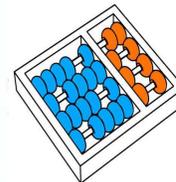


Helder May Nunes da Silva Oliveira

“Sobrevivência em Redes Ópticas.”

CAMPINAS
2014



Universidade Estadual de Campinas
Instituto de Computação

Helder May Nunes da Silva Oliveira

“Sobrevivência em Redes Ópticas.”

Orientador(a): **Prof. Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca**

Dissertação de Mestrado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Ciência da Computação do Instituto de Computação da Universidade Estadual de Campinas para obtenção do título de Mestre em Ciência da Computação.

ESTE EXEMPLAR CORRESPONDE À VERSÃO
FINAL DA DISSERTAÇÃO DEFENDIDA POR
HELDER MAY NUNES DA SILVA OLIVEIRA,
SOB ORIENTAÇÃO DE PROF. DR. NELSON
LUIS SALDANHA DA FONSECA.

A handwritten signature in black ink, appearing to read "Nelson Luis Saldanha da Fonseca", written over a horizontal line.

Assinatura do Orientador(a)

CAMPINAS

2014

Ficha catalográfica
Universidade Estadual de Campinas
Biblioteca do Instituto de Matemática, Estatística e Computação Científica
Ana Regina Machado - CRB 8/5467

OL4s Oliveira, Helder May Nunes da Silva, 1989-
Sobrevivência em redes ópticas / Helder May Nunes da Silva Oliveira. –
Campinas, SP : [s.n.], 2014.

Orientador: Nelson Luis Saldanha da Fonseca.
Dissertação (mestrado) – Universidade Estadual de Campinas, Instituto de
Computação.

1. Redes ópticas. 2. Redes ópticas elásticas. 3. Redes de computadores. 4.
Comunicações óticas. I. Fonseca, Nelson Luis Saldanha da, 1961-. II.
Universidade Estadual de Campinas. Instituto de Computação. III. Título.

Informações para Biblioteca Digital

Título em outro idioma: Survivability in optical networks

Palavras-chave em inglês:

Optical networks

Elastic optical networks

Computer networks

Optical communications

Área de concentração: Ciência da Computação

Titulação: Mestre em Ciência da Computação

Banca examinadora:

Nelson Luis Saldanha da Fonseca [Orientador]

André Costa Drummond

Edmundo Roberto Mauro Madeira

Data de defesa: 22-12-2014

Programa de Pós-Graduação: Ciência da Computação

TERMO DE APROVAÇÃO

Defesa de Dissertação de Mestrado em Ciência da Computação, apresentada pelo(a) Mestrando(a) **Helder May Nunes da Silva Oliveira**, aprovado(a) em **22 de dezembro de 2014**, pela Banca examinadora composta pelos Professores(as) Doutores(as):



Prof(a). Dr(a). André Costa Drummond
Titular



Prof(a). Dr(a). Edmundo Roberto Mauro Madeira
Titular



Prof(a). Dr(a). Nelson Luis Saldanha da Fonseca
Presidente

Sobrevivência em Redes Ópticas.

Helder May Nunes da Silva Oliveira¹

22 de dezembro de 2014

Banca Examinadora:

- Prof. Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca (Supervisor/*Orientador*)
- Prof. Dr. Edmundo Roberto Madeira
Instituto de Computação - UNICAMP
- Prof. Dr. André Costa Drummond
Instituto de Computação - UnB
- Prof. Dr. Flávio Keidi Miyazawa
Instituto de Computação - UNICAMP (Substituto/*Suplente*)
- Prof. Dr. Gustavo Bittencourt Figueiredo
Instituto de Matemática - UFBA (Substituto/*Suplente*)

¹Suporte Financeiro de: Bolsa do CNPq (processo 132202/2012-3) 2012–2014

Abstract

In optical networks, faults in links and nodes cause massive data loss, even for short periods. Thus, protection techniques have been developed to deal with failures. This dissertation present two studies in optical networks for survivability. The first one provides survivability in optical wavelength-division multiplexing networks in the context of multi-layer network. This work have investigated in which layer of the multilayer network should provide survivability. We Used a model of ILP in this investigation. Results indicate that the use of lower signals in the OTN protection layer reduces the overall cost, making the OTN protection layer more advantageous than the IP/MPLS or DWDM layer. The dissertation also presents study on survivability in elastic optical networks. Algorithms based on survivability FIPP p-cycles for a single fault and two faults on the network are proposed. Results indicate that algorithms can provide 100% protection, with low cost for networks with high connectivity.

Resumo

Em redes ópticas, falhas em enlaces e nós causam perda maciça de dados, mesmo que por curtos períodos. Assim sendo, técnicas de proteção têm sido desenvolvidos para lidar com falhas. Essa dissertação apresenta dois estudos em sobrevivência em redes ópticas. O primeiro provê sobrevivência em redes ópticas *wavelength-division multiplexing* no contexto de rede de múltiplas camadas, IP/MPLS sobre OTN sobre DWDM. Investiga-se em qual camada da rede multicamada, deve-se prover sobrevivência. Utiliza-se um modelo de PLI nessa investigação. Resultados indicam que o uso de sinais mais baixos de proteção na camada OTN reduz o custo total, fazendo com que a proteção da camada OTN seja mais vantajosa do que a IP/MPLS ou camada DWDM. A dissertação apresenta também estudo sobre sobrevivência em redes ópticas elásticas. São propostos algoritmos de sobrevivência baseados em *p-cycles* FIPP para uma única falha e duas falhas na rede. Resultados apontam que os algoritmos podem fornecer 100% de proteção, com baixo custo para redes com alta conectividade.

Agradecimentos

Existem obstáculos em nossa vida, que sozinhos não podemos superar. Como se o Mestrado já não fosse difícil, temos que conviver diariamente com a pressão exercida pelo sistema. Que cobra sem, se quer, lembrar que temos família, problemas, fraquezas. Parece esquecer que somos seres humanos.

À minha esposa, ao meu irmão, às minhas irmãs e aos meus pais um enorme agradecimento e não esqueçam que vos amo de uma forma especial.

Ao Prof. Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca por transmitir seus conhecimentos que foram fundamentais para conclusão desta jornada e por me aceitar como seu orientando, meu imenso agradecimento.

Aos colegas e professores de laboratório e a todos os que ajudaram neste trabalho, direta ou indiretamente, meus sinceros e humildes agradecimentos.

Ao CNPq por ter possibilitado e financiado esta pesquisa.

Por todas as dificuldades, as implementações mal sucedidas, as decepções, as simulações com resultados insatisfatórios, os problemas enfim, que possam ter ocorrido, minhas sinceras desculpas.

Para todas as simulações bem sucedidas, publicações, disciplinas aprovadas com “A”, para todos os orgulhos, por tudo de bom que se possa ter tirado durante este tempo de mestrado, minhas congratulações e satisfação.

Finalmente, um agradecimento muito especial, Àquele que mais me ajudou, me inspirou, me acolheu em todos os momentos e que nunca faltou quando Dele eu mais precisava. Agradeço ao Espírito Santo de Deus que Sempre seja feita a Sua vontade.

Sumário

Abstract	vii
Resumo	ix
Agradecimentos	xi
1 Introdução	1
1.1 Contribuições	3
1.2 Publicações	4
1.3 Organização da Tese	4
2 Referencial Teórico	5
2.1 Redes Ópticas	5
2.1.1 Redes Ópticas WDM	5
2.1.2 Redes Ópticas Elásticas	6
2.2 OTN - <i>Optical Transport Network</i>	8
2.3 Redes Multicamadas	12
2.4 Mecanismos de Proteção	12
2.5 <i>p-Cycle</i>	14
2.5.1 Tipos de <i>p-Cycle</i>	15
2.5.2 <i>p-Cycle</i> FIPP	17
2.6 Resumo Conclusivo	18
3 Proteção em Redes Ópticas Multicamadas IP/MPLS sobre OTN sobre DWDM	19
3.1 Trabalhos relacionados	20
3.1.1 OTN	20
3.1.2 Redes Multicamadas	21
3.1.3 Sobrevivência	22
3.2 Modelagem Matemática e Parâmetros	22

3.2.1	Notação	22
3.2.2	Descrição dos Parâmetros	25
3.2.3	Restrições	27
3.2.4	Abordagens para se obter a solução do Problema	30
3.3	Avaliação de Desempenho	33
3.4	Resumo Conclusivo	40
4	Proteção em Redes Ópticas Elásticas	41
4.1	Trabalhos Relacionados	42
4.1.1	<i>p-Cycle</i>	42
4.1.2	Redes Ópticas Elásticas	43
4.1.3	Sobrevivência	44
4.2	Modelagem Matemática e Parâmetros	45
4.2.1	Notação	45
4.2.2	Ambiente de Simulação	46
4.3	Algoritmo FIPP-Flex	48
4.3.1	Avaliação de Desempenho	49
4.4	Algoritmos FIPP-Flex-twofailure	56
4.4.1	Avaliação de Desempenho	57
4.5	Resumo Conclusivo	60
5	Conclusão	61
	Referências Bibliográficas	62

Lista de Tabelas

2.1	Sinais OTN, velocidade e multiplexação	11
3.1	Lista de Índices	23
3.2	Lista de Constantes	23
3.3	Lista de Variáveis	24
3.4	Valores de custo em cada camada	26

