

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



TESE DE DOUTORADO

**PROPOSTA DE ARQUITETURA INOVADORA PARA REDES DE
PACOTES ÓPTICOS BASEADAS EM CHAVEAMENTO FOTÔNICO**

Luiz Henrique Bonani do Nascimento
Orientador: Prof. Dr. Edson Moschim
Co-orientador: Dr. Felipe Rudge Barbosa

Campinas - SP
Agosto de 2006

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



TESE DE DOUTORADO

**PROPOSTA DE ARQUITETURA INOVADORA PARA REDES DE PACOTES ÓPTICOS
BASEADAS EM CHAVEAMENTO FOTÔNICO**

Luiz Henrique Bonani do Nascimento
Orientador: Prof. Dr. Edson Moschim
Co-orientador: Dr. Felipe Rudge Barbosa

Tese 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 Doutor em Engenharia Elétrica.

Banca Examinadora:

Dr. Mario Tosi Furtado (Fundação CPqD – Campinas)
Profª. Dra. Mônica de Lacerda Rocha (USP – São Carlos)
Prof. Dr. Helio Waldman (FEEC – Unicamp)
Prof. Dr. Fernando José Von Zuben (FEEC – Unicamp)
Prof. Dr. Furio Damiani (FEEC – Unicamp)

Campinas - SP
Agosto de 2006

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

N17p Nascimento, Luiz Henrique Bonani do
Proposta de arquitetura inovadora para redes de pacotes ópticos baseadas em chaveamento fotônico / Luiz Henrique Bonani do Nascimento. --Campinas, SP: [s.n.], 2006.

Orientador: Edson Moschim; Felipe Rudge Barbosa.
Tese (doutorado) - Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Telecomunicações – Sistema de comutação. 2. Comunicações óticas. 3. Otimização. 4. Topologia. 5. Heurística I. Moschim, Edson. II. Barbosa, Felipe Rudge. III. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. IV. Título.

Titulo em Inglês: An innovative architecture proposal for optical packet networks based on photonic switching.

Palavras-chave em Inglês: Topology optimization, Optical packet switching, deflection routing.

Área de concentração: Telecomunicações e Telemática.

Titulação: Doutor em Engenharia Elétrica

Banca examinadora: Mario Tosi Furtado, Mônica de Lacerda Rocha, Helio Waldman, Fernando José Von Zuben e Furio Damiani.

Data da defesa: 25/08/2006

Resumo

Hoje em dia, como uma multiplicidade muito grande de tecnologias converge para as redes fotônicas, a demanda por vazão cresce. Os protocolos para acesso múltiplo e simultâneo às portas de entrada da rede, bem como a abordagem do formato dos pacotes fotônicos e a arquitetura das redes, são considerados como alternativas tecnológicas para a melhora do desempenho das redes fotônicas. Deste modo, apresenta-se aqui uma proposta para a arquitetura de redes fotônicas, utilizando topologias em malha otimizadas para que os pacotes atinjam seus respectivos nós de destino no menor número de hops possível, com nós de rede 2x2. Além disso, utiliza-se o roteamento por deflexão para a resolução de contenda entre pacotes ópticos, bem como buffers eletrônicos na entrada da rede óptica para evitar problemas de perdas de inserção. Além disso, a estrutura de rede permite hierarquização e também se propõe um modelo para o funcionamento do nó que faz a ligação entre hierarquias diferentes dentro da rede óptica. Esta arquitetura de rede é então avaliada quanto à sua capacidade de prover requisitos para QoS em termos de perdas de pacotes, atrasos e inversão de ordem de pacotes, para a qual é proposta uma heurística para uma avaliação quantitativa. Os resultados mostram que uma arquitetura nos moldes apresentados é capaz de prover ganhos de desempenho, oferecendo condições para a garantia de QoS, provida por protocolos de rede em nível superior, até cerca de 70% de carga.

Palavras-chave: otimização de topologias, chaveamento óptico de pacotes, roteamento por deflexão.

Abstract

Nowadays, as a multiplicity of technologies converges upon the optical network, the demand for throughput increases. The protocols for multiple and simultaneous access to network ports, as well as the optical packet approach should be considered as technological alternatives to optical network performance upgrade. Thus, we present here a new proposal to the architecture of optical packet networks, using mesh topologies optimized in such a way that the packets reach their respective destination nodes with the smaller possible number of hops, and using 2x2 network nodes. Besides, we use deflection routing to solve the contention between optical packets, as well as electronical buffers at the optical network input to prevent problems with insertion losses. The structure of the network also allows hierarchization, performing the link between different hierarchies on the optical network. The performance of the proposed architecture is evaluated by the capacity of providing requirements of QoS, in terms of packet losses, delays and the amount of out of order packets, for which is presented a heuristic to get a quantitative estimation. The results show that the proposed architecture is able to provide performance gains, giving conditions to guarantee some levels of QoS, which is done by the specific protocols of superior network layers, up to 70% of network load.

Key-words: topology optimization, optical packet switching, deflection routing.

*A todos aqueles que em mim
sempre acreditaram.*

“Quelli che s’innamorano di pratica senza scienza son come il nocchiere, che entra in naviglio senza timone o bussola, che mai ha certezza su dove si vada”.

Leonardo da Vinci
1452-1519

“We learn wisdom from failure much more than from success. We often discover what will do by finding out what will not do; and probably he who never made a mistake, never made a discovery”.

Samuel Smiles
1816-1904

“A ciência deve ser universal, sem dúvida. Porém, nós não devemos acreditar incondicionalmente nisto”.

Cesar Lattes
1924-2005

Agradecimentos

Este trabalho teve contribuições, diretas ou indiretas, das pessoas que comigo conviveram durante os últimos quatro anos. Assim, gostaria de agradecer de forma geral a estas pessoas: amigos e familiares aqui não nomeados, que apenas pelo fato de estarem próximos permitiram o equilíbrio necessário para a conclusão deste trabalho. De maneira especial, gostaria de lembrar dos amigos do DSIF, os quais foram responsáveis por muitos momentos de descontração no laboratório, pelo companheirismo nas questões do dia-a-dia, bem como pelas conversas sérias em momentos críticos.

Agradeço às agências federais CNPq e CAPES pelo financiamento na forma de bolsa de estudos, sem o qual este trabalho não teria sido realizado.

Agradeço ao Prof. Dr. Franco Callegati a oportunidade de trabalhar junto com o grupo de chaveamento óptico de pacotes do DEIS – Universidade de Bolonha, e a todos os amigos italianos, que me ajudaram muito durante o tempo que permaneci na Itália. *Grazie mille a tutti.*

Agradeço aos meus orientadores, Prof. Dr. Edson Moschim e Dr. Felipe Rudge pelas valiosas sugestões e contribuições durante o andamento dos trabalhos.

Agradeço aos amigos próximos o simples fato de terem estado ao meu lado durante esta longa caminhada. Em especial, à Mauricio Tanji, Rangel Arthur, Scheila Guedes e Talía Simões pelo companheirismo e inesgotável disponibilidade em ajudar sempre no que fosse possível. À Silvana Vicente, que mesmo estando distante me ajudou nas últimas correções deste trabalho.

Enfim, agradeço a Deus, fonte de inspiração, e à minha família: minha mãe, Silvia, e minha irmã, Simoni, pelo carinho e apoio irrestrito.

Obrigado por tudo!

Índice

Lista de Acrônimos e Siglas	ix
Lista de Figuras.....	xi
1 Introdução	1
1.1 Fundamentação Teórica e Objetivos	2
1.2 Estruturação do Trabalho.....	6
2 Elementos de Rede.....	7
2.1 Funcionalidades de Rede no Domínio Óptico	7
2.1.1 Protocolos para o Endereçamento de Pacotes Ópticos	9
2.1.2 Roteamento nas Redes de Pacotes Ópticos.....	9
2.2 Resolução de Contenda em Redes Fotônicas de Pacotes	11
2.2.1 Roteamento por Deflexão	12
2.3 Topologias	13
2.3.1 Redes Hierárquicas	14
2.4 Nós de Rede	16
2.5 Armazenamento Óptico e Eletrônico	18
2.6 Arquiteturas já Consagradas	20
3 Otimização de Topologias em Malha.....	23
3.1 Considerações sobre Capacidade Agregada e Número Médio de <i>Hops</i>	24
3.2 Otimização de Topologias em Malha.....	26
3.2.1 Busca Aleatória	26
3.2.2 Busca Exaustiva.....	27
3.2.3 Busca Evolutiva.....	28
3.3 Topologias em Malha Otimizadas (OMT)	33
3.3.1 Distribuição de Carga nos Enlaces de Rede.....	36
3.3.2 Topologia em Malha x Anel	37
3.4 Análise de Custos e Aplicabilidade das OMT's	38
3.4.1 OPS x OBS.....	39
4 A Nova Arquitetura de Rede	41
4.1 Condições de Simulação e Parâmetros de Desempenho	42
4.1.1 Natureza do Tráfego e Condições de Simulação.....	42
4.1.2 Parâmetros de Desempenho	43
4.2 OMT-16 sob Condições de Roteamento por Deflexão	45
4.3 Armazenamento nos Nós Ópticos.....	49
4.3.1 Armazenador Óptico para Tráfego Diferenciado.....	51
4.3.2 Considerações sobre Dimensionamento	52

4.4 Nós de Hierarquia.....	52
5 Tópicos sobre Qualidade de Serviço	55
5.1 Armazenamento Eletrônico na Entrada dos Nós de Rede	56
5.2 Atraso e Tempo de Vida dos Pacotes Ópticos	65
5.3 Uma Métrica para a Avaliação do Nível de Desordem dos Pacotes.....	70
5.3.1 Conceito de Reta Média.....	73
5.3.2 Nível de Desordem dos Pacotes	77
5.4 Tráfego Diferenciado.....	82
5.5 Funcionamento dos Nós de Hierarquia	86
5.5.1 Impacto da Conversão Limitada no Algoritmo WDS	89
6 Conclusões	93
Referências Bibliográficas	97
Trabalhos Publicados.....	105
Anexo A Confiabilidade Estatística.....	107
Anexo B Estudo Analítico do Roteamento por Deflexão	111

Lista de Acrônimos e Siglas

ATM	– Asynchronous Transfer Mode (Modo de Transferência Assíncrono)
ASE	– Amplified Spontaneous Emission (Emissão Espontânea Amplificada)
CSMA/CA	– Carrier-sense Multiple Access with Collision Avoidance (Acesso Múltiplo à Portadora sem Colisão)
DP	– Desvio Padrão
EOM	– ElectroOptical Multiplexer (Conversor Eletro Óptico)
FDL	– Fiber Delay Line (Fibra de Retardo)
FDM	– Frequency Division Multiplexing (Multilexção por Divisão de Frequência)
FIFO	– First-in-First-out (Primeiro a Entrar Primeiro a Sair)
FPP	– Fração de Perda de Pacotes
FWC	– Full Wavelength Conversion (Conversão Completa de Comprimento de Onda)
HORNET	– Hybrid Optoelectronic Ring Network (Redes Optoeletrônicas Híbridas em Anel)
IP	– Internet Protocol (Protocolo de Internet)
ISO	– International Standard Organization (Organização Internacional de Padrões)
KEOPS	– Keys to Optical Packet Switching (Chaves para o Chaveamento de Pacotes Ópticos)
LWC	– Limited-range Wavelength Conversion (Conversão Limitada de Comprimento de Onda)
MAN	– Metropolitan Area Network (Redes Metropolitanas)
MPLS	– MultiProtocol Label Switching (Multiprotocolo de Chaveamento de Rótulos)
MS	– Manhattan Street Topology (Topologia Manhattan Street)
NS	– Network Simulator (Simulador de Redes – NS-2)
OBS	– Optical Burst Switching (Chaveamento de Rajadas Ópticas)

OCDM	– Optical Code Division Multiplexing (Multiplexação por Divisão de Códigos Ópticos)
OCDMA	– Optical Code Division Multiple Access (Acesso Múltiplo por Divisão de Código Óptico)
OCS	– Optical Circuit Switching (Chaveamento de Circuitos Ópticos)
OMT	– Optimized Mesh Topology (Topologia em Malha Otimizada)
OPERA	– Optical Packet Experimental Routing Architecture (Arquitetura de Roteamento Experimental para Pacotes Ópticos)
OPS	– Optical Packet Switching (Chaveamento de Pacotes Ópticos)
OTDM	– Optical Time Division Multiplexing (Multiplexação Óptica por Divisão de Tempo)
OTDMA	– Optical Time Division Multiple Access (Acesso Múltiplo por Divisão de Tempo Óptico)
PCIV	– Pacote de tamanho Constante com Intervalos (entre pacotes) Variáveis
QoS	– Quality of Service (Qualidade de Serviço)
RD	– Roteamento por Deflexão
SCM	– Sub-carrier Modulation (Modulação por Sub-Portadora)
SDH	– Synchronous Digital Hierarchy (Hierarquia Digital Síncrona)
SF	– Store-and-Forward (Armazenar e Encaminhar)
SOA	– Semiconductor Optical Amplifier (Amplificador Óptico a Semicondutor)
SONET	– Synchronous Optical Network (Rede Óptica Síncrona)
SPF	– Shortest Path First (Primeiro Caminho mais Curto)
TDM	– Time Division Multiplexing (Multiplexação por Divisão de Tempo)
TTL	– Time to Live (Tempo de Sobrevivência)
WDM	– Wavelength Division Multiplexing (Multiplexação por Divisão de Comprimento de Onda)
WDS	– Wavelength Delay Selection (Seleção de Atraso e Comprimento de Onda)

Lista de Figuras

Figura 2.1 – Determinação de rotas segundo o critério de menor custo.....	10
Figura 2.2 – Roteamento SPF sem colisão entre pacotes. (a) comportamento do fluxo de tráfego (b) comportamento no nó de rede.....	11
Figura 2.3 – 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.....	13
Figura 2.4 – Topologia em malha distribuída ao longo de uma rede óptica.....	15
Figura 2.5 – Topologia em malha de 16 nós (Manhattan Street).....	16
Figura 2.6 – Estrutura de um nó para as redes fotônicas de pacotes.....	17
Figura 2.7 – Armazenamento óptico por circulação.....	19
Figura 3.1– Topologias MS-16mod obtidas através de busca aleatória com (a) $H = 2,8125$ e (b) $H = 2,8333$	27
Figura 3.2 – Espaço tridimensional discreta representando a diversidade de topologias.....	29
Figura 3.3 – Número médio de <i>hops</i> para as topologias OMT, SN e MS.....	33
Figura 3.4 – OMT-16.....	34
Figura 3.5 – Taxa de <i>bits</i> por usuário em função da carga.....	34
Figura 3.6 – Distribuição de aplicação nos enlaces para (a) MS-16 (b) OMT-16.....	35
Figura 3.7 – Topologia ótima de 16 nós vista como um anel.....	37
Figura 4.1 – Tráfego tipo PCIV.....	42
Figura 4.2 – Comparação entre topologias do ponto de vista de FPP.....	46
Figura 4.3 – Comparação entre topologias do ponto de vista de vazão.....	47
Figura 4.4 – Evolução do número médio de <i>hops</i>	47
Figura 4.5 – Vazão para MS-16 e OMT-16 para os casos SF e RD.....	49
Figura 4.6 – Perdas de pacotes na entrada da rede.....	50
Figura 4.7 – Estrutura do nó de rede, mostrando os <i>buffers</i> de entrada e de saída e para tráfego diferenciado.....	51
Figura 4.8 – Integração dos Protocolos da Rede Proposta com as camadas superiores.....	53
Figura 4.9 – Estrutura do nó de hierarquia.....	54
Figura 5.1 – Utilização dos <i>buffers</i> para (a) 50%, (b) 60 %, (c) 70%, (d) 80%, (e) 90%, e (f) 100%.....	57
Figura 5.2 – Evolução da ocupação de <i>buffers</i> de entrada em função da carga para (a) os enlaces com menor quantidade de aplicações e (b) os enlaces com maior quantidade de aplicações.....	59
Figura 5.3 – FPP para arquitetura OPS sem <i>buffer</i> eletrônico de entrada.....	60
Figura 5.4 – FPP para arquitetura OPS com <i>buffer</i> eletrônico de entrada para 30 pacotes em escala (a) linear e (b) logarítmica.....	60
Figura 5.5 – Ocupação do <i>buffers</i> eletrônicos de entrada de tamanho 10 pacotes para MS-16 submetida a uma carga de (a) 30%, (b) 50%, (c) 70% e (d) 90%.....	61
Figura 5.6 – Ocupação do <i>buffers</i> eletrônicos de entrada de tamanho 10 pacotes para OMT-16 submetida a uma carga de (a) 30%, (b) 50%, (c) 70% e (d) 90%.....	63

Figura 5.7 – Ocupação do <i>buffers</i> eletrônicos de entrada para MS-16 submetida a uma carga de 90% para tamanhos máximos (em pacotes) de (a) 10, (b) 50, (c) 100 e (d) 1500.	63
Figura 5.8 – Ocupação do <i>buffers</i> eletrônicos de entrada para OMT-16 submetida a uma carga de 90% para tamanhos máximos (em pacotes) de (a) 10, (b) 50, (c) 100 e (d) 1500.	64
Figura 5.9 - Atrasos de Pacotes nas Redes OPS.	65
Figura 5.10 – Número de <i>Hops</i> (a) média e (b) desvio padrão sem <i>buffer</i> eletrônico de entrada.	66
Figura 5.11 – Número de <i>Hops</i> (a) média e (b) desvio padrão com <i>buffer</i> eletrônico para 10 pacotes.	67
Figura 5.12 – Atraso (a) média e (b) desvio padrão sem <i>buffer</i> eletrônico de entrada.	68
Figura 5.13 – Atraso com <i>buffer</i> eletrônico de (a) 10 e (c) 100 pacotes e respectivos desvios padrão (b) e (d)	68
Figura 5.14 – Tempo de Vida (a) média e (b) desvio padrão com <i>buffer</i> eletrônico para 10 pacotes.	69
Figura 5.15 – Tempo de Vida (a) média e (b) desvio padrão com <i>buffer</i> eletrônico para 100 pacotes.	70
Figura 5.16 – Exemplo de pacotes fora de ordem.	71
Figura 5.17 – Chegada de pacotes no nó de destino (caso SF).	72
Figura 5.18 – Relação entre tempo de chegada e ordem dos pacotes.	76
Figura 5.19 - Chegada de pacotes no nó de destino (caso RD)	77
Figura 5.20 – Ilustração da regressão linear sobre os dados do tempo de chegada dos pacotes.	78
Figura 5.21 – Coeficiente Angular a , (a) média e (b) desvio padrão.	79
Figura 5.22 – Coeficiente Linear, b , (a) média e (b) desvio padrão.	80
Figura 5.23 – Coeficiente de Correlação, c , (a) média e (b) desvio padrão.	80
Figura 5.24 – Coeficiente de desordem, (a) E e (b) E_{desvio}	81
Figura 5.25 – FPP para o tráfego não-prioritário, com <i>buffer</i> eletrônico para 10 pacotes em escala (a) linear e (b) logarítmica.	84
Figura 5.26 – H médio para tráfego (a) não prioritário e (b) prioritário, com <i>buffer</i> para 10 pacotes.	84
Figura 5.27 – Atraso médio para tráfego (a) não prioritário e (b) prioritário, com <i>buffer</i> para 10 pacotes.	85
Figura 5.28 – Desvio padrão do Atraso para tráfego (a) não prioritário e (b) prioritário, com <i>buffer</i> para 10 pacotes.	85
Figura 5.29 – Exemplo do funcionamento do algoritmo WDS (1) Tipo D sem VF, (2) Tipo G sem VF, (3) Tipo D com VF e (4) Tipo G com VF.	88
Figura 5.30 – FPP em função da unidade de atraso com FWC e $ S = 64$ para WDS tipo (a) D e (b) G.	90
Figura 5.31 – FPP em função do atraso com LWC, $W=32$, $B=2$ e $L=2,4,8,16,32$ para (a) BFix e (b) Bvar.	91
Figura 5.32 – (a) FPP em função do atraso com LWC, com $ S =64$ e $Sb=2$, com BFix e BVar (b) FPP em função do atraso comparando FWC e LWC com $Sb = 2$ para $ S = 64$	92

1 Introdução

Desde o começo desta década, pode-se assistir ao aparecimento de novas gerações de redes de comunicação, com especial atenção àquelas chamadas totalmente ópticas. O aparecimento dessas novas gerações sempre vem responder ao apelo oriundo do grande crescimento de demanda nessas redes, trazendo inovações tecnológicas e provendo serviços cada vez mais eficientes do ponto de vista de qualidade. Além disso, os custos de implementação são fatores sempre relevantes na análise de viabilidade, fazendo com que, nas tecnologias mais novas, a redução de custos com equipamentos e o apelo pela necessidade do produto sejam levados em consideração. Assim, na história da evolução das redes de comunicações há três grandes forças que têm influenciado seu desenvolvimento: o crescimento de tráfego, o aparecimento de novos serviços e os avanços em tecnologia [1]. É sabido que essas três forças não são independentes, mas cada uma contribui para a evolução de forma diferente. Deste modo, a competição entre fabricantes e os avanços em tecnologia podem gerar redução de custos, que por sua vez incentivam o crescimento de tráfego e encorajam o desenvolvimento de novos serviços.

O crescimento futuro dos serviços será provido por uma rede IP de alta qualidade, com alta conectividade e mecanismos de QoS (Qualidade de Serviço – *Quality of Service*), a qual pode ser chamada de rede de pacotes embasada na qualidade de serviços. Na evolução das redes de comunicações, ainda se encontra espaço para o cobre nos terminais próximos ao usuário, onde, através de tecnologias de Linhas Digitais ao Assinante [2], como o ADSL, este ganhou uma

sobrevida na história das redes. Isso porque do ponto de vista de custo torna-se inviável a substituição imediata de toda a rede de cobre por cabos de fibras ópticas, pois isso será feito à medida que a vida útil ou a capacidade de atendimento da rede hoje instalada se esgotar. Assim, a substituição dos cabos que ligam os usuários finais às redes de comunicações por fibras ópticas parece ser por enquanto uma realidade distante, principalmente se for levada em consideração a tendência de se fazer a ligação dos usuários finais por meios sem fio. Por outro lado, mesmo não se fazendo a ligação dos usuários finais por meio de fibras ópticas, estas com certeza estarão presentes numa Rede de Acesso Secundária, como em uma Rede Metropolitana, onde as informações já circulam na forma óptica.

1.1 Fundamentação Teórica e Objetivos

Recentemente, o grande crescimento dos usuários de redes de telecomunicações tem resultado em uma demanda crescente por serviços multimídia como áudio e vídeo em tempo real, gráficos de alta resolução e banco de dados distribuídos. Essas aplicações requerem uma alta velocidade na distribuição de um volume muito grande de tráfego concentrado em uma área considerável. Para satisfazer as necessidades de demanda, comumente se utilizam redes ópticas de comunicações, que oferecem banda suficientemente larga para suportar tráfego intenso. Já que essas redes ópticas devem suportar demandas a cada dia mais altas, a conversão eletroóptica nos nós de acesso e de roteamento passam a ser um gargalo considerável para o atendimento das aplicações em altas taxas.

É nesse contexto que surgem as redes fotônicas de pacotes, nas quais a informação, encapsulada em um pacote, permanece no caminho fim-a-fim dentro da rede, na forma óptica, não necessitando de conversões optoeletrônicas durante as operações de roteamento. Assim, como nas redes fotônicas de pacotes não há a necessidade de conversão eletroóptica nos nós de rede, aumenta-se a capacidade dos sistemas, além de aumentar-se a *granularidade*. No entanto, como nessas redes todos os pacotes de informação permanecem durante o trajeto do nó de origem ao nó de destino no domínio óptico e considerando-se, como em estudos anteriores [3][4], que essas apresentam topologias totalmente conectadas com nós 2x2, a resolução de contenda se torna um assunto de significativo interesse para o roteamento.

A funcionalidade de roteamento é, na maioria das vezes, habilitada de forma a utilizar esquemas hierarquizados para os endereços dos pacotes, de tal forma que o chaveamento¹ destes, feito através das tabelas de roteamento, 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 sofre um aumento considerável, aumentando-se assim sua capacidade. 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 fotônicos², os cabeçalhos poderiam ser processados em cada nó, no domínio eletrônico, enquanto a carga útil de informação do pacote (*payload*) poderia permanecer no domínio óptico, provendo o chaveamento fotônico sem a necessidade de conversão opto-eletrônica. As redes fotônicas 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 [5][6][7][8]. Conexões robustas são também requeridas e conexões não-orientadas podem ser uma opção viável para o encaminhamento de certos tipos de serviços. Dessa forma, em anos recentes, surgiram algumas propostas de diferentes arquiteturas para redes totalmente ópticas baseadas no chaveamento fotônico de pacotes, sendo que algumas delas foram demonstradas experimentalmente, como os projetos OPERA, HORNET e KEOPS [9]. Algumas características de rede devem ser necessariamente melhoradas pelo uso da técnica de chaveamento fotônico de pacotes, como *granularidade* e *escalabilidade*. Algumas questões vêm sendo levantadas, como aumentar o número de canais juntamente com conexões chaveadas por circuito baseadas em WDM, bem como 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 fotônico de pacotes.

¹ Aqui adota-se o termo “chaveamento” como sinônimo do termo “comutação”, também extensamente utilizado na literatura.

² O termo “pacote fotônico” é utilizado neste trabalho como sinônimo do termo “pacote óptico”.

O roteamento por deflexão tem sido foco de estudo em diversos trabalhos, sendo comparado com o roteamento *store-and-forward* em topologias regulares como a *ShuffleNet* e a *Manhattan Street* [10][11]. Basicamente, o grande atrativo desse tipo de resolução de contenda com relação aos outros métodos é o fato do roteamento por deflexão tornar o nó de rede tecnologicamente mais simples do que se a opção de resolução de contenda fosse por implementação de *buffers*³ e realização de conversão de comprimento de onda. Assim, surgiram propostas para a utilização de redes fotônicas de pacotes em redes ópticas de acesso utilizando resolução de contenda espacial [4]. No entanto, um grande problema que pode surgir quando da implementação do roteamento por deflexão é o aparecimento de ciclos de roteamento, fazendo com que um pacote no curso entre os nós de origem e de destino possa passar por nós já antes visitados, podendo permanecer na rede por um período de tempo indefinido. Assim, esses laços de roteamento são extremamente indesejáveis, pois aumentam os atrasos e degradam a qualidade dos sinais, além de aumentar a carga de tráfego na rede. Em estudos anteriores, foram feitas análises preliminares do atraso de pacotes em função da carga, bem como avaliação de desempenho de redes com topologias regulares utilizando roteamento por deflexão [4]. Nesses estudos levou-se em consideração o fato de a capacidade total agregada das redes ser inversamente proporcional ao número médio de *hops* (enlaces) que um pacote percorre até chegar ao seu nó de destino. Assim, quanto menor esse número médio de *hops*, maior a capacidade agregada das redes. Esse fato levou a uma tentativa de otimização de topologias para minimizar o número médio de *hops* mantendo-se as características de configuração dos nós, o que levaria à obtenção de topologias inclusive não-regulares, mas com capacidade agregada maior se comparadas a topologias regulares com o mesmo número de nós. Ainda, o desenvolvimento de novas soluções de rede, com demandas variáveis de tráfego e diferentes topologias, requer um estudo detalhado que antecipe o comportamento das redes ópticas. Tais estudos não esgotam a análise e inclusive abrem questões sobre o comportamento dessas redes do ponto de vista de engenharia de tráfego e dimensionamento de redes, principalmente quando se pensa em projetos de redes visando aplicação metropolitana de acesso.

Desse modo, este trabalho pretende focar-se no estudo de redes fotônicas com a funcionalidade de chaveamento fotônico de pacotes, apresentando uma proposta de arquitetura que seja capaz de

³ Neste trabalho se dará a preferência pela utilização do termo original em inglês “*buffer*” em lugar da tradução para o português “armazenador”.

prover *granularidade* e *escalabilidade* para as redes de acesso. Deve-se dizer que a proposta para este trabalho está embasada em estudos anteriores [8], em que se mostrou, através do método de simulação, a possibilidade de utilização de certas arquiteturas, como topologias em malha com nós sem armazenadores utilizando resolução de contenda espacial (protocolo *hot potato*) e utilizando um único comprimento de onda para prover roteamento fotônico. Os estudos preliminares que levaram à sua concepção foram motivados pelo projeto de chaveamento de pacotes fotônicos desenvolvido na Fundação CPqD, em Campinas, e que obteve como resultados algumas publicações internacionais [12][13][14][15][16] e uma dissertação de mestrado [17]. Esta apontou alguns caminhos a serem seguidos, de forma a estabelecer uma arquitetura de rede para o acesso que pudesse prover alguns requisitos de QoS (Qualidade de Serviço), utilizando chaveamento fotônico de pacotes e resolução de contenda espacial.

Objetiva-se com o presente trabalho desenvolver vários aspectos e funcionalidades, tanto no nível de nós ópticos, quanto no nível de rede como um todo. Um primeiro aspecto é um critério seguro para o adicionamento de pacotes fotônicos às redes, sem que haja prejuízos com descartes prematuros devido à contenda entre estes. Um outro objetivo é o estudo de topologias otimizadas para a utilização em redes fotônicas de pacotes, bem como uma análise de dimensionamento. Outra característica funcional é o desenvolvimento de uma métrica para avaliar o impacto da inversão de pacotes quando se utiliza critério de resolução de contenda espacial, bem como seu atraso característico, para aplicações em tempo real e não-real, de forma a possibilitar o projeto de armazenadores para ordenamento de pacotes. Pretende-se ainda discutir novos protocolos capazes de integrar as camadas mais altas de rede, como IP e MPLS [18][19], com a arquitetura proposta aqui para as redes de pacotes fotônicos, de forma a permitir um máximo desempenho com um mínimo *overload* de informações na camada óptica.

Assim sendo, cumpridos todos os objetivos, coisa que será feita neste trabalho, haverá a possibilidade de se pensar em uma implementação experimental (*testbed*) para a nova arquitetura de rede, provida então de uma estrutura relativamente simples, do ponto de vista funcional e tecnológico, e com um custo muito mais baixo quando comparado com experiências já desenvolvidas na área de chaveamento fotônico de pacotes.

1.2 Estruturação do Trabalho

Este trabalho está organizado da forma como se segue. No Capítulo 2, inicia-se um estudo teórico das redes fotônicas de pacotes, discutindo-se algumas definições de tipos de roteamento e técnicas para codificação de endereçamento de pacotes, além das estruturas de rede e seus elementos, como topologias, nós, tipos de *buffers* e conceitos de hierarquização. Além desses conceitos, apresentam-se algumas das arquiteturas experimentais mais recentes no contexto de redes ópticas de pacotes. No Capítulo 3, com o intuito de apresentar um estudo embasado na rede lógica, introduz-se o processo de busca de topologias em malha otimizadas, aliado aos conceitos de capacidade agregada, número médio de *hops*, distribuição de tráfego e aplicações. No capítulo 4, apresenta-se a proposta para uma nova arquitetura para redes de pacotes ópticos compreendendo topologia otimizada, nós de rede com funcionalidades de *Add/Drop* com *buffers* eletrônicos de entrada, provendo requisitos de QoS e possibilidade de hierarquização, que em seu conjunto formam uma proposta bastante robusta para as futuras redes de pacotes. No Capítulo 5, serão abordados alguns tópicos relevantes para provisão de QoS, entre os quais aqueles usados para a avaliação geral de desempenho, dimensionamento de *buffers* eletrônicos e a apresentação de uma métrica para a avaliação quantitativa do problema de inversão da ordem dos pacotes em seus nós de destino. Também neste capítulo discorre-se brevemente sobre a possibilidade de suporte a serviços diferenciados por parte da arquitetura proposta. Os resultados desses estudos de rede são vistos no próprio Capítulo 5, em que se apresentam as devidas considerações e aspectos relevantes dos parâmetros avaliados. Finalmente, no Capítulo 6, apresentam-se as conclusões e algumas propostas para trabalhos futuros. Como anexos a este trabalho também se apresentam um estudo para a validação da confiabilidade estatística das simulações (Anexo A) e um estudo analítico do Roteamento por Deflexão (Anexo B).

2 Elementos de Rede

Assim como as redes de comunicações em geral, as Redes Fotônicas de Pacotes vêm sofrendo uma contínua evolução embasada na disponibilidade tecnológica, crescimento de demanda e diferenciação de serviços. Essa evolução impacta a constituição das arquiteturas, que envolvem as operações inerentes ao roteamento e endereçamento de pacotes ópticos, as técnicas de resolução de contenda empregadas, as topologias utilizadas e a configuração dos nós de rede. Neste capítulo apresentam-se cada um dos elementos e alguns aspectos relevantes para a arquitetura das Redes Fotônicas de Pacotes, passando por desde uma discussão sobre os sinais no domínio óptico, com enfoque no roteamento e endereçamento de pacotes ópticos, até o problema de resolução de contenda, com especial atenção ao roteamento por deflexão. Também faz-se um apanhado sobre as questões de topologias e hierarquização, bem como o desenvolvimento dos nós de rede e *bufferização*. Em termos de exemplificação de conjunto, tece-se um breve comentário sobre as arquiteturas que foram desenvolvidas e consagradas em anos recentes.

2.1 Funcionalidades de Rede no Domínio Óptico

Quando os sinais estão na forma óptica, a tecnologia fotônica é melhor adaptada para certos tipos de roteamento e para as 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, pode-se citar como vantagem 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 ópticas. Outra vantagem de se 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 da mesma forma que no protocolo IP, tendo em vista que o sinal de informação está na forma óptica. Sendo assim, foram propostas algumas técnicas para a codificação do endereçamento de pacotes ópticos, sendo que a arquitetura a ser apresentada neste trabalho utiliza um protocolo misto TDM/FDM.

2.1.1 Protocolos para o Endereçamento de Pacotes Ópticos

Desse modo, a multiplexação por divisão de frequência (FDM) é uma técnica que permite o chaveamento óptico de pacotes, além de apresentar uma baixa complexidade de sistema, devido ao fato de que tanto o cabeçalho de informação de endereçamento como a informação útil (*payload*) do pacote 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 e filtrando a frequência RF da subportadora [3]. Uma grande vantagem da técnica FDM 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 FDM tenha uma baixa taxa de bits (poucos tons), o processamento da informação contida no cabeçalho pode ser feito com circuitos eletrônicos de baixo custo. Aliada à técnica FDM pode-se optar por uma multiplexação no domínio do tempo (TDM), em que além da informação de endereçamento, poderiam ser colocados outros bits de informação, como prioridade de tráfego e sinalização para QoS, ainda como um tom de RF a baixa frequência, mas em *slots* de tempo diferentes, inclusive daquele adotado para a informação útil dos pacotes. Esse sistema utilizando TDM torna o sistema de detecção um pouco mais complexo do que quando se utiliza apenas FDM. No entanto, experiências [12][13] mostraram que o sistema utilizando TDM/FDM mostrou-se mais robusto para detecção do endereço e, desta forma, para o roteamento correto do pacote.

2.1.2 Roteamento nas Redes de Pacotes Ópticos

O protocolo de roteamento adotado nesta arquitetura prevê a adoção de caminho mínimo fim-a-fim para cada aplicação da rede, sendo que, para tanto, com o intuito de proceder ao estudo de redes ópticas de pacotes com topologias em malha, adotou-se primeiramente o protocolo SPF (*Shortest*

Path First), que, na maioria de suas implementações práticas, utiliza o código aberto OSPF (*Open Shortest Path First*) [20][21] para o roteamento de pacotes.

O algoritmo SPF toma como critério para a determinação das rotas o primeiro caminho encontrado⁴ 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 ponderação entre custos e caminhos.

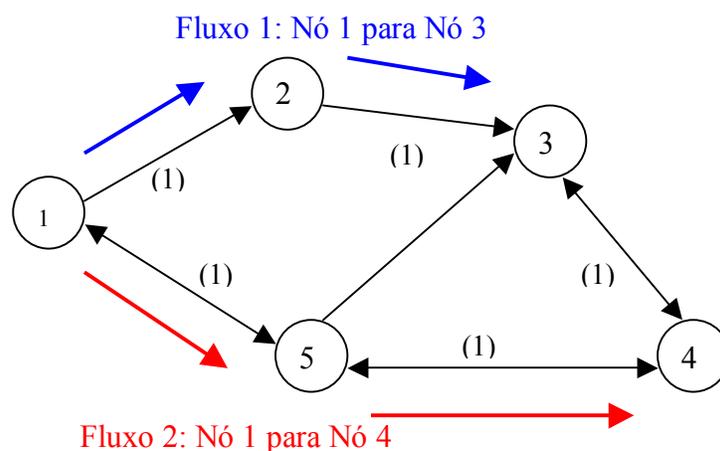


Figura 2.1 – Determinação de rotas segundo o critério de menor custo.

No exemplo apresentado na Figura 2.1, 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 1 como origem e o nó 3 como destino, que se chama aqui de fluxo 1. A outra fonte, chamada de fluxo 2, possui também o nó 1 como origem e o nó 4 como destino. Deste modo, utilizando o SPF como algoritmo de roteamento, obtém-se a rota do fluxo 1 passando pelo nó 2 e a rota do fluxo 2 passando pelo nó 5, sendo que ambas as rotas terão custo 2. Deste modo, ainda observando a Figura 2.1, há uma outra rota possível entre o nó 1 e o nó 3, com o mesmo custo 2 da rota mostrada, que seria passando pelo nó 5. No entanto o algoritmo adota como rota o primeiro caminho de menor custo encontrado.

⁴ O SPF garante que o menor caminho seja encontrado, já que com a utilização deste algoritmo todos os possíveis caminhos são testados. No entanto, sempre que em um teste de caminho houver empate de custo com um outro caminho já previamente encontrado por este, prevalece o primeiro a ser encontrado.

