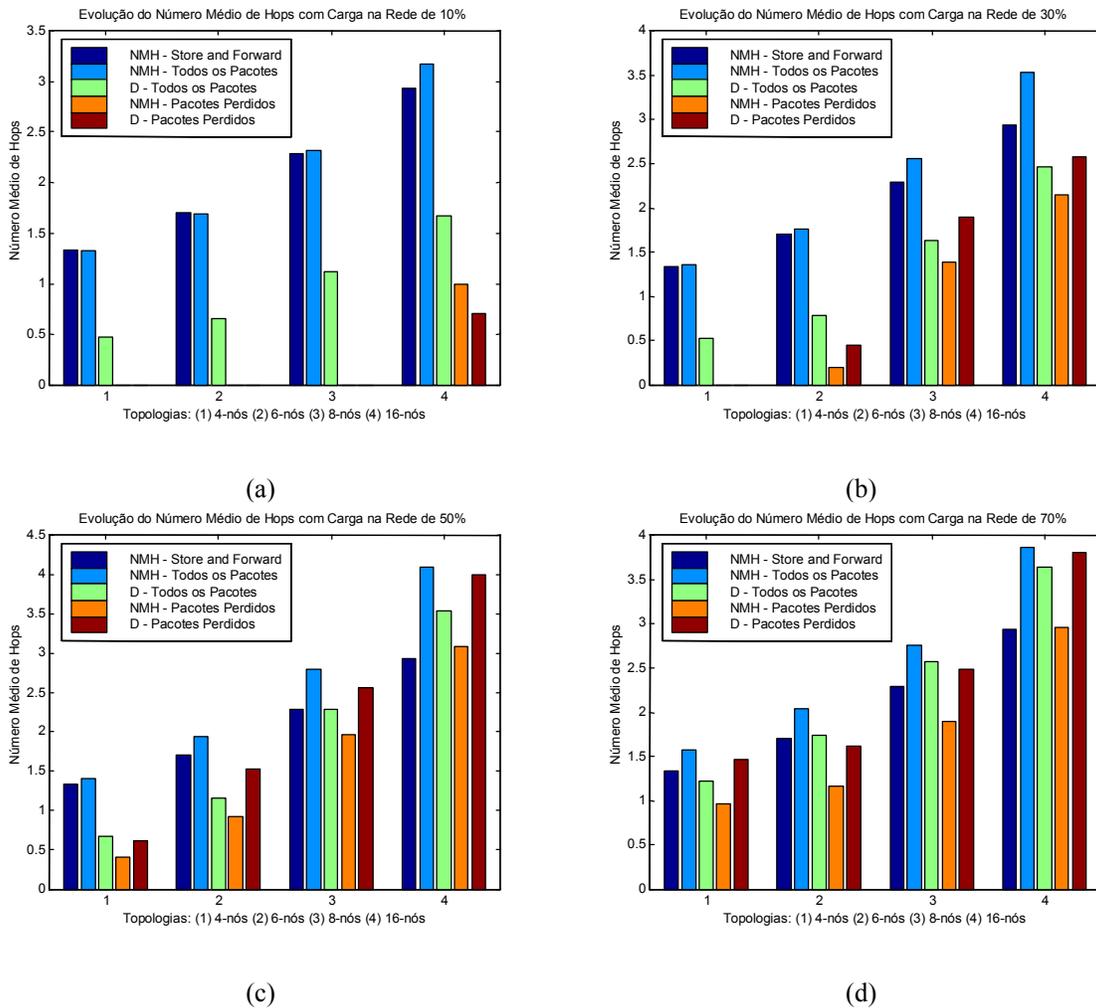
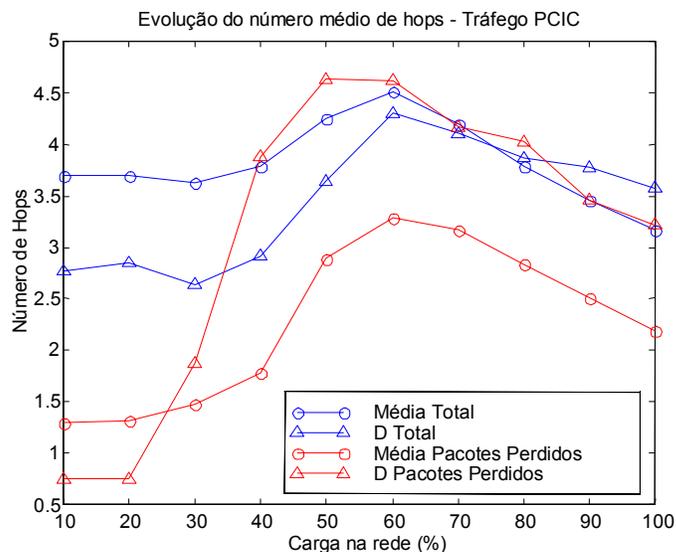
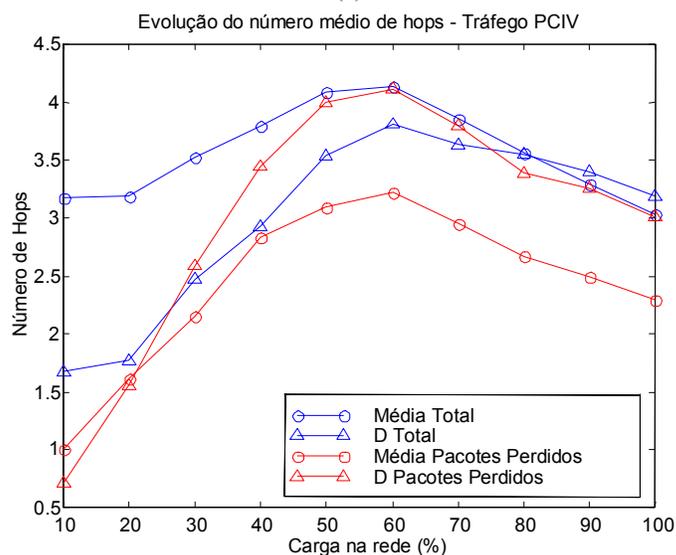


Figura 4.10 – Variação do número médio de *hops* com roteamento DP e tráfego PCIV, com carga na rede igual a (a) 10% (b) 30% (c) 50% (d) 70%.

Deve-se notar ainda que o D relativo apenas aos pacotes perdidos cresce à medida que a carga nas redes aumenta, devido à maior quantidade de pacotes que são perdidos precocemente na rede por causa principalmente do critério de inserção de pacotes aqui adotado. Essa variação é função do número médio de *hops* nessas redes, que é mostrado na Figura 4.11 para a topologia composta por 16 nós da Figura 1.4.