Lista de Figuras

2.1	Espectro de redes ópticas, a) WDM e b) elástica.	8
2.2	Exemplo da estrutura de uma rede de transporte óptico	9
2.3	Hierarquia OTN conceitual (A) e do ponto de vista da rede de transporte (B)	11
2.4	Proteção de Enlace	13
2.5	Proteção de Caminho	14
2.6	Exemplo de <i>p-cycle</i>	15
2.7	Exemplos de <i>p-cycles</i> de acordo com sua relação estrutural	16
2.8	Exemplos de <i>p-cycle</i> de acordo com a sua relação de proteção	16
2.9	Exemplo de <i>p-cycle</i> FIPP	17
3.1	Representação da Topologia NSF	26
3.2	Representação da Topologia Metro	27
3.3	Abordagem do problema em [24]	31
3.4	32
3.5	Capacidade normal dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr1	33
3.6	Capacidade normal dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr2	33
3.7	Capacidade normal dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr3	34
3.8	Capacidade de proteção dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr1 . .	34
3.9	Capacidade de proteção dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr2 . .	34
3.10	Capacidade de proteção dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr3 . .	35
3.11	Custo Total dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr1	35
3.12	Custo Total dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr2	35
3.13	Custo Total dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr3	36
3.14	Capacidade normal dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr1 . . .	36
3.15	Capacidade normal dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr2 . . .	37
3.16	Capacidade normal dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr3 . . .	37
3.17	Capacidade de proteção dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr1 .	37
3.18	Capacidade de proteção dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr2 .	38
3.19	Capacidade de proteção dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr3 .	38

3.20	Custo total dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr1	38
3.21	Custo total dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr2	39
3.22	Custo total dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr3	39
4.1	Multigrafo em um grafo associado	47
4.2	Topologias utilizadas	50
4.3	Bloqueio de banda em função da carga da rede	51
4.4	Número de Caminhos Primários e de p -Cycles em função da carga da rede	51
4.5	Taxa de Fragmentação (%)	52
4.6	Bloqueio de banda em função da carga da rede	53
4.7	Número de Caminhos Primários e de p -Cycles em função da carga da rede	54
4.8	Taxa de Fragmentação (%)	55
4.9	Topologia dfn-bwin-D-B-E-N-C-A-N-N	57
4.10	Bloqueio de banda em função da carga da rede	58
4.11	Tamanho médio dos saltos no caminho primário	58
4.12	Taxa de Fragmentação	59
4.13	Número de Caminhos Primários e de p -Cycles em função da carga	60

Acrônimos

ARPANET Advanced Research Projects Agency Network

Bellcore Bell Communications Research

BLSR Bidirectional Line Switched Ring

CWDM Coarse Wavelength Division Multiplexing

DWDM Dense Wavelength Division Multiplexing

ECSA Exchange Carriers Standards Association

FEC Forward Error Correction

FGB Filter Guard Band

FIPP Failure-Independent Path-Protecting

GMPLS Generalized Multi Protocol Label Switching

IP Internet Protocol

IPTV Internet Protocol Television

ITU-T International Telecommunication Union - Telecommunication Standardization Sector

LAN Local Area Network

LSRs Label Switched Routers

MAN Metropolitan Area Network

MPLS Multi Protocol Label Switching

NP Non-Deterministic Polynomial time

NSF	National Science Foundation
OADM	Optical Add-Drop Multiplexer
OCC	Optical Channel Carrier
OCh	Optical Channel
ODU	Optical channel Data Unit
OMS	Optical Multiplex Section
OPU	Optical channel Payload Unit
OTN	Optical Transport Networks
OTS	Optical Transmission Section
OTU	Optical channel Transport Unit
OXC	Optical Cross-Connect
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
PAN	Personal Area Network
PLI	Programação Linear Inteira
QoS	Quality of Service
RS	Reed-Solomon
RSA	Routing and Spectrum Allocation
RWA	Routing and Wavelength Assignment
SBPP	Shared Backup Path Protection
SDH	Synchronous Digital Hierarchy
SONET	Synchronous Optical Networking
WAN	Wide Area Network
WDM	Wavelength Division Multiplex

Capítulo 1

Introdução

As redes de computadores interligam diferentes unidades computacionais capazes de trocar informações e compartilhar recursos. Redes são classificadas de acordo com características, tais como, (i) arquitetura, isto é, como são organizadas diferentes camadas e protocolos; (ii) extensão geográfica (PAN, LAN, MAN, WAN e etc); (iii) topologia (anel, barramento, estrela, malha, ponto-a-ponto; e (iv) meio de transmissão (par-trançado, cabo coaxial, fibra óptica, micro-ondas, satélite, celular, infra-vermelho etc); [34].

O primeiro surgimento de uma rede para a comunicação entre computadores ocorreu no início dos anos 60, e foi em 1963, no departamento de defesa dos Estados Unidos da América que nasceu a ARPANET. O desenvolvimento desta rede de computadores objetivou possibilitar o compartilhamento de recursos computacionais localizados em diversas universidades espalhadas pelo país. A ARPANET pode ser considerada uma das bases da Internet de hoje, tendo conectado outras grandes redes, como a NSF, para formar no final dos anos 80 o que hoje é chamado Internet.

O material utilizado nos cabos para a transmissão dos sinais telefônicos até o início da década de 80 era o cobre, porém com a demanda por comunicação, o cobre deixou de ser uma alternativa barata e prática. Além disso, o cobre, também, sofria de interferências vindas de tempestades ou de outros equipamentos eletrônicos, o que dificultava sua aplicação em certas áreas.

A partir da década de 70, iniciaram-se testes de rede com fibras ópticas, dado que essas possuem inúmeras vantagens sobre o cobre, tanto em termos das distâncias, quanto em relação a capacidade e a baixa interferências eletromagnéticas. A mesma quantidade de informação que antes requeria centenas de cabos de cobre para ser transmitida, poderia ser transportada em apenas uma fibra óptica possuindo a espessura de um fio de cabelo. As empresas de telefonia passaram a desenvolver suas próprias tecnologias de transmissão em fibras ópticas, sem seguir uma padronização. Em 1984, surgiram as primeiras redes de comunicação óptica a partir da associação ECSA e do centro de pesquisa Bellcore com

uma proposta de padronização denominada como SONET. Em seguida, a necessidade de aumento da capacidade de banda passante de uma fibra surgiu a técnica de Wavelength Division Multiplex (WDM), que permite a multiplexação de diversos sinais ópticos em uma mesma fibra óptica, utilizando diferentes comprimentos de onda.

A camada de transmissão Optical Transport Networks (OTN) é um conjunto de elementos de rede óptica conectados por enlaces de fibra óptica. OTN surgiu como um esquema promissor para as redes de transporte de altas taxas de transmissão. OTN oferece eficiente multiplexação e comutação de sinais de alta velocidade (cerca de 100 Gbps), bem como define uma camada de invólucro digital que é vantajoso em relação ao SONET [13] [14]. OTN inclui monitoramento de conexão para suportar sobrecarga de sinalização e correção de erro avançado. As vantagens da OTN sobre SONET pode ser explorada em arquiteturas multicamadas. Dado essas vantagens, a introdução de OTN em uma arquitetura de múltiplas camadas tem sido considerada.

Uma característica da arquitetura da Internet é não impor restrição sobre a camada de aplicação, permitindo assim o surgimento de novas aplicações. Essas aplicações têm demandas de largura de banda heterogêneas. Enquanto algumas aplicações, tais como e-mail requisitam pouca demanda de largura de banda, outras como IPTV requisitam demanda de largura de banda na ordem de Gbits por segundo [58]. Tal diversidade exige uma rede de transportes de taxa flexível.

A técnica WDM trouxe uma grande capacidade para a camada de enlace da Internet, permitindo a multiplexação de vários comprimentos de onda, em uma única fibra. A tradicional WDM emprega uma alocação de frequência de tamanho fixo por comprimento de onda com uma frequência de banda de guarda separando dois comprimentos de onda. Na WDM, a capacidade de um comprimento de onda fixo acomoda demandas de diferentes tamanhos. Isso leva à subutilização do espectro uma vez que as demandas raramente coincidem com a capacidade exata de um comprimento de onda. Sistemas WDM são divididos em padrões diferentes de comprimentos de onda, convencional/grosseiros (CWDM) e denso (DWDM). O padrão DWDM é baseado no mesmo conceito de utilização de múltiplos comprimentos de onda de luz sobre uma única fibra, mas difere no espaçamento dos comprimentos de onda, no número de canais, e na capacidade de amplificar os sinais multiplexados [37].

Apesar da tecnologia WDM com múltiplas taxas apresentar alguma flexibilidade na alocação de recursos, sua granularidade de alocação grosseira só pode melhorar o problema de uma forma limitada [60].

Tal rigidez recentemente motivou o surgimento de redes de caminhos ópticos elásticos com espectros em fatia. O mais popular esquema de modulação utilizado nesta tecnologia é a Multiplexação por divisão de frequências ortogonais (OFDM). OFDM é uma tecnologia de transmissão de multi-portadora que divide canais de alta taxa de dados para um

certo número de canais, chamados subportadoras ortogonais, cada uma com baixas taxas de dados [49].