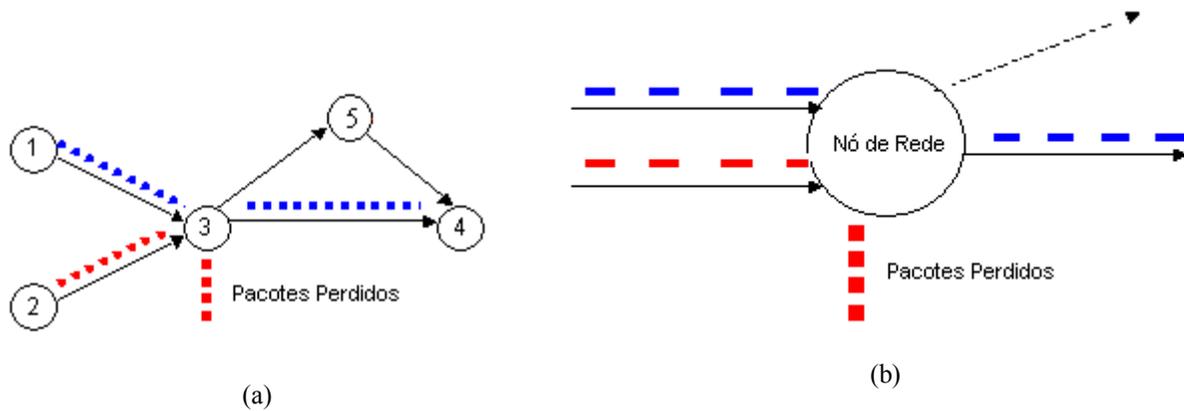


Figura 2.2 – Roteamento SPF sem colisão entre pacotes. (a) comportamento do fluxo de tráfego
(b) comportamento no nó de rede.

Um dos problemas que surgem das estratégias de roteamento é a contenda entre dois pacotes que, chegando a determinado nó ao mesmo tempo, tenham a mesma porta de saída como caminho preferencial, como mostrado na Figura 2.2. Neste exemplo a contenda acontece entre dois fluxos de pacotes que têm como destino o nó 4 e que chegam ao nó 3 ao mesmo tempo, disputando a mesma porta de saída (que conduz ao caminho mínimo segundo o roteamento SPF). Aqui um dos fluxos de pacotes acaba sendo perdido e, portanto, fica evidente que a disputa entre os dois pacotes deve ser resolvida adotando-se uma estratégia que permita que os mesmos consigam alcançar seus respectivos nós de destino.

2.2 Resolução de Contenda em Redes Fotônicas de Pacotes

Diversos trabalhos têm abordado a questão da resolução de contenda em redes fotônicas de pacotes nas três dimensões que podem ocorrer [10], que são a temporal, utilizando *bufferização* óptica, a freqüencial, utilizando conversão de comprimento de onda, e a espacial, que utiliza o algoritmo de roteamento por deflexão, também conhecido por roteamento *hot potato*.

No entanto, tanto a *bufferização* óptica quanto a conversão de comprimento de onda demandam uma alta complexidade tecnológica para sua utilização e ocasionam um aumento

consideravelmente alto no custo de desenvolvimento dos nós de rede. 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*), onde um pacote só é encaminhado à sua porta preferencial se esta estiver livre. Assim, no caso de ela já estar sendo ocupada por outro pacote, aquele que entraria em contenda com o primeiro seria guardado em um armazenador e só depois encaminhado. Esta abordagem não pode ser implementada de maneira simples em redes de pacotes ópticos utilizando apenas fibras de retardo. Da mesma forma, a conversão de comprimento de um dos pacotes em contenda geraria um custo extremamente alto devido à necessidade de existência de conversores em cada um dos nós de rede. 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 um critério de resolução de contenda eficiente. Neste esquema, a contenda é resolvida roteando-se um dos pacotes envolvidos na disputa para o enlace desejado, enquanto que o outro pacote deve ser enviado para o enlace referente a uma outra porta disponível.

2.2.1 Roteamento por Deflexão

Quando se adota o critério de resolução de contenda espacial, tem-se o comportamento mostrado na Figura 2.3, em que se pode perceber que nenhum dos pacotes é perdido na circunstância aqui apresentada. No entanto, apesar das vantagens de se utilizar o roteamento por deflexão para a resolução de contenda em redes ópticas, dois parâmetros importantes devem ser levados em conta, 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, assim como a ordem da chegada dos pacotes. Além desses, um outro parâmetro importante para a avaliação de desempenho é a própria perda de pacotes que, em altas taxas, podem acontecer por alcance do máximo valor de TTL (*time to live*).

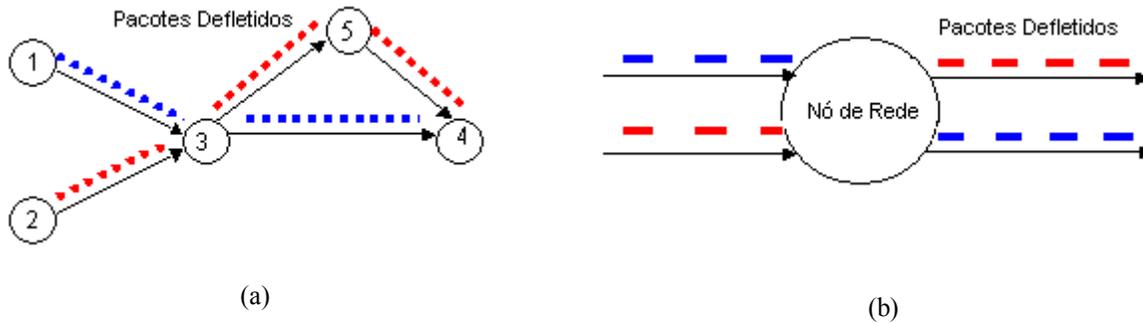


Figura 2.3 – Roteamento por menor caminho com critério de resolução de contenda por deflexão de pacotes
 (a) comportamento do fluxo de tráfego (b) comportamento no nó de rede.

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 2.3, em que 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 2 acaba sendo defletido no nó 3 (desviado para o nó 5), devendo retomar sua rota até o nó 4 apenas no nó 5, percorrendo assim um enlace a mais do que o inicialmente esperado. Como pode ser observado, um dos parâmetros importantes para o bom desempenho do roteamento por deflexão em redes de pacotes ópticos é a existência da diversidade de caminhos, que está intimamente relacionada com a topologia adotada para a construção da rede.

2.3 Topologias

Considera-se aqui uma rede óptica em que 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. No entanto, uma arquitetura em malha pode proporcionar maior flexibilidade para as redes ópticas de pacotes [22], já que 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.

Para este estudo, adota-se então uma estrutura fixa para as redes de pacotes ópticos, que serão compostas por nós de rede com configuração 2x2 (duas portas de entrada e duas de saída), mais a funcionalidade de adicionar e remover pacotes, além de enlaces de mesma largura de banda. Essas topologias não apresentam memórias ópticas 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.

Uma vantagem importante dessas redes em malha é a robustez no que diz respeito às 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 [23]. Neste trabalho as estruturas de rede adotadas incorporam uma redundância considerável nos enlaces. No entanto, a redundância de caminhos ópticos providos pelas topologias em malha contrasta com a proteção convencional do anel SDH, implantado para enlaces ópticos de longas distâncias, que são empregados para o transporte de grandes quantidades de informação.

Além dessas vantagens e considerando-se a utilização dessas redes no acesso, um aspecto bastante importante na escolha e avaliação de uma determinada topologia é a possibilidade de hierarquização e seu nível de *escalabilidade*. Assim, se determinada topologia apresenta um bom nível de *escalabilidade*, esta deverá admitir a hierarquização de forma a compor vários domínios com determinado número de nós. Entre estes nós de cada domínio, devem existir um ou mais nós que sejam nós de hierarquia, dotados de algumas funcionalidades especiais que permitam a conexão com hierarquias superiores e entre domínios diferentes.

2.3.1 Redes Hierárquicas

A escalabilidade dessas redes pode ser alcançada adotando hierarquização. 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 2.4. Deste modo, para um pacote se deslocar para um nível de hierarquia superior, este deve ir até o nó de hierarquia (NH) de seu domínio, que se comunica então com o nó de hierarquia do domínio de destino. Uma vez no domínio mais alto, os pacotes ópticos ignoram nós de domínio e circulam apenas entre nós de hierarquia, viajando distâncias mais longas numa fibra diferente e até mesmo em um comprimento de onda diferente. Deste modo, com dois níveis de hierarquização em uma rede de 16 nós por domínio e 4 domínios, podem-se servir 64 nós ópticos roteadores, oferecendo boa escalabilidade.

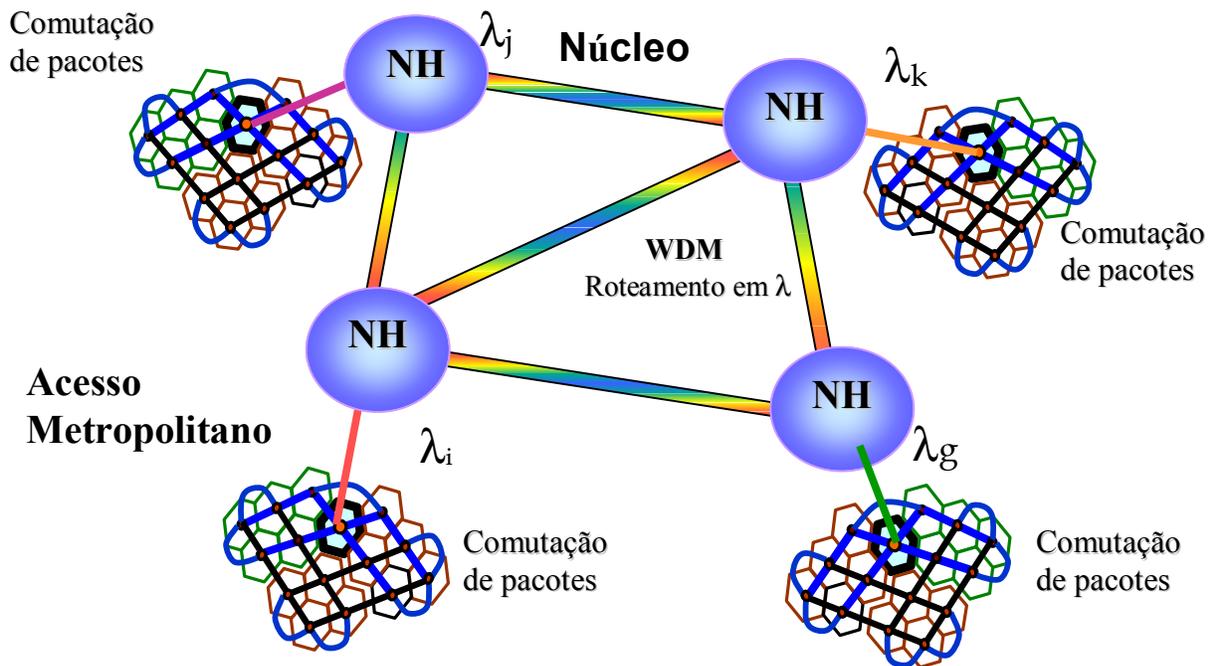


Figura 2.4 – Topologia em malha distribuída ao longo de uma rede óptica.

Deve-se notar que, no contexto de hierarquização apresentado no exemplo, a rede óptica possui dimensões finitas, com topologia apresentando fechamento pelos nós de borda, já que não se devem 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 topologia em malha com conexões totalmente fechadas é apresentado na Figura 2.5, chamada de topologia em malha do tipo MS (Manhattan Street).

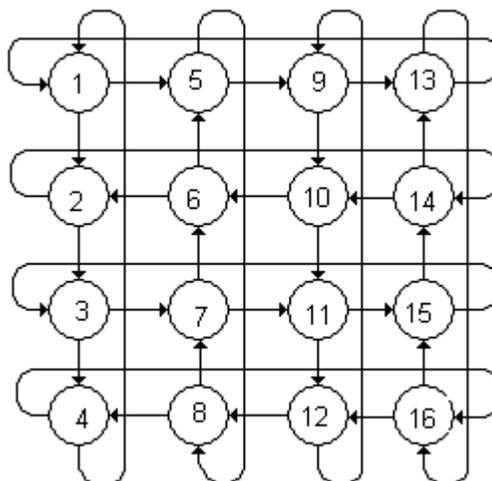


Figura 2.5 – Topologia em malha de 16 nós (Manhattan Street).

A questão da hierarquização é um assunto bastante importante para a arquitetura e será retomada no Capítulo 4. Alguns estudos sobre topologias foram desenvolvidos em [20][22][24], contudo sem o enfoque que se dará a elas no Capítulo 3. Como o intuito da nova arquitetura de rede apresentada aqui é proporcionar certos níveis de desempenho, com nós de rede relativamente simples e com topologias de rede em malha, será feita aqui uma breve descrição das principais funcionalidades do nó de rede, sendo que o detalhamento do funcionamento, incluindo funcionalidades para garantir QoS será mostrado no Capítulo 4.

2.4 Nós de Rede

De forma geral, os nós de rede adotados na arquitetura proposta têm uma estrutura como apresentada na Figura 2.6, em que se pode ver que são providos de duas portas de entrada e duas de saída (adequação topológica), mais a funcionalidade para adicionar e remover pacotes. Além disso, possuem uma linha de retardo em cada uma das portas de entrada, além de um controle eletrônico, que juntos propiciam o chaveamento fotônico dos pacotes [25][26]. Esse chaveamento é feito a

partir da leitura do cabeçalho óptico TDM/FDM, processado eletronicamente enquanto o conteúdo de informação útil do pacote (*payload*) circula pela linha de retardo.

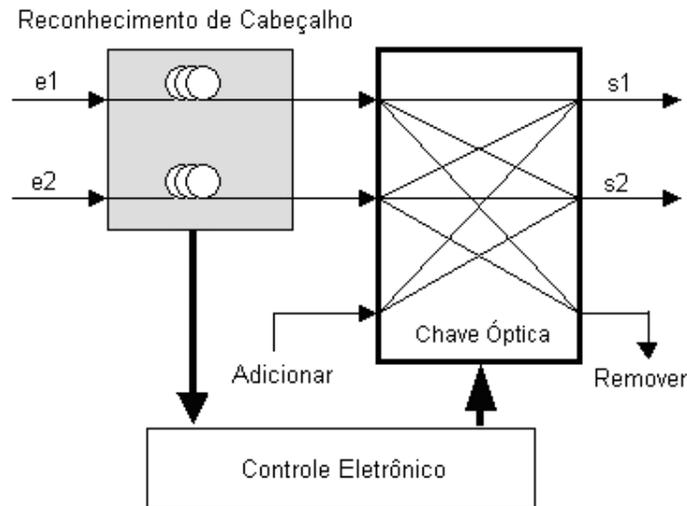


Figura 2.6 – Estrutura de um nó para as redes fotônicas de pacotes.

Após o processamento eletrônico de cabeçalho, o endereço final do pacote fotônico é reconhecido e o nó de rede determina se este pacote tem como destino um outro nó de rede ou se este pacote pertence ao nó onde se encontra. No primeiro caso, deve-se dizer que todos os nós possuem tabelas de roteamento segundo um critério de caminho mínimo, onde, a partir da determinação do destino final de cada pacote, o próprio controle eletrônico habilita a porta de saída adequada para conduzir este pacote ao seu destino final pelo menor caminho. No segundo caso, chegando este pacote ao nó de destino, este é reconhecido e conduzido à porta dedicada à remoção de pacotes da rede (*drop*).

O cabeçalho óptico TDM/FDM, utilizado como endereçamento, pode então ser composto por vários tons em baixa frequência e em *slots* de tempo diferentes, constituindo o endereço do nó de destino. Assim, em cada nó pelo qual esse pacote passar, o controle eletrônico, através da leitura do cabeçalho, determinará a porta de saída preferencial, até que este pacote chegue ao seu destino. A arquitetura de rede proposta utiliza ainda resolução de contenda entre pacotes do tipo espacial (roteamento por deflexão), onde, a partir do momento que dois pacotes chegam a determinado nó ao mesmo tempo (através das duas portas de entrada) e possuem a mesma porta de saída

preferencial, um deles será necessariamente enviado a outra porta de saída, independente do fato desta poder conduzi-lo ao destino final por um caminho mais extenso.

Para que seja possível o roteamento do pacote, é utilizado um pequeno *buffer* óptico para o armazenamento do pacote enquanto o código de endereçamento é resolvido. Esse *buffer*, geralmente uma fibra de retardo (FDL) circular, será discutido brevemente na seção que se segue, já que outras funcionalidades para garantia de QoS, que serão abordadas nos próximos capítulos, também utilizam este tipo de estratégia para manter o pacote no domínio óptico e ao mesmo tempo atrasar o processamento por um breve período de tempo.

2.5 Armazenamento Óptico e Eletrônico

Os armazenadores (*buffers*) 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 [25]. As figuras a seguir 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.

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	41942,40	13107	2621,40
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.

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*.

A Figura 2.7 mostra esquematicamente um armazenador com circulação de informação. Esse armazenador consiste em 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 de que em cada momento apenas um pacote pode entrar ou sair do armazenador.

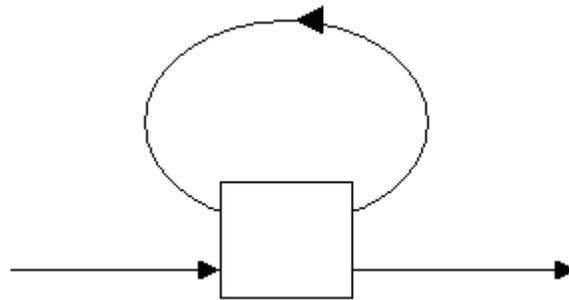


Figura 2.7 – Armazenamento óptico por circulação.

O armazenador de circulação apresenta uma maior flexibilidade, fazendo com que o tempo de retenção do pacote possa ser ajustado pela mudança do número de circulações, oferecendo adicionalmente a capacidade de acesso aleatório com um tempo de armazenamento que depende do número de circulações. Em geral, 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 acúmulo de ruído de emissão espontânea amplificada (ASE) e limita deste modo o máximo tempo de armazenamento.

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, sendo que, em sua grande maioria, utilizam *bufferização* óptica.

2.6 Arquiteturas já Consagradas

Uma das primeiras demonstrações na área de redes totalmente ópticas foi o reconhecimento de um endereço totalmente óptico e o auto-roteamento de pacotes ópticos em uma rede que provia chaveamento de pacotes a 250 Gb/s [27]. Nesse trabalho foram empregados Demultiplexadores Assimétricos Ópticos na faixa de TeraHertz (TOAD - *Terahertz Optical Asymmetric Demultiplexers*) para reconhecimento de cabeçalho. Da mesma forma, pouco mais tarde foram apresentados resultados de uma demonstração de auto-roteamento de pacotes ópticos a 100 Gb/s em um *testbed* síncrono usando TDMA [28]. Ambos esses experimentos empregaram sinalização dentro da banda e um código de endereçamento especialmente designado para permitir a separação do cabeçalho óptico de endereçamento da informação útil do pacote. Embora ambos os métodos de reconhecimento de cabeçalho operem em baixa potência e permitam integração fotônica, requerem uma certa sincronização que introduz uma complexidade adicional no sistema de chaveamento.

Dessa forma, há alguns anos foi apresentada a rede OPERA [29] (*Optical Packet Experimental Routing Architecture*), baseada em um roteador óptico de interface que provê regeneração óptica e suporta funções relacionadas ao IP óptico, incluindo as operações de roteamento e encaminhamento de pacotes e reuso de comprimento de onda. O chaveamento de pacotes é baseado em um sistema de endereçamento utilizando cabeçalho SCM (*Sub-Carrier Modulation*), que é reconhecido por um dispositivo optoeletrônico, enquanto a informação útil é roteada de forma totalmente óptica. Pouco depois foi demonstrada a rede em anel híbrida HORNET (*Hybrid Optoelectronic Ring NETWORK*) [30], como uma Rede Metropolitana WDM capaz de prover chaveamento de pacotes. A rede HORNET utiliza uma combinação óptica e elétrica de chaveamento de pacotes e um meio de acesso múltiplo por detecção de portadora com previsão de

colisão (CSMA/CD) para prover uma grande largura de banda para diversos usuários. Os pacotes ópticos empregados no HORNET consistem em um *payload* a 2,5 Gb/s, um tom de relógio a 2,5 GHz e um cabeçalho modulado em SCM numa taxa mais baixa (80 Mb/s) do que o *payload*. No projeto KEOPS (*Keys to Optical Packet Switching*) [31][9], foram estudadas as definições, o desenvolvimento e as atribuições das redes com chaveamento e roteamento óptico de pacotes, que são capazes de prover transparência para a taxa de bits do *payload*. Nesse contexto, os pacotes ópticos consistem em informação útil à taxa de 2,5 Gb/s, enquanto os bits do cabeçalho de endereçamento, à taxa de 622 Mb/s, foram escolhidos de modo a permitir a utilização da eletrônica para sua detecção. Também se reportou a possibilidade de troca totalmente óptica de rótulos, para chavear pacotes ópticos de comprimentos variáveis à taxa de 80 Gb/s com cabeçalhos de 10 Gb/s [32]. Embora o reconhecimento de cabeçalho tenha sido efetivado parcialmente com recursos da eletrônica, demonstra-se que a tecnologia de chaveamento óptico de pacotes pode operar numa taxa de bits muito mais alta do que a tecnologia de chaveamento de circuitos. Além disso, já se desenvolveu um processador de cabeçalhos totalmente óptico sem a utilização da convencional conversão optoeletrônica [33]. Nesse caso, a informação de endereçamento foi expressa num código utilizado em tecnologia OCDMA e foram empregados correlatores ópticos passivos para reconhecimento desta. Assim, quando o correlator óptico reconhece o endereço, um pulso de correlação é gerado na saída do correlator. Esse pulso, por sua vez, pode ser utilizado para controlar o bloco de chaveamento. Embora o processador de cabeçalho permita a integração fotônica, o número de endereços que este processador é capaz de reconhecer pode ser limitado pelo ruído de fase que aparece ao longo da transmissão entre dois nós. Além do mais, o bloco de chaveamento óptico é ainda controlado pelo uso de conversão do tipo óptica-eletrônica-óptica (OEO).

Todos esses avanços demonstraram que o desenvolvimento de tecnologias de chaveamento ultrarrápido e totalmente óptico para roteamento de alta velocidade baseado em chaveamento de comprimento de onda com *payload* até 160 Gb/s dão vantagens efetivas para essas tecnologias em relação ao chaveamento eletrônico. Contudo, a falta de um processador de cabeçalhos que opticamente possa controlar uma chave para roteamento de pacotes ópticos em diversos comprimentos de onda [34][35] tem limitado a velocidade de processamento da informação de cabeçalho para alguns Gb/s.

Dessa forma, pode-se perceber que há uma quantidade grande de novas arquiteturas para redes ópticas surgindo a cada momento embasadas nas mais diversificadas tecnologias existentes. Nesse sentido, a arquitetura apresentada aqui não deve ser entendida como apenas mais uma nesse universo, mas sim uma arquitetura inovadora, que alia simplicidade, desempenho, baixo custo tecnológico e de implementação, robustez no atendimento tanto de rajadas ópticas (*burst*) quanto de pacotes e confiabilidade na garantia de certos níveis de QoS, tendo como base experimentos realizados anteriormente [26] com sucesso. No próximo capítulo, trata-se da questão topológica e do impacto de diferentes aplicações em redes ópticas.

3 Otimização de Topologias em Malha

Em redes OCS (*Optical Circuit Switching*), nas quais se enquadram praticamente todas as tecnologias ópticas em utilização hoje em dia, todo o tráfego de uma determinada conexão entre nós origem-destino segue pelo mesmo caminho, que é determinado *a priori* com o auxílio de heurísticas que podem levar em consideração a banda residual, *criticalidade*⁵ e capacidade dos enlaces, nível de utilização de *buffers* ou a simples distribuição de tráfego. Nestas redes, todos os pacotes chegam na mesma ordem em que foram enviados, mas podem sofrer atrasos devido à falta de disponibilidade de recursos de rede no instante de tempo de ingresso na rede. A capacidade do circuito é igual à taxa de pico da aplicação, o que pode implicar em uma subutilização das redes. Assim, tanto OPS (*Optical Packet Switching*) [6][7] como OBS (*Optical Burst Switching*) [36][37] aparecem como saídas para melhorar a utilização das redes devido ao aumento da *granularidade*. Do ponto de vista lógico, tanto OPS como OBS apresentam comportamentos semelhantes, sendo que sob roteamento por deflexão estes têm suas medidas de desempenho bastante sensíveis ao número médio de *hops*, que é função exclusiva da topologia. Dessa maneira, apresenta-se neste capítulo a metodologia e os resultados da otimização de topologias em malha para redes ópticas. Ainda mais, ao final do capítulo, tece-se um breve comentário sobre as diferentes tecnologias de encaminhamento utilizadas na rede óptica e o possível grau de aplicabilidade destas quando aliadas à utilização de topologias melhor adaptadas para prover as funcionalidades de roteamento.

⁵ Define-se *criticalidade* como o número de aplicações distintas (usuários) presentes em determinado enlace de rede. Assim, a *criticalidade* torna-se um parâmetro relevante para o desempenho de redes, já que este define exatamente quantas aplicações estão utilizando determinado enlace como passagem até chegarem aos seus nós de destino.

3.1 Considerações sobre Capacidade Agregada e Número Médio de Hops

Como mencionado anteriormente, o desempenho de redes de pacotes ópticos sob condições de roteamento por deflexão está relacionado diretamente com a topologia em malha adotada. A fim de buscar topologias otimizadas para estas redes, devem ser considerados alguns aspectos relacionados com a Capacidade Agregada, C , da rede. Assim como justificado no Capítulo 2, adotam-se topologias em malha com configuração de nós 2x2 para a nova arquitetura. No entanto, sabe-se que em ambientes *multihop* apenas uma porção da capacidade da rede é utilizada para o tráfego recém gerado nesta. 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* (H) que um pacote leva até chegar ao seu destino final [38]. Assim, se numa certa rede houver N nós de onde saiam 2 enlaces, comportando velocidades de S bits/s, a capacidade total C desta rede será dada por

$$C = \frac{2 \cdot N \cdot S}{H} \quad (3.1)$$

Pode-se perceber de (3.1) que, quanto maior o valor de H , menor será o valor da capacidade agregada e, portanto, menor a capacidade da rede de encaminhar pacotes. O número médio de *hops* para definir a capacidade agregada é definido como o comprimento médio entre todos os caminhos possíveis, nó a nó, em uma determinada topologia, sempre se tomando como base o menor caminho possível. Assim, para o cálculo da capacidade agregada, considera-se que não há deflexão de pacotes e que todos chegarão a seus destinos percorrendo o menor caminho possível, caracterizando um roteamento do tipo SF.

Para a representação das topologias, utiliza-se a notação de matriz de conectividade Mc , que é formada apenas por *zeros* e *uns*, e descreve todas as ligações (enlaces) presentes entre os nós. Assim, todos os elementos *uns* da Mc caracterizam um enlace entre os nós representados pela sua posição na matriz, sendo que nas linhas estão os nós de origem e nas colunas, os nós de destino.

Para exemplificação do cálculo de H , toma-se como exemplo a topologia 2x2 de 6 nós representada pela M_c dada por (3.2)

$$M_c = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \end{pmatrix} \quad (3.2)$$

Assim, pode-se calcular, para cada um dos $N.(N-1)$ pares origem-destino, o número de *hops* utilizando o critério de caminho mínimo, que é representado pela matriz de Caminho Mínimo C_m , dada por (3.3) e calculada através do algoritmo Floyd-Warshall [39].

$$C_m = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & 2 & 2 & 2 \\ 2 & 0 & 1 & 1 & 2 & 2 \\ 2 & 2 & 0 & 2 & 1 & 1 \\ 1 & 2 & 2 & 0 & 1 & 2 \\ 2 & 1 & 2 & 2 & 0 & 1 \\ 1 & 2 & 2 & 1 & 2 & 0 \end{pmatrix} \quad (3.3)$$

O número médio de *hops* SF é a média dos números de *hops* de todos os caminhos possíveis, fazendo que esta possa ser expressa através da somatória de todos os elementos de C_m , dividido pelo número total de caminhos possíveis, como mostrado em (3.4)

$$H = \frac{Sum(C_m)}{N.(N-1)} \quad (3.4)$$

Para o exemplo apresentado, o número médio de *hops* H é igual a 1,60, já que a somatória da matriz C_m retorna 48 e existem 30 pares origem-destino possíveis para uma topologia de 6 nós. Esse número H , como se pode perceber, é função exclusiva da topologia e, para um determinado número de nós, pode existir uma variedade consideravelmente grande de valores, dependendo de

como se apresentam as ligações dos nós. Como de H depende inversamente a capacidade agregada C , as topologias para um determinado número de nós que apresentarem o menor valor de H apresentarão, em tese, ganhos significativos de desempenho e serão aqui chamadas de topologias em malha otimizadas (*OMT – Optimized Mesh Topologies*). Na seção a seguir, apresentam-se os comentários relevantes para os tipos de buscas que foram admitidos para a obtenção de topologias com baixos valores de H e o procedimento para a obtenção das OMT's.

3.2 Otimização de Topologias em Malha

As topologias otimizadas apresentam o menor valor de H possível para um determinado número de nós. Para que essas topologias pudessem ser encontradas, foram apenas consideradas aquelas que satisfazem a configuração 2x2 com todos os nós apresentando apenas 2 enlaces de saída e 2 enlaces de entrada, o que em termos de matriz de conectividade, significa que a diagonal é sempre zero, sendo que, em todas as linhas e colunas existe o número exato de dois elementos iguais a 1. A base de comparação foi tomada como sendo as já consagradas topologias *ShuffleNet* (SN) e *Manhattan Street* (MS), devido à sua extensa utilização na literatura.

3.2.1 Busca Aleatória

Uma primeira tentativa de busca das topologias com mínimo H foi feita com a aplicação de um método de busca aleatória, testando-se determinadas topologias que satisfizessem o critério de ter H menor do que as topologias SN e MS. Assim, foram obtidas algumas topologias com 16 nós derivadas da MS, as quais, por essa razão foram chamadas de MS-16 modificadas (MS-16mod). Essas topologias apresentam H menor do que aquele obtido com a MS tradicional ($H = 2,9333$), como se pode ver na Figura 3.1. Assim, no caso da topologia (a) H é igual a 2,8125, enquanto que para o caso (b) H é igual a 2,8333. Essas topologias apresentam então um número médio de *hops* H menor do que a MS tradicional, mantendo-se ainda certos resquícios de regularidade em relação à topologia original. É certo que nem todas as topologias obtidas com este método apresentam H menor que para o caso MS e existem aquelas em que a distribuição de enlaces leva a um caminho

médio muito maior do que aquele obtido com a topologia regular MS. Deve-se notar ainda que, entre os casos (a) e (b), as topologias apresentam modificações muito sutis, que se refletem de maneira direta no parâmetro H , demonstrando o grau de correspondência entre topologia e parâmetro H .

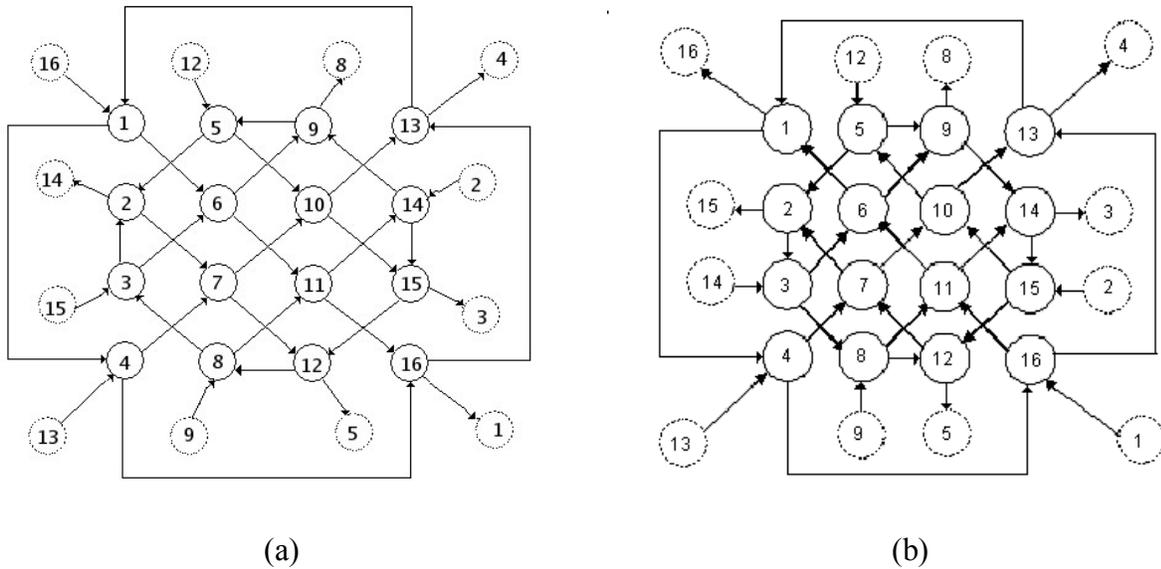


Figura 3.1– Topologias MS-16mod obtidas através de busca aleatória com (a) $H = 2,8125$ e (b) $H = 2,8333$.

No entanto, logo se percebeu que o critério de busca aleatória era pouco eficiente e não permitia um grau de confiabilidade bom para que se pudesse afirmar qualquer coisa sobre a proximidade do valor de H da nova topologia, em relação ao mínimo valor de H que se poderia conseguir com um determinado número de nós, preservando a configuração 2x2. Assim, uma possibilidade seria a obtenção de todas as topologias possíveis com um determinado número de nós e, dentre estas, selecionar aquelas que apresentassem o menor valor possível para o parâmetro H .

3.2.2 Busca Exaustiva

A técnica segundo a qual se obteriam todas as topologias possíveis para depois selecionar as melhores é aqui chamada de busca exaustiva. Assim, através da realização de todas as combinações possíveis de distribuição dos enlaces entre os nós de rede e considerando-se a configuração 2x2,

analisa-se cada uma destas combinações segundo o menor valor do parâmetro H e encontram-se aquelas que são melhores.

Entretanto, a técnica de busca exaustiva funciona adequadamente para um número reduzido de nós, mas se torna inviável para números maiores que sete. Isso porque o crescimento das possibilidades de combinações que levam às possíveis topologias, segundo a configuração de nós 2x2, é explosiva com o número de nós, como mostra a tabela Tabela 3.1.

Número de Nós da Rede	Número de Topologias Possíveis	Número de OMT's	Menor Número Médio de Hops (OMT)
4	9	9	1,3333
5	216	216	1,5000
6	7570	540	1,6000
7	357435	12600	1,7619

Tabela 3.1 – Número de topologias possíveis e número médio de *hops*.

A capacidade computacional exigida para a busca exaustiva dessas topologias com número de nós superior a sete é extremamente grande e o tempo de processamento é um fator que se deve levar em consideração. Esse fato é relevante se for considerado que se pode ficar anos fazendo buscas e cálculos com topologias sem, contudo, esgotar as possibilidades para um número de menos de uma dezena de nós. Como o objetivo da busca de topologias ótimas tem como intuito utilizá-las em uma rede OPS ou OBS, o número de nós deve ser então não muito pequeno, o que levou à busca de uma outra alternativa para a obtenção das OMT's.

3.2.3 Busca Evolutiva

Uma alternativa para a solução desse problema é a utilização da chamada computação evolutiva [40][41][42], um campo da inteligência artificial que se adequa bem à resolução de problemas visivelmente combinatórios. Assim, enquanto algoritmos evolutivos geralmente envolvem apenas técnicas como reprodução, mutação, recombinação e seleção natural, a computação evolutiva adota critérios como progresso iterativo (evolução), embasamento em populações, busca guiada e inspirações biológicas [42][43].

O algoritmo evolutivo [44] empregado para a busca das OMT's está embasado no fato de que há uma grande diversidade combinatória das possíveis topologias em função do número de nós. Se cada uma dessas topologias, que para o algoritmo evolutivo são tratadas como indivíduos, possuir um valor para o parâmetro H , então pode-se representar o universo da distribuição do parâmetro H , das topologias possíveis, como uma distribuição tridimensional discreta em que o valor de pico seja o próprio valor de H . Isso dadas as mutações de topologias pela variabilidade de enlaces presentes entre os nós (variação de linhas e colunas), como mostrado na Figura 3.2.