(a)



(b)

Figura 4.11 – Variação do número médio de *hops* com a carga na rede para a topologia composta de 16 nós e tráfego (a) PCIC (b) PCIV.

Desse modo, apresenta-se a evolução do número médio de *hops* percorridos por todos os pacotes e pelos pacotes perdidos, considerando tráfego do tipo PCIC e PCIV. Nota-se que o número médio de *hops*, considerando todos os pacotes que circularam na rede, aumenta até por volta de 60% de carga na rede, e a partir deste valor começa a decair. A partir da Figura 4.6 percebe-se que o ponto de 60% de carga, nessa topologia de 16 nós, já há uma significativa perda de pacotes. Considerando a análise apenas para os pacotes

perdidos, representados pela curva vermelha nos gráficos para os dois tipos de tráfego, pode-se ver que o ponto de inflexão também coincide com os 60% de carga na rede. Pode-se perceber claramente que o desvio padrão relativo aos pacotes perdidos é muito maior que a média para os dois tipos de tráfego, evidenciando o fato de que existe uma amplitude muito grande no número de *hops* percorridos pelos pacotes. Assim, os pacotes podem tanto percorrer muitos *hops* e serem descartados antes de alcançar seus destinos, como podem ser descartados logo na entrada das redes, devido à falta de critério para o adcionamento de pacotes sem que sejam ocasionadas perdas. Também, pode-se inferir que essa amplitude bastante alta tem uma parcela de contribuição dos pacotes simplesmente defletidos, que contribuirão para a alteração na ordem de chegada dos pacotes, e conseqüentemente para a provisão de QoS.

Assim sendo, no ponto de inflexão das curvas do número médio de *hops*, as curvas relativas ao desvio padrão também diminuem, mostrando que diminui o número de pacotes que percorrem um número excessivo de enlaces, mas mesmo assim ainda permanece um valor considerável. Isso acontece por dois motivos. Ou devido à carga excessiva que faz com que o número de colisões com perda de pacotes aumente, e conseqüentemente o número de pacotes que percorrem um caminho longo diminui, como já verificado pela Figura 4.6; ou porque muitos pacotes não conseguem nem sequer ser inseridos na rede, acarretando perdas prematuras, que são levadas em consideração na análise.

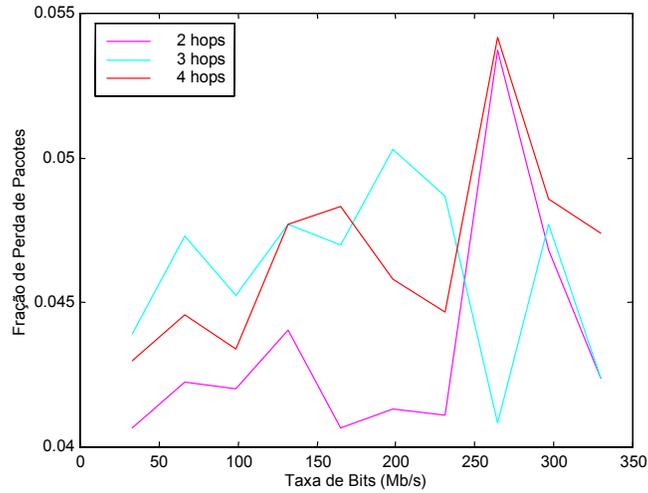
No caso da consideração do total de pacotes na rede, a partir de um valor de carga perto dos 70% o valor do desvio padrão passa a ser maior do que o valor da média. Isso se deve à grande amplitude de valores de números de *hops* percorridos pelos pacotes, já que alguns chegam a seus destinos finais por um caminho bem longo e outros são perdidos precocemente, devido à grande quantidade de colisões e ao critério de inserção de pacotes. Sendo assim, mesmo o desvio padrão caindo com o aumento da carga, a média total apresenta uma queda mais acentuada.

4.2.3 – Influência de Tráfego de Intensidade Não-Uniforme

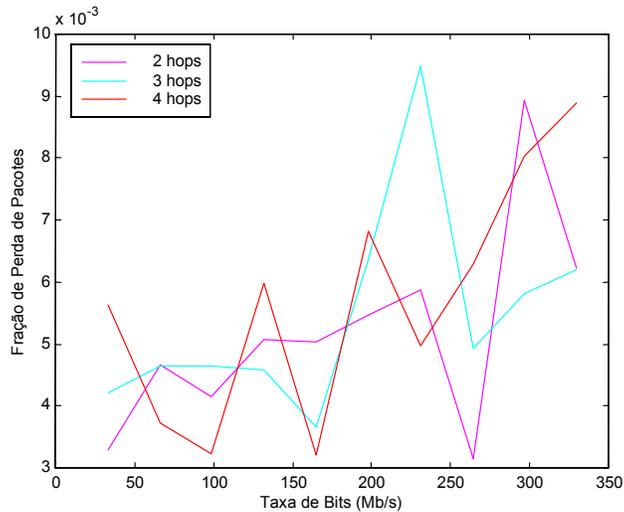
Uma das grandes vantagens da utilização do NS, para a simulação de redes, é a possibilidade de simulação de tráfego com intensidade não-uniforme. Nesse caso, utilizou-se a rede de 16 nós, apresentada na Figura 1.4, para a avaliação de desempenho, segundo a FPP, considerando apenas uma das fontes de tráfego, dentre as $N \cdot (N - 1)$, com intensidade de tráfego diferenciada.

Foram feitos testes com a rede apresentando uma carga de 20%, mas com um dos usuários injetando tráfego numa intensidade até 10 vezes maior do que os outros, caracterizando um tráfego com intensidade não-uniforme. A aplicação diferenciada, para efeito de análise, foi escolhida de forma a percorrer na rede, um número diferente de *hops*, que no caso desta análise, foram 2, 3 e 4.

A Figura 4.12 mostra a evolução da FPP, considerando então uma das aplicações (usuários) com intensidade de tráfego não-uniforme. Pode-se perceber que a variação da FPP, considerando o número de *hops* percorridos, sofre uma influência bem maior no caso de tráfego PCIC, já que se considerando o caso uniforme, este era o tipo de tráfego que apresentava os maiores problemas. Este ensaio preliminar, a respeito do estudo de tráfego não-uniforme, não é ainda conclusivo, mas já mostra que as redes podem suportar tráfego não-uniforme dentro de certos limites, que incluem os parâmetros: carga em que a rede se encontra, número de *hops* que a aplicação com tráfego não uniforme percorre, tipo de tráfego, intensidade de tráfego e capacidade nos enlaces.



