



Universidade Estadual de Campinas
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação
Departamento de Semicondutores,
Instrumentos e Fotônica



ANÁLISE DE DESEMPENHO E PROTEÇÃO EM REDES ÓPTICAS CONVERGENTES COM CHAVEAMENTO FOTÔNICO

Indayara Bertoldi Martins

Orientador: Prof. Dr. Edson Moschim

Co-orientador: Prof. Dr. Felipe Rudge Barbosa

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

Banca Examinadora

Prof. Dr. Felipe Rudge Barbosa (presidente) - DSIF/FEEC/UNICAMP

Dr. Júlio César Rodrigues Fernandes de Oliveira - CPqD

Prof. Dr. Marcelo Eduardo Vieira Segatto - UFES

Prof. Dr. Marcelo Luís Francisco Abbade - Puc-Campinas

Prof. Dr. Peter Jürgen Tatsch - DSIF/FEEC/UNICAMP

Campinas – SP
28 setembro 2011

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

M366a Martins, Indayara Bertoldi
Análise de desempenho e proteção em redes ópticas convergentes com chaveamento fotônico / Indayara Bertoldi Martins. --Campinas, SP: [s.n.], 2011.

Orientadores: Edson Moschim, Felipe Rudge Barbosa.

Tese de Doutorado - Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Comunicações ópticas. 2. Interconexão de redes (Telecomunicações). 3. Comutação de pacotes. 4. Engenharia de tráfego. I. Moschim, Edson. II. Barbosa, Felipe Rudge. III. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. IV. Título.

Título em Inglês: Analysis of performance and protection in convergent optical networks with photonic switching

Palavras-chave em Inglês: Optical communications, Internetworking (Telecommunication), Packet switching, Traffic engineering

Área de concentração: Telecomunicações e Temática

Titulação: Doutor em Engenharia Elétrica

Banca examinadora: Marcelo Luis Francisco Abbade, Peter Jürgen Tatsch, Marcelo Eduardo Vieira Segatto, Júlio César Rodrigues Fernandes de Oliveira

Data da defesa: 28/09/2011

Programa de Pós Graduação: Engenharia Elétrica

COMISSÃO JULGADORA - TESE DE DOUTORADO

Candidata: Indayara Bertoldi Martins

Data da Defesa: 28 de setembro de 2011

Título da Tese: "Análise de Desempenho e Proteção em Redes Ópticas Convergentes com Chaveamento Fotônico"

Prof. Dr. Felipe Rudge Barbosa (Presidente):



Dr. Júlio César Rodrigues Fernandes de Oliveira:



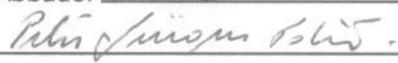
Prof. Dr. Marcelo Eduardo Vieira Segatto:



Prof. Dr. Marcelo Luís Francisco Abbade:



Prof. Dr. Peter Jürgen Tatsch:



Resumo

Neste trabalho investiga-se através de simulação computacional, o desempenho de Redes Ópticas Avançadas, usando tecnologia de Chaveamento de Pacotes Ópticos (*Optical Packet Switching* - OPS), com topologias em anel e malha, e nós ópticos com roteamento sem conversão eletro-óptica dos pacotes, e sem armazenadores na camada óptica de transporte. São analisados parâmetros como capacidade da rede, vazão efetiva, número médio de saltos, e fração de perda de pacotes; introduz-se também um novo fator de desempenho da rede. São propostas novas configurações para as topologias analisadas, as quais se revelaram com melhor desempenho que as tradicionais. Constatou-se que a aplicação de armazenadores eletrônicos (*buffers*) na interface de entrada/saída do cliente (ingresso/egresso à rede) praticamente eliminou a perda de pacotes ópticos. A fim de subsidiar planejamento para proteção da rede, analisa-se o impacto de falha de enlaces e de nós no desempenho das varias arquiteturas analisadas. A rede em malha é a que sempre apresenta os melhores resultados. Foi também feita uma avaliação dos modelos de redes adotados para tráfego IP, visando aplicação na convergência de redes de fibras e redes sem-fio (*wireless-fiber*). Uma conclusão importante deste trabalho é que o grau de conexões dos nós das redes é mais relevante para capacidade e desempenho do que apenas o número de nós da rede. Este trabalho não analisa limitações físicas de transmissão porque focaliza redes metropolitanas de acesso, com os pacotes ópticos nunca percorrendo distâncias superiores a 60 ou 70 km.

Palavras-chave: *Chaveamento de Pacotes Ópticos, Topologia de Rede Óptica, Proteção de Redes, Redes Óticas Metropolitanas de Acesso.*

Abstract

In this work the performance of advanced optical networks was investigated through computational simulations using optical packet switching (OPS) technology, with mesh and ring topologies. Routing in the optical nodes is carried out without electro-optical conversion of the optical packets and buffering is not used on the optical layer. The analyses are based on the network parameters capacity, throughput, average number of hops, packet loss fraction; an additional performance factor is introduced in this work. New network and node configurations are proposed and analyzed, and it was verified that they perform better than traditional topologies. It was verified that the application of electronic buffer on end-client input and output interfaces (ingress/egress of the optical network) practically eliminate optical packet loss, which mostly occur at input to the optical layer. In order to subsidize the network protection planning, analyses of the impact of link and node failure in the various architectures was studied. The mesh network obtained the best results in all situations. A network model adopted for IP traffic was also evaluated in order to consider the adequacy of our models to this traffic and the convergence of fiber networks and wireless networks (wireless-fiber). Important conclusions are that the models are simple and perform very well under various conditions, and that the degree of interconnection of the nodes is more relevant for capacity and performance than just the number of network nodes. Actually in some cases it is better to increase connectivity than number of nodes. Finally, this work does not analyze the physical limitations of transmission because it focuses on metropolitan access networks, with optical packets having a limited number of hops and never exceeding distances greater than 60 or 70 km.

Keywords: *Optical Packet Switching, Topology of Optical Network, Network Protection, Metropolitan access optical Network.*

*“As maiores motivações da nossa vida são:
o desejo de ganhar e o medo de perder”
Steven K. Scott*

Agradecimentos

Em geral, gostaria de agradecer a todas as pessoas que convivi e tive a oportunidade de conhecer durante o período deste trabalho e aqui deixar explícito o meu reconhecimento que de alguma forma todos contribuíram direta ou indiretamente, me proporcionando novas inspirações, novas idéias, novos desafios.

Em especial gostaria de expressar minha enorme gratidão misturada com admiração aos meus queridos orientadores Edson Moschim e Felipe Rudge pela confiança, amizade, apoio, além das valiosas contribuições técnicas abrangendo um alto nível de experiência e qualidade de conhecimento.

Os meus agradecimentos ao professor Dr. Marcelo Abbade, que vem acompanhando a evolução dos meus trabalhos desde a graduação.

Agradeço também aos amigos Marcos Covre e Lídia Galdino que estiveram presente apoiando-me e ajudando-me a vencer os desafios em todas as etapas do projeto; aos amigos do Conservatoire National Des Arts Et Métiers-CNAM/Cedric-Paris, em especial, à Prof. Dra Selma Boumerdassi pela oportunidade e confiança na realização dos trabalhos propostos durante o período de estágio; aos amigos da FEEC, e a CAPES, CNPQ, FAPESP instituições financiadora de todas as etapas dos trabalhos técnicos e das participações em congressos.

E para finalizar, agradeço infinitamente à minha família que acreditou, apoiou, acolheu, deu energia, sustentação, equilíbrio para superar todos os desafios pessoais e profissionais até hoje vividos e, a Deus, que me protege e sempre me ilumina, Amém.

Sumário

Resumo	v
Abstract	vii
Agradecimentos	xi
Sumário	xiii
Lista de Figuras	xv
Lista de Abreviações	xviii
Capítulo 1	22
1. Introdução: Redes Ópticas	22
1.1 Históricos dos Sistemas Ópticos	23
1.2 Redes Ópticas e suas classificações	25
1.3 Motivação e Organização	30
Capítulo 2	36
2. Aspectos Teóricos: Definições e Conceitos	36
2.1 Roteamento Óptico: Vantagens e Desvantagens	36
2.2 Roteamento em Redes OPS	38
2.3 Protocolos de Roteamento	40
2.3.1 <i>Store and Forward</i> - SF	41
2.3.2 <i>Deflection Routing</i> - DR	41
2.4 Resolução de contendidas	42
2.5 Topologias malha e anel para redes OPS	43
2.6 Parâmetros básicos e definições	46
2.7 Procedimentos de Cálculos	49
2.7.1 Protocolo de roteamento SF	50
2.7.2 Protocolo de roteamento DR	50
2.7.3 Aplicação Demonstrativa dos Métodos	52
Capítulo 3	58
3. Arquitetura das Redes e Nós OPS	58
3.1 Arquitetura do nó de comutação óptico	58
3.1.1 Pacote Óptico e Processamento do cabeçalho	60
3.2 Resultados Analíticos	61
3.3 Métodos e configurações de simulação	63
3.4 Resultados de Simulações e Discussões	65
3.5 Aplicação da metodologia OPS com tráfego IP	77
Referências- Capítulo 3	81
Capítulo 4	84
4. Proteção e Falhas	84
4.1 Aspectos de Qualidade de Sobrevivência de Serviços	85
4.1.1 Qualidade de serviço - QoS	86
4.2 Proteção de Redes – conceitos básicos	87

4.2.1	Diferenças entre Proteção e Restauração	89
4.2.2	Tráfego não protegido.....	90
4.3	Análises de falhas	90
4.4	Métodos e configurações de simulação	96
4.5	Resultados de Simulação de Falhas	97
4.6	Controle de Perdas de Pacotes.....	102
	Referências – Capítulo 4	109
	Capítulo 5	112
5.	Conclusão	112
	Trabalhos Futuros.....	113
	Publicações associadas à Tese:.....	115
	Anexo A: Componentes das Redes Ópticas	118
	Anexo B: Mecanismos de sobrevivência em redes ópticas em malha	123
	Anexo C: Etapas do processo de simulação	128

Lista de Figuras e Tabelas

Figura 1	: Evolução das redes ópticas.....	24
Figura 2	: Evolução no nível de transparência das redes ópticas	27
Figura 3	: Rede núcleo, Metropolitana e Acesso	29
Figura 4	: Topologias Malha: (a) MS-16 e (b) MSq-9	44
Figura 5	: Rede em Malha: (a) MSq-9 3D; (b) MSq-9 bid	45
Figura 6	: Anel 9 nós: (a) Anel- 9 bid e (b) Anel-9 unid	45
Figura 7	: Etapas do cálculo do H utilizando roteamento SF	50
Figura 8	: Diagrama do Processo de cálculo de $\overline{H} = ANH$	52
Figura 9	: Método novo e antigo para calcular vazão.	53
Figura 10	: Vazão: Malha x Anel	54
Figura 11	: Arquitetura de um nó de comutação óptica	59
Figura 12	: Dinâmica da comutação fotônica	60
Figura 13	: Pacote óptico	61
Figura 14	: Esquemático de Simulação.....	65
Figura 15	: Tráfego gerado: (a) PCIV, (b) PVIV.....	65
Figura 16	: Número médio de hops: (a) MSq-grau 2 e MSq-grau 3; (b) MSq-grau 2 e MSq-grau 4; (c) MSq-grau 3 e MSq-grau 4.....	67
Figura 17	: Número médio de hops: (a) MS grau 2 e MS grau 3; (b) MS grau 2 e MS grau 4; (c) MS grau 3 e MS grau 4.....	68
Figura 18	: Número médio de deflexões: (a) MSq grau 2, grau 3 e grau 4; (b) MS grau 2, grau 3, e grau 4.....	69
Figura 19	: Fração de perda de pacotes (FPP): (a) MSq grau 2 e grau 3; (b) MSq grau 2 e grau 4 ; (c) MSq grau 3 e grau 4.....	71
Figura 20	: Fração de perda de pacotes: (a) MS grau 2 e MS grau 3; (b) MS grau 2 e MS grau 4 ; (c) MS grau 3 e MS grau 4.....	72
Figura 21	: Número médio de hops para Anel unidirecional e Anel bidirecional.....	73
Figura 22	: Número médio de deflexões para Anel unidirecional e Anel bidirecional	74
Figura 23	: Fração de perda de pacotes para Anel unidirecional e Anel bidirecional.....	74
Figura 24	: Número médio de hops: (a) para MSq-25 grau 2, grau 3, grau 4 e Anel-25 unidirecional e bidirecional (b) para MS-16 grau 2, grau 3, grau 4 e Anel-16 unidirecional e bidirecional	75
Figura 25	: Fração de perda de pacotes: (a) MSq-25 grau 2, grau 3, grau 4 e Anel-25 uni- e bidirecional ; (b) MS-16 grau 2, grau 3, grau 4 e Anel-16 uni- e bidirecional.....	76
Figura 26	: Rede móvel interligada por rede óptica.....	77
Figura 27	: Fração de perda de pacotes: (a) MS-16 e MSq-25 grau 2 – PCIV, PVIV; (b) MS-16 e MSq-25 grau 3 – PCIV, PVIV; MS-16 e MSq-25 grau 4 – PCIV, PVIV	79
Figura 28	: Número médio de hops: (a) MS-16 e MSq-25 grau 2 – PCIV, PVIV; (b) MS-16 e MSq-25 grau 3 – PCIV, PVIV; MS-16 e MSq-25 grau 4 – PCIV, PVIV	80
Figura 29	: Disponibilidade de uma conexão.....	87

Figura 30	: Esquema de proteção: 1:1; 1+1	88
Figura 31	: Probabilidade de múltiplas falhas	92
Figura 32	: Planejamento de rotas de proteção	94
Figura 33	: Esquemático de simulação	97
Figura 34	: Número médio de <i>hops</i> para MS e MSq grau 2 e grau 3 com falha de enlace	98
Figura 35	: Número médio de <i>hops</i> para MS e MSq grau 2 e grau 4 com falha de enlace.	98
Figura 36	: Número médio de <i>hops</i> para MS e MSq, grau 3 e grau 4, com falha de enlace. ...	98
Figura 37	: Número médio de <i>hops</i> para Anel- unid e Anel – bid considerando falha de enlace	99
Figura 38	: Fração de perda de pacotes em malha MS-16 grau 2, grau 3 e grau 4, com e sem falha de enlace	100
Figura 39	: Fração de perda de pacotes em malha MSq-25 grau 2, grau 3 e grau 4, com e sem falha de enlace	101
Figura 40	: FPP rede em anel com e sem falha de enlace: Anel-16, uni- e bi-direcional.	102
Figura 41	: FPP rede em anel com e sem falha de enlace: Anel-25, uni- e bi-direcional.	102
Figura 42	: Nó óptico com <i>e-buffer</i> implementado	103
Figura 43	: Fração de perda de pacotes ópticos com aplicação de <i>e-buffer</i> :.....	105
Figura 44	: Fração de perda de pacotes ópticos com aplicação de <i>e-buffer</i> :.....	106
Figura 45	: Número médio de hops com aplicação de <i>e-buffer</i> :	107
Figura 46	: Número médio de hops com aplicação de <i>e-buffer</i> :	108
Figura 47	: Enlace óptico	118
Figura 48	: OADM estático	120
Figura 49	: OADM sintonizável	120
Figura 50	: Sistema com aplicação OADM	121
Figura 51	: <i>Cross Connect</i>	122
Figura 52	: Classificação de proteção e restauração	124
Figura 53	: Proteção de enlace (<i>Span Protection-SP</i>).....	125
Figura 54	: Proteção por ciclos pré configurados (<i>p-cycles</i>)	126
Figura 55	: Proteção de caminho dedicada.....	126
Figura 56	: Proteção por compartilhamento de caminhos de reserva	127
Figura 57	: Fluxograma do processo para a 1 ^o simulação	128
Figura 58	: Fluxograma do processo otimizado das simulações	130
Tabela 1	: Parâmetros de desempenho utilizando protocolo SF	63
Tabela 2	: Impacto da falha na utilização dos enlaces	94
Tabela 3	: Resultados de parâmetros sem falha e com falha de enlace para MS/MSq e Anel (considerando falha de enlace)	96
Tabela 4	: Resultados de parâmetros sem falha e com falha de nó para MS/MSq e Anel (considerando falha simples)	97

Lista de Abreviações

CATV: TV a cabo - (*Cable TV*);

AMPS: Sistema de telefonia móvel avançada – (*Advanced Mobile Phone System*)

ATM: Modo de Transferência Assíncrono - (*Asynchronous Transfer Mode*);

CBR: Taxa Constante de Bit – (*Constant Bit Rate*);

CDMA: Acesso Múltiplo por Divisão de Código - (*Code division multiple Access*)

CEPT: (*Conférence Européenne dès Administrations des Postes et des Télécommunications*)

DPP: Proteção de caminho dedicado - (*Dedicated path Protection*);

DR: Roteamento por deflexão – (*Deflection Routing*);

DVB: Transmissão de Vídeo Digital- (*Digital Video Broadcasting*)

DWDM: Multiplexação por comprimento de onda densa – (*Dense Wavelength Division Multiplexing*);

EDGE: Evolução GSM para taxa de dados melhoradas - (*Enhanced Data rates for GSM Evolution*)

EPON: Redes Ópticas Passivas Ethernet - (*Ethernet Passive Optical Network*)

FDM: Modulação por divisão de frequência – (*Frequency Division Modulation*);

FDL: Linha de atraso de fibra – (*Fiber Delay Line*);

FIFO: primeiro que chega, primeiro que sai - (*first in first out*)

FPP: fração de perda de pacotes;

GPON: Rede Óptica Passiva Gigabit - (*Gigabit Passive Optical Network*)

GSM: Comunicação Móvel para Sistema Global - (*Global System for Mobile Communications*)

HDTV: Televisão de Alta Definição - (*High-Definition Television*)

Hornet: (*Hybrit Opto electronic ring network*)

IP: Protocolo *Internet* - (*Internet Protocol*);

ISO: Organização Padronização Internacional (*International Standards Organization*);

ITU-T: União de Telecomunicação Internacional - (*International Telecommunication Union*)

KEOPS: (*Keys to Optical Packet Switching*)

LAN: Rede de área local – (*Local Area Network*);

LTE: (*Long Term Evolution*)

MAN: Rede de área metropolitana – (*Metropolitan Area Network*);

MMS: *Multimedia Messaging Service*

MPLS: Chaveamento de etiquetas multi protocolos- (*Multiprotocol Label Switching*);

MS: Topologia *Manhattan Street* – (*Manhattan Street topology*);

MSq: Topologia *Manhattan Street* – quasi regular

MTBF: Média de tempo entre falhas - (*Mean Time Between Failures*);

MTTR: Média de tempo para reparo - (*Mean Time to Repair*);

NMT: (*Nordic Mobile Telephone*)

NS: Simulador de rede - (*Network Simulator*);

NUT: (*Non- pre-emptible Unprotection traffic*)

OCDM: Multiplexação por divisão de código óptico-(*Optical Code Division Multiplexing*);

OBS: Chaveamento de rajada óptica - (*Optical Burst Switching*);

OCS: Chaveamento de circuitos ópticos (*Optical circuit switching*)

OPS: Chaveamento de pacote óptico – (*Optical packet Switching*);

OPSN: Redes de chaveamento de pacote óptico – (*Optical Packet Switching Network*);

OSI: (*Open System Interconnection*);

OSPF: Primeiro menor Caminho – (*Open Shortest Path First*);

OTDM: Multiplexação por divisão de tempo óptico– (*Optical Time Division Multiplexing*);

PCIC: Pacote de tamanho Constante e Intervalo entre pacotes Constante;

PCIV: Pacote de tamanho Constante e Intervalo entre pacotes Variável;

PDH: (*Plesiochronous Digital Hierarchy*);

FPP: Fração de perda de pacotes – (*Packet loss fraction*)

PON: Redes ópticas passivas (*passive optical network*)

QoS: Serviço de qualidade - (*Quality of Service*);

QoT: Transmissão de qualidade – (*Quality of Transmission*)

RF: Rádio Frequência - (*Radio Frequency*);

Ringo: Rede Óptica Anel – (*Ring Optical network*)

RoF: Radio sobre fibra- (*Radio over Fiber*)

SCM: (*Subcarrier Multiplexing*)

SDH: (*Synchronous Digital Hierarchy*)

SF: Armazena e encaminha – (*Store-and-Forward*);

SLA: Acordo de nível de serviço – (*Service Level Agreement*)

SONET: (*Synchronous Optical Network*)

SP: Proteção de enlaces - (*Span Protection*);

SoS: Sobrevivência de serviço - (*Survability Service*)

STM-N: (*Synchronous Transmission Module level n*)

TDMA: (*Time division multiplex access*)

TDM: (*time division multiplex*)

TTL: Tempo de vida - (*Time to live*);

UDP: (*User Datagram Protocol*)

UMTS: (*Universal Mobile Telecommunication System*)

WAN: (*Wide Area Network*);

WDM: (*Wavelength Division Multiplexing*)

WoF: (*wireless over fiber*)

WiMax: *Worldwide Interoperability for Microwave Access*

WiFi: Fidelidade sem fio (*Wireless Fidelity*)

WLAN: (*wide local area network*)

Capítulo 1

1. Introdução: Redes Ópticas

Desde o surgimento em 1970 dos lasers semicondutores operando a temperatura ambiente e o desenvolvimento de fibras ópticas de baixa atenuação [1.1][1.2], as tecnologias de Comunicações Ópticas tiveram grandes progressos nas décadas de 1980 e 1990, passando de enlaces a poucas dezenas de Mb/s para redes mundiais, atingindo nos anos 2000 taxas de vários Terabit/s [1.3][1.4].

Inicialmente tendo como funcionalidades enlaces de transporte de informação, hoje os sistemas ópticos se transformaram em redes com funcionalidades de roteamento e comutação no próprio plano óptico. Conhecido genericamente como chaveamento fotônico, este segmento tecnológico vem ganhando importância ao longo dos anos 2000, sendo que nosso grupo foi pioneiro na demonstração experimental dessa tecnologia [1.5]-[1.9]. Hoje já estão disponíveis comercialmente equipamentos de roteamento *Optical Packet Switching (OPS)* e *Optical Burst Switching (OBS)* [1.10][1.11].

No presente trabalho são explorados os detalhes de diversas configurações de redes e nós de chaveamento óptico (ou fotônico), resultando em estudos analíticos e simulações computacionais de tráfego de pacotes ópticos (similares a pacotes eletrônicos, mas diretamente mapeados no plano óptico), apresentando e aplicando parâmetros como número médio de saltos, fração de perdas de pacotes e capacidade de vazão, como métrica de desempenho dessas redes.

Nesta Introdução é feito um breve histórico das comunicações ópticas, apresentando os principais marcos de sua evolução. Nela enfatizaremos as principais arquiteturas, topologias, classificações e funcionalidades de roteamento de redes de pacotes ópticos aplicadas no âmbito de redes metropolitanas. Mostrar-se-á também como essas tecnologias de comutação fotônica se inserem na evolução dessas redes.

1.1 Históricos dos Sistemas Ópticos

O uso da luz para fins de comunicação de informação é da época em que as civilizações antigas utilizavam o fogo e sinais de fumaça para transmitirem alguma informação, como por exemplo, uma vitória em uma guerra. Sinalizações eram feitas através de lampiões, bandeiras e outros dispositivos de sinalização. Sistemas de comunicação de longa distância puderam ser desenvolvidos através da codificação mecânica das mensagens, com o uso de estações repetidoras pelo caminho em que o operador deveria ver a mensagem em forma de luz e retransmiti-las para a próxima estação [1.2]. Com a invenção do telégrafo, na primeira metade do sec. XIX, esse uso pouco eficiente da luz foi substituído pela eletricidade e daí para o rádio, antenas e satélites.

As pesquisas que deram origem às Comunicações Ópticas surgiram a partir da década de 60. Nesta época, procurava-se uma tecnologia alternativa para aperfeiçoar os sistemas de comunicação quanto à sua capacidade, confiabilidade e custo. A transmissão de dados por sinais luminosos através da fibra óptica era uma firme candidata a substituir gradualmente muitos sistemas baseados em fios de cobre ou microondas. Nesta época, havia duas limitações que impediam o deslanche dos sistemas ópticos de comunicações: as grandes perdas de sinal que as fibras ópticas apresentavam durante a transmissão e o excessivo calor que os lasers geravam [1.1].

Em 1970, estas limitações foram superadas nos Estados Unidos pela empresa *Corning (Kapron e Kech)* que fabricou a primeira fibra óptica com alto teor de pureza e atenuação suficientemente baixa (inferior a 20dB/km) para viabilizar a comunicação; e nos laboratórios *Bell*, onde foi desenvolvido um laser que operava continuamente à temperatura ambiente. Este foi

um marco fundamental na história das comunicações ópticas [1.3][1.4]. Os Diodos emissores de luz (*Light Emitting Diode* – LED) transformavam os dados do sinal elétrico em sinal óptico através da transmissão ou não da luz e o fotodetector os traziam de volta ao domínio elétrico na recepção. Naquela época utilizavam-se fibras multimodo que apresentavam alta dispersão intermodal devido ao diâmetro relativamente grande do seu núcleo [1.2].

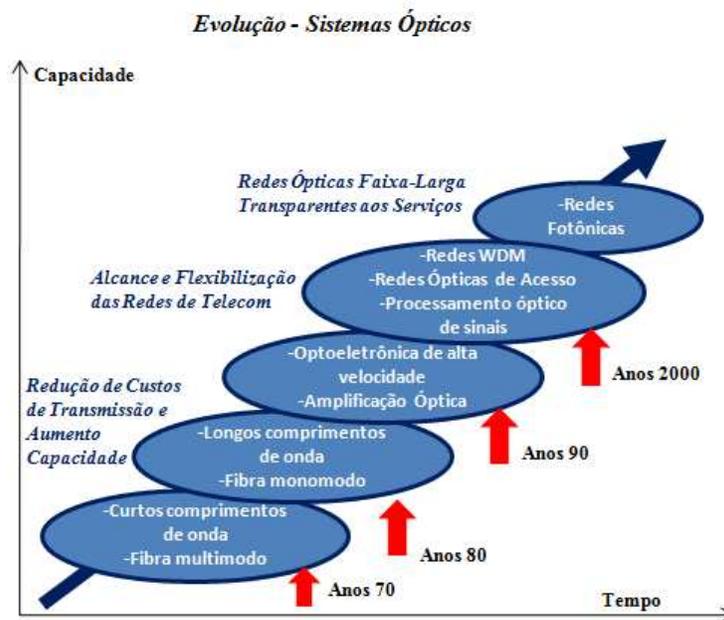


Figura 1: Evolução das redes ópticas [1.3]

No final da década de 70 surgiram os sistemas que utilizavam lasers semicondutores de GaAs, na região de comprimento de onda em torno de 850 nm, primeira janela óptica, a taxas de 34 a 140Mb/s. Eram utilizadas fibras multimodo e estes sistemas constituíram a primeira geração comercial das Comunicações Ópticas, cuja transmissão era limitada à distâncias de 10km, devido à alta dispersão (modal), sendo essencial a regeneração do sinal [1.3].

Na década de 80, com a chegada das fibras monomodo, que eliminam a dispersão intermodal, e dos lasers semicondutores de InGaAsP, obtem-se menores atenuações devido a mudança de comprimentos de onda dos lasers para a região 1,3 μm , conseguiu-se transmitir a distâncias mais longas pela fibra e com perdas de 0,25 dB/Km. Essas mudanças também possibilitaram um aumento nas taxas de transmissão, chegando até 1-2 Gb/s, e a distância entre

regeneradores passando para aproximadamente 40 km. Assim as redes baseadas em enlaces de segunda geração das comunicações ópticas foram amplamente implementadas [1.1]-[1.4].

Para diminuir ainda mais o efeito atenuante da fibra no sinal óptico, desenvolveram-se sistemas que operavam na terceira janela óptica (em torno de $1,55\mu\text{m}$) com fibras monomodo, e pequenas modificações nos lasers InGaAsP, tornando possíveis maiores distâncias entre os regeneradores (60 a 70 km). Nesse ponto começou a aparecer como parâmetro limitante a dispersão cromática das fibras monomodo. Para minimizar este problema foram desenvolvidos novos lasers (DFB (*Distributed- feedback*)) com espectros bem mais estreitos que o *Fabry-Perot*, diminuindo a dispersão cromática. Com esses lasers os sistemas puderam operar em taxas superiores a 10 Gb/s, chegando assim a limites de operação eficientes dos sistemas eletrônicos de modulação e de multiplexagem [1.1][1.2].

A próxima evolução ocorrida nos sistemas ópticos veio com a chegada dos amplificadores ópticos no início da década de 90. Primeiramente com a amplificação por fibra dopada com érbio (*Erbium-Doped Fiber Amplifier* – EDFA), o que tornou possível amplificar sinais de diferentes comprimentos de onda simultaneamente. Com isto, sistemas *Wavelength Division Multiplexing* (WDM) e *Dense Wavelength Division Multiplexing* (DWDM) foram impulsionados a serem utilizados em sistemas de longas distâncias (Figura 1). E do ano de 2000 até os dias atuais, têm-se desenvolvido tecnologias cada vez mais próximas de sistemas completamente fotônicos e também compatíveis com outras tecnologias de redes móveis e fixas, possibilitando uma melhor convergência no transporte da informação, principalmente no metro-acesso [1.12].

1.2 Redes Ópticas e suas classificações

O crescimento do número de usuários da Internet, desde o advento do *World Wide Web* e, o surgimento de novas aplicações envolvendo voz e vídeo, vem promovendo a transição da comunicação de voz para comunicação de dados, aumentando a disseminação das redes ópticas [1.12][1.13].

Quando falamos sobre redes ópticas, a princípio falamos de duas gerações. Na primeira geração a óptica foi utilizada para fornecer capacidade. Nela o meio para se transmitir era

monocanal, os enlaces ópticos eram ponto-a-ponto entre os nós, e os comutadores eram opacos, também conhecidos como Óptica-Eletr-Óptica (OEO). No comutador opaco havia a conversão OEO para transformar o sinal óptico em elétrico e vice-versa, e o encaminhamento se realizava a partir da interpretação do sinal em meio elétrico. Concluída a decisão do encaminhamento, o sinal elétrico era revertido para o meio óptico e transmitido ao destino. Os conversores eletro-ópticos têm o fator negativo de inserir atrasos de processamento além de causar um impacto significativo no custo final dos comutadores. Exemplos de tecnologia de primeira geração são a SONET (*Synchronous Optical Network*), SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*) que eram aplicadas no núcleo e em redes metropolitanas [1.14].

A segunda geração das redes ópticas surgiu com a chegada da primeira geração da tecnologia WDM. A inovação da primeira geração WDM é a utilização de mais de um comprimento de onda em cada enlace e também a existência de roteamento eletrônico. Nas redes de segunda geração, alguns dos elementos de roteamentos ou chaveamento e inteligência estavam dentro da camada óptica, deixando assim um pouco de lado a eletrônica, que ainda é considerada um dos gargalos em redes ópticas [1.3][1.4]. E para o atual momento, estamos a caminho das redes tendo todas as funções de roteamento e inteligência no domínio óptico, sem haver a necessidade de conversão eletro-óptica dos dados. Esta geração de redes também é conhecida como as redes ópticas transparentes, pois operam apenas no domínio óptico (Figura 2). No lugar dos comutadores opacos, as redes transparentes utilizam comutadores transparentes. Os comutadores transparentes eliminam as conversões OEO e suas limitações [1.13], porém esses dispositivos possuem capacidade limitada de interpretar dinamicamente o tráfego de informações em meio óptico para realizarem o encaminhamento. Enquanto o comutador OEO possui a facilidade de processar o sinal em meio elétrico para fazer uma decisão de encaminhamento, o comutador transparente não processa o sinal em nível óptico. Com estas limitações, aplicam-se estratégias que permitem o encaminhamento do tráfego da rede óptica sem a necessidade dos comutadores processarem o sinal óptico.

As tecnologias de redes ópticas em geral são aplicadas dentro de três tipos de classificação de redes que são: Longa Distância, Metropolitanas e Acesso [1.15], sendo esta

classificação definida pela amplitude dimensional do comprimento dos enlaces, o que inclui também quantidade e taxa de tráfego transportado.

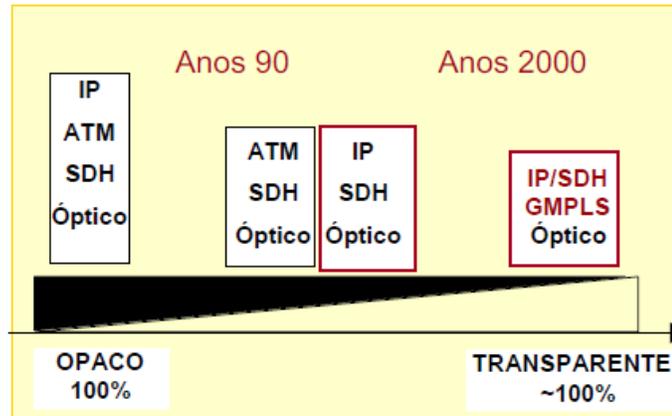


Figura 2: Evolução no nível de transparência das redes ópticas

Normalmente as redes de distribuição, metropolitanas e de longas distâncias apresentam enlaces com comprimentos de aproximadamente: até 20 km, 50 km, e acima de 100 km respectivamente [1.3][1.4].