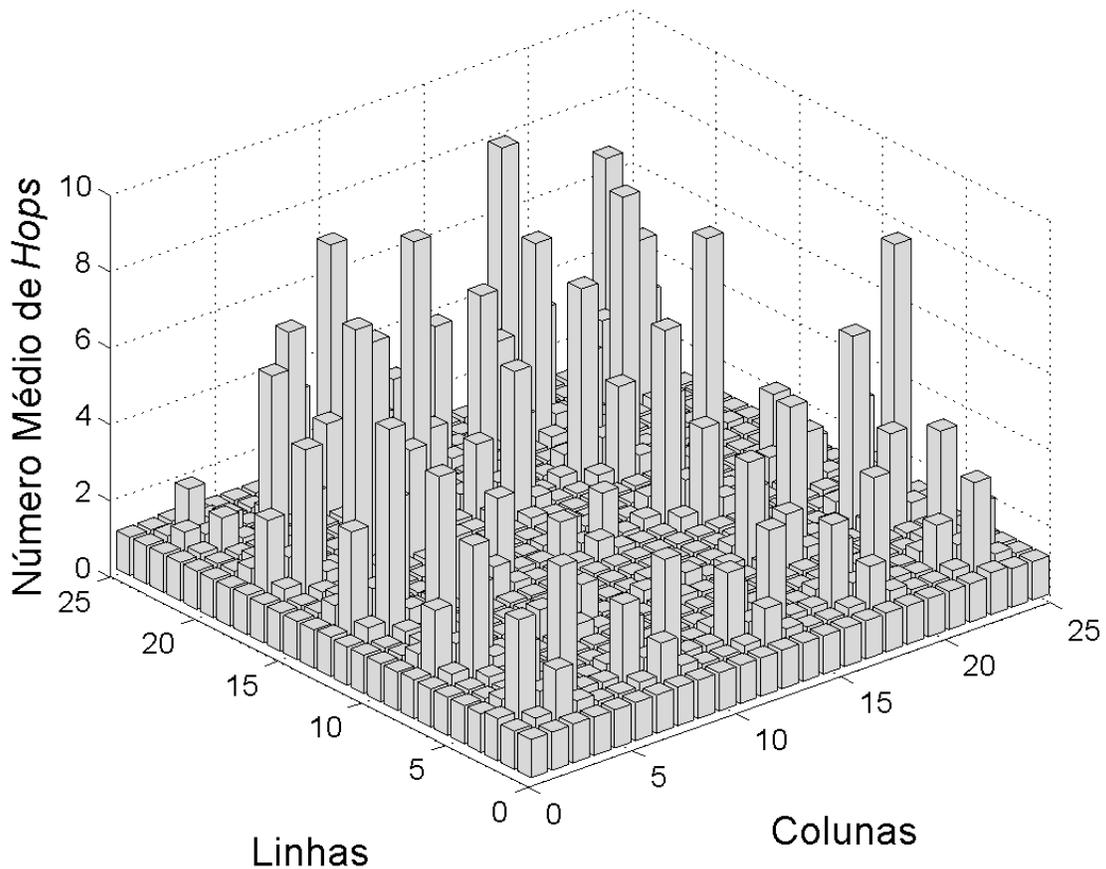
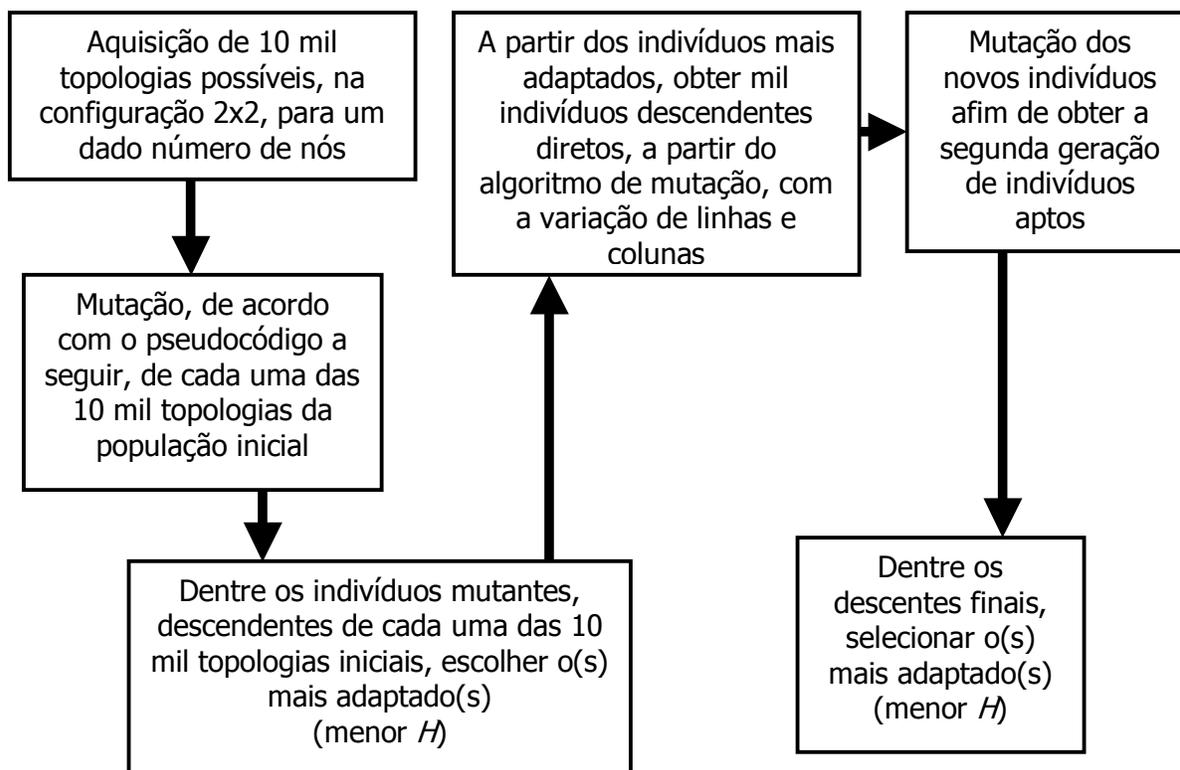


Figura 3.2 – Espaço tridimensional discreta representando a diversidade de topologias.

Dessa forma, uma determinada população pode adquirir o aperfeiçoamento de determinadas habilidades devido a pequenas mudanças genéticas, até que um ótimo local seja alcançado. Nesse caso, esta permanecerá neste ótimo local até que uma nova mutação seja aplicada e abra espaço para um novo refinamento das habilidades. Deve-se notar que demasiados níveis de mutação

podem ser danosos na aquisição de habilidades muito específicas e raras, já que estas se restringiriam aos mínimos globais em quantidades muito pequenas em relação ao universo de possibilidades.



Quadro 3.1 – Fluxograma do Algoritmo para a obtenção das topologias otimizadas.

O método para a obtenção das topologias otimizadas parte de um conjunto razoável de topologias possíveis, que aqui é chamado de população inicial, o qual é traduzido matematicamente como matrizes de conectividade (Mc). A população inicial é representada sempre por 10 mil matrizes com um grau de diversidade bastante grande, encontradas aleatoriamente no universo de matrizes de conectividade possíveis. A cada um dos indivíduos dessa população, é aplicada uma mutação que consiste na troca das posições, em ordem crescente, entre duas colunas das matrizes, sempre respeitando a configuração 2x2. A cada uma dessas pequenas mutações, o parâmetro H é avaliado e sempre se opta pela mudança que leva ao menor valor deste. A partir do momento em que não é mais possível obter uma topologia com H menor do que o corrente com a troca de colunas, parte-se para o mesmo procedimento com a troca de linhas. Quando não é possível mais obter um menor

valor de H com a troca de linhas, retorna-se ao procedimento de troca de colunas e assim sucessivamente até que a troca tanto de colunas como de linhas não produza mais topologias com H menor do que a corrente. Desse modo, para cada um dos 10 mil indivíduos iniciais, teremos 10 mil outros indivíduos mutantes, que apresentam o menor valor de H possível em relação às características genéticas iniciais.

```
A → população de matrizes que representam topologias possíveis em configuração 2x2

Para cada elemento de A: a,
b → matriz de zeros com a mesma dimensão de a;
Enquanto b for diferente de a,
    Cópia a em b,
    Para todas as colunas de b
        Para todas as colunas de b
            Troca b-ésima coluna de b por uma subsequente,
            Verifica a manutenção da configuração,
            Calcula o número médio de hops h,
            Se  $h_b < h_a$ ,  $a = b$ .
        Fim
    Fim
Para todas as linhas de b,
    Para todas as linhas de b
        Troca b-ésima linha de b por uma subsequente,
        Verifica a manutenção da configuração,
        Calcula o número médio de hops h,
        Se  $h_b < h_a$ ,  $a = b$ .
    Fim
Fim
```

Quadro 3.1 – Pseudocódigo para a mutação das matrizes pertencentes à população inicial

Aqueles que apresentam o menor valor são selecionados (seleção natural) e, a partir desses, são criados mil novos indivíduos a partir de recombinação, trocando-se as posições de colunas e linhas alternadamente. Esses mil novos indivíduos, descendentes diretos dos indivíduos melhor adaptados de primeira geração, são também levados a sofrerem mutações seguindo o esquema de troca de colunas e linhas para cada indivíduo, para somente depois disso serem obtidos os representantes daquelas que seriam as topologias com o menor parâmetro H possível para um dado número de

nós. As trocas de linhas e colunas se dão de acordo com a diminuição do número médio de *hops* e assim garante-se que, de uma população inicial representativa de matrizes, se obtenha um número de indivíduos que representem as topologias com o menor número médio de *hops* possível para determinado número de nós. Apresentam-se, nos Quadros 3.1 e 3.2, o fluxograma do algoritmo utilizado para a obtenção das topologias ótimas, bem como o pseudocódigo simplificado do programa utilizado para a mutação das matrizes.

Utilizando o método exaustivo de busca de topologias ótimas a partir de todas as combinações possíveis, conseguiram-se resultados até o máximo de sete nós devido ao tempo de processamento despendido para a tarefa. Já com a utilização desse método empregando conceitos de computação evolutiva, foi possível obter exemplos de topologias ótimas para até 64 nós, podendo inclusive este resultado ser expandido para dimensões maiores.

Número de Nós da Rede	Menor Número Médio de Hops usando Busca Exaustiva	Menor Número Médio de Hops usando Busca Evolutiva
4	1,3333	1,3333
5	1,5000	1,5000
6	1,6000	1,6000
7	1,7619	1,7619
8	-	1,8929
12	-	2,2879
16	-	2,6083
24	-	3,0652
32	-	3,4133
36	-	3,5650
48	-	3,9362
64	-	4,3410

Tabela 3.2 – Comparação dos resultados obtidos com busca exaustiva e evolutiva..

A validação da metodologia ficou evidente quando os resultados obtidos da busca exaustiva e evolutiva, para todas as combinações até 7 nós, foram comparados. Assim, os dois métodos convergiram para o mesmo resultado, como mostrado na Tabela 3.2, comprovando a eficácia da aplicação de computação evolutiva para esse tipo de problema de otimização, como já era esperado. É evidente que a aplicação da técnica de computação evolutiva não garante que a topologia definida como ótima para números de nós muito grandes sejam absolutamente ótimas

devido à grande diversidade de variações topológicas. No entanto, o fato de a população inicial ser obtida com o compromisso de que os indivíduos tenham um bom grau de diversidade entre si e o fato de que as mutações são bastante sutis, sendo variações entre duas colunas ou linhas, garantem que, se os resultados obtidos não forem reflexos fiéis das topologias aqui ditas absolutamente ótimas para esse parâmetro, estes terão um erro muito pequeno e serão excelentes representações das topologias ótimas para o parâmetro H . Isso porque conforme se aumenta o número de nós, as variações entre os indivíduos melhorados se dão na terceira ou quarta casas decimais do parâmetro do número médio de *hops*.

3.3 Topologias em Malha Otimizadas (OMT)

O número médio de *hops* para as OMT's obtidas através da busca evolutiva é apresentado para alguns números de nós e comparado com o das topologias MS e SN na Figura 3.3.

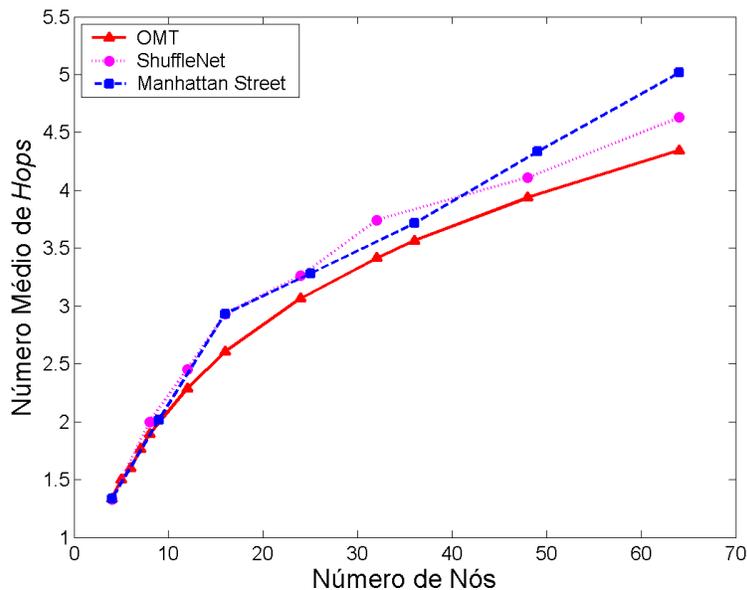


Figura 3.3 – Número médio de *hops* para as topologias OMT, SN e MS.

Ainda com o auxílio da Figura 3.3, percebe-se que, para 16 nós, a utilização da OMT representa um ganho de 12,4% na diminuição do número médio de *hops* tanto em relação à topologia MS como em relação à SN. A topologia OMT-16 é mostrada na Figura 3.4, sendo que seu respectivo

parâmetro H é de 2,6083. Esse ganho para a OMT-16 passa a ser bastante interessante, já que, apesar de OMT's maiores, como as de 64 nós, apresentarem ganho maior em relação às MS's, verificou-se em trabalhos anteriores que topologias muito grandes podem apresentar um desempenho muito ruim quando comparadas a topologias menores devido ao grande aumento na quantidade de caminhos disponíveis e, dessa forma, ao aumento da quantidade de aplicações por enlace.

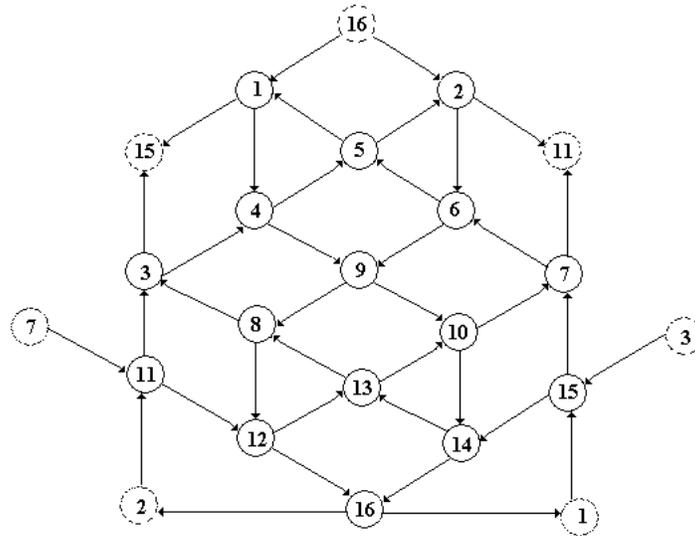


Figura 3.4 – OMT-16.

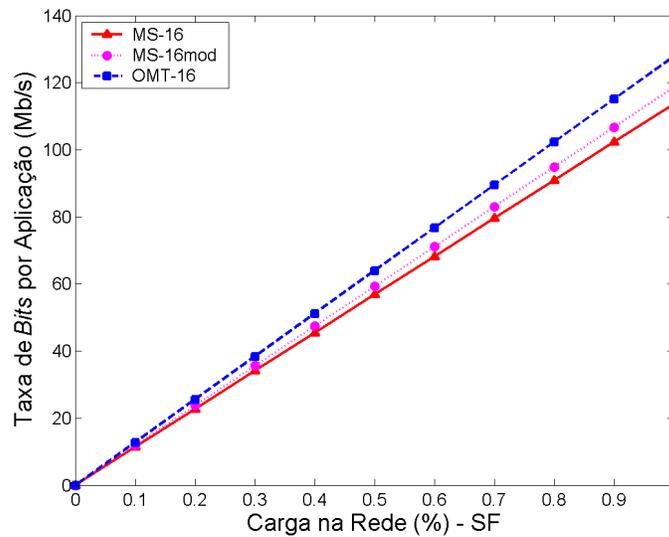
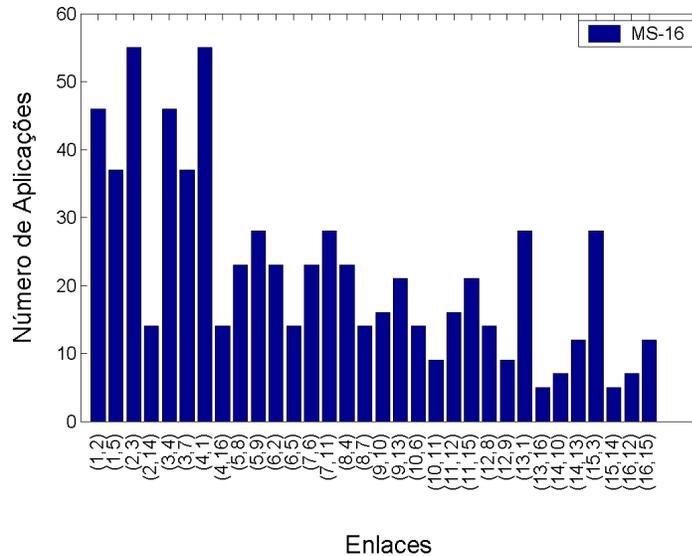
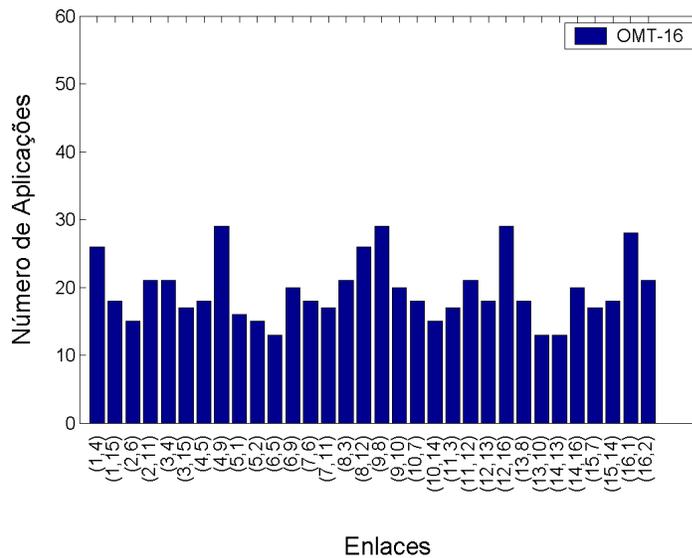


Figura 3.5 – Taxa de *bits* por usuário em função da carga.

O fato de a OMT-16 apresentar um valor de H menor do que as outras topologias de 16 nós se reflete na máxima taxa de bits por aplicação, disponível para os usuários da rede. Assim, considerando o roteamento tipo SF e uma banda de 2,5 Gb/s para os enlaces, a taxa de bits para algumas topologias pode ser vista na Figura 3.5, em que a maior taxa é alcançada para a OMT, como já era esperado.



(a)



(b)

Figura 3.6 – Distribuição de aplicação nos enlaces para (a) MS-16 (b) OMT-16.

3.3.1 Distribuição de Carga nos Enlaces de Rede

Uma outra vantagem, além do menor valor de H , observada para as OMT's é a melhor distribuição de carga nos enlaces de rede. Fazendo a análise de distribuição de aplicações nos enlaces para roteamento SF, em que todos os pacotes serão encaminhados através do menor caminho, os resultados obtidos mostram que essas topologias são capazes de distribuir melhor o tráfego entre os enlaces. Assim, a distribuição de aplicações por enlace para a MS-16 é dada na Figura 3.6 (a), enquanto na Figura 3.6 (b) mostra-se a distribuição para a topologia OMT-16.

Assim sendo, a média de aplicações por enlace é sempre menor para o caso de topologias OMT do que para outros tipos, como já se poderia supor devido ao menor valor de H . No entanto, algumas topologias OMT, como as de 16 e 64 nós, apresentam também um desvio padrão dessa distribuição de aplicações por enlace muito menor do que as apresentadas para suas análogas MS, como se pode ver através da estatística de distribuição de tráfego apresentada na Tabela 3.3. Isso deve também se refletir de forma positiva e significativa no desempenho dessas redes sob condições de roteamento por deflexão, já que um desvio padrão de valor baixo indica que o número absoluto de aplicações em cada um dos enlaces não apresenta um desvio muito grande em relação à média.

Topologia	H	Parâmetros para Estatística de Tráfego (aplicações por enlace)		
		Soma	Média	Desvio Padrão
MS-16	2,9333	704	22,00	13,85
OMT-16	2,6083	632	19,75	4,81
MS-36	3,7142	4680	65,00	8,83
OMT-36	3,5650	4482	62,38	9,86
MS-64	5,0158	20224	158,00	66,94
OMT-64	4,3410	17503	136,74	20,27

Tabela 3.3 – Estatísticas de distribuição de tráfego.

Embora algumas OMT's apresentem desvio padrão ligeiramente superior do que sua análoga MS, como é o caso da OMT-36 apresentada na tabela, o fato destas ainda apresentarem um número de

aplicações por enlace médio inferior àquela da MS deve ser um fator preponderante para garantir o melhor desempenho das OMT's.

3.3.2 Topologia em Malha x Anel

Uma característica interessante da OMT-16 apresentada na Figura 3.4, cuja distribuição de enlaces críticos é mostrada na Figura 3.6 (b), é o fato de esta poder ser vista como um anel de 16 nós. Dessa forma, há um caminho que pode ser seguido por determinado pacote de tal forma que este passe por todos os nós pertencentes à topologia apenas uma única vez, retornando ao mesmo nó de onde partiu, fechando o anel. Esse caminho que representa o anel é apresentado na Figura 3.7, tendo o nó 1 como partida e chegada. Esse fato vem reafirmar a possibilidade das OMT's serem usadas inclusive com outros protocolos para redes ópticas que são melhor adaptados para topologias em anel. Um tema a ser investigado no futuro é a utilização das OMT's com protocolos de chaveamento do tipo OBS. Neste caso, já que tanto OBS como OPS são afetados, sob condições de roteamento por deflexão, ao parâmetro H , pode-se previamente afirmar que as OMT's serão boas soluções para ambos os protocolos.

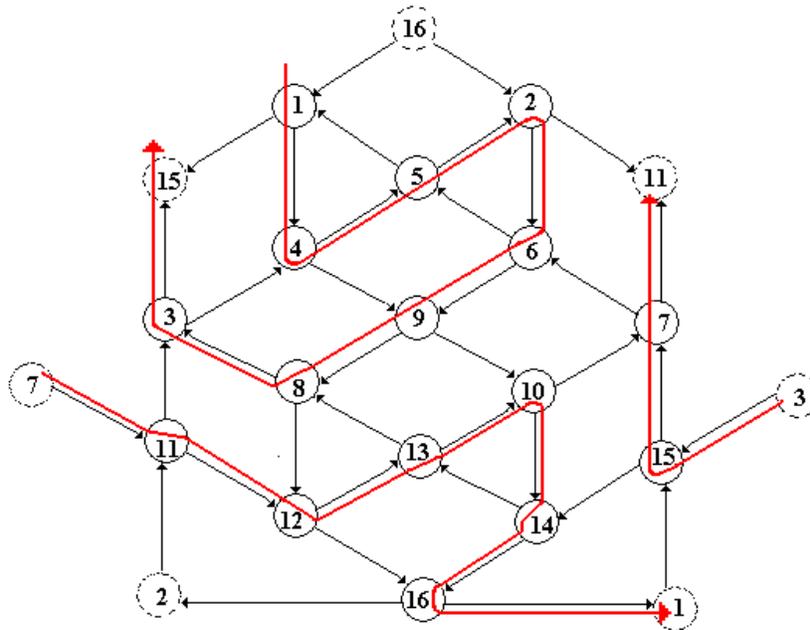


Figura 3.7 – Topologia ótima de 16 nós vista como um anel.

Sobre a regularidade, pode-se perceber que as OMT's apresentam os menores números de *hops*, mas são ligeiramente irregulares quanto à distribuição dos enlaces. No entanto, isso não seria um problema para a aplicação que se propõe, pois nas redes de acesso as distâncias são relativamente curtas, o que evitaria problemas como a degradação dos sinais.

3.4 Análise de Custos e Aplicabilidade das OMT's

Os custos de implantação para redes com topologias OMT's, sem a necessidade de redimensionamento, são compatíveis aos demandados para a instalação de qualquer outra topologia em malha (com mesmo número de nós), não havendo portanto impacto econômico significativo na adoção e migração para as OMT's.

Assim, a questão da conexão entre os nós é o principal fator a ser considerado e, em se tratando de redes em malha com configurações 2x2, o número de enlaces é sempre igual para qualquer topologia com determinado número de nós. Com a grande disponibilidade e redundância na distribuição das fibras implantadas para os enlaces, mesmo uma migração de uma topologia para outra não acarretaria grandes custos, lembrando que os ganhos em relação a uma topologia convencional podem chegar a dezenas de Gb/s de dados, podendo o investimento ter um rápido retorno em forma de fornecimento de mais e melhores serviços ao usuário.

Do ponto de vista de aplicabilidade, as OMT's podem ser usadas tanto pelas tecnologias de encaminhamento óptico convencional, como as orientadas à conexão (OCS), como para aquelas que, como mencionado anteriormente, apresentam ganhos significativos em *granularidade*, (OPS e OBS). Embora este trabalho preocupe-se quase que exclusivamente com a análise de OPS, estima-se que as OMT's possam apresentar ganhos também para outras tecnologias, visto as semelhanças existentes entre elas. A seguir, para que se possa ter uma noção um pouco mais exata sobre OPS e OBS, faz-se um breve comentário sobre as principais características de cada uma.

3.4.1 OPS x OBS

Como já dito, o grande benefício tanto do OPS quanto do OBS em relação ao OCS convencional é que não há a necessidade de dedicar recursos exclusivos, como comprimento de onda e caminho óptico, para cada uma das conexões fim-a-fim. Além disso, a segurança também é melhorada, pois a rede pode responder muito mais rapidamente a falhas nas fibras e quedas dos nós.

OPS e OBS diferem basicamente pelos seus respectivos planos de controle e pelos tamanhos dos pacotes (no caso OPS) e das rajadas (no caso OBS). Assim, a introdução do OPS ou OBS em redes ópticas de comunicações deve ser motivada principalmente por uma melhora no desempenho, combinada com o reduzido custo operacional.

No caso OPS, cada pacote carrega as informações de endereçamento num cabeçalho que é multiplexado juntamente com o *payload* dentro da banda. Assim, cada pacote tem seu endereço resolvido em cada nó e se comporta de maneira independente, em termos de escolhas de caminhos na rede, mesmo pertencendo à mesma aplicação. Devido ao fato de o cabeçalho de roteamento sempre estar presente multiplexado junto à informação útil, os nós de rede devem ser providos de recursos de *bufferização* óptica para permitir o processamento eletrônico do cabeçalho sem a perda de informações. Os pacotes podem ter tamanho fixo ou variável, sendo que no caso variável cada um dos pacotes tem um tamanho variando de 100 a até 1500 *bytes*, seguindo uma distribuição de *Poisson* com média de 500 *bytes*.

Já para OBS, os pacotes são agregados em grandes rajadas (*bursts*), que podem chegar a algumas dezenas de *kBytes*, antes que sejam transmitidos pela rede. Cada rajada é precedida por um pacote de controle, o qual é transmitido antes para requisitar recursos e definir a rota da rajada. Assim, dois tipos de OBS são definidos quanto à resposta da rede a este pacote de controle. O primeiro não necessita da resposta da rede e a rajada é transmitida logo após o envio do pacote de controle, com um tempo de guarda suficiente para a definição das rotas. No outro caso, a rajada só é transmitida a partir do momento que houver uma resposta do nó de destino, em que todos os recursos estão alocados. Esse caso é um pouco mais complexo, mas garante o sucesso da transmissão da rajada, pois caso não seja possível a transmissão desta pela falta de recursos de rede, não terá início o

processo de transmissão. Isso poderia gerar inconvenientes em redes com enlaces unidirecionais, como é o caso das OMT's, se os pacotes de controle utilizassem os mesmos recursos da rede.

Propriedade	OPS	OBS
Tamanho dos Dados	100 até 1500 Bytes	Até dezenas de KBytes
Tipo de Perdas	Perda de Pacote	Perda de Rajada
Controle de Roteamento	Dentro da Banda	Fora da Banda
<i>Bufferização</i>	Sim	Não
Latência	Propagação	Tempo de Alocação de Recursos + Propagação
Desordem (sob Roteamento por deflexão)	Sim	Sim

Tabela 3.4 – Propriedades das redes OPS e OBS.

No entanto, este problema é contornado a partir da adoção de um canal de controle exclusivo para a alocação de recursos, que é utilizado na prática para este tipo de situação. Como a rajada só é enviada a partir do momento que todos os recursos estão alocados, não há a necessidade de *bufferização* ao longo do caminho. Na Tabela 3.4 apresenta-se um resumo com as principais propriedades das redes OPS e OBS. Como afirmou-se anteriormente, as OMT's podem ser usadas para qualquer tecnologia dentro da rede óptica. No próximo capítulo, define-se de forma específica a arquitetura de rede a ser adotada no trabalho.

4 A Nova Arquitetura de Rede

Tendo como base os módulos que constituem as redes ópticas de pacotes, que foram apresentados no Capítulo 2, e, a otimização de topologias em malha, apresentada no Capítulo 3, discute-se aqui a proposta da nova arquitetura para essas redes. O intuito é de que esta proposta venha a integrar a tecnologia hoje disponível com soluções de baixo custo em infra-estrutura. Desse modo, a arquitetura proposta vem com o objetivo de solucionar os problemas de aumento de demanda de tráfego e diferenciação de serviços nas redes de acesso metropolitanas com recursos tecnologicamente mais baratos que os utilizados nos núcleos das redes de alta capacidade. Considera-se trabalhar com esse tipo de rede na medida em que é exatamente nesse ponto que, no futuro, haverá uma evolução para um meio de alta capacidade. Isso porque a capacidade do cobre, mesmo aliada às tecnologias de linhas digitais ao assinante, como o ADSL, tem um limite; além do que a vida útil da infra-estrutura instalada deve ser levada em consideração, já que esta deverá ser substituída algum dia. Neste capítulo, apresentam-se as estruturas dos elementos de rede que fundamentam a proposta de arquitetura, assim como os comentários pertinentes ao modelo de nó de hierarquia e sobre o conjunto. Além disso, apresentam-se as condições de simulação e parâmetros de desempenho utilizados para a avaliação das redes do ponto de vista funcional, sem levar em conta a abordagem de QoS, que será discutida e detalhada no Capítulo 5.

4.1 Condições de Simulação e Parâmetros de Desempenho

Para que a proposta de arquitetura possa ser avaliada, deve-se ter em mãos as características e condições de funcionamento da rede, bem como alguns parâmetros de desempenho de modo a serem analisadas. Para tanto, tecem-se aqui alguns comentários iniciais sobre a natureza do tráfego, condições de simulação e parâmetros de desempenho.

4.1.1 Natureza do Tráfego e Condições de Simulação

Os resultados que se referem à avaliação de desempenho e QoS, apresentados neste trabalho, foram obtidos usando o simulador de redes NS-2 [45][46], para o qual foram desenvolvidos módulos especiais para representar de forma fiel o funcionamento dos elementos de rede apresentados para esta proposta de arquitetura. Assim, um dos termos mais críticos quando se deve fazer simulação de redes refere-se à natureza do tráfego e à carga. Nesta proposta, como toda a informação deve ser encapsulada de forma óptica antes de ser encaminhada através da rede, optou-se por admitir pacotes de tamanho constante (*500 bytes*), levando assim a uma *granularidade* mais homogênea do que no caso em que se admitissem pacotes de tamanhos variáveis.

Além disso, como na rede há sempre a utilização de *buffers*, sejam eletrônicos (como será tratado mais adiante) ou ópticos, os intervalos entre os pacotes passam a não ser estritamente constantes e, por este fato, adota-se um tráfego cuja natureza segue uma distribuição uniforme para o intervalo entre pacotes sucessivos.

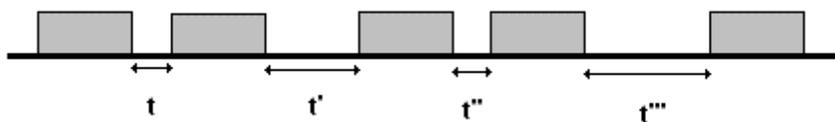


Figura 4.1 – Tráfego tipo PCIV.

Este tipo de tráfego é chamado de PCIV (Pacote de tamanho Constante com Intervalo Variável) e é apresentado na Figura 4.1. A distribuição dos intervalos entre pacotes, para cada fonte, é calculada em função do Máximo Intervalo entre Pacotes t_{max} , que por sua vez é calculado através da Taxa de Bits da Fonte de Tráfego, R (em *bits/s*), do tamanho do pacote, P (em *bits*) e da largura de banda do enlace S (em *bits/s*), segundo a equação (4.1).

$$t_{max} = \frac{P}{R} \cdot \left(1 - \frac{R}{S}\right) \quad (4.1)$$

O intervalo efetivo entre cada pacote gerado, segundo a natureza de tráfego PCIV, é então dado por (4.2), onde $Uniform[0,1]$ é um valor entre 0 e 1 obtido através de uma distribuição uniforme.

$$t = t_{max} \cdot Uniform[0,1] \quad (4.2)$$

Esse tipo de tráfego faz com que as simulações necessitem de poucos pacotes, em relação ao tráfego do tipo *poissoniano*, para que a rede alcance o regime na dinâmica de funcionamento. Dessa forma, todas as simulações neste trabalho, em que se adotou tráfego do tipo PCIV, foram feitas considerando-se um número de pacotes de 200000. No Anexo A, apresentam-se as discussões e comentários que atestam a confiabilidade estatística dos resultados obtidos. O cenário das simulações é composto também por enlaces com largura de banda de 2,5 Gb/s e 10 Km de comprimento (Rede de Acesso Metropolitana) e pacotes de 500 *bytes*. As simulações foram feitas, em grande parte, considerando a variação de carga na rede de 10 a 100%, que foram obtidas através da determinação da Taxa de *Bits* por Usuário, R , com Roteamento por Deflexão, RD, como protocolo de roteamento.

4.1.2 Parâmetros de Desempenho

Para que se possa avaliar o desempenho de redes, devem-se considerar alguns parâmetros de desempenho. Neste trabalho, os parâmetros usados para a análise de desempenho referem-se à

Capacidade da Rede, à Fração de Perda de Pacotes (FPP) e à Vazão efetiva V_e , que é a capacidade da rede de encaminhar pacotes através de si. Além destes, o número médio de *hops* H , também passa a ser um parâmetro importante, já que nas condições de RD é função da variação da carga e não pode ser calculado simplesmente usando a Equação (3.4) por causa do número de deflexões que cada pacote pode sofrer ao longo de seu caminho pela rede.

Dessa forma, chama-se aqui de Capacidade Agregada C aquela dada pela Equação (3.1), calculada sob condições SF e que é uma boa métrica para uma primeira avaliação, já que mesmo sob condições de RD a Capacidade Efetiva C_e é uma fração desta [38]. Apresentam-se então na Tabela 4.1 os valores de C para as topologias que serão estudadas ao longo deste trabalho, considerando a banda dos enlaces S como sendo 2,5 Gb/s.

Topologia	N	H	C (Gb/s)
MS-16	16	2,9333	27,27
MS-16mod	16	2,8125	28,44
OMT-16	16	2,6083	30,67
MS-36	36	3,7142	48,46
OMT-36	36	3,5650	50,49
MS-64	64	5,0158	63,79
OMT-64	64	4,3410	73,71

Tabela 4.1– Capacidade Agregada da Rede.

Além da Capacidade Agregada C , a mensuração da perda de pacotes é extremamente importante para a avaliação de desempenho, bem como a sua capacidade de entregar os pacotes corretamente aos seus respectivos destinos. Essas métricas, aqui chamadas de FPP e Vazão efetiva⁶ V_e , são definidas pelas Equações (4.3) e (4.4).

$$FPP = \frac{p}{r + p} \quad (4.3)$$

⁶ O conceito de Vazão efetiva leva em conta a perda de pacotes nos nós de rede, já que como será visto mais adiante, a maior quantidade de pacotes perdidos se deve a um problema de inserção no nó de rede. Desse modo, grande parte dos pacotes perdidos não chegam sequer a entrar na rede, sendo excluídos do cálculo de vazão, como convencionalmente adotada.

$$V_e = \frac{r \cdot C \cdot L}{r + p} \quad (4.4)$$

Onde p é o número de pacotes perdidos, r é o número de pacotes recebidos, C é a Capacidade Agregada e L é a carga na rede, que pode variar de 10 a 100%.

4.2 OMT-16 sob Condições de Roteamento por Deflexão

No capítulo anterior, foi mostrada a metodologia para a obtenção das topologias que apresentam o menor valor de H para um determinado número de nós. O método de busca evolutiva leva em consideração o cálculo de H para o caso ideal SF, onde todos os pacotes são encaminhados de seu nó de origem ao nó de destino através do menor caminho possível. Entretanto, a rede OPS para a qual esta arquitetura é proposta funciona sob condições de RD, o que leva a uma variação do parâmetro H em função da carga na rede, devido aos pacotes encaminhados por caminhos alternativos (defletidos) impactando no número médio de *hops*. Como o objetivo é adotar a topologia OMT-16 como unidade básica (*cluster unit*) para a arquitetura de rede hierárquica OPS, pretende-se primeiramente avaliar o comportamento desta em relação a topologias com mesmo número de nós N .

Para a obtenção das mesmas condições de tráfego descritas na metodologia de análise no simulador NS-2, todos os nós das redes simuladas também possuem funcionalidade de adicionar e remover pacotes, sendo que todos estes geram tráfego para todos os outros. Assim, em cada rede existem $N \cdot (N-1)$ fluxos de tráfego (ou conexões). Como consequência, a máxima capacidade da rede será alcançada quando a taxa de bits R , somando-se todas as conexões, determinar um fluxo igual à da capacidade dada pela Equação (3.1). Para se fazer a análise de desempenho utilizando RD, assume-se um único comprimento de onda para todos os fluxos de pacotes ópticos. Da Tabela 4.1, é simples perceber que C será maior, quanto menor for o parâmetro H . Desta forma, mantidas as mesmas configurações de nós de redes, inclusive com o mesmo número de nós, pode-se ter redes com capacidades distintas dependendo apenas do número médio de *hops*.