Sendo um meio à base de cabo, as fibras ópticas são propensas a cortes devido a diferentes razões. Dada a enorme capacidade de uma fibra óptica, qualquer interrupção implica em uma enorme perda de dados. Essa vulnerabilidade tem motivado o desenvolvimento de diferentes esquemas de restauração e proteção.

Esta dissertação contribuiu com esquemas de sobrevivência em dois tipos de redes ópticas.

A primeira contribuição considera um estudo sobre esquemas de sobrevivência em redes ópticas utilizando uma arquitetura de três camadas, IP/ MPLS sobre OTN sobre DWDM. Em redes de multicamadas, a proteção pode ser conseguida em qualquer uma das camadas. Por outro lado, um problema de grande importância é qual camada proteger? Nesta arquitetura consideramos uma estrutura de modelagem de otimização incorporando a modularização da capacidade de proteção em qualquer camada. Resultados obtidos indicam que o custo de diferentes camadas é um fator importante, bem como, os valores modulares de capacidade utilizada. Resultados indicam, também, que o custo de fornecer proteção na camada OTN é altamente influenciada pela conectividade.

A segunda contribuição considera um estudo de proteção para redes ópticas elásticas. Considera-se a técnica de proteção *p-Cycle*, que tem sido investigada intensivamente no passado para redes WDM, devido as suas propriedades. No entanto esta técnica tem sido empregada em redes ópticas elásticas de forma incipiente. A principal vantagem desta técnica é combinar as propriedades do anel com a velocidade de recuperação e eficiência das redes de malha restauráveis. *p-Cycles* protegem a capacidade de trabalho nos enlaces que cobrem, como proteção em anéis compartilhados. Ao contrário de anéis, eles protegem a capacidade de trabalho dos enlaces fora do ciclo, ou seja, os enlaces que tem seus pontos finais no *p-cycle* (“enlaces tranzonais”). Um tipo de *p-cycle* de interesse especial é o *p-cycle* FIPP (*Failure-Independent Path Protecting*) que fornece caminhos de proteção totalmente pre-conectados em redes ópticas. Contudo, a grande dificuldade na concepção de redes que empregam *p-cycles* de proteção é a complexidade computacional do problema que cresce exponencialmente com o número de nós e com o número de enlaces. Foram desenvolvidos dois novos algoritmos para fornecer proteção de caminho através do emprego de *p-cycle* de caminho em redes Ópticas Elásticas. Os algoritmos proporcionam 100% de proteção contra uma falha, bem como proteção contra duas falhas simultâneas.

1.1 Contribuições

Em resumo, as contribuições desta dissertação são:

- Apresentação do estado da arte de sobrevivência em redes ópticas;
- Comprovação da importância de considerar um design multicamada de rede IP/MPLS sobre OTN sobre DWDM;
- Análise do impacto de proteger camadas individuais em redes multicamadas.
- Um algoritmo para a criação de caminhos ópticos (*lightpaths*) em redes ópticas elásticas protegidos por *p-cycles* FIPP contra uma falha
- Um algoritmo para a criação de caminhos ópticos (*lightpaths*) em redes ópticas elásticas protegidos por *p-cycles* FIPP contra falhas duplas.

1.2 Publicações

Os resultados obtidos nessa dissertação foram reportados em:

- Oliveira, Helder M.N.S.; Fonseca, Nelson L.S. da, “Proteção de Redes Ópticas Elásticas Contra até Duas Falhas Baseada em p-Cycle FIPP,” Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos (SBRC), 2014 Simpósio Brasileiro de , vol., no., pp.369,375, 5-9 May 2014
- OLIVEIRA, H. M. N. S.; Fonseca, N. L. S. da , “Algorithm for FIPP p-cycle Path Protection in Flexgrid Networks,” IEEE Global Communications Conference, 2014.
- OLIVEIRA, H. M. N. S.; Iyad Katib; Fonseca, N. L. S. da; Deep Medhi, “Comparison of Network Protection in three-layer IP/MPLS-over-OTN-over-DWDM Networks”, IEEE Global Communications Conference, 2015. (A SER SUBMETIDO)

1.3 Organização da Tese

Todos os estudos apresentados nessa dissertação tem como característica principal apresentar esquemas eficientes para o problema de sobrevivência em redes ópticas.

Os próximos capítulos estão organizados da seguinte forma: O capítulo 2 descreve o referencial teórico utilizado. O capítulo 3 analisa a sobrevivência para redes ópticas multicamadas IP sobre OTN sobre WDM . O capítulo 4 apresenta o estudo de sobrevivência para redes ópticas elásticas. O capítulo 5 apresenta as conclusões e trabalhos futuros.

Capítulo 2

Referencial Teórico

Neste capítulo, são apresentados conceitos básicos sobre redes ópticas com multiplexação por comprimento de onda e redes ópticas elásticas. São apresentados conceitos básicos sobre redes multicamadas sobre redes de transportes ópticos. São descritos mecanismos de proteção em redes ópticas e a técnica de proteção *p-cycle*.

2.1 Redes Ópticas

Para lidar com a crescente demanda de tráfego na internet, as redes de transporte que utilizavam cabos metálicos para transmissão, passaram a usar cabos de fibras ópticas.

2.1.1 Redes Ópticas WDM

Na evolução das redes ópticas, a tecnologia WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) fez avanços ao proporcionar a multiplexação por comprimento de onda, o que permite aumentar consideravelmente a capacidade de transmissão da fibra. A WDM permite a transmissão de diversos sinais simultaneamente através da fibra óptica, enviando cada um desses sinais em um comprimento de onda distinto, ou seja, realizando a multiplexação por comprimento de onda [35]. A tecnologia WDM possui algumas variações, entre elas o DWDM (*Dense Wavelength Division Multiplexing*) e o CWDM (*Coarse Wavelength Division Multiplexing*). Nas redes CWDM, o espectro é dividido em grandes blocos, nas redes DWDM o espectro é dividido em blocos menores. O DWDM coloca mais de 40 canais no mesmo intervalo de frequência usado em dois canais CWDM. Em uma mesma fibra, pode-se utilizar essas duas tecnologias.

Para o estabelecimento de uma comunicação entre um par de nós de uma rede óptica WDM é necessário construir um caminho óptico fim-a-fim. Cada caminho óptico utiliza uma rota e um comprimento de onda. O problema da escolha de uma rota e um

comprimento de onda adequado para cada caminho óptico é conhecido como RWA - Routing and Wavelength Assignment. Os algoritmos de RWA têm por objetivo minimizar a probabilidade de bloqueio de novas conexões em uma rede óptica transparente.

A tecnologia WDM permite a existência de uma grande quantidade de canais em uma única fibra óptica. Cada canal opera a uma velocidade de cerca de Gbit/s, a capacidade total de um enlace WDM pode chegar a taxas de transmissão da ordem de Tbit/s. As redes WDM empregam uma alocação de espectro de tamanho fixo, denominado de comprimento de onda, sendo que um espectro de banda de guarda, separa dois comprimentos de onda. A capacidade de um comprimento de onda fixo acomoda diferentes demandas de banda passante. Isso leva à subutilização do espectro uma vez que as demandas raramente coincidirão com a capacidade exata de um comprimento de onda [37].

Objetivando a eficiência de utilização da banda passante as redes ópticas WDM com capacidade de agregação permitem que vários fluxos de tráfego compartilhem a banda passante de um caminho óptico. Na literatura esse problema é tratado como agregação de trafego, objetivando o provisionamento eficiente das conexões com taxas de transmissão diversificadas e inferiores à capacidade do canal.

Apesar das redes WDM apresentarem alguma flexibilidade na alocação de recursos, sua granularidade de alocação grosseira só pode melhorar o problema de uma forma limitada. Tal rigidez, recentemente motivou o surgimento de redes de caminhos ópticos elásticos com espectros em fatia (redes ópticas elásticas).

2.1.2 Redes Ópticas Elásticas

Nos últimos anos, tem crescido a busca por uma tecnologia de rede óptica sem a grade fixa de comprimentos de onda, também chamada *gridless*, tal tecnologia deve conter largura de banda dos caminhos ópticos flexíveis, isto é, estes podem aumentar e diminuir livremente de acordo com o volume de tráfego e as requisições do usuário.

O conceito de redes flexíveis foi introduzido em [20] e estas redes são também chamadas, na literatura, como redes de caminhos ópticos elásticos, ou ainda, redes ópticas elásticas, ou ainda, redes *flexgrid*.

Nelas, o espectro da fibra é tratado como um recurso “quase - contínuo”, possibilitando uma utilização mais eficiente do mesmo. Basicamente, o caminho óptico pode ser alocado em intervalos contínuos de frequência e deve ser separado de outros caminhos ópticos por uma banda de guarda, denominada de *Filter Guard Band* (FGB). O espectro é um conjunto de slots de frequência tipicamente de 6,25 GHz ou 12,5 GHz.

Dada a introdução de novos elementos e de uma nova forma do uso do espectro, novos conceitos de roteamento, gerenciamento, agrupamento de tráfego, restauração, proteção devem ser redefinidas para essa nova tecnologia de multiplexação.

Para as redes ópticas elásticas, o tradicional algoritmo de roteamento e atribuição de comprimentos de ondas (RWA), utilizado em redes WDM não é mais aplicável, necessitando de um novo algoritmo: o RSA. No RSA, a tradicional restrição de continuidade do comprimento de onda das redes WDM é transformada em uma restrição de continuidade do espectro. Uma conexão necessitando de uma determinada capacidade deve ser satisfeita atribuindo um certo número de slots contínuos de uma subportadora.