As redes de longa distância abrangem nível interurbano nacional, internacional e intercontinental. São constituídas por equipamentos de grande porte que promovem a comutação e transmissão dos dados a longas distâncias, entre centenas e até milhares de quilômetros. O volume de tráfego neste tipo de rede é sempre elevado e a transmissão em altas taxas na ordem de Gbps, pois trata-se de tráfego agregado das redes metropolitanas. Devido a este grande volume de dados sendo transportados, os equipamentos normalmente são interligados entre si através de rotas redundantes para garantirem a segurança do transporte e também a qualidade de serviço. As tecnologias que se destacam para este tipo de classificação de rede são SDH e WDM consideradas como a melhor solução.

As redes metropolitanas são redes intermediárias, abrangendo nível de acesso, distribuição; nas redes metropolitanas tronco, os tráfegos de distribuição e acesso são agregados antes de passarem ao nível interurbano. Uma rede metropolitana precisa fornecer uma grande variedade de qualidade de serviços em um ambiente altamente dinâmico, onde o custo por bit tende a ser dominante. O tráfego de diferentes protocolos e taxas de bits deve ser aplicado oscilando em termos de volume, espaço e tempo. As tecnologias tradicionais como SDH/SONET

são otimizadas e possuem bons desempenhos para circuitos de voz, que é uma alternativa para o encaminhamento da informação em redes ópticas, porém não oferecem flexibilidade e granularidade suficientes para serem aplicadas em redes em que a informação é transportada via pacotes [1.16][1.17]. As redes *Optical Packet/Burst Switching* (OPS/OBS) têm sido propostas como fortes candidatas a serem implementadas em redes metropolitanas. O tipo de tráfego OPS/OBS utiliza os recursos da rede de maneira mais eficiente, sem haver tanto desperdício de banda como ocorre em comutação de circuitos onde o estabelecimento de uma comunicação entre um par de nós em uma rede óptica requer reservar previamente um circuito óptico fim-a-fim, interligando os nós origem e destino da comunicação, ocasionando assim um desperdício significativo de banda passante, comprometendo o desempenho das redes. Porém a viabilização desta alternativa OPS/OBS ainda depende de avanços tecnológicos nas áreas de armazenamento e processamento de sinais ópticos [1.14].

As redes de acesso dispõem-se de diversas tecnologias [1.14] [1.18][1.19] para interligação do usuário às redes metropolitanas. Nelas se encontram os equipamentos de menor porte, situados nas bordas da rede e fornecem interface com a metropolitana e com a de distribuição onde se localizam os clientes finais.

Na Figura 3 apresenta-se, uma arquitetura geral de Rede Óptica, constituída da rede de núcleo circundada de diversas conexões com as redes metropolitanas e estas, por sua vez, fornecem à rede de acesso a possibilidade do usuário de se conectar a essa massa de redes de telecomunicações.

O tráfego pode ser chaveado nas redes de transporte utilizando comutação por circuito (OCS) ou comutação por pacote ou rajadas (OPS/OBS)[1.13].

Para a estratégia de comutação de circuito (OCS), o estabelecimento de uma comunicação é realizado construindo um caminho óptico fim-a-fim entre um par de nós origem e destino. A comutação por pacote *Optical Packet Switched* (OPS) foi proposta com o objetivo de trafegar pacotes de dados em meio óptico, sendo esta tecnologia uma das candidatas a serem aplicadas em redes metropolitanas como já foi mencionado anteriormente. Neste tipo de transmissão não é necessária a reserva de recursos ponto-a-ponto como na comutação de circuito, os recursos são

alocados conforme o pacote se desloca em direção ao nó destino. Desta forma, as redes com comutação de pacotes ópticos evitam o desperdício de banda passante existente nas redes como comutação de circuito. As redes OPS também podem ser categorizadas em Redes de chaveamento síncrono ou assíncrono. Os Chaveamentos assíncronos trabalham com pacotes de tamanhos variáveis como os pacotes IP, já no chaveamento síncrono os pacotes são de tamanhos fixos como em células ATM [1.14].

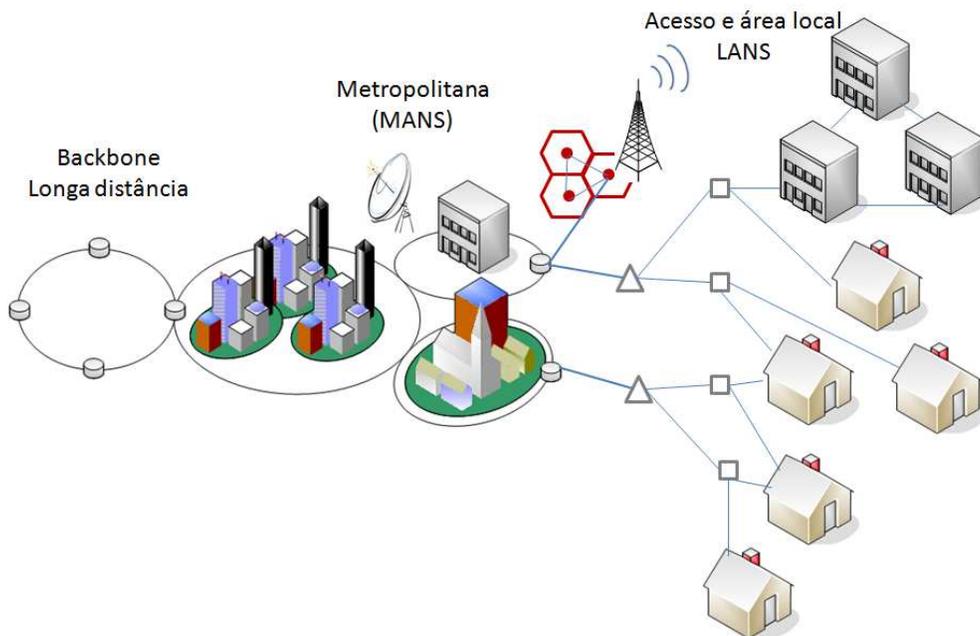


Figura 3: Rede núcleo, Metropolitana e Acesso

Vários projetos de pesquisa já foram propostos com arquiteturas baseadas em OPS para MAN, um deles é a rede HORNET (*Hybrid Optoelectronic Ring Network*)[1.16][1.20]. Ele foi desenvolvido em *Stanford University, Stanford, CA* onde múltiplos comprimentos de ondas são implementados em um único anel de fibra, e cada nó pode receber somente um único comprimento de onda fixo, tendo transmissores sintonizáveis e receptores fixos (como uma Rede metropolitana WDM capaz de realizar chaveamento de pacotes). Esta rede HORNET combina a óptica com o elétrico no chaveamento dos pacotes. A decisão por chaveamento é feita baseada no cabeçalho do pacote que usa modulação *orthogonal frequency-shift-keying* (OFSK). Os pacotes ópticos empregados consistem em um *payload* a 2,5Gb/s, um tom de relógio a 2,5GHz e um

cabeçalho modulado em *Sub-Carrier Modulation* (SCM) numa taxa mais baixa (80Mb/s) do que o *payload* [1.21].

No Japão [1.16] desenvolveu-se um projeto baseado em arquitetura OPS com chaveamento 2x2 colocando pacotes “on” e “off” na rede e usando um único comprimento de onda para transmissão de pacotes e um comprimento de onda controle extra carregando o cabeçalho associado. Um nó central mestre com acesso à rede gerava *slots* vazios com um endereço do nó concedendo permissão para o uso.

Na Europa, vários projetos foram desenvolvidos como, FLAMINGO [1.22], que é bem semelhante ao japonês, e utiliza chaveamento 2x2 e canal controle dedicado. O projeto Italiano RINGO [1.23] que utilizava WDM/*Time-division-multiplexed* (TDM).

1.3 Motivação e Organização

Diante destes projetos citados no item anterior, pode-se perceber que já existe uma tendência para aplicar este tipo de tecnologia embasada em OPS em redes metropolitanas. De forma que os estudos que apresentaremos nos próximos capítulos devem ser entendidos como uma contribuição à área de redes OPS, que em um futuro colaborarão no planejamento de projeto de redes ópticas dimensionadas para suportar as diversas convergências de tipos de tráfegos existentes.

Pretende-se neste trabalho, forçar no estudo de redes ópticas, utilizando chaveamento fotônico de pacotes, apresentando estudos e propostas de arquitetura capazes de prover granularidade, escalabilidade em redes metropolitanas. Este trabalho está embasado em estudos anteriores de teses de mestrados e doutorados [1.5],[1.21],[1.24] em que mostraram-se a possibilidade de utilização de certas arquiteturas com nós sem armazenadores, utilizando resolução de contenda espacial (protocolo *Deflection Routing*) e utilizando um único comprimento de onda para prover roteamento fotônico .

Este trabalho está organizado da seguinte forma:

No Capítulo 2, inicia-se um estudo teórico das redes fotônicas de pacotes, discutindo-se definições de tipos de roteamento ópticos com suas vantagens e desvantagens, resolução de

contendas, topologias de redes em malha e anel e também conceitos e definições dos parâmetros utilizados para analisar o desempenho das redes investigadas e aplicadas no trabalho.

No Capítulo 3, apresentam-se os principais elementos da arquitetura da rede proposta e analisada, aliando-se aos conceitos de capacidade agregada, número médio de *hops*, perda de pacotes.

O Capítulo 4 introduz conceitos e definições teóricos dos principais mecanismos de proteção. Primeiramente apresenta-se um estudo analítico referente ao impacto de ocorrência de falha de enlace e nó óptico auxiliado por resultados simulados (NS-2), quantizando a utilização de cada enlace da rede. Após estes resultados são realizadas simulações, verificando o impacto de falha de enlace, considerando os parâmetros perda de pacotes e tempo de transmissão. Neste capítulo também é apresentado um estudo de aplicação de *buffer*-eletrônico para minimizar as perdas de pacotes na entrada do nó óptico.

E para finalizar, no Capítulo 5 apresentam-se as conclusões e considerações mais relevantes sobre o trabalho de tese e as propostas para trabalhos futuros.

Referências – Capítulo 1

- [1.1] G. P. Agrawal, *Fiber-Optic Communications Systems*, 3rd. ed., John Wiley, New York, 2002.
- [1.2] Giozza, W. F., Conforti, E., Waldman, H., *Fibras Ópticas: Tecnologia e Projeto de Sistemas*, Makron, McGraw-Hill, 1991.
- [1.3] F. R. Barbosa, “Redes Ópticas” – curso de pós-graduação, FEEC - Unicamp – SP, Disponível em: <<http://www.dsif.fee.unicamp.br/~rudge/pdf/IE008,2009-2011>>
- [1.4] F. R. Barbosa, “Fundamentos de Comunicações Ópticas – Componentes, Sistemas e Redes”, curso especialização, Ceset-Unicamp-Limeira, Maio 2007.
- [1.5] D. Maia Jr, “Desenvolvimento de Nós de Chaveamento de Pacotes Ópticos para aplicação em Redes Metropolitanas de Acesso”, Dissertação de Mestrado, FEEC/Unicamp, 2005.
- [1.6] F. R. Barbosa, D. Maia, and E. Moschim, “Optical Packet Switching Node for Metro-Access Networks,” paper PD-160, *Proceed. 29th. ECOC’2003*, Sept. 2003, Rimini, Italy.
- [1.7] F. R. Barbosa, A. C. Sachs, M. T. Furtado, J. B. Rosolem, “Optical Packet Switing: a transmission and recovery demonstration using an SCM header”, *SBrT’2001, Fortaleza, Brazil, Sept. 2001; and Special Issue, Rev. Soc. Bras. Telecom.*, June 2002.
- [1.8] 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*
- [1.9] F. Rudge 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*.
- [1.10] Reza Nejabati, Georgios Zervas, Dimitra Simeonidou, Michael O’Mahony, Dimitrios Klonidis "The “OPORON” Project: Demonstration of a Fully Functional End-To-End Asynchronous Optical Packet Switched Network" *IEEE Journal of Lightwave Technology (JLT), Volume 25, Issue 11, Page(s):3495 - 3510, Nov. 2007*

- [1.11] Mobilon, E.; et al; Hardware Architecture for Optical Packet and Burst Switching Applications, *8th International conference. In: Proceedings of ITS 2006*, Jhongli, Taiwan, June 26-30, p278,733; 2006. 11
- [1.12] M. Maier, N. Ghazisaidi, and M. Reisslein, "The Audacity of Fiber-Wireless (FiWi) Networks," Heidelberg, Germany: Springer, "AccessNets: Lecture Notes of the ICST," vol. 6, pp. 16-35, Sept. 2009.
- [1.13] R. Ramaswami, K.Sivarajan, *Optical Networks – a practical perspective*, 2nd. Ed., Morgan Kaufman, San Francisco, USA, 2002.
- [1.14] Martin Maier, *Optical Switching Networks*, Cambridge University Press 2008, Published in the United States of America by Cambridge University Press, New York.
- [1.15] P. Bonenfant e A. R. Morais, "Regional optical transport networks" *J. of Optical Networking*, Vol. 1, No 1, Jan 2002.
- [1.16] C. Develder, A. Stavdas, Fabio Neri, J. Solé-Pareta, N. Le Sauze, and P. Demeester, "Benchmarking and Viability Assessment of Optical Packet Switching for Metro Networks," *J. Lightwave Tech.*, Vol. 22, no. 11, Nov. 2004.
- [1.17] C. Raffaelli, K. Vlachos, N. Andriolli, D. Apostolopoulos, F. Neri "Photonic in Switching: Architectures, systems and enabling technologies" *J. of Optical Networking*, vol. 8, Issue 5, pp. 404-428 (2009) doi:10.1364/JON.8.000404.
- [1.18] Ioannis P. Chochliouros, George A. Heliotis, *Optical Access Networks and Advanced Photonics: Technologies and Deployment Strategies*, Information science reference, Hershey, New York, EUA.
- [1.19] I. Daeki, S. Nishi and K. Murakami, "All Optical Code Division Multiplexing Switching Network Based on Self Routing Principle", *IEICE Transactions on Communications* vol.16, no.2, pp.239-245, 1999.

- [1.20] 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.
- [1.21] L. H Bonani, "Proposta de Arquitetura Inovadora para Redes de Pacotes Ópticos baseadas em Chaveamento Fotônico", Dissertação de Doutorado, FEEC/ Unicamp, 2006.
- [1.22] D. Dey. A. van Bachove, A. Koonen, D. Geuzebroek, and M. Salvador, "FLAMINGO: A packet-switched IP-over-WDM all-optical MAN," in *Proc. Eur. Conf. Optical Communication (ECOC 2001)*, Amsterdam, The Netherlands, Sept. 30 Oct. 2001, pp480-481.
- [1.23] A. Carena, V. Ferrero, R. Gaudino, V. De Feo, F. Neri, and P. Poggiolini, "RINGO: A demonstrator of WDM optical packet network on a ring topology," in *Proc. 6th IFIP working Conf. Optical Network Design Modeling (ONDM 2002)*, Turin, Italy, Feb. 4-6, 2002, pp 183-197.
- [1.24] B. C. Guedes, "Análise do Desempenho de Redes Ópticas de Topologia Manhattan Street com Roteamento por Deflexão de Pacotes", Dissertação de Mestrado, Puc- RJ, 2005.

Capítulo 2

2. Aspectos Teóricos: Definições e Conceitos

Neste capítulo são abordados conceitos e definições para o melhor entendimento de redes de pacotes ópticos e de parâmetros específicos do projeto de tese. Estes conceitos e definições serão aplicados em topologias em malha e anel. A escolha por estas topologias se justifica pelo sucesso das redes ópticas SDH/SONET e ainda presentes e pelas redes OTN, oferecendo robustez e flexibilidade [2.1][2.2]. Outras topologias como estrela e árvore não são consideradas neste trabalho, porque o que se focaliza é tráfego assíncrono e auto roteado de pacotes ópticos.

2.1 Roteamento Óptico: Vantagens e Desvantagens

Atualmente, quase todas as redes de comunicações ainda possuem muitos sinais eletrônicos, o que significa que os sinais ópticos precisam ser convertidos em elétricos para serem amplificados, regenerados, roteados e depois reconvertidos para ópticos. E com este processo de roteamento óptico, podem-se gerar atrasos na transmissão dos sinais.

Os roteadores que se encontram nos nós das redes ópticas são responsáveis por encaminhar as informações, considerando o caminho que oferece menor custo, menor distância, melhor qualidade de sinal, maior confiabilidade, e outros parâmetros que podem ser implementados juntamente no protocolo de roteamento.

A grande vantagem em se utilizar este tipo de roteadores ópticos é a não necessidade de conversão do sinal de óptico para elétrico e depois para óptico novamente. Assim, além de

eliminar o problema de atraso na transmissão dos dados dos pacotes ópticos, consegue-se baratear os custos dos roteadores. Outra importante característica destes roteadores ópticos é a diminuição da eletrônica de conversão, tornando os equipamentos fisicamente menores e reduzindo o consumo de energia.

As principais aplicações dos roteadores ópticos nas redes são:

- Comutadores ópticos: são usados como nós de redes para garantirem o roteamento óptico de circuitos e pacotes.
- Multiplexadores *add-drop* ópticos: usados para adicionar ou retirar específicos comprimentos de onda de um sinal formado por múltiplos comprimentos de onda e, com isso, evitar o processamento eletrônico. Para isso, é necessário o uso de *switches* de comprimento de onda seletivos. O roteamento é feito na ordem de milisegundos (ms).
- *Switches* de restauração e proteção da fibra: são usados pequenos *switches* para a restauração das rotas ópticas no caso de falha. Para essa aplicação utilizam os *switches* de matriz 2x2 e eles trabalham com tempo de roteamento da ordem de milisegundos.
- Monitoração do sinal: para gerenciar as redes de comunicação. Os comutadores de comprimento de onda seletivo são mais usados para esse tipo de aplicação.

O ideal seria que os roteadores ópticos oferecessem as seguintes características:

- Alta velocidade: velocidade de roteamento na ordem de nanosegundos (ns);
- Portas ópticas capazes de suportar tráfego de modo transparente (atualmente centenas de Gb/s)
- Escalabilidade: crescimento flexível até várias dezenas de portas.
- Independência de banda: habilidade para suportar maiores taxas de dados em cada porta.
- Eliminar a necessidade de conversão óptica-elétrica e vice-versa.

As próximas seções deste capítulo, serão apresentadas teorias e definições direcionadas ao estudo de redes OPS.

2.2 Roteamento em Redes OPS

Roteamento é a principal função da camada de rede [2.3],[2.9] definida como o processo de alocação de recursos e encaminhamento de tráfego em redes de comunicação, estando diretamente relacionado com a topologia física e lógica das redes e outros protocolos de sinalização e transporte.

O roteamento pode ser realizado tanto no domínio óptico como no eletrônico. Os roteadores ópticos são utilizados para comutarem opticamente os sinais (pacotes/rajadas) entrantes em um nó da rede para o nó de saída determinado. Esses roteadores podem ter a facilidade de conversão de comprimentos de ondas, podendo comutar o comprimento de onda entrante no nó para outro diferente na saída deste mesmo nó [2.4].

As vantagens em se trabalhar com redes de roteadores ópticos são: não necessitam que os nós de comutação sejam capazes de rotear grandes quantidades de pacotes; seus procedimentos de recuperação de erros são mais eficientes do que das redes de roteadores não ópticos, já que se podem retransmitir somente aqueles pacotes ópticos onde foram detectados erros e não uma mensagem inteira.

Um problema encontrado em redes de pacotes ópticos com roteadores não ópticos é o tempo de processamento nos nós da rede. Devido à necessidade de conversão dos sinais em óptico-elétrico-ópticos em cada nó do caminho do pacote, o mecanismo de conversão e reconversão dos sinais geram atrasos que impactam na transmissão das informações entre os nós origem-destino, aumentando a degradação do sinal e a probabilidade de perdas [2.5]-[2.7]

Os nós ópticos em geral são constituídos por quatro partes: a interface de entrada, módulo de chaveamento, interface de saída e a unidade de controle [2.8]. A interface de entrada é principalmente utilizada para delimitação e alinhamento de pacotes, extração de informação do cabeçalho do pacote e retirada deste cabeçalho. O módulo de chaveamento é o coração do nó e é usado para o roteamento óptico dos pacotes. A interface de saída é usada para regenerar os sinais ópticos e inserir o cabeçalho. A unidade de controle, como o nome já diz, controla o

roteamento dos pacotes, baseada nas informações de cabeçalho. Nela são armazenadas matrizes de roteamento para tomada de decisão de melhor caminho a serem alocados aos pacotes.

Quando um pacote chega a um nó óptico, ele primeiro é processado pela interface de entrada e o cabeçalho e a carga útil (*payload*) são separados. O cabeçalho é convertido para o domínio elétrico e é processado eletronicamente pela unidade de controle. A carga útil ou *payload* permanece como um sinal óptico durante todo o processo, e só será aberto ou desmontado nos nós de bordas ou em seu destino final. Depois que o *payload* passa pelo módulo de roteamento, o cabeçalho é reinserido antes de ter sido reconvertido em óptico pela interface de saída [2.10][2.11]. No próximo capítulo será explicada com maiores detalhes a arquitetura do nó óptico aplicada em nossos estudos analíticos e de simulação computacional.

Os protocolos de roteamento são ingredientes essenciais para o bom funcionamento do tráfego de uma rede e é considerado o mais complexo e crítico aspecto no projeto de rede Internet. Os roteamentos escolhidos para serem aplicados neste trabalho adotam a política do caminho mínimo fim a fim para cada aplicação da rede, ou seja, o pacote tem como meta sempre realizar o menor caminho para chegar ao seu nó destino. O estabelecimento do caminho óptico é definido através da utilização de alguns algoritmos como protocolos de roteamento, os quais podem ser estáticos ou dinâmicos, dependendo do tipo de aplicação[2.4][2.5].

O roteamento estático sempre escolhe o mesmo caminho para cada nó de origem destino. Este caminho é estabelecido conforme uma rota pré-determinada. Se todos os recursos como total de banda, armazenadores e comprimentos de ondas disponíveis ao longo de determinado caminho óptico estiverem sendo utilizados ou estiverem alocados para o transporte de outras aplicações, as perdas destes pacotes podem ocorrer devido à falta de recursos disponíveis. Outro problema do roteamento fixo é que este, por si só, não é tolerante à falhas, portanto um esquema de roteamento alternativo deve ser implantado dinamicamente em caso de necessidade de implementação de um sistema de proteção quanto à falhas [2.4][2.11][2.12].

Ainda no roteamento estático, como dito anteriormente, a escolha do caminho é feita através de rotas previamente estabelecidas (orientadas a conexão), proporcionando um melhor

planejamento da disponibilidade de rotas na rede. No entanto, este tipo de roteamento tem limitações para rotear tráfego aleatório.

No roteamento dinâmico, a escolha do caminho é feita em tempo real (não orientada a conexão), procurando naquele instante da requisição da conexão o melhor caminho a percorrer ou o caminho disponível, evitando assim perdas de pacotes em caso das melhores rotas estarem ocupadas.

No presente trabalho foram utilizados dois tipos de protocolos de roteamento: *Store and Forward-SF* e o *Deflection Routing-DR* na obtenção dos resultados analíticos e de simulação computação.

No roteamento *Store and Forward* - SF, em Português, “armazenar e encaminhar”, os pacotes são armazenados em um *buffer* e despachados, preservando o caminho mínimo. O pacote sempre percorrerá o menor caminho que existe entre seu nó de origem até seu nó destino [2.13]. O seu caminho é definido ainda no seu nó de origem e, caso alguma das rotas entre o caminho que o pacote irá percorrer esteja ocupada por outro pacote, este ficará armazenado no *buffer* até que seu caminho preferencial esteja desocupado.

O outro tipo de roteamento usado e, que trata de uma boa solução para resolução de contenda, foi o roteamento por deflexão - DR, também conhecido por batata quente (*Hot Potato*) [2.14][2.15]. O pacote quando entra no nó de origem pode ser enviado para a porta preferencial, ou seja, a porta que o leva ao menor caminho até seu destino. Caso esta porta esteja ocupada, este pacote será defletido para a outra porta do nó; sendo que o nó óptico tem configuração (PxP) sendo P o número de entradas e saídas que deve ser maior ou igual a 2, ou seja, é provido de duas ou mais portas de entradas e de saídas. Neste caso, os pacotes nem sempre percorrem o menor caminho entre o nó de origem até o nó destino.

2.3 Protocolos de Roteamento

Nesta tese foram utilizados os protocolos de roteamento *Store and Forward* e *Deflection Routing* que serão explicados a seguir.

2.3.1 Store and Forward - SF

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 desalocada. No caso de ela já estar sendo ocupada por outro pacote, o pacote que entraria em contenda com o primeiro seria guardado em um armazenador e só depois encaminhado. Neste tipo de roteamento preserva-se o caminho mínimo; o pacote sempre percorrerá o menor caminho que existe entre seu nó de origem até seu nó destino, sendo seu caminho definido no nó de origem. Caso algumas das rotas entre o caminho que o pacote irá percorrer estejam ocupadas por outro pacote, este ficará armazenado em um *buffer* até que seu caminho preferencial esteja desocupado. Este roteamento é utilizado para verificar a melhor opção de rota, visto que, neste caso, é desconsiderada a resolução de contenda.

Esta abordagem não pode ser implementada de maneira simples em redes de pacotes ópticos, utilizando apenas fibras de retardo. Deste modo o esquema de roteamento por deflexão (DR) representa uma solução atraente, possibilitando a implementação de uma rede de pacotes ópticos sem armazenadores e com critérios de resolução de contenda.

2.3.2 Deflection Routing - DR

O roteamento por deflexão foi inventado inicialmente por Baran em 1964 e foi estudado e implementado no contexto de interconexão de redes em 1980 [2.15]. Este tipo de roteamento conhecido também como *Hot Potato* tornou-se uma técnica atrativa em questões de resolução de contenda, pois dispensa a utilização de *buffers* e de protocolos de sinalizações, reduzindo assim os custos destas redes. Algumas das suas propriedades atraentes são:

- **Simplicidade dos nós:** o roteamento implementado em cada um dos nós da rede é bastante simples. Primeiro cada nó deve rotear os pacotes que chegam, para o caminho mais curto. Para que o nó encaminhe o pacote para a porta que o levará pelo caminho mais curto ao seu destino final, basta que este nó faça uma pesquisa em uma tabela de roteamento. A ausência de *buffers* para realizar o DR, livra os nós de terem que realizar tarefas complexas de gerenciamento de *buffers*. Nenhum pacote é perdido devido à falta de capacidade do *buffer*;

- **Congestionamento da rede:** caso um trecho da rede apresente-se congestionado, os pacotes serão automaticamente defletidos para outro caminho, aliviando assim o tráfego nos locais congestionados;
- **Tolerância à falhas:** com rotas alternativas as redes tornam-se mais robustas. A resolução de contenda espacial é resolvida com este roteamento. Os pacotes que sofrerem disputas e não vencerem, não são descartados e sim defletidos para as portas de saída disponíveis. Neste contexto, devem ser levados em consideração três parâmetros importantes:
 - Atraso de pacotes entre fonte e destino final;
 - Ordem da chegada dos pacotes;
 - Tempo de vida máximo que um pacote possa ter (*Time to live* -TTL);

2.4 Resolução de contendas

A resolução de contenda pode ocorrer em redes OPS, quando dois ou mais pacotes tentam deixar um nó, utilizando a mesma porta de saída no mesmo comprimento de onda, em caso de existir mais de um comprimento de onda sendo transportado ao mesmo tempo. A contenda pode ser solucionada, utilizando-se artifícios referentes ao tempo, espaço ou comprimento de onda. Mais precisamente, a contenda pode ser resolvida em OPS, usando armazenadores (dimensão de tempo como usado no SF), conversão de comprimento de onda (dimensão de comprimento de onda), e ou roteamento de deflexão (dimensão de espaço como usado no DR). Todas estas técnicas podem ser aplicadas juntamente ou separadamente, tendo assim seus respectivos méritos e deficiências [2.8].

Armazenamentos ópticos realizados por linhas de retardo (*Fiber delay Line* - FDL), oferecem quantidades fixas e finitas de atrasos. Para realizar armazenamento óptico de grande capacidade é necessário aplicar uma grande quantidade de FDLs, o que pode causar perdas na qualidade do sinal e, a necessidade de técnicas de reordenamento de pacotes na saída do nó.

O uso do roteamento DR é uma outra abordagem para resolver disputas em redes OPS sem a necessidade de implementação de *hardwares* no nó óptico, e que podem ser feitas facilmente em *software*. Outro fator positivo é que com o DR, a arquitetura do nó óptico pode ser

simplificada, não havendo a necessidade de *buffer* na camada óptica. Porém este tipo de roteamento requer mais recursos de redes, maiores atrasos, e há necessidade de um mecanismo de reordenação dos pacotes no nó destino. Além disto, é necessário também a implementação de estratégias no algoritmo roteador para que os pacotes não entrem em *loop*, provocando perdas e atrasos na transmissão dos pacotes. A eficácia do roteamento DR depende fortemente das condições topológicas e de tráfego da rede [2.16].

2.5 Topologias malha e anel para redes OPS

Nesta seção, serão apresentadas as topologias em malha da família *Manhattan Street* - MS e anel considerando as arquiteturas de comutação de redes OPS, consistindo de nós ópticos sem armazenadores ópticos e interconectados por enlace unidirecional e bidirecional. Os resultados analíticos e de simulação computacionais desta tese serão obtidos nestes modelos de redes.

A MS é uma topologia em malha (Figura 4 a e b) que pertence à família das chamadas redes multipassos (*multihop networks*), nas quais há mais de uma rota entre quaisquer pares de nós, ou seja, o tráfego gerado em um determinado nó pode passar por diversos nós intermediários antes de atingir o nó de destino. Este tipo de rede é constituído de uma malha regular bidimensional, sendo que cada nó tem dois enlaces (*links*) de entrada e dois enlaces de saída. Os braços paralelos e adjacentes, verticais e horizontais possuem sentidos alternados (daí a idéia de ruas e avenidas de *Manhattan*). Os nós extremos são sempre interligados aos nós $(i, 1)$ ligados aos nós (i, m) e nós $(1, j)$ ligados aos nós (n, j) , onde n é o número de linhas, m o número de colunas, $i = 1, \dots, n$ e $j = 1, \dots, m$. O modelo MS pode ser do tipo regular (MS) quando o número de nós da rede for par (Figura 4 a) e quase-regular (MSq) assim nomeado por nós, quando o número de nós da rede for ímpar (Figura 4 b). Resumindo, é uma rede altamente conectada, com fechamento toroidal, e sua principal característica são as opções de caminhos que os pacotes podem utilizar para chegar aos seus endereços de destino; característica esta relevante em projeto de redes em caso de ocorrência de falhas ou congestionamento de tráfego de enlaces em um dado caminho, pois os pacotes são facilmente direcionados a seu destino por outro caminho, como são em redes IPs [2.17].

Na Figura 5 a mostra-se uma nova rede em malha, implementada, baseando-se no modelo topológico MS da Figura 4, descrita no início desta seção. O novo modelo, foi configurado com nós de 3 entradas e 3 saídas-grau 3, mais as funcionalidades *add/drop* da topologia original. Neste modelo, além das conexões tradicionais do modelo MS/MSq, os nós também são conectados na diagonal, utilizando uma conectividade lógica semelhante à rede MS/MSq, formando assim uma topologia toroidal 3D que foi batizada de MS/MSq-3D.

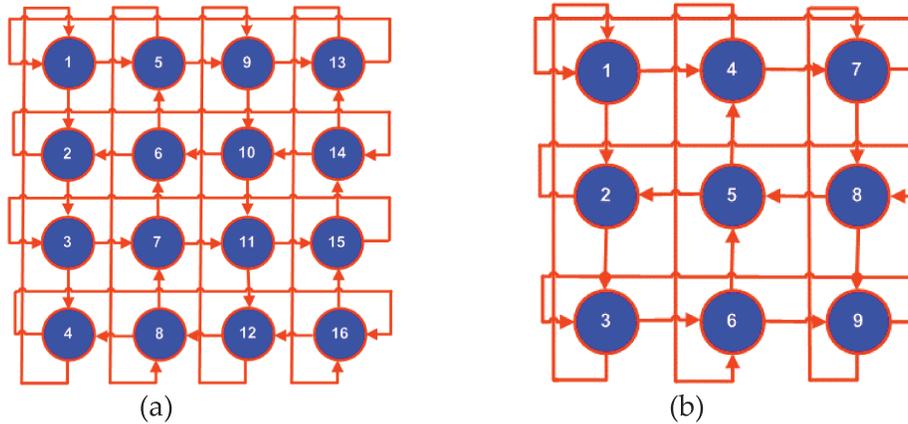


Figura 4: Topologias Malha: (a) MS-16 e (b) MSq-9

Também foi proposta a topologia MS/MSq constituída por enlaces bidirecionais (Figura 4 b). Este modelo possui o mesmo conjunto de conectividade da MS/MSq convencional, porém os nós ópticos foram modificados tendo configuração de 4 entradas e 4 saídas- grau 4 e os enlaces duplicados com conectividade inversa da topologia original (Figura 5). Este modelo topológico foi denominado MS/MSq-bid.