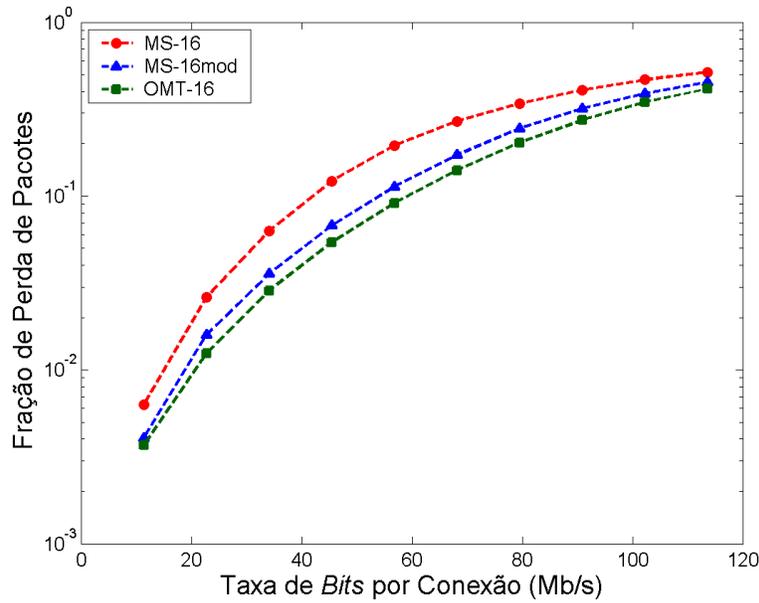


Figura 4.2 – Comparação entre topologias do ponto de vista de FPP.

$$R = \frac{C \cdot L}{N \cdot (N - 1)} \quad (4.5)$$

Na Figura 4.2 apresentam-se os resultados referentes à FPP quando se aplica a mesma Taxa de *Bits* por Usuário em todas as topologias, considerando todos os nós gerando tráfego para todos os outros. As Taxas de Bits por Conexão R , neste caso, referem-se àquelas adotadas para o roteamento SF, tendo como parâmetros a Carga L , a Capacidade Agregada C , e o número de nós N , da topologia MS-16, como mostrado na Equação (4.5). Por causa da menor probabilidade de colisão entre pacotes no caso da topologia OMT-16, pode-se notar claramente um melhor desempenho desta em relação à FPP, se comparada com as outras topologias.

Da mesma forma, percebe-se através da Figura 4.3 que a OMT-16 apresenta um melhor desempenho de Vazão quando comparada com as outras topologias de mesmo número de nós, justificando sua utilização. Um outro parâmetro de avaliação é o número médio de *hops* sob condições RD, que é mostrado na Figura 4.4 para cada taxa R . É interessante notar que H cresce até determinado ponto e depois entra em decaimento acentuado. Isso se deve ao fato de que, a partir de certa taxa aplicada, a FPP é bastante alta, como mostrada na Figura 4.2, e a maioria dos pacotes são

perdidos logo na entrada, na funcionalidade que permite o ingresso destes na rede. Como estes pacotes que são perdidos na inserção vão contribuir com um número de *hops* igual a zero no cálculo de H , este acaba apresentando um valor menor para altas taxas, já que serão muitos pacotes perdidos que entrarão na avaliação da média.

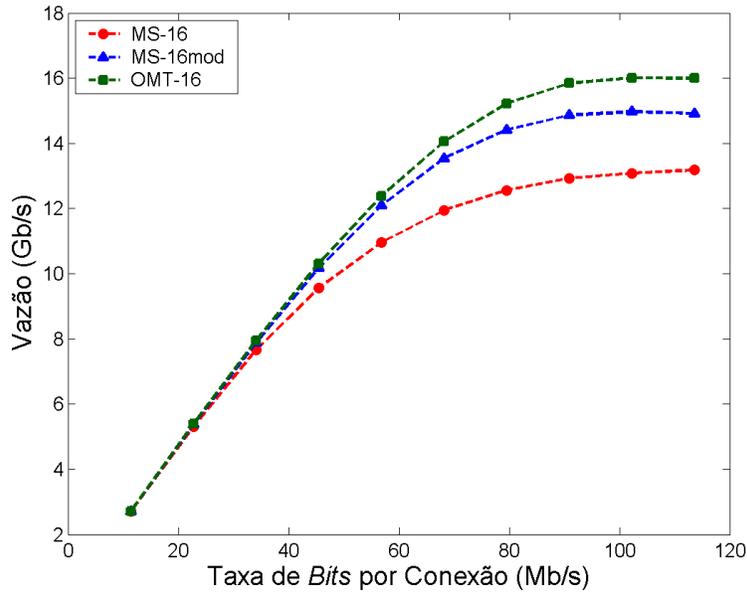


Figura 4.3 – Comparação entre topologias do ponto de vista de vazão.

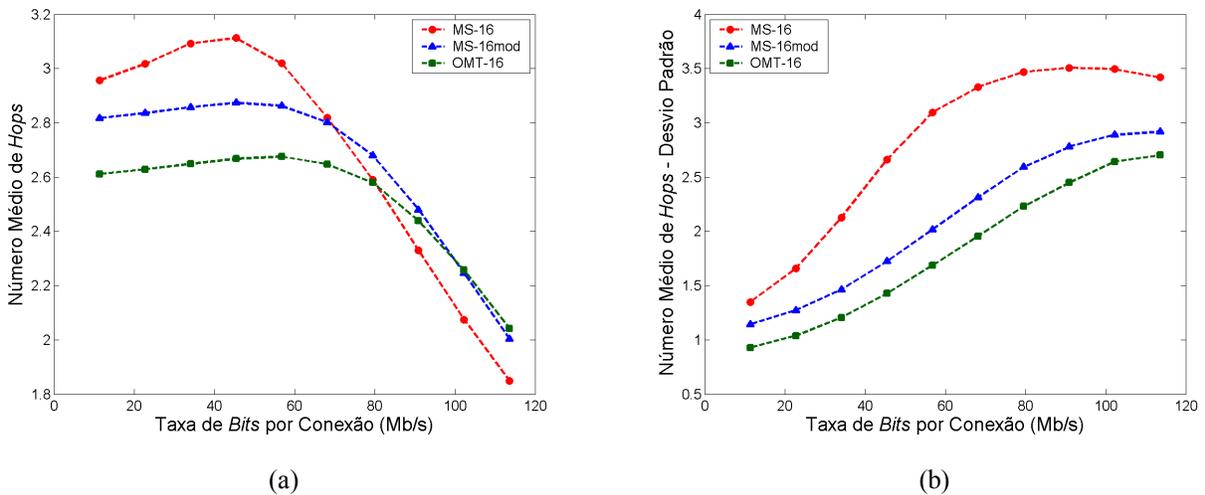


Figura 4.4 – Evolução do número médio de *hops*.

Esse fato pode ser confirmado quando pela Figura 4.4(b), em que o Desvio Padrão (DP) de H é mostrado para as três topologias analisadas. Como se vê, o DP cresce com o aumento da taxa e é muito mais acentuado para a MS-16, o que explica o porquê de esta apresentar, para altas taxas, um H menor do que para as outras topologias analisadas. Da mesma forma, a análise inversa pode ser feita para as OMT's. Nesta análise utilizam-se os parâmetros de desempenho das redes em função de R . No entanto, como para cada número de nós e mesmo topologia o valor de R pode mudar, uma saída seria a comparação das topologias em relação à carga na rede para o caso SF. Neste caso, tomando somente as topologias de 16 nós para exemplificação, o valor de R é dado em função da Carga L , da Capacidade Agregada C e do número de nós N , como já mostrado na Equação (4.5). Os respectivos valores de R para este caso são apresentados explicitamente na Tabela 4.2.

Topologia	Taxa por Usuário (Mb/s)									
	$L=0,1$	$L=0,2$	$L=0,3$	$L=0,4$	$L=0,5$	$L=0,6$	$L=0,7$	$L=0,8$	$L=0,9$	$L=1,0$
MS-16	11,36	22,72	34,08	45,45	56,81	68,17	79,53	90,90	102,26	113,62
OMT-16	12,77	25,55	38,33	51,11	63,89	76,67	89,45	102,23	115,01	127,79

Tabela 4.2 – Valores de R para diferentes valores de L , com tráfegos do tipo PCIV e roteamento SF.

Topologia	Taxa por Usuário (Mb/s)									
	$L=0,1$	$L=0,2$	$L=0,3$	$L=0,4$	$L=0,5$	$L=0,6$	$L=0,7$	$L=0,8$	$L=0,9$	$L=1,0$
MS-16	11,30	22,27	32,68	42,38	51,27	59,30	66,44	72,69	78,06	82,57
OMT-16	12,75	25,16	36,96	48,00	58,15	67,34	75,52	82,69	88,82	93,95

Tabela 4.3 – Valores de R para diferentes valores de L , com tráfegos do tipo PCIV e condições RD.

No entanto, sabe-se que o RD faz com que a capacidade total da rede seja até 25% menor do que quando esta está submetida às condições SF [38]. Por este fato, foi necessário para este trabalho definir uma aproximação para a capacidade da rede nas condições de RD, o que levou a determinar novas taxas por usuário R utilizadas nos resultados de simulação. A descrição completa da metodologia adotada para a aquisição dessas novas taxas está no Anexo B, sendo que na Tabela 4.3 mostram-se os novos valores de R para as topologias MS, nas condições RD.

A metodologia analítica para a aquisição das novas taxas, apesar de levar apenas a uma aproximação para seu real valor em condições RD, torna a simulação mais confiável e realística. Já em condições RD, a capacidade da rede é muito menor do que no caso SF, como pode ser visto pela comparação de Vazão da MS-16 e OMT-16 nos dois casos, apresentada na Figura 4.5.

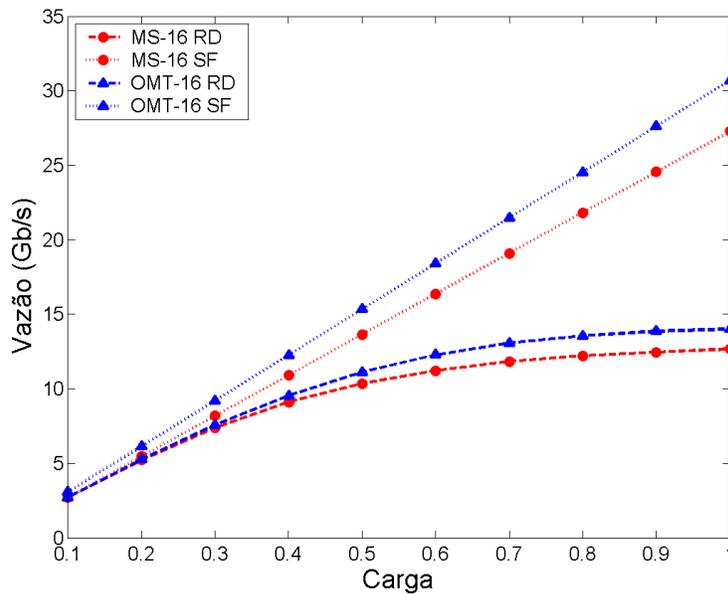


Figura 4.5 – Vazão para MS-16 e OMT-16 para os casos SF e RD.

Ao longo do trabalho, sempre se fará referência à topologia OMT-16 como o conjunto unitário da hierarquia de rede proposta. No entanto, a título de comparação para outras contagens de nós e de modo a fundamentar o estudo das OMT's, utilizam-se também os números de 36 e 64, visto que, para estes valores, a topologia MS apresenta uma boa regularidade e serve como um bom padrão de comparação para o desempenho.

4.3 Armazenamento nos Nós Ópticos

Um dos problemas preliminarmente detectados e que levavam à ocorrência das perdas de pacotes nos nós de rede, mostradas por exemplo na Figura 4.2, foi o fato de que ainda não havia um critério seguro para adicionar pacotes à rede. Deste modo, como todos os nós de rede possuem a funcionalidade de adicionar e remover pacotes da rede, podem-se observar duas situações distintas envolvendo a adição de pacotes a estas, que ainda levavam a perdas. Pode-se observar uma situação, como apresentada na Figura 4.6(a), em que os pacotes possuem o mesmo tempo de duração T , as duas portas de saída podem estar 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. Neste caso há a perda deste pacote devido à impossibilidade de roteá-lo através de alguma das portas de saída.

Outra situação, apresentada na Figura 4.6(b), ocorre quando um pacote deve ser adicionado à rede em um determinado instante de tempo, em que ambas as portas de saída já estejam ocupadas por pacotes que estejam sendo roteados, ocasionando também a perda deste pacote.

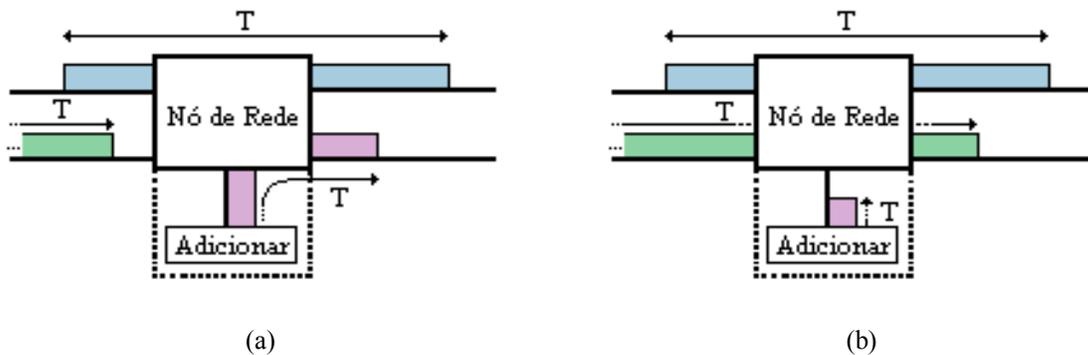


Figura 4.6 – Perdas de pacotes na entrada da rede.

Deste modo, para a resolução destes problemas, adotou-se um *buffer* tradicional antes de cada linha de inserção, de cada um dos nós. Esse *buffer* deve ser colocado antes do conversor eletro-óptico (EOM) para evitar as complexidades com armazenamento óptico e para garantir que uma quantidade razoável de pacotes possa ser guardada antes de estes serem inseridos na rede óptica. Nesse esquema, resolve-se a questão da perda por inserção, já que um pacote será inserido na rede apenas quando não houver outro pacote no nó que vá utilizar, ou esteja utilizando, a sua porta de saída preferencial.

Na Figura 4.7 apresenta-se a estrutura do nó de rede, evidenciando-se os *buffers* que são colocados antes dos conversores eletroópticos. Nessa estrutura, são evidenciados também os *buffers* de saída, que são inseridos logo após o conversor optoeletrônico, no bloco que realiza a função de retirar pacotes da rede. O *buffer* de saída deve ser inserido na estrutura, pois, como o critério de resolução de contenda espacial (RD) pode causar inversão na ordem de chegada dos pacotes, é necessário um armazenador, bem como um bloco ordenador, sendo que somente após estas tarefas se pode distribuir as aplicações entre seus respectivos usuários. Essas questões estão intimamente ligadas à

provisão de QoS para as redes OPS, já que impactam o atraso total do trajeto entre origem e destino do pacote e serão tratadas detalhadamente no próximo capítulo. Trata-se também, no próximo capítulo, do dimensionamento dos *buffers* de entrada e de saída, que são de extrema importância para o bom funcionamento dessas redes.

4.3.1 Armazenador Óptico para Tráfego Diferenciado

A arquitetura da rede proposta foi pensada de modo a prover a diferenciação de tráfego entre duas classes diferentes. Para tanto é que se desenvolveu a estrutura do nó mostrada na Figura 4.7, em que se pode ver um *buffer* que será usado para armazenamento dos pacotes prioritários que circulam na rede e que não podem ser imediatamente encaminhados. Assim, esse novo buffer nada mais é do que uma linha de retardo (FDL – *Fiber Delay Line*) que funcionará em duas situações. A primeira se refere ao caso em que o pacote preferencial já está na rede e sua respectiva porta de saída ocupada. Nesse caso, ele é enviado ao *buffer* para pacote prioritário e encaminhado quando a porta de saída for liberada. Aqui se deve ter um monitoramento para que o *buffer* eletrônico que controla a inserção de pacotes na rede não libere o primeiro da fila.

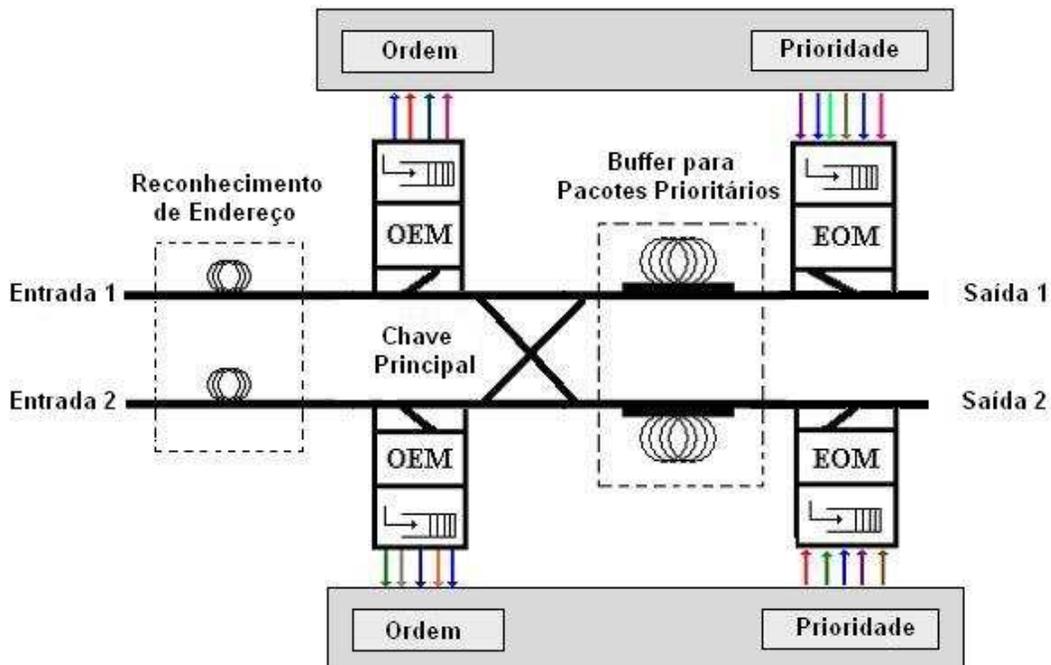


Figura 4.7 – Estrutura do nó de rede, mostrando os *buffers* de entrada e de saída e para tráfego diferenciado.

No outro caso, um pacote gerado por determinada aplicação é marcado como prioritário e deve pular o processo da fila de inserção. Neste caso, se sua respectiva porta de saída estiver ocupada, deve também passar pelo *buffer* para pacote prioritário. Um dos estudos que devem ter destaque especial na análise de QoS para estas redes é seu comportamento quando submetidas a dois tipos de tráfego diferenciados. Estas e outras questões de QoS serão vistas no próximo capítulo, com seus respectivos resultados em função da relação tráfego diferenciado por tráfego fornecido.

4.3.2 Considerações sobre Dimensionamento

Para a instalação das redes, deve-se fazer um estudo de dimensionamento. A partir de trabalhos anteriores, chegou-se a algumas conclusões no que se refere ao tamanho e por este fato é que se adota uma topologia com um número de nós considerado intermediário. A análise para se chegar a estas conclusões sempre parte da premissa de distribuição uniforme de carga nos nós e RD, sendo conduzida com topologias arbitrárias [16].

Além de permitir que se chegasse a um número de nós satisfatório para a arquitetura, o qual deveria balancear desempenho e aplicabilidade, o trabalho sobre dimensionamento contribuiu para determinar alguns compromissos entre tamanho da rede e disponibilidade de serviços aos usuários. Mais uma vez, a utilização da OMT-16 é justificada.

4.4 Nós de Hierarquia

Como dito já no Capítulo 2, a arquitetura proposta deve ser capaz de proporcionar hierarquização. Para tanto, em cada um dos *clusters* compreendendo a topologia OMT-16 deverá existir um nó especial, aqui chamado de Nó de Hierarquia (NH). O NH terá a função de integrar as unidades básicas de rede utilizando hierarquias mais altas, em que se espera encontrar densos volumes de tráfego. Por causa da densidade de tráfego, utilizam-se inclusive outros protocolos para a resolução de contenda, como a conversão de comprimento de onda, de modo a minimizar as perdas no núcleo

da rede. No núcleo da rede OPS, deseja-se que todas as operações inerentes ao encaminhamento dos pacotes permaneçam no domínio óptico. Assim, todos os diversos tipos de informação e protocolos que estejam circulando pela rede ficarão transparentes para esta inclusive nas camadas superiores, não havendo a necessidade de um controle de transportes específico para cada tipo de aplicação, ficando todos embasados no protocolo específico da rede OPS, como mostrado na Figura 4.8.

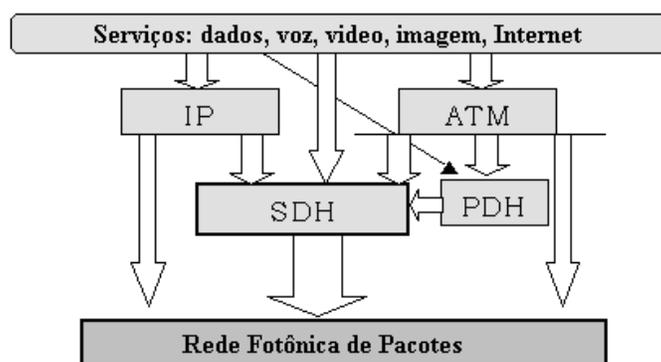


Figura 4.8 – Integração dos Protocolos da Rede Proposta com as camadas superiores.

De modo a minimizar os atrasos no núcleo da rede, o RD será suprimido nesse estágio de encaminhamento. Isso porque as distâncias percorridas na rede central são muito maiores do que nas MANs e por conta disso os atrasos seriam bastante elevados no caso de se adotar tal medida para a resolução de contenda nesse ponto da rede. Para compensar esse fato, os NHs são providos de conversores de comprimento de onda e FDLs para o armazenamento temporário de pacotes. Além disso, os NHs se interligam formando uma rede entre *clusters*, que pode inclusive seguir uma configuração diferente daquela 2x2 adotada para as MANs.

Assim, todo o tráfego proveniente da camada mais baixa de rede, com destino a camadas mais altas ou a outros *clusters*, deve passar por uma multiplexação que pode implicar na criação de um novo pacote a partir de todos aqueles que terão como destino o mesmo NH. Essa idéia lembra os conceitos de MPLS (*Multi-Protocol Label Switching*) [47][48] e faz com que haja menos perdas por contenção nos NH. Dessa forma, é possível haver no núcleo da rede pacotes com tamanhos diferentes, integrando vários protocolos e configurando um tráfego semelhante ao *poissoniano*,

com chegadas que seguem essa distribuição. Por esse motivo, quando se tratar das simulações compreendendo o NH, o tipo de tráfego empregado será o *poissoniano* em detrimento do tráfego uniforme empregado para o estudo dentro dos *clusters*.

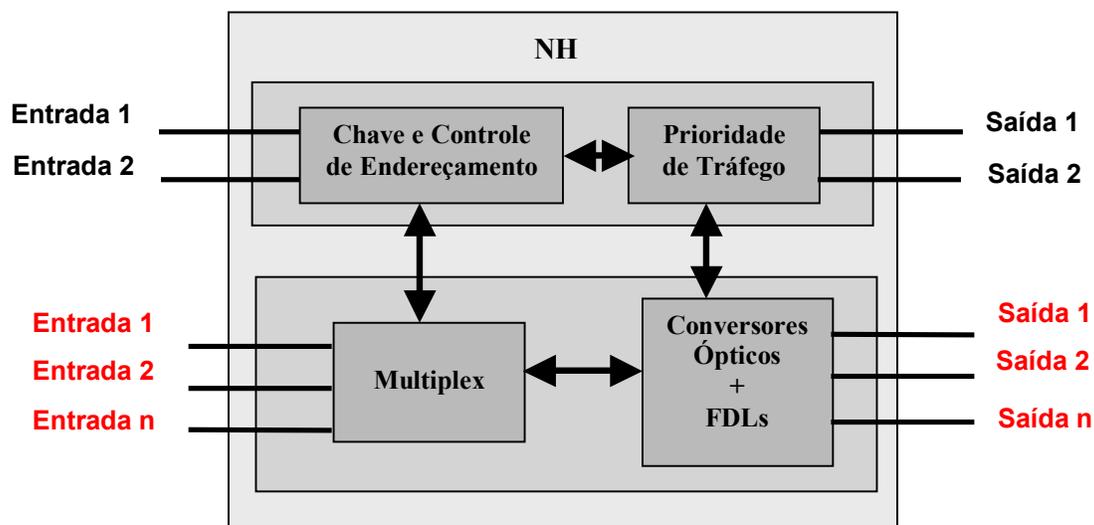


Figura 4.9 – Estrutura do nó de hierarquia.

Na Figura 4.9 apresenta-se a estrutura do NH, com uma parte que é comum a todos os nós pertencentes aos *clusters*, mas com diferenças consideráveis. A principal delas deve-se à existência de conversores ópticos tanto no fluxo para fora como no fluxo para dentro do núcleo da rede. Além desses, FDLs são empregadas seguindo alguns protocolos para garantir o máximo nível de QoS possível. A integração de conversão de comprimento de onda e FDLs na resolução de contenda entre pacotes ópticos será bastante discutida no próximo capítulo, em que se apresentarão os detalhes de funcionamento do algoritmo de seleção de comprimento de onda e utilização dos *buffers*. De forma geral, a arquitetura proposta mostra-se bastante robusta no sentido de que pode ser usada aproveitando-se dos muitos protocolos hoje utilizados nos núcleos das redes instaladas. Uma das questões que devem ser abordadas refere-se à análise econômica de custos de implementação [49][50][51] da nova proposta aqui apresentada, que em princípio refere-se apenas aos *clusters* de acesso, na figura dos nós de rede, os quais compreendem os cabos ópticos, componentes ópticos passivos, transmissores e receptores, chaves ópticas e armazenadores, além dos circuitos eletrônicos responsáveis pelo controle das operações nos nós e os custos de instalação.

5 Tópicos sobre Qualidade de Serviço

Nas telecomunicações e em redes, o termo Qualidade de Serviço (QoS) pode tender para duas interpretações relacionadas, mas distintas. Em redes OCS [37], este se refere à probabilidade de sucesso em estabelecer e manter (sobrevivência) uma conexão a um destino. Já em redes OPS/OBS, o termo se refere exclusivamente à garantia da qualidade da entrega dos pacotes de determinado trajeto. Desta forma, podem ocorrer alguns problemas com o pacote que trafega de um ponto da rede a outro. Assim, alguns pacotes podem ser descartados e, em termos da arquitetura proposta, isso pode acontecer devido à extrapolação do limite de armazenamento dos *buffers* eletrônicos de entrada ou pelo alcance do máximo valor de TTL (*time-to-live*) dos pacotes. Além disso, pode decorrer muito tempo até um pacote atingir seu destino, fazendo com que o atraso⁷ seja muito grande, principalmente devido à escolha de caminhos alternativos (RD) ou à permanência por tempo excessivo em longas filas. Não menos importante, o problema da entrega desordenada, que ocorre no funcionamento desta arquitetura, provoca a exigência de protocolos especiais, normalmente encapsulados junto à carga útil dos pacotes, para que na chegada a informação possa ser reconstruída. A existência de meios para a provisão de Qualidade de Serviço (QoS) é indispensável para as redes OPS se estas são concebidas com o intuito de suportar tráfego IP, o qual integra diferentes tipos de serviços como voz, vídeo, imagem e dados incluindo entre estes alguns serviços com rótulo de prioritários, os quais gozam de vantagens em relação aos serviços

⁷ Devido à consagração na literatura, usa-se o termo atraso (do inglês, *delay*) para definir o tempo demandado para uma unidade qualquer de dados (por exemplo, um pacote ou um *burst*) trafegar desde o nó de origem até seu respectivo nó de destino.

não-prioritários nas tarefas de roteamento e armazenamento. Por este fato, a própria FPP passa a ser uma métrica relevante para a avaliação de QoS. Além dessa, o próprio atraso e o nível de desordem devem ser avaliados, sendo que no caso desta última será necessário um tempo para ordenamento e a conseqüente adoção de *buffers* eletrônicos para tal fim, que inclusive já foram propostos no esquema de nó de rede apresentado na Figura 4.7. Este capítulo apresenta uma abordagem de alguns tópicos que estão intimamente relacionados à arquitetura de rede OPS proposta e às questões relevantes de QoS. Assim, apresentam-se nas seções que se seguem as considerações básicas e resultados da avaliação da arquitetura sob o ponto de vista de provisão de condições para QoS. Assim, não se pretende aqui avaliar o fator QoS para a arquitetura, mas comprovar que esta pode prover condições para suportá-la. Desse modo, discute-se aqui o problema da inserção de *buffers* eletrônicos na entrada dos nós ópticos e a necessidade de dimensionamento destes. Da mesma forma, serão apresentadas algumas considerações sobre o atraso e respectivos resultados. Sobre o problema de inversão de ordem dos pacotes, apresenta-se a proposta para uma métrica de avaliação quantitativa desse problema. Questões sobre o oferecimento de serviços diferenciados, com resultados preliminares, também são abordadas neste capítulo e, por fim, apresenta-se de maneira um pouco mais detalhada o funcionamento do nó de hierarquia, o qual será aqui avaliado em termos de FPP.

5.1 Armazenamento Eletrônico na Entrada dos Nós de Rede

A avaliação de desempenho e de QoS deve contemplar a nova estrutura do nó, com a resolução das perdas por inserção apresentadas no capítulo anterior. Nesta seção apresentam-se algumas discussões importantes no que diz respeito aos *buffers* eletrônicos de entrada, que são fatores importantes para a diminuição da FPP e, conseqüentemente, para a manutenção de níveis aceitáveis de QoS.

Assim, um dos problemas para a adoção da *bufferização* eletrônica é o dimensionamento das filas, que deve ser feito de modo a amenizar (ou mesmo eliminar) as perdas em baixa carga, sem prejuízos de QoS em razão de atrasos excessivos. Lembrando que embora essa arquitetura OPS tenha sido concebida de modo a ser usada como uma rede metropolitana, servindo como rede de acesso para uma grande variedade de serviços, incluindo tráfego telefônico celular, pode-se

imaginar que estas não chegarão a operar no limite de carga quando começam a ocorrer perdas significativas.

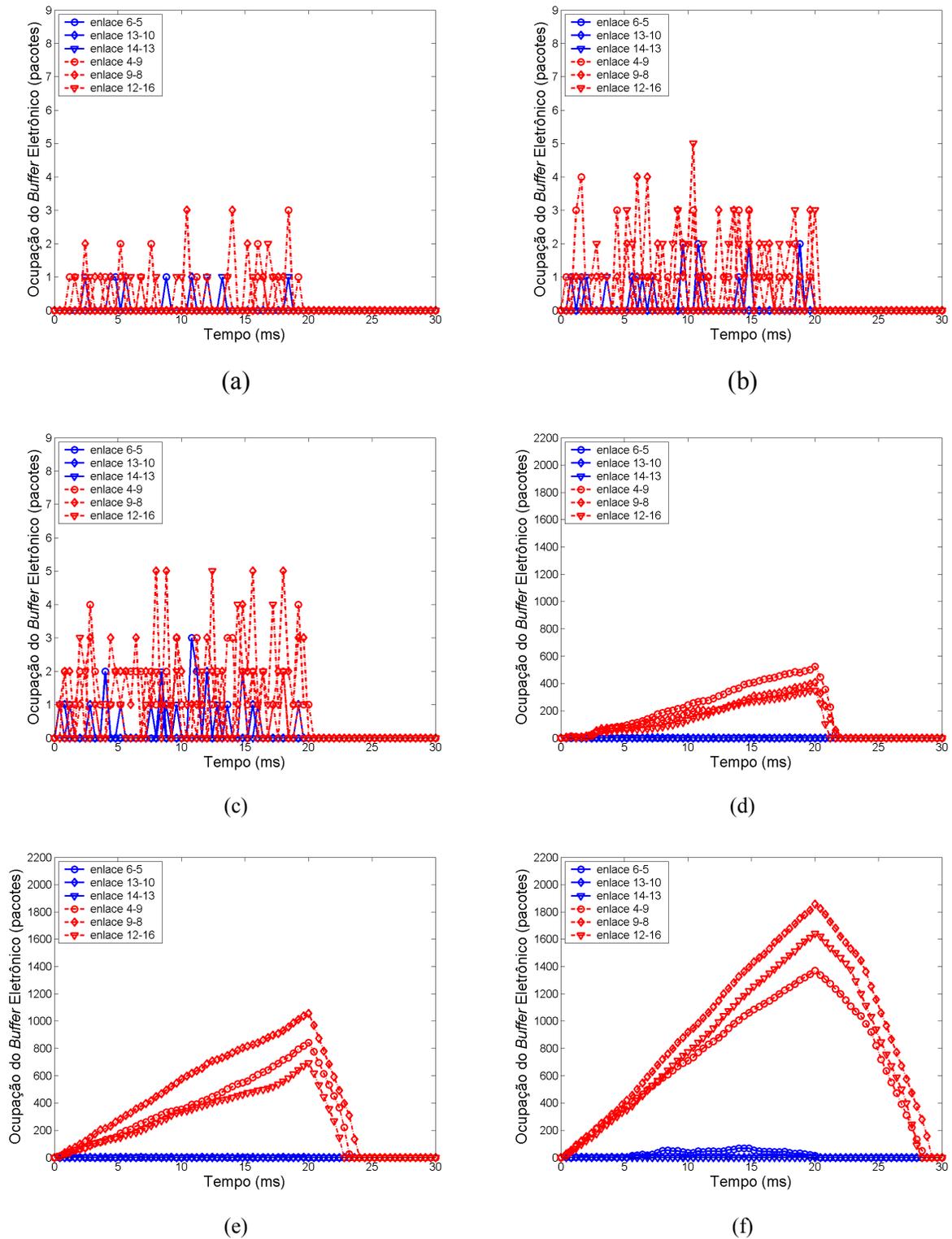


Figura 5.1 – Utilização dos buffers para (a) 50%, (b) 60 %, (c) 70%, (d) 80%, (e) 90%, e (f) 100%

No caso de todo o tráfego da rede ser do mesmo tipo de classe, sem diferenciação de serviços, pode-se presenciar o comportamento apresentado na Figura 5.1. A topologia analisada é a OMT-16 apresentada na Figura 3.4, que apresenta uma melhor distribuição de tráfego e cuja distribuição de enlaces críticos para o roteamento SF pode ser vista na Figura 3.6 (b). Deve-se notar que há três enlaces com carga máxima de 29 aplicações e também três enlaces com carga mínima de 13 aplicações. Partindo desses dados, iniciou-se o estudo da utilização dos *buffers* de entrada em função da carga aplicada à rede. Nessa figura, os enlaces estudados são aqueles entre os nós 6 e 5, 13 e 10, 13 e 14 (que apresentam menor número de aplicações por enlace) e os enlaces 4 e 9, 9 e 8, 12 e 16 (que apresentam maior número de aplicações por enlace). Todas as aplicações permaneceram na rede por um período de 20 ms e, nesse primeiro momento, os *buffers* não tiveram seus tamanhos limitados, podendo ser considerados infinitos do ponto de vista teórico.

Assumindo essa condição, pode-se ter uma idéia do comportamento da dinâmica desses *buffers* eletrônicos do ponto de vista de ocupação. Numa primeira análise, e olhando apenas os enlaces mais carregados, é fato que as dinâmicas sem um comportamento de crescimento linear da ocupação, apresentadas na Figura 5.1 (a), Figura 5.1 (b) e Figura 5.1 (c), apresentam as melhores características de funcionamento. Estes gráficos sugerem que o valor médio da variável Ocupação deve ser independente do tempo da aplicação, o que não ocorre com os outros casos, com cargas a partir de 80%, em que a ocupação dos *buffers* continuaria crescendo se as aplicações não cessassem. Nestes casos, como se pode notar, a ocupação cresce com a carga e apresenta uma inflexão em 20 ms, que é exatamente o ponto a partir do qual não há mais pacotes entrando na rede e os *buffers* tenderão ao completo esvaziamento.

Dessa forma, dois problemas são levantados neste momento. O primeiro é que os *buffers* devem ser dimensionados de forma a não requerer um tempo grande para seu completo esvaziamento, o que leva a crer que também não poderão ter uma capacidade muito grande de armazenamento. O segundo é que, limitando-se a capacidade dos armazenadores, inevitavelmente haverá perdas na região de cargas altas, já que, como visto, a ocupação segue uma dinâmica linear crescente. Nesse caso, quando o limite de ocupação for atingido, alguns pacotes não entrarão na rede e serão descartados na origem. Dessa forma, a FPP será composta, segundo o funcionamento da arquitetura proposta, pela perda de pacotes devido à exaustão do limite dos *buffers* de entrada e pelos pacotes

que alcancem o máximo valor de TTL (*Time-to-Live*). Neste último caso, o descarte por TTL acontecerá quando o pacote percorrer 32 *hops* dentro da rede sem alcançar o respectivo nó de destino. Esse número foi escolhido de forma arbitrária como sendo o dobro do número de nós da unidade topológica básica da arquitetura (OMT-16).