(a)



(b)

Figura 4.12 – FPP avaliada com a influência de tráfego não-uniforme (a) PCIC (b) PCIV.

Assim, as redes podem suportar tráfego não-uniforme até o ponto em que se utiliza toda a capacidade disponível dos enlaces utilizados. A partir do momento em que essa capacidade é atingida, pontualmente em determinado enlace, então começa-se a observar um aumento da FPP. Desse modo, explica-se o comportamento diferenciado quanto ao número de *hops* percorridos pela aplicação, e se estão ou não perto de sua capacidade. Deve-se dizer aqui que a aplicação que percorre 2 enlaces, não tem necessariamente enlaces em comum com as aplicações que percorrem 3 e 4, sendo estes resultados não-correlacionados.

Conclusões

Como inicialmente planejado, realizou-se neste trabalho um estudo teórico sobre roteamento em redes fotônicas de pacotes, descrevendo técnicas de codificação de endereçamento e definindo possíveis estruturas de rede. Além disso, abordou-se a necessidade de critérios de resolução de contenda para as redes fotônicas de pacotes, e discutiu-se a técnica de resolução de contenda espacial (roteamento por deflexão de pacotes). Nesse sentido, foram apresentadas algumas arquiteturas de implementações experimentais, como HORNET, KEOPS e OPERA, utilizando até mais de um critério de resolução de contenda, e evidenciando assim a simplicidade, em comparação com essas, de um roteador fotônico funcionando apenas com roteamento por deflexão sem armazenadores (*buffers*) ópticos ou eletrônicos. Esse roteador fotônico que foi modelado no simulador NS através da construção de um novo módulo de simulação incorporado à plataforma e, desse modo, foi apresentada uma metodologia de análise que permitiu a caracterização do desempenho do roteador provido de resolução de contenda por deflexão de pacotes, quando comparado com outros algoritmos de roteamento. Da mesma forma, foi possível ter informações do comportamento do atraso nas redes, bem como confirmar a existência de inversões na chegada de pacotes.

A implementação do novo módulo de simulação no NS permitiu a utilização desta ferramenta para o estudo de redes fotônicas de pacotes com critério de resolução de contenda espacial, do tipo roteamento por deflexão de pacotes. O desenvolvimento dessa ferramenta possibilitou a avaliação de desempenho de um roteador fotônico simples, em comparação com as implementações experimentais hoje existentes. Esse roteador, utilizando protocolo de roteamento por deflexão de pacotes, foi comparado com outros protocolos, apresentando um bom desempenho, na região de baixa carga nas redes, para as topologias estudadas, quando submetidos a diferentes tipos de tráfego. Assim, foi apresentada uma arquitetura de rede fotônica, relativamente simples, com a funcionalidade de roteamento por pacotes.

A incorporação do roteamento fotônico de pacotes foi capaz de prover granularidade para os usuários finais, bem como maior flexibilidade e fácil escalabilidade para as redes fotônicas. No entanto, mostra-se que o desempenho dessas redes decresce, à medida em que se aumenta o número de nós, ficando esse fato mais evidente quando utiliza-se tráfego no tipo PCIC. Assim, essa estrutura deve levar à tomada de alguns cuidados quanto à expansão das redes e ao tipo de aplicação que nelas trafegam. Felizmente, quanto ao tipo de tráfego, mesmo a maior topologia estudada (MS-16) apresenta desempenho satisfatório, em termos de FPP, para baixa carga na rede, considerando os tráfegos PCIV e VDE. Deve-se ressaltar que esse é um resultado importante, visto que, principalmente o tráfego do tipo PCIV, se aproxima mais do tráfego real devido à natureza de sua distribuição estatística poissoniana.

O estudo de atraso de pacotes, utilizando a proposta de roteamento DP, mostra o comportamento da distribuição do atraso de pacotes. Fica evidente que na região de baixa carga, onde a estrutura apresenta desempenho satisfatório quanto à perda de pacotes, o atraso apresenta valores que, em princípio, não afetariam os requisitos de atraso de pacotes para QoS. No entanto, os atrasos aumentam devido à possibilidade de inversão de pacotes no destino, que também tem reflexos sobre QoS. O número médio de *hops*, assim como o atraso médio, foi estudado também com alta carga, de forma a caracterizar o comportamento dessas redes e a influência dos pacotes perdidos.

Também foi possível iniciar um ensaio das redes fotônicas de pacotes com roteamento DP, considerando tráfego com intensidade não-uniforme, mostrando que as redes são capazes de suportar esse tráfego até um certo limite, que depende da carga na rede, do número de *hops* que a aplicação com tráfego não-uniforme percorre, do tipo de tráfego e intensidade de tráfego. Em geral, a rede com roteamento DP foi capaz de suportar tráfego com intensidade não-uniforme dentro dos limites da capacidade de cada enlace utilizado para essas aplicações.

Trabalhos Futuros

Entre os trabalhos futuros, pretende-se desenvolver um critério que permita adicionar pacotes sem ocasionar perdas nos nós, o que traria um ganho de desempenho para as redes fotônicas de pacotes estudadas aqui. A partir disso, atualizar também o módulo de simulação, de tal forma que permita uma avaliação dessas redes nas condições especificadas pelo critério de adicionamento de pacotes adotado.

Outro caminho para a continuação do trabalho seria o estudo e desenvolvimento de protocolos de comunicação que fizessem a interconexão das informações ópticas contidas nos cabeçalhos dos pacotes, com as camadas de rede mais altas, como IP e MPLS, de forma que as redes fotônicas estudadas possam ser usadas para o transporte de informações com o padrão do que é utilizado hoje em *Internet*.

Uma outra continuação para este trabalho estaria ligada ao aprofundamento das questões ligadas à utilização dessas redes de modo a prover QoS, estudando mais exaustivamente a influência dos atrasos com outras topologias de rede, e desenvolvendo uma métrica, a partir da qual seja possível avaliar o impacto da inversão de pacotes nessas redes, e com isso, propor estratégias de armazenamento para a garantia de QoS, inclusive diferenciando tráfegos reais de não-reais. Da mesma forma, definir procedimentos seguros para a expansão das redes, sem que haja comprometimento do desempenho.