Tanto a implementação da topologia MS/MSq-3D como da MS/MSq-bid são projetos novos de topologias de rede, que suportam o aumento do tráfego e melhoram a qualidade de serviço, sendo esta melhora obtida não exclusivamente pelo aumento de número de caminhos, mas principalmente, pela lógica de conectividade dos enlaces.

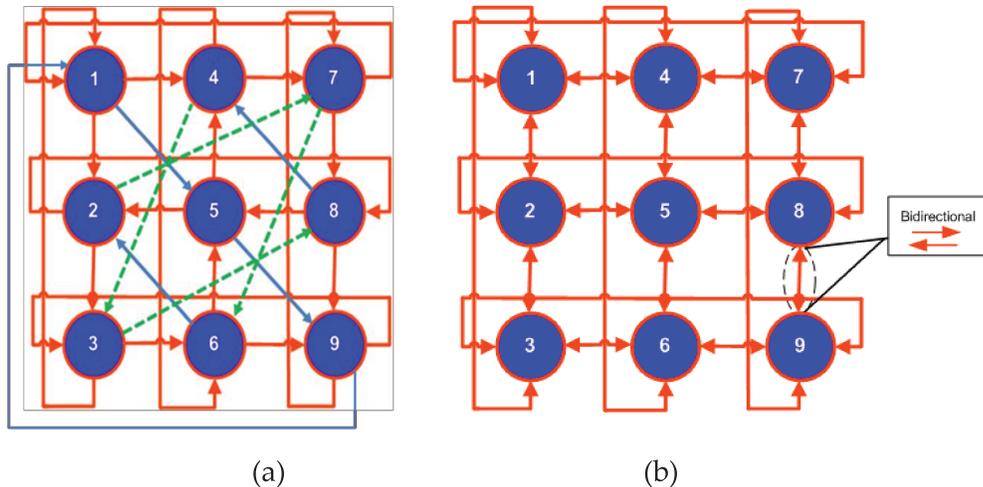


Figura 5: Rede em Malha: (a) MSq-9 3D; (b) MSq-9 bid

A topologia anel clássica (Figura 6a), é constituída por nós com configuração de grau 2, duas entradas e duas saídas e as portas *add/drop* por onde os pacotes são inseridos e removidos. Os nós são conectados com o nó vizinho mais próximo no sentido horário e anti horário, portanto os enlaces funcionam como enlaces bidirecionais. Obs.: um caminho entre dois nós é considerado enlace unidirecional quando o pacote de dados (para o nosso caso de rede) não tem a opção de retornar ao nó que foi enviado após sua chegada no nó destino, ou seja, um pacote do nó vizinho i e j seguem de i para j sem a possibilidade de deixar j e retornar a i . Este tipo de topologia é utilizada em redes que aplicam tecnologia SDH/SONET [2.4][2.1][2.18][2.19] e que estão presentes no cenário tecnológico atual.

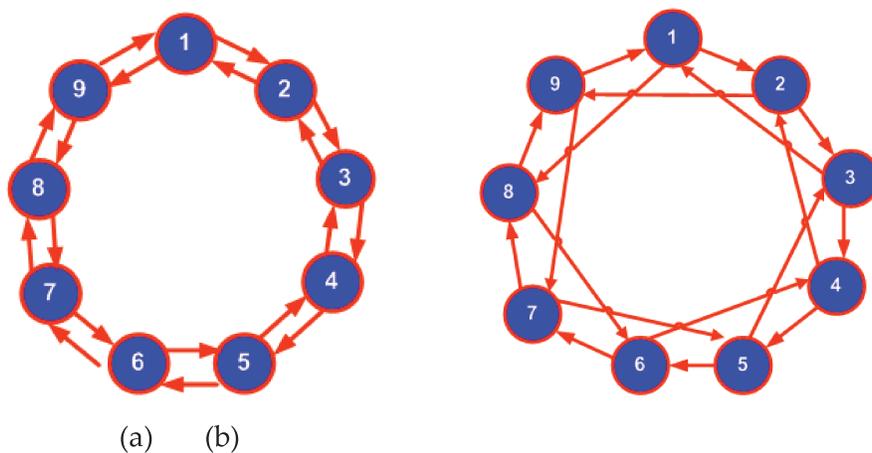


Figura 6: Anel 9 nós: (a) Anel- 9 bid e (b) Anel-9 unid

Para se ter uma rede em anel conectada exclusivamente por enlaces unidirecionais, uma nova forma de interligação de nós para a topologia em anel foi proposta. Cada nó é interligado pelo seu vizinho mais próximo ou sucessor no sentido horário, como na topologia clássica e pelo segundo vizinho mais próximo no sentido anti-horário (Figura 6 b).

No próximo capítulo, na seção de resultados, serão verificados em resultados analíticos e de simulação computacional que tanto a topologia Anel-unid quanto a MS/MSq-3D, propostas nesta seção, apresentam melhores resultados que as topologias Anel-bid e MS/MSq com grau 2.

2.6 Parâmetros básicos e definições

Nesta seção serão definidos os parâmetros e as variáveis conceituais de engenharia de tráfego de rede que foram utilizados na obtenção dos resultados analíticos e de simulações.

Este trabalho foi baseado no entendimento e nas análises de resultados de parâmetros e variáveis como, capacidade total da rede (C_t), números de nós (N), fluxo de tráfego, carga de enlace (L_c), número médio de hops ($\bar{H} = ANH$), vazão (T_p), fator de desempenho (F_d), que trata-se de uma métrica original do autor, fração de perda de pacotes (FPP) e número médio de deflexões (D).

A capacidade total é entendida como sendo o tamanho da banda, ou seja, a quantidade máxima de informação que determinada rede suporta. Este parâmetro pode ser calculado utilizando a equação:

$$C_t = \frac{x.N.S}{\bar{H}} \quad (1)$$

onde se tem o número de enlaces (xN) que constitui uma rede óptica, a capacidade de cada enlace (S) em Gb/s e o número médio de hops ($\bar{H} = ANH$).

Nota-se que a variável x indica o tipo de configuração ou grau do nó óptico, ou seja, o número de portas de entradas e saídas. Outro detalhe importante, é que C_t é maximizada sempre que \bar{H} for minimizada, o que também impacta no fator de desempenho F_d , que ainda será definido.

Ressaltando que existe um limite máximo da capacidade da rede, designado C_{max} , e que é definido como $C_{max} = x.N.S$ obtido na situação idealizada em que toda a comunicação da rede é feita com um salto.

A carga da rede (L_c) pode ser entendida como uma variável que define o quanto está sendo utilizada a capacidade da rede, podendo variar de “0 a 1” ou “0% a 100%”. Sendo assim, a capacidade efetiva da rede (C_{ef}) que é a capacidade que está sendo utilizada em um determinado momento, calculada pela equação:

$$C_{ef} = C_t \times L_c \quad (2)$$

Portanto a taxa efetiva por usuário da rede (R_{ef}) pode ser calculada através de:

$$R_{ef} = \frac{C_{ef}}{N_u} \quad (3)$$

O número de usuários, também conhecidos como fontes de tráfegos de uma rede, foi definido por Acampora [2.14] como sendo todos os nós gerando tráfego uniforme para todos os outros nós da rede, menos para si mesmo. Desse modo, para N nós, o número de usuários se calcula utilizando a equação seguinte:

$$N_u = N(N - 1) \quad (4)$$

em que N_u corresponde ao número total de tráfego ou usuários, e N correspondendo ao número de nós existente na rede.

O número médio de hops ($\bar{H} = ANH$) é o valor médio de saltos que os pacotes realizam para chegarem aos seus endereços de destinos. Ele é calculado com a finalidade de encontrar a rota de menor caminho que o pacote pode percorrer para chegar ao seu destino. O cálculo deste parâmetro depende do algoritmo do protocolo de roteamento adotado. Neste trabalho adotaram-se dois tipos de protocolos de roteamento: Roteamento por Deflexão (*Deflection Routing* - DR) e Armazena e Envia (*Store-and-Forward* - SF) como já foi dito anteriormente. A teoria básica destes protocolos já foi abordada neste capítulo, porém, nesta seção, realizar-se-á um modelamento analítico direcionado para as topologias em malha e anel, também apresentadas na seção anterior.

O número médio de *hops*, tanto no roteamento SF quanto para o DR, obtém o número médio de saltos realizados pelos pacotes entre o nó origem e o nó destino. Porém, quando é aplicado o roteamento SF, considera-se que o pacote não sofre deflexões e ele sempre será direcionado para a porta do nó que o levará ao seu endereço de destino pelo menor caminho. Neste caso, calculam-se os valores de vazão para o estado ideal da rede, ou seja, o caso que nunca haverá perda de pacotes e o tempo gasto de transmissão é o menor possível. Para o roteamento DR, os pacotes não possuem uma rota determinada no seu nó de origem e, a cada *hop*, pode tomar certo caminho que levará a um maior ou menor número de saltos (*hops*) até seu destino. A escolha do caminho dos pacotes no DR é ocasionada pela disponibilidade da sua porta de saída do nó que o pacote se encontra, podendo ser preferencial ou não. Na próxima seção deste capítulo, serão abordados estes dois protocolos, detalhando-se os procedimentos de cálculos para as topologias consideradas.

A figura de mérito para desempenho da rede é definida como o fator de desempenho (F_d) que utiliza a relação entre C_t e \bar{H} para ser calculado.

$$F_d = \frac{C_t}{\bar{H}} \quad (5)$$

A interpretação desta nova métrica é a seguinte: quanto menor o caminho percorrido pelo pacote para chegar ao seu endereço de destino, menor é o tempo que o pacote alocará banda e, portanto, maior o número de pacotes que poderão trafegar nesta rede.

O desempenho das redes não está ligado somente à disponibilidade de alta capacidade. Outro parâmetro importante é a vazão que relaciona capacidade e tempo de transmissão. Nota-se que quanto menor o \bar{H} , menor será o tempo que um pacote gastará para ser transmitido e isto acarretará em maior vazão.

A vazão (T_p) em inglês *throughput* é um parâmetro que mede o fluxo efetivo de tráfego de pacotes que circulam na rede e pode ser calculada com as equações:

$$T_{pi} = \frac{x \cdot N \cdot S}{\bar{H}} \times L_c \quad (6)$$

$$T_p = \frac{\sum_{i=1}^N T_{pi}}{N} \quad (7)$$

Os parâmetros referentes ao número médio de deflexões e a fração de perda de pacotes são resultados de simulações onde se tem condição de gerar pacotes e transmiti-los com condições semelhantes à de uma rede real.

O número médio de deflexões mede o quanto os pacotes foram transmitidos por um caminho que não fosse o menor, ou seja, quanto maior o número de deflexões, maior será o \overline{H} e menor será a capacidade de transporte da rede e menor será o desempenho da mesma.

A fração de perda de pacotes (*FPP*) mede a perda por descarte de pacotes durante o roteamento e é definida como a razão entre o número de pacotes ópticos que foram enviados e perdidos, dividido pelo número total de pacotes gerados (pacotes enviados e recebidos e pacotes perdidos):

$$FPP = \frac{p-r}{p} \quad (8)$$

sendo p o número total de pacotes enviados e r o número total de pacotes recebidos.

Na próxima seção serão apresentados os procedimentos de cálculos de alguns parâmetros aqui definidos para as topologias de rede aqui consideradas.

2.7 Procedimentos de Cálculos

A descrição dos procedimentos de cálculos do $\overline{H} = ANH$ será iniciada, utilizando o roteamento SF. Com este tipo de roteamento obtém se os melhores resultados de \overline{H} , por não considerar disputa de contenta. Estes resultados serão utilizados para se comparar com os resultados obtidos, considerando o roteamento DR, que se trata de um protocolo que considera resolução de contenta e que os seus resultados dependem do fluxo de tráfego da rede. Os procedimentos de cálculos do \overline{H} , utilizando o roteamento DR também serão descritos.

2.7.1 Protocolo de roteamento SF

O protocolo SF utiliza-se do algoritmo *Dijkstra* [2.20] para o cálculo do \bar{H} com as seguintes etapas esboçadas na Figura 7.

O processo de cálculo inicia-se com a matriz de conectividade (M_c) da topologia da rede escolhida (1), definindo todas as ligações entre os nós desta rede, independente da topologia (pode ser anel, malha, árvore, etc). Após o reconhecimento destas conexões entre os nós, aplica-se o algoritmo *Dijkstra* que calcula o caminho mínimo C_m (em número de *hops*) (2) entre nó origem e destino, considerando todas as possibilidades de nós destino e de nós origem da rede considerada. E por fim é realizado um somatório dos números de saltos totais dividido pelo número de fluxo de pacotes gerados (3), obtendo-se o número médio de saltos de cada pacote.

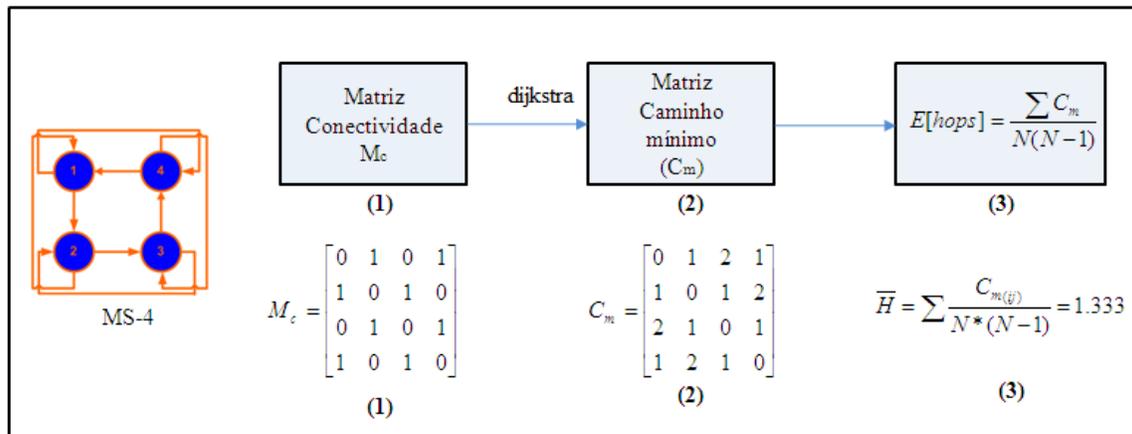


Figura 7: Etapas do cálculo do H utilizando roteamento SF

2.7.2 Protocolo de roteamento DR

O cálculo do \bar{H} utilizando o roteamento DR é aplicado nos modelos topológicos da família *Manhattan Street-MS*. Para cada tipo de topologia desta família (redes MS regulares, MSq- quase regulares e também redes irregulares), o \bar{H} deve ser calculado de maneira diferenciada

Para o cálculo do \bar{H} utilizando roteamento DR [2.16], primeiramente é necessária a realização de todos os cálculos para se obterem as probabilidades referentes ao encaminhamento do pacote para sua porta preferencial ou não preferencial. Assim é montada

uma tabela de tráfego dinâmica sendo que o estudo analítico destas probabilidades pode ser encontrado em [2.21].

Através de estudos analíticos, testados através do *software Matlab®*, verificou-se que o número médio de saltos e consequentemente a vazão, para as redes com topologia em malha do tipo MS com números de nós ímpares, (nomeadas redes quase-regulares- MSq) não poderiam ser calculados simplesmente adotando o mesmo método de cálculo adotado nas redes regulares, descrito por Acampora. Para estas topologias quase-regulares e irregulares, é necessário calcular o número médio de saltos considerando como endereço de destino todas as opções de nó que constituem a rede, separadamente; obtendo assim o número médio de saltos por nó destino. Com os números médios de saltos de cada nó destino, faz-se a média das médias de saltos e por fim calcula-se a vazão média total da rede. Este método complementa o anterior (Acampora) e pode ser aplicado para qualquer topologia da família *Manhattan Street* e também para todos os outros tipos de topologia.

O método anterior, descrito por Acampora, calculava o número médio de *hops* considerando somente um nó como destino, sendo este nó escolhido aleatoriamente. Para a topologia MS regular, este método é correto, pois não existe variação de valores no número médio de saltos com a mudança de nó destino, porém para as topologias MSq e irregulares que são o caso das redes MSq com 9, 25 nós, o número médio de saltos não se mantém o mesmo, para os diversos nós destinos. A Figura 8 é o diagrama do processo de cálculo do \bar{H} considerando as diferentes topologias.

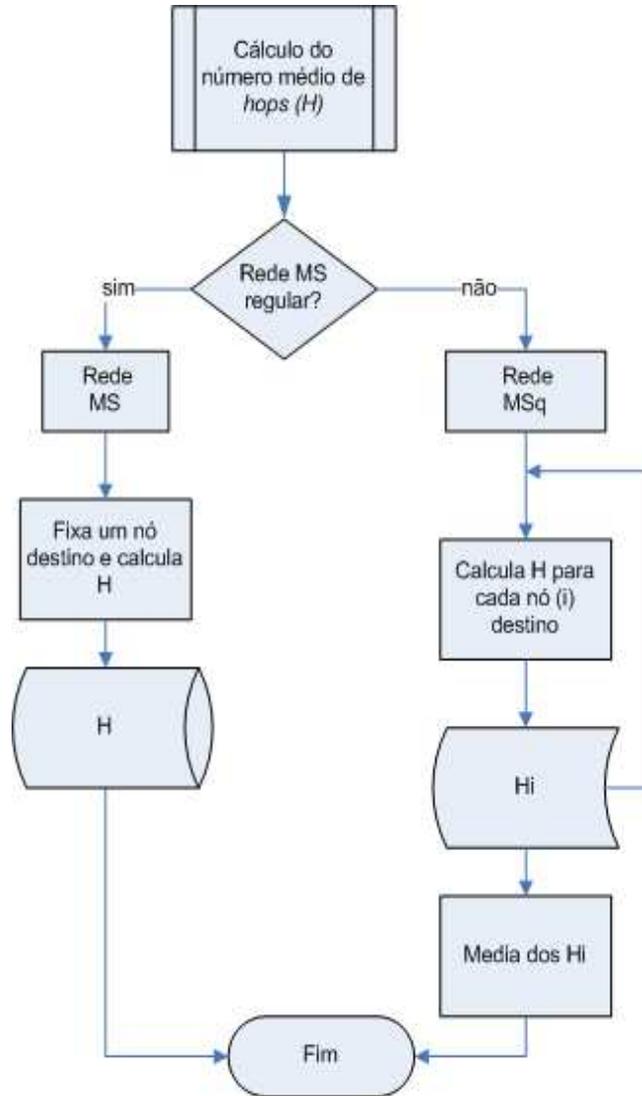


Figura 8: Diagrama do Processo de cálculo de $\bar{H} = ANH$

2.7.3 Aplicação Demonstrativa dos Métodos

Nesta seção são aplicados os métodos de cálculo descritos anteriormente. Na Figura 9 apresenta-se a vazão calculada, usando os dois métodos (Acampora – método1 e proposto-método 2) descritos anteriormente para as redes regulares (MS-16) e quase regulares (MSq-9 e MSq-25).

Observa-se que o aumento médio da vazão para as redes MSq-9 e MSq-25 adotando o método -2 é de respectivamente 7% e 12% com relação ao método-1. Estes valores são

relevantes, pois matematicamente falando, trata-se de 7% e 12% de aumento de tráfego sem a implementação de equipamentos na rede. Para a MS-16, rede regular, não houve alteração nos valores por ser uma rede regular, como foi explicado anteriormente.

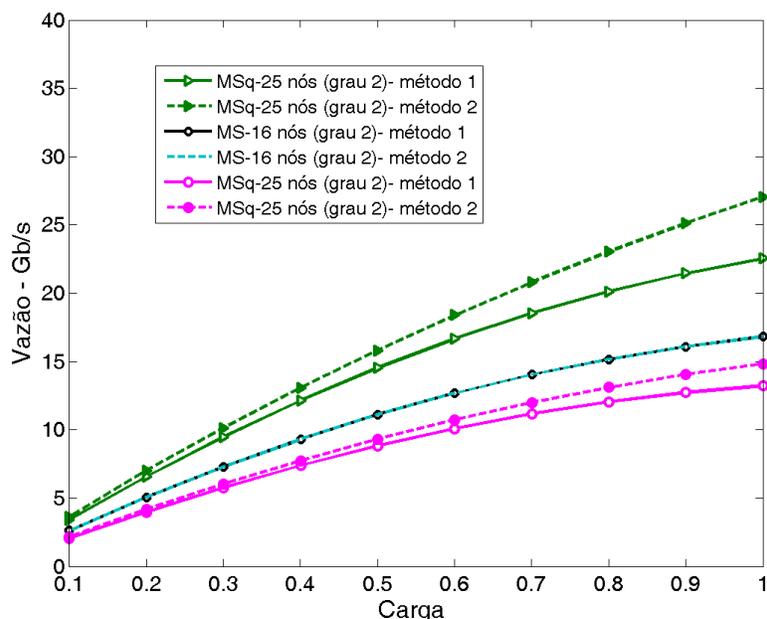


Figura 9: Método novo e antigo para calcular vazão.

Na Figura 10 aplica-se o método -2 para se obter a vazão de todas as topologias MS regular e quase regular e anel, sendo estas implementadas com nó de duas entradas e saídas (grau 2) e enlaces unidirecionais. Com estes resultados pode-se confirmar com conceitos teóricos que as topologias em malha com o mesmo número de recursos (equipamentos e enlaces) têm um desempenho superior comparadas com as redes em anel.

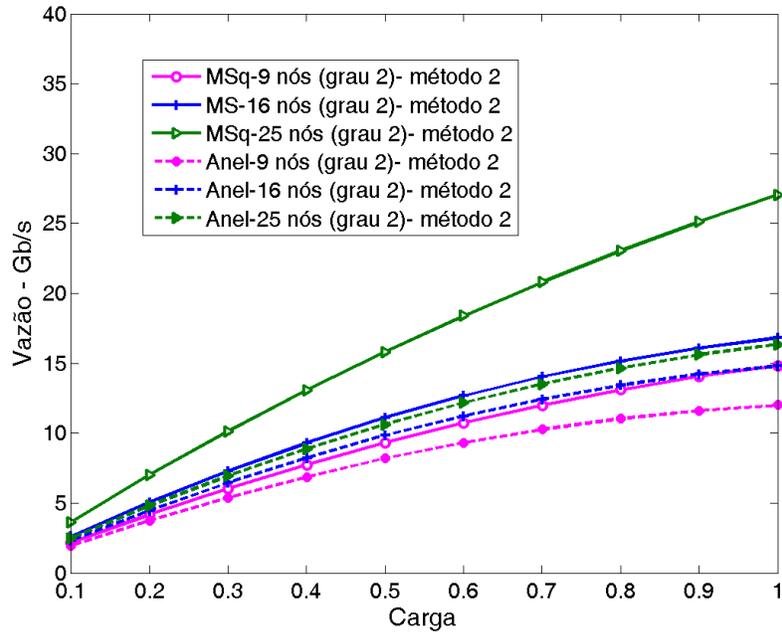


Figura 10: Vazão: Malha x Anel

Com o modelo analítico ajustado e retificado para as topologias MSq e irregulares podem-se analisar com maior precisão os valores reais de número médio de *hops* e vazão para as topologias MS quase regulares e topologias irregulares.

Os conceitos e definições, apresentados neste capítulo, serão extensivamente aplicados e utilizados na obtenção dos resultados apresentados nos próximos capítulos.

Referências – Capítulo 2

- [2.1] ITU-T Recomendação G.707/Y.1322: *Network node interface for the synchronous digital hierarchy (SDH)*.
- [2.2] ITU-T Recomendação G-709: *Interfaces for the Optical Transport Network (OTN)*.
- [2.3] A. S. Tanenbaum, *Redes de Computadores*, 4ª ed., 2003 Editora Campus, Tradução da.
- [2.4] R. Ramaswami, K. Sivarajan, *Optical Networks – a practical perspective*, 2nd. Ed., Morgan Kaufman, San Francisco, USA, 2002.
- [2.5] W. Stallings, *High-Speed and Networks: Performance and Quality of Service*, 3rd Ed., Prentice Hall, Upper Saddle River, New Jersey.
- [2.6] M. L. F. Abbade, J. D. Marconi, R. L. Cassiolato, V. Ishizuca, I. E. Fonseca, and H. L. Fragnito “Field-Trial of Cross-Layer Effect Caused by All-Optical Wavelength Converters on IP Networks,” *J. Lightwave Tech.*, Vol. 27, no. 12, pp. 1816–1826, June 15, 2009.
- [2.7] Pereira, H. A.; Chaves, Daniel A. R.; Bastos-Filho, C. J. A.; Martins Filho, J. F., OSNR model to consider physical layer impairments in transparent optical networks. *Photonic Network Communications*, v. 18, p. 137-149, 2009.
- [2.8] Martin Maier, *Optical Switching Networks*, Cambridge University Press 2008, Published in the United States of America by Cambridge University Press, New York.
- [2.9] A. Rodriguez-Moral, P. Bonenfant, S. Baroni, and R. Wu, “Optical Data Networking: Protocols, Technologies, and Architectures for Next Generation Optical Transport Networks and Optical Internetworks,” *J. Lightwave Tech.*, Vol 18, no. 12, December 2000.
- [2.10] D. J. Blumenthal, P. R. Prucnal and J. R. Sauer, “Photonic packet switching: architectures and experimental implementations”, *Proceedings of the IEEE*, vol.82, no.11, pp.1650-1667 (1994).
- [2.11] F. Rudge Barbosa, “Redes Óticas” – curso de pós-graduação, FEEC - Unicamp – SP, Disponível em: <<http://www.dsif.fee.unicamp.br/~rudge/pdf/IE008>>, 2011.

- [2.12] F. Rudge Barbosa, “Fundamentos de Comunicações Ópticas – componentes, sistemas e redes”, curso especialização, Ceset-Unicamp-Limeira, Maio 2007.
- [2.13] S. Yao, B. Mukherjee, S. J. Yoo, and S. Dixit, “Unified Study of Contention Resolution in Optical Packet Switching Networks,” *IEEE J. Lightwave Tech.*, vol.21, no.3, p.672, March 2003.
- [2.14] A. S. Acampora e S.I.A.Shah, “Multihop lightwave network: a comparison of store-and-forward and hot potato routing”, *IEEE Transactions on Communications*, vol.40, no.6, pp.1082-1090 (1992).
- [2.15] P. Baran, “On Distributed Communications Networks”, *IEEE Transactions on communications*, pages 1-9, March 1964.
- [2.16] L. H. Bonani, F.R. Barbosa, E. Moschim, “Modelling and Analysis of Optical Packet Switched Networks in Mesh Topology”, *Proceed. International Telecommunications Symposium, ITS’2006*, September 2006, Fortaleza, Brazil.
- [2.17] Achille Pattavina, “Performance of deflection routing algorithms in IP optical transport networks” *J. Computer Networks: The International Journal of Computer and Telecommunications Networking - Optical networks* Volume 50 Issue 2, 08 February 2006.
- [2.18] ITU-T Recommendation G.803: Architecture of transport networks based on the synchronous digital hierarchy (SDH).
- [2.19] Cisco – Synchronous Digital Hierarchy (SDH) Graphical Overview.
- [2.20] Dijkstra's algorithm
<http://www.cs.usask.ca/resources/tutorials/csconcepts/graphs/tutorial/advanced/dijkstra/dijkstra.html>.
- [2.21] I. B. Martins, “Análise de Tráfego, Capacidade e Proteção em Redes de Pacotes Ópticos com Chaveamento Fotônico”, Dissertação de Mestrado, FEEC/Unicamp, 2007.

Capítulo 3

3. Arquitetura das Redes e Nós OPS

Este capítulo é focado nas tecnologias OPS implementadas em redes ópticas metropolitanas aplicadas em várias configurações de topologias malha e anel. Serão abordadas e analisadas as configurações do nó óptico para estas topologias apresentadas no capítulo anterior que são baseadas em malha da família *Manhattan Street* (MS) [3.1][3.2] e anel clássico [3.3][3.4].

Serão também apresentados neste capítulo os procedimentos e condições de simulação de tráfego nas redes OPS utilizando a plataforma de simulação Network Simulator [3.5] que foi ajustado no laboratório LTF para realização destes estudos.

3.1 Arquitetura do nó de comutação óptico

O nó óptico é um dos elementos principais que constitui uma rede óptica. Isto se explica pelas suas funcionalidades que é processar o cabeçalho, reconhecendo o endereço final do pacote óptico e verificando a qual nó da rede ele pertence. Outra funcionalidade do nó é o envio ou encaminhamento do pacote óptico para uma de suas portas de saída que pode ser preferencial ou não; quem define a qual porta o pacote irá escolher é o protocolo de roteamento e as condições de tráfego do caminho.

O nó óptico é provido de configuração P×P, possui P portas de entrada e P portas de saída, mais as funcionalidades para adicionar e remover pacotes (*Add-Drop*) em cada enlace [3.6]-[3.10]. Além disso, o nó possui uma linha de retardo (FDL) em cada uma das portas de entrada e um controle eletrônico, que juntos realizam o chaveamento fotônico dos pacotes e

enquanto o cabeçalho é lido eletronicamente, a carga útil fica circulando pela linha de retardo. Nota-se que este processo é seguro, pois a carga é desempacotada somente no endereço de destino final, e não nos nós intermediários ao seu destino.

Na Figura 11 mostra-se a arquitetura de um nó óptico de grau 2, com processamento eletrônico e sem armazenador.

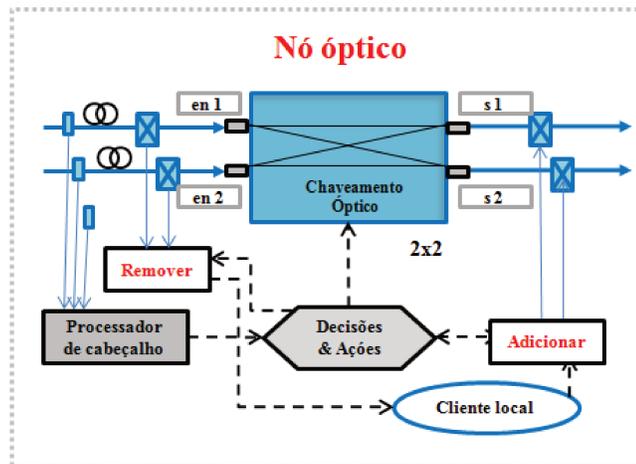


Figura 11: Arquitetura de um nó de comutação óptica (linhas tracejadas representam interfaces eletrônicas, linhas cheias representam interfaces ópticas)

Resumidamente, os elementos mais importantes deste nó são:

- Portas de entrada (en1, en2) e saída (s1 e s2): por onde os pacotes acessam e deixam os nós;
- Portas adicionar/remove (Add/Drop) por onde os pacotes são adicionados ao nó de origem e retirados do nó de destino;
- Linha de retardo: atrasa a carga útil do pacote para processamento do cabeçalho;
- Controle eletrônico: processa e reconhece o cabeçalho;

A comutação óptica é controlada por rápidos circuitos lógicos eletrônicos (40 ns vezes tempo de chaveamento em caso de falha-operacional), operando pacote-por-pacote, determinando assim, apenas o processamento do cabeçalho óptico. O tempo total de comutação (nó de entrada para a saída óptica) é inferior a 2 μ s para cada pacote, independentemente do tamanho da carga útil que só é processada nos nós de destino final que são os nós de borda [3.11]. Essa arquitetura de nó óptico permite o uso do roteamento por deflexão (DR), como protocolo de resolução de contenda e também para evitar colisões [3.12], tendo a vantagem de

não precisar de armazenamento na camada óptica, que contribui para a simplificação de arquitetura do nó e com a redução de custos [3.6]-[3.13].

A dinâmica da comutação fotônica (Figura 12) tem o seguinte procedimento: um pacote/rajada óptico (pacote 1), de duração T_{p1} chega ao conjunto de nó óptico e bloqueia o interruptor óptico, a sua rota preferida; um outro pacote (pacote 2) de duração T_{p2} , chegando no mesmo período de bloqueio (também chamado de *gate time*) T_{gt} garante que o pacote óptico não colida com o outro pacote, devido a inclusão do tempo de guarda T_{gu} em ambas as extremidades.

O tempo de chaveamento óptico equivalente é:

$$T_{gt} = T_{pn} + 2.T_{gu}$$

sendo T_{pn} referente a qualquer pacote óptico n .