Para atender às necessidades futuras da arquitetura de redes ópticas elásticas foram propostas várias arquiteturas de rede na literatura.

OFDM é uma tecnologia de transmissão de multiportadora que transmite uma corrente de dados de alta velocidade divididos em vários canais de dados paralelos de baixa velocidade.

A arquitetura Slice (Spectrum-Sliced Elastic Path Network Optical) é baseada em OFDM. Utiliza características de multiplexação de sub-portadora e de atribuição de espectro flexíveis da tecnologia OFDM. Slice suporta taxas de dados de super-comprimento de onda (um caminho óptico que transporta o tráfego a uma taxa de dados que está além da capacidade de um único comprimento de onda/transponder).

A arquitetura de rede FWDM é capaz de atribuição dinâmica de recursos de rede no espectro óptico. Ele suporta a eficiência do espectro otimizado através de redes de canais elásticos e atribuição de espectro flexível para diferentes taxas de dados. Enquanto FWDM tem um conceito semelhante de atribuição de espectro flexível e caminho óptico variável de dados como slice, a sua principal diferença é que FWDM evoluiu a partir da arquitetura de rede WDM atual, permitindo a modulação de portadora única, bem como a modulação múltipla baseado em esquemas OFDM. Semelhante ao slice, os nós da rede precisam ser atualizados para spectrum- WXC's variáveis na arquitetura FWDM e suas tecnologias de planejamento de rede são equivalentes, em geral.

A arquitetura de rede óptica da taxa de dados elástico utiliza um único tipo de nova taxa de transponder-sintonizável que pode funcionar a várias taxas de dados em todos os tipos de tráfego. Esta rede óptica elástica fornece soluções similares como WDM com taxa de linha mista (MLR), mas com uma maior flexibilidade, uma vez que simplifica o desenho da rede e permite a partilha de recursos para diferentes serviços de taxas de dados. Esta arquitetura de rede óptica elástico pode empregar tecnologias múltiplas e multiplexação de portadora única, enquanto que ele difere do SLICE e FWDM usando uma atribuição do espectro da rede fixa. Mesmo que isso implica a total compatibilidade com a arquitetura de rede WDM atual, ele não consegue atingir alojamento de espectro flexível e de alta eficiência de espectro.

Neste trabalho abordaremos uma arquitetura de redes ópticas elásticas baseada em OFDM, pela sua flexibilidade para suportar demandas de tráfego heterogêneo e alta eficiência de espectro.

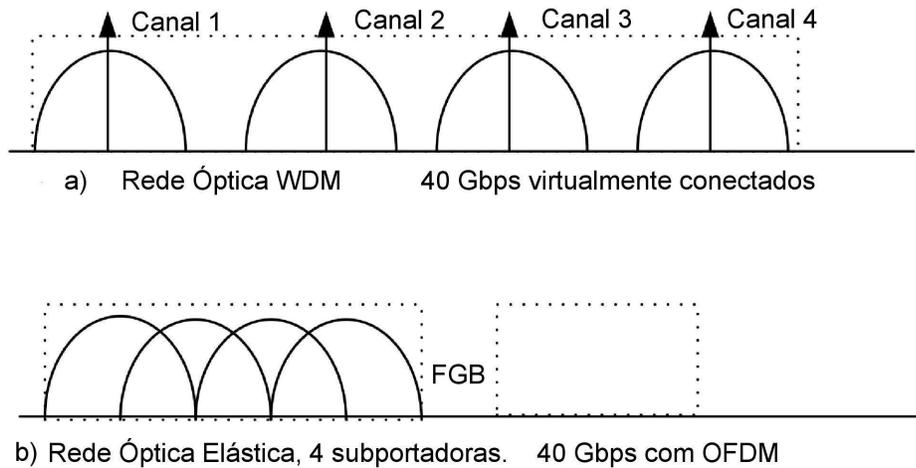


Figura 2.1: Espectro de redes ópticas, a) WDM e b) elástica.

A Figura 2.1(a) ilustra a alocação de canais WDM, espaçados uniformemente, em que cada canal óptico tem uma capacidade de 10 Gbps. Usando a tecnologia de modulação OFDM, a largura do canal é dividida em muitas subportadoras que enviam dados independentemente, ver Figura 2.1(b). As subportadoras compactam bastante o domínio da frequência, assim, os sinais de cada portadora se estendem para as adjacentes. Contudo, a resposta em frequência de cada subportadora é projetada de modo que seja zero no centro das subportadoras adjacentes, sendo mostradas em suas frequências centrais sem interferências de seus vizinhos.

2.2 OTN - *Optical Transport Network*

OTN é um conjunto de elementos de rede óptica conectados por enlaces de fibra óptica, capazes de fornecer a funcionalidade do transporte, multiplexação, comutação, gestão, supervisão e capacidade de sobrevivência dos canais ópticos que transportam sinais de cliente [59]. Um exemplo da estrutura de uma rede de transporte óptico é mostrado na Figura 2.2.

A crescente necessidade por banda incentivou a criação da recomendação G.709 OTN, pela ITU-T, que define interfaces de rede para enlaces de fibra óptica de até 40Gbps [15]. A recomendação G.709 foi construída a partir da experiência das redes SONET e SDH,

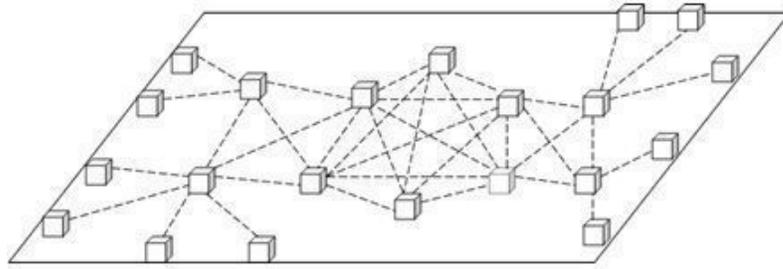


Figura 2.2: Exemplo da estrutura de uma rede de transporte óptico

para redes de fibra óptica de próxima geração [52]. Foram adicionados alguns elementos nessa recomendação para propiciar o aumento do desempenho das redes e reduzir custos. O elemento mais importante para a criação desta nova recomendação é a inclusão de mecanismos de controle de erros mais robusto, o que possibilita transmissões sem erros em enlaces longos de fibra óptica.

Detecção de erros é um mecanismo em que o receptor é apenas capaz de detectar a presença de erros em uma mensagem recebida. A detecção de erros e a correção de erros são chamadas, de uma maneira geral, de controle de erros. O controle de erros tem um papel significativo na evolução dos sistemas de telecomunicações e de armazenamento digital [50].

A recomendação G.709 define um quadro contendo três campos: *overhead*, *payload* e FEC. O campo *overhead* provê funções de monitoramento, gerenciamento e proteção de roteamento em canais ópticos, o campo *payload* pode transportar dados úteis provenientes de diversos protocolos, e o campo FEC possui informações redundantes codificadas para realizar a correção de erros no momento da recepção da mensagem. A codificação de canal adotada pela recomendação G.709 é o RS, que possui excelentes propriedades de correção de erros e é usada na maioria dos sistemas que aplicam correção de erro na atualidade [54].

O algoritmo RS utiliza o conceito de campos finitos, também conhecidos como campos de Galois, e seus algoritmos baseiam-se em cálculos de polinômios. Mensagens são vistas como polinômios pertencentes a um campo finito pré-determinado. Códigos RS pertencem a uma classe de códigos corretor de erro, chamada de códigos cíclicos não binários [54], pois sua construção é orientada à símbolos de m bits, onde m pode ser qualquer inteiro positivo maior que 2, normalmente 8, para aplicações de comunicação de dados, no qual cada símbolo representa um byte.

OTN foi projetado para fornecer suporte para redes ópticas com multiplexação por divisão de comprimento de onda (WDM) ao contrário de seu antecessor SONET/ SDH, uma característica distintiva do OTN é o transporte de qualquer sinal digital independente dos aspectos específicos do cliente.

As redes OTN são estruturadas em camadas que são subdivididas em várias subcamadas, de forma que cada subcamada é responsável por serviços específicos e é ativada em seus pontos de terminação [21] [25]. A norma OTN permite que múltiplos canais ópticos sejam transportados simultaneamente pela mesma fibra. Cada canal óptico é formado por uma estrutura digital composta pela carga do usuário, cabeçalhos e código de erros. Esta estrutura é dividida em várias camadas, formando a hierarquia OTN [25]. O esquema “A” da Figura 2.3 mostra as várias camadas da hierarquia OTN. As camadas OPU, ODU e OTU são processadas no domínio eléctrico. O OPU engloba o sinal do cliente (que pode ser SDH, SONET, IP, Gigabit Ethernet, etc) e permite pequenos ajustes do ritmo de transmissão. Esta camada é mapeada na fonte, desmapeada no destino e não é alterada pela rede. O ODU é formado pelo OPU e um cabeçalho que permite a monitorização dos dados transportados ao longo da rede. O OTU acrescenta o FEC e um pequeno cabeçalho ao ODU. Por último, a estrutura OTU é convertida para o domínio óptico, formando o canal óptico OCh [26]. Cada canal óptico é transportado por um comprimento de onda OCC, à semelhança do que acontece no DWDM. O esquema “B” da Figura 2.3 mostra a divisão das camadas OTN do ponto de vista da rede de transporte. A camada OCh está relacionada com a construção do canal óptico a partir do sinal de cliente e como tal está associada ao processamento no domínio eléctrico. A camada de multiplexagem óptica OMS está associada a dispositivos ópticos que fazem encaminhamento de canais no domínio óptico (OADM, OXC). A camada de transmissão óptica OTS está associada a dispositivos como regeneradores 3R, que permitem o transporte do sinal óptico a longas distâncias. Devido à falta de consenso nas implementações, as camadas OTS e OMS ainda não estão definidas por normas do ITU-T. Para efeitos práticos apenas estão definidas 4 camadas, são elas o OPU, ODU, OTU e OCh [26].