Referências Bibliográficas

- [1] D.J.Blumenthal, P.R.Prucnal e J.R.Sauer, “Photonic packet switches: architectures and experimental implementations”, *Proceedings of the IEEE* vol.82, no.11, pp.1650-1667 (1994).
- [2] R.S.Tucker e W.D.Zhong, “Photonic packet switching: an overview”, *IEICE Transactions on Communications* vol.E82-B, no.2 pp.254-264 (1999).
- [3] S.Yao e B.Mukherjee, “Advances in photonic packet switching: an overview”, *IEEE Communications Magazine* pp.84-94, Fevereiro de 2000.
- [4] A.Pattavina, M.Martinelli, G.Maier e P.Boffi, “Techniques and technologies toward all optical switching”, *Optical Networks Magazine* pp.75-93, Abril de 2000.
- [5] J. Bannister, M. Gerla, M. Kovacevic, “Routing in Optical Networks”, edited by M. Steenstrup, Prentice Hall, 1995.
- [6] J. M. Brito, “Projeto de Redes de Teleprocessamento”, *CEDETEC/INATEL*, 1994.
- [7] N. Ghani, S. Dixit, T. S. Wang, “On IP-over-WDM Integration”, *IEEE Communications Magazine*, Março de 2000.
- [8] N. Ghani, “Lambda-Labeling: A Framework for IP-over-WDM using MPLS”, *Optical Networks Magazine*, Abril de 2000.
- [9] D.J.Blumenthal, P.R.Prucnal, L.Thylen e P.Granstrand, “Performance of an 8×8 LiNbO₃ switch matrix as a gigahertz self routing switching node”, *Electronic Letters* vol.23, no.25, pp.1359-1360 (1997).
- [10] I.Daeki, S.Nishi e K.Murakami, “All optical code division multiplexing switching network based on self routing principle”, *IEICE Transactions on Communications* vol.E82-B, no.2, pp.239-245 (1999).
- [11] N.Wada e K.Kitayama, “Photonic IP routing using optical codes: 10 Gbit/s optical packet transfer experiment”, *Proceedings OFC 2000*, paper WM51.
- [12] R.Ramaswami e K.N.Sivarajan, “*Optical Networks: A Practical Perspective*”, Morgan Kaufmann Publishers Ed. D.Clark, chapter 14 (1998).

- [13] F. Rudge Barbosa, A. C. Sachs, M. T. Furtado, J.B. Rosolem, "Optical Packet Switching: a transmission and recovery demonstration using an SCM header", *XIX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações – SBT'2001*, Fortaleza – CE – Brasil, Setembro de 2001.
- [14] P. Baran, "On distributed communication networks", *IEEE Transactions on Communications Systems*, vol 12, pp.1-9, (1964).
- [15] L. H. Bonani, A. C. Sachs, M. T. Furtado, E. Moschim, A. Yamakami, "Non-Uniformly Distributed Traffic Analysis of Optical Networks with Optical Packet Switching Functionalities", *X Simpósio Brasileiro de Microondas e Optoeletrônica – SBMO'2002*, paper ST7.2, pp. 163-167, Recife – PE, Brasil, Agosto de 2002.
- [16] B. Daniel , B. Omer , R. Carmel, "Protocols and Computer Networks", Tel-Aviv University., <http://www2.rad.com/networks/1995/ospf/ospf.htm>, último acesso em 20 de setembro de 2002.
- [17] Dijkstra's Algorithm
<http://www.cs.usask.ca/resources/tutorials/csconcepts/graphs/tutorial/advanced/dijkstra/dijkstra.html>, último acesso em 20 de setembro de 2002.
- [18] Resende, R. A., "Roteamento de Tráfego Adaptativo Baseado em Caminho Mínimo em Redes MPLS", *Dissertação de Mestrado*, FEEC/Unicamp, Outubro de 2001.
- [19] R. A. Resende, A. Yamakami et al., "A New Adaptive Traffic Shortest Path Routing For IP Architecture," *IASTED International Conference on Applied Informatics (AI2002)*, p.19-24, Innsbruck, Austria, 18-21 February 2002.
- [20] M.G. Hluchyj e M.J.Karol, "Queueing in High-Performance Packet Switching", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol 6, no. 9, pp.1587-1597 (1988).
- [21] W.D.Zhong, M.Tsukada, K.Yukimatsu e Y.Shimazu, "Terahypas: a modular and expandable terabit/second hierarchically multiplexing photonic ATM switch architecture", *Journal of Lightwave Technology* vol.12, no.7, pp.1307-1315 (1994).
- [22] K.Sasayama, Y.Yamada, K.Habara e K.Yukimatsu, "FRONTIERNET: frequency routing type time division interconnection network", *Journal of Lightwave Technology* vol.15, no.3, pp.417-429 (1997).
- [23] A.Carena, M.D.Vaughn, R.Gaudino, M.Shell e D.J.Blumenthal, "OPERA: an optical packet experimental routing architecture with label swapping capability", *Journal of Lightwave Technology* vol.16, no.12, pp.2135-2145 (1998).
- [24] C.Guillemot, M.Renaud et all, "Transparent optical packet switching: the European ACTS KEOPS project approach", *Journal of Lightwave Technology* vol,16, no.12, pp.2117-2134 (1998).

- [25] D.Wonglumsom, I.M.White, S.M.Gemelos, K.Shrikhande e L.G.Kazovsky, “HORNET - a packet switched WDM network: optical packet transmission and recovery”, *IEEE Photonics Technology Letters* vol.11, no.12 pp.1692-1694 (1999).
- [26] A.S.Acampora e S.I.A.Shah, “Multihop lightwave network: a comparison of store-and forward and hot potato routing”, *IEEE Transactions on Communications*, vol.40, no.6, pp.1082-1090 (1992).
- [27] A.Bononi e P.R.Prucnal, “Analytical evaluation of improved access techniques in deflection routing networks”, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol.4, no.5, pp.726-730 (1996).
- [28] L. Breslau, et. all, “Advances in Network Simulation”, *IEEE Computer Magazine*, Vol. 33, pp. 59-67, Maio de 2000.
- [29] USC/ISI, Xerox Parc, LBNL and UCB, “Virtual InterNetwork Testbed Project”, <http://www.isi.edu/nsnam/vint/index.html>, ultimo acesso em 20 de setembro de 2002.
- [30] A. S. Acampora, “A multichannel multihop local lightware networks”, in *Proc. IEEE GLOBECOM'87 Conf.*, Nov. 1987, pp. 1459-1467.
- [31] L. H. Bonani, A. C. Sachs, M. T. Furtado, E. Moschim, A. Yamakami, “Optical Network Analysis under Non-uniform Traffic Distribution”, *IEEE International Telecommunications Symposium – ITS'2002*, Natal-RN, Brazil, Setembro de 2002.