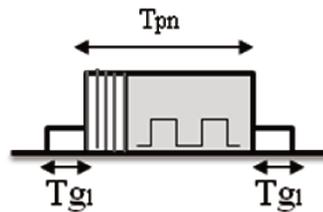


Figura 12: Dinâmica da comutação fotônica

O auto roteamento na camada óptica simplifica a arquitetura dos nós e permite que a rede possa ser operada de forma assíncrona, com pacotes guiados apenas pelos seus próprios cabeçalhos. Esta é uma solução adequada para o acesso metropolitano e para as áreas de distribuição, em cada rede OPS, abrangendo menos de 36 nós, de acordo com os resultados que serão mostrados mais adiante.

3.1.1 Pacote Óptico e Processamento do cabeçalho

Um pacote óptico é a unidade de informação tratada pela rede, contendo um campo de dados que é preenchido com uma carga útil e um cabeçalho, onde estão registradas todas as informações necessárias ao seu correto encaminhamento, através das redes [3.6][3.7][3.8][3.10]. O cabeçalho contém informações de roteamento e é processado em cada nó óptico que o pacote

passar. Carga útil é a informação a ser entregue ao destinatário e é processada apenas no nó de destino final. Na Figura 13 mostra-se a estrutura de um pacote óptico.

Durante o chaveamento fotônico, o nó óptico realiza a leitura do cabeçalho óptico que está codificado em TDM/FDM e este é processado eletronicamente, enquanto a informação útil (*payload*) estará circulando por uma linha de retardo (FDL).

O cabeçalho óptico TDM/FDM, [3.10][3.3] utilizado como endereçamento, pode ser composto por vários tons em baixa frequência e em *slots* de tempo diferentes, constituindo assim o endereço do nó de destino.

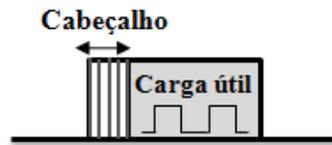


Figura 13: Pacote óptico

A carga útil do pacote é totalmente digital, sendo processada apenas no endereço de destino final onde o pacote será desmontado.

3.2 Resultados Analíticos

Nesta seção, são apresentados na Tabela 2 os principais resultados analíticos de parâmetros e topologias definidos no Capítulo 2, aplicando-se o roteamento SF. Esses resultados foram obtidos através das equações definidas na Seção 2.7 calculadas, utilizando o *software* MatLab. Com estes resultados, compara-se a eficiência das configurações das topologias, levando-se em consideração, principalmente, a distância média e a capacidade da rede.

Verifica-se na Tabela 2 que a topologia MS e MSq com nó de grau 2 apresenta o menor número de enlaces e conseqüentemente apresentará maiores valores de número médio de *hops* e menores capacidades, comparada com as topologias MS e MSq de nó de grau 4 e de grau 3. Observando os valores de número médio de *hops* entre as diferentes configurações de nós, verifica-se que houve uma diminuição ou melhora de 25% para a topologia com nó de grau 4, esta comparada com a de grau 2. Para a de grau 3 houve uma melhora de aproximadamente 18% (estes valores são para topologia MSq com 9 nós). Para as topologias MS-16, MSq-25 e MS-

36 com nó de grau 4, as melhoras foram de 28%, 23%, 17%; com nó de grau 3, as melhoras foram de 27%, 22%, 21%, respectivamente.

	Topologia	Número de nós	Capacidade da rede C_t	Número médio de hops \bar{H}	Fator de desempenho F_p
				SF	SF
Grau 2	MSq-9	9	22,3	2,0	11,1
	MS-16	16	27,3	2,9	9,3
	MSq-25	25	38,1	3,3	11,6
	MS-36	36	48,5	3,7	13
Grau 3	MSq-9	9	40,8	1,6	24,7
	MS-16	16	56,0	2,1	26,2
	MSq-25	25	73,2	2,5	28,6
	MS-36	36	92,1	2,9	31,4
Grau 4	MSq-9	9	60	1,5	40
	MS-16	16	75	2,1	35,1
	MSq-25	25	100	2,5	40
	MS-36	36	116	3,1	37,8
Grau 2	Anel-9(bid)	9	18	2,5	7,2
	Anel-9 (unid)	9	20	2,2	9,1
	Anel-16(bid)	16	18,7	4,2	4,4
	Anel-16(unid)	16	23,0	3,5	6,6
	Anel-25(bid)	25	19,2	6,5	2,9
	Anel-25 (unid)	25	25,8	4,8	5,3

Tabela 1: Parâmetros de desempenho utilizando protocolo SF e DR

Analisando os resultados de cada um dos parâmetros da Tabela 2, pode-se verificar que muitas vezes, o tamanho da rede não é proporcional ao seu desempenho. Como exemplo disso é analisando a MSq-9 com nó de grau 2, de grau 3 e de grau 4. Conforme já foi explicado, o número de enlaces destas redes aumenta, conforme aumenta o grau do nó. Assim, entre as redes com nó de grau 2 e grau 3 e de grau 3 e grau 4 há um aumento de 50% no número de enlaces e, entre o grau 2 e o grau 4 o aumento é de 100%. Porém a capacidade e o fator de desempenho não aumentam de forma proporcional. Para a capacidade, o aumento da MSq-9 entre o grau 2 e o grau 3 foi de 82%; entre o grau 2 e o grau 4 foi de 169%; e entre o grau 3 e o grau 4 foi de 47%. E para o fator de desempenho, o aumento entre o grau 2 e o grau 3 foi de 122% e entre o grau 2 e o grau 4 foi de 260% e entre o grau 3 e o grau 4 foi de 61%. Para os outros tamanhos de topologias

de redes, o comportamento é semelhante, porém o impacto não é o mesmo apresentado na MSq-9.

Com estes resultados pode-se prever que as topologias com configuração de nó de grau 3 são bastante eficientes entre as topologias em malha do tipo MS e MSq, sendo também uma forte concorrente das topologias em malha com configuração de nó de grau 4; mesmo tendo 25% a menos de recursos de rede (linhas ópticas, Tx/Rx, amplificadores, repetidores) comparando com as topologias de nó de grau 4.

Para a topologia anel, o modelo que obteve melhores resultados foi o modelo Anel- unid, indiferentemente do tamanho da rede.

O número de enlaces utilizados nas topologias anel unid e anel bid são os mesmos, portanto o aumento da capacidade e do fator de desempenho foi promovido pela melhor lógica de conectividade dos nós.

Estudos para a topologia Anel com 36 nós não foram considerados, porque na prática não é usual encontrarmos redes em anel com quantidades de nós acima de 25nós. Devido aos requisitos de tempo de chaveamento de proteção (50ms), a sincronização de anéis SDH fica comprometida [3.14].

Com os resultados da Tabela 2, pode-se prever que redes nas quais os nós são conectados com enlaces unidirecionais, tendo a mesma lógica de conexão da topologia em MS, tendem a possuir um melhor desempenho, comparado com as mesmas topologias com enlaces bidirecionais.

3.3 Métodos e configurações de simulação

Serão apresentados os procedimentos e condições de tráfego para as simulações geradas para análises (Figura 14).

Os resultados obtidos através das simulações, neste capítulo, são baseados no modelo dinâmico de tráfego utilizado pelo protocolo DR. As arquiteturas do modelo de rede são as mesmas do modelo analítico, utilizando-se redes conectadas por enlaces unidirecionais e bidirecionais (tratadas separadamente), conforme a conexão lógica de cada topologia. A

distribuição de tráfego aplicada é uniforme, todas as fontes de nós vinculadas a cada nó geram a mesma quantidade de tráfego para todos os outros nós, durante o tempo total de simulação. As conexões foram programadas com o protocolo UDP, portanto não existe a retransmissão de perda de pacotes. As fontes de tráfego geram pacotes com tamanho fixos de 500 bytes, e estes são enviados em tempos variados (pacote constante e intervalo variado- PCIV). O tamanho do pacote foi ajustado em 500 bytes, porque aproximadamente 80% dos pacotes IPs (aplicação vídeo) são gerados com este tamanho, porém, na última seção deste capítulo, serão apresentados resultados de simulações em que os pacotes variam entre 100 a 1500 bytes respectivamente, representando pacotes IPs [3.10]. A taxa de transmissão é de 2.5Gb/s que é adequada para as aplicações de metro-acesso. Os enlaces possuem comprimento equivalente a 20 km.

Os nós ópticos possuem uma linha de retardo (FDL) em cada uma das portas de entrada, com a funcionalidade de melhorar o processamento eletrônico do cabeçalho do pacote. A *bufferização* eletrônica, na interface de entrada do nó, não é comentada neste capítulo, porém será considerada no próximo, sendo uma importante aplicação que auxilia a redução de perda de pacotes, principalmente, considerando-se perda por inserção de pacotes na rede [3.3].

O software utilizado em nossas simulações de rede foi *Network-Simulador (NS-2)* em que foram implementados *scripts* (.tcl), modelando todas as características de tráfego e de rede descritas e também os filtros (.awk), para a obtenção dos resultados pretendidos (anexo C). Nas Figura 14 e Figura 15 mostram-se o esquemático da simulação e os tráfegos gerados.

Resumo das características

Topologia: MS e MSq : grau 2, grau 3, grau 4 ; Anel unid; Anel bidirecional

Link Load: variação de 0.1 a 1;

Tipo de Tráfego:

1- PCIV: Pacotes de tamanho constantes com intervalos variados; (Figura 15a)

2- PVIV: Pacotes de tamanho variável com intervalos variados; (Figura 15b)

Roteamento: *droptail* (tem as mesmas características do DR);

Protocolo camada transporte: UDP;

Taxa de transmissão dos enlaces: 2,5 Gb/s ;

Comprimento do enlace: 20 km

Tipo de Fila: *droptail* (limite de 2/3/4 pacotes);

Taxa de transmissão de bits: Constant Bit Rate - CBR;

Tamanho do pacote: 500 bytes (pacotes tamanho constante; pacote de tamanho variados – $100 < \text{tamanho_do_pacote} < 1500$);

Quantidade de pacotes gerados: 200.000.

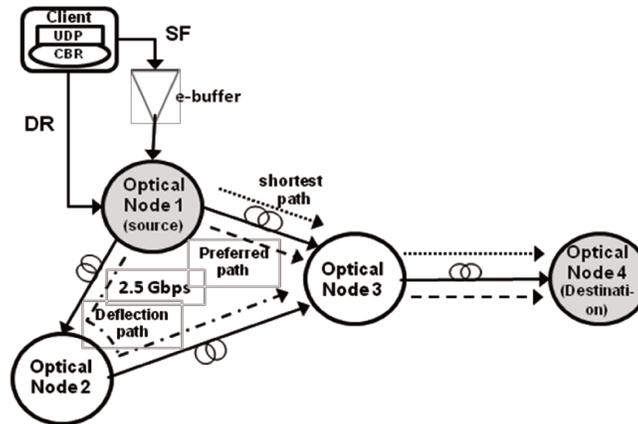


Figura 14: Esquemático de Simulação

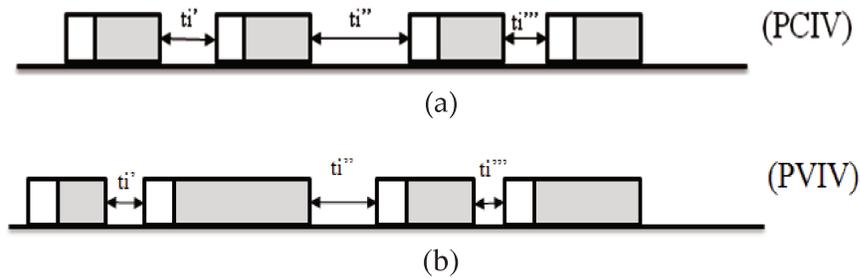
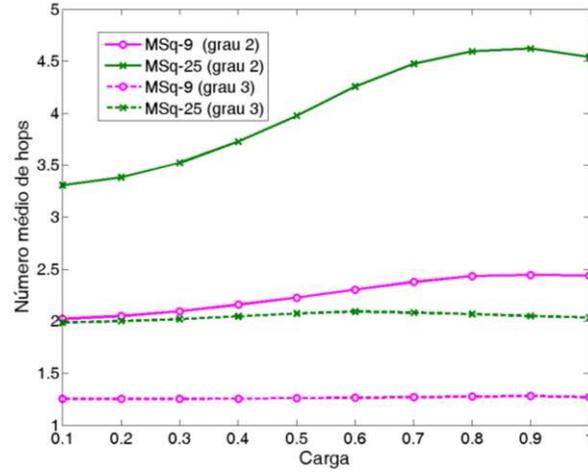


Figura 15: Tráfego gerado: (a) PCIV, (b) PVIV

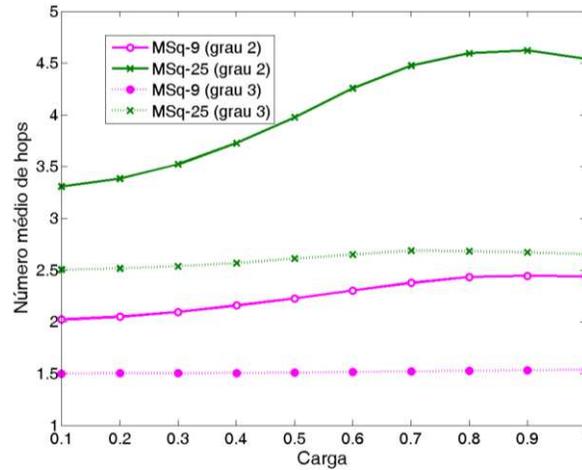
3.4 Resultados de Simulações e Discussões

Os principais resultados desta seção comparam o número médio de *hops* e a fração de perda de pacotes entre as topologias, arquiteturas, configurações de redes e modelamento de tráfego, descritos anteriormente. Resultados que abordam número médio de deflexões dos pacotes transmitidos são analisados, a fim de complementar a investigação dos principais parâmetros de desempenho considerados. Os resultados gráficos entre as topologias regulares e quase regulares foram separados, para melhor compreensão.

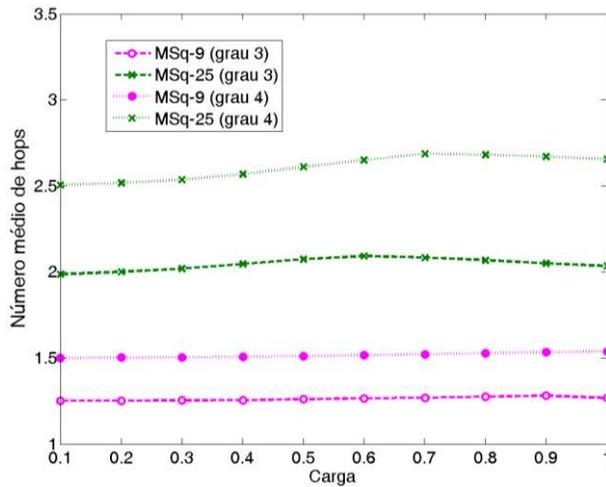
Nas Figura 16 e Figura 17 compara-se o número médio de *hops* para os modelos MS e MSq com configuração de nós: grau 2, grau 3 e grau 4. Com estas figuras pode-se verificar que a arquitetura que apresenta melhores resultados, é também uma das novas topologias propostas neste trabalho (o modelo modificado MS e MSq-grau 3). Este resultado é claramente uma inovação, pois era esperado que o modelo MS e MSq-grau 4 obtivesse melhor desempenho devido ao seu maior número de caminhos possíveis com relação a MS e MSq grau 2 e a MS e MSq grau 3, conforme mostraram os resultados analíticos da Tabela 2. No entanto, o resultado observado de melhor desempenho foi o do modelo MS e MSq-grau 3, que se justifica por este modelo topológico oferecer o maior número de diferentes caminhos entre quaisquer pares de nós para todos os pacotes ópticos, quando comparados com outros modelos. É evidente que a MS e MSq grau 4 tem o maior número de caminhos, mas com o roteamento por deflexão e a ausência de *buffer* na camada óptica, muitos pacotes podem disputar os mesmos caminhos várias vezes, impactando na latência. Tanto que, quando o protocolo DR é aplicado nestas arquiteturas, e um pacote óptico é desviado, a probabilidade desse pacote retornar para o mesmo nó (sobre o próximo salto) é de 25% para MS e MSq grau 4 (modelo bidirecional); já para o MS e MSq grau 3 (modelo 3D unidirecional), esta possibilidade não ocorre (probabilidade zero), pois os pacotes ópticos sempre se movem para um nó diferente, indiferentemente do protocolo de roteamento. Outro ponto também positivo que pode ser verificado nestes resultados, foi que a variação do número médio de *hops* – $\overline{H} = ANH$ para a MS e MSq grau 3 é muito pequena, sendo o seu valor médio sempre o mesmo para diferentes cargas de redes, o que vem mostrar que o tráfego é bem estável, sendo este um fator favorável em projetos de redes, possibilitando uma melhor tomada de decisão em caso de congestionamento ou problemas relacionados à sobrevivência de tráfego.



(a)

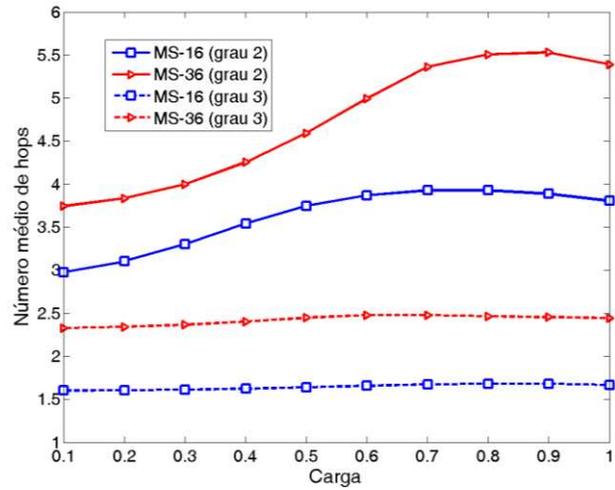


(b)

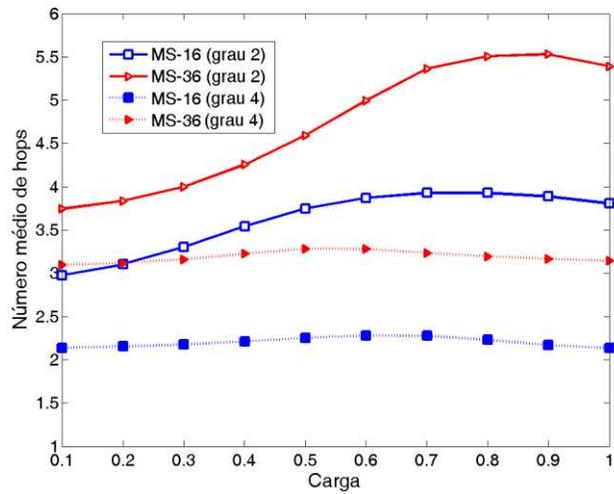


(c)

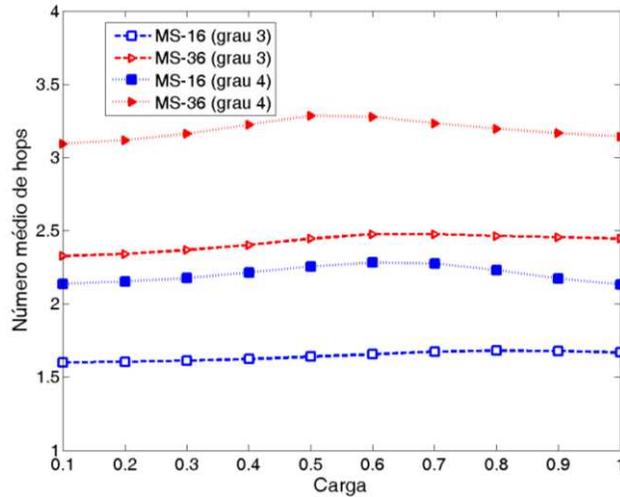
Figura 16 : Número médio de hops: (a) MSq-grau 2 e MSq-grau 3; (b) MSq-grau 2 e MSq-grau 4; (c) MSq-grau 3 e MSq-grau 4



(a)



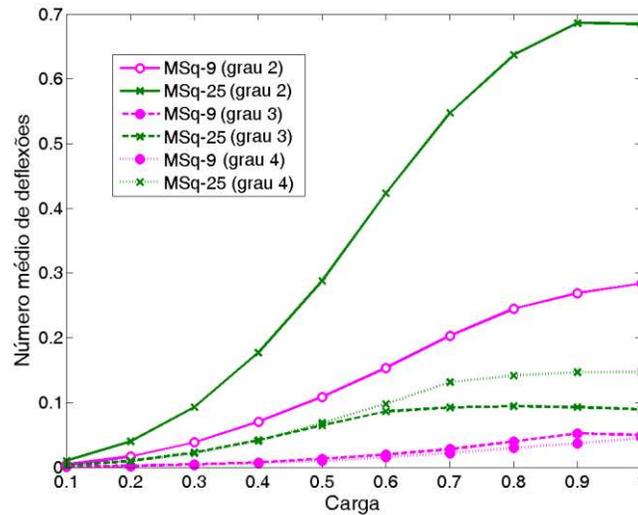
(b)



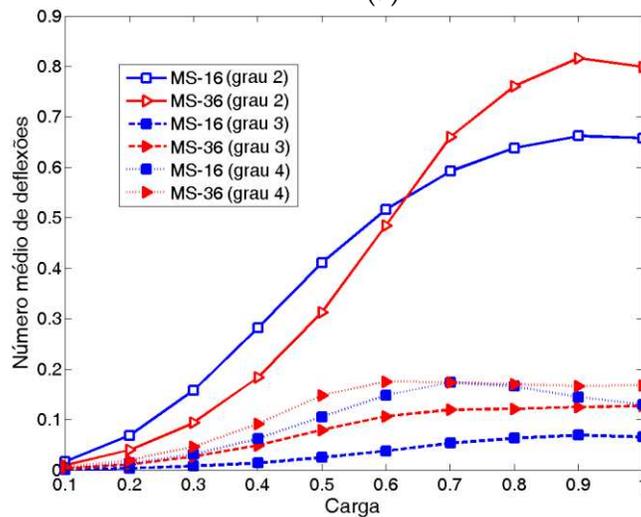
(c)

Figura 17 : Número médio de hops: (a) MS grau 2 e MS grau 3; (b) MS grau 2 e MS grau 4; (c) MS grau 3 e MS grau 4

O número de médio de deflexões é um parâmetro que vai complementar o número médio de hops, pois se o número de deflexões for elevado, conseqüentemente pressupõe-se que o número médio de hops tende a ser elevado também, a menos que haja altas perdas de pacotes, o que pode mascarar bons resultados deste parâmetro.



(a)



(b)

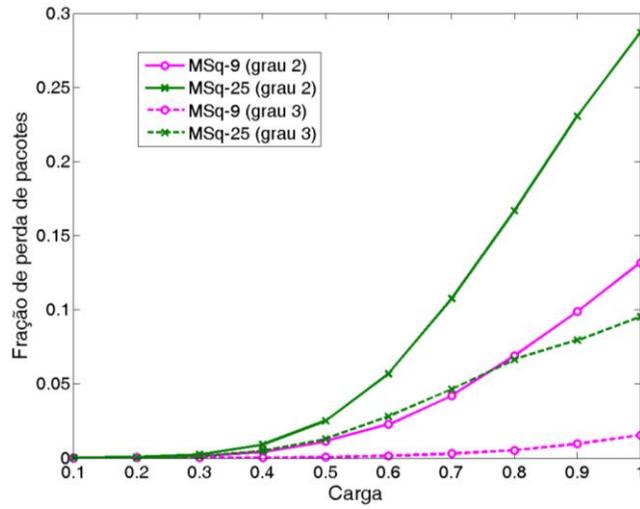
Figura 18 : Número médio de deflexões: (a) MSq grau 2, grau 3 e grau 4; (b) MS grau 2, grau 3, e grau 4.

Na Figura 18(a e b) apresenta-se a média do número de desvios por pacote transmitido. O grupo que obteve maiores índices de deflexão foi o modelo MS e MSq grau 2, que é o grupo topológico que disponibiliza menores opções de caminhos, como já visto. Entre os modelos MS e MSq grau 3 e grau 4 verifica-se que o grupo de grau 3 manteve sua melhor performance, ou seja,

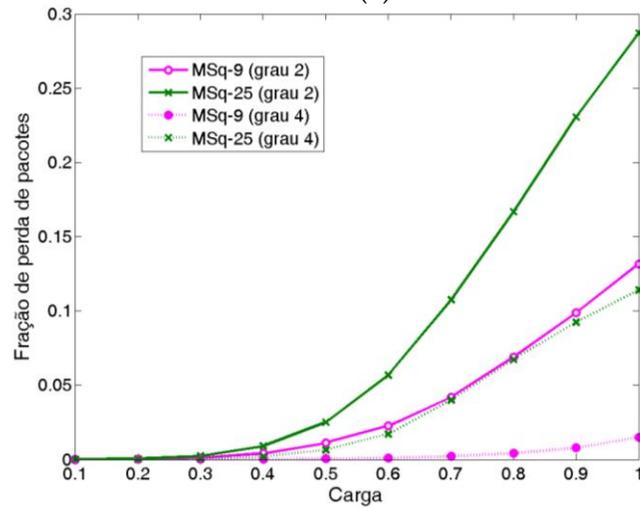
melhores resultados perante os dois outros grupos, grau 2 e grau 4. No caso específico do MSq-9 grau 3, que obteve um pequeno aumento de deflexão, comparado com a MSq-9 grau 4, devem-se considerar outros parâmetros como tamanho de rede e número de pacotes transmitidos que estão também claramente relacionados com este parâmetro, o que implica o comportamento observado. Considerando-se os resultados dos parâmetros, número médio de *hops* e número médio de deflexões, pode-se concluir que a topologia com configuração grau 3, é o modelo mais eficaz, comparado com outros modelos.

Nas Figura 19 e Figura 20 confirma-se mais uma vez, através da fração de perda de pacotes, que o número de perda de pacotes é também mais elevado para o MS e MSq grau 2 e grau 4, principalmente, para redes com grande número de nós (isto é, MS-16, MS-36 e MSq-25 nós). Observe-se que para a MSq grau 3 e grau 4 (Figura 19 e 20c), o número de perdas de pacotes foi praticamente o mesmo para todas as cargas de enlace, e também que a MS grau 3 tem valores menores sempre. Isto vem reafirmar que as redes com configuração grau 3 tem um desempenho superior comparada com uma rede com configuração grau 4.

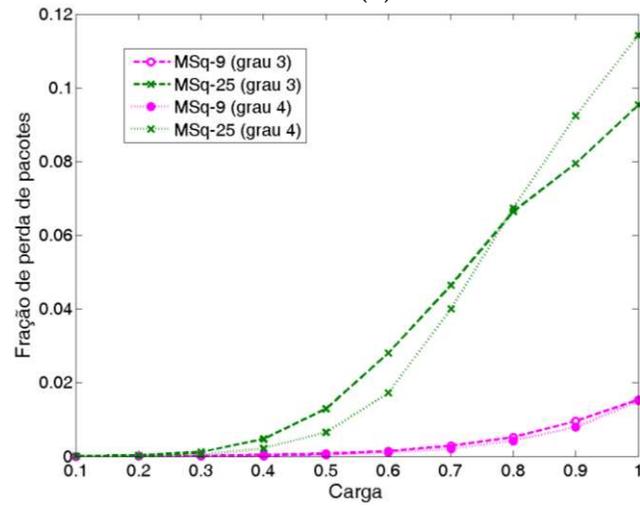
Nas Figura 21 a Figura 23 apresentam-se resultados referentes aos modelos topológicos em anel. Na Figura 21 mostra-se através do número médio de *hops* que o modelo novo anel (com ligações unidirecionais e invertidas) é mais eficaz que o modelo clássico (com enlaces bidirecionais conectados com os vizinhos mais próximos) como ocorreu nos resultados analíticos mostrados na Tabela 1. Houve uma melhora significativa no número médio de saltos em 16%, 22% e 26% (carga máxima de enlace - 100%) para Anel-9, 16 e 25 nós, respectivamente. Lembrando que, para este tipo de rede, não houve nenhum acréscimo de recursos. O melhoramento do desempenho foi ocasionado pelo novo arranjo de conectividades dos nós, sendo que este não descaracterizou o modelo anel convencional.



(a)

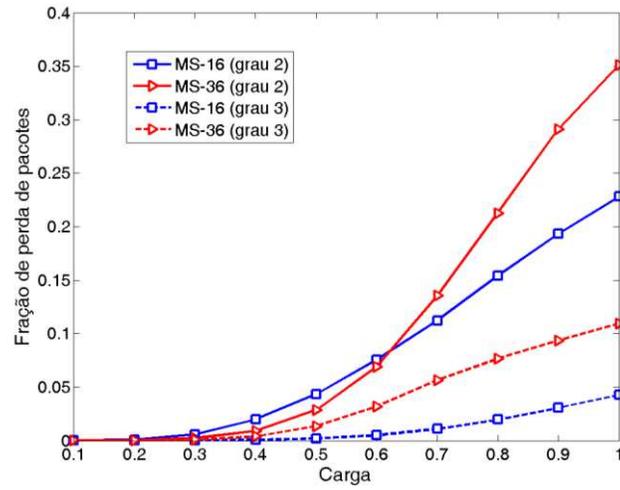


(b)

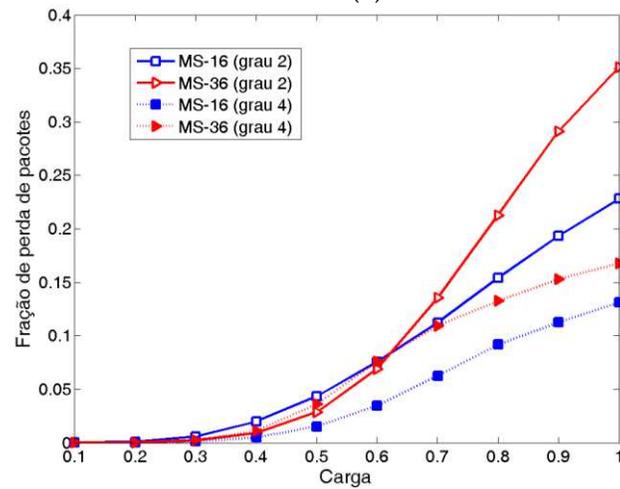


(c)

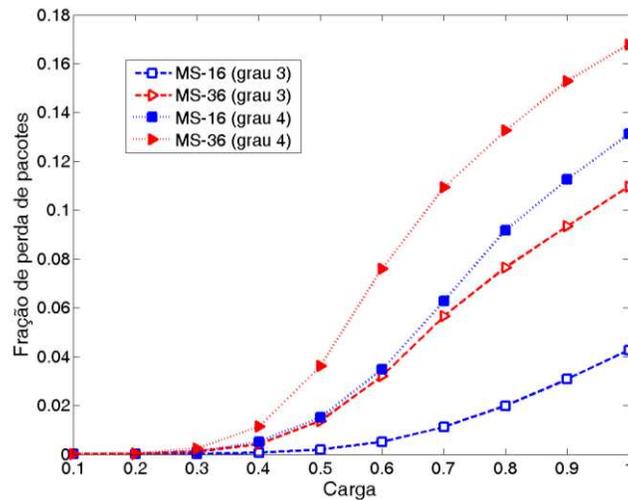
Figura 19 : Fração de perda de pacotes (FPP): (a) MSq grau 2 e grau 3; (b) MSq grau 2 e grau 4 ; (c) MSq grau 3 e grau 4.



(a)



(b)



(c)

Figura 20 : Fração de perda de pacotes: (a) MS grau 2 e MS grau 3; (b) MS grau 2 e MS grau 4 ;
(c) MS grau 3 e MS grau 4

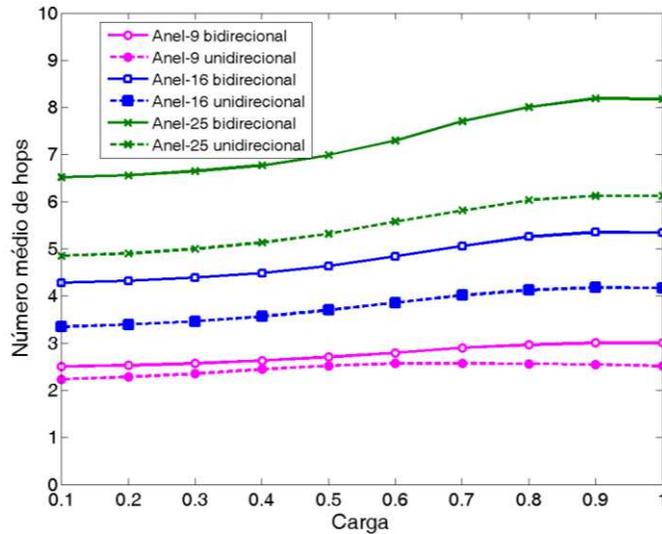


Figura 21 : Número médio de hops para Anel unidirecional e Anel bidirecional

A fim de certificar o melhoramento de desempenho da nova topologia Anel, foi analisado também o número de deflexões e fração de perda de pacotes, comparando sempre anel unidirecional e anel bidirecional. Especificamente nestes resultados apresentados na Figura 22 e Figura 23 foram consideradas redes com 16 e 25 nós, pois o objetivo agora não é exclusivamente identificar o melhor tamanho de rede de uma mesma topologia, e sim de comparar o desempenho entre diferentes famílias de topologias que será apresentado nas Figura 24 e Figura 25.