Na presente dissertação, será dado ênfase para a subcamada ODU, que fornece (1) monitoramento de conexão paralela, (2) supervisão de caminho fim-a-fim, (3) adaptação de dados do cliente, que pode ser de diversos formatos, tais como, IP, Ethernet, SONET e assim por diante. A subcamada ODU define atualmente cinco taxa de bits, ou seja, 1,25, 2,5, 10, 40 e 100 Gbps, que são referidos como ODU k ($k = 0, 1, 2, 3, 4$), respectivamente. A Tabela 2.1 mostra as taxas e como estas se distribuem em um comprimento de onda, assumindo que cada comprimento de onda é de 100 Gbps).

É possível misturar taxas mais baixa para compor uma taxa mais elevada. Por exemplo, ODU 1 s e ODU 2 s podem ser multiplexados em um ODU 3 , mas para reduzir a complexidade global da rede apenas uma fase de multiplexação é permitido. Por exemplo, é possível efetuar a multiplexação de ODU $1 \rightarrow$ ODU 2 ou ODU 1 e ODU $2 \rightarrow$ ODU 3 , mas não ODU $1 \rightarrow$ ODU $2 \rightarrow$ ODU 3 .

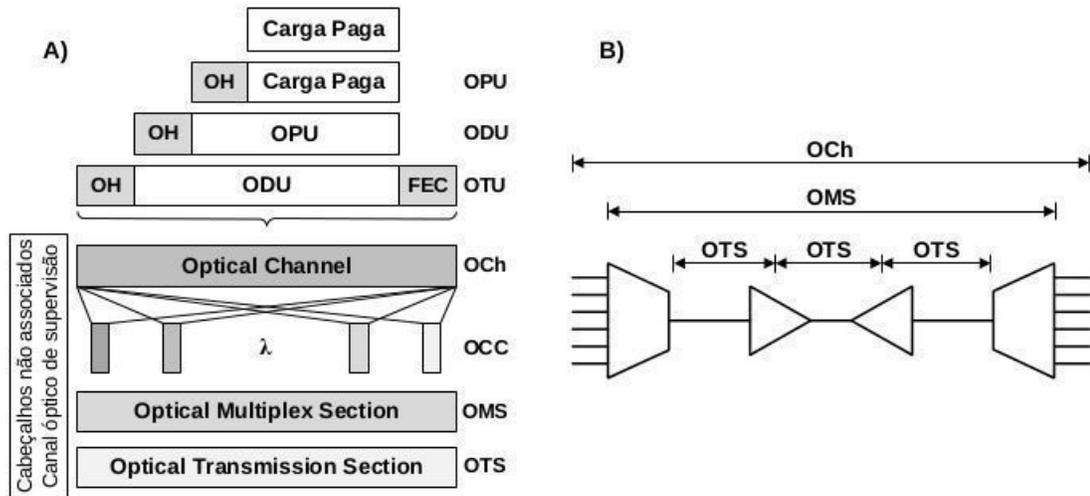


Figura 2.3: Hierarquia OTN conceitual (A) e do ponto de vista da rede de transporte (B)

Tabela 2.1: Sinais OTN, velocidade e multiplexação

Sinal U_k	Largura de Banda (Gbps)	Maximo U_k s em um comprimento de onda
U_0	1,25	80
U_1	2,5	40
U_2	10	10
U_3	40	2
U_4	100	1

As regras de multiplexação são definidos como se segue: 2 ODU 0 podem ser multiplexados em um ODU 1 , até 4 ODU 1 podem ser multiplexados em um ODU 2 , até 4 ODU 2 podem ser multiplexados em um ODU 3 , e 2 ODU 3 podem ser multiplexados em um ODU 4 . Além disso, até 80 ODU 0 s, 40 ODU 1 s, 10 ODU 2 s ou 2 ODU 3 s podem ser multiplexados em um ODU 4 .

A camada de OTN, como uma camada intermediária entre a camada IP/ MPLS e a camada DWDM, separa a topologia lógica da física, tornando-a mais flexível, possibilitando que cada camada seja acessada e modificada individualmente sem ter que modificar outras partes. Roteadores de núcleo conectam sobre topologia lógica enquanto OTN-sobre-DWDM fornece conexões baseadas na topologia física [47].

2.3 Redes Multicamadas

As redes de comunicações podem ser modeladas por uma pilha de camadas, tendo funcionalidades e escopos bem definidos [47]. O termo multicamada descreve uma abstração que engloba tanto os conceitos de múltiplos níveis quanto de multitecnologia [31].

As funcionalidades de redes permitem o processo de redirecionamento de tráfego para contornar elementos em falha. Este processo também ocorre em redes de várias camadas, ou seja, quando componentes de redes de várias camadas estão interligados constituindo uma rede multicamada. O redirecionamento em redes multicamadas é realizado tanto entre camadas diferentes quanto na mesma camada [47].

Resiliência em multicamadas implica na oportunidade de selecionar mecanismos de resiliência em camadas diferentes, considerando ao mesmo tempo interdependências entre as camadas [31].

A multiplexação de vários canais em uma única fibra-óptica torna a rede óptica mais sensível ao evento de uma falha, pois a interrupção de uma única fibra pode interferir no serviço oferecido por diversas conexões. Neste contexto, a sobrevivência a falhas em redes ópticas é quesito essencial no projeto e operação destas redes. A sobrevivência à falhas é a capacidade de uma rede não prejudicar ou não interromper as conexões de seus usuários quando ocorrer a falha de algum recurso da rede [7]. Nas redes ópticas em malha, os mecanismos que oferecem sobrevivência à falhas, também, denominados mecanismos de sobrevivência, são classificados, basicamente, em dois tipos: (i) proteção, que pré-computam e pré-aloçam os recursos de recuperação; e (ii) restauração, que computam os recursos de recuperação de maneira reativa apenas quando ocorrer falhas [4].

Sobrevivência de redes multicamadas engloba dois objetivos: (1) maximização da proteção da rede e, (2) redução do custo dos recursos da rede. Vários mecanismos de sobrevivência têm sido discutidos na literatura para redes com duas camadas [24]. A abordagem mais tradicional é a proteção redundante. Nesta, a capacidade não utilizada da camada superior é duplamente protegida, na camada superior, e na camada inferior. Tal abordagem leva a uma má utilização do recurso da rede. Pode-se conseguir uma redução de custo, se a capacidade de proteção (reserva) da camada superior é deixada desprotegida na camada inferior [25] [21] [22].

2.4 Mecanismos de Proteção

As fibras óptica podem ser implantadas em cabo subterrâneos, aéreos ou marítimos. Em todos estes casos, a conexão óptica é vulnerável à cortes de cabos. Mecanismos devem ser desenvolvidos para aumentar a confiabilidade dos serviços que fazem uso dessas redes. Dessa forma, com exceção da proteção 1+1, quando uma fibra óptica sofre um corte, as

conexões que faziam uso dessa fibra devem ser re-roteadas, a fim de que a duração da interrupção do sinal seja a menor possível [45].

Existem diferentes métodos de se prover proteção em redes ópticas, tendo em comum a reserva de recursos para recuperação de uma conexão no caso de falha. Os métodos de proteção podem ser classificados da seguinte forma [45]:

i) Proteção de Enlaces :

A proteção de enlace utiliza recursos alternativos apenas para o enlace em falha. Os demais enlaces da rota primária que não sofreram falhas continuam sendo utilizados. Para isso, é necessário que haja uma rota alternativa para cada enlace da rota primária, ou seja, cada um dos enlaces utilizados por caminhos primários em uma rede é protegido de forma independente [45].