Trabalhos Publicados

- [1] L. H. Bonani, A. C. Sachs, M. T. Furtado, E. Moschim, A. Yamakami, “Non-Uniformly Distributed Traffic Analysis of Optical Networks with Optical Packet Switching Functionalities”, *X Simpósio Brasileiro de Microondas e Optoeletrônica – SBMO’2002*, paper ST7.2, pp. 163-167, Recife – PE, Brasil, Agosto de 2002.

- [2] L. H. Bonani, A. C. Sachs, M. T. Furtado, E. Moschim, A. Yamakami, “Optical Network Analysis under Non-uniform Traffic Distribution”, *IEEE International Telecommunications Symposium – ITS’2002*, Natal-RN, Brasil, Setembro de 2002.

- [3] Raulison Alves Rezende, Sandro Marcelo Rossi, Akebo Yamakami, Luiz Henrique Bonani, “Controle de Admissão de Conexão em Redes IP/MPLS usando Lógica Fuzzy baseada em Regras Lingüísticas”, *Anais do WorkShop de Computação – WorkComp*, pp. 117-123, São José dos Campos – SP, Brasil, Outubro de 2002.

- [4] Raulison Alves Rezende, Sandro Marcelo Rossi, Akebo Yamakami, Luiz Henrique Bonani, Edson Moschim, “Traffic Engineering with MPLS Using Fuzzy Logic for Application in IP Networks”, *FUZZ-IEEE2003*. (aceito).

Apêndice A

Arquitetura do Simulador NS

O principal objetivo deste anexo é apresentar a ferramenta de simulação adotada para este trabalho. O NS (*Network Simulator*) [1] é parte do projeto VINT (Virtual InterNetwork Testbed) da Universidade da Califórnia em Berkeley e é capaz de prover ferramentas de simulação muito úteis para pesquisas em redes ópticas e redes em geral. Desta forma, o NS tem sido utilizado em larga escala para a pesquisa e simulação em redes convencionais e sem fio com uma considerável variedade de protocolos de roteamento e de transporte (TCP, UDP, Multicast).

Outra razão determinante para a escolha do NS é o fato deste se constituir de um software aberto (*open source*), permitindo o desenvolvimento de novas classes de simulação, bem como estender as funcionalidades das classes hoje já implementadas no NS. Com estas facilidades não é mais necessária a construção de simulador a partir do zero, sendo mais confortável e cômodo a construção de novas classes para o NS de forma a atender problemas até então não abrangidos pelos módulos de simulação que são padrão no NS.

A primeira providência a ser tomada a partir do início do trabalho com o NS deve ser o entendimento de como simular as redes com a variação dos diversos parâmetros inerentes a ela. Da mesma forma, deve-se adquirir um certo conhecimento da estrutura do simulador se para o trabalho a ser desenvolvido forem necessárias modificações nos módulos do simulador ou mesmo a criação de novos módulos. Desta forma, apresenta-se aqui uma pequena introdução sobre as funcionalidades do NS, bem como suas principais características.

Assim, este anexo está dividido em duas seções. Na primeira seção descreve-se a arquitetura do simulador com suas principais características e estrutura de programação. Na segunda parte aborda-se algumas das facilidades do NS e seus principais módulos de simulação.

A.1 – A Arquitetura do Simulador NS

Deve-se dizer primeiramente que o NS foi concebido tomando-se por base a busca de dois requisitos: flexibilidade e desempenho. Ele foi projetado de tal forma a permitir ao usuário do simulador a construção de diversos tipos de cenários com simplicidade e velocidade, mas sempre mantendo um alto nível de confiabilidade [2].

Assim sendo, a arquitetura do simulador foi projetada para ser modular, compreendendo diferentes níveis de abstração. Deste modo, tem-se funções de alto nível (*script* de simulação), funções em um nível intermediário (proporcionam mudanças em um objeto de simulação) e funções de baixo nível (criação de novos objetos de simulação).

Uma das dificuldades encontradas para implementar os diversos níveis de abstração seria a escolha da linguagem de programação a ser utilizada. A implementação de todas os níveis de abstração utilizando uma linguagem compilada conduziria a uma melhor performance do sistema, mas a grande consequência seria a baixa flexibilidade para o usuário final implementar suas funções de simulação de mais alto nível (criação dos roteiros de simulação). Por outro lado, se o simulador fosse construído utilizando uma linguagem de programação interpretada, o usuário final teria uma flexibilidade muito maior. No entanto, esta solução não satisfaria o requisito de performance.

Desta forma, claramente percebe-se que não seria possível satisfazer a esses dois requisitos se o simulador fosse desenvolvido utilizando apenas uma simples linguagem de programação. Devido a esse fato, a implementação do NS foi dividida entre duas linguagens de programação diferentes: C++ e OTcl. Essas duas linguagens compreendem as porções compilada e interpretada, respectivamente. Esta divisão acontece de forma a prover maior flexibilidade e velocidade ao simulador e este procedimento recebe o nome de programação partida (*split programming*).

O simulador contém diversas hierarquias de classes, distribuídas em ambas as linguagens de programação, que são interconectadas por uma técnica chamada *shadowing* (sombreamento) [2]. Esta técnica é responsável pela comunicação entre as duas linguagens de programação e pode-se dizer que a robustez do NS é devida a esse tipo de estrutura. Deste modo, a parte compilada do simulador é responsável pelas funções de baixo nível, as quais necessitam de altas velocidades, como por exemplo o processamento de pacotes e o roteamento, enquanto a parte interpretada é responsável pelas funções de alto nível, que funcionam como uma interface entre o usuário e as classes implementadas em C++.

Estes níveis de abstração utilizados em conjunto com a programação partida podem prover funcionalidades de forma a garantir ao projetista ou ao pesquisador a utilização do NS na caracterização de novas topologias ou na implementação de novos protocolos e tecnologias [3].

A.2 – A implementação do NS

O NS foi implementado de forma modular, com diversas camadas, cada uma levando em consideração um nível diferente de abstração. Diversas hierarquias de classes também constituem estas camadas. A Figura A1.1 mostra a arquitetura do simulador e as quatro camadas de código descritas abaixo compõem a implementação da arquitetura do simulador.