A partir da Figura 22 pode-se verificar que nas redes anel-unidirecional, o número médio de deflexões é também menor, se comparado com anel bidirecional. Através do número médio de deflexões que é um parâmetro que complementa os resultados referentes ao número médio de hops, podemos afirmar que a maior parte dos pacotes transmitidos são encaminhados pelo melhor caminho em nosso projeto de rede e, este melhor caminho significa a rota que tem menor número de saltos. É importante também verificar a quantidade de pacotes perdidos, pois este parâmetro pode afetar o número médio de hops e também o número de deflexões, podendo mascarar bons resultados conforme dito anteriormente nesta seção. Se o número de pacotes perdidos for elevado, consequentemente o número de deflexões pode diminuir, assim como o número médio de hops. Porém na Figura 23 mostra-se claramente que a fração de perda de pacotes se mantém abaixo, comparada com os valores de perdas do anel bidirecional. Portanto,

este resultado esclarece que realmente os parâmetros de número médio de hops e número médio de deflexões são melhores para a topologia anel unidirecional.

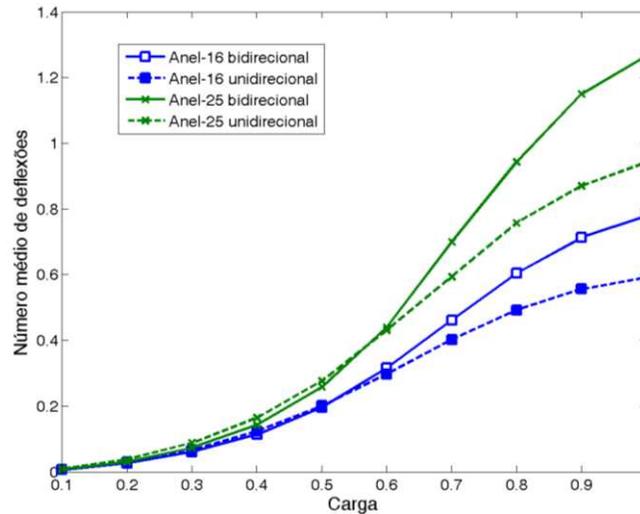


Figura 22 : Número médio de deflexões para Anel unidirecional e Anel bidirecional

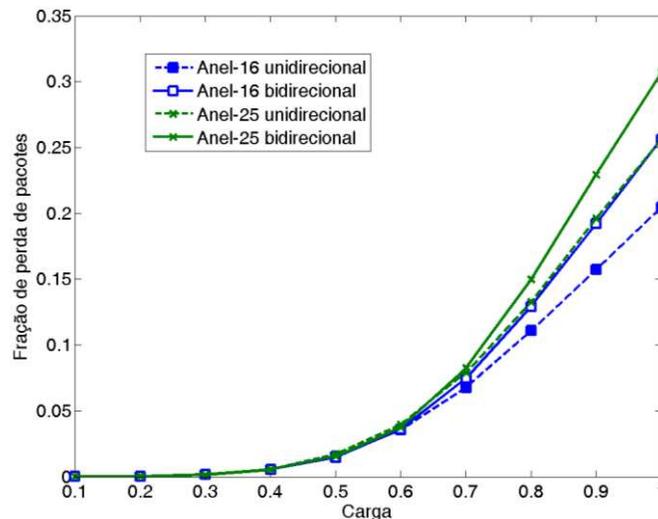
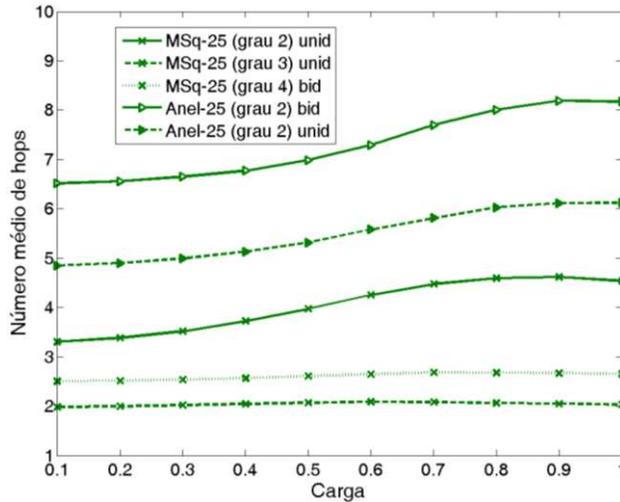


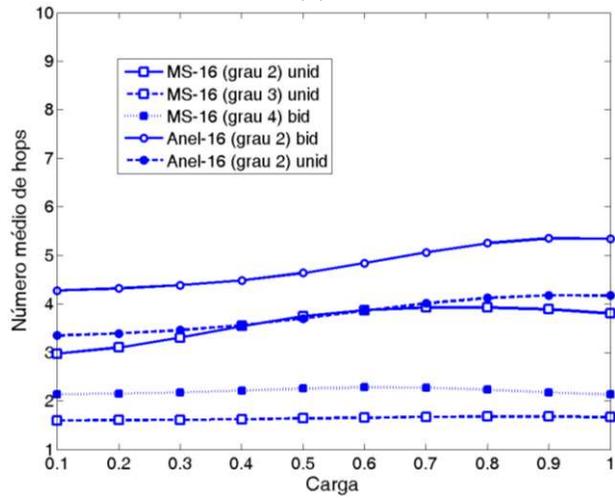
Figura 23 : Fração de perda de pacotes para Anel unidirecional e Anel bidirecional

Como foi dito anteriormente nesta seção, um dos objetivos deste trabalho é o de verificar o desempenho entre topologias de famílias diferentes, por exemplo, entre anel e malha. Nas Figura 24 e 25 (a e b) comparam-se o número médio de saltos e as perdas de pacotes entre Anel-16 e 25 (uni e bidirecional) e MS-16 e MSq-25 grau 2; MS-16 e MSq-25 grau 3; MS-16 e MSq-25 grau 4, ou seja, entre as diferentes topologias e configurações apresentadas neste trabalho. Note-se que as redes em malha apresentam os melhores resultados, confirmando que essas redes têm

um melhor desempenho, são mais robustas, e têm menor latência, sendo uma boa solução para alta capacidade em redes metropolitanas (com um aumento razoável no custo de instalação), mesmo comparadas com a nova topologia anel - unidirecional.

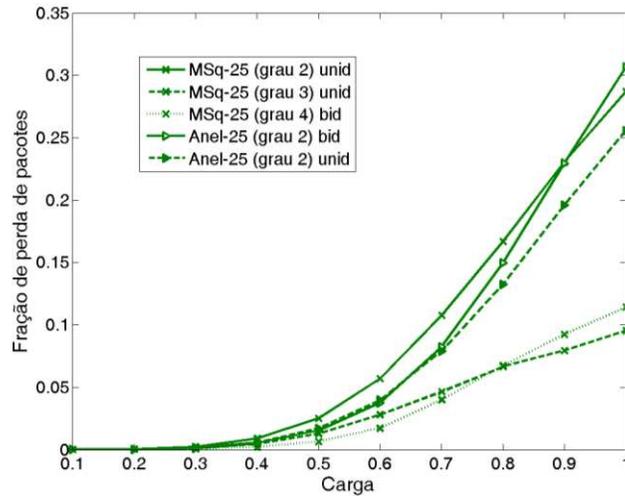


(a)

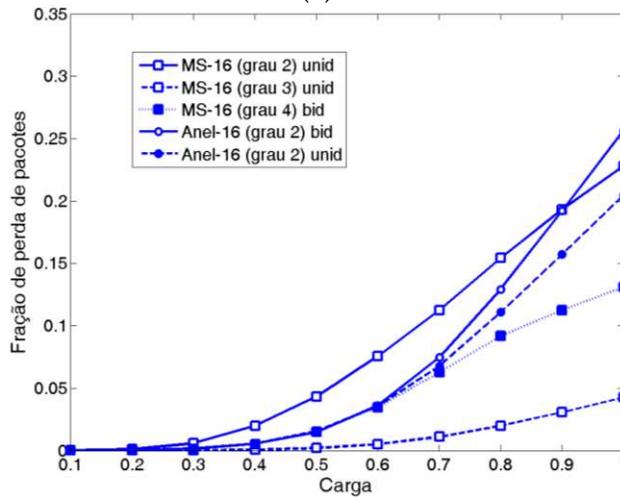


(b)

Figura 24 : Número médio de hops: (a) para MSq-25 grau 2, grau 3, grau 4 e Anel-25 unidirecional e bidirecional (b) para MS-16 grau 2, grau 3, grau 4 e Anel-16 unidirecional e bidirecional



(a)



(b)

Figura 25 : Fração de perda de pacotes: (a) MSQ-25 grau 2, grau 3, grau 4 e Anel-25 uni- e bidirecional ; (b) MS-16 grau 2, grau 3, grau 4 e Anel-16 uni- e bidirecional.

Estes resultados de simulação são úteis e importantes para um bom planejamento de projeto de redes, pois através deles pode-se investigar e avaliar o comportamento de vários tipos de sistemas sob diversas condições. Portanto, nesta etapa analisou-se o desempenho entre as topologias clássicas e os novos modelos propostos para as atuais redes metropolitanas. Seguiremos nos próximos capítulos com estudos que utilizaram essas topologias, porém, tendo outro enfoque. Para o próximo capítulo iremos analisar a performance destas mesmas topologias porém adicionando outro ingrediente neste cenário, que é a quebra de enlaces.

3.5 Aplicação da metodologia OPS com tráfego IP

O estudo de convergência de tráfego entre redes *wireless-fiber* vem sendo foco de muitas pesquisas [3.17][3.18][3.19][3.20] e novas implementações, principalmente quando o objetivo é disponibilizar acesso à informação, quando e onde existir necessidade, independentemente da tecnologia utilizada.

As redes 3G e 4G juntamente com o desenvolvimento de novas tecnologias tais como *Android* e *Smartphone*, viabilizam o tráfego de dados em taxas elevadas para os usuários de dispositivos móveis. Com isto, as redes IPs vêm tendo um alto crescimento na demanda de tráfego [3.15][3.16].

Neste cenário nasceu a proposta de estudo de interligação entre as centrais de celulares, formando assim uma rede de redes de dados (Figura 26), com o objetivo de melhorar a vazão da transmissão e também para descongestionar o tráfego aéreo, minimizando o impacto espectral, sendo este um dos problemas atuais.

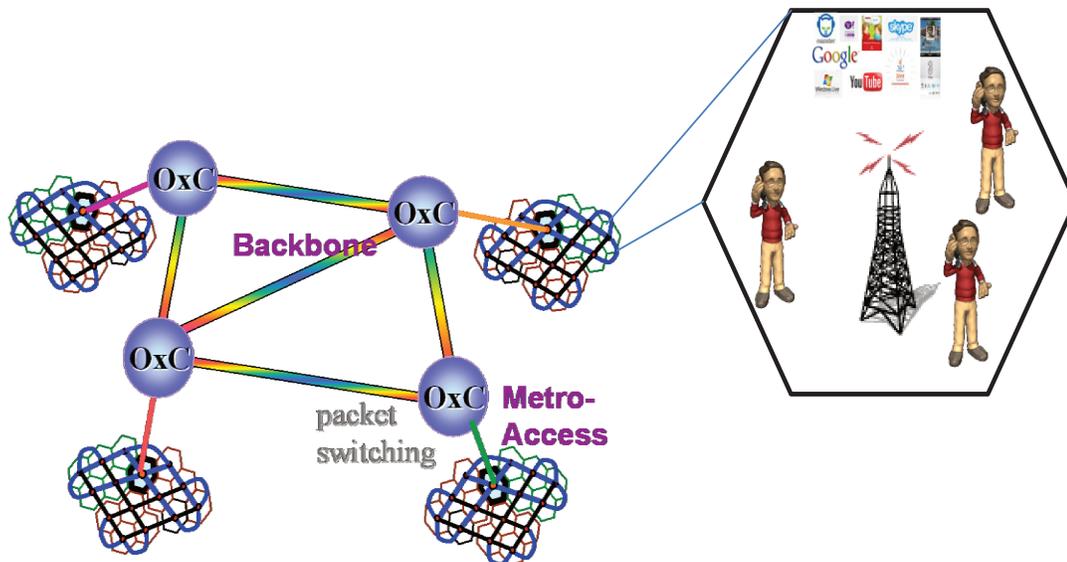


Figura 26 : Rede móvel interligada por rede óptica.

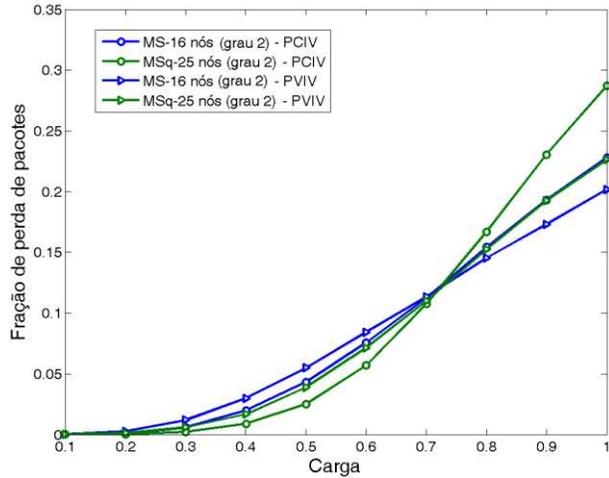
Considerando-se que os principais objetivos da tecnologia 3G e 4G é obter maior taxa de transmissão e migrar o chaveamento de circuito para chaveamento de pacotes e que esta tecnologia se baseia exclusivamente em tráfego IP, nesta seção iremos propor o estudo do comportamento de tráfego IP (Figura 15b) nas redes OPS propostas nos capítulos anteriores.

Os resultados deste capítulo têm como principal foco mostrar a compatibilidade e eficiência das topologias e arquiteturas de redes propostas nos capítulos anteriores, considerando transporte de tráfego IP e tecnologias 3G e 4G. Os parâmetros avaliados são: perda de pacotes e número médio de *hops*.

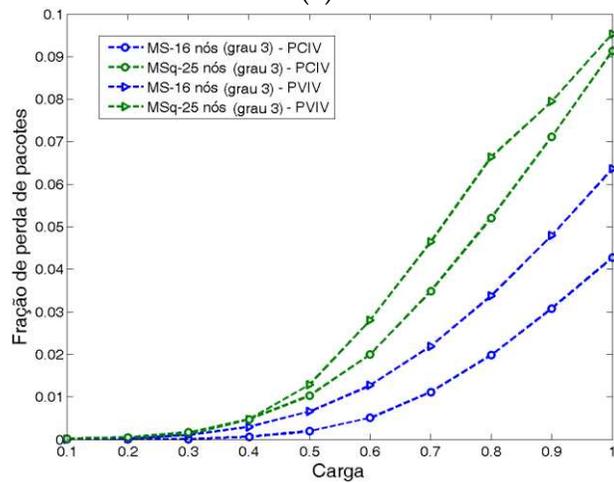
Este estudo será utilizado para iniciar pesquisas de convergência *Wireless –fiber*, utilizando arquitetura de redes ópticas OPS e que poderão, em um futuro próximo, ser uma alternativa para melhorar qualidade de serviço.

Nas Figura 27 e Figura 28 tanto a fração de perda de pacotes (*FPP*) quanto o de número médio de *hops* ($\bar{H} = ANH$) tiveram um comportamento de tráfego PVIV (Pacotes de tamanhos variados e gerados em intervalos variados) semelhante ao tráfego PCIV que é o tipo de tráfego característico de redes OPS e que já foram avaliados em outros trabalhos.

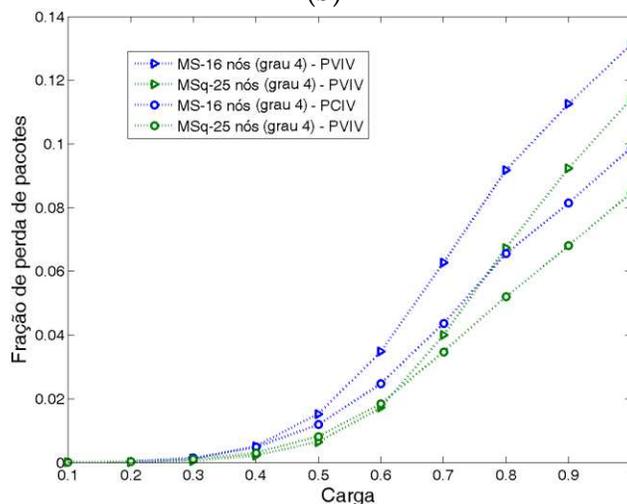
Nota-se, que com estes resultados, podemos considerar que as topologias e arquiteturas de redes aqui propostas, são compatíveis com este tipo de tráfego e atende aos requisitos de perdas de pacotes e tempo de transmissão exigida.



(a)

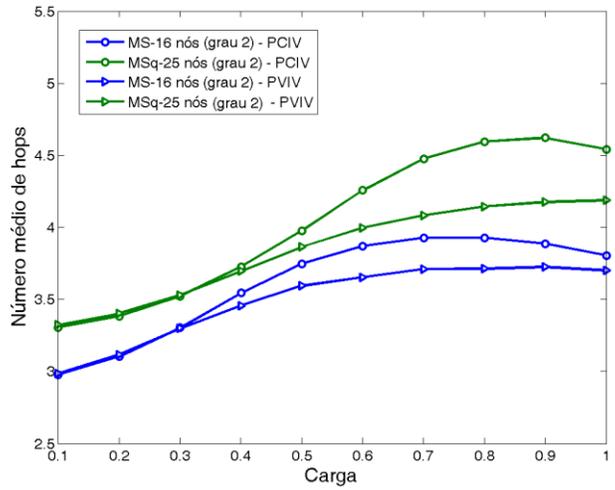


(b)

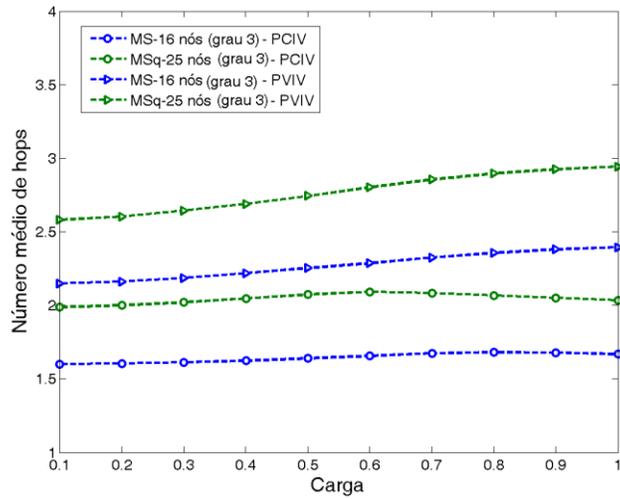


(c)

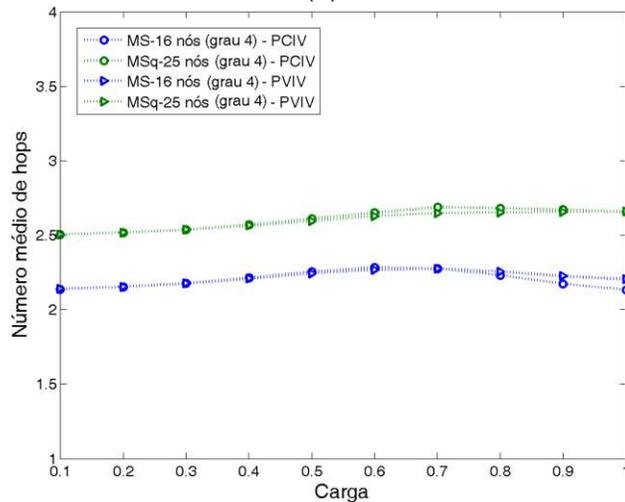
Figura 27 : Fração de perda de pacotes: (a) MS-16 e MSq-25 grau 2 – PCIV, PVIV; (b) MS-16 e MSq-25 grau 3 – PCIV, PVIV; MS-16 e MSq-25 grau 4 – PCIV, PVIV



(a)



(b)



(c)

Figura 28 : Número médio de hops: (a) MS-16 e MSq-25 grau 2 – PCIV, PVIV; (b) MS-16 e MSq-25 grau 3 – PCIV, PVIV; MS-16 e MSq-25 grau 4 – PCIV, PVIV

Referências- Capítulo 3

- [3.1] I. Chlamtac and A. Fumagalli, "An Optical Switch Architecture for Manhattan Networks", IEEE J.Select. Areas Communic. Vol.11, no. 4, .550, May 1993.
- [3.2] N. F. Maxemchuk, "The Manhattan Street Network", *Proc. Globecom 85*, New Orleans, LA, pp.255-261, Dec. 1986.
- [3.3] Martin Maier, *Optical Switching Networks*, Cambridge University Press 2008, Published in the United States of America by Cambridge University Press, New York.
- [3.4] R. Ramaswami, K.Sivarajan, *Optical Networks – a practical perspective*, 2nd. Ed., Morgan Kaufman, San Franscisco, USA, 2002.
- [3.5] The network simulator – ns-2. Disponível em: <http://isi.edu/nsnam/ns/>. Último acesso em fevereiro de 2011".
- [3.6] F. Rudge Barbosa, D. Maia, and E. Moschim, "Optical Packet Switching Node for Metro-Access Networks," paper PD-160, *Proceed. 29th. ECOC'2003*, Sept. 2003, Rimini, Italy.
- [3.7] F. Rudge Barbosa, A. C. Sachs, M. T. Furtado, J. B. Rosolem, "Optical Packet Switing: a transmission and recovery demonstration using an SCM header", SBrT'2001, Fortaleza, Brazil, Sept. 2001; and Special Issue, Rev. Soc. Bras. Telecom., June 2002.
- [3.8] F. Rudge Barbosa, A. C. Sachs, R. S. Ferreira, M. T. Furtado, "New Photonic System for Optical Packet Switing", *Proc. 6th World Conference on Systemics, Cybernetics, and Informatics-SCI'2002*. Orlando, FLA, USA, July 2002.
- [3.9] F. Rudge 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.
- [3.10] L. H Bonani, "Proposta de Arquitetura Inovadora para Redes de Pacotes Ópticos baseadas em Chaveamento Fotônico", Dissertação de Doutorado, FEEC/ Unicamp, 2006.
- [3.11] D. Maia Jr, "Desenvolvimento de Nós de Chaveamento de Pacotes Ópticos para aplicação em Redes Metropolitanas de Metropolitanas de Acesso", Dissertação de Mestrado, FEEC/Unicamp,2005.

- [3.12] S. Yao, B. Mukherjee, S. J. Yoo, and S. Dixit, "Unified Study of Contention Resolution in Optical Packet Switching Networks," *IEEE J. Lightwave Tech.*, vol.21, no.3, p.672, March 2003.
- [3.13] D. J. Blumenthal, P. R. Prucnal and J. R. Sauer, "Photonic packet switching: architectures and experimental implementations", *Proceedings of the IEEE*, vol.82, no.11, pp.1650-1667 (1994).
- [3.14] ITU-T Recommendation G.707/Y.1322: Network node interface for the synchronous digital hierarchy (SDH).
- [3.15] Ho, Hui-Yi, Syu, Ling-Yin, "Uses and Gratifications of Mobile Application Users" Proc. of 2nd International Conference on Electronics and Information Engineering ICEIE'2010 , Kyoto, Japan.
- [3.16] Telegeography research and primetrica inc. executive Summary on global Internet Geography. Free resource disponível em:
<http://www.telegeography.com/products/gig/index.php>, 2011.
- [3.17] Maier, Martin; Ghazisaidi, Navid. 2010. "QoS Provisioning Techniques for Future Fiber-Wireless (FiWi) Access Networks." *Future Internet* 2, no. 2: 126-155
- [3.18] Maier, M.; Ghazisaidi, N.; Reisslein, M. The Audacity of Fiber-Wireless (FiWi) Networks (Invited Paper). Proceedings of the ICST ACCESSNETS, Las Vegas, NV, USA, 2008, 1-10.
- [3.19] Ghazisaidi, N.; Maier, M.; Assi, C. M. Fiber-Wireless (FiWi) Access Networks: A Survey. *IEEE Communications Magazine* 2009, 47, 160-167.
- [3.20] Sarkar, S.; Dixit, S.; Mukherjee, B. HybridWireless-Optical Broadband-Access Network (WOBAN): A Review of Relevant Challenges. *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, Special Issue on Convergence of Optical and Wireless Access Networks 2007, 25, 3329-3340.

Capítulo 4

4. Proteção e Falhas

As redes de comunicações de longa distância, metropolitanas ou de acesso vêm carregando uma enorme gama de informações devido à popularização da Internet, ocorrendo principalmente com a migração da tecnologia de transporte para pacotes e o uso do protocolo IP pelas redes fixas e redes móveis, tornando a acessibilidade de dados mais ágeis e a preços viáveis.

Em redes que agregam grande volume de tráfego, o aspecto de sobrevivência e proteção de serviço são de grande importância, pois a interrupção de uma única linha representa na perspectiva dos clientes, volumosa perda de informação, e da perspectiva da operadora, a perda de valiosas receitas. A responsabilidade da qualidade de serviço gera grande preocupação por parte das operadoras, em satisfazer as exigências de seus usuários residenciais e empresariais. Outro ponto também pertinente a um projeto de rede, são as exigências dos órgãos fiscalizadores requeridos em contratos formais e específicos de cada cliente QoS e SoS mínimo de serviços (*Serve Level Agreement - SLA*) [4.1][4.2].

Neste capítulo serão abordados os principais conceitos de técnicas de proteção de tráfego, aplicadas à redes ópticas de chaveamento de pacotes, considerando falhas de enlace. É apresentada uma métrica que auxilia o projeto de escolha dos caminhos de proteção onde os enlaces mais utilizados no transporte das aplicações são detectados como os mais vulneráveis às falhas. Através da identificação do grau quantitativo de utilização de cada enlace são analisados os impactos, em caso de ocorrência de falha referente ao desempenho da rede.

4.1 Aspectos de Qualidade de Sobrevivência de Serviços

Embora não tenha sido objeto de nosso estudo, as questões de qualidade de serviço (QoS) de sobrevivência de Serviço (SoS), estas são grandes mostradores para o estudo de proteção e análise de falhas na rede.

As redes ópticas transparentes permitem transportar grandes volumes de informações e fornecem serviços para aplicações que exigem rigorosos requisitos em termos de tempo máximo de atraso, interrupção do serviço e largura de banda garantida, etc. Além da sensibilidade ao atraso e da interrupção de suas conexões, estas aplicações geralmente funcionam 24 horas por dia, exigindo uma alta disponibilidade de serviços da rede [4.3]. A falha de um enlace da rede óptica representa a interrupção de todas as conectividades que utilizam tal enlace. Isto pode provocar a perda de uma grande quantidade de informações e a parada de serviços críticos. Assim as redes ópticas transparentes precisam implementar mecanismos para garantir que suas conexões sejam recuperadas de maneira rápida e eficiente[4.4]-[4.10]. Esta capacidade de continuar operando, na eventualidade de ocorrência de falhas, é conhecida como sobrevivência em redes ópticas transparentes.

Medidas de sobrevivência tais como sistemas de proteção e restauração em redes Ópticas devem estar presentes nas camadas físicas, na rede óptica, no transporte e no acesso. São nessas camadas que podem existir algum mecanismo de proteção e também de restauração [4.11][4.12][4.12].

As falhas podem ocorrer por vários motivos como, cortes de cabos de fibras, falhas de componentes, mau funcionamento de *software*, incêndios ou inundações em centrais e nós. No âmbito urbano, as redes estão sujeitas a uma elevada taxa de corte de cabos. Estima-se em torno de 13 cortes por 1000 quilômetros [4.7] de fibras causadas por obras de construções, acidentes de veículos, ancoras de barco (no caso de cabos submarinos), desastres naturais e também por ações deliberadas como vandalismo e outras atividades criminosas.

O planejamento de sobrevivência aplicado pode ser categorizados em quatro fases para assegurar continuidade e minimizar o nível de impacto causado pela interrupção de serviço. As

fases são: prevenção, detecção rápida, auto-reparação da rede através de projetos robustos, restauração manual.

- A primeira fase tem como foco a prevenção de falhas nas redes. Nesta fase, esforços são localizados para minimizar problemas criados por pessoas. Por exemplo: fogo em centrais.
- A segunda fase tem como foco uma rápida detecção de falhas de componentes da rede. A solução, nesta fase, seria incluir sistemas de alarmes.
- A terceira e quarta fases têm como foco a capacidade da própria rede reparar a falha do componente. Aqui focaliza-se o planejamento e a prática de restauração em casos de a rede não poder solucionar a falha.

4.1.1 Qualidade de serviço - QoS

São definidos nesta subseção, os principais parâmetros de qualidade de serviço em redes ópticas, usados para medir técnicas de sobrevivência [4.14].

- **Confiabilidade**

A confiabilidade de uma conexão é a probabilidade de uma conexão operar ininterruptamente, ou seja, sem falhas, por um período de tempo. A confiabilidade está associada ao tempo médio entre falhas (*Mean Time Between Failures* – MTBF) que o sistema apresenta[4.11][4.3].

- **Disponibilidade**

A disponibilidade de uma conexão é a probabilidade de a conexão estar operando. Ao contrário da confiabilidade, a disponibilidade leva em conta o tempo que uma falha deixou a conexão inativa. Portanto, o tempo que se gasta em recuperar uma falha da conexão é levado em consideração. A confiabilidade está relacionada ao número de interrupções que sofre uma conexão em um período de tempo e, a disponibilidade está também relacionada à porcentagem de tempo que a conexão ficou interrompida. A disponibilidade pode ser computada analiticamente, levando-se em conta o tempo médio entre falhas e a taxa de recuperação de falhas. É importante ressaltar que, como o tempo de recuperação de falha de uma conexão é computado no cálculo da disponibilidade, a política de operação e o mecanismo de proteção de conexão utilizados, passam a influir diretamente na disponibilidade. A Figura 29 ilustra a

disponibilidade de uma conexão, onde C é o início da conexão, D é o término da conexão, F é o início de uma falha na conexão e R é o início do restabelecimento da conexão.

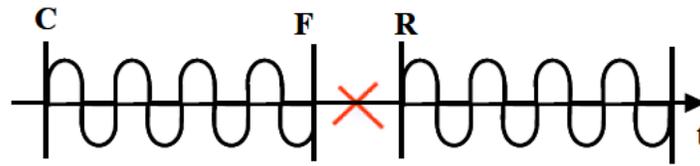


Figura 29 : Disponibilidade de uma conexão

• Probabilidade de Bloqueio

A probabilidade de conexão é a possibilidade de um pedido de conexão não ser atendido por falta de recursos da rede. A probabilidade de bloqueio é um parâmetro de grande utilidade para as operadoras, pois quanto menor é a quantidade de bloqueio, maior é o número de clientes que estão utilizando os serviços com os mesmos recursos da rede, sem nenhuma implementação extra. Outro ponto que deve ser citado é que a baixa probabilidade de bloqueio resulta em uma maior confiabilidade dos clientes.

4.2 Proteção de Redes – conceitos básicos.

No projeto de redes ópticas, as técnicas de proteção são estabelecidas para operar de forma dedicada ou compartilhada em caminhos de trabalho, em que o tráfego percorre em condições normais de funcionamento da rede e caminhos de proteção, onde o tráfego passará, em caso de falha do caminho de trabalho [4.13]. Na proteção dedicada, aloca-se, a cada conexão um caminho de trabalho e um caminho de proteção, que podem ser disjuntos e dedicados. Neste tipo de proteção, o sinal é transmitido simultaneamente através de dois meios físicos independentes e, neste caso, a capacidade de proteção da rede (chamada de reserva) é utilizada exclusivamente para proteção de um sinal (chamado principal) e há redundância no transporte de informação. A proteção dedicada para sistemas lineares ponto-a-ponto é chamada MSP Linear 1+1 e em arquiteturas de rede em anel, é conhecida como proteção Unidirecional (USHR – *Unidirectional Self Healing Ring*) ou SNCP (*SubNetwork Connection Protection*). Já na proteção compartilhada aloca-se, a cada conexão, um caminho de trabalho e um caminho de proteção que pode compartilhar capacidade com outros caminhos de proteção, cujos caminhos de trabalho

são disjuntos. Neste caso a capacidade reservada pode ser aproveitada para o transporte de sinais não protegidos. A proteção compartilhada para sistemas lineares ponto-a-ponto é chamada MSP Linear 1:1 ou 1:N se for compartilhada por 1 ou N sinais, respectivamente. Em arquiteturas de rede em anel, este tipo de proteção é conhecido como proteção Bidirecional (BSHR – *Bidirectional Self Healing Ring*) ou Anel MSP. Os anéis MSP, que suportam esta proteção podem ser implementados com 1 ou 2 pares de fibras. No caso de 1 par de fibra, a capacidade do anel deve ser considerada a metade de sua hierarquia STM-N, ou seja $N/2$ (considerando tecnologia SDH). A proteção MSP, em geral, também é chamada de *Trail protection*.