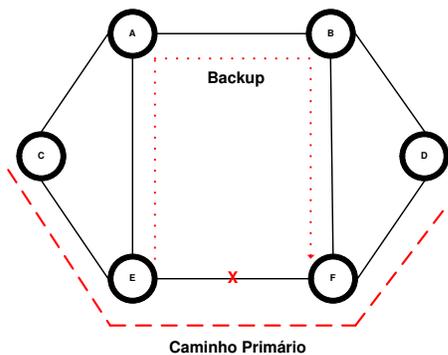


Figura 2.4: Proteção de Enlace

A Figura 2.4, ilustra esse mecanismo. A seta tracejada representa um caminho, a seta pontilhada representa um caminho de recuperação de uma falha denotada por um “X”. No caminho primário C - E - F - D ocorreu uma falha em um de seus enlaces (E - F), que tinha como rota alternativa E - A - B - F. Quando ocorrer a restauração do enlace, a conexão terá seus dados transmitidos por um novo caminho: a rota C - E - A - B - F - D.

ii) Proteção de Caminhos :

Nesta abordagem, cada um dos caminhos tem sua própria rota de proteção. Sendo assim, na ocorrência de uma falha em um enlace, não se tem uma proteção exclusiva. As estratégias de proteção de caminho são geralmente mais lentas do que a proteção de enlace, dado a necessidade de troca de todo o caminho ao invés de apenas contornar o enlace em falha o que demanda sinalização para restaurar o caminho como também implica em configurar um número maior de OXCs. Por outro lado, as estratégias de

proteção de caminho são mais eficientes em termos do número de recursos necessários para a sobrevivência quando comparadas com a proteção de enlace [45].

bls A Figura 2.5 ilustra esse tipo de proteção. A seta tracejada representa um caminho, a seta pontilhada representa um caminho de recuperação de uma falha denotada por um “X”. O caminho primário C - E - F - D sofreu uma falha no mesmo enlace E - F. Todo o caminho estava protegido pelo backup C - A - B - D, sendo assim, após a restauração, a conexão cessa sua transmissão pelos enlaces do caminho anterior e passa a ser transmitida pela nova rota.

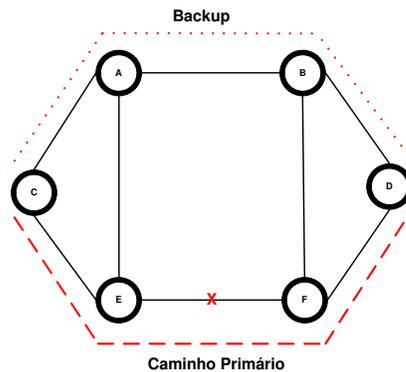


Figura 2.5: Proteção de Caminho

i) Proteção de Segmento :

Na proteção de segmento ou ainda proteção do subcaminho, apenas subcaminhos com um número K de enlaces, a determinar, são protegidos como rotas secundarias. A Figura 2.4, ilustra um exemplo de proteção de segmento, sendo que o numero de enlaces protegidos podem variar.

2.5 *p-Cycle*

O *p-cycle* é um esquema de proteção em que a capacidade reservada é pre-conectada e forma estruturas em anel para proteção de redes em malha [2]. *p-Cycles* fornecem proteção semelhante a proteção fornecida por BLSR, que é considerado uma generalização do esquema de proteção 1:1 [27]. A diferença fundamental entre *p-cycle* e proteção em anel é a proteção de enlaces transzonais, que são enlaces que não estão no anel (ciclo) e cujos os dois nós finais estão no ciclo. Esta propriedade melhora a eficiência de proteção dos *p-cycles*. Outra propriedade importante é a ausência da necessidade de caminhos para

comporem rotas em anel, a fim de serem protegidos. *p-Cycles* provêm rápida restauração pois são pré-conectados [48].

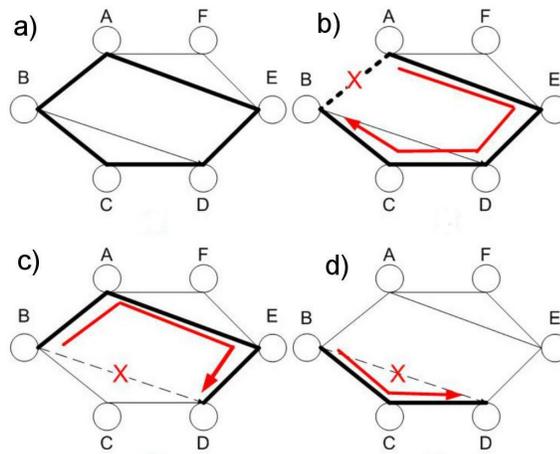


Figura 2.6: Exemplo de *p-cycle*

A Figura 2.6 ilustra o conceito de *p-cycle*. Uma linha simples representa um enlace, um ciclo em negrito representa o *p-cycle* e a seta representa o caminho de recuperação de uma falha denotada por um “X”. Na Figura 2.6(a), A-B-C-D-E-A é um *p-cycle* que usa a capacidade reservada nos enlaces de proteção. Quando o enlace A-B falha, a proteção é provisionada como ilustrado na Figura 2.6(b). Quando o enlace transzonal B-D falha, cada *p-cycle* proporciona dois caminhos alternativos como mostram as Figuras 2.6 (c) e 2.6(d). Enlace transzonal são enlaces que seus nós estão no *p-cycle*, mas não fazem parte dele.

2.5.1 Tipos de *p-Cycle*

Os vários *p-cycles* discutidos na literatura foram nomeados com base na sua relação estrutural com a rede e o tipo de proteção fornecida por eles.

De acordo com a relação estrutural eles podem ser classificados como [2]:

- *p-Cycle* hamiltoniano - *p-cycle* que passa por todos os nós da rede apenas uma vez.
- *p-Cycle* simples - *p-cycle* que não passa por qualquer nó ou extensão mais de uma vez.
- *p-Cycle* não simples - *p-cycle* que passa através de um nó por mais de uma vez.

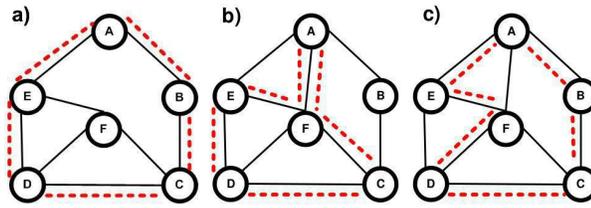


Figura 2.7: Exemplos de *p-cycles* de acordo com sua relação estrutural

Na Figura 2.7, o ciclo destacado representa um *p-cycle*, na Figura 2.7(a) é possível observar um *p-cycle* simples, pois o *p-cycle* passa no máximo uma vez por cada nó, na Figura 2.7(b) é possível observar um *p-cycle* não simples pois o *p-cycle* passa duas vezes pelo nó F. Por fim na Figura 2.7(c) é possível observar um *p-cycle* hamiltoniano pois o *p-cycle* passa apenas uma vez por todos os nós da rede.

De acordo com relação de proteção, eles podem ser classificados como [2]:

- *p-Cycle* ao redor do nó: passa através dos nós adjacentes do nó que falhou, mas não através do nó falho em si.
- *p-Cycle* de enlaces - o *p-cycle* simples que fornece proteção de enlace.
- *p-Cycle* de fluxo - fornece proteção para o segmento de caminho situado no *p-cycle*.
- *p-Cycle* de proteção de caminho com independência de falha - pode proteger o caminho completo, tendo o nó fonte e o nó de destino situado no *p-cycle*.

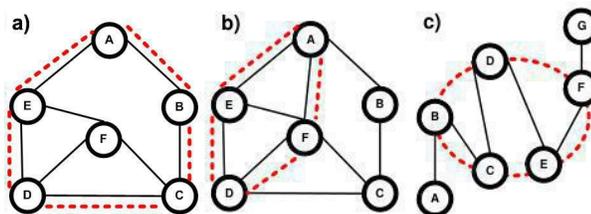


Figura 2.8: Exemplos de *p-cycle* de acordo com a sua relação de proteção

Na Figura 2.8(a), o ciclo destacado representa o *p-cycle* ao redor do nó. O nó F representa um nó falho, O *p-cycle* passa não só pelos nós adjacentes ao nó falho F, como também pelo nó A que não é um nó falho. Na Figura 2.8(b), o ciclo destacado representa o *p-cycle* de enlaces protegendo os enlaces AF, AE, FD e DE e o enlace transzonal EF. Na Figura 2.8(c) o ciclo em destaque representa o *p-cycle* de fluxo, os nós A e G representam os nós fonte e destino, respectivamente, os nós B e F representam a intersecção protegida

pelo *p-cycle*, os nós entre os dois nós de intersecção representam o fluxo ou segmento. O *p-cycle* de fluxo é capaz de garantir proteção entre dois nós dentro de um segmento ou fluxo.

2.5.2 *p*-Cycle FIPP

Nessa dissertação, ênfase será dada ao *p-cycle* de Proteção de Caminho com Independência de Falha (FIPP), proposto em [28][16]. *p-Cycles* FIPP fornecem proteção de caminhos para caminhos com nós finais sobre o *p-cycle*.

FIPP é uma extensão do conceito de *p-cycle* que permite que falhas não sejam necessariamente limitadas a um enlace ou segmento de caminho imediatamente adjacente aos nós terminais. FIPPs baseiam-se em diferentes “caminhos de trabalho” e de “*backup*”, e proporciona a vantagem de que a detecção de falha é independente da localização da falha, ou seja, é “independente de falha”. Tal propriedade é vantajosa quando a localização da falha é lenta ou difícil, como em redes transparentes e translúcidas [28].

A Proteção por compartilhamento de caminhos de reserva (SBPP) propostas para redes baseadas em sinalização IP também tem a propriedade de falhas independentes. No entanto, a principal diferença entre SBPP e FIPP é que em SBPP o caminho de *backup* precisa ser determinado em tempo real, em caso de falha, o que pode levar a adoção de um caminho de restauração sem a qualidade de transmissão adequada. Por outro lado, em FIPP, caminhos de proteção pre-conectado são muito importantes para assegurar a proteção desejada. Além disso, SBPP exige uma extensa base de dados, devido à necessidade de todos os nós terem conhecimento da capacidade global, topologia e compartilhamento de caminho de *backup*.