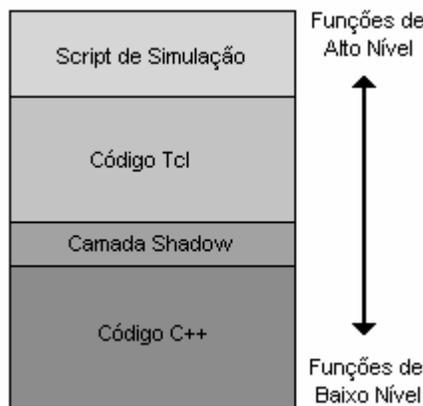


Figura A.1 – Arquitetura do NS.

- Script de simulação: Interface de interação com o usuário. É onde o usuário define o cenário de simulação e todas as variáveis inerentes ao comportamento da rede a ser simulada;
- Camada de código OTcl: Camada de código composta pelas classes Tcl que manipulam informações contidas dentro do núcleo C++;
- Camada *shadow*: Camada de código composta por classes C++ estáticas que fazem a ligação entre as classes Tcl e o núcleo do simulador escrito em C++;
- Núcleo C++: Composto pelas classes C++ (compiladas), as quais permitem as funções de simulação de baixo nível, como manipulação de pacotes.

A.3 – Hierarquia de Classes

O NS é composto por um vasto número de componentes e classes, como se pode ver parcialmente por meio da Figura A1.2. Aqui cita-se apenas alguns destes componentes, os quais são bastante relevantes e essenciais para o perfeito entendimento e funcionamento do NS.

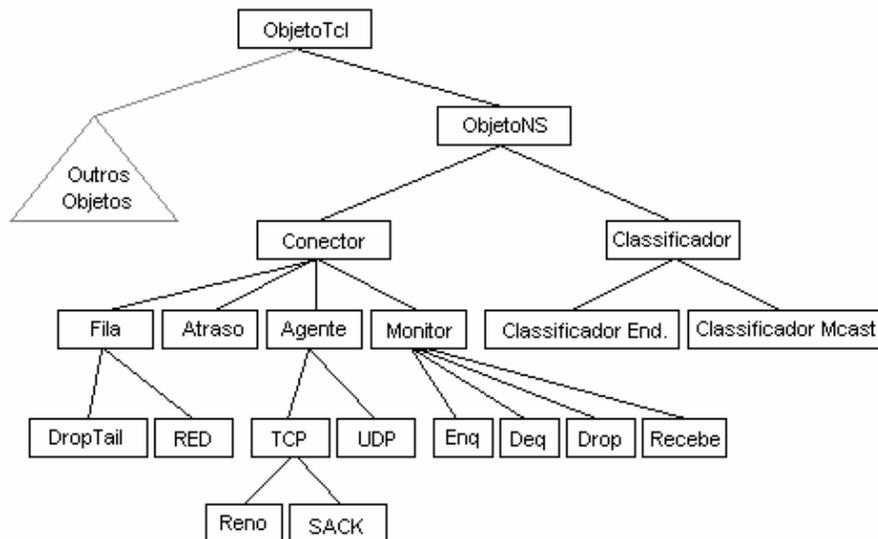


Figura A.2 – Hierarquia de classes (parcial).

- Classe simulador: gerencia as funções de simulação;
- Escalonadores de eventos: agenda os eventos durante a simulação;
- Nós: recebe e envia pacotes;

- Classificadores: responsável pela função de encaminhamento de pacotes;
- Módulos de roteamento: define as rotas para cada aplicação que entra na rede;
- Enlaces: provê as funções inerentes ao enlace.

A.3.1 Escalonadores de Eventos

Aqui fala-se um pouco sobre os escalonadores a eventos discretos, do NS. Deve-se dizer que os principais usuários do escalonador de eventos são os componentes da rede que simulam a manipulação de pacotes e seus respectivos atrasos, ou os componentes que necessitam de *timers*. A Figura A.3 mostra cada objeto de rede usando um escalonador de eventos. Deve-se notar que os objetos de rede que agendam um evento serão os mesmos que o manipularão mais tarde, no tempo previamente agendado.

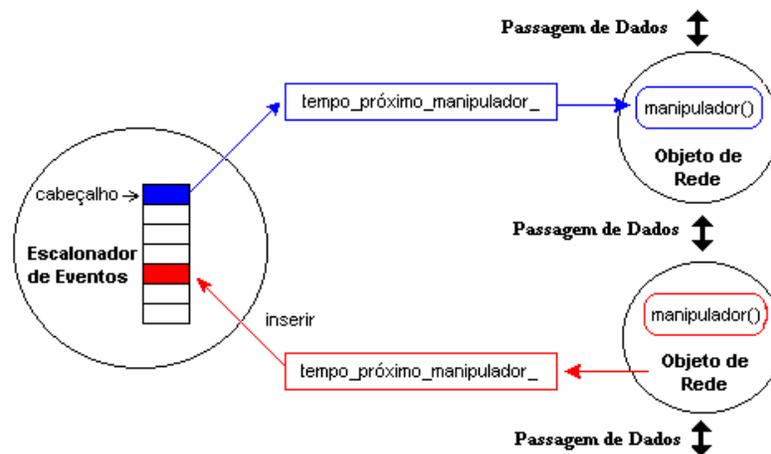


Figura A.3 – Escalonador de eventos discretos.

O NS possui dois tipos de escalonadores de eventos implementados: em tempo-real e com tempos previamente definidos, que podem ser melhor entendidos em referências detalhadas sobre o NS [4].

A.3.2 Nó de Rede

Um nó é um objeto composto por objeto de entrada de nó (chamado também de cabeçalho do nó) e classificadores, como mostrado na Figura A.4. Um nó *unicast* possui um classificador de endereços, que provê roteamento *unicast*, além de um classificador de

porta. Também pode-se ter classificadores *multicast*, permitindo então roteamento *multicast* [1].

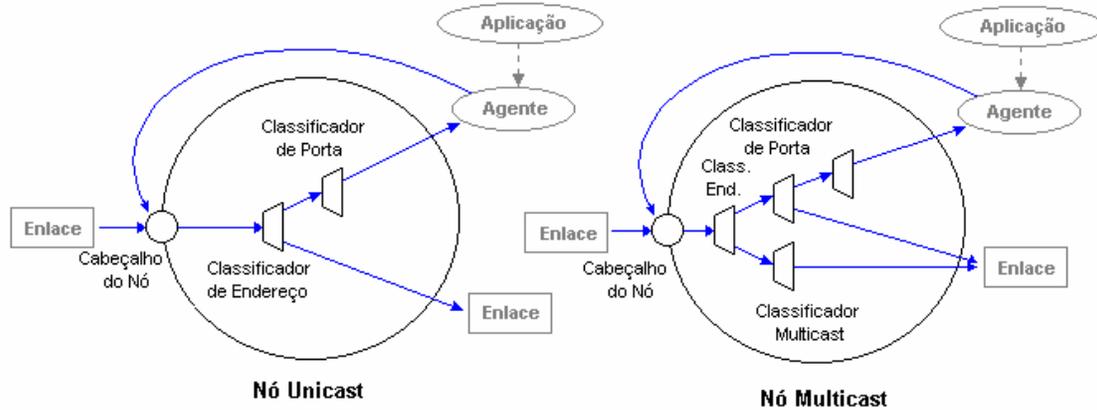


Figura A.4 – Nó de Rede *Unicast* e *Multicast*.