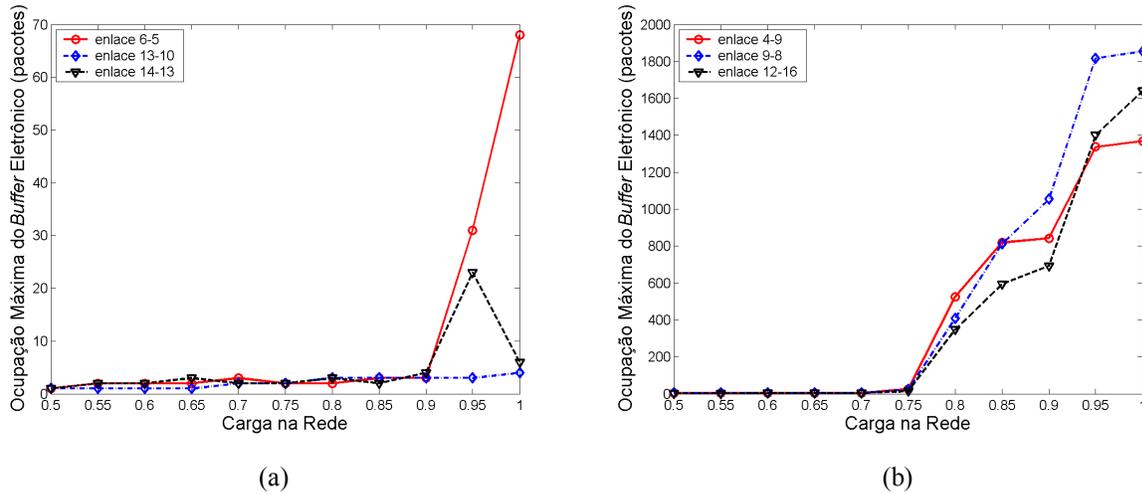


Figura 5.2 – Evolução da ocupação de *buffers* de entrada em função da carga para (a) os enlaces com menor quantidade de aplicações e (b) os enlaces com maior quantidade de aplicações.

Na Figura 5.2 apresenta-se a evolução da ocupação dos *buffers* eletrônicos em função da carga para os enlaces mais carregados e menos ocupados. As flutuações apresentadas na figura com menor criticalidade são devidas ao fato de que, em enlaces menos carregados, a presença de apenas uma ou duas novas aplicações devido ao RD causa uma variação percentualmente alta de ocupação nestes que irão se refletir na ocupação dos *buffers* de entrada. Esse aparecimento de novas aplicações depende da quantidade de deflexões na região onde se encontra o enlace, que por sua vez depende da carga na rede e, indiretamente, da taxa de *bits* R . Esses efeitos ocorrem de maneira mais tênue nos enlaces com maior criticalidade, já que essa variação percentual de ocupação é menor. Além disso, essa figura mostra que, mesmo considerando-se essa primeira análise de *buffers* com capacidade infinita, o desempenho deve ser aceitável para até 60% de carga, mostrando que a arquitetura se enquadra bem, já nesses termos, para o funcionamento em uma rede de acesso onde o tráfego é menos agregado. Assim, partiu-se para uma análise mais detalhada da dinâmica dos *buffers* eletrônicos de entrada para a arquitetura OPS proposta. A Figura 5.3 mostra a FPP para topologias com 16, 36 e 64 nós, considerando MS's e OMT's. Como já adiantado

anteriormente, as topologias menores apresentam uma melhor FPP e, assim sendo, a OMT-16 oferece o melhor desempenho dentre as topologias, nas condições aqui estudadas, justificando mais uma vez sua utilização como unidade básica topológica.

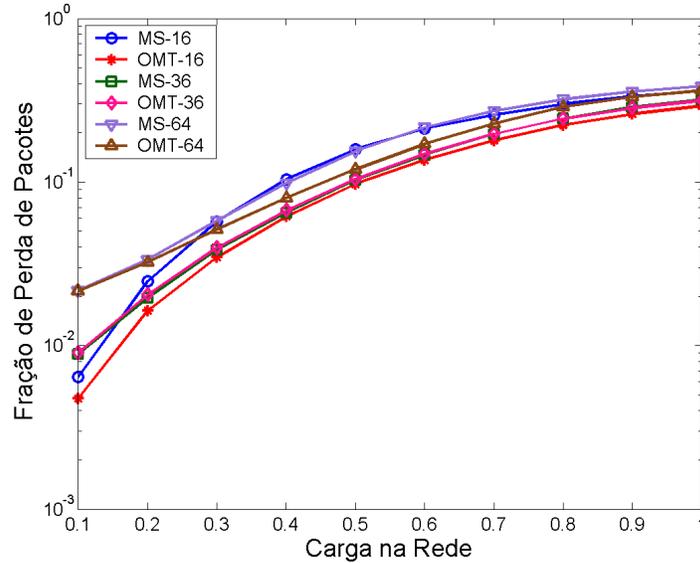


Figura 5.3 – FPP para arquitetura OPS sem *buffer* eletrônico de entrada.

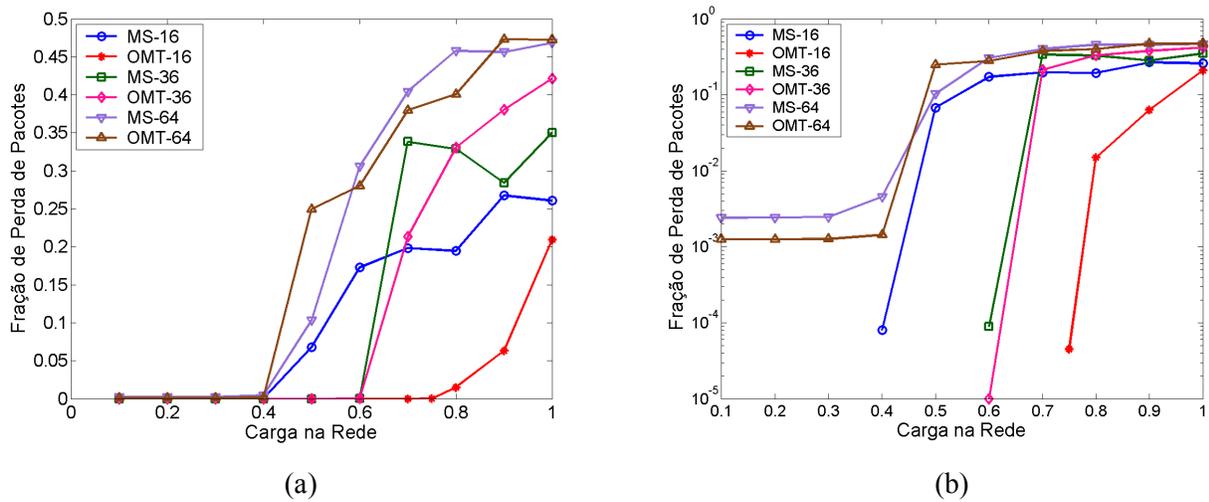


Figura 5.4 – FPP para arquitetura OPS com *buffer* eletrônico de entrada para 30 pacotes em escala (a) linear e (b) logarítmica.

Já na Figura 5.4, mostra-se a evolução da FPP para as mesmas topologias, considerando um *buffer* eletrônico de entrada com tamanho máximo de 30 pacotes. A figura em escala logarítmica mostra

que a FPP para a OMT-16 para uma carga de 70% chega a ser menor que a ordem de 10^{-5} . Percebe-se que algumas curvas para a escala logarítmica não puderam ser totalmente descritas devido à falta de resolução das simulações em cargas baixas. Nessas cargas, a FPP deve ficar abaixo de 10^{-5} e, como a quantidade de pacotes utilizada nessas simulações foi de 200 mil, não se consegue definir pontos abaixo desse patamar. Para as curvas referentes às topologias de 64 nós, pode-se ver que, para cargas baixas, a FPP foi praticamente constante. Essa perda de pacotes deve-se quase que exclusivamente à quantidade de pacotes que atingiram o máximo valor de TTL, que, para todas as topologias, foi mantido em 32. Para 64 nós, esse valor pode ser alcançado com maior facilidade devido ao tamanho e à distância (em *hops*) que um pacote deve viajar até alcançar seu destino.

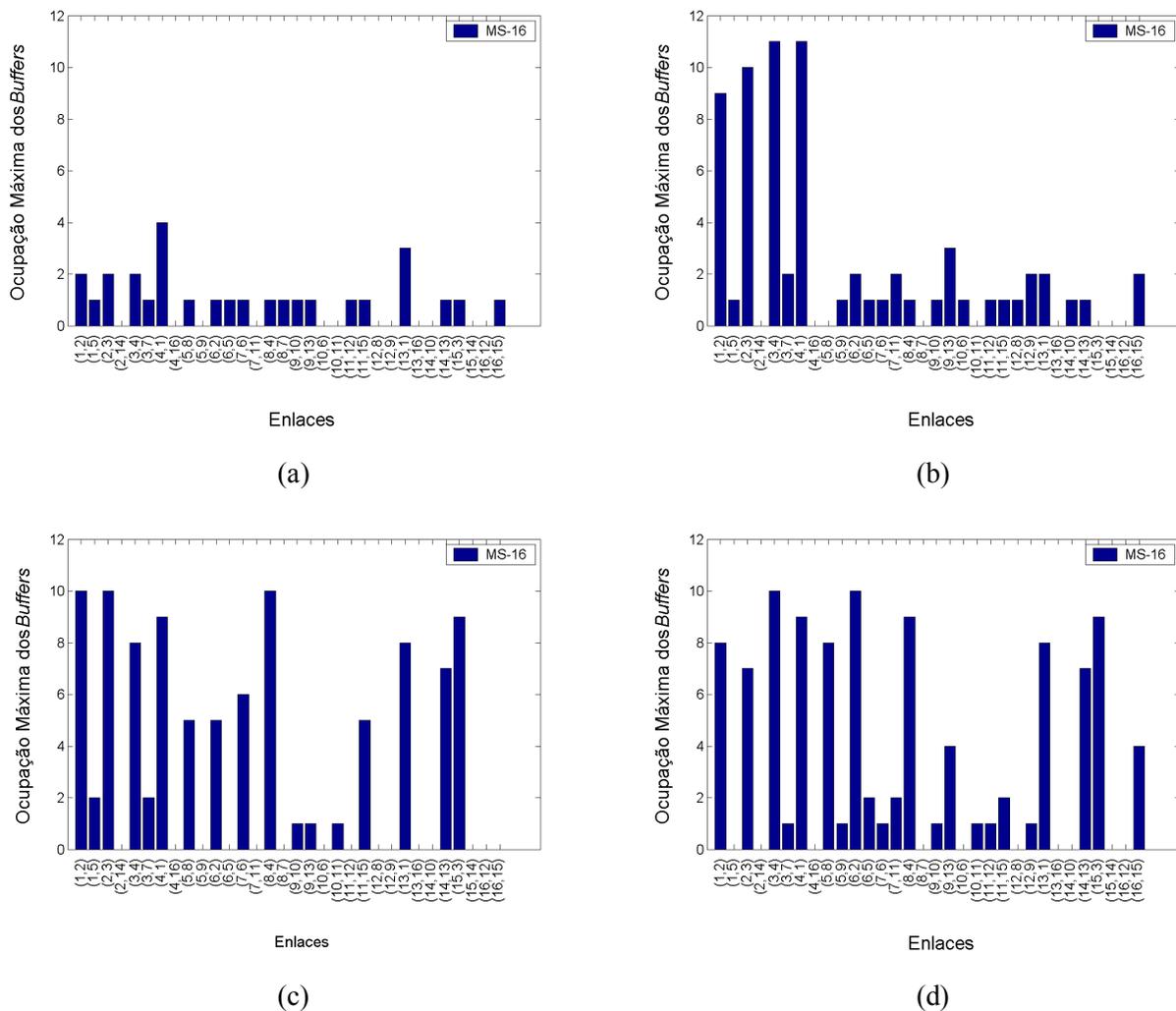
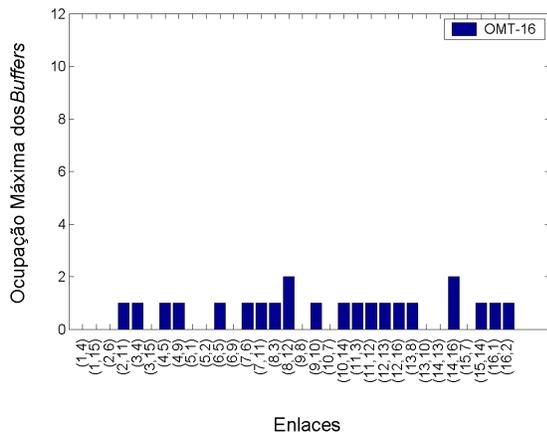
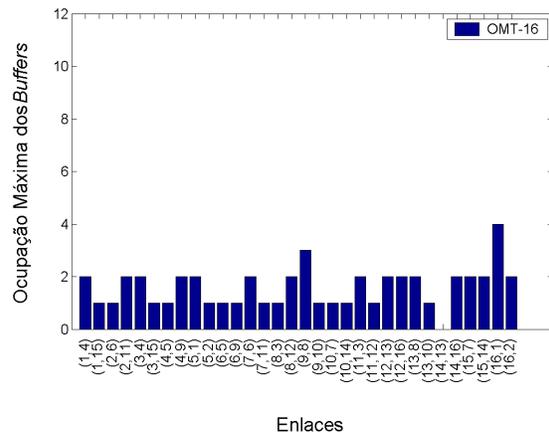


Figura 5.5 – Ocupação do *buffers* eletrônicos de entrada de tamanho 10 pacotes para MS-16 submetida a uma carga de (a) 30%, (b) 50%, (c) 70% e (d) 90%.

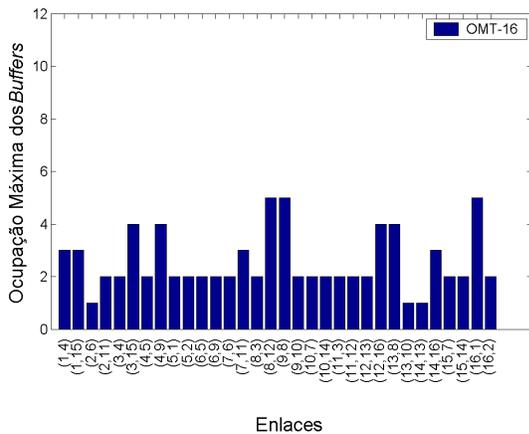
Nas curvas apresentadas na Figura 5.1, já se adiantava o comportamento dos *buffers* referentes aos enlaces mais carregados (com maior criticalidade) das topologias com 16 nós. Por este fato, optou-se por analisar a máxima ocupação dos *buffers* eletrônicos de entrada de cada enlace, mantendo-se o máximo tamanho fixo em 10 e ponderando os resultados segundo a carga na rede. A Figura 5.5 e a Figura 5.6 apresentam os resultados para as cargas de 30, 50, 70 e 90% e para as topologias MS-16 e OMT-16, respectivamente. Os resultados mostram que, já a partir de 50% de carga, existem enlaces na MS-16 cujos *buffers* eletrônicos atingem a capacidade limite, sendo que, a partir desse instante, qualquer outro pacote a ser inserido passa a ser descartado. Já quando se considera a OMT-16, os *buffers* eletrônicos só atingem o limite a partir de 90%, sendo que quando isso acontece, a quantidade de enlaces que alcançam esse limite do *buffer* eletrônico é muito maior para essa topologia.



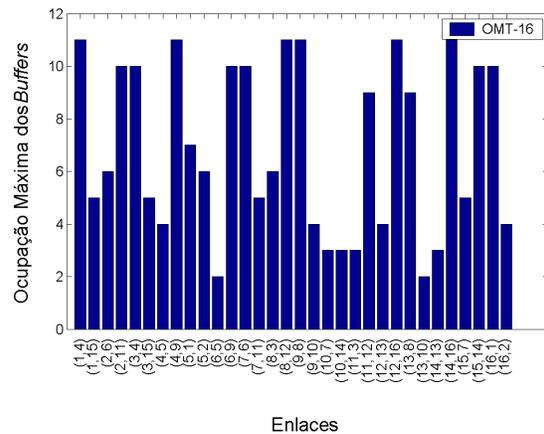
(a)



(b)



(c)



(d)

Figura 5.6 – Ocupação do *buffers* eletrônicos de entrada de tamanho 10 pacotes para OMT-16 submetida a uma carga de (a) 30%, (b) 50%, (c) 70% e (d) 90%.

De modo a investigar esse comportamento, foram analisados vários tamanhos de *buffers* eletrônicos de entrada tanto usando a MS-16 como a OMT-16. A carga foi mantida em 90% da capacidade considerando RD e, como se pode perceber, para qualquer um dos limites que foram considerados na Figura 5.7 e na Figura 5.8 e que variaram de 10, 50 e 100 até uma extrapolação de 1500 pacotes, há enlaces que os alcançam.

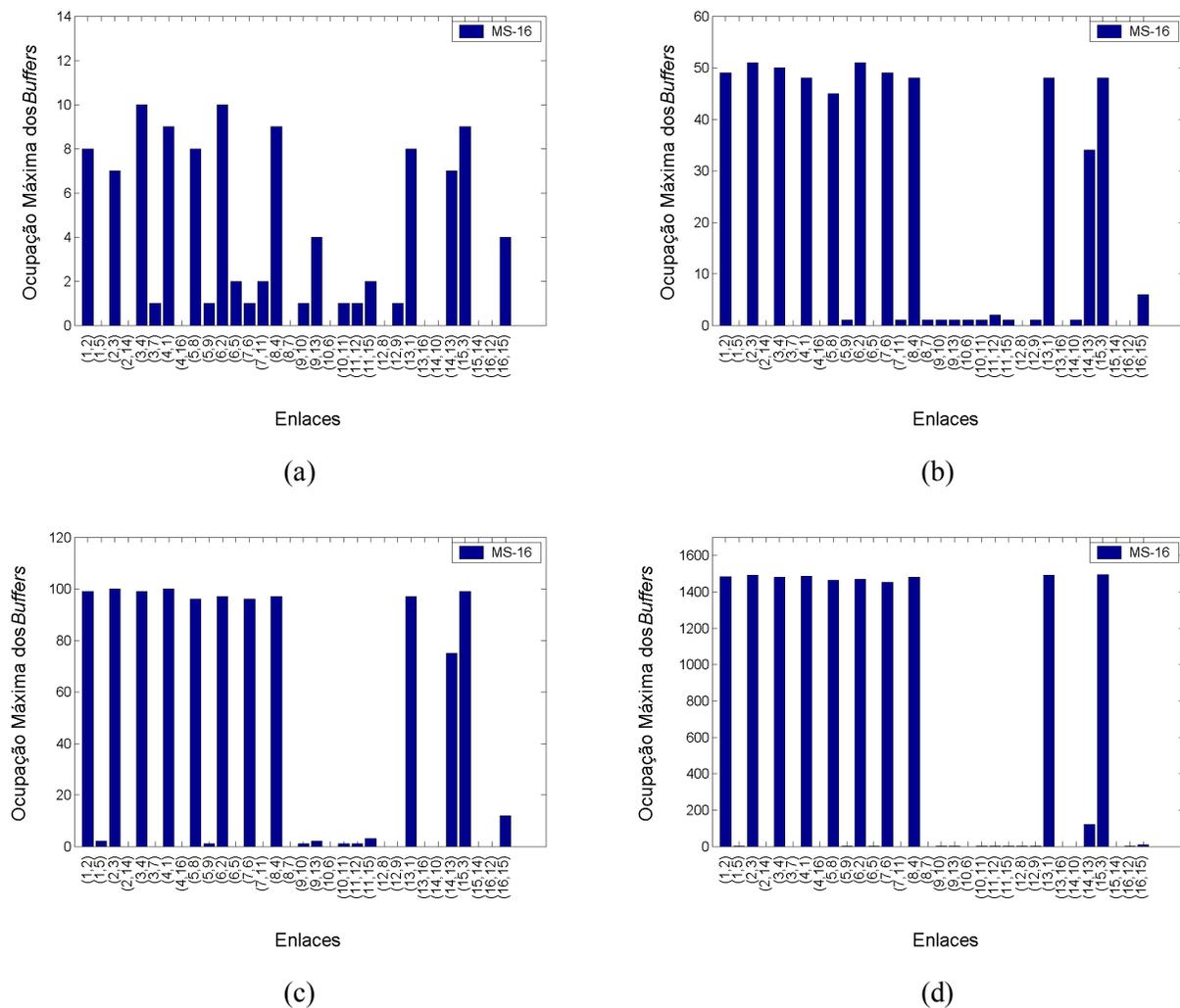


Figura 5.7 – Ocupação do *buffers* eletrônicos de entrada para MS-16 submetida a uma carga de 90% para tamanhos máximos (em pacotes) de (a) 10, (b) 50, (c) 100 e (d) 1500.

Interessante notar que, independente do tamanho do *buffer* eletrônico, sempre o número de enlaces que o alcança é o mesmo para uma mesma topologia. Desta forma, para a MS-16, há sempre 9 enlaces que alcançam o limite de ocupação do *buffer* eletrônico e, para a OMT-16, este número é de 7, supondo-se que este fato esteja relacionado à melhor distribuição de tráfego considerando apenas o roteamento SF.

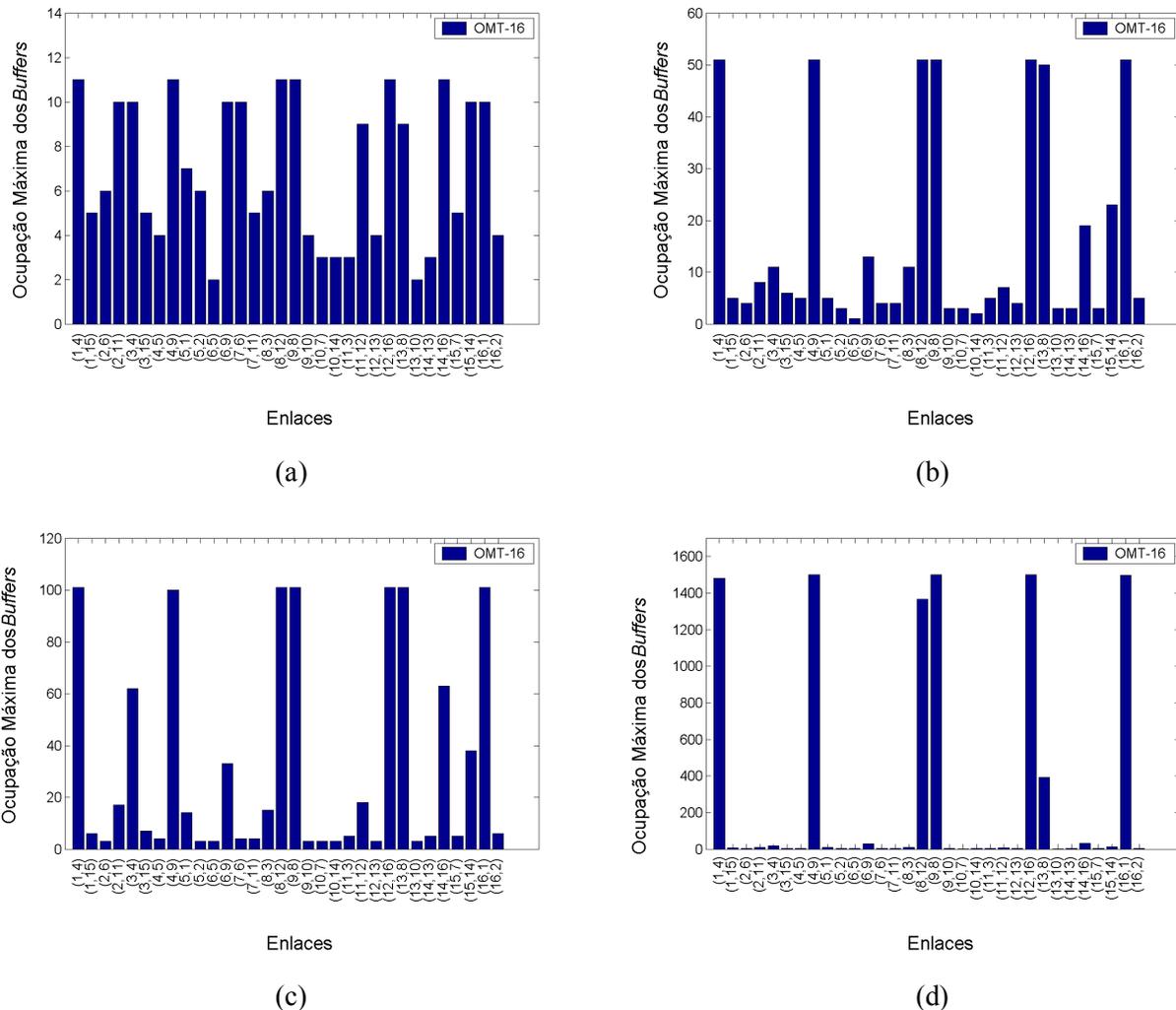


Figura 5.8 – Ocupação do *buffer*s eletrônicos de entrada para OMT-16 submetida a uma carga de 90% para tamanhos máximos (em pacotes) de (a) 10, (b) 50, (c) 100 e (d) 1500.

Deve-se lembrar que, a partir do instante que um *buffer* eletrônico atinge seu valor limite, qualquer outro pacote que deva ser inserido na rede será descartado, nem mesmo chegando a circular nesta. Por este fato a quantidade de pacotes perdidos nesta arquitetura está relacionada a dois únicos

motivos: a existência de pacotes que não puderam ser inseridos no *buffer* eletrônico de entrada, devido a este ter atingido seu limite, e à existência de pacotes que circularam na rede e foram descartados por alcance do máximo valor de TTL. A questão do *buffer* eletrônico impacta não somente nas questões de FPP, mas também influencia no atraso fim-a-fim que os pacotes experimentam no trajeto entre nó de origem e de destino. Assim sendo, este é um outro tópico a ser investigado.

5.2 Atraso e Tempo de Vida dos Pacotes Ópticos

Convencionalmente os requisitos de QoS são determinados em termos do atraso fim-a-fim que os pacotes (ou *bursts*) experimentam até chegar aos seus respectivos nós de destino. No entanto, em redes OPS (e mesmo OBS) esse atraso está condicionado aos *buffers* eletrônicos na entrada de cada nó de rede e à distância entre os nós de origem e destino, já que no núcleo da rede não há qualquer tipo de *bufferização* óptica [52] (excetuando-se os casos em que se utilizam *buffers* ópticos para prover diferenciação de serviços). A título de ilustração, realizou-se um esboço sobre o comportamento do atraso de pacotes nas redes OPS. Não se considera aqui nenhum tipo de diferenciação de serviço, assim como esses resultados não contemplam a adoção do *buffer* de entrada como solução para o problema de perda por inserção, já apresentado no Capítulo 4. De forma a apenas apresentar conceitos e embasamento teórico, as topologias adotadas na Figura 5.9 também foram arbitrárias, sem a consideração de OMT's.

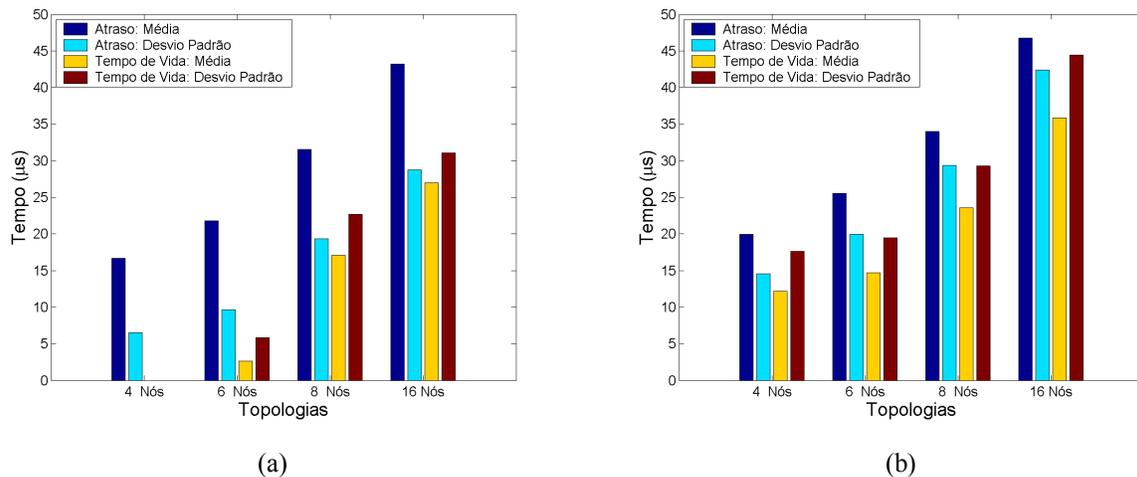


Figura 5.9 - Atrasos de Pacotes nas Redes OPS.

Portanto, a Figura 5.9 apresenta a variação do Atraso médio (Am) e seu respectivo desvio padrão (DAm) para topologias arbitrárias em malha, com configuração 2x2 compreendendo 4, 6, 8 e 16 nós, submetidas a RD e considerando carga na rede de 30% (a) e 70 % (b) da capacidade total SF. Dessas topologias, apenas aquela com 16 nós é conhecida, tratando-se de uma MS-16. Para esses cenários e topologias, além das estatísticas de Atraso (em que se consideram a média e o desvio padrão do atraso de todos os pacotes que circularam pela rede, inclusive daqueles que foram perdidos na inserção), é apresentado um outro parâmetro chamado aqui de Tempo de Vida (LT – *Life Time*). Nesse caso, o LT médio (LTm) e seu respectivo desvio padrão (DLT) se referem aos pacotes perdidos e dão uma idéia da quantidade de tempo que, em média, os pacotes que foram perdidos ficaram na rede.

Fazendo uma análise preliminar, os resultados de Am crescem com o número de nós das topologias, justificando a escolha de uma topologia com um número de nós intermediário para ser a unidade básica da arquitetura proposta. Quanto maiores os números de nós, maiores ficam os atrasos, levando inclusive a um aumento do LT para os pacotes perdidos. Uma característica que se pode observar desde já é o fato de o DLT ser muito maior do que o LTm, principalmente nas altas cargas, em que este chega a ser da ordem do Am . Isso se deve à grande quantidade de pacotes perdidos devido à inexistência de *buffers* de entrada. Assim, a análise considerando os *buffers* eletrônicos torna-se imprescindível para avaliar os níveis de atraso e de tempo de vida relacionados a estes, já que como visto anteriormente a FPP cai bruscamente com a atuação destes *buffers*.

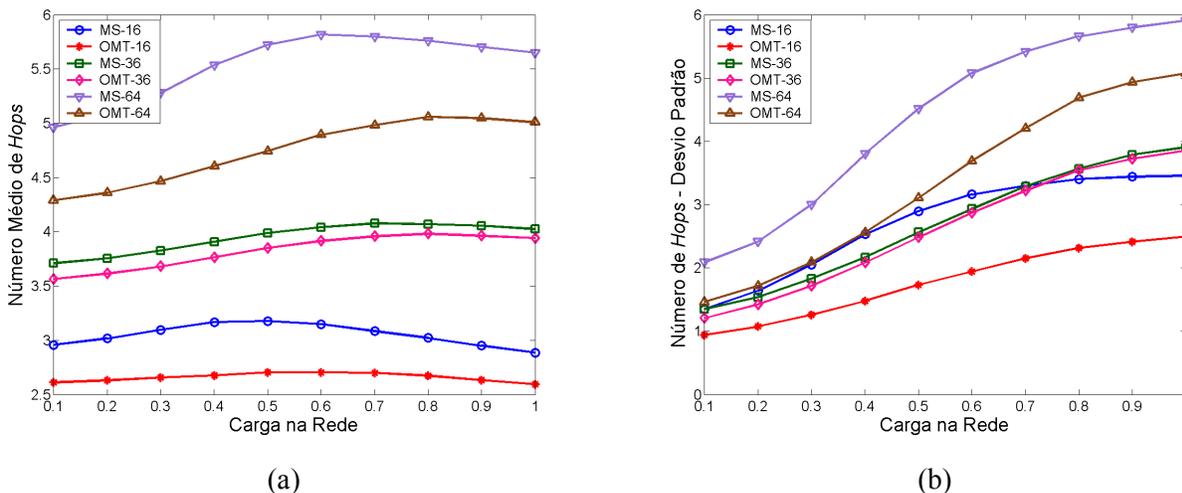


Figura 5.10 – Número de Hops (a) média e (b) desvio padrão sem *buffer* eletrônico de entrada.

Na Figura 5.10 e na Figura 5.11, apresenta-se a evolução do número médio de *hops* e seu respectivo desvio padrão para o caso sem *buffer* eletrônico de entrada e também considerando um *buffer* eletrônico com capacidade para 10 pacotes. Assim, a evolução sem a consideração dos *buffers* eletrônicos se dá de maneira suave, sem variações bruscas, enquanto, no caso em que se consideram os *buffers* eletrônicos, pode-se perceber variações bruscas, principalmente para topologias maiores. A explicação desse comportamento está no fato de essas topologias de 36 e 64 nós atingirem o limite dos *buffers* eletrônicos com maior facilidade, devido ao maior volume de tráfego. Assim, no limite experimenta-se o maior nível de deflexões e o H atinge seu maior valor. A partir disto, muitos pacotes começam a ser perdidos, como se pode ver pelas curvas de FPP. Como os pacotes perdidos não chegam a entrar na rede, estes passam a entrar no cálculo de H com contribuição zero para a média, fazendo com que esta passe a ter uma tendência de decaimento. Esta justificativa é suportada através da análise do desvio padrão, que cresce abruptamente nas mesmas regiões de carga onde ocorre a maior variação de H .

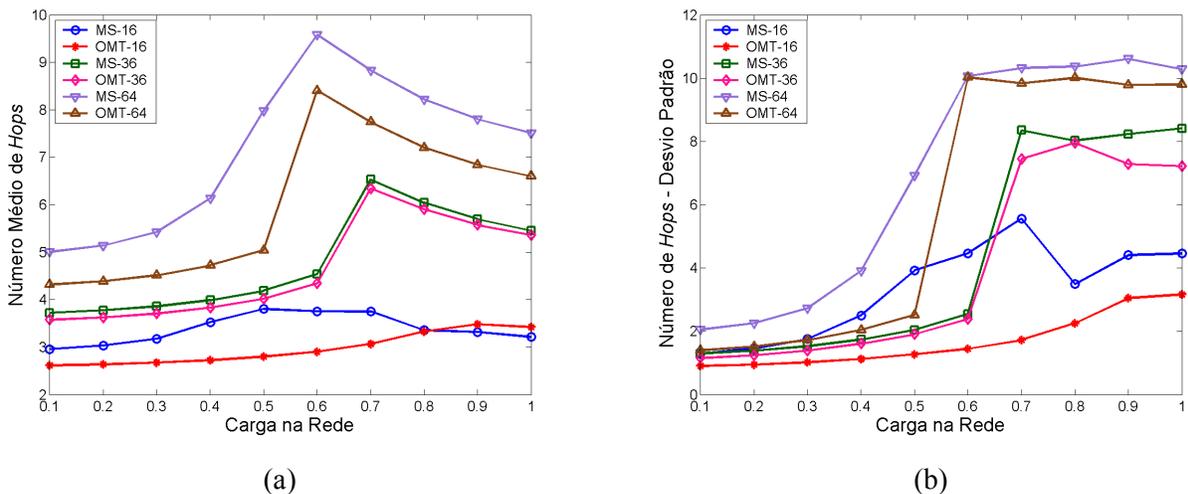
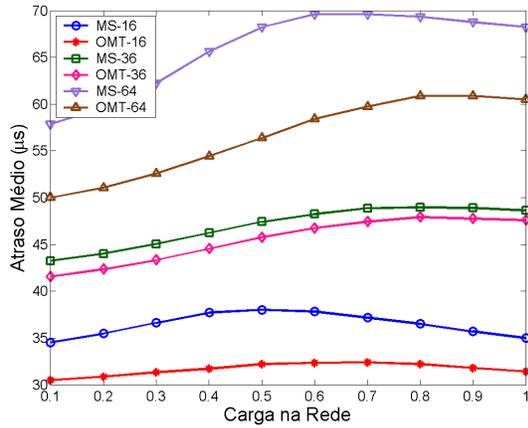
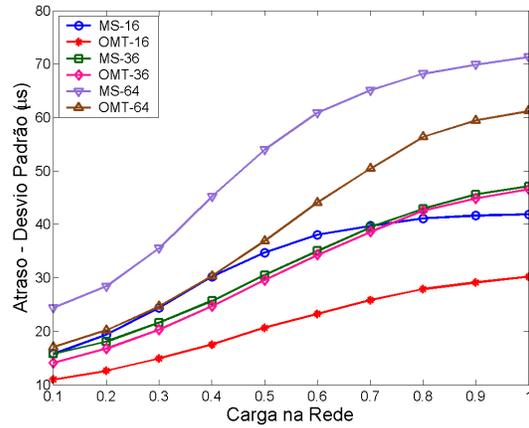


Figura 5.11 – Número de *Hops* (a) média e (b) desvio padrão com *buffer* eletrônico para 10 pacotes.

Devido ao fato de o atraso fim-a-fim ser proporcional ao número médio de *hops*, as figuras que descrevem o comportamento do Am (e seu respectivo desvio padrão) seguem o mesmo padrão das figuras de H médio. Para esta análise, considerou-se arquitetura desprovida dos *buffers* eletrônicos de entrada, bem como outros dois casos com base nos quais se considerou o limite de ocupação desses *buffers* como sendo de 10 e 100 pacotes. Os resultados são mostrados na Figura 5.12 e na Figura 5.13.