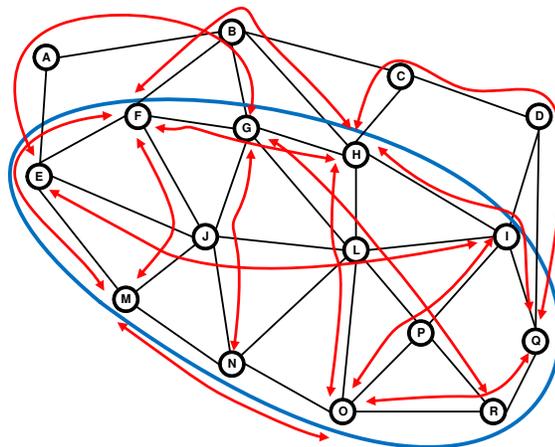


Figura 2.9: Exemplo de *p-cycle* FIPP

A Figura 2.9 ilustra o conceito de *p-cycle* FIPP. Na Figura 2.9, o ciclo em destaque EFGHIQRONM representa o *p-cycle* e as setas mostram os vários caminhos que são protegidos. Nesses caminhos, estão tanto enlaces transzonais quanto enlaces do próprio *p-cycle*. Pode-se observar que um único *p-cycle* protege um conjunto de catorze caminhos mutuamente excludentes e que possuem seus nós de extremidade no *p-cycle* de caminho.

2.6 Resumo Conclusivo

Neste capítulo, foram apresentados conceitos básicos sobre redes ópticas com multiplexação por comprimento de onda e redes ópticas elásticas. Foi apresentado o problema de roteamento e alocação de comprimento de onda (RWA), bem como, o problema de roteamento e alocação de espectro (RSA). Foram apresentados conceitos básicos sobre redes multicamadas sobre redes de transportes ópticos, cujos conceitos são fundamentais para a compreensão do problema estudado. Finalmente foram descritos mecanismos de proteção em redes ópticas e a técnica de proteção *p-cycle*.

Capítulo 3

Proteção em Redes Ópticas Multicamadas IP/MPLS sobre OTN sobre DWDM

Com o contínuo crescimento de tráfego a sobrevivência em redes multicamadas tem sido um importante tópico de pesquisa nos últimos anos. Sobrevivência em redes, em geral, trata de uma rede que proporciona capacidade para recuperar o seu tráfego interrompido por uma falha de rede. Nos dias atuais, onde as empresas dependem fortemente de redes de computadores, falhas de rede podem afetar gravemente as suas receitas. Assim, a capacidade de sobrevivência de rede sempre foi um fator vital na concepção de redes de comunicação.

Em redes com duas camadas, tais como IP sobre WDM, um único mecanismo de recuperação pode ser fornecida em qualquer das camadas. Uma questão crítica que surge é onde o mecanismo de proteção deve ser fornecido? Os benefícios de proteção de camadas superiores são: (i) em caso de falha (na camada superior ou inferior), a rede pode ser totalmente recuperada, (ii) uma vez que a camada superior, muitas vezes traz serviços diferenciados, com diferentes requisitos de QoS, ele é geralmente mais fácil de oferecer a capacidade de sobrevivência diferenciada na camada superior. No entanto, a recuperação da camada superior tem algumas desvantagens: (i) o tempo de recuperação para a camada superior é geralmente maior do que o tempo de recuperação para a camada mais baixa, devido à natureza de IP, (ii) em caso de falha na camada inferior, existe uma grande quantidade de tráfego da camada superior afetado pela falha, caso em que é necessária uma grande quantidade de processo de recuperação na camada superior. Por outro lado, a recuperação da camada inferior tem algumas vantagens: (i) a recuperação é mais rápida do que a da camada superior, (ii) requer consideravelmente menos ações devido à granularidade mais grossa da camada inferior. A desvantagem, no entanto, é: (i) algumas

falhas (por exemplo, uma falha no roteador IP) não pode ser tratada pela camada inferior. Surge então a necessidade de um mecanismo de recuperação em cada uma das camadas da rede para recuperar diversas falhas na rede.

Em redes de duas camadas, como o IP-sobre- DWDM, ou seja, uma camada de tráfego sobre uma camada de transporte, os roteadores de núcleo são ligados diretamente aos sistemas WDM que fornecem links de fibra ponto-a-ponto. Um problema é que, quando uma demanda tem de viajar em múltiplos saltos é necessária um procedimento caro de conversão óptico-eletrônico-óptico nos roteadores intermediários. Outro problema é a má utilização da capacidade nesta arquitetura [3]. Outra questão é o reconhecimento de uma falha nas redes de fibra óptica, dado que esta é puramente óptica. OTN consiste de *cross-connects ópticos*(OXC's), DWDM permite migrar de uma rede ponto-a-ponto para uma rede totalmente óptica em que as funções de comutação são executados no domínio óptico. A camada OTN como uma camada intermediária entre a camada IP e a camada DWDM separa a topologia lógica da física. Os roteadores de núcleo conectados a topologia lógica e OTN sobre WDM proveêm conexão através da topologia física. Consequentemente, uma demanda que utilizaria muitos enlaces utilizará poucos enlaces sobre a camada OTN sobre WDM.

Neste capítulo, introduz-se um esquema de sobrevivência em três camadas, IP/ MPLS sobre OTN sobre DWDM, no qual apenas o fluxo normal de cada camada será 100% protegido contra uma falha de enlace. Nesta arquitetura, os equipamentos, conhecidos como *Label Switching Routers* (LSRs), na camada IP/MPLS estão fisicamente conectados a redes de transporte óptico através de conexões com Optical Cross-Connect (OXC's) que fornecem conexão por um meio de transmissão de fibra DWDM ao nível físico. Apresenta-se um modelo de capacidade de rede (normal e de proteção) e um estudo com base em vários parâmetros de rede. O projeto considera a camada OTN como uma camada distinta com restrições na subcamada ODU. Neste estudo, consideram-se vários valores de parâmetros de custo para cada camada e analisa-se o impacto de proteger cada camada bem como em toda rede. Tem-se como objetivo avaliar a camada mais adequada a ser protegida [21].

3.1 Trabalhos relacionados

Nesta seção, apresentam-se noções básicas para o entendimento do capítulo.

3.1.1 OTN

Trabalhos recentes têm considerado a OTN como uma nova tecnologia de camada de transmissão [5], [10] e [56].

A evolução OTN a partir do ponto de vista do usuário foi apresentada em [5], incluindo a história da rede de transportes, o papel da OTN, e as motivações e os requisitos para a evolução OTN. O artigo, também, discute o futuro da OTN. O artigo não apresenta nenhum estudo referente a utilização da OTN.

Foi relatado em [10] a cronologia das redes de transporte óptico, conforme definido pela ITU-T SG15 Q13. Apresenta-se as decisões iniciais que levaram à especificação da Recomendação G.8251 em 2001, que definiram os limites da rede OTN. O documento também apresenta o trabalho realizado desde 2001 para apoiar a evolução da Recomendação ITU-T G.709, que introduziu novos mapeamentos à OTN.

Foram discutidas em [56] as principais vantagens da OTN em relação ao SDH. O documento também discute os métodos de aplicação OTN em WDM e em Backbone de longa distância. Sugere-se, também, que a OTN é uma boa escolha para o futuro da rede de transmissão.

3.1.2 Redes Multicamadas

Redes multicamadas tem sido um tópico de bastante interesse na literatura nos últimos anos [8], [43], [53], [6], [23] e [24].

Foi apresentado em [8] um algoritmo para tráfego *grooming* em IP/MPLS sobre WDM, minimizando o custo total da rede e utilizando os recursos da rede de forma eficiente.

Foram analisados em [43] os desafios mais importantes suscitadas pelo problema de roteamento e atribuição de comprimentos de onda em redes IP sobre WDM utilizando GMPLS. Questionou-se o que seria o mais benéfico entre tentar estabelecer um novo caminho óptico para cada solicitação de conexão ou reaproveitar alguns *lightpaths* já existentes. Foram identificados os trade-offs fundamentais de ambas as abordagens.

Em [53], foram catalogados os paradigmas unificados de engenharia de tráfego. Discutiuse sua aplicabilidade e suas técnicas de aplicação. Mostrou-se que o GMPLS apresenta a vantagem de baixa complexidade operacional, e permite engenharia de tráfego para utilização eficiente dos recursos de rede.

Em [6], apresentou-se um estudo comparativo sobre proteção baseada em engenharia de tráfego e *grooming* em uma rede multi-camada.

Foi apresentado em [23] um modelo de otimização integrado a capacidade da rede para o planejamento operacional das redes multicamadas. Este foi o primeiro trabalho a considerar a camada OTN em uma arquitetura de três camadas. Introduce-se uma modelagem de redes em três camadas: IP/MPLS sobre OTN sobre DWDM. Foi apresentado um estudo exaustivo para quantificar a inter-relação entre as camadas através de uma mudança no custo unitário de elementos e modularidade de capacidade, juntamente com a demanda da rede. Analisou-se a inter-relação entre as camadas IP/MPLS e OTN, através

de estudo que considera vários parâmetros de custo de cada camada da rede afim de se avaliar o impacto em camadas.