A.3.3 Enlace

Um enlace é um outro objeto importante no NS. Quando um usuário do simulador cria um enlace, utilizando a função duplex-link, do objeto Simulador, dois enlaces simples são criados (um em cada direção), caracterizando o enlace bidirecional.

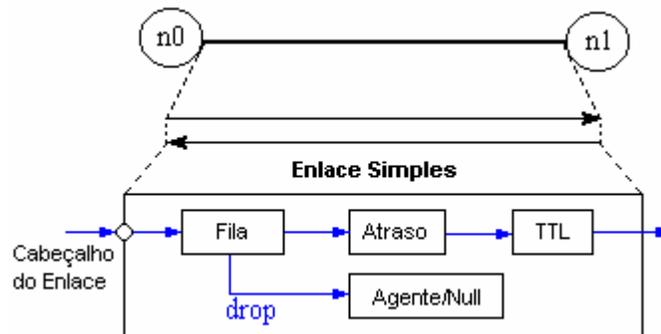


Figura A.5 – Enlace.

Cada um desses enlaces possui uma estrutura como apresentada na Figura A.5, onde se pode ver a entrada do enlace, seguida pelos objetos que provêm as funções de armazenamento, atraso, TTL, além de descarte de pacotes.

A.4 – Exemplo de Fluxo de Pacotes no NS

A partir de uma breve descrição do funcionamento dos nós de rede e enlaces, exemplifica-se na Figura A.6 o fluxo de pacotes para uma simulação simples. Aqui, a rede consiste de dois nós (n0 e n1), os quais são providos de endereços de rede 0 e 1, respectivamente. Um agente TCP anexado ao nó n0, usando a porta 0, se comunica com um objeto TCP de destino, anexado ao nó n1, porta 0.

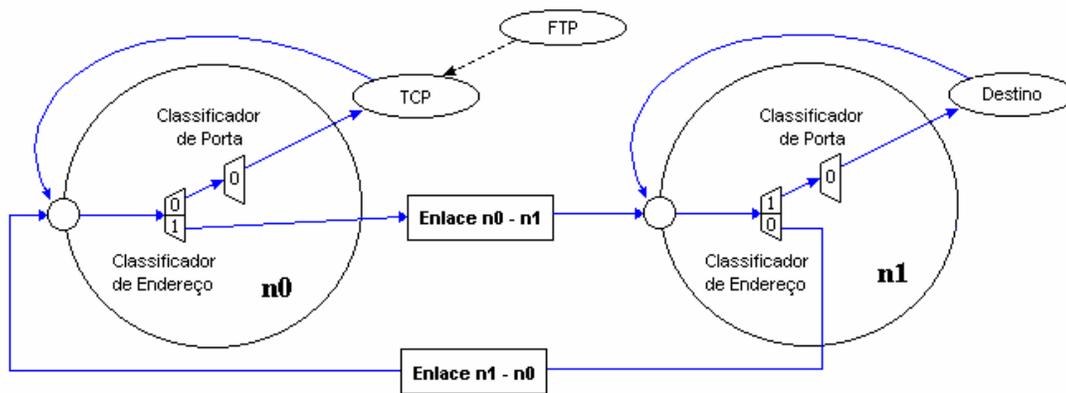


Figura A.6 – Exemplo de Fluxo de Pacotes.

Referências

- [1] K. Fall, K. Varadhan, “NS Manual”, *UC Berkeley*, August 2001.
<http://www.isi.edu/nsnam/ns/doc/index.html>, último acesso em 19 de setembro de 2002.
- [2] L. Breslau, et. All, "Advances in Network Simulation", *IEEE Computer Magazine*, Vol. 33, pp. 59-67, May 2000.
- [3] T. Lima, “nsPIEx - Plataforma de Implantação de Algoritmos de Engenharia de Tráfego MPLS no Simulador NS”, *Dissertação de Mestrado*, FEEC/Unicamp, Janeiro de 2001.
- [4] J. Chung and M. Claypool, NS by Example, *Worcester Polytechnic Institute*,
<http://nile.wpi.edu/NS/>, último acesso em 20 de setembro de 200

Apêndice B

Exemplo de *Script* de Simulação

Apresenta-se neste apêndice, um exemplo de *script* de simulação utilizado para a obtenção dos dados relativos ao roteamento SPF e ao roteamento DP. Deve-se notar que o *script* descreve todo o cenário da simulação, e é inteiramente escrito na linguagem Tcl (linguagem interpretada de alto nível).

B.1 – *Script* para a Simulação do Roteamento SPF e DP

```
#####

# Creating a simulator object
set ns [new Simulator]

$ns rtproto Static;                                     # Dynamic links

# Setting auxiliary variables
set numnode 4;                                         # number of nodes
set numus [expr $numnode * ($numnode -1)];           # number of users
set bw 2.5e9;                                          # links bandwidth
set delay 10us;                                       # links delay
set qtyp DropTail;                                    # queue type
set qlim 2;                                           # queue limit
set burst 100us;                                      # burst time (in case of
VBR Traffic)
set idle 100us;                                       # idle time (in case of
VBR traffic)
set size 650;                                         # packet size
set rate [lindex $argv 0];                            # bit rate of each
network user
set tp [expr 8 * $size / $bw];                         # packet time in seconds
set t1 [expr 10 * $tp];                               # simultion init
set st 2e-3;                                          # simulation time
set aux1 0;                                           # control variable 1
set aux2 0;                                           # control variable 2
set noise [lindex $argv 1];                          # control variable 3
set ind [expr round ($rate/125e6)];                  # control variable 4
```