Tanto a proteção dedicada como a compartilhada podem ser do tipo 1+1 (trilha exclusiva para uso de proteção) e 1:1 (trilha de proteção pode ser usada para tráfego extra, descartando em situação de contingência) Figura 30.

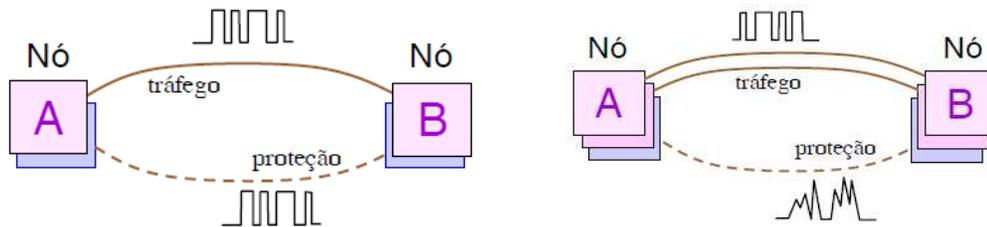


Figura 30 : Esquema de proteção: 1:1; 1+1 [4.11]

Técnicas de proteção também podem ser reversíveis e não reversíveis [4.16][4.13]. Em ambas, se houver falha na rede, o tráfego é chaveado do caminho de trabalho, para o de proteção. No esquema não reversível, o tráfego é chaveado para o caminho de proteção, quando houver alguma falha e voltará a trafegar no caminho de trabalho em condições normais, caso o gerente da rede realizar este chaveamento. Já para o reversível, o caminho de trabalho quando é separado, o tráfego é chaveado automaticamente para o caminho normal. Outro ponto importante em técnicas de proteção de redes ópticas é o tipo de chaveamento de proteção, que pode ser unidirecional ou bidirecional. No chaveamento de proteção unidirecional, cada direção de tráfego é independente do outro. Assim, no evento de um corte de uma fibra, somente um tráfego é chaveado para a fibra de proteção e outro permanece na fibra de trabalho original. Em

chaveamento de tráfego bidirecional, ambas as direções seriam chaveadas para a fibra de proteção.

Em topologias em anel bidirecional, as rotas são configuradas para um braço de fibra carregar tráfego de linha e outro de proteção, no caso de duas fibras. Para quatro fibras, cada braço carrega tráfego de linha e de proteção. Assim, no Anel unidirecional, o tráfego circula em sentido único e a proteção no sentido oposto, ou seja, uma direção leva tráfego e outra direção leva proteção, sendo que bastam duas fibras para realizar proteção em anéis unidirecionais [4.11][4.12]. Para os diferentes tipos de mecanismos de sobrevivência de redes ópticas em malha, ver anexo B.

4.2.1 Diferenças entre Proteção e Restauração

Os mecanismos de proteção e restauração são classificados como mecanismos de sobrevivência a falhas e são abordados distintamente pela literatura usual [4.14]. Antes de começar a diferenciar proteção de restauração, conceitos de *computação*, *reserva* e *configuração* da capacidade utilizada pela conexão, quando houver alguma falha na rede (capacidade alternativa) serão introduzidos, a fim de que o leitor compreenda de forma fácil outras definições que virão ao longo desta e de outras seções e, que são essenciais para o melhor entendimento da proposta deste trabalho.

O conceito *computação* é puramente lógico e define a capacidade alternativa a ser adotada em caso de falha. *Reserva* aloca capacidade alternativa e só permite que ela também seja utilizada por outras conexões em condições especiais de compartilhamento. A *configuração* atua nos nós da rede e estabelece o caminho físico para a transmissão. Foram classificados como mecanismos de proteção como em [4.17] aqueles em que a capacidade para o re-roteamento da conexão (enlace ópticos) no caso de ocorrência de falha, é pré computada e reservada. Já, mecanismo de restauração, é aquele em que a capacidade para o re-roteamento da conexão é pós-computada e configurada.

Os mecanismos de proteção normalmente possuem um tempo de recuperação menor, uma vez que a capacidade alternativa já é conhecida antes da ocorrência da falha. Entretanto, o intervalo de recuperação do tráfego exclui a fase de computação. Já os mecanismos de

restauração tendem a ser mais eficientes em capacidade, pois dispõem do estado da rede no momento da falha (enlaces disponíveis) para o cálculo da capacidade alternativa. Mas, por outro lado, eles não oferecem garantias de que haverá capacidade ociosa suficiente para recuperar a conexão afetada [4.18].

A proteção é conveniente por oferecer garantias contra alguns tipos de falhas como, por exemplo, falhas simples em fibra. Já a restauração aplica um algoritmo em tempo real para encontrar a capacidade alternativa, independentemente do estado da rede [4.4][4.10][4.20][4.21].

4.2.2 Tráfego não protegido

Com a diversidade de arquiteturas de proteção possíveis em redes de grandes dimensões, há o risco de um mesmo serviço ser transportado com mais de uma proteção em algumas porções da rede. Isto é chamado de superposição de proteção. Esta superposição resulta na ocupação desnecessária de recursos. Para otimizar os recursos de proteção e acabar com o desperdício de banda, o ITU-T padronizou-se um tipo de tráfego chamado de não protegido ou *Non pre-emptible Unprotected Traffic* (NUT). Este tipo de tráfego se aplica às arquiteturas MSP linear e anel. No caso de NUT, a capacidade de proteção ou reserva está liberada para suportar o transporte de outros serviços.

4.3 Análises de falhas

Conforme já referido no início deste capítulo, as redes ópticas são vulneráveis a muitos tipos de falhas, principalmente aquelas causadas por falhas de *hardware* e erros operacionais que podem envolver o funcionamento de um ou mais enlaces ou até mesmo de centrais inteiras [4.22][4.23][4.8].

Normalmente as redes ópticas são projetadas com proteção contra uma única falha, principalmente nas de pequeno e médio porte, devido à pequena probabilidade de ocorrência de múltiplas falhas, estudo este, que iremos apresentar nesta seção. Já para as redes de tamanho maiores, deve ser considerada a ocorrência de múltiplas falhas [4.8] ou até mesmo de nós, o que não é o caso das redes consideradas neste trabalho.

A probabilidade de ocorrência de k falhas pode e deve ser calculada para todas as redes ópticas, a fim de definir a sensibilidade da rede estudada a múltiplas falhas. Para se obter esta probabilidade, primeiramente é necessário o conhecimento do comprimento do enlace l em km , e o número de enlaces que compõem a rede. O tempo médio entre falhas (*Mean time between failures*- MTBF) e o tempo médio de reparo (*Mean time to repair*- MTTR) conforme [4.15][4.3] pode assumir valores como 1000, 570 e 360 anos para MTBF, e MTTR variando tipicamente de 1 a 48 horas.

Com estas variáveis é calculada a disponibilidade da rede “ a ”, utilizando a equação abaixo,

$$a = \left(\frac{MTBF}{MTBF + MTTR} \right)^l \quad (9)$$

E finalmente a probabilidade de ocorrência de k falhas simultâneas é calculada por:

$$P = \binom{m}{k} a^k (1-a)^{m-k} \quad (10)$$

em que m refere-se ao número de falhas simultâneas.

Para as redes utilizadas neste trabalho, primeiramente foi realizado um estudo probabilístico aplicando as equações descritas acima, para identificar o número máximo de falhas que devem ser consideradas. Na Figura 31 mostra-se a probabilidade de ocorrência de uma a quatro falhas simultâneas em redes de tamanhos variados (diferentes números de enlaces). Note-se que a probabilidade de uma falha de enlace está entre $10e^{-4}$ e $10e^{-3}$ para redes com 18, 32, 50 e 72 enlaces, com comprimento de 50 km para cada enlace que é característico de redes metropolitanas. Para duas ou mais falhas simultâneas, esta probabilidade diminui em grandes proporções como está no gráfico. Portanto é descartada a ocorrência de falha de nó, devido à baixa probabilidade de ocorrência de falhas simultâneas de enlaces. A falha de um nó significa que todos os enlaces conectados a este nó estão inoperantes, o que dificilmente ocorrerá na prática. Isto poderá ocorrer em catástrofes ou guerras e nestes casos, a maioria das redes são projetadas para enfrentarem este tipo de problema, utilizando medidas de proteção e restauração eficazes, ou até mesmo com favorecimento do projeto topológico da rede. Um

exemplo é o favorecimento do projeto topológico das redes em malha que por oferecerem maiores opções de caminhos diferentes entre dois nós, minimizando o impacto de perdas e a reabilitação do tráfego em caso de falhas [4.19][4.6][4.7][4.8][4.24].

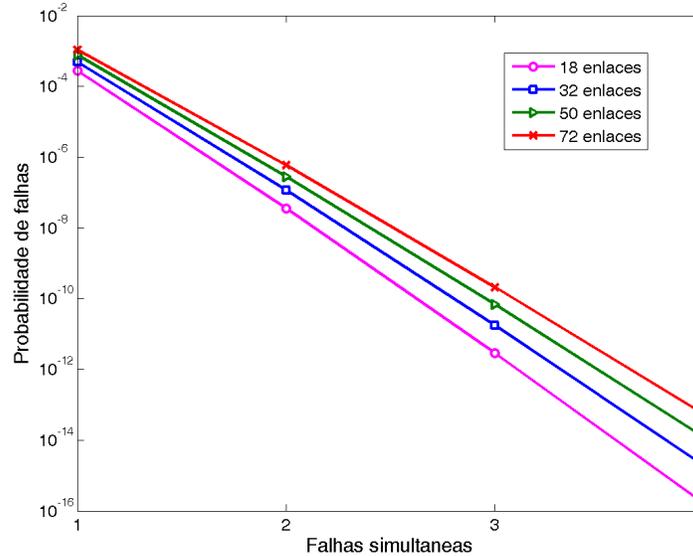


Figura 31 : Probabilidade de múltiplas falhas

Antes de abordar os resultados referentes às simulações com falhas de enlaces, foram realizados estudos analíticos juntamente com resultados de simulações em que foi possível quantificar o número de aplicações de cada enlace de uma rede. Com esta identificação foi possível detectar quais os enlaces mais sensíveis às falhas, considerando maior impacto de perda de tráfego.

Na Tabela 2, mostram-se os resultados referentes à utilização total de todos os enlaces das redes aqui consideradas sob condições normais de tráfego e também em condições de falha do enlace mais utilizado. Com estes resultados, pode-se verificar que as topologias em malha, tanto em condições normais de tráfego, quanto em condições de falha de enlace mais utilizado, além de apresentarem menores perdas de pacotes, têm apenas um pequeno aumento na utilização dos enlaces. Isto significa que, quando ocorre alguma falha no sistema, os pacotes são re-roteados de maneira eficazes para outras rotas que os levam aos seus destinos, sem prejudicar o tempo de transmissão, tendo um pequeno aumento no número de utilização do enlace e, portanto, pequena perda de banda.

Topologia		Número enlace	Falha de enlace	Utilização total de enlaces		%(+)
				*s/f	**c/f	
grau 2	MSq-9	18	(7,8)	145	155	6,90
	MS-16	32	(16,15)	704	724	2,84
	MSq-25	50	(24,25)	1960	2019	3,01
	MS-36	72	(36,35)	4680	4764	1,79
grau 3	MSq-9	27	(9,7)	119	121	1,68
	MS-16	48	(14,4)	514	518	0,78
	MSq-25	75	(1,7)	1527	1545	1,18
	MS-36	108	(13,20)	3696	3718	0,59
grau 4	MSq-9	36	(9,7) (7,9)	108	110	1,85
	MS-16	62	(16,15) (15,16)	512	516	0,78
	MSq-25	100	(25,24) (24,25)	1504	1517	0,86
	MS-36	144	(35,36) (36,35)	3888	3900	0,31
Unidir	Anel-9 unid	18	(8,9)	162	171	5,55
	Anel-16 unid	32	(14,15)	800	851	6,37
	Anel-25 unid	50	(23,24)	2900	3074	6
Bidir	Anel-9 bid	18	qualquer um	160	240	50
	Anel-16 bid	32	(16,15)	1024	1360	32,8
	Anel-25 bid	50	(25,24)	3900	5200	33,3

*s/f : sem falha; **c/f : com falha.

Tabela 2 : Impacto da falha na utilização dos enlaces

De acordo com a Tabela 2, há um aumento variando entre 0.5 a 7% para topologias as topologias em malha e 5 a 50% para anel. Veja-se que quanto maior a rede, maior o impacto.

Com este estudo probabilístico e estatístico optamos por focarmos em falhas de enlaces mais utilizados. Uma métrica de planejamento para a escolha da rota protegida foi elaborada,

considerando o impacto de perda de capacidade e perda de vazão. O fluxograma da Figura 32 mostra as etapas do cálculo destes parâmetros.

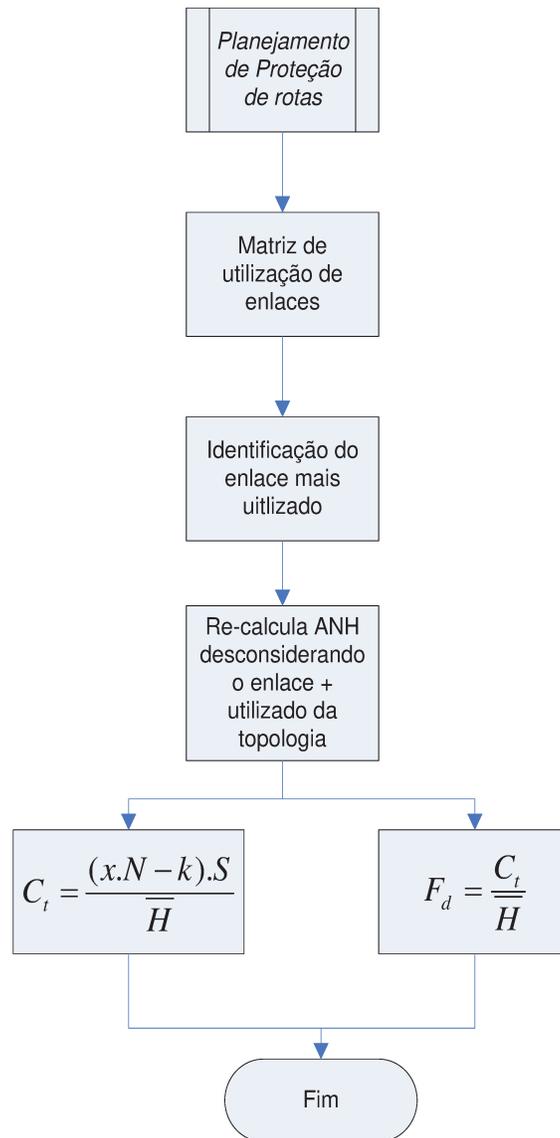


Figura 32 : Planejamento de rotas de proteção

Primeiramente, obtém-se através de simulações de tráfego, a matriz de utilização de cada enlace que constitui uma determinada rede. Com isto identificam-se os enlaces mais utilizados para o transporte de tráfego de dados. Após esta identificação desconsidera-se o enlace de maior utilização, modificando assim a topologia da rede. Em seguida refaz-se o novo cálculo para se

obter o número médio de hops ($H=ANH$) e em seguida, realiza-se o cálculo da nova capacidade e do fator de desempenho. Com estes novos valores, pode-se calcular o aumento ou a diminuição de cada parâmetro, como mostram as Tabelas 3 e 4. Os cálculos analíticos estendem tanto à falha de enlace quanto à falha de nó.

Topologia	Falha de enlace	Capacidade		ΔC (-%)	$\bar{H}=ANH$		$\Delta \bar{H}$ (+%)	Fator de desempenho		ΔF (-%)	
		S/F*	C/F**		S/F*	C/F**		S/F*	C/F**		
grau 2	MSq-9	3, 1	22,34	21,18	5,22	2,014	2,125	5,51	11,09	9,97	10,17
	MS-16	4, 1	27,28	26,52	2,78	2,93	3,017	2,86	9,30	8,79	5,49
	MSq-25	2, 3	38,11	37,35	2,00	3,28	3,347	2,04	11,62	11,16	3,96
	MS-36	2, 3	48,47	47,61	1,77	3,71	3,781	1,80	13,05	12,59	3,51
grau 3	MSq-9	1, 2	40,91	38,46	5,98	1,65	1,69	2,42	24,79	22,76	8,21
	MS-16	2, 3	56,07	54,40	2,99	2,14	2,16	0,93	26,20	25,18	3,89
	MSq-25	4, 5	73,82	72,27	2,10	2,54	2,56	0,79	29,06	28,23	2,87
	MS-36	6, 1	92,15	90,68	1,60	2,93	2,95	0,68	31,45	30,74	2,26
grau 4	MSq-9	2, 1	60,00	59,45	0,92	1,50	1,514	0,93	40,00	39,26	1,84
	MS-16	1, 2	75,12	74,70	0,56	2,13	2,142	0,56	35,27	34,87	1,12
	MSq-25	1, 2	100,00	99,72	0,28	2,50	2,507	0,28	40,00	39,78	0,56
	MS-36	1, 2	116,88	116,47	0,36	3,08	3,091	0,36	37,95	37,68	0,71
unid	Anel-9	2, 3	20	17,89	10,53	2,25	2,375	5,56	8,89	7,53	15,24
	Anel-16	3, 1	24,02	22,28	7,27	3,33	3,479	4,47	7,21	6,40	11,25
	Anel-25	3, 1	25,88	24,57	5,07	4,83	4,986	3,23	5,36	4,93	8,04
bid	Anel-9	mesmo	18	14,66	18,58	2,5	2,9	16,00	7,2	5,05	29,81
	Anel-16	2, 3	18,78	15,63	16,80	4,26	4,96	16,43	4,41	3,15	28,54
	Anel-25	mesmo	19,23	16,16	15,96	6,5	7,58	16,62	2,96	2,13	27,94

*S/F : Sem Falha ; **C/F: Com Falha;

Tabela 3: Resultados de parâmetros sem falha e com falha de enlace para Ms/MSq e Anel (considerando falha de enlace)

Mesmo não sendo o foco deste trabalho analisar quebras de nó, optamos por mostrar o impacto analiticamente referente à perda de capacidade, aumento de número médio de hops e consequentemente perda de desempenho. Na Tabela 4 apresentam-se esses resultados.

Topologia	Falha de nó	Capacidade		ΔC (-%)	$\bar{H} = ANH$		$\Delta \bar{H}$ (+%)	Fator de desempenho		ΔF (-%)	
		S/F*	C/F**		S/F*	C/F**		S/F*	C/F**		
grau 2	MSq-9	3	22,34	16,47	26,28	2,01	2,13	5,51	11,09	7,75	30,13
	MS-16	4	27,28	23,26	14,71	2,93	3,01	2,59	9,30	7,73	16,86
	MSq-25	2	38,11	33,84	11,19	3,28	3,39	3,60	11,62	9,96	14,28
	MS-36	2	48,47	45,82	5,45	3,71	3,71	0,11	13,05	12,35	5,35
grau 3	MSq-9	1	40,91	30,52	25,39	1,65	1,72	4,24	24,79	17,75	28,42
	MS-16	2	56,07	48,25	13,95	2,14	2,18	1,68	26,20	22,18	15,37
	MSq-25	4	73,82	65,84	10,81	2,54	2,62	3,15	29,06	25,13	13,53
	MS-36	6	92,15	85,86	6,83	2,93	2,97	1,37	31,45	28,91	8,08
grau 4	MSq-9	2	60	46,67	22,22	1,50	1,5	0,0	40	31,11	22,22
	MS-16	1	75,12	65,64	12,62	2,13	2,13	0,14	35,27	30,77	12,74
	MSq-25	1	100	91,74	8,26	2,50	2,51	0,28	40	36,59	8,513
	MS-36	1	116,88	109,96	5,92	3,08	3,09	0,39	37,95	35,56	6,28
unid	Anel-9	2	20	14,89	25,53	2,25	2,35	4,44	8,89	6,34	28,7
	Anel-16	3	24,02	19,55	18,61	3,33	3,58	7,51	7,21	5,46	24,29
	Anel-25	3	25,88	22,20	14,22	4,83	5,18	7,25	5,36	4,29	20,01
bid	Anel-9	2	18	11,67	35,19	2,5	3	20,00	7,2	3,89	45,99
	Anel-16	3	18,78	13,13	30,07	4,26	5,33	25,12	4,41	2,46	44,11
	Anel-25	3	19,23	13,81	28,21	6,5	8,33	28,15	2,96	1,66	43,98

*S/F : Sem Falha ; **C/F: Com Falha;

Tabela 4: Resultados de parâmetros sem falha e com falha de nó para MS

(considerando falhas simples)

4.4 Métodos e configurações de simulação

Os procedimentos e condições de simulação neste capítulo, considerando protocolos de roteamento, geradores de tráfego, topologias, tipo de aplicações, tempo de simulação, distribuição de tráfego, são os mesmos definidos no Capítulo 3. Porém aqui é considerada uma condição a mais, que é a quebra de enlace. Esta foi configurada no simulador, do início ao final da simulação e sendo assim, não é considerado o restabelecimento da conexão afetada pela falha durante a simulação. O esquemático da simulação é apresentado na Figura 33.

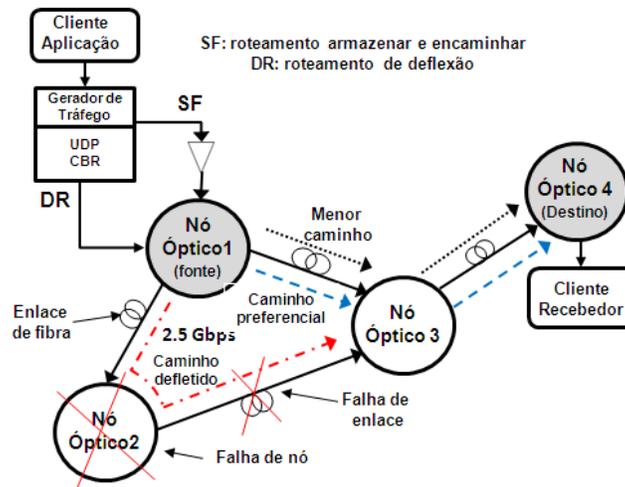


Figura 33 : Esquemático de simulação

4.5 Resultados de Simulação de Falhas

Os resultados apresentados e discutidos, nesta seção, são obtidos através do método de simulação, descrito na seção anterior, e aplicado em simulações computacionais, utilizando a plataforma *Network Simulator NS-2*.

Os resultados focam em analisar parâmetros que são considerados em capítulos anteriores tais como número médio de *hops* e perda de pacotes, porém em condições em que a rede opera com recursos reduzidos, devido à ocorrência de falhas no sistema. O objetivo principal destes resultados é mostrar o impacto que uma falha no sistema de rede pode ocasionar aos parâmetros analisados e provar a melhor eficiência nos sistemas de redes com topologia em malha e anel, mostrando a importância da aplicação de técnicas de proteção e de sobrevivência em qualquer tipo de rede, mesmo quando esta apresenta maior robustez no projeto topológico.

Nas Figura 34 a Figura 36, compara-se o número médio de *hops* dos modelos topológicos MS e MSq com 16 e 25 nós, e aplicando configuração de nó de grau 2 (MS/MSq modelo convencional), grau 3 (MS/MSq modelo 3D) e grau 4 (MS/MSq modelo bidirecional). Lembrando que a configuração do nó de grau 4 equivale a duas vezes a do nó de grau 2.

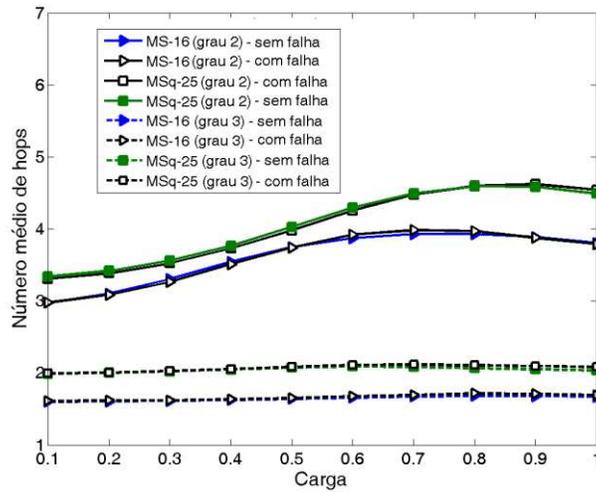


Figura 34 : Número médio de hops para MS e MSq grau 2 e grau 3 com falha de enlace

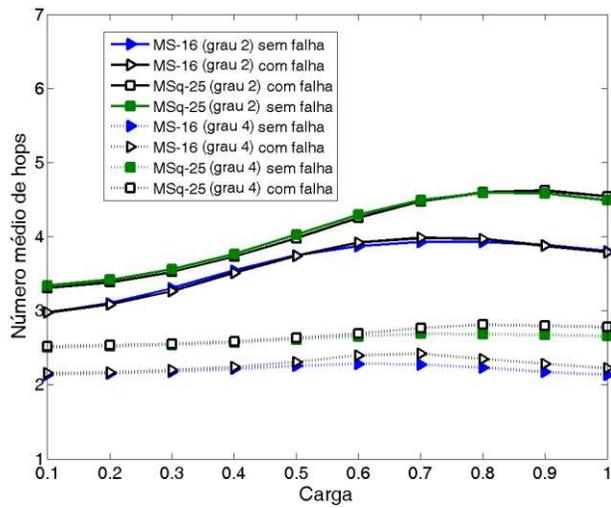


Figura 35 : Número médio de hops para MS e MSq grau 2 e grau 4 com falha de enlace.

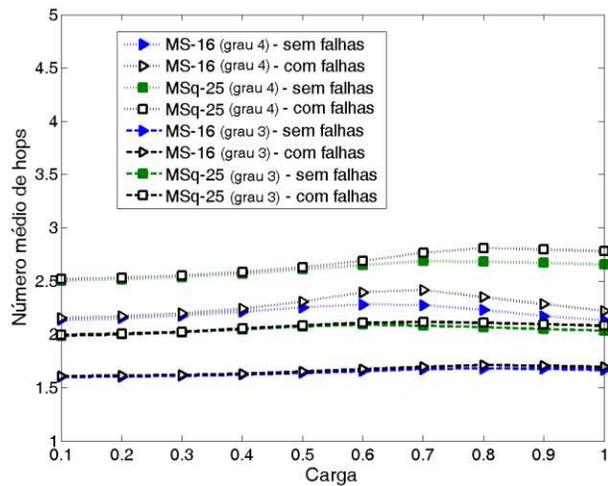


Figura 36 : Número médio de hops para MS e MSq, grau 3 e grau 4, com falha de enlace.

O modelo de rede em malha que apresenta os melhores resultados em número médio de *hops*, com e sem consideração de falhas, como mostrado nas Figura 34 até Figura 36 é o modelo com configuração de nó de grau 3 (MS/MSq-3D) proposto no capítulo anterior. Com a Figura 34 pode-se verificar que considerando falha de um enlace mais utilizado, o aumento no número médio de *hops* foi pequeno, tanto para os modelos de grau 3 (MS/MSq-3D), quanto para o de grau 2 (MS/MSq-convencional). Para o modelo de grau 4 (MS/MSq-bidirecional) pode-se verificar na Figura 35 que este tem melhores resultados que no de grau 2. Isto era esperado, devido ao seu maior número de recursos de redes (número total de enlaces). Na Figura 36 verifica-se que o modelo de grau 3 é mais eficiente que o de grau 4, considerando falha. Em condições normais, este modelo também é superior ao de grau 4. Estes resultados fortalecem o diagnóstico de uma possível inovação mostrada no capítulo anterior, pois se esperava que os modelos bidirecionais MS/MSq – bidirecional (grau 4) tivessem melhores resultados, devido ao maior número de possíveis caminhos, comparados com modelos de grau 2 e de grau 3, (ver Tabela 3 e 4). Resumindo, o resultado observado de melhores desempenhos é o do modelo de grau 3, devido a sua melhor disponibilidade, de seu maior número caminhos entre diferentes nós. Veja que o modelo de grau 4 oferece o maior número de caminhos, porém estes caminhos se repetem, existindo superposição de enlaces. Isto promove repetições de percurso por um mesmo pacote, aumentando assim o número médio de *hops*, impactando no acréscimo de latência e tráfego extra “artificial”, uma vez que trata-se do mesmo pacote.

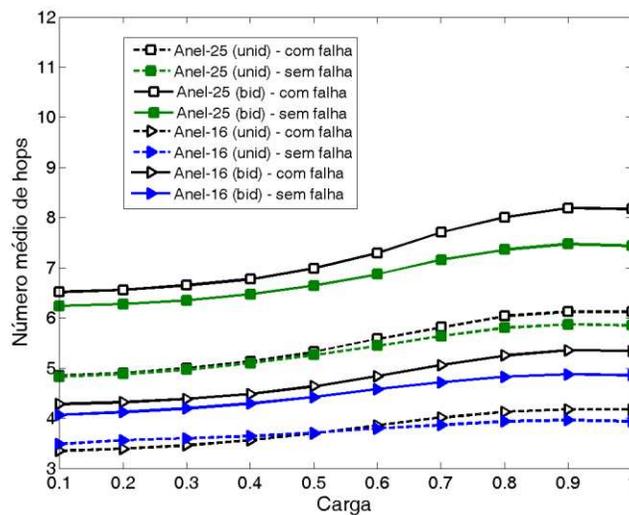


Figura 37 : Número médio de *hops* para Anel- unid e Anel – bid considerando falha de enlace

Na Figura 37 consideram-se modelos topológicos em anel. Os melhores resultados de número médio de *hops* são os obtidos com a topologia anel com enlaces unidirecionais, que interligam os nós de forma a não haver superposição, apresentado no capítulo anterior. Outro resultado significativo é o impacto de falha de enlace, que neste novo modelo, é menor que no modelo convencional, especialmente em cargas de enlaces abaixo de 50%.

As Figura 38 e 39 são resultados referentes a fração de perda de pacotes, dos mesmos modelos em malha e anel considerados anteriormente. Estas perdas de pacotes ocorrem principalmente devido à falta de sincronismo quando os pacotes gerados no nó óptico são inseridos. Os modelos propostos e estudados não consideram o uso de *buffer* na camada óptica e nem detecção de colisão de pacotes. Na próxima seção deste capítulo, serão investigadas soluções referentes a problemas de colisões de pacotes na entrada do nó óptico, através da aplicação de *buffer* eletrônico (*e-buffers*) na interface do nó de ingresso do cliente (antes da porta *add*) de pacotes no nó de acesso. Outro fator de perda de pacotes é o *time-to live* (TTL) que é o tempo máximo de permanência que um pacote pode ser transmitido pela rede e, em caso de estouro de tempo, o pacote é descartado. O TTL também pode ser controlado pela *bufferização* eletrônica, que por sua vez, manterá o número mínimo de desvios realizados pelo protocolo de deflexão utilizado.

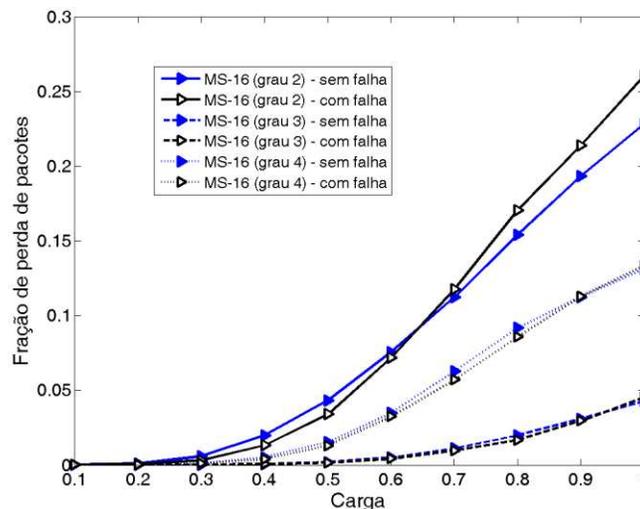


Figura 38 : Fração de perda de pacotes em malha MS-16 grau 2, grau 3 e grau 4, com e sem falha de enlace

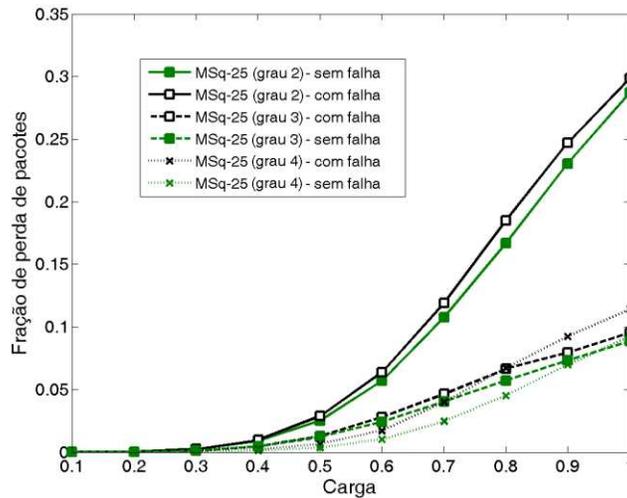


Figura 39 : Fração de perda de pacotes em malha MSq-25 grau 2, grau 3 e grau 4, com e sem falha de enlace

Como se observa nas Figura 38 e Figura 39, a rede MS-16 e MSq-25 com configuração de nó de grau 3 é a que tem menores perdas de pacotes com e sem falhas de enlace, sendo pouco impactante. Já nas configurações de nó de grau 2 e de grau 4, as perdas são maiores, tanto para funcionamento normal, quanto para o funcionamento com falha. A justificativa para a MS-16 grau 2 apresentar maiores perdas é devido a esta rede ter menores números de enlace e de caminhos; para as configurações de grau 4, interpretamos que embora tenham mais enlaces (25% a mais que a de grau 3, e 50% a mais que a de grau 2), esses caminhos se repetem e impactam em baixa latência.