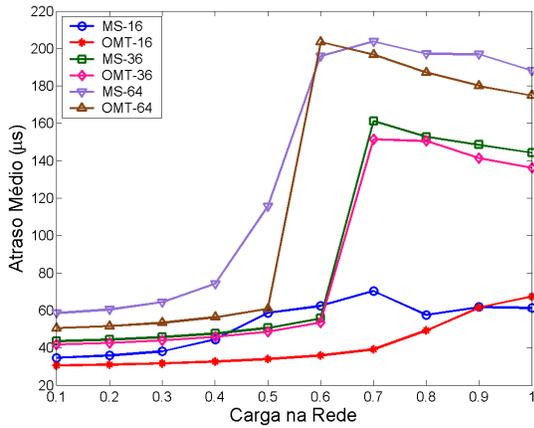


(a)

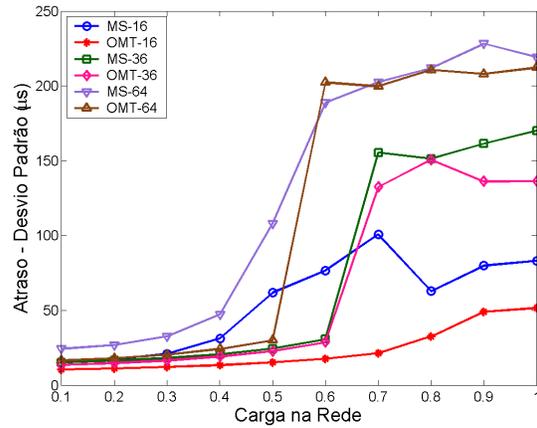


(b)

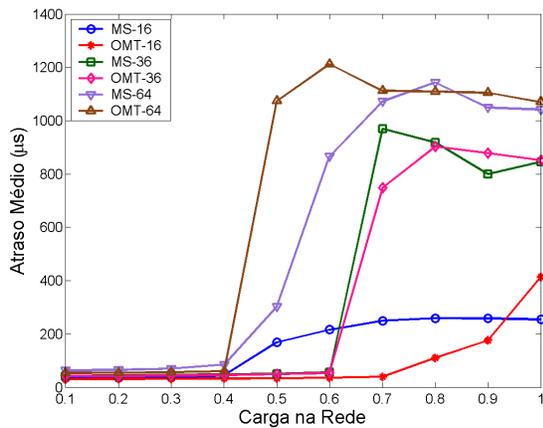
Figura 5.12 – Atraso (a) média e (b) desvio padrão sem *buffer* eletrônico de entrada.



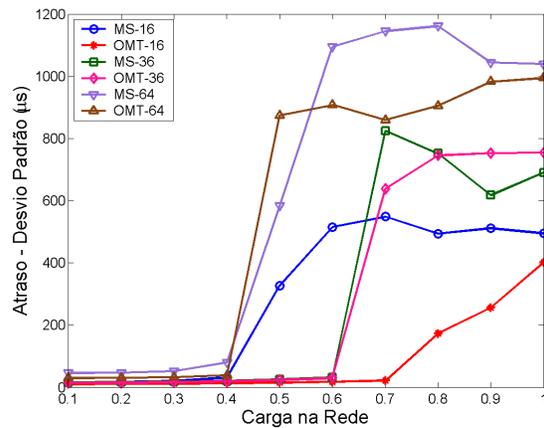
(a)



(b)



(c)



(d)

Figura 5.13 – Atraso com *buffer* eletrônico de (a) 10 e (c) 100 pacotes e respectivos desvios padrão (b) e (d)

Como se pode perceber, o Am e seu respectivo desvio padrão giram em torno de $30 \mu\text{s}$, com máximo de $70 \mu\text{s}$ para a MS-64 quando não são considerados os *buffers* eletrônicos de entrada, sendo seus respectivos desvios padrão também dessa ordem de grandeza. Já quando são considerados os *buffers* eletrônicos de entrada, o Am sofre grandes variações, principalmente nas regiões de carga onde certos *buffers* passam a atingir seus limites de ocupação. Para esses casos, o Am chega a apresentar valores de $220 \mu\text{s}$, para a OMT-64 com 50% de carga na rede, para *buffers* com limite de 10 pacotes, sendo que o desvio padrão também gira em torno dessa ordem de grandeza. Já quando se consideram *buffers* eletrônicos com limite de ocupação de 100 pacotes, esses valores de atraso saltam a pouco mais de 1,3 ms, já ficando próximo do limite tolerável para o atraso de pacotes com certos níveis de QoS.

Entretanto, a avaliação aqui feita deve-se ater primordialmente às topologias com 16 nós e principalmente à OMT-16, que é a topologia básica da arquitetura. Desta forma, considerando apenas a análise das topologias com 16 nós, pode-se verificar que a OMT-16 apresenta um Am de aproximadamente $45 \mu\text{s}$, com desvio padrão da mesma ordem, até cerca de 70% de carga na rede, tanto para um limite de ocupação de 30 como para um de 100 pacotes. Já no caso da consideração da MS-16, estes valores de Am e desvio padrão apresentam grande variação com o aumento do limite de ocupação dos *buffers*, o que evidencia a maior sensibilidade em relação a este parâmetro por parte da MS-16.

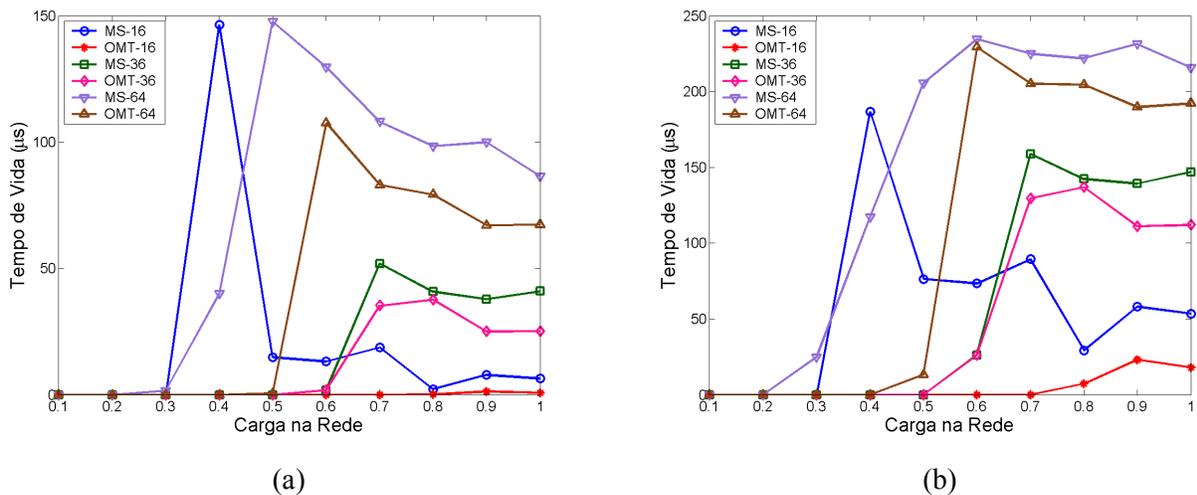


Figura 5.14 – Tempo de Vida (a) média e (b) desvio padrão com *buffer* eletrônico para 10 pacotes.

Somente a título de curiosidade, apresentam-se na Figura 5.14 e na Figura 5.15 os tempos de vida médios e seus respectivos desvios padrão para os pacotes que foram descartados devido aos dois motivos já apresentados, considerando a arquitetura sem buffer eletrônico de entrada e com *buffers* com um limite de ocupação de 30 pacotes. Assim, se for considerado que cada pacote de 500 bytes possui um tempo de 2 μ s em 2,5 Gb/s e os enlaces apresentam 10 μ s de atraso para serem percorridos, para as topologias maiores podem-se perceber alguns picos em determinadas taxas, com base nos quais se evidencia que a maior contribuição de perdas é devida ao alcance dos máximos valores de TTL, o que conseqüentemente leva a um maior tempo de vida destes pacotes.

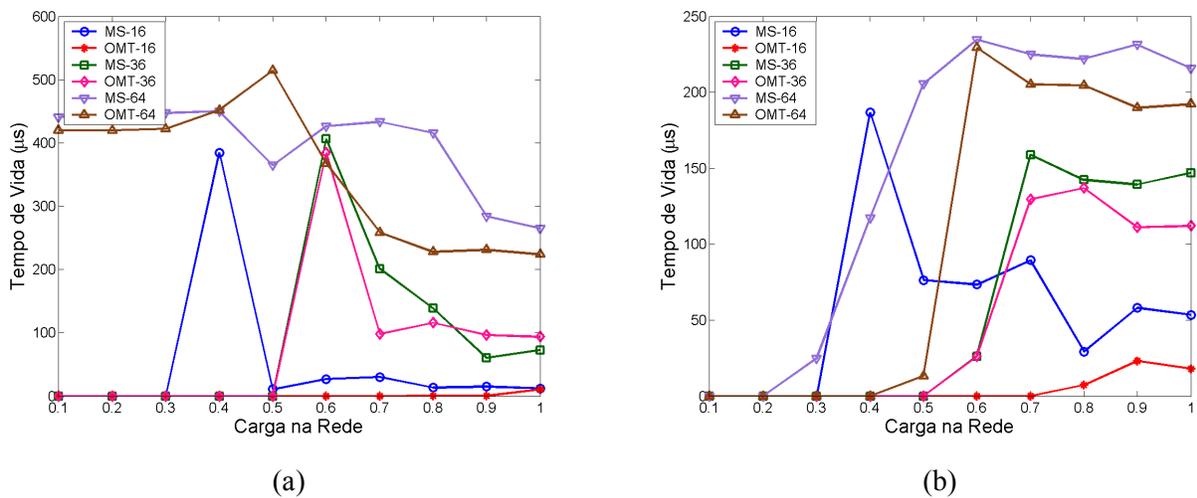


Figura 5.15 – Tempo de Vida (a) média e (b) desvio padrão com *buffer* eletrônico para 100 pacotes.

Como visto, a análise de atraso é uma consideração importantíssima para a provisão de QoS e os resultados aqui obtidos, principalmente considerando a OMT-16, permitem afirmar que a arquitetura de rede OPS é capaz de prover condições para que as camadas superiores de rede, com protocolos específicos, garantam certos níveis de Qualidade de Serviço.

5.3 Uma Métrica para a Avaliação do Nível de Desordem dos Pacotes

Na Figura 5.16, apresenta-se um exemplo segundo o qual o fluxo de pacotes proveniente do nó 1, com destino ao nó 4, possui uma taxa de *bits* que é aproximadamente a metade da taxa do fluxo

iniciado no nó 2. Considerando aqui que haja colisões entre os dois fluxos de pacotes no nó 3, deve-se observar que alguns dos pacotes com origem no nó 2 poderão seguir pelo caminho mais curto até atingir o nó 4, devido ao fato de não haver colisões em alguns instantes de tempo. Deste modo, alguns pacotes seguem o trajeto até o nó 4 passando por 2 enlaces, enquanto outros pacotes seguirão pelo caminho alternativo, percorrendo 3 enlaces. Assim, imaginando que os pacotes sejam roteados no nó 3, alternando o caminho até o nó 4 para os pacotes que se originam no nó 2, então no nó 4 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 3 logo após um pacote que toma o caminho alternativo, deverá chegar ao nó 4 antes deste pacote que foi defletido.

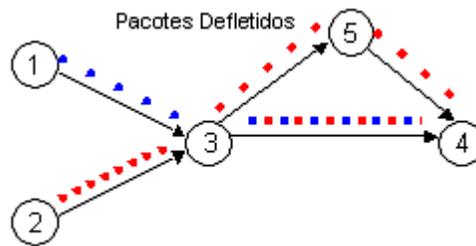


Figura 5.16 – Exemplo de pacotes fora de ordem.

Nesse exemplo é fácil perceber que, se todos os pacotes chegassem ao nó de destino sem inversão de ordem, o tempo de chegada Y ($Y = t_1, t_2, t_3, \dots, t_n$) e a ordem X ($X = 1, 2, 3, \dots, n$) dos pacotes estariam relacionados através de um polinômio de primeira ordem, como mostrado na Equação (5.1), onde C_a e C_b são respectivamente os coeficientes angular e linear de uma reta.

$$Y = C_a \cdot X + C_b \tag{5.1}$$

A Figura 5.17, mostra o comportamento da chegada de pacotes para o roteamento SF. Nesse caso, observa-se um fluxo de tráfego em que todos os pacotes chegam estritamente na mesma ordem e com a mesma distância temporal T , em que T é dado pela Equação (5.2)

$$T = t_2 - t_1 = t_3 - t_2 = t_n - t_{n-1} \tag{5.2}$$

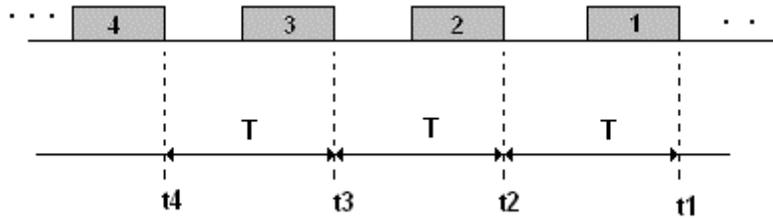


Figura 5.17 – Chegada de pacotes no nó de destino (caso SF).

O coeficiente angular C_a é dado pela derivada dessa função, que sendo uma reta pode ser escrita como mostrado na Equação (5.3).

$$C_a = \frac{y_2 - y_1}{x_2 - x_1} = \frac{t_2 - t_1}{2 - 1} = T \quad (5.3)$$

O intervalo entre pacotes sucessivos T é composto pelo máximo intervalo entre pacotes t_{\max} , dado pela Equação (4.1), somado ao tempo do pacote, que por sua vez é dado pela Equação (5.4), onde P é o tamanho do pacote em *bits* e S a banda do enlace.

$$T_p = \frac{P}{S} \quad (5.4)$$

Dessa forma, C_a é dado por

$$C_a = T = t_{\max} + T_p = \frac{P}{R} \cdot \left(1 - \frac{R}{S}\right) + \frac{P}{S} = \frac{P}{R} \quad (5.5)$$

onde R é a taxa de bits do fluxo de tráfego.

$$Y = C_a \cdot (X - X_0) + Y_0 \quad (5.6)$$

Dessa forma, a reta pode ser dada pela Equação (5.6), onde o ponto (X_0, Y_0) se refere a qualquer ponto que pertença a esta. Para o caso do roteamento SF, o primeiro pacote chegará ao nó de

destino no tempo necessário para percorrer todo o caminho entre nó de origem e nó de destino. Dessa forma, se o tempo em que o primeiro pacote que chega ao nó for conhecido ($Y_0 = t_i$), pode-se escrever a reta como

$$Y = C_a \cdot (X - 1) + t_i \quad (5.7)$$

já que $X_0 = 1$.

Como o coeficiente linear C_b da reta é definido como o ponto de intersecção com o eixo das abscissas, pode-se escrevê-lo como descrito na Equação (5.8).

$$C_b = Y(0) = t_i - C_a \quad (5.8)$$

Dessa forma, a reta para o caso de roteamento SF fica inteiramente caracterizada. Deve-se notar que o coeficiente angular depende somente da taxa de bits R quando o tamanho dos pacotes P é mantido constante. Além disso, como o coeficiente linear depende do tempo de chegada t_i , que por sua vez depende exclusivamente do comprimento do trajeto entre os nós de origem e de destino, este é um parâmetro bastante sensível ao atraso.

Além da análise apresentada, se fosse possível a aquisição de todos os tempos de chegada dos pacotes para o roteamento SF, poder-se-iam obter os mesmos valores dos coeficientes angular e linear através do cálculo da reta média entre os pontos, usando-se o método de regressão linear [53][54]. Nesse caso, como os parâmetros da reta obtida seriam exatos, devido a todos os pontos estarem sobre esta, os coeficientes seriam obtidos de forma exata.

5.3.1 Conceito de Reta Média

Em estatística, a regressão linear é um método para a estimativa do valor condicional de uma certa variável Y , dados os valores de uma outra variável X . A variável de interesse Y é convencionalmente chamada de variável de resposta, enquanto a variável X é chamada de variável

de predição. A regressão em geral é um método para estimar o valor de uma variável esperada. O termo linear é usado devido ao fato de a variável de resposta e de predição serem tomadas como uma função linear de alguns parâmetros. Esses parâmetros, então, definem uma reta caracterizada por um coeficiente angular (aqui chamado de b , de modo a não confundir com o C_a do método anterior) e um coeficiente linear (a).

Desse modo, dada a distribuição das variáveis X e Y , pode-se determinar uma reta média, como na Equação (5.9), de modo a relacionar essas duas variáveis.

$$Y = a \cdot X + b \quad (5.9)$$

O método de regressão linear para a aquisição dos valores de a e b passa pela avaliação da soma dos dados. Assim, somam-se os valores de X e Y , além de seus respectivos quadrados, e o produto XY para obter os valores das somas apresentadas nas Equações (5.10) a (5.14)

$$S_x = x_1 + x_2 + x_3 + \dots + x_n \quad (5.10)$$

$$S_y = y_1 + y_2 + y_3 + \dots + y_n \quad (5.11)$$

$$S_{xx} = x_1^2 + x_2^2 + x_3^2 + \dots + x_n^2 \quad (5.12)$$

$$S_{yy} = y_1^2 + y_2^2 + y_3^2 + \dots + y_n^2 \quad (5.13)$$

$$S_{xy} = x_1y_1 + x_2y_2 + x_3y_3 + \dots + x_ny_n \quad (5.14)$$

Essas somas são então utilizadas para determinar os parâmetros característicos da reta média derivada do método de regressão linear. Dessa forma, define-se o coeficiente linear b da reta média através da Equação (5.15), onde n é o número de elementos em cada um dos vetores que representam as variáveis X e Y .

$$b = \frac{nS_{xy} - S_x S_y}{nS_{xx} - S_x^2} \quad (5.15)$$

Da mesma forma, o coeficiente angular a é calculado levando-se em conta o resultado da estimativa de b , através da Equação (5.16). Como resultado, a reta média sempre passa através do ponto central $(x, y) = (S_x/n, S_y/n)$.

$$a = \frac{S_y - bS_x}{n} \quad (5.16)$$

Além disso, o coeficiente de correlação c pode ser calculado através da Equação (5.17) para determinar quão boa é a aproximação linear da relação entre X e Y . Nesse caso, valores próximos de zero indicam um modelo ineficiente, enquanto que valores iguais a 1 indicam que todos os pontos de Y estão sobre a reta média.

$$c = \frac{nS_{xy} - S_x S_y}{\sqrt{(nS_{xx} - S_x^2)(nS_{yy} - S_y^2)}} \quad (5.17)$$

Na Figura 5.18 apresentam-se as curvas referentes ao fluxo de tráfego entre os nós 1 e 3 e para as taxas que determinam 5, 10 e 15% de carga em uma rede usando topologia MS-16. Os resultados apresentados nesta figura foram simulados e a reta formada pelos pontos foi comparada. A variável X é a ordem de geração dos pacotes e Y é o tempo de chegada no nó de destino. Para este exemplo, não se usa RD e, devido à baixa carga, pode-se simular de maneira satisfatória o caso SF.

Nota-se que as três curvas representam retas que possuem certas características. Uma delas é que a inclinação (derivada ou coeficiente angular) depende da taxa de *bits* R , como já foi adiantado. Outra característica é que os primeiros pacotes sempre chegam ao nó de destino no mesmo instante de tempo t_i e, por conta disso, esse é o ponto de intersecção entre todas as retas. Essa é uma propriedade interessante, já que a reta para o caso SF pode ser determinada com precisão a partir dos dados da rede em baixa carga.

Além desses fatos, o tempo de simulação total é também dependente da taxa R quando mantido o mesmo número de pacotes gerados na rede. Para o cenário da Figura 5.18, foram gerados 21 pacotes para cada valor de taxa.

A título de comparação, apresentam-se na Tabela 5.1 os atributos das retas obtidas para o caso da Figura 5.18, em que a e b foram obtidos através da regressão linear dos dados e C_a e C_b foram obtidos através das Equações (5.5) e (5.8), evidenciando que os dois métodos levam a um mesmo resultado para as condições de baixa carga sem RD.

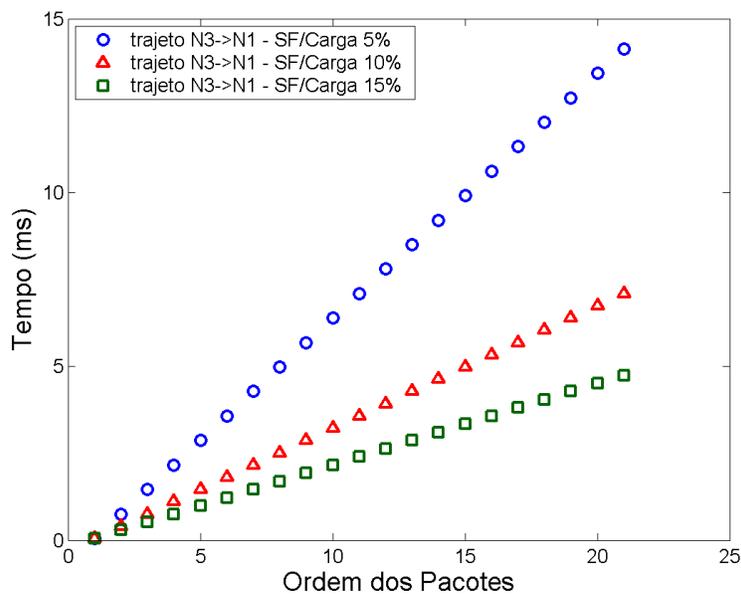


Figura 5.18 – Relação entre tempo de chegada e ordem dos pacotes.

Carga	Atributos da Reta Média			
	Regressão Linear		Teoria de Tráfego	
	Coefficiente Angular (a)	Coefficiente Linear (b)	Coefficiente Angular (C_a)	Coefficiente Linear (C_b)
5%	0,00070400	-0,00065100	0,00070400	-0,00065100
10%	0,00035200	-0,00029900	0,00035200	-0,00029900
15%	0,00023467	-0,00018140	0,00023467	-0,00018167

Tabela 5.1 – Comparação entre os atributos das retas obtidas usando regressão linear e teoria de tráfego.

Entretanto, a principal motivação deste estudo foi desenvolver uma metodologia para avaliar o nível de desordem causado pela deflexão de pacotes. Por conta disso, os coeficientes a e c provenientes da regressão linear serão usados a seguir como parâmetros de comparação com o coeficiente C_a calculado analiticamente. Desprezaram-se as influências dos coeficientes b e C_b devido ao fato de estes serem mais sensíveis às pequenas variações no intervalo entre pacotes sucessivos, o que levaria à aquisição de resultados não confiáveis.

5.3.2 Nível de Desordem dos Pacotes

O tipo de tráfego adotado na rede OPS proposta assemelha-se ao mostrado na Figura 5.19, em que o intervalo entre um pacote e outro T não é constante e varia segundo a Equação (4.2). Além disso, o RD pode causar inversão de ordem de chegada dos pacotes.

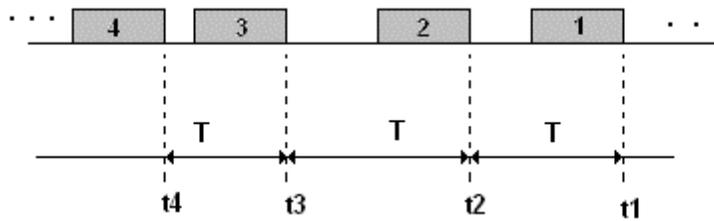


Figura 5.19 - Chegada de pacotes no nó de destino (caso RD)

Trajetória	C_a	C_b	a	b	c
N3->N1	0,00035200	-0,00029900	0,00040198	-0,00029626	0,99944916
N15->N6	0,00035200	-0,00025100	0,00037132	-0,00015881	0,99895145

Tabela 5.2 – Parâmetros para o cálculo do nível de desordem.

Dessa forma, nem todos os pontos no caso de RD estarão sobre a reta média, como acontece para o SF e, assim, os parâmetros a , b e c apresentam-se como indicativos do comportamento do tempo de chegada dos pacotes nos nós de destino. Como exemplo, apresentam-se na Tabela 5.2 os

parâmetros a , b e c , além de C_a e C_b , para os fluxos de tráfego provenientes do nó 3 com destino ao nó 1 e do nó 15 com destino ao nó 6, em uma topologia MS-16.

Esses resultados são visualizados a partir da Figura 5.20, em que são mostrados os pontos referentes à chegada de pacotes SF e os pontos para RD, com sua respectiva reta média obtida a partir do método de regressão linear.

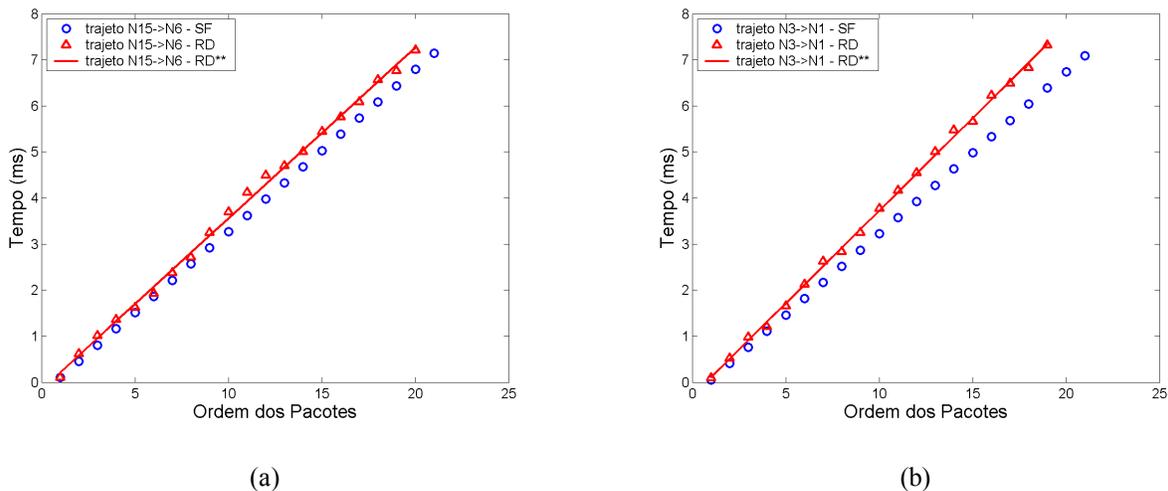


Figura 5.20 – Ilustração da regressão linear sobre os dados do tempo de chegada dos pacotes.

A partir desses dados, podem-se comparar os dois coeficientes (angular e linear) dos dois métodos, com relação a todos os fluxos de tráfego presentes na rede. Assim, define-se um novo parâmetro E_a que estará relacionado à variação do coeficiente angular devido ao RD através da Equação (5.18). Nesta equação o N é o número de nós da topologia.

$$E_a = \frac{\sum_{i=1}^{N \cdot (N-1)} a_i}{N \cdot (N-1)} \tag{5.18}$$

Da mesma forma, define-se com a Equação (5.19) o parâmetro E_c , relacionado ao nível de correlação entre a reta média e os pontos. A partir destas, define-se o fator de desordem E como o produto apresentado na Equação (5.20).

$$E_c = \frac{\sum_{i=1}^{N(N-1)} c_i}{N \cdot (N-1)} \quad (5.19)$$

$$E = \frac{E_a \cdot E_c}{C_a} - 1 \quad (5.20)$$

Além do RD, um outro fator para o qual o fator E deve ser bastante sensível é em relação à ocupação dos *buffers* eletrônicos de entrada, já que estes podem influenciar no tempo de chegada dos pacotes. Por este motivo, os resultados aqui apresentados levam em consideração a avaliação da OMT-16 em comparação com sua análoga MS-16, tendo *buffers* eletrônicos de entrada com capacidade de zero (sem *buffer*), 10 e 30 pacotes.

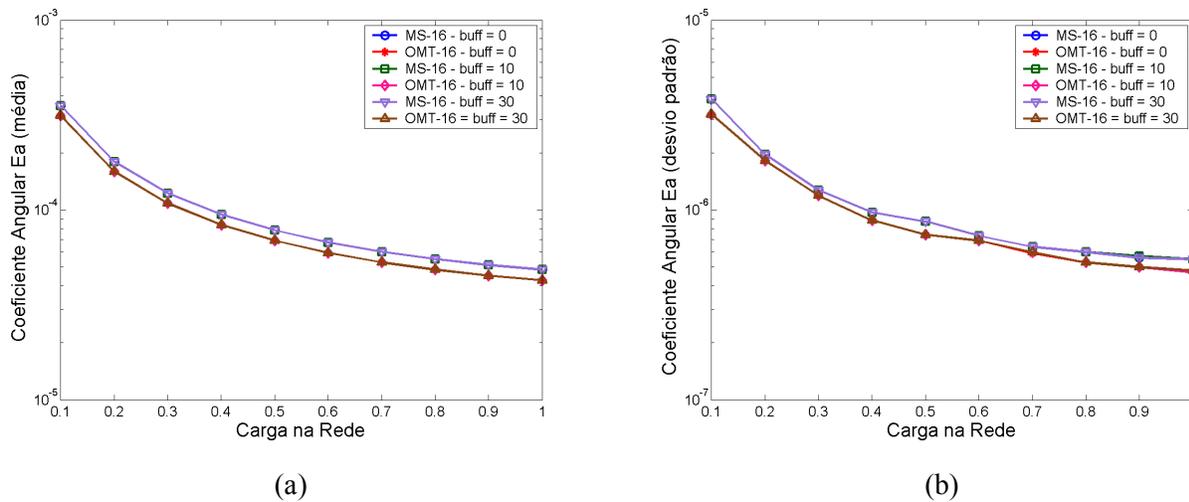


Figura 5.21 – Coeficiente Angular a , (a) média e (b) desvio padrão.

Na Figura 5.21, apresenta-se a evolução do coeficiente angular médio E_a , calculado através de regressão linear em função da carga na rede, bem como seu respectivo desvio padrão. Da mesma forma, a Figura 5.22 e a Figura 5.23 apresentam a evolução dos parâmetros de coeficiente linear e coeficiente de correlação, com seus respectivos desvios padrão. Como visto anteriormente, estes parâmetros são utilizados para o cálculo do fator de desordem E , do qual espera-se obter subsídios para a avaliação do nível de desordem dos pacotes nas redes.

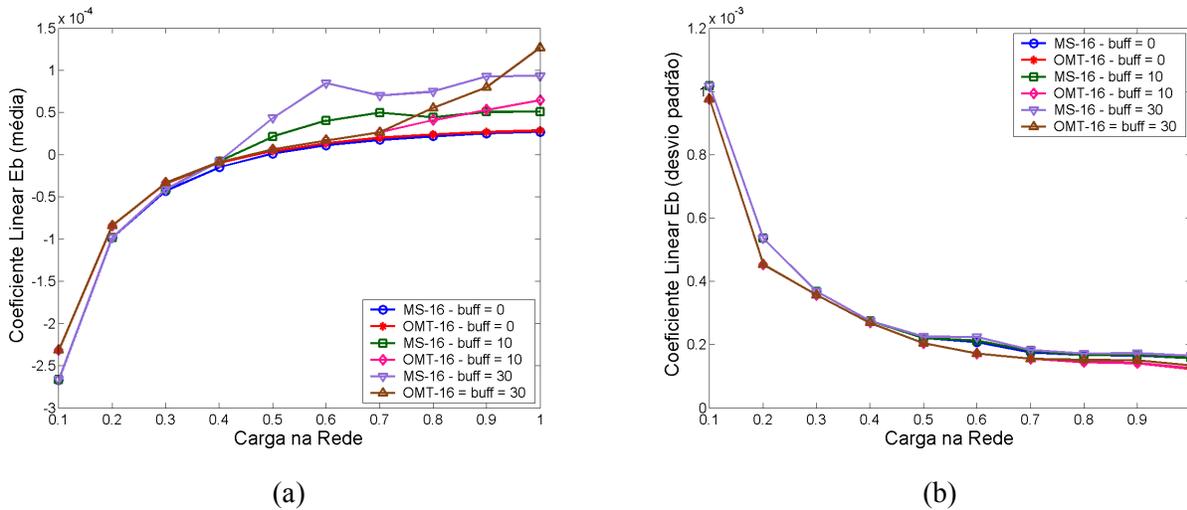


Figura 5.22 – Coeficiente Linear, b , (a) média e (b) desvio padrão.

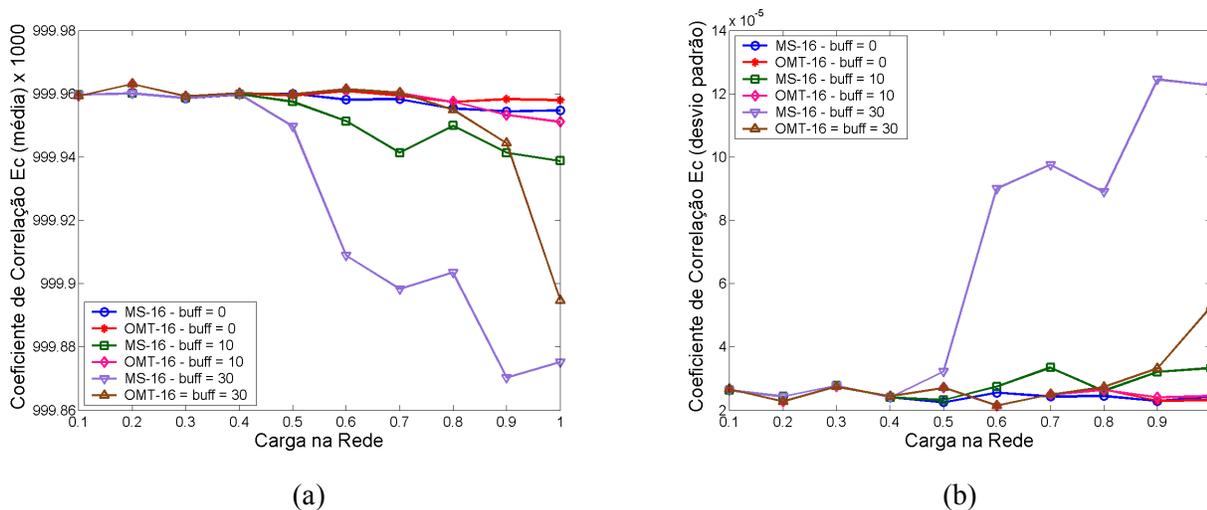


Figura 5.23 – Coeficiente de Correlação, c , (a) média e (b) desvio padrão.

Como já era previsto, o fato de haver *buffers* eletrônicos faz que o nível de desordem aumente com o tamanho destes, afirmação esta que pode ser suportada pela observação dos parâmetros de coeficiente linear e coeficiente de correlação. Entretanto, para a composição do fator de desordem E , não foi levado em conta o coeficiente linear por questões já expostas anteriormente. Um comportamento não intuitivo e que é comprovado através da observação dos resultados apresentados na Figura 5.24 é que as OMT's apresentam um baixo valor para E até aproximadamente 50% de carga da rede, a partir da qual existem muitas variações nesse fator,

evidenciando que o nível de desordem, ou seja, a quantidade de pacotes que chegam fora de ordem ao nó de destino é diretamente proporcional à carga que os pacotes experimentam. De forma a ter um parâmetro quantitativo para essa variação, adotou-se o fator E_{desvio} , o qual é calculado através da Equação (5.21), que por sua vez utiliza os valores de desvio padrão dos parâmetros de coeficiente angular e de correlação médios, bem como o coeficiente angular teórico para o caso de roteamento SF C_a .

$$E_{desvio} = \frac{std(E_a) \cdot std(E_c)}{C_a^2} \quad (5.21)$$

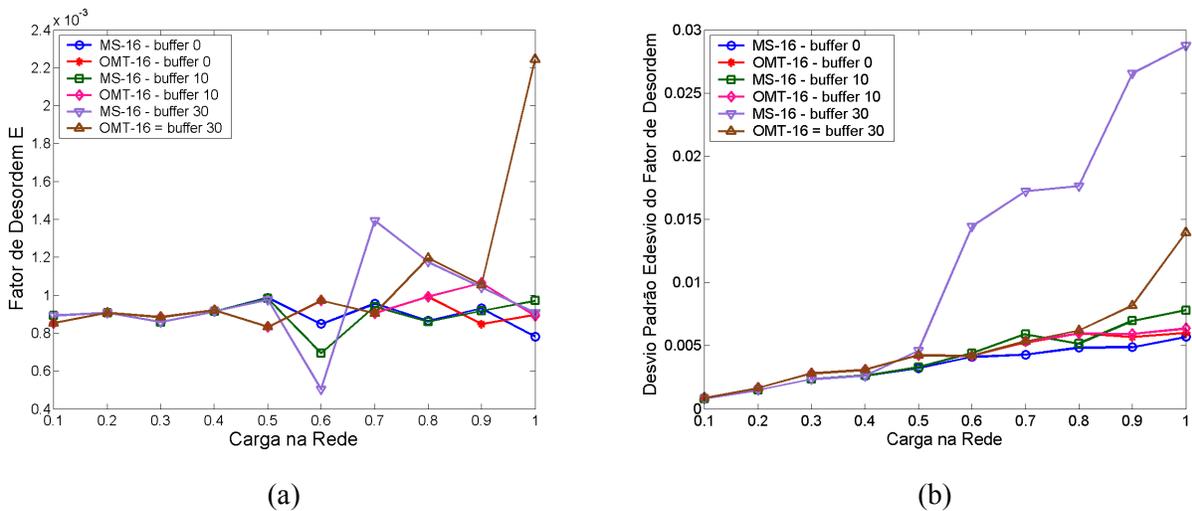


Figura 5.24 – Coeficiente de desordem, (a) E e (b) E_{desvio} .

Dessa forma, analisando os resultados até então obtidos, pode-se concluir que a desordem dos pacotes na arquitetura proposta cresce com o tamanho dos *buffers* na região de altas cargas e praticamente não é afetada por estes na região de baixas cargas, em que o nível de desordem tem uma evolução suave, aproximadamente linear, como pode ser visto na Figura 5.24 (b), apresentando variações bem maiores à medida que a carga aumenta e para os casos de *buffers* eletrônicos de maior capacidade.

Apesar da proposta de métrica apresentada aqui ter sido capaz de subsidiar uma análise quantitativa preliminar do nível de inversão de pacotes, este não é ainda um assunto fechado, sendo que em

futuro próximo se pretende estudar outras relações entre os coeficientes apresentados e analisados, de forma a alcançar novos dados para a avaliação deste problema. O mais importante neste momento é que em princípio a métrica já foi capaz de embasar a afirmação de que o nível de desordem não é problemático até cerca de 50% de carga na rede, considerando a arquitetura proposta.