Apêndice B – Exemplo de *Script* de Simulação

```
set vbr [lindex $argv 2]; # control variable 5
if {$vbr == 1} {
set ind [expr round($rate/250e6)]
}

# Setting output files
if {$vbr == 0} {
  if {$noise == 1} {
    set f [open m4spfcr$ind.txt w]; # open trace file
    $ns trace-all $f
  } else {
    set f [open m4spfsr$ind.txt w]; # open trace file
    $ns trace-all $f
  }
} else {
  set f [open m4spfvbr$ind.txt w]; # open trace file
  $ns trace-all $f
}
#set nf [open m4.nam w]; # open nam file
#$ns namtrace-all $nf

# Creating <numnode> nodes
for {set i 0} {$i < $numnode} {incr i} {
set n($i) [$ns node]
}

# The topology generation is not automatized...
# Connect the nodes and define the queue-limit

$ns simplex-link $n(0) $n(1) $bw $delay $qtyp
$ns queue-limit $n(0) $n(1) $qlim
$ns simplex-link $n(1) $n(2) $bw $delay $qtyp
$ns queue-limit $n(1) $n(2) $qlim
$ns simplex-link $n(2) $n(3) $bw $delay $qtyp
$ns queue-limit $n(2) $n(3) $qlim
$ns simplex-link $n(3) $n(0) $bw $delay $qtyp
$ns queue-limit $n(3) $n(0) $qlim
$ns simplex-link $n(3) $n(2) $bw $delay $qtyp
$ns queue-limit $n(3) $n(2) $qlim
$ns simplex-link $n(2) $n(1) $bw $delay $qtyp
$ns queue-limit $n(2) $n(1) $qlim
$ns simplex-link $n(1) $n(0) $bw $delay $qtyp
$ns queue-limit $n(1) $n(0) $qlim
$ns simplex-link $n(0) $n(3) $bw $delay $qtyp
$ns queue-limit $n(0) $n(3) $qlim

# Definning Colors
set c(0) blue
set c(1) red
set c(2) white
set c(3) yellow
set c(4) green
set c(5) brown
set c(6) orange
set c(7) snow4
set c(8) purple
set c(9) goldenrod
```

Apêndice B – Exemplo de *Script* de Simulação

```
set c(10) PeachPuff4
set c(11) black
set c(12) gold
set c(13) darkgreen
set c(14) LightBlue
set c(15) HotPink

set ctr 0
for {set i 0} {$i < $numnode} {incr i} {
    for {set j 0} {$j < $numnode} {incr j} {
        set fid [expr $i + $j * $numnode]
        if {$fid < $numus} {
            $ns color $fid $c($ctr)
            incr ctr
            if {$ctr == 16} {set ctr 0}
        }
    }
}

# Expliciting the routes and calculates the average number of hops
$ns compute-routes
$ns explicit-routes-anh

# Definning a 'finish' procedure
proc finish {} {
    global ns f nf
    $ns flush-trace
    #Close the output files
    close $f
    #close $nf
    exit 0
}

# 1 - Attaching constant UDP Traffic. noise = 0: SGP - noise = 1: AGP
proc attach-const-traffic { node sink size rate color noise} {
    global ns
    Agent/UDP set packetSize_ 6000
    set udp [new Agent/UDP]
    $udp set class_ $color
    $ns attach-agent $node $udp
    set traffic [new Application/Traffic/CBR]
    $traffic set packetSize_ $size
    $traffic set rate_ $rate
    $traffic set random_ $noise
    $traffic attach-agent $udp
    $ns connect $udp $sink
    return $traffic
}

# 2 - Attaching exponencial UDP Traffic.
proc attach-expoo-traffic { node sink size burst idle rate color } {
    global ns
    Agent/UDP set packetSize_ 6000
    set src [new Agent/UDP]
    $ns attach-agent $node $src
    set traffic [new Application/Traffic/Exponential]
```

Apêndice B – Exemplo de *Script* de Simulação

```
    $traffic set packetSize_ $size
    $traffic set burst_time_ $burst
    $traffic set idle_time_ $idle
    $traffic set rate_ $rate
    $traffic set class_ $color
    $traffic attach-agent $src
    $ns connect $src $sink
    return $traffic
}

# 3 - Attaching Pareto UDP Traffic.
proc attach-pareto-traffic {node sink size burst idle rate shape color }
{
    global ns
    Agent/UDP set packetSize_ 6000
    set s2 [new Agent/UDP]
    $ns attach-agent $node $s2
    set pareto [new Application/Traffic/Pareto]
    $pareto set packetSize_ $size
    $pareto set burst_time_ $burst
    $pareto set idle_time_ $idle
    $pareto set rate_ $rate
    $pareto set shape_ $shape
    $pareto set class_ $color
    $pareto attach-agent $s2
    $ns connect $s2 $sink
    return $pareto
}

# Creating Traffic Sinks
for {set i 0} {$i < $numnode} {incr i} {
    for {set j 0} {$j < $numnode} {incr j} {
        if {$i != $j} {
            set sink($j,$i) [new Agent/Null]
            $ns attach-agent $n($i) $sink($j,$i)
        }
    }
}

# Creating <numnode * (numnode - 1)> traffic sources (users!!!!)
for {set i 0} {$i < $numnode} {incr i} {
    for {set j 0} {$j < $numnode} {incr j} {
        if {$i != $j} {
            if {$vbr == 1} {
                set source($aux1) [attach-expoo-traffic $n($j)
                $sink($j,$i) $size $burst $idle $rate $aux1]
                incr aux1
            } else {
                set source($aux1) [attach-const-traffic $n($j)
                $sink($j,$i) $size $rate $aux1 $noise]
                incr aux1
            }
        }
    }
}
}
```

Apêndice B – Exemplo de *Script* de Simulação

```
# Creating Differential Traffic
#$source(1) [set $rate $dft]

# Start the traffic sources
set tstart 0.0
for {set i 0} {$i < $numnode} {incr i} {
    for {set j 0} {$j < $numnode} {incr j} {
        set aux3 [expr $i + $j * $numnode]
        if {$aux3 < $numus} {
            $ns at [expr $t1 + $tstart] "$source($aux3)
start"
        }
    }
    set tstart [expr $tstart + 2 * $tp]
}

# Stop the traffic sources
set tstop 0.0
for {set i 0} {$i < $numnode} {incr i} {
    for {set j 0} {$j < $numnode} {incr j} {
        set aux4 [expr $i + $j * $numnode]
        if {$aux4 < $numus} {
            $ns at [expr $st + $tstop] "$source($aux4) stop"
        }
    }
    set tstop [expr $tstop + 2 * $tp]
}

# Call the finish procedure after (1.1 * $st) seconds simulation time
$ns at [expr 1.1 * $st] "finish"

# Run the simulation
$ns run
```