Nas Figura 40 e Figura 41 apresentam-se perdas de pacotes para a topologia anel-unidirecional e anel bidirecional. É interessante notar que as topologias em anel são muito mais sensíveis à falha de enlace que as topologias em malhas (novamente devido ao número de diferentes caminhos entre nós). Nota-se que a topologia anel bidirecional tem pior desempenho, tanto em número de *hops*, quanto em fração de perda de pacotes. Mostrando-se que topologias com caminhos duplicados e sobrepostos não oferecem um bom desempenho. Este comportamento é o mesmo ocorrido para a topologia MS e MSq - grau 4.

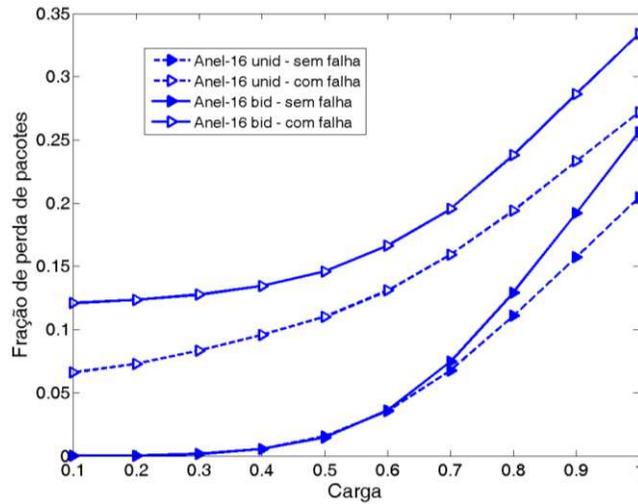


Figura 40 : FPP rede em anel com e sem falha de enlace: Anel-16, uni- e bi-direcional.

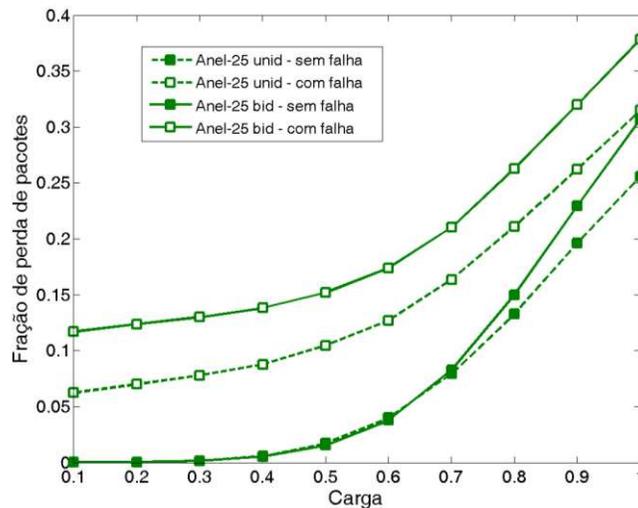


Figura 41 : FPP rede em anel com e sem falha de enlace: Anel-25, uni- e bi-direcional.

Na próxima seção será analisada a aplicação de armazenadores eletrônicos (*e-buffer*) na interface do nó de ingresso do cliente, para diminuir o impacto das perdas de pacotes.

4.6 Controle de Perdas de Pacotes

Com a aplicação do *buffer* eletrônicos (*e-buffer*) na interface do nó de ingresso do cliente, consegue-se controlar a fração de perda de pacotes, pois anteriormente, em nossos modelos de simulação sem *e-buffer*, a maioria das perdas de pacotes ocorriam no nó de entrada, perda por inserção do pacote na rede, onde a resolução de contenda do DR na camada óptica não é aplicável.

O *buffer* eletrônico é aplicado na entrada do nó óptico de ingresso, fora da camada óptica, sem considerar a utilização de *buffer* na camada óptica. A utilização deste dispositivo pode solucionar dois tipos de problemas: evita a perda de pacotes devido à colisão destes na entrada do nó por problemas de sincronização. Este é um componente importante, porque além de ser um eficiente mecanismo que soluciona perdas de pacotes por colisão, ele também tem a aplicabilidade de reordenar os pacotes na saída do nó quando é implementado na interface de saída do nó de egresso. Com o roteamento por deflexão este nível de desordem sempre ocorre.

O dimensionamento do tamanho do *buffer* é outro requisito que também deve ser cuidadosamente projetado, para evitar as perdas de pacotes em cargas elevadas [4.26] [4.26]. O *e-buffer* neste trabalho, foi dimensionado com fila do tipo *first in-first out* (FIFO) com armazenamento de até 10 pacotes. Foram testados outros tamanhos de fila, diagnosticando que *e-buffers* com filas de tamanhos acima de 10 pacotes promovem resultados inferiores, devido à perda de pacotes em cargas elevadas.

Os resultados desta seção apresentam a eficiência do *e-buffer* auxiliando na arquitetura do nó óptico, considerando-se os parâmetros: perda de pacotes e número médio de *hops*. Foram analisados o impacto de falha de enlace mais utilizado sem a aplicação do *e-buffer* e com aplicação do *e-buffer* (Figura 42), na interface de ingresso do nó de entrada. Com estes resultados pode-se observar a melhora do parâmetro de perda de pacotes e um pequeno aumento no tempo de transmissão que não impacta no desempenho das redes.

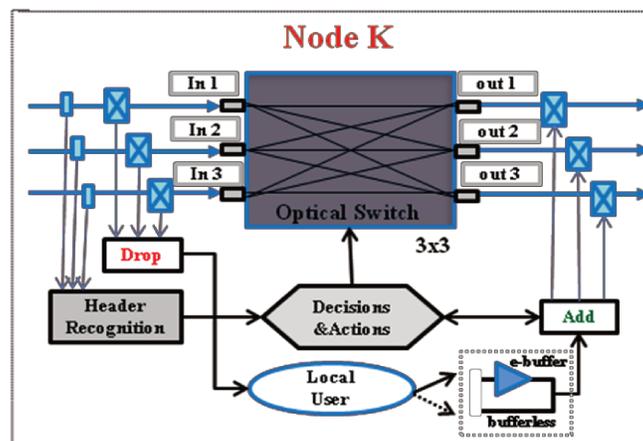


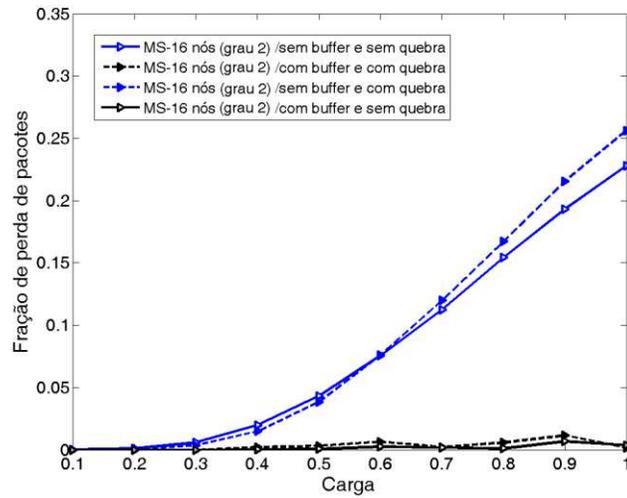
Figura 42 : Nó óptico com *e-buffer* implementado

Em todos os resultados considera-se que curvas com linhas tracejadas possuem falha única de enlace mais utilizado e linhas contínuas representam operação de rede em condições normais de tráfego; linhas azuis referem-se à arquitetura de nó sem *buffer* e linhas pretas à arquitetura de nó óptico com aplicação de *buffer* eletrônico tendo fila FIFO de 10 pacotes de capacidade máxima.

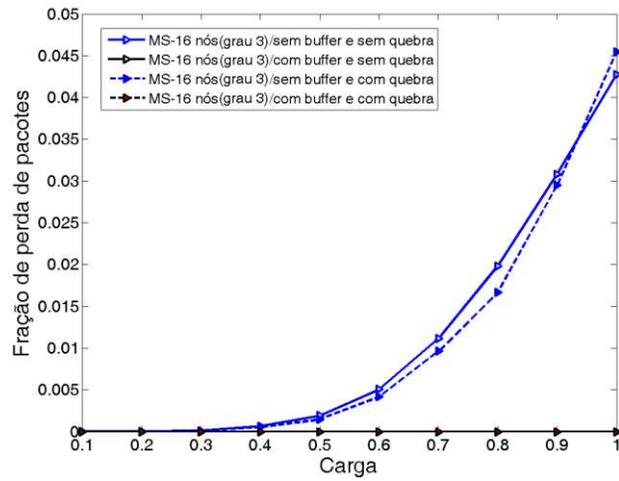
Com esta simbologia gráfica, pode-se observar na Figura 43 e Figura 44 (a,b e c) que a aplicação do *e-buffer* promoveu impacto na fração de perda de pacotes (*FPP*) diminuindo significativamente os valores de perdas de pacotes mesmo em cargas elevadas, tanto para as redes em malha regulares com 16 nós, quanto para as quase-regulares com 25 nós. Observa-se também que a fração de perda de pacotes é um pouco maior para MSq-25 nós do que para MS-16 nós, (todas as configurações do nó de grau 2, de grau 3 e de grau 4). Porém, mesmo a MSq-25 nós tendo mais opções de caminhos, não se apresenta como topologia exatamente regular, o que promove um certo desequilíbrio na distribuição de tráfego. A topologia de rede é a principal característica que define a concentração de tráfego em pontos específicos da rede [4.27].

No parâmetro \bar{H} (ANH) analisados nas Figura 45 e Figura 46 (a,b e c), verifica-se que a inclusão de *e-buffer* teve impacto para as redes com configuração do nó de grau 2, e teve um acréscimo muito baixo para a de grau 3 e de grau 4.

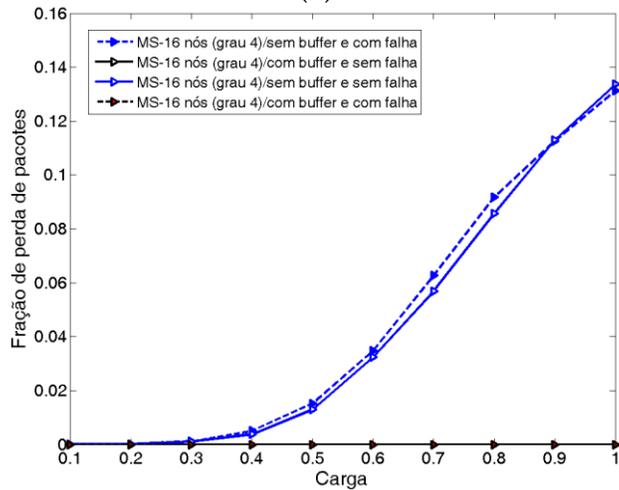
O cruzamento mostrado na Figura 45a e Figura 46a para cargas acima de 50% é interpretado e ocorrido devido aos tempos de carga e descarga do *e-buffer*. Isto não se apresenta como um fator crítico, principalmente, porque a maioria das redes destina-se a funcionar corretamente abaixo de 70% da capacidade.



(a)



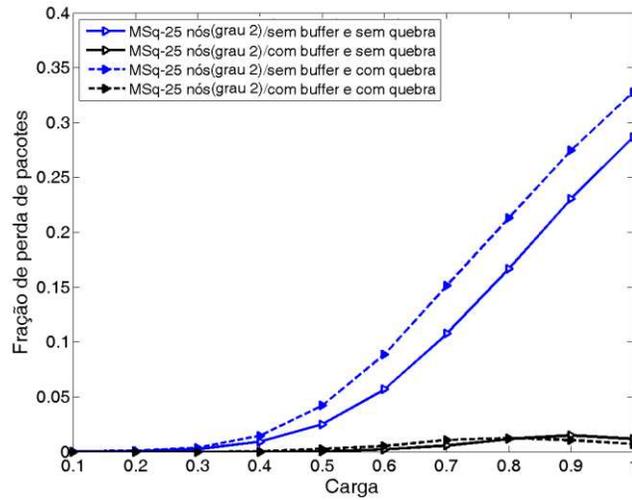
(b)



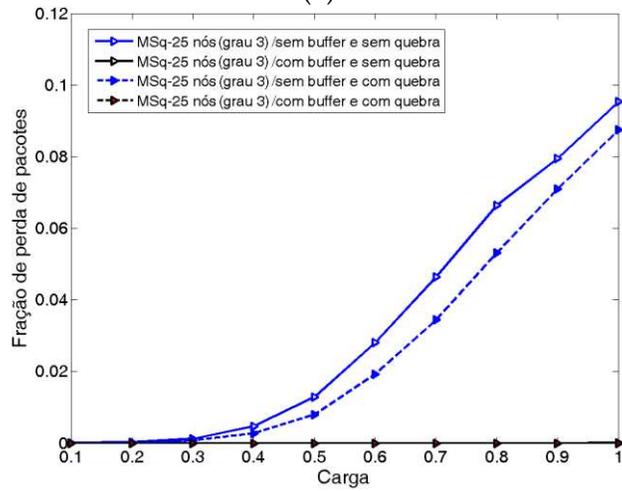
(c)

Figura 43 : Fração de perda de pacotes ópticos com aplicação de *e-buffer*:

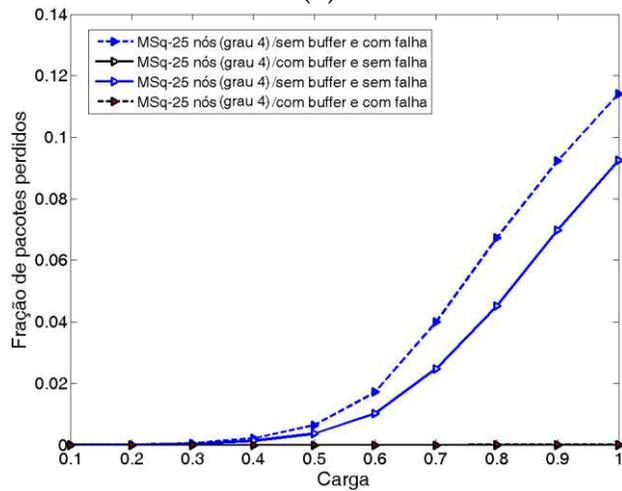
(a) MS-16 grau 2; (b) MS-16 grau 3; (c) MS-16 grau 4



(a)



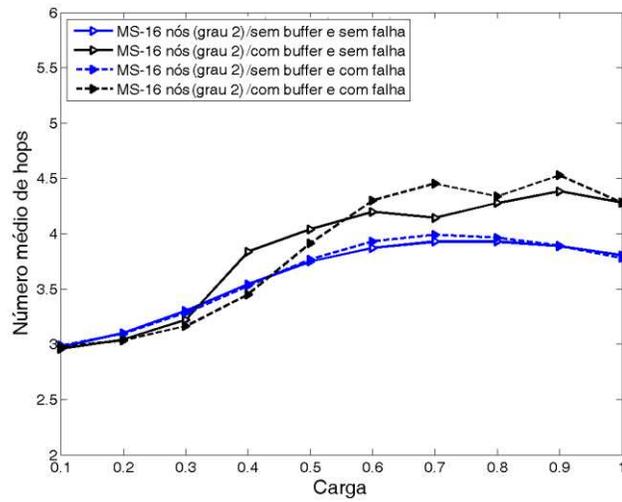
(b)



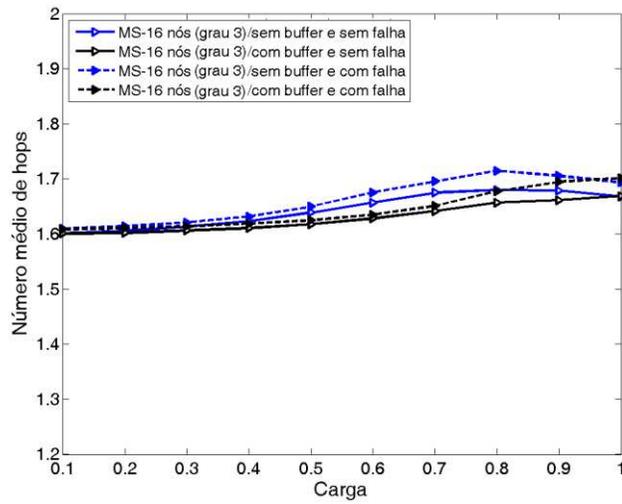
(c)

Figura 44 : Fração de perda de pacotes ópticos com aplicação de *e-buffer*:

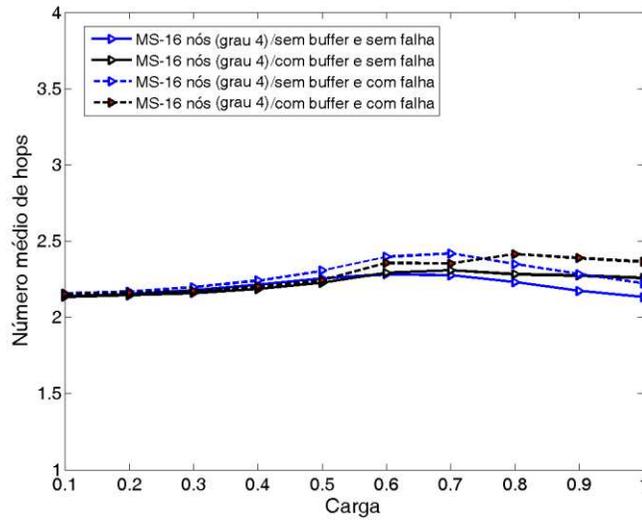
(a) MSq-25 grau 2; (b) MSq-25 grau 3; (c) MSq-25 grau 4



(a)

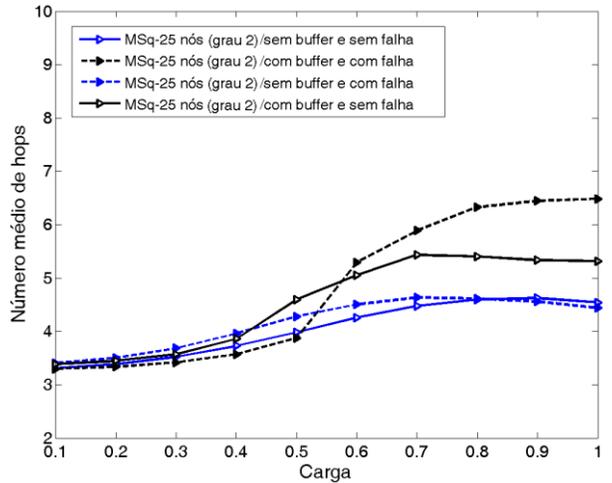


(b)

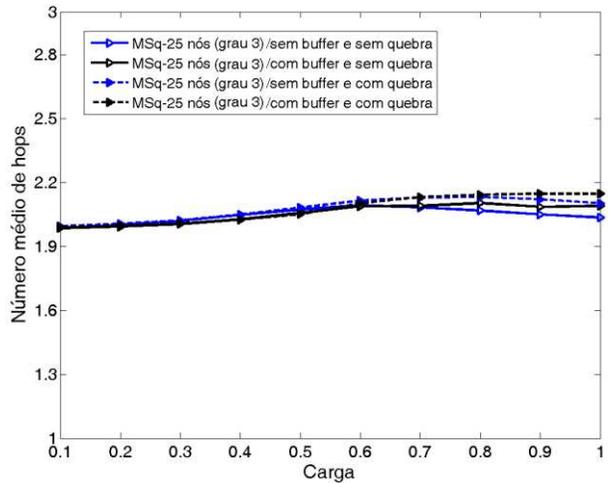


(c)

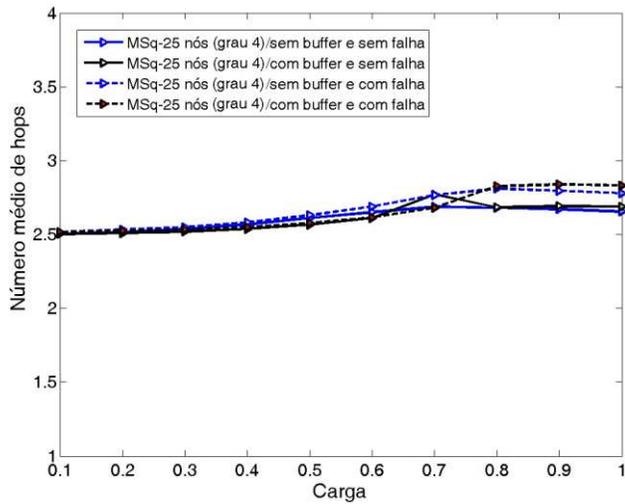
Figura 45 : Número médio de hops com aplicação de e-buffer:
 (a) MSq-25grau 2; (b) MSq-25grau 3; (c) MSq-25 grau 4



(a)



(b)



(c)

Figura 46 : Número médio de hops com aplicação de e-buffer:
 (a)MSq-25grau 2; (b) MSq-25grau 3; (c) MSq-25 grau 4

Referências – Capítulo 4

- [4.1] C. Meusburger and D. A. Schupke, "Method to Estimate the Break-Even Point between SLA Penalty Expenses and Protection Costs," in *Optical Fiber Communication Conference and Exposition and The National Fiber Optic Engineers Conference*, OSA Technical Digest (CD) (Optical Society of America, 2008), paper OThQ3.
- [4.2] J. Celestino Jr. et al., GAFUPA: Uma Proposta para Proteção em Redes Ópticas, XXVI *Simpósio Brasileiro de Telecomunicações- SBrT* Setembro de 2008 Rio de Janeiro, RJ.
- [4.3] D. A. Schupke , A. Autenrieth, e T. Fischer "Survivability of Multiple Fiber Duct Failures". *Proc. DRCN'01*, Budapest, Hungary October 2001
- [4.4] T. Cinkler, L. Gyarmati, "Mpp: Optimal Multi-Path Routing with Protection", *proceeding Int. Conf. Communications –ICC-2008-* Beijing, China.
- [4.5] A. Antonino, A. Bianco, A. Bianciotto, V. De Feo, J.M. Finochietto, R. Gaudino and F. Neri "Wonder: A resilient WDM packet network for metro applications" *Optical Switching and Networking* Volume 5, Issue 1, March 2008, Pages 19-28 Special Section: Photonics in Switching 2006.
- [4.6] Held, M., Ling Zhou, "Redundancy, Restorability and Path Availability in Optical Mesh Networks" ," *Intl. Conference on Transparent Optical Networks-ICTON-2006*, Nottingham, United Kingdom.
- [4.7] Brody Todd and John Doucette "Use of Network Families in Survivable Network Design and Optimization" *proceeding Int. Conf. Communications –ICC-2008-* Beijing, China.
- [4.8] Ning-Hai Bao, Zhi-Zhong Zhang, Le-Min Li, Hong-Fang Yu and Hong-Bin Luo "A hybrid protection strategy based on node-disjointness against double failures on optical mesh networks" *J. Photon Netw Commun* Vol 22, Number1, 13-22, DOI: 10.1007/s11107-010-0303-x.
- [4.9] Hongbin Luo; Hongfang Yu; Lemin Li; Sheng Wang; "On Protectiong Dynamic Multicast Session on Survivable Mesh WDM Networks" *Communications, 2006. ICC '06. IEEE International Conference on* , June 2006 Istanbul, DOI 10.1109/ICC.2006.254811.

- [4.10] Narendra K. Singhal, Laxman H. Sahasrabuddhe, and Biswanath Mukherjee, "Provisioning of Survivable Multicast Sessions Against Single Link Failures in Optical WDM Mesh Networks," *J. Lightwave Technol.* **21**, 2587- (2003).
- [4.11] F. Rudge Barbosa, "Fundamentos de Comunicações Ópticas – componentes, sistemas e redes", curso especialização, Ceset-Unicamp-Limeira, Maio 2007.
- [4.12] F. Rudge Barbosa, "Redes Óticas" – curso de pós-graduação, FEEC - Unicamp – SP, Disponível em: <<http://www.dsif.fee.unicamp.br/~rudge/pdf/IE008>>, 2011.
- [4.13] R. Ramaswami, K.Sivarajan, *Optical Networks – a practical perspective*, 2nd. Ed., Morgan Kaufman, San Francisco, USA, 2002.
- [4.14] D. A. A. Mello, "Suporte ao tráfego Heterogêneo pela Rede Óptica: Habilidade de Sobrevivência", Dissertação de Doutorado, FEEC/Unicamp, 2006.
- [4.15] D. A. Schupke and R. Prinz. "Capacity Efficiency and Restorability of Path Protection and Rerouting in WDM Networks Subject to Dual Failures", *Photonic Network Comm PNET*, Vol 8, no. 2, p.191, Springer, Netherlands Sept. 2004.
- [4.16] Martin Maier, *Optical Switching Networks*, Cambridge University Press 2008, Published in the United States of America by Cambridge University Press, New York.
- [4.17] J. Zhang e B. Mukherjee. A Review of Fault Management in WDM Mesh Networks: basic concepts and reserch challenges. *IEEE Network*, 18(2);41-48, março/abril.
- [4.18] PAPADIMITRIOU, D., E MANNIE, E. Analysis of Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS)-based Recovery Mechanisms (including Protection and Restoration).*Internet Draft* (abril de 2005).
- [4.19] M. Held, L. Zhou, "Redundancy, Restorability and Path Availability in Optical Mesh Networks", *International Conference on Transparent Optical Networks – ICTON*, June – 2006, Nottingham, United Kingdom.
- [4.20] P. Jalote, *Fault Tolerance in Distributed Systems*. Prentice Hall PTR, 2000.
- [4.21] I. koren and C. M. Krishma, *Fault tolerant systems*, 1st ed. Morgan Kaufmann Publish, 2007.

- [4.22] Massino Tornatore, Biswanath Mukherjee, Roberto Lucadello, Simone Cavallaro, Diego Lucerna, Achille, Pattavina, "Grooming and protection with availability guarantees in multilayer optical networks" Proceedings of the 13th international conference on Optical Network Design and Modeling ONDM'09.
- [4.23] W. Grote, A. Arenas, A. Zapata, "NetFailPAC: A Single Failure Protection Algorithm with QoS Provision for Optical WDM Networks," icons, pp.226-229, Third International Conference on Systems (icons 2008), 2008.
- [4.24] M. L. Shooman, *Reliability of Computer Systems and Networks: Fault Tolerance, Analysis, and Design*. John Wiley Sons, Inc, 2002.
- [4.25] R. Huang e G. V. Záruba, "Effect of Ingress Buffering on Self similarity of Optical Burst Traffic" OptiComm 2003: Optical Networking and Communications pp.302-Outubro 2003.
- [4.26] L.H. Bonani, F. Rudge Barbosa, E. Moschim, and R. Arthur, "Analysis of Electronic Buffers in Optical Packet/Burst Switched Mesh Networks," *Intl. Conference on Transparent Optical Networks-ICTON-2008*, June 2008 – Athens, Greece.
- [4.27] Shun Yao; Fei Xue; Mukherjee, B.; Yoo, S.J.B.;Dixit, S.; "Electrical Ingress Buffering and Traffic Aggregation for Optical Packet switching and their effect on TCP-Level Performance Optical mesh Networks" *Communications Magazine, IEEE*, Vol 40, p 66-72, setembro 2002.

Capítulo 5

5. Conclusão

Neste trabalho foram realizados diversos estudos e implementações que incluem análises de desempenho de redes, envolvendo estudos de parâmetros que avaliam confiabilidade, capacidade de sobrevivência na transmissão de tráfego e compatibilidade de tráfego IP na convergência de tráfego de redes. Foram utilizadas topologias de redes ópticas em malha e anel aplicando tecnologia de chaveamento fotônica (*Optical packet switching*).

O objetivo geral da tese foi investigar e analisar através dos estudos e resultados apresentados, o desempenho do transporte de tráfego de dados em redes de comunicações ópticas, em âmbito metropolitano, aplicando-se tecnologias OPS com as demais configurações consideradas. Neste contexto, um conjunto de contribuições foram apresentadas, de acordo com as metas traçadas.

As principais foram:

- Propostas de novas topologias em malha MS e MSq-3D (com nó de grau 3) e anel-unidirecional, obtendo-se como resultado um melhor desempenho frente às topologias da mesma família, tradicionalmente utilizadas. Parâmetros tais como: capacidade, latência, granularidade, sobrevivência de tráfego e perda de informação foram considerados para avaliação. Com os resultados destes parâmetros, detectaram-se que as topologias que oferecem maior número de enlaces conectados a diferentes nós, conseguem obter menor latência, melhor vazão e menor perda de pacotes. Com isto, justifica-se a superioridade da MS e MSq-3D

comparada à MS e MSq- bidirecional (com nó de grau 4). Apesar da MSq-bidirecional ter maior número de enlaces e recursos de redes, ela não conseguiu obter o mesmo desempenho da MS e MSq-3D, devido principalmente, à redundância de caminhos [IBM.5][IBM.6][IBM.7].

- Cálculo da vazão considerando o protocolo de roteamento DR aplicados nas topologias de redes aqui consideradas, possibilitando uma melhor investigação entre resultados analíticos e simulados que avaliam o comportamento do tráfego gerado. Neste estudo foi detectado que o cálculo analítico de vazão para as topologias da família MS regular, descrito por Acampora, não é aplicado a todas as topologias da família MS (MSq -quase regular), e também não se aplicava em outros modelos topológicos. Portanto, este remodelamento de cálculo possibilitou o cálculo analítico da vazão para todas as topologias [IBM.1][IBM.3][IBM.4].
- Estudo de sobrevivência de tráfego, propondo-se um método de planejamento na implementação de técnicas de proteção e restauração e também verificando-se a habilidade das arquiteturas e topologias, aqui envolvidas na sobrevivência do tráfego, em caso de falha no sistema. Neste estudo, primeiramente foram demarcados os enlaces de maior utilização, sendo que estes foram considerados os enlaces de maior vulnerabilidade à falhas. Após esta demarcação foram recalculados todos os parâmetros dos caminhos em que o tráfego tende a percorrer com maior frequência [IBM.2][IBM.9][IBM.10].
- Aplicação de *e-buffer* na interface do nó de ingresso do cliente da rede, a fim de diminuir as perdas de pacotes devido às colisões na porta de entrada do nó de ingresso, que se apresentam como um dos principais fatores de perda de pacote [IBM.11][IBM.12].
- Convalidação dos modelos de redes em malha OPS para tráfego IP, considerando-se a necessidade de convergência de diferentes tipos de tráfegos de redes. (*estes resultados foram apresentados como trabalho convidado no DNAC'2010).

Trabalhos Futuros

O chaveamento fotônico, que é um importante ingrediente deste trabalho, permite incorporar funções tanto no plano físico, quanto no plano de transporte, visando melhorar parâmetros importantes de engenharia de tráfego e alcançar o melhoramento do funcionamento

das camadas física/rede/transporte/aplicações, obtendo assim o melhor desempenho em vazão, latência, disponibilidade de serviço, flexibilidade de novas implementações e sobrevivência de serviços ao usuário.

Olhando para o melhoramento deste sistema, vemos três novas linhas de pesquisas para complementar este trabalho. São elas:

1-Melhoramento de técnicas de sobrevivência e reabilitação de tráfego e implementação de algoritmo de roteamento baseado em custo de rotas. Nesta implementação de custo poderia-se adicionar custo de *crosslayer* entre camada física e de transporte.

2- Desenvolvimentos de diferentes tipos de filas no *e-buffers* na interface de ingresso do cliente, considerando estudos de tipos de filas.