5.4 Tráfego Diferenciado

Um contrato de tráfego é o que geralmente especifica as garantias de uma conexão, de forma a assegurar um desempenho máximo baseado em medidas mutuamente acordadas pelo fornecedor de serviço e o cliente. Estas são implementadas, geralmente, recorrendo à priorização do tráfego. Um nível de QoS definido (diga-se FPP, atraso, nível de desordem) pode ser necessário para tipos específicos de tráfego de rede, como, por exemplo, telefonia IP (tempo real), que impõe limites máximos de atraso e de perdas.

Por esse motivo, na arquitetura proposta foi definido que os pacotes ópticos são providos de um cabeçalho óptico modulado da mesma forma como está o cabeçalho de endereçamento, de forma que podem existir duas classes de tráfego distintas. Uma delas, que aqui se chama de classe ouro, tem prioridade absoluta nos processos de armazenamento e encaminhamento, fazendo com que os impactos em QoS sejam mínimos. Os pacotes pertencentes à outra classe, chamada de prata, só serão atendidos depois que não houver nenhum pacote da classe ouro em disputa para atendimento.

Esses conceitos são inteiramente suportados pela arquitetura do nó de rede, o qual apresenta *buffers* eletrônicos de entrada com diferenciação de classes, além de uma FDL de prioridade logo após a chave principal do nó, de modo a não prejudicar de forma drástica o encaminhamento de um pacote já na rede e a permitir o encaminhamento dos pacotes da classe ouro da forma mais rápida possível e através de suas respectivas portas de saída preferenciais.

Assim sendo, os *buffers* de entrada apresentam-se como duas filas diferentes. O controle de inserção sempre verifica o estado da rede (se não há pacotes utilizando as portas de saída do nó) e

só libera um pacote do *buffer* de entrada para ser convertido em informação óptica e posteriormente inserido na rede se alguma das portas de saída estiver livre. Além disso, os pacotes da classe ouro sempre terão prioridade nessa liberação, fazendo com que utilizem sempre a FDL colocada após a chave principal, já que os pacotes da classe ouro também terão prioridade de porta preferencial.

Nesse esquema, os pacotes da classe prata terão alguns problemas de FPP e atraso, principalmente em cargas altas. No entanto, da mesma forma garantem-se as condições para o atendimento com bons níveis de QoS para os pacotes de classe ouro. As simulações para a avaliação da arquitetura de rede proposta, quando submetida a tráfego diferenciado, foram feitas considerando-se somente topologias com 16 nós. Somente para ilustração e comparação, adotaram-se a OMT-16 (unidade topológica básica) e a MS-16 (topologia tradicionalmente estudada). Nesse cenário, foram adotados de forma arbitrária alguns fluxos de tráfego para serem de classe ouro, enquanto que o restante foi mantido como classe prata.

Assim sendo, a análise foi feita considerando as topologias de 16 nós, de forma que a percentagem de fluxos de tráfego pertencentes à classe ouro seguisse a Equação (5.22)

$$G = \frac{q \cdot N}{N \cdot (N - 1)} \quad (5.22)$$

onde N é o número de nós da topologia e q é um fator, que se adota aqui variando de 1 a 3.

Dessa forma, foram avaliados 3 casos, sendo o caso 1 corresponde a 6,66% dos fluxos de tráfego pertencentes à classe ouro e os casos 2 e 3 correspondem a um percentual de 13,33% e 20%, respectivamente. A avaliação do desempenho foi conduzida em termos de H e atraso, já que não há perda de pacotes pertencentes à classe ouro, e, portanto, a FPP é zero. Além disso, utilizaram-se *buffers* eletrônicos de entrada com ocupação máxima de 10 pacotes.

Na Figura 5.25 apresentam-se os resultados de FPP para tráfego não prioritário. Como se pode perceber, a MS-16 apresenta perdas de pacotes em baixa carga para qualquer percentagem de tráfego prioritário, o que não acontece com a OMT-16, em que as perdas aparecerão apenas a partir

de 70% de tráfego. As perdas que agora se observam e que não havia antes da análise de tráfego prioritário podem ser explicadas pelo fato de que existem pacotes prioritários que são servidos antes, sem espera nos *buffers* eletrônicos, o que ocasiona um tempo de espera maior para aqueles pacotes que não pertencem à classe ouro.

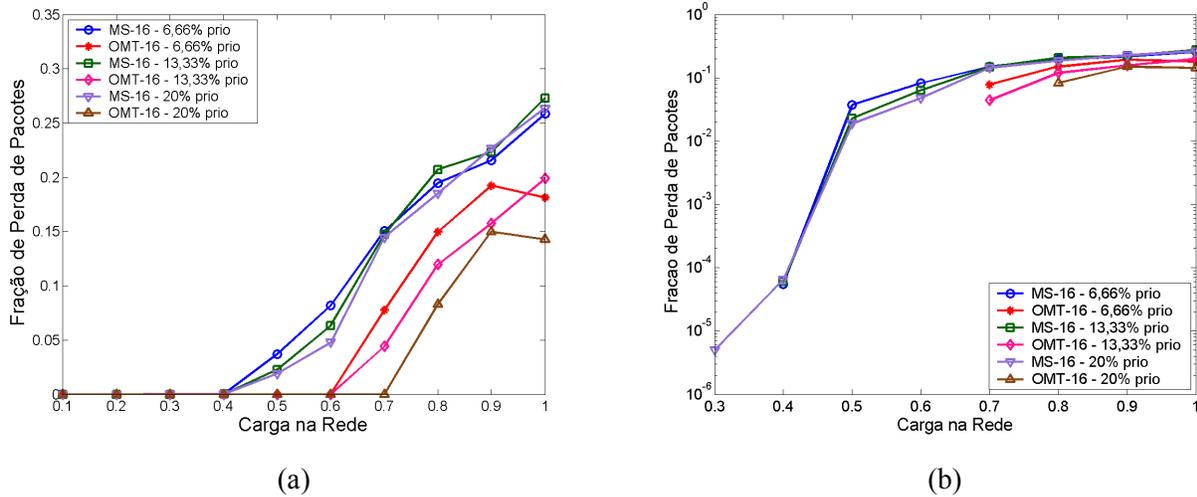


Figura 5.25 – FPP para o tráfego não-prioritário, com *buffer* eletrônico para 10 pacotes em escala (a) linear e (b) logarítmica.

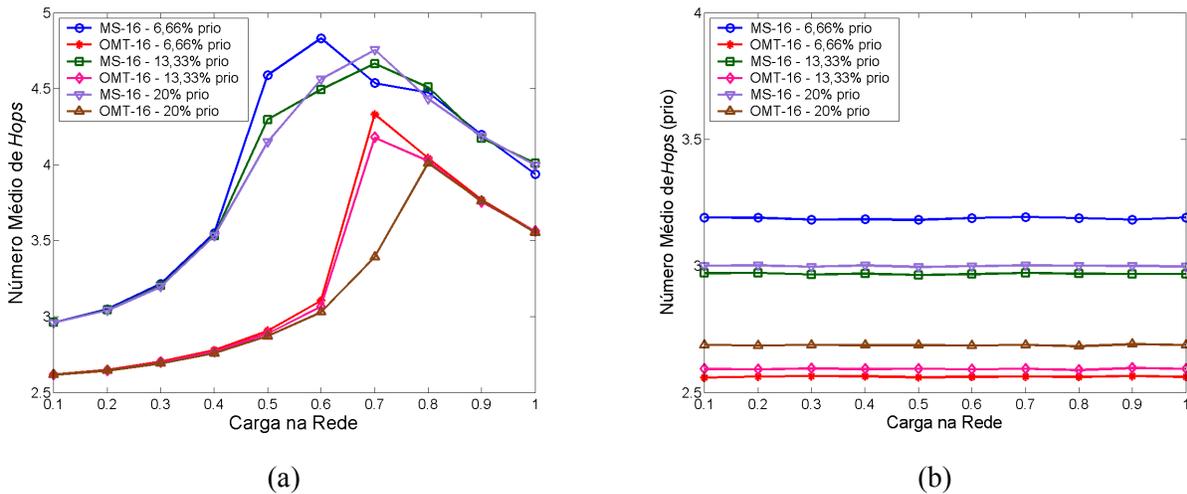


Figura 5.26 – H médio para tráfego (a) não prioritário e (b) prioritário, com *buffer* para 10 pacotes.

Da mesma forma, a evolução de H e do atraso, mostradas na Figura 5.26 e na Figura 5.27, comprova que a OMT-16 apresenta bons resultados para qualquer quantidade de tráfego prioritário

até o limiar de 20% que foi estudado aqui, sendo que o tráfego normal, não prioritário, apresenta um atraso da ordem de 40 μ s em baixa carga com a OMT-16 e o tráfego prioritário apresenta um atraso médio de 30 μ s nas mesmas condições. No entanto, em cargas altas, o atraso do tráfego normal pode chegar a 200 μ s, enquanto que, nas mesmas condições, o tráfego da classe ouro não passa dos 55 μ s, comprovando a eficiência da funcionalidade de priorização de tráfego da arquitetura proposta.

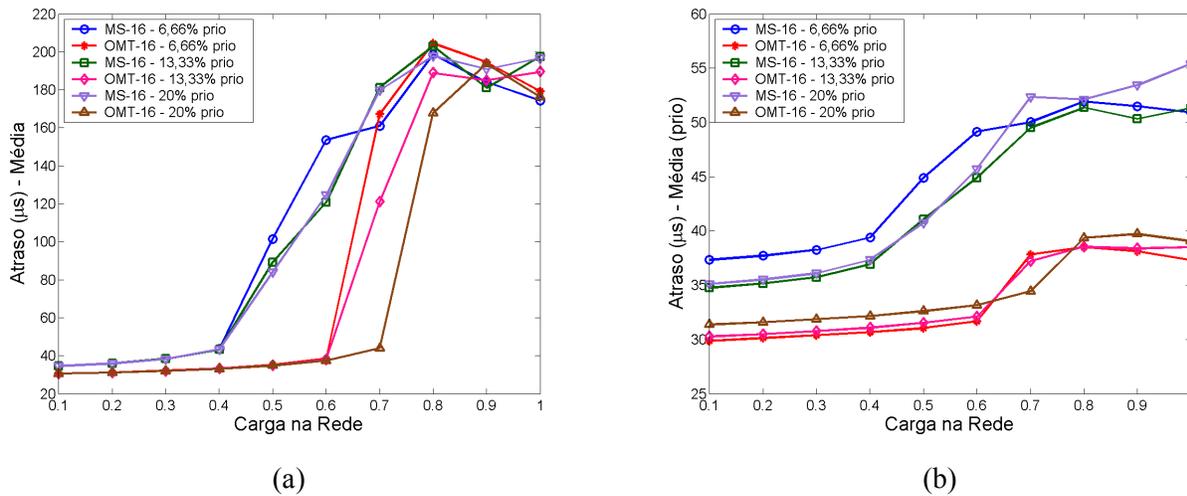


Figura 5.27 – Atraso médio para tráfego (a) não prioritário e (b) prioritário, com *buffer* para 10 pacotes.

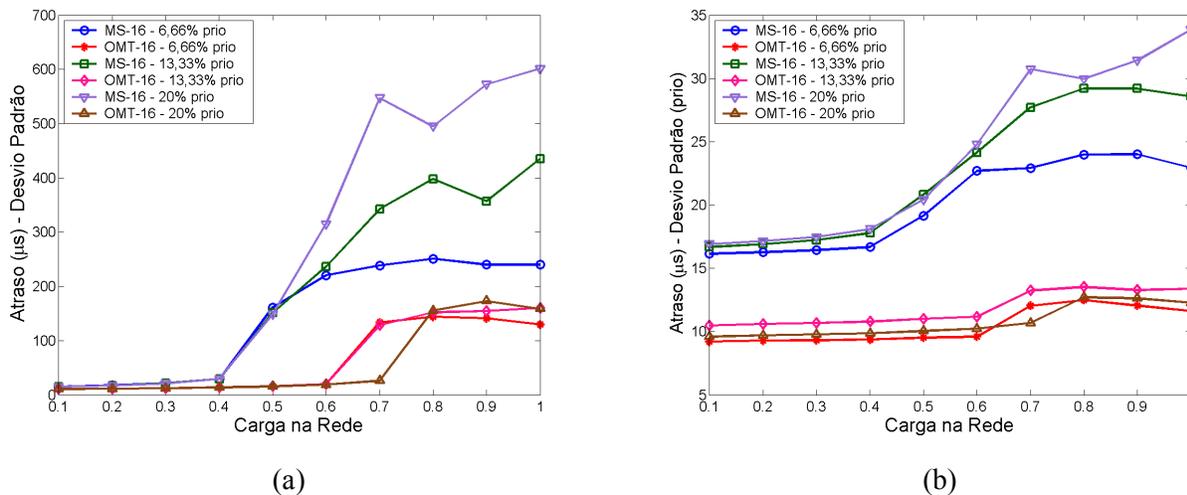


Figura 5.28 – Desvio padrão do Atraso para tráfego (a) não prioritário e (b) prioritário, com *buffer* para 10 pacotes.

De forma a tornar mais sólidas essas afirmações, a Figura 5.28 mostra o desvio padrão para o cenário estudado, evidenciando que para tráfego normal há um desvio padrão no atraso da ordem de 600 μ s para a MS-16 com tráfego prioritário de 20%, enquanto o desvio padrão do tráfego classe ouro, nas mesmas condições, não passa dos 35 μ s.

5.5 Funcionamento dos Nós de Hierarquia

Como já foi adiantado no capítulo anterior, o nó de hierarquia na arquitetura proposta deve fazer a ligação com o núcleo da rede, servindo ao mesmo tempo como acesso dos serviços entre a camada mais baixa e mais alta de rede, bem como para encaminhar pacotes entre os próprios nós de hierarquia, configurando um tráfego no nível de *backbone*. No acesso às camadas mais baixas de rede, como não há conversão de comprimento de onda, todos os pacotes devem estar num mesmo λ (comprimento de onda) e, desse modo, todo tráfego destinado ao *cluster*, proveniente do núcleo da rede, deve passar por um conversor. De forma diferente, um pacote proveniente do *cluster* básico que vá trafegar através do núcleo da rede passará por um procedimento ao chegar no nó de hierarquia que apresenta três tarefas diferentes. Essas tarefas estão relacionadas à arquitetura do nó de hierarquia, já apresentada na Figura 4.9 e consistem na multiplexação dos pacotes e nos processos de armazenamento óptico e conversão de λ dos pacotes. Deve-se ressaltar que, mesmo na transição para um domínio superior, evita-se ao máximo a conversão eletroóptica, de modo a evitar problemas com o aumento do atraso.

O procedimento de multiplexação ocorre quando, ao mesmo tempo, chegam ao nó de hierarquia um certo número de pacotes tendo como destino dentro da camada superior o mesmo nó de hierarquia. Nesse caso, esses pacotes, com a devida sinalização, poderiam ser montados como um encadeamento serial destes e só seriam separados novamente no nó de destino. Essa idéia de encadeamento precisa ainda ser amadurecida e seu funcionamento bastante refinado, embora a tecnologia para sua efetivação já exista e seja possível de ser implementada, podendo inclusive integrar conceitos de camadas superiores como protocolos MPLS [48][55], que estão sendo extensivamente estudados no roteamento em redes de longas distâncias. Depois de montado o pacote (deve-se notar que, por este fato, pode haver tráfego de pacotes com tamanhos diferentes

dentro do núcleo da rede), utilizando-se das idéias de alguns trabalhos desenvolvidos pelo DEIS na Universidade de Bolonha (Itália) [56][57][58], usou-se o conceito de Seleção de Atraso e Comprimento de Onda (WDS – *Wavelength Delay Selection*) de forma a tirar um maior proveito dos recursos de rede disponibilizados. O algoritmo WDS agenda a alocação dos pacotes em um conjunto de comprimentos de onda em função das restrições que o *buffer* coloca no sistema. Aqui, chama-se de W o número de comprimentos de onda por fibra e B o número de atrasos, provendo um número discreto de pontos de acesso para o tempo de transmissão do sistema, com um sistema primeiro a chegar, primeiro a ser servido. Quando um pacote chega, o comportamento típico do algoritmo WDS é tentar servi-lo e encaminhá-lo imediatamente através de um comprimento de onda totalmente livre ou agendar seu atendimento através de um dos atrasos disponíveis. Em uma matriz de chaveamento ideal, onde as unidades de informações podem ser livremente chaveadas no espaço e comprimento de onda, os instantes em que um pacote genérico, chegando num instante t_0 , pode ser transmitido no comprimento de onda j são $s_{ij} = t_0 + i.D$. D é a unidade de atraso. Chama-se de S o conjunto de tais instantes, em que $s_{ij} \in S$, com $i = 0, \dots, B-1$ e $j = 1, \dots, W$. A cardinalidade de S é o número de elementos no conjunto, que é dada por $|S| = W.B$.

No contexto de WDS, uma característica de tráfego que deve ser levada em consideração é que, por causa de sua natureza discreta e da alta *granularidade*, bem como o tamanho das filas, pode ser impossível alocar um pacote logo depois do final da transmissão de um outro. Portanto, são criadas lacunas entre um pacote e outro [59]. Foi mostrado que essas lacunas têm um efeito bastante ruim no desempenho do sistema, já que, do ponto de vista da rede, elas causam uma redução na banda utilizada [57]. Os algoritmos WDS são então baseados em duas heurísticas que diferem basicamente na definição da escolha do melhor conjunto atraso-comprimento de onda s_{ij} , que são classificados em:

- Tipo D: orientado a atraso: busca minimizar a latência e, portanto, manda sempre um pacote para o comprimento de onda que demanda o menor atraso.
- Tipo G: orientado a lacunas: busca minimizar as lacunas entre pacotes (maximizando a utilização do enlace), mandando o pacote para o comprimento de onda que provê a mínima lacuna.

Ainda, o algoritmo WDS pode alocar os pacotes considerando apenas os instantes de agendamento após o último pacote agendado para determinado comprimento de onda ou considerar todos os possíveis atrasos ou lacunas em um determinado comprimento de onda, usando uma técnica chamada de *Void Filling* (VF) [57].

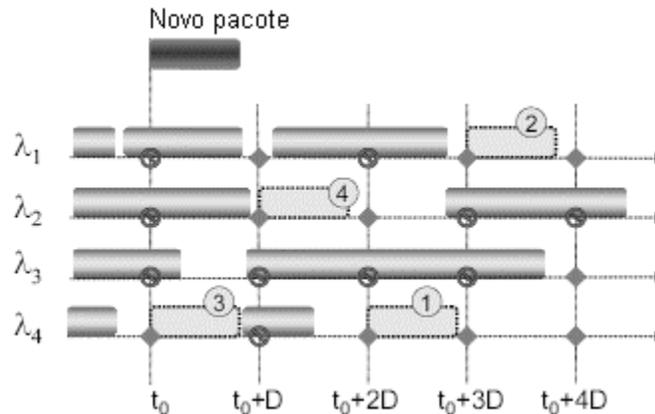


Figura 5.29 – Exemplo do funcionamento do algoritmo WDS (1) Tipo D sem VF, (2) Tipo G sem VF, (3) Tipo D com VF e (4) Tipo G com VF.

Um exemplo de um típico agendamento com o algoritmo WDS é ilustrado com a Figura 5.29, em que um pacote deve ser agendado numa determinada interface de saída em que outros pacotes já estão agendados. Aqui, $W=4$ e $B=5$, fazendo com que $|S| = 20$, com s_{ij} sendo os pontos de cruzamento entre os atrasos (D) e os comprimentos de onda (λ). Pode-se ver que 10 dos 20 s_{ij} disponíveis estão ocupados. Assim, o algoritmo WDS deve escolher o melhor entre os 10 outros instantes de serviço, dependendo do tipo do algoritmo adotado [60][61].

A grande diferença entre este trabalho, que foi desenvolvido em parceria com o grupo de pesquisas em chaveamento óptico da Universidade de Bolonha, e outros trabalhos anteriormente publicados usando os algoritmos WDS [56][58] é que, neste caso, o WDS utiliza uma restrição de conversão de comprimentos de onda, caracterizando uma conversão limitada, que pode implicar em um barateamento também dos nós de hierarquia, requisito este que se torna bastante interessante para a arquitetura proposta, continuando a aliar desempenho e baixo custo.

5.5.1 Impacto da Conversão Limitada no Algoritmo WDS

A conversão completa de comprimento de onda (FWC - *Full Wavelength Conversion*) provê a máxima flexibilidade no acesso aos recursos de chaveamento, mas também é bastante complexa e cara para a implementação. Além do mais, o algoritmo WDS vai buscar a melhor alternativa s_{ij} em um conjunto de valores que é tão grande quanto forem o número de comprimentos de onda disponíveis (W) e o número de atrasos (B). Entretanto, com o aumento de W , a implementação do algoritmo torna-se cada vez mais complexa, até o ponto em que este se torna o gargalo do sistema [58].

Portanto, limitando-se a escala de conversão dos dispositivos, a implementação das matrizes de comutação é feita simplesmente pelo equipamento. Nessa perspectiva, a Conversão Limitada de Comprimento de Onda (LWC - *Limited-range Wavelength Conversion*) é estudada como um compromisso entre flexibilidade e custo. Outros trabalhos já abordaram esse contexto, principalmente tomando o caso de redes roteadas em comprimento de onda, mostrando que LWC pode apresentar um bom nível de desempenho quando comparadas com FWC em algumas configurações [62]. Os conversores usados para LWC tipicamente possuem um número de possíveis saídas limitadas, as quais dependem do comprimento de onda de ingresso. Por causa disso, alguns pacotes podem ser bloqueados no nó de chaveamento quando todos os comprimentos de onda da gama de possíveis comprimentos de onda estiverem ocupados, embora haja outros livres que não fazem parte desse conjunto possível. O efeito do LWC no algoritmo WDS é limitar as escolhas dos possíveis s_{ij} , dependendo do comprimento de onda do pacote que chega. Os conversores que provêm LWC podem ser implementados de diferentes maneiras, que impactam na capacidade de conversão [63]. Neste trabalho, o foco foi dado para os casos em que o conjunto de W comprimentos de onda disponível em cada fibra é dividido em Sb blocos com L comprimentos de onda cada, sendo que as conversões podem acontecer apenas dentro do mesmo subconjunto de comprimentos de onda. Como em LWC o comprimento de onda w_i do pacote que chega pode somente ser convertido dentro de um subconjunto de L comprimentos de onda $L < W$, dependendo da implementação dos conversores são considerados dois casos:

- Blocos Fixos sem sobreposição (BFix): os subconjuntos são compostos de L comprimentos de onda adjacentes e sem sobreposição.
- Blocos variáveis com sobreposição (BVar): todos os comprimentos de onda são considerados numa lista seqüencial circular e para cada comprimento de onda que chega corresponde um subconjunto, no qual o comprimento de onda de chegada w_i ocupa uma posição central à direita, considerando-se W par e o número de subconjuntos Sb , um divisor de W .

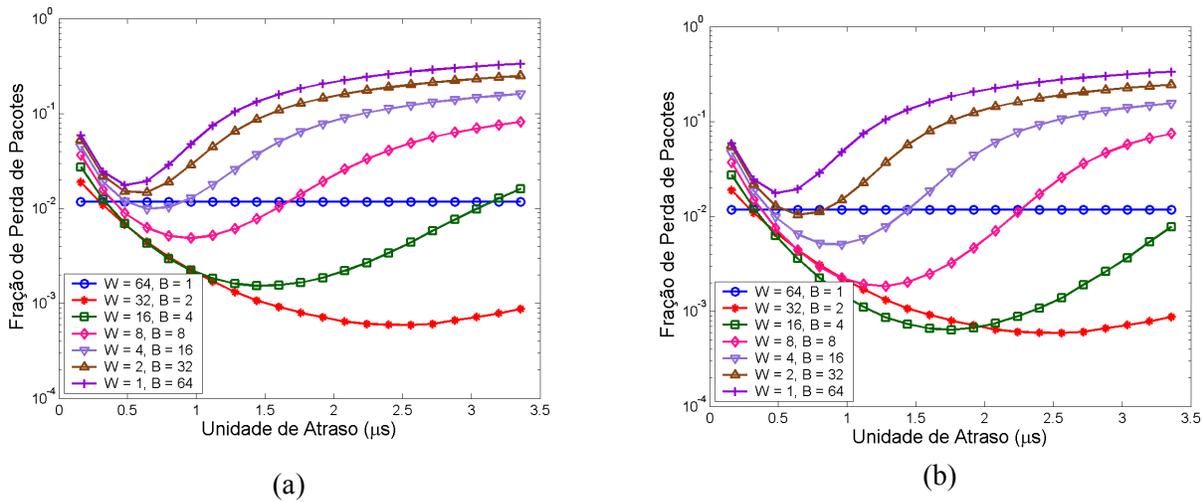


Figura 5.30 – FPP em função da unidade de atraso com FWC e $|S| = 64$ para WDS tipo (a) D e (b) G.

O principal foco deste estudo está na quantidade de recursos lógicos disponíveis $|S|$. É importante ressaltar que algoritmos WDS com o mesmo número de recursos $|S|$ podem apresentar comportamentos diferentes, dependendo de seu desempenho na resolução de contenda devido ao congestionamento. Para ilustrar esse fato, mostra-se na Figura 5.30 a FPP em função da unidade de atraso do *buffer* (comprimento entre um ponto de agendamento e outro) para o WDS tipos D e G, sem VF, para o caso FWC com $|S| = W \cdot B = 64$. Aqui, a carga na rede sempre foi mantida em 80%, as chegadas são *poissonianas*, a banda dos enlaces de 2,5 Gb/s, o tamanho médio dos pacotes é de 500 bytes e foram gerados 10 milhões de pacotes na simulação. Os resultados foram obtidos apenas do ponto de vista do nó de hierarquia, não sendo considerada nenhuma topologia de rede nem função de roteamento. A figura mostra que o principal parâmetro para determinar o desempenho do algoritmo é o W , sendo que valores maiores de W são preferíveis ao invés de maiores valores de B . Entretanto, um pequeno *buffer* no domínio do tempo é importante, já que, no arranjo com $B=1$, não

apresentam pontos de agendamento para os pacotes, de modo a permitir a implantação das estratégias D e G do algoritmo WDS. Neste caso, o desempenho do sistema é independente da unidade de atraso e é simplesmente dado pela fórmula de *Erlang B* para 64 servidores e tráfego de 51,2 *Erlangs* (igual a 0,8 *Erlang* por comprimento de onda). Outra característica é que para $W=32$ e $B=2$ o algoritmo apresenta desempenho ótimo tanto para o tipo D quanto para o tipo G.

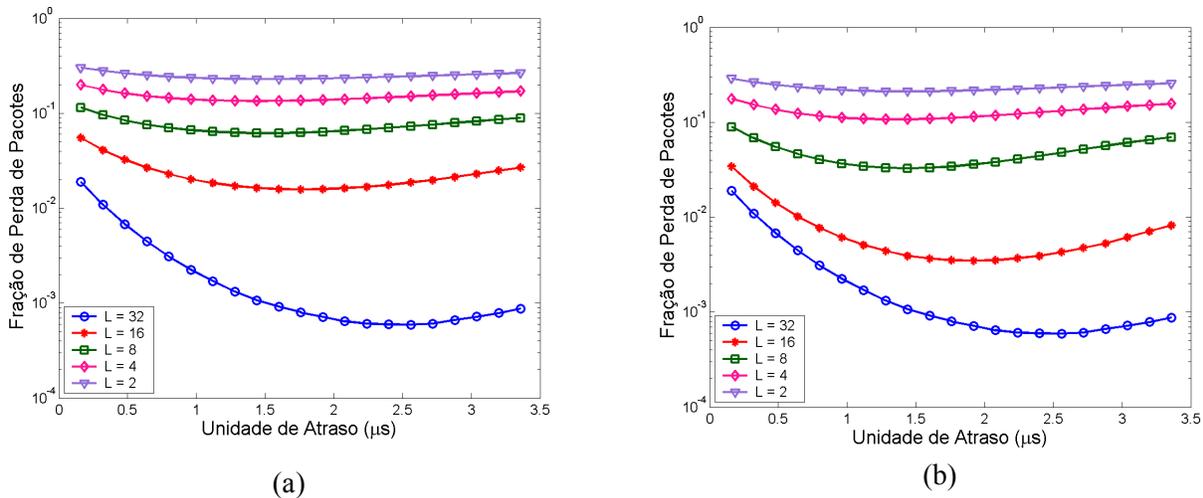


Figura 5.31 – FPP em função do atraso com LWC, $W=32$, $B=2$ e $L=2,4,8,16,32$ para (a) BFix e (b) BVar.

A Figura 5.31 mostra que, se o LWC for usado em detrimento do FWC, o desempenho torna-se pior à medida que o tamanho dos blocos de comprimentos de onda L decresce. Além disso, o desempenho usando BVar é melhor do que aquele usando BFix, o que é intuitivo, já que neste caso o particionamento de recursos é menos rígido e as oportunidades de sucesso para a resolução de contenda são maiores. De fato, quando $L = W$, tanto BFix quanto BVar apresentam o mesmo desempenho que no caso FWC.

Na Figura 5.32 (a) o desempenho do algoritmo WDS com FWC é comparado em uma situação interessante, em que $|S|$ é setado em 64 com duas configurações diferentes de W e B . O conjunto de comprimentos de onda é dividido em 2 blocos (Sb), conduzindo a uma cardinalidade de 32 em cada um dos blocos. Esta figura embasa as conclusões da análise de FWC, em que o melhor desempenho é obtido com a utilização de comprimentos de onda e *buffers* para a resolução de contenda, mas

com o número mínimo possível de atrasos ($B=2$). Mais uma vez pode-se ver que o comportamento da heurística BVar é melhor do que a BFix.

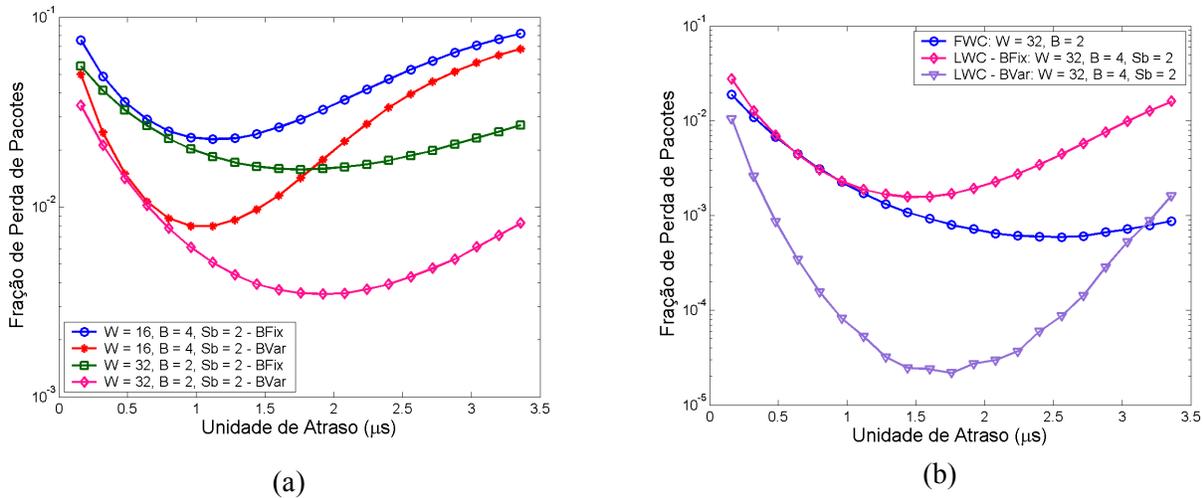


Figura 5.32 – (a) FPP em função do atraso com LWC, com $|S|=64$ e $S_b=2$, com BFix e BVar (b) FPP em função do atraso comparando FWC e LWC com $S_b = 2$ para $|S| = 64$.

Os casos anteriores ajudam a identificar o melhor arranjo para uma matriz de chaveamento óptica com LWC de forma que o desempenho lógico seja considerado. Finalmente, foi feita uma comparação direta entre os melhores casos usando LWC com o caso FWC, que é mostrado na Figura 5.32(b). Assim, no caso FWC, usou-se $|S| = 64$ ($W=32$ e $B=2$), enquanto no caso LWC foi mantido também $|S| = 64$ ($W=32, B=4, L=16$). De acordo com discussões prévias, estes casos são comparáveis considerando que haja um algoritmo WDS e que eles tenham a mesma cardinalidade. O resultado que talvez seja o menos óbvio de todos é que LWC com BVar apresenta um desempenho melhor do que o FWC, com um ganho considerável na FPP de aproximadamente uma ordem de grandeza.

Dessa forma, conclui-se que a utilização de LWC para este caso é comparável ao custo de adicionar dois atrasos (B). Assim, o arranjo com LWC pode apresentar um desempenho maior do que um arranjo com FWC.

6 Conclusões

Apresentam-se aqui algumas conclusões sobre a proposta de uma nova arquitetura para redes OPS funcionando sob condições de RD e projetada para o uso em Redes de Acesso Metropolitanas. Primeiramente apresentou-se a proposta de arquitetura, composta por topologia tipo OMT-16, que surgiu da otimização de topologias em malha para o parâmetro de número médio de *hops*. Além disso, com base em estudos anteriores, foi constatada a necessidade de adoção de *buffers* eletrônicos de entrada, fora da camada óptica, de modo a amenizar o problema de perdas de pacotes por inserção. A arquitetura proposta ainda conta com nós de hierarquia que fazem a interligação das camadas mais baixas de rede (*clusters*), compostas pela topologia OMT-16, com camadas mais altas, em que o tráfego é mais pesado e há necessidade de estratégias mais robustas para a resolução de contenda em cargas até 80%. Ainda, os nós básicos de rede apresentam funcionalidades para prover alguns requisitos de QoS, que são constatados com baixos níveis de perdas de pacotes, atrasos da ordem de poucos microssegundos e baixo fator de inversão de ordem de pacotes. Além disso, a arquitetura é capaz de prover diferenciação de serviços para até duas classes de tráfego.

Sobre a inserção dos *buffers* eletrônicos de entrada, os resultados mostraram que este deve ser limitado a um tamanho que não deve passar de uma centena de pacotes. Tipicamente, o tamanho destes *buffers* deve estar limitado a poucas dezenas, sendo que neste trabalho a maior parte dos

resultados satisfatórios, em termos de atraso, foram obtidos com um tamanho de 10 pacotes neste trabalho. Os resultados ainda mostraram que, independentemente do tamanho destes *buffers*, sempre haverá perdas de pacotes nas condições de simulação anotadas e na região de altas cargas, em virtude da dinâmica de ocupação destes e da criticalidade de alguns enlaces, que ficam mais cheios e são mais requisitados que outros. Este problema de maior criticalidade de alguns enlaces só poderia ser solucionado adotando-se novas estratégias de roteamento que levassem em conta outras variáveis, como, por exemplo, a ocupação dos enlaces. Entretanto, tal solução fica descartada já que a arquitetura foi pensada de modo a apresentar uma solução simples para as redes metropolitanas de acesso, com custos tecnológicos e econômicos baixos. Além disso, até cerca de 75%, segundo a Figura 5.2, a rede utilizando a topologia OMT-16 apresentou resultados muito bons. Assim, considerando-se que neste tipo de rede o tráfego é menos agregado, a rede não estará, nas condições normais de funcionamento, exposta a volumes de tráfego maiores que este valor, a partir do qual não se podem garantir bons níveis de serviço.

Sobre a topologia OMT-16, esta apresentou resultados bem melhores quando comparados com, por exemplo, a MS-16. Algumas características que fazem dela uma alternativa interessante é seu menor número médio de *hops* e a melhor distribuição de tráfego em condições SF. Essa melhor distribuição de tráfego também pode ser estendida para as condições de RD, como os resultados mostraram. Uma questão que porventura se pode levantar com relação à OMT-16 é que, nas condições de simulação, os enlaces foram mantidos com um tamanho fixo, o que conseqüentemente leva a uma estrutura tridimensional, sem a possibilidade de ser colocada em um plano evitando cruzamentos entre enlaces. Por este fato, a utilização desta topologia, com a distribuição de enlaces mostrada na Figura 3.6, leva, na prática, à existência de enlaces com comprimentos diferentes. Neste caso, porém, este não deve ser um fator a ser levado em conta nos resultados finais, já que nas redes metropolitanas os enlaces não cobrem grandes distâncias, não tendo influência significativa no atraso final.

Sobre a proposta de uma métrica para a avaliação quantitativa do nível de inversão de ordem dos pacotes, os primeiros resultados foram interessantes e permitiram uma análise dos efeitos dessa inversão de ordem na arquitetura OPS proposta. Dessa forma, mostrou-se que este problema de inversão de ordem deve ser levado em consideração a partir de 50% de carga nas redes, sendo que

seus efeitos são mais sentidos com o aumento da capacidade de armazenamento dos *buffers* eletrônicos de entrada. Dessa forma, para *buffers* pequenos, com capacidade de armazenamento para até 10 pacotes, os efeitos da inversão de ordem começam a ser consideráveis a partir de 70% de carga. Além disso, a partir dos resultados, pode-se observar que a OMT-16 é menos sensível ao problema de inversão de ordem, quando comparada com sua análoga MS-16. Considera-se que a métrica adotada neste trabalho ainda não tenha uma formulação definitiva, já que existem 4 parâmetros estatísticos que foram utilizados para se chegar à formulação aqui empregada, sendo que poderiam ser aplicadas outras heurísticas, ainda usando os mesmos parâmetros, que poderiam até conduzir a formulações com melhores resultados.

Sobre a capacidade da rede de prover serviços diferenciados, analisou-se, por meio da FPP dos pacotes com tráfego não-prioritário, bem como número de *hops* e atraso dos pacotes prioritários e não-prioritários, que a arquitetura de rede OPS proposta, quando dispõe dos mecanismos para provisão de serviços diferenciados, como mostrado aqui, é capaz de prover serviços de qualidade até cerca de 60% de carga, mais uma vez comprovando que o funcionamento em termos de rede de acesso metropolitana deve ser satisfatório.