3- Pesquisas de compatibilidade de qualidade de serviço entre redes clientes (p/ex., *wireless* considerando aplicações 3G e 4G). Neste estudo, várias linhas de pesquisas podem ser conduzidas tais como limitações físicas que refletem na compatibilidade do sinal a ser roteado, protocolo de sinalização entre os roteadores de borda, conversão do sinal *wireless* em óptico e vice-versa;

Publicações associadas à Tese:

[IBM.1] I. B. Martins, L. H. Bonani, F. R. Barbosa, E. Moschim, "Dynamic Traffic Analysis of Metro Access Optical Packet Switching Networks having Mesh Topologies", *Proc. Int. Telecom Symp., ITS'2006, Sept. 2006*, Fortaleza, Brazil.

[IBM.2] I. B. Martins, L.H. Bonani, F. R. Barbosa, E. Moschim, "Comparison of Link failure and Protection in Ring and Mesh OPS/OBS Metropolitan Area Optical Networks" , *Proc. 13th Symp on Microwave and Optoelectronics – MOMAG'2008, Sept. 2008*, Florianópolis /SC, Brazil.

[IBM.3] I. B. Martins, F.R.Barbosa, "Improved Method for Evaluation of Network Throughput and Protection in Future Optically Switched Metropolitan Networks", *Proc The Fifth Advanced International Conference on Telecommunications - AICT'2009, May 2009*, Venice/Mestre, Italy.

[IBM.4] I. B. Martins, L. H. Bonani, F. R. Barbosa, E. Moschim, "Analysis of Network Throughput and Link Failure Impact in Photonic Switched Metro-Access Networks", *Proc XXVII Symp. Brasileiro de Telecom - SBrT, Sept. 2009*, Blumenau/SC, Brazil.

[IBM.5] I. B. Martins, F. R. Barbosa, A. C. Sachs, E. Moschim, "Innovative Architectures for Future OPS/OBS Advanced Photonic Networks", *Proc Imoc 2009, Nov. 2009*, Belem/PA, Brazil.

[IBM.6] I. B. Martins, F. R. Barbosa, L. H. Bonani, E. Moschim, "Evaluation of throughput and protection in optically switched metropolitan network architectures", *J. Photon Netw Commun, DOI 10.1007/s1107-010-0249-z*

[IBM.7] I. B. Martins, F. R. Barbosa, L. H. Bonani, E. Moschim, "Proposal and Evaluation of Photonic Switching Architectures for High-Capacity Optical Access Networks", *Proc The Sixth Advanced International Conference on Telecommunications - AICT'2010, May 2010*, Barcelona, Spain.

[IBM.8] Lidia Galdino, J. Maranhao, J. Costa; I. B. Martins, F. Durand, L.H.Bonani, E. Moschim, "Evolution of dynamic routing wavelength code assignment in WDM/OCDM OBS network". In: *IEEE Sarnoff Symposium, 2010, 2010, Princeton. Proceedings of the IEEE Sarnoff Symposium, 2010, 2010. p. 1-5.*

[IBM.9] I. B. Martins, F. R. Barbosa, E. Moschim, "Traffic Analysis and Network Protection in Photonic Switched Optical Access Networks" , *Proc. 14th Symp on Microwave and Optoelectronics – MOMAG'2010, August 2010*, Vitória/ES, Brazil

[IBM.10] I. B. Martins, F.R.Barbosa, Edson Moschim, "A New Study on Network Performance under Link Failure in OPS/OBS High-Capacity Optical Networks", Proc. ITU Kaleidoscope, December 2010, Pune, India.

[IBM.11] I. B. Martins, Felipe R Barbosa, L.H.Bonani, E. Moschim, "A Study in Photonic Switched Networks considering Link Failure and Ingress Buffering". *Proc. 34th IEEE Sarnoff Symposium*, May 2011, Princeton- EUA.

[IBM.12] I. B. Martins, Felipe R Barbosa, L.H.Bonani, E. Moschim, "Impact of Link Failure in the Performance of Optical OPS/OBS Limited-Area Networks with Node Ingress Buffering ". *Proc. 11th Intl. Conf. on Telecommunications*, Graz, Austria, June 15-17, 2011.

Anexo A: Componentes das Redes Ópticas

Neste Anexo serão descritos os principais elementos de sistemas ópticos tais como os componentes que constituem um enlace óptico, roteamento, conversores e outros.

•Enlace óptico:

Um enlace é o meio por onde uma informação de dados é direcionada até chegar ao seu destino final. Os enlaces podem ser ópticos, a cabo, par trançado ou *wireless* e são constituídos por um conjunto de outros elementos de redes.

O enlace óptico é constituído por fibras ópticas que podem ser multimodo ou monomodo e que carregam a informação no formato de luz. A utilização de fibra óptica aumenta o desempenho do sistema, possibilitando o transporte de alta capacidade de informação em curtos espaços de tempos. Este tipo de cabeamento é muito utilizado em tecnologia *Síncrono Digital Hierarchy* (SDH), Metro-Ethernet, WDM e até mesmo no core de datacenter, viabilizando o uso de tecnologias, como por exemplo Gigabit Ethernet.

Na Figura 47 mostram-se os elementos básicos que constituem um enlace óptico que são: transmissores, receptores, lases ou LEDS (*Light Emitting Diode*), amplificadores ou repetidores e a fibra.

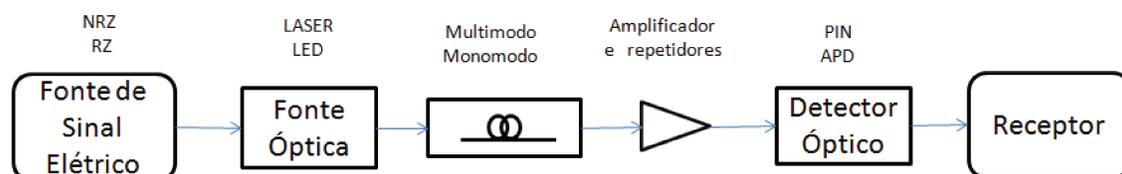


Figura 47 : Enlace óptico

O transmissor óptico é constituído por um dispositivo emissor de luz que pode ser um led ou um laser e o circuito drive, que tem a função de polarização elétrica e de comando da emissão de potência luminosa pelo dispositivo emissor de luz.

O receptor óptico compõe-se de um dispositivo fotodetector tal como *fotodiodo PIN* ou *fotodiodo de avalanche (APD's)* que são responsáveis pela detecção e conversão do sinal luminoso em sinal elétrico.

O repetidor é um dispositivo que corrige a atenuação sofrida pelo sinal óptico. Existem dois tipos de repetidores: o elétrico e o óptico. O elétrico trabalha somente com sinais elétricos, sendo assim, ele converte o sinal óptico em sinal elétrico, realiza a amplificação e só então, o converte em sinal óptico novamente. E o repetidor óptico realiza a amplificação do sinal óptico sem realizar nenhum tipo de conversão, sendo bem mais rápido e eficiente.

Os amplificadores ópticos são dispositivos presentes nos atuais sistemas ópticos WDM. Eles têm a função de compensar a atenuação enfrentada dentro das fibras e as perdas sofridas em dispositivos da rede pela luz. Devido a não necessidade de conversão do sinal para o domínio eletrônico, os amplificadores são insensíveis a taxa de bit e ao formato do sinal. Outro ponto positivo é sua larga banda de ganho que possibilita a amplificação de muitos sinais ao mesmo tempo, economizando elementos de redes.

•Terminais de Linha Óptica:

Os terminais de Linha Óptica (OLT) são elementos de rede usados em conexões ponto-a-ponto e seus principais elementos funcionais são: *Transponder*, *Multiplex* e *Demultiplex*. O transponder trabalha com a adequação do tráfego; o Multiplex, agrega os vários comprimentos de onda em um única fibra e o Demultiplex, separa os canais na chegada ao destino.

•Multiplexadores Ópticos de Adição e Derivação (OADM)

Os *Optical Add and Drop* - OADM foram desenvolvidos para os sistemas DWDM , permitindo que comprimentos de ondas fossem retirados e, ou adicionados em pontos ao longo de um enlace. O desenvolvimento da primeira versão deste elemento, ele funcionava estaticamente, ou seja, os comprimentos de onda retirados e inseridos eram fixos. Na Figura 48 ilustra-se um sistema com a utilização de OADM estático.

OADM: Optical Add e Drop Multiplexer

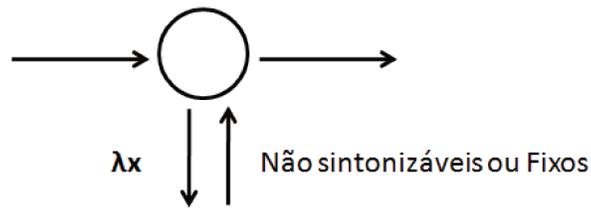


Figura 48 : OADM estático

Este elemento de rede pode estar localizado junto a amplificadores ópticos ou em lugares onde haja entrada e saída de tráfego. Possuem duas portas de linhas, conectadas à rede, e outras portas locais para a adição ou derivação de caminhos ópticos.

Este elemento pode apresentar algumas deficiências no sistema como:

- No caso de se inserir ou derivar mais canais é necessária a presença de recursos humanos técnicos no local onde será realizada esta operação, para a colocação de módulos no equipamento, sendo que geralmente um módulo para cada Comprimento de Onda.
- Existe a necessidade de se ter em estoque todos estes módulos com os diferentes Comprimentos de Onda, utilizados no sistema, como partes de reposição.

Com o advento dos Diodos LASER's sintonizáveis, uma parte do problema acima descrito foi resolvido, pois não seria mais necessário ter em estoque, para fins de troca e reposição, unidades de *Add and Drop*, mas sim algumas unidades, que no caso de serem utilizadas, seriam sintonizadas em campo para o comprimento de onda desejado, como estão mostrados na Figura 49.

OADM Sintonizável

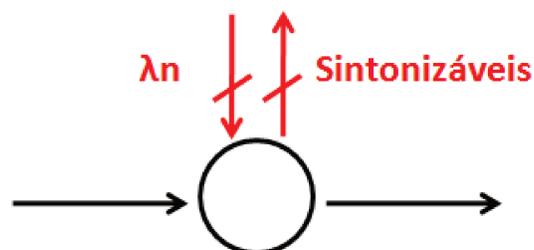


Figura 49 : OADM sintonizável

Com o passar do tempo, alguns Fabricantes incorporaram em seus produtos a possibilidade de executar a inserção e retirada de comprimentos de onda remotamente, permitindo desta forma, o chamado Reconfigurable *Optical Add and Drop* (ROADM), ou seja, um OADM reconfigurável.

Alguns equipamentos apresentam a possibilidade da conversão de comprimentos de onda, característica esta extremamente desejável em Sistemas de Alta Complexidade, onde pode ocorrer o fenômeno indesejável, de dois Comprimentos de Onda iguais.

Na Figura 50 mostra-se a aplicação prática de um OADM, inserido em um Enlace.

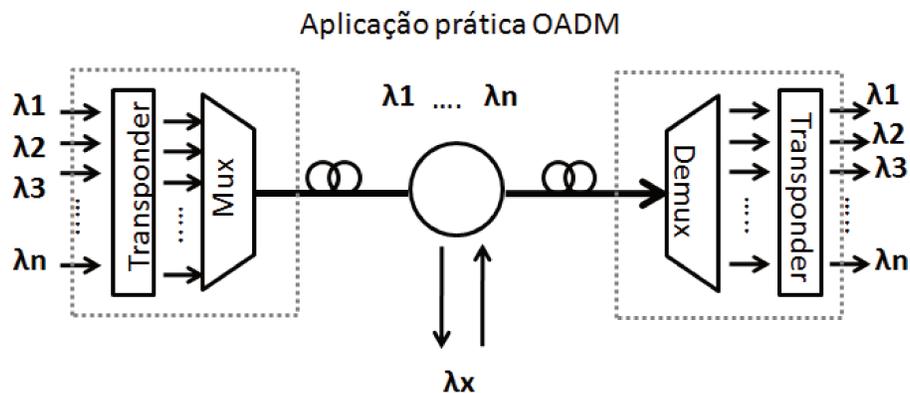


Figura 50 : Sistema com aplicação OADM

•Cross Connect Óptico (OXC)

Outro elemento fundamental, a ser usado na arquitetura de uma Rede Totalmente Óptica (AON) é o chamado *Optical Cross Connect*, abreviado como OXC, ou seja, em uma tradução livre; Chave Óptica.

Na Figura 51 ilustra-se o esquema de uma chave totalmente óptica, que pode conectar qualquer sinal óptico, entre n portas de entrada e n portas de saída, não necessitando para isto, fazer conversão qualquer tipo de conversão Óptico - Elétrico - Óptico.

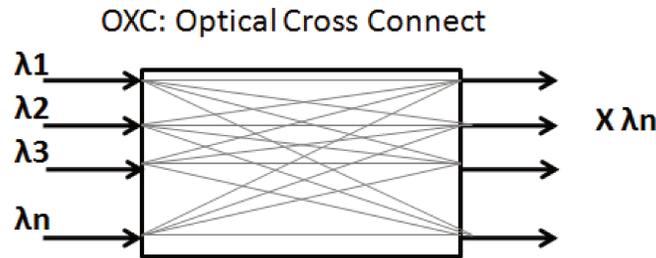


Figura 51 : Cross Connect

Para redes em malha, a função de chavear as conexões se torna mais complicada. Em redes lineares, OADMs conseguem exercer essa funcionalidade sem grandes complicações. Em nós com grau nodal maior, as possibilidades de interconexões aumentam tanto para conexões passantes como para conexões originadas ou destinadas àquele nó. Os *cross-connects* ópticos – OXC conseguem chavear grandes quantidades de conexões, além de adicionar e/ou derivar novas conexões oriundas de redes cliente. Outro ponto importante deste elemento é na detecção de falhas, transparência de taxa de bit, monitoramento de desempenho, conversão de comprimento de onda e agregação de tráfego de redes clientes na rede óptica.

•Conversores de comprimento de onda

Conversores de comprimento de onda são elementos importantes em redes ópticas WDM pelas seguintes razões: adequa o sinal óptico na entrada ou na saída da rede óptica com as redes clientes e também maximizam a utilização dos comprimentos de onda disponíveis em cada enlace.

As portas de entrada e saída de um conversor podem ser fixas ou variáveis. Para as fixas há manipulação de apenas um comprimento de onda (recebendo ou transmitindo a conexão). Portas de entradas variáveis recebem conexões em diferentes comprimentos de onda; e saídas variáveis dão maior flexibilidade na escolha de comprimentos de onda para uma conexão.

Anexo B: Mecanismos de sobrevivência em redes ópticas em malha

Os mecanismos de sobrevivência à falhas (proteção e restauração) podem ser aplicados em enlaces, caminhos e sub-caminhos. Para enlace, a conexão segue um trajeto alternativo entre os nós adjacentes à falha nodal ou de enlace. O mecanismo age localmente de forma que o restante do caminho que não é afetado pela falha, permanece o mesmo. Nos mecanismos de proteção e restauração de caminhos, em caso de falha, a conexão segue um caminho alternativo entre os nós origem-destino da conexão. Neste, o mecanismo age de forma global utilizando a capacidade alternativa disponível da rede. No mecanismo de proteção ou restauração de sub-caminhos, o caminho original é dividido em sub-caminhos, e um trajeto alternativo é adotado entre os nós nas extremidades do sub-caminho. Caso o sub-caminho seja o caminho completo, tem-se a proteção de caminho; caso cada sub-caminho seja um enlace, tem-se a proteção de enlace.

Uma vez sabendo onde aplicar a proteção e restauração, pode-se classificá-las e defini-las em:

- Proteção Dedicada: trajeto da proteção é disjunto dos trajetos de trabalho e proteção de todas as conexões ativas.
- Proteção Compartilhada: o trajeto de proteção, também disjunto do trajeto de trabalho, pode não ser disjunto de outros trajetos de proteção, desde que certas condições sejam satisfeitas.
- Proteção Dependente a falha: são reservados caminhos de proteção alternativos, que não são necessariamente disjuntos dos caminhos de trabalho e proteção das conexões roteadas na rede. O caminho de proteção a ser adotado, depende do

enlace que vier a falhar. A proteção, dependente da falha, é um mecanismo novo e que não aparece nas classificações tradicionais publicadas na literatura.

A diferença entre as três proteções citadas acima é relacional, pois refere-se às relações de compartilhamento entre os caminhos de trabalho e proteção das conexões.

A proteção dedicada e a compartilhada se aplicam aos três casos de classificação espacial (enlace, caminho e sub-caminho), mas a proteção dependente da falha só é aplicada à de caminho. A Figura 52 mostra a classificação de proteção e restauração

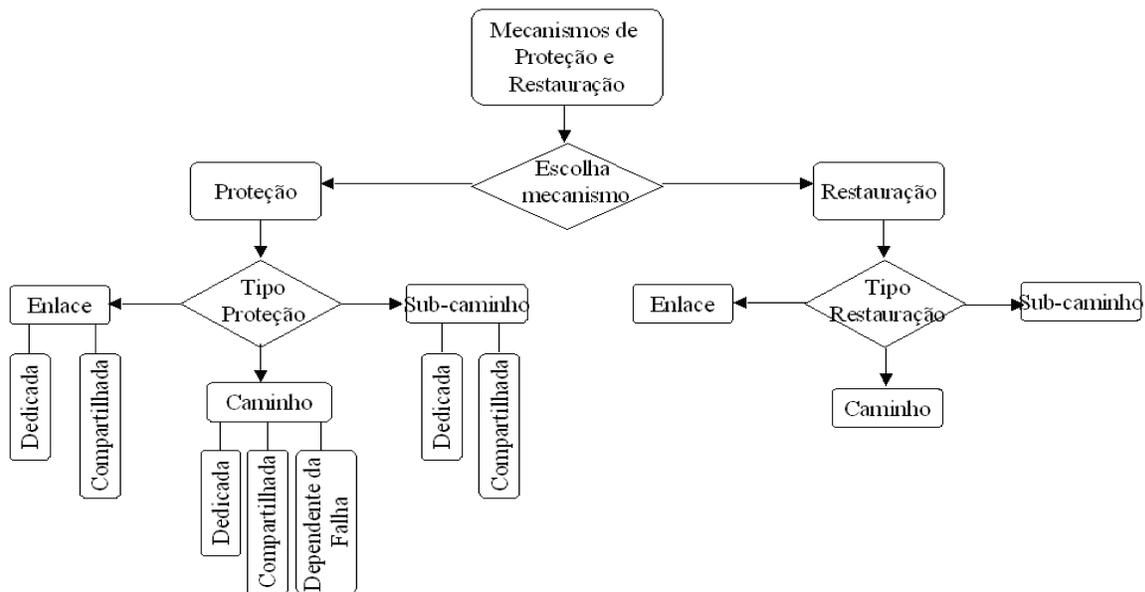


Figura 52 : Classificação de proteção e restauração

Exemplos de proteção e restauração

Nos sub-itens abaixo foram definidos e apresentados alguns exemplos de mecanismos de proteção e restauração baseando-se em trabalhos já realizados e publicados.

•Proteção de Enlaces (Span Protection –SP)

Na proteção SP um caminho de trabalho (w) e trajetos alternativos que conectam os nós adjacentes a cada enlace de w são alocados a cada conexão. Na Figura 53, a linha contínua representa a conexão entre A e B e a linha tracejada é a capacidade alocada para proteção. As figuras menores ilustram os caminhos adotados no caso de alguma falha em diferentes enlaces.

OBS: em caso de falha, o caminho só não segue seu trajeto inicial entre os nós adjacentes a falha.

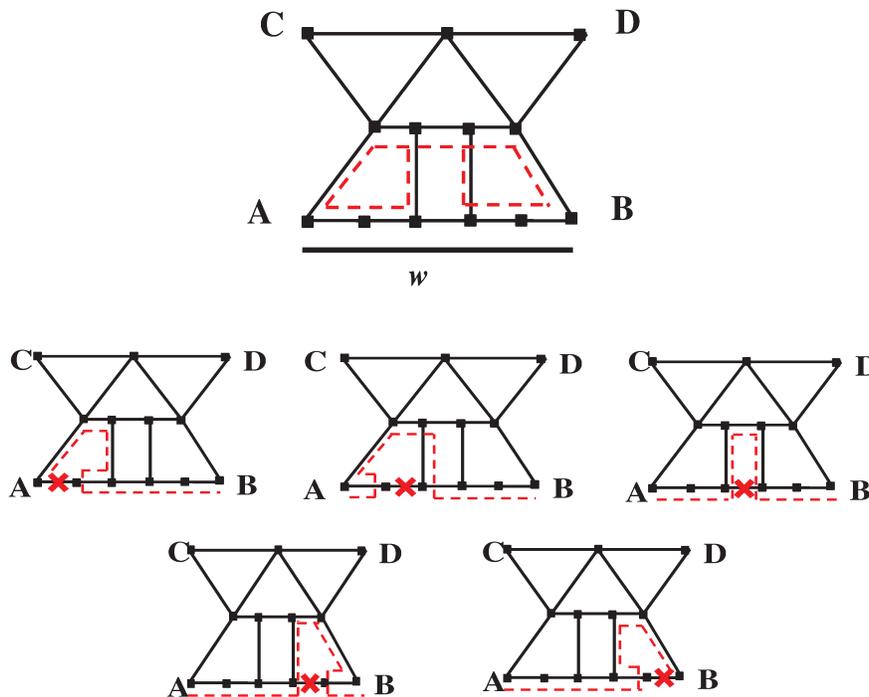


Figura 53 : Proteção de enlace (*Span Protection-SP*)

•Proteção por Ciclos Pré-Configurados (*P-Cycles*)

As topologias em malha permitem que mais conexões compartilhem recurso de proteção, mas o tempo de recuperação é geralmente maior. A proteção utilizando p-cycles foi concebida para conciliar a velocidade de recuperação das redes em anel à eficiência em capacidade dos mecanismos de proteção em malha. O p-cycles é um anel pré-configurado que protege enlaces de caminhos que atravessam fibras por onde passa o p-cycle e por enlaces de caminhos que atravessam fibras cujas extremidades estão conectadas a nós que fazem parte do p-cycle, mas não são atravessados por ele. Em caso de falha a conexão é re-roteada para um dos arcos do p-cycle pelos nós adjacentes à falha. A eficiência em capacidade do mecanismo está no compartilhamento de recursos de proteção por enlaces internos e enlaces apoiados, estes inexistentes nas redes em anel. Na Figura 54 a linha tracejada representa um p-cycles, e as linhas sólidas representam dois caminhos de trabalho roteados na rede. Os enlaces de $w1$ são internos

ao p-cycle e o enlace de w_2 é apoiado. As duas conexões são protegidas contra falhas simples de enlaces.

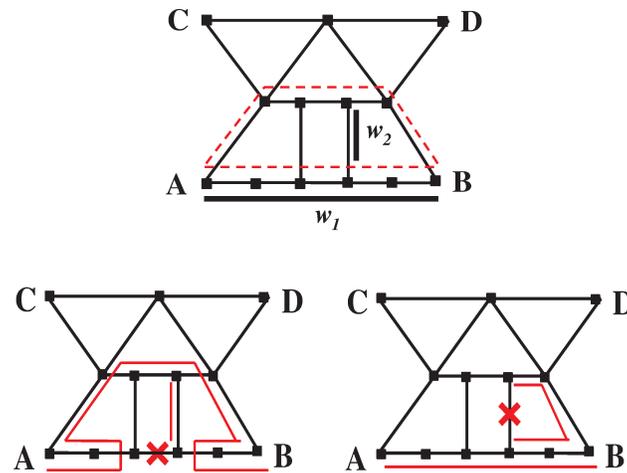


Figura 54 : Proteção por ciclos pré configurados (*p-cycles*)

•Proteção de Caminho Dedicada (*Dedicated Path Protection – DPP*)

A DPP aloca a cada conexão um caminho de trabalho w e um caminho de proteção b , disjuntos e dedicados mostrados na Figura 55. Ela pode ser 1+1 quando no caminho de trabalho e proteção trafegarem simultaneamente a mesma informação; ou 1:1, no caso do caminho de proteção transportar apenas dados de w depois de ele falhar. A DPP 1+1 tem como vantagem o curtíssimo tempo de recuperação, que é gerada por chaveamento local junto ao receptor. Mas a 1:1 é mais eficiente porque permite que os enlaces ópticos alocados para proteção sejam usados para o transporte de tráfego não prioritário, enquanto w estiver íntegro.

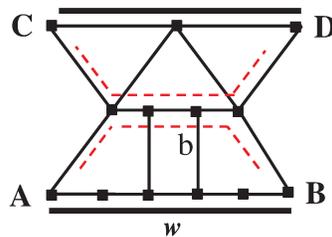


Figura 55 : Proteção de caminho dedicada

•**Proteção por compartilhamento de Caminhos de Reserva (*Shared Backup Path Protection – SBPP*)**

A SBPP aloca a cada conexão um caminho de trabalho w e um caminho de proteção b , que pode compartilhar capacidade com outros caminhos de proteção cujos caminhos de trabalho são disjuntos de w . Por disjuntos entendem-se caminhos de proteção que não percorrem enlaces comuns. Esta condição para o compartilhamento é conhecida como restrição de grupo de enlaces com risco compartilhado. Na Figura 56 as conexões A-B e C-D compartilham capacidade de proteção (tracejada), o que economiza três enlaces em comparação a DPP.

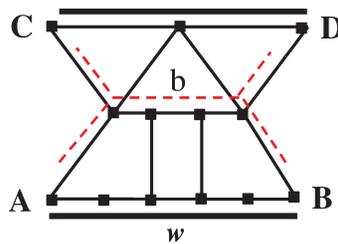


Figura 56 : Proteção por compartilhamento de caminhos de reserva

•**Restauração de Enlaces – (*Span Restoration – SR*) e Restauração de Caminho (*Path Restoration – PR*)**

Como foi dito anteriormente, nos mecanismos de restauração a capacidade para o roteamento da conexão é pós-computada e pós-configurada. A reserva de recurso não é feita. A restauração de enlaces calcula o menor trajeto entre os nós adjacentes à fibra que falhou. Enquanto a restauração de caminho calcula o menor caminho entre os nós de origem-destino do caminho que passa pela fibra que falhou.

Anexo C: Etapas do processo de simulação

A seguir apresentaremos na Figura 57 o fluxograma que descreve todas as etapas do processo de simulação, desde a preparação dos *scripts* para a primeira rodada de simulação até o resultado final na forma gráfica.

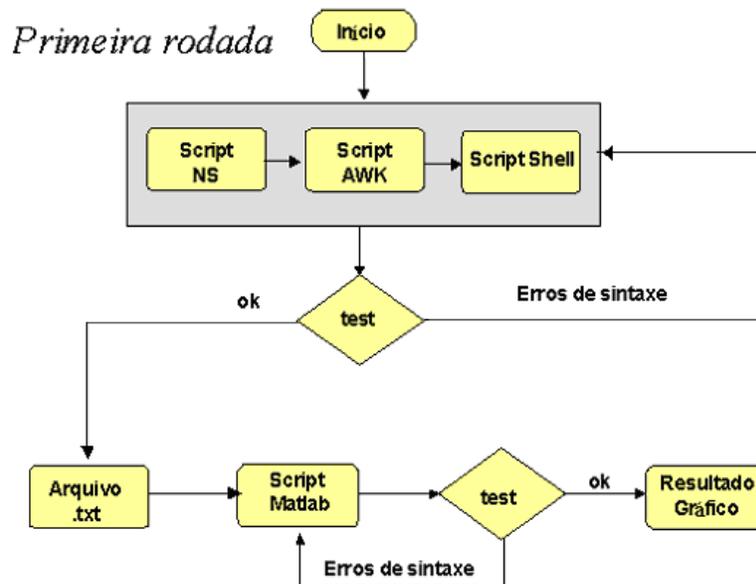


Figura 57 : Fluxograma do processo para a 1ª simulação

Início: para dar início ao processo de simulação no NS, é necessário definir algumas características da rede que deseja construir, como, número de nós, tipos de topologias, *link load*, tipo de tráfego, tipo de roteamento, tamanho dos pacotes, número de pacotes que deseja que seja transmitido, taxa de transmissão, além da estrutura física da rede como, por exemplo, o tipo e tamanho de enlace (bidirecional ou unidirecional) que conecta dois nós, se o nó terá *buffer* ou não, e topologias. Estas informações são importantes para montar corretamente a rede de pacotes ópticos pretendida e esta funcionar, tendo assim simulações com resultados reais e coerentes com os teóricos.

- ✓ **Script NS:** depois de caracterização da rede que se pretende simular, é necessário escrever um *script* (seqüência de códigos) usando linguagem *tcl* (*Tool Command Language*) descrevendo todas as características e estruturas físicas definidas no início. A primeira

etapa trata-se de uma modelagem do sistema estrutural da rede e a escolha de suas características (protocolos de comunicação, tipo de tráfego, tipo de filas, tamanho do pacote, número de pacotes a ser transmitido e outros).

Depois de construído o *script* na linguagem *tcl*, este será testado, colocado para simular e caso haja algum erro de sintaxe do código, o simulador apresentará mensagens de erros, bloqueando assim a simulação. Caso não apresente erros, a simulação será concluída. Os resultados desta simulação ficarão salvos em um arquivo “.txt” cujo nome fica a critério do programador do *script*.

- ✓ **Script AWK:** O arquivo “.txt” resultado da simulação no NS é um arquivo constituído por muitas informações, e por isto se utiliza um mecanismo para aproveitar apenas as informações que interessam ao trabalho. Com o objetivo de filtrar o arquivo “.txt” (NS) para obter apenas os resultados de interesse, é montado um outro *script*, utilizando a linguagem AWK (Aho, Weinberger e Kernighan). Neste *script* serão calculados outros resultados a partir dos que existem e escolha dos resultados gerados pelo NS os de interesse. Quanto à sintaxe do código AWK, o procedimento é o mesmo da etapa anterior. Caso haja algum erro, este terá que ser corrigido, porque ao executar o *script*, aparecerão mensagens de erro e caso esteja tudo correto, esta etapa resultará em um outro arquivo também .txt.
- ✓ **Script Shell:** como as simulações são executadas utilizando uma janela *prompt* de comando, em ambiente Linux, para facilitar o processo de simulação e evitar a repetição da linha de comando para executar a simulação a todo instante, foi criado um novo *script*, utilizando a linguagem Shell. Este *script* executa a simulação de uma vez só para todas as cargas e tipos de roteamento. Quanto à escrita do código, o procedimento é idêntico aos anteriores. O resultado final deste *script* fica salvo em um arquivo .txt que será utilizado pelo Matlab para a plotagem dos gráficos desejados.
- ✓ **Script Matlab (Matrix Laboratory):** nesta etapa serão montados *scripts* para a construção de gráficos levando em consideração os resultados da etapa anterior. O mesmo procedimento das etapas 2 e 4 é feito aqui, caso o *script* tenha algum erro aparecerão

mensagens de erros, e caso esteja tudo correto, o resultado gráfico final é impresso na tela.

Observações-Os *scripts* NS, AWK, SHELL e *Matlab* são salvos com extensão “.tcl”, “.awk”, “.sh”, “.m” respectivamente.

O processo de simulação depois de corrigido e ajustados todos os *scripts* (NS, AWK, Shell), a etapa de escrita de *script* fica finalizada, sendo necessários apenas alguns ajustes nestes *scripts* para definirem alguns parâmetros de entrada que define a simulação da rede desejada, como, por exemplo, taxa de transmissão dos pacotes, tamanho do pacote, tempo de simulação e outros. Na Figura 58 abaixo mostra-se o fluxograma de simulação depois que já se têm os *scripts* escritos, ou seja, o processo otimizado de simulação .

O fluxograma em questão pode ser executado, porque já se tinham realizado todas as etapas do 1º fluxograma descrito acima, onde foram eliminadas as falhas eventuais de programação. Designa-se “outras rodadas” porque são as rodadas otimizadas, onde os resultados são repetitivos e confiáveis.

No caso de novas simulações, com outros parâmetros, o processo é reiniciado, seguindo o fluxograma completo, descrito anteriormente.

Outras rodadas

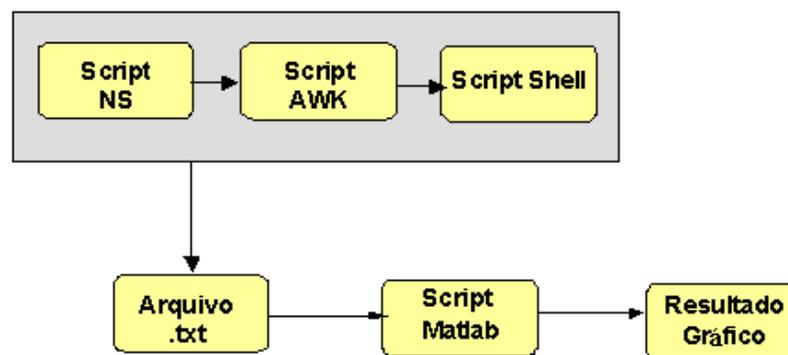


Figura 58 : Fluxograma do processo otimizado das simulações

~ ~ ~