Sobre os nós de hierarquia, mostrou-se que a arquitetura proposta é capaz de se integrar com as camadas de rede superiores, onde o tráfego é mais intenso, com a adoção de critérios de resolução de contenda aliando conversão parcial de comprimento de onda e linhas de atraso atuando como armazenadores ópticos. O algoritmo utilizado para a seleção do atraso e comprimento de onda disponível faz parte das pesquisas desenvolvidas no Departamento de Engenharia Elétrica da Universidade de Bolonha, Itália, ao qual foi introduzida a particularidade de conversão parcial de comprimento de onda, intimamente relacionado à arquitetura de rede OPS aqui proposta, a qual busca aliar bons níveis de desempenho a baixo custo de funcionamento e de implementação. Assim, os resultados obtidos, avaliados em termos de FPP, mostraram que se pode ter bom nível de desempenho, com uma carga de 80% e uma unidade de comprimento da fibra de retardo suficiente para armazenar um pacote com comprimento de 500 *bytes*. Um outro resultado não expresso em curvas de desempenho, mas também valioso, é o fato de ter alcançado um bom nível de relacionamento e de cooperação internacional, sendo que há a expectativa de continuidade deste trabalho conjunto em nível experimental.

Em relação a trabalhos futuros, espera-se continuar o desenvolvimento desta arquitetura de rede, mas agora em duas frentes. Uma dessas frentes continuará estudando aspectos teóricos do funcionamento da arquitetura OPS proposta, com a análise de outras formulações para a métrica de avaliação da desordem dos pacotes e também estudando protocolos de rede de níveis superiores, os quais poderiam integrar a rede física apresentada aqui com os protocolos existentes da camada de transporte e da camada de controle, os quais são os verdadeiros responsáveis pela garantia de QoS na arquitetura proposta. Assim sendo, a proposta apresenta funcionalidades que, em princípio, provêem condições para a garantia de QoS, os quais apenas são atendidos a partir da integração dos protocolos de rede existentes. Outra questão teórica que permanece em aberto é a análise de segurança e confiabilidade contra falhas, item este que também se encontra intimamente relacionado à provisão de qualidade de serviço. Além dessas questões teóricas, pretende-se começar a implementação da experimental da rede, utilizando como base as experiências de geração e chaveamento de pacotes ópticos, já desenvolvidas anteriormente, às quais serviram como inspiração para a arquitetura de rede proposta aqui.

Referências Bibliográficas

- [1] M. Ael-Sayed, J. Jaffe, “A view of telecommunications network evolution”, IEEE Communications Magazine, Volume 40, no 12, Dec. 2002, pp 74 – 81.
- [2] B. Gajda, V. Rajaravivarma, “Dream of tomorrows' broadband multimedia pipeline”, Proceedings of the 35th Southeastern Symposium on System Theory, 2003,16-18 March 2003, pp 24 – 28.
- [3] F. R. Barbosa, A. C. Sachs, R. S. Ferreira, M. T. Furtado, “New Photonic System for Optical Packet Switching”, Proc. 6th World Conference on Systemics, Cybernetics, and Informatics – SCI'2002 , Orlando, FLA, USA, July 2002.
- [4] L. H. Bonani, M.T. Furtado, E. Moschim, F.R. Barbosa, “Analysis of Optical Packet Switching Performance with Spatial Contention Resolution for Optical Access Networks”, Proc. of the 2nd IASTED International Conference on Telecommunications, Benalmádena, Spain, September, 2003.
- [5] D. J. Blumenthal, P. R. Prucnal and J. R. Sauer, “Photonic packet switches: architectures and experimental implementations”, Proceedings of the IEEE vol.82, no.11, pp.1650-1667, 1994.
- [6] R. S. Tucker and W. D. Zhong, “Photonic packet switching: an overview”, IEICE Transactions on communications vol.E82-B, no.2 pp.254-264, 1999.

- [7] S. Yao and B. Mukherjee, “Advances in photonic packet switching: an overview”, IEEE Communications Magazine pp.84-94, February 2000.
- [8] A. Pattavina, M. Martinelli, G. Maier and P. Boffi, “Techniques and technologies toward all optical switching”, Optical Networks Magazine pp.75-93, April 2000.
- [9] P. Gambini, M. Renaud, C. Guillemot, F. Callegati, I. Andonovic, B. Bostica, D. Chiaroni, G. Corazza, S.L. Danielsen, P. Gravey, P.B.Hansen, M. Henry, C. Janz, A. Kloch, R. Krahenbuhl, C. Raffaelli, M. Schilling, A. Talneau, L. Zucchelli, “Transparent optical packet switching: network architecture and demonstrators in the KEOPS project”, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol 16, no. 7, pp. 1245-1259, Sept 1998.
- [10] S. Yao, et al, “A Unified Study of Contention-Resolution Schemes in Optical Packet-Switched Networks”, Journal of Lightware Technology, March, 2003.
- [11] I. Chlamtac, A. Fumagalli, “An Optical Switch Architecture for Manhattan Networks”, IEEE J.Select. Areas Communic. vol.11, no. 4, p.550, May 1993.
- [12] F. R. Barbosa, D. Maia Jr, E. Moschim, L. Pezzolo, A. C. Sachs, “Optical Packet Switching and Routing Using RF Frequency Header Label for Application in Metropolitan Access Networks”, SPIE- ITCOM’2003, paper 5247-20, Florida USA, Sept. 2003.
- [13] F. R. Barbosa, D. Maia, L. Pezzolo, A. C. Sachs, M. R. Salvador, “Optical Packet Switching Node for Metro-Access Networks”, Proc. of European Conference on Optical Communications – ECOC’2003, 2003.
- [14] L. H. Bonani, M. T. Furtado, E. Moschim, F. R. Barbosa, “Analysis of Optical Packet Switching Performance with Spatial Contention Resolution for Optical Access Networks”, Proceedings of the Second IASTED International Conference on Communication Systems and Networks, September 2003, Benalmádena, Spain, Calgary: ACTA Press, pp. 418-423.

- [15] L. H. Bonani, F. J. L. Padua, F. R. Barbosa, E. Moschim, “Optical Packet Switching Access Networks Using Time and Space Contention Resolution Schemes”, Lecture Notes in Computer Science, 2004, Berlin, v. 3124, pp. 272-281.
- [16] L. H. Bonani, F. R. Barbosa, E. Moschim, “Performance and Dimensioning Analysis of Optical Packet Switching Access Networks with Variable Traffic Demands”, Proceedings of the 11th International Conference on Telecommunications, August 2004, Fortaleza-CE, Brazil.
- [17] L. H. Bonani, “Contribuição ao Estudo de Redes Fotônicas de Pacotes”, Dissertação de Mestrado, FEEC/Unicamp, 2003.
- [18] D. Shimazaki, E. Oki, K. Shiimoto, N. Yamanaka, “GMPLS and IP+MPLS interworking technologies - routing and signaling”, Workshop on High Performance Switching and Routing, HPSR 2004, pp 27-31, 2004.
- [19] A.M. Ionescu-Graff, F. Magee, S. Prakash, B. Tang, A.Zhu, “Quantifying the value propositions of MPLS evolution; why and when to migrate to a converged MPLS core?”, 11 th International Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium, NETWORKS 2004, pp. 45-50, June 2004.
- [20] S. Banerjee, B. Mukherjee, “Algorithms for Optimized Node Arrangements in ShuffleNet Based Multihop Lightware Networks”, Proceedings of IEEE Infocom, S. Francisco, March 28-April 1, 1993.
- [21] P. Pacyna, “OSPF complete implementation”, IEEE Communications Magazine, Volume 39, no. 6, June 2001, pp 22 – 24.
- [22] Rose, C., “Mean Internodal Distance in Regular and Random Multihop Networks”, IEEE Transactions on Communications, Vol. 40, no. 8, August, 1992.

- [23] P. Baran, “On distributed communication networks”, IEEE Transactions on Communications Systems, vol 12, pp.1-9, 1964.
- [24] J. Nittayawan, S. Runggeratigul, “Optimum Logical Topology for WDM Networks”, Proceedings of the 2002 International Technical Conference on Circuits/Systems, Computers and Communications (ITC-CSCC 2002), pp. 1371-1374, Jul. 16-19, 2002.
- [25] 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 2002.
- [26] F. R. Barbosa, A. C. Sachs, M. T. Furtado, J. B. Rosolem, “Optical Packet Switching: a transmission and recovery demonstration using a SCM header”, XIX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações – SBT’2001, Fortaleza – CE – Brasil, Setembro 2001.
- [27] I. Glesk, K. I. Kang, and P.R. Prucnal, “All-optical address recognition and self-routing in a 250 Gbit/s packet switched,” Electronics Letters, vol. 30, pp. 1322-1323, 1994.
- [28] D. Cotter, J. K. Lucek, M. Shabeer, K. Smith, D. C. Rogers, D. Nettet and P. Gunning, “Self-routing of 100 Gbit/s packets using 6 bit ‘keyword’ address recognition,” Electronics Letters, vol. 31, pp. 2201-2203, 1995.
- [29] A. Carena, M. D. Vaughn, R. Gaudino, M. Shell and 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.
- [30] D. Wonglumsom, I. M. White, S. M. Gemelos, K. Shrikhande and 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.

- [31] C. Guillemot, M. Renaud et al, “Transparent optical packet switching: the European ACTS KEOPS project approach”, *Journal of Lightwave Technology* vol,16, no.12, pp.2117-2134, 1998.
- [32] L. Rau, S. Rangarajan, D. J. Blumenthal, H.-F. Chou, Y.-J. Chiu and J.E. Bowers, “Two-hop all-optical label swapping with variable length 80 Gb/s packets and 10Gb/s labels using nonlinear fiber wavelength converters, unicast/multicast output and a single EAM for 80 – to 10Gb/s packet demultiplexing”, *OFC 2002, Postdeadline papers*, pp. FD2-1 FD2-3, 2002.
- [33] M. Murata and Ken-ichi Kitayama, “Ultrafast photonic label switch for asynchronous packets of variable length”, *IEEE INFOCOM 2002*, pp. 371-380, 2002.
- [34] N. S. Patel, K. A. Rauschenbach, K. L. Hall, “40-Gb/s demultiplexing using an ultrafast nonlinear interferometer (UNI)”, *IEEE Photonic Technology Letters*, Vol. 8, pp. 1695-1697, 1996.
- [35] R. Schrieck, M. Kwakernaak, H. Jackel, E. Gamper, E. Gini, W.Vogt, H. Melchior, “Ultrafast switching dynamics of Mach-Zehnder interferometer switches”, *IEEE Photonics Technology Letters*, vol.13, pp. 603 –605, 2001.
- [36] C. Qiao, M. Yoo, “Optical Burst Switching (OBS) – a new paradigm for an Optical Internet”, *Journal of High Speed Networks*, Vol 8, no. 1, pp. 69-84, 1999.
- [37] T. Coutelen, H. Elbiaze, B. Jaumard, "Performance comparison of OCS and OBS switching paradigms", *Proceedings of 7th International Conference on Transparent Optical Networks*, 2005, Vol. 1, pp. 212-215, July 2005.
- [38] A. S. Acampora and 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.
- [39] T. H. Cormen, C. E., Leiserson, R. L., Rivest, “The Floyd-Warshall algorithm”, in *Introduction to Algorithms*, first edition, MIT Press and McGraw-Hill, pp. 558–565, 1990.

- [40] L. N. Castro, F. J. Von Zuben, “Notas de aula de IA707 – Introdução à Computação Evolutiva”, <http://www.dca.fee.unicamp.br/~vonzuben/courses/ia707.html>.
- [41] A.E. Eiben, J.E. Smith, Introduction to Evolutionary Computing, Springer, 2003.
- [42] T. Bäck, D. Fogel, Z. Michalewicz, Handbook of Evolutionary Computation, Oxford Univ. Press, 1997.
- [43] T. Bäck, H.P. Schwefel, “An overview of evolutionary algorithms for parameter optimization”, Evolutionary Computation, Vol 1, no. 1, pp. 1-23, Spring 1993.
- [44] T. Bäck, “Evolutionary Algorithms in Theory and Practice: Evolution Strategies”, Evolutionary Programming, Genetic Algorithms, Oxford Univ. Press, 1996.
- [45] The Network Simulator – NS-2, <http://www.isi.edu/nsnam/ns>, 01/08/2006.
- [46] L. Breslau, et. All, “Advances in Network Simulation”, IEEE Computer Magazine, Vol. 33, pp. 59-67, May 2000.
- [47] A Viswanathan, N Feldman, Z Wang, R Callon, “Evolution of multiprotocol label switching”, IEEE Communications Magazine, Vol 36, no. 5, pp. 165-173, May, 1998.
- [48] D Awduche, Y Rekhter, “Multiprotocol lambda switching: combining MPLS traffic engineering control with optical crossconnects”, IEEE Communications Magazine, Vol 39, no. 3, pp. 111-116, May, 2001.
- [49] 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, Brazil, September 2002.

- [50] K. H. Liu, C. Liu, J. L. Pastor, A. Roy and J. Y. Wei, "Performance and Testbed Study of Topology Reconfiguration in IP Over Optical Networks, IEEE Transactions on Communications, vol. 50, no.10, pp. 1662-1679, October 2002.
- [51] A. Zaganiaris, M. Tahkokorpi, M. Drieskens, M.; J. van Hoecke, B. T. Olsen, S. Markatos, M. De Bortoli, "Life cycle costs and economical budget of optical and hybrid access networks", 5th Conference on Optical/Hybrid Access Networks, 7-9 Sept. 1993, pp.7.01/01 - 7.01/08.
- [52] Y. Haijun, S. J. B Yoo, "All-optical variable buffering strategies and switch fabric architectures for future all-optical data routers", Lightwave Technology, Vol. 23, no. 10, pp 3321-3330, Oct. 2005.
- [53] A.M. Legendre. Nouvelles méthodes pour la détermination des orbites des comètes (1805). "Sur la Méthode des moindres carrés" appears as an appendix.
- [54] R.A. Fisher. "The goodness of fit of regression formulae, and the distribution of regression coefficients", J. Royal Statist. Soc., 85, 597-612, 1922.
- [55] C. Qiao, "Labeled optical burst switching for IP-over-WDM integration", IEEE Communications Magazine, Vol 38, no. 9, pp. 104-114, Sep, 2000.
- [56] F. Callegati, W. Cerroni, C. Raffaelli, P. Zaffoni, "Wavelength and Time Domains Exploitation for QoS Management in Optical Packet Switches", Computer Networks, Vol. 44, No 4, pp. 569-582, 2004.
- [57] F. Callegati, "Optical Buffers for Variable Length Packets", IEEE Communications Letters, Vol. 4, N.9, pp. 292-294, 2000.
- [58] F. Callegati, H. C. Cankaya, Y. Xiong, M. Vandenhoute, "Desing issues for optical IP routers", IEEE Communication Magazine, Vol. 37, N. 12, pp. 124-128, 1999.

- [59] L. Tancevski et al., “Optical routing of asynchronous, variable length packets”, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 18, No. 10, pp. 2084-2093, 2000.
- [60] Y. Xiong et al., “Control architecture in optical burst-switched WDM networks”, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol.18, No. 10, pp. 1838-1851, 2000.
- [61] F. Callegati, W. Cerroni, G. Corazza “Optimization of Wavelength Allocation in WDM Optical Buffers”, Optical Networks Magazine, Vol. 2, No. 6, pp. 66-72, 2001.
- [62] F.A. Al-Zahrani, A.A. Habiballa, A.G. Fayoumi, A.P. Jayasumana, “Performance Tradeoffs of Shared Limited Range Wavelength Conversion Schemes in Optical WDM Networks”, Second IFIP International Conference on Wireless and Optical Communications Networks, pp. 18- 22, 6-8 March, 2005.
- [63] S.J.B. Yoo, “Wavelength Conversion Technologies for WDM Network Applications”, Journal of Lightwave Technology, Vol.14, No.6, pp. 955- 966, June 1996.

Trabalhos Publicados

- [1] L. H. Bonani, M. T. Furtado, E. Moschim, F. R. Barbosa, “Analysys of Optical Packet Switching Performance with Spatial Contention Resolution for Optical Access Networks”, *Proceedings of the Second IASTED Internacional Conference on Communication Systems and Networks*, September 2003, Benalmádena, Spain, Calgary: ACTA Press, pp. 418-423.
- [2] L. H. Bonani, F. R. Barbosa, E. Moschim, “Performance and Dimensioning Analysis of Optical Packet Switching Access Networks with Variable Traffic Demands”, *Proceedings of the 11th International Conference on Telecommunications, ICT’2004*, August 2004, Fortaleza-CE, Brazil.
- [3] L. H. Bonani, F. J. L. Padua, F. R. Barbosa, E. Moschim, “Optical Packet Switching Access Networks Using Time and Space Contention Resolution Schemes”, *Proceedings of the 11th International Conference on Telecommunications, ICT’2004*, in: *Lecture Notes in Computer Science*, 2004, Spriger-Verlag, Berlin, v. 3124, pp. 272-281.
- [4] L. H. Bonani, F. R. Barbosa, E. Moschim, “Fully Optimized Mesh Topologies for Optical Packet Switching Network Architectures”, *Proceedings of the 13th International Conference on Telecommunications, ICT’2006*, May 2006, Madeira Island, Portugal.

[5] F. Callegati, W. Cerroni, L. H. Bonani, F. R. Barbosa, E. Moschim, G. S. Pavani “Congestion Resolution in Optical Burst/Packet Switching with Limited Wavelength Conversion”, to appear at 49th IEEE Globecom Technical Conference’2006, November, 2006, San Francisco, USA.

[6] I. B. Martins, L. H. Bonani, F.R. Barbosa, E. Moschim, “Dynamic Traffic Analysis of Metro Access Optical Packet Switching Networks having Mesh Topologies”, to appear at *Proceedings of the International Telecommunications Symposium, ITS’2006*, September 2006, Fortaleza, Brazil.

[7] L. H. Bonani, F.R. Barbosa, E. Moschim, “Modelling And Analysis of Optical Packet Switched Networks in Mesh Topology”, to appear at *Proceedings of the International Telecommunications Symposium, ITS’2006*, September 2006, Fortaleza, Brazil.

Anexo A

Confiabilidade Estatística

De modo a justificar a confiança nos dados estatísticos obtidos com as simulações, foram feitos alguns testes com o número de pacotes que circularam nas redes estudadas. Como o tipo de tráfego adotado para a maior parte das simulações é um tráfego com distribuição uniforme do intervalo de tempo entre pacotes, estes tendo sempre um tamanho fixo de 500 *bytes*, já se adianta que o número de pacotes não precisa ser elevado para se alcançar resultados confiáveis.

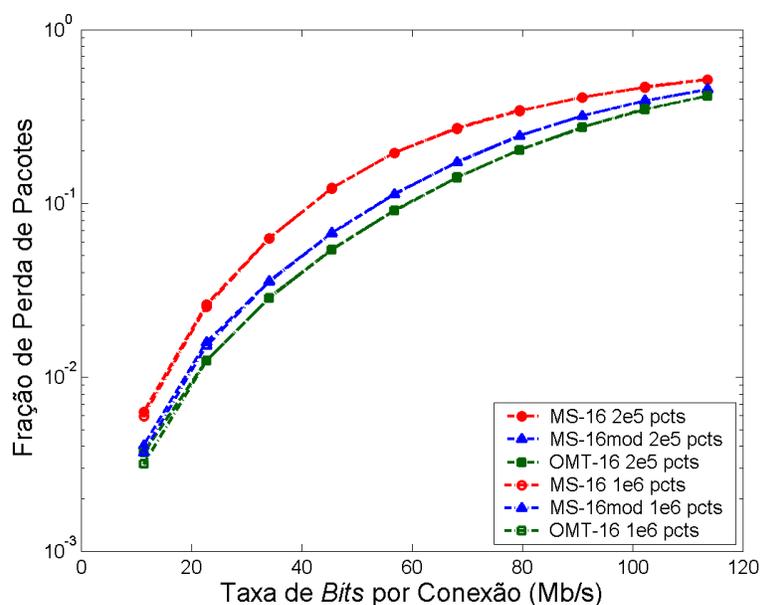


Figura. A.1 – Fração de Perda de Pacotes.

Assim, a Figura A.1 apresenta os resultados de FPP na comparação entre três topologias distintas com 16 nós (MS-16, MS-16mod e OMT-16), com base nas quais o número de pacotes da simulação foi admitido como sendo de 200 mil e 1 milhão de pacotes. Os resultados são praticamente idênticos, como se pode observar também na Figura A.2, em que os resultados para as duas resoluções da simulação são mostrados separadamente em duas figuras.

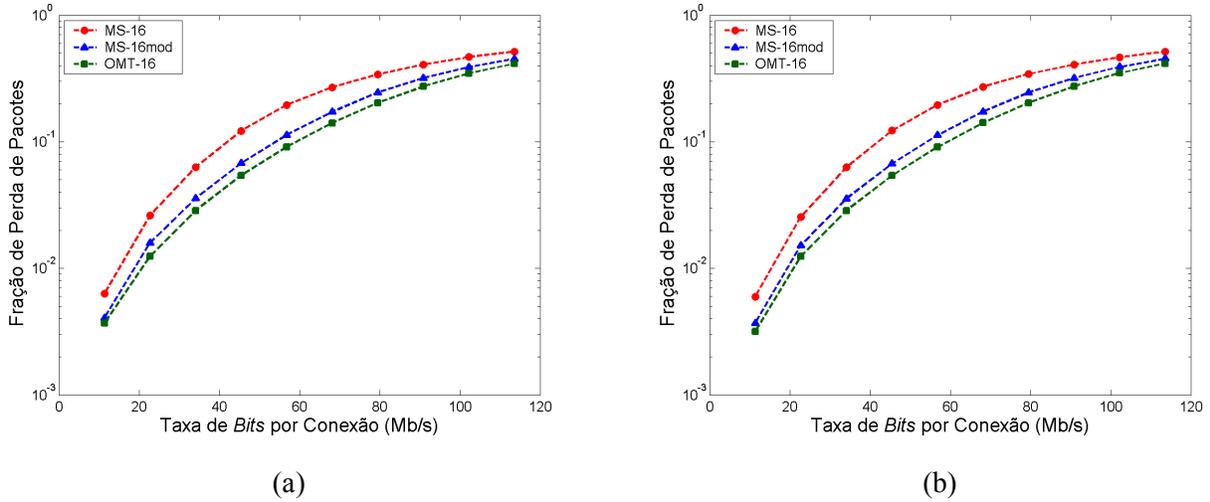


Figura. A.2 – FPP medida com resolução de (a) 200 mil e (b) 1 milhão de pacotes.

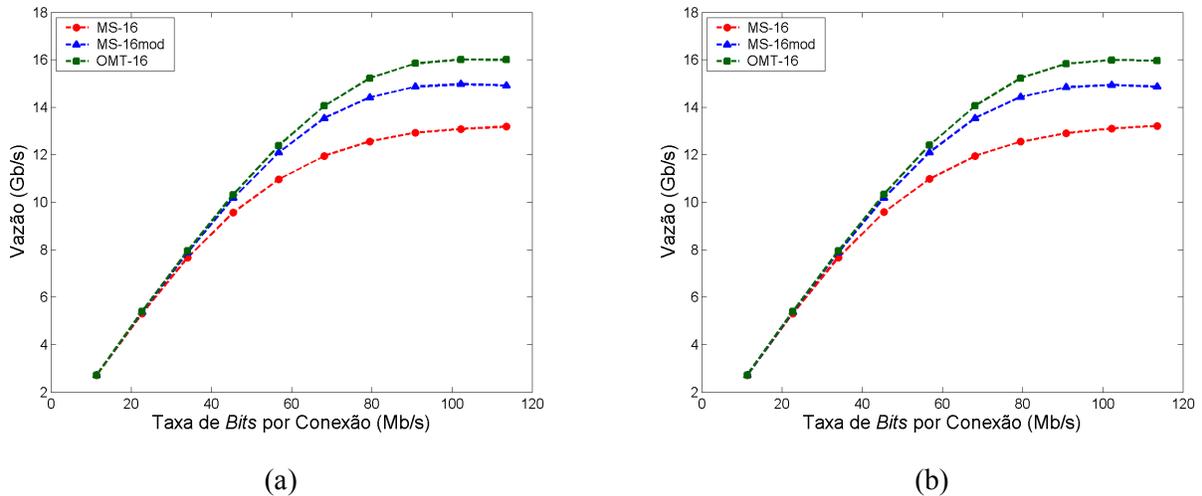
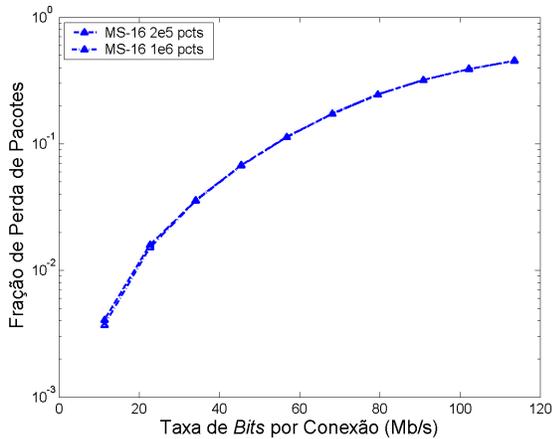
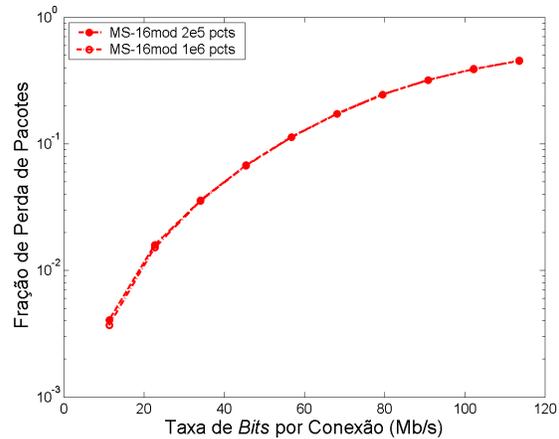


Figura. A.3 – Vazão medida com resolução de (a) 200 mil e (b) 1 milhão de pacotes.

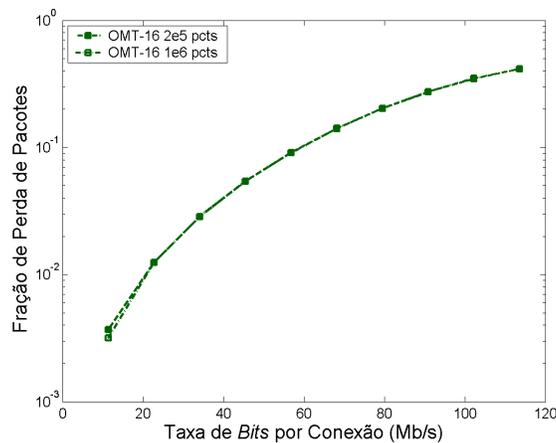
Da mesma forma, apresentam-se na Figura A.3 os resultados de Vazão para essas duas resoluções. Como para os resultados de FPP, os gráficos de Vazão são praticamente idênticos tanto para 200 mil pacotes como para 1 milhão, o que leva a concluir que uma resolução de 200 mil pacotes já é suficiente para determinar um comportamento estatístico eficiente para as condições de tráfego uniforme.



(a)



(b)



(c)

Figura. A.4 – FPP medida com resolução de 200 mil e 1 milhão de pacotes para (a) MS-16, (b) MS-16mod e (c) OMT-16

A Figura A.4 mostra a avaliação das topologias separadamente, de forma a tentar identificar algum ponto de disparidade. Daqui se pode ver claramente que apenas no ponto onde as redes estão menos carregadas se pode identificar uma pequena diferença entre as duas resoluções, fato que não chega

a comprometer o resultado final das simulações, já que estas diferenças são da ordem de menos de 1%.

Por este motivo, para as simulações feitas com esse tipo de tráfego, foi adotada sempre a resolução de 200 mil pacotes, já que, com um número menor de pacotes, o tempo de simulação é menor e tende-se praticamente ao mesmo resultado do que quando se utiliza uma resolução cinco vezes maior.

Anexo B

Estudo Analítico do Roteamento por Deflexão

De modo a avaliar o desempenho da rede analiticamente, assumiu-se um método estatístico estimado que foi baseado na distribuição de probabilidades de caminhos preferenciais e de número médio de *hops* H . Assim, um pacote que não apresenta nenhuma deflexão no caminho de seu nó de origem até o destino, sendo sempre encaminhado através de sua porta preferencial, alcança seu destino com o menor número de *hops* possível. Por outro lado, a ocorrência de deflexões pode aumentar o número médio de *hops*. O modelo aqui descrito fornece uma aproximação para o comportamento dos pacotes nesse tipo de rede. Assim, para uma rede com N nós, foi usado um tráfego regular segundo o qual cada nó envia um fluxo de pacotes para todos os outros, resultando em $N.(N-1)$ fluxos de tráfego. A taxa de *bits* para cada fluxo de tráfego é sempre menor do que a banda do enlace S . A variável independente é a carga nos enlaces, representada por L_c , a qual varia de zero a um. Cada nó espera por um espaço de tempo disponível para inserir um pacote na rede e mantém um *buffer* eletrônico para permitir esta operação.

Um dado pacote, que aqui se chama de pacote de teste, pode ser enviado sem sofrer contenda para sua porta preferencial se (a) o pacote de teste chega sozinho ao nó de rede, (b) o pacote de teste chega ao nó de rede com outro pacote que é destinado a este mesmo nó, o que faz com que estes dois pacotes não disputem uma porta preferencial e, (c) o pacote de teste chega ao nó com um outro pacote, mas estes dois possuem diferentes portas de saída preferenciais e, portanto, não haverá

contenda entre eles. Também, o pacote pode ser encaminhado para sua porta preferencial se, ocorrendo contenda com outro pacote, este sair vitorioso na disputa.

Assim, considerando que haja um pacote de teste no nó, a probabilidade de este estar sozinho em um certo nó é a probabilidade de haver um espaço de tempo livre neste nó, que é dada por

$$P_a = (1 - L_c) \quad (\text{B.1})$$

A probabilidade de um pacote ser endereçado para um dado nó pode ser aproximado pela Equação (B.2), assumindo que haja $(N-1)$ fontes de tráfego endereçadas para cada nó, com uma carga nos enlaces de L_c , e contando com o fato de que o número total de fontes de tráfego é $N \cdot (N-1) = (N-1) + (N-1)^2$

$$P_n = \frac{(N-1)}{(N-1) + L_c \cdot \frac{(N-1)^2}{N}} = \frac{1}{1 + L_c \cdot \frac{N-1}{N}} \quad (\text{B.2})$$

Assim, a probabilidade de haver um pacote no nó que é endereçado a ele é

$$P_b = L_c \cdot P_n \quad (\text{B.3})$$

Por outro lado, a probabilidade de um pacote chegar em um nó, tendo uma porta preferencial diferente daquela do pacote de teste, é dada por

$$P_c = L_c \cdot (1 - P_n) \cdot \frac{1}{2} \quad (\text{B.4})$$

E, finalmente, a probabilidade do pacote não entrar em contenda é

$$P_{nc} = P_a + P_b + P_c \quad (\text{B.5})$$

Assumindo que, se um pacote de teste experimentar uma contenda, este tem probabilidade de 50% de vencê-la, pode-se escrever a probabilidade do pacote de teste ser encaminhado através da porta preferencial como

$$P_p = P_{nc} + \frac{1 - P_{nc}}{2} \quad (\text{B.6})$$

E, como resultado, a probabilidade de deflexão é dada por

$$P_d = 1 - P_p \quad (\text{B.7})$$

Continua-se a análise assumindo um pacote de teste destinado ao nó 1. Para calcular a probabilidade de encontrar o pacote de teste em qualquer nó ao longo do tempo, monta-se a matriz de probabilidades de transição T , como mostrado em (B.8) para uma rede *Manhattan Street* com 4 nós. Cada coluna representa o nó no qual o pacote está em um determinado momento e cada linha representa a probabilidade de o pacote alcançar cada um dos N nós no momento seguinte. Os nós *don't care*, definidos como aqueles que oferecem caminhos equivalentes para o pacote, com qualquer uma das portas de saída, não são considerados. Assim,

$$T = \begin{pmatrix} 0 & P_p & 0 & P_p \\ 0 & 0 & P_p & 0 \\ 0 & P_d & 0 & P_d \\ 0 & 0 & P_d & 0 \end{pmatrix} \quad (\text{B.8})$$

E seguindo um pacote de teste em um momento inicial $k=1$, tem-se a probabilidade de $1/(N-1)$ de encontrá-lo em qualquer um dos $N-1$ nós e probabilidade zero de encontrá-lo no nó 1. Isso define uma matriz coluna de probabilidades P_1 , que é dada por (B.9)

$$P_1 = \begin{pmatrix} 0 \\ 1/(N-1) \\ 1/(N-1) \\ 1/(N-1) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 0 \\ 1/3 \\ 1/3 \\ 1/3 \end{pmatrix} \quad (\text{B.9})$$

Como cada linha "i" representa a probabilidade de encontrar o pacote de teste em um nó "i", num instante $k=2$ pode-se calcular a matriz de probabilidades $P_2=T.P_1$ e encontrar todos os valores $P_k=T.P_{k-1}$ para qualquer instante k . O primeiro elemento de P_k representa a probabilidade de um pacote de teste estar no nó 1 no momento k . Isso significa que o pacote chega ao nó 1 após $k-1$ hops. E o número médio de hops H é calculado por

$$H = \sum_{k=1}^{\infty} kP_{k,1} \tag{B.10}$$

em que a seqüência é truncada em $k \approx 100$.

Os resultados apresentados aqui foram conseguidos com a metodologia analítica descrita acima e também foram comparados com os resultados de simulação utilizando duas topologies com 16 nós sob condições de RD: a tradicional MS-16 e a OMT-16. Os fluxos de tráfego na condição de simulação têm pacotes com tamanhos fixos de 500 bytes, com intervalos entre pacotes seguindo uma distribuição uniforme e enlaces com banda de 2,5 Gb/s. As perdas de pacotes ocorrem na simulação, principalmente na inserção de pacotes ópticos. Entretanto, este não é um problema porque o intuito é apenas estudar o comportamento do método analítico em comparação com os resultados de simulação. Nas aplicações práticas [1][2][3], um *buffer* eletrônico controla a inserção de novos pacotes na rede, evitando a contenda (e as perdas) com outros pacotes que já estejam viajando ao longo da rede.

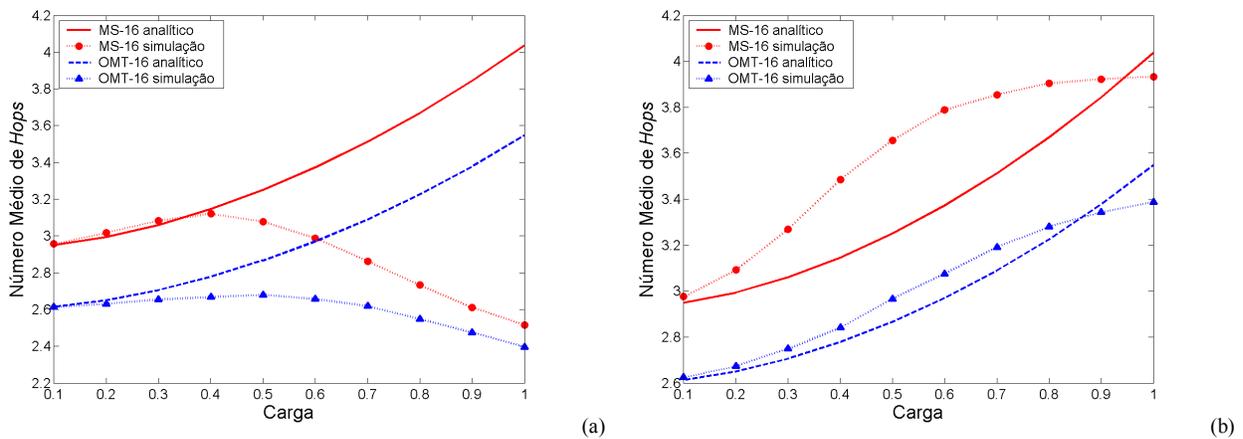


Fig. A.1. Número médio de hops H com os resultados do modelo analítico e (a) simulação incluindo todos os pacotes que trafegaram na rede e (b) simulação incluindo apenas os pacotes recebidos.

Na Figura A.1 pode-se ver uma comparação entre o modelo analítico e os resultados de simulação, os quais foram gerados ligeiramente sob as mesmas condições, com a mesma distribuição de tráfego. A grande diferença entre os dois casos e o principal fator para a disparidade das curvas analíticas e simuladas é a perda de pacotes, observada nos resultados de simulação, que não foram consideradas nas condições do método analítico. Ainda, deve-se ressaltar que o modelo analítico adotado é apenas uma aproximação para o caso real, já que a Equação (B.2) não reflete totalmente a realidade. De qualquer modo, mesmo os resultados sendo aproximados, a metodologia analítica é importante e dá uma idéia do comportamento das redes sob condições de RD.

[1] L. H. Bonani, F. Rudge Barbosa, Edson Moschim, “Fully Optimized Mesh Topologies for Optical Packet Switching Architecture Networks”, *Proceedings of the 13th International Conference on Telecommunications – ICT’ 2006*, Funchal, Madeira Island, Portugal, May 2006.

[2] F. Rudge Barbosa, et al, “Optical Packet Switching Node for Metro-Access Networks”, paper PD-160, *Proceed. 29th. ECOC’2003*, Rimini, Italia, Sept. 2003.

[3] D. Maia Jr, L. Pezzolo, A. C. Sachs, F. Rudge Barbosa, “Optical Packet Switching and Routing using in-band frequency header labeling”, *IMOC’2003 Joint IEEE-SBMO Intl. Symposium*, Foz Iguacu, Brasil, Sept.2003.