Em [24] foi proposto uma heurística para resolver modelos para grandes redes. Foi feito uma análise de sensibilidade de parâmetros de custo de cada camada da rede bem como custo total da rede. Foi observado o impacto significativo do módulo de capacidade IP/MPLS em cada camada e em toda a rede.

3.1.3 Sobrevivência

Vários mecanismos de sobrevivência foram propostos para redes de duas camadas [12], [46], [30] e [21]. A abordagem mais tradicional é a proteção redundante.

Em [12], os métodos mais comuns de restauração e proteção disponíveis nas camadas IP e WDM foram discutidos. Descreve-se, também, uma heurística versátil baseado em têmpera simulada para otimizar o uso concorrente de restauração IP e esquemas de proteção WDM na mesma rede.

O trabalho em [46] considera falha única nas redes multicamada IP sobre WDM uma vez que são a forma predominante de falhas em redes ópticas. Duas técnicas de sobrevivência foram propostas, uma para proteção na camada WDM e a outra para restauração na camada IP.

Em [30], apresentaram-se dois problemas de projeto fornecendo proteção na camada WDM ou na camada IP.

Em [21], foi apresentado um modelo de otimização para proteção em rede com três camadas IP/MPLS sobre OTN sobre DWDM. O artigo forneceu um mecanismo de proteção em cada camada, considerando as limitações tecnológicas de cada camada. Foi apresentado uma heurística para reduzir a complexidade do problema e apresentou-se um estudo com base na variação de vários parâmetros de rede para entender os impactos desses parâmetros na capacidade de proteção e no custo total da rede.

3.2 Modelagem Matemática e Parâmetros

Esta seção descreve a notação utilizada, a descrição de cada parâmetro da modelagem, as restrições e a formulação matemática utilizada.

3.2.1 Notação

A notação utilizada na formulação dos problemas é mostrada nas Tabelas 3.1, 3.2 e 3.3.

Tabela 3.1: Lista de Índices

Índices:

$d = 1, 2, \dots, D$ par de demanda entre fonte e destino da camada IP/MPLS.
 $p = 1, 2, \dots, P_d$ caminho candidato para realizar a demanda d .
 $e = 1, 2, \dots, E$ enlaces da camada IP/MPLS.
 $q = 1, 2, \dots, Q_e$ caminho candidato da camada OTN para realizar a capacidade do enlace e .
 $g, l = 1, 2, \dots, G$ enlaces da camada OTN.
 $r = 1, 2, \dots, R_g$ caminhos candidatos de restauração do enlace g .
 $z = 1, 2, \dots, Z_g$ caminhos candidatos da camada DWDM para realizar a capacidade do enlace g .
 $v = 1, 2, \dots, V_g$ caminhos candidatos da camada DWDM para realizar a capacidade do enlace g .
 $f = 1, 2, \dots, F$ enlaces da camada DWDM.
 $k = 1, 2, 3, 4$. interface modular do enlace da camada OTN g .

Tabela 3.2: Lista de Constantes

Constantes:

h_d : Volume da demanda d .
 δ_{edp} : = 1 se enlace e pertence ao caminho p para demanda d ; 0 caso contrário.
 μ_{edp} : = 1 se enlace e pertence ao caminho de proteção p que protege o caminho da demanda d ; 0 caso contrário.
 γ_{geq} : = 1 se enlace g pertence ao caminho q para o enlace e ; 0 caso contrário.
 v_{fgz} : = 1 se enlace f pertence ao caminho z para o enlace g ; 0 caso contrário.
 θ_{fgz} : = 1 se enlace f pertence ao caminho de proteção para o caminho primário z para o enlace g ; 0 caso contrário.
 π_{fgz} : = 1 se enlace f pertence ao caminho v realizando capacidade do enlace g ; 0 caso contrário.
 Δ_{lgr} : = 1 se enlace l pertence ao caminho r restaurando a interface OTN k no enlace g ; 0 caso contrário.
 M : Tamanho do modulo da camada IP/MPLS.
 U_k : Tamanho do modulo da camada OTN.
 N : Tamanho do modulo da camada DWDM.
 η_e : Custo de uma unidade do modulo M no enlace e na camada IP/MPLS.
 β_{gk} : Custo de uma unidade do modulo U_k no enlace g na camada OTN.
 ξ_f :Custo de uma unidade do modulo N no enlace f na camada DWDM.

Tabela 3.3: Lista de Variáveis

Variáveis:
x_{dp} : Variável de fluxo IP/MPLS para demanda d alocada para caminho p .
m_{eq} : Variável de fluxo OTN alocada para o caminho q realizando capacidade normal no enlace e .
m'_{eq} : Variável de fluxo OTN alocada para o caminho q realizando capacidade de proteção no enlace e .
s_{gkz} : Variável de fluxo DWDM alocada para o caminho z no enlace g da interface k .
s'_{gkv} : Variável de fluxo DWDM alocada para o caminho v realizando capacidade de proteção no enlace g da interface k .
\bar{s}_{gkv} : Variável de fluxo DWDM alocada para o caminho v realizando capacidade de proteção no enlace g da interface k que realiza capacidade de proteção na camada IP/MPLS.
c_{gkr} : fluxo restaurando a capacidade normal da interface k do enlace g no caminho de restauração r .
u_{gkr} : Variável de fluxo binária associada com c_{gkr} .
y_e : Número de módulos M instalados no enlace e para capacidade normal na camada IP/MPLS.
\underline{y}_e : Capacidade de proteção no enlace e .
w_{gk} : Número de módulos U_k instalados no enlace g na camada OTN.
w'_{gk} : Número de módulos U_k instalados no enlace g na camada OTN para realizar capacidade de proteção na camada IP/MPLS.
\underline{w}_{gk} : Capacidade de proteção do enlace g .
b_f : Número de módulos N instalados no enlace f na camada DWDM.
\underline{b}_f : Capacidade de proteção no enlace f na camada DWDM.
b'_f : Número de módulos N para ser instalado no enlace f na camada DWDM para realização da capacidade de proteção da camada OTN.
b''_f : Número de módulos N para ser instalado no enlace f na camada DWDM para realização da capacidade da camada OTN que realiza a capacidade de proteção da camada IP/MPLS.

3.2.2 Descrição dos Parâmetros

Mecanismos de Proteção

Proteção de recursos pode ser realizado em diferentes camadas de uma rede com múltiplas camadas. Na nossa arquitetura, a camada IP/MPLS é protegida na camada subjacente OTN, que é protegido pela camada de DWDM. Assim, uma falha de uma camada inferior não pode ser vista pela camada superior. Por exemplo, a camada IP/MPLS não vê a falha no enlace OTN. Os mecanismos de proteção utilizados foram os mesmos de [21] para se obter uma melhor comparação. Apresenta-se, a seguir, a justificativa para a seleção dos mecanismos de proteção usados em cada camada da rede de múltiplas camadas.

Túneis MPLS podem ser configurados para transportar demandas para os diferentes tipos de demandas de tráfego que requerem diferentes requisitos de QoS. Assume-se que cada demanda IP d pode ser realizada ao longo de um único túnel principal fim a fim. Neste caso, um dos mecanismos de proteção adequados do ponto de vista do provedor de serviços é a proteção de caminho *hot-standby*. Neste método, uma demanda é transportada por apenas um caminho primário, enquanto que o caminho de proteção está reservado para utilização futura em caso de que o caminho primário falhe. Esta é uma técnica de proteção 1:1. Nota-se que a capacidade de proteção por um caminho não é compartilhada com a capacidade de proteção para outros caminhos.

Uma vez que cada enlace OTN transporta sinais U_k , utiliza-se uma proteção para cada U_k usando uma restauração de enlace no caminho. Neste mecanismo, toda a capacidade do U_k falho é restaurado em um único caminho entre os nós finais do enlace OTN falho.

Para a camada DWDM, provê-se proteção no nível do sinal de agregação. Um método comum de proteção, na camada lambda, é a proteção usando caminhos fixos de *back-up*. Neste método, uma cópia do sinal de dados é transmitida, respectivamente, sobre um caminho primário e um caminho de proteção com enlaces disjuntos e nós disjuntos. Com base na qualidade do sinal, o receptor pode tomar a decisão de aceitar uma das cópias do sinal. Esta é uma técnica de proteção 1+1.

Unidades de Custo

Na formulação do problema, defini-se η_e como o custo de uma unidade de módulo M da camada IP/MPLS do enlace e , referido, também, como o custo unitário de IP, ou simplesmente como IP-custo. O custo por Gbps desempenha um papel significativo na camada IP/MPLS. Para ilustrar, quando o IP-custo = 40 para os casos em que $M = 2,5$ Gbps e 10 Gbps, os custos por Gbps são, respectivamente, 16 e 4. Para transportar uma demanda de 10 Gbps em um enlace com $M = 2,5$ Gbps é mais custoso do que $M = 10$ Gbps, que necessitam, respectivamente, de 4 M s e 1 M . Do ponto de vista de custos,

quanto maior o tamanho de M melhor. No entanto, quanto maior o valor de M mais capacidade será necessária em cada camada.

Defini-se β_{gk} como o custo de uma unidade de capacidade do tipo de módulo U_k da camada OTN do enlace g , chama-se de custo unitário U_k para $k = 0, 1, 2, 3, 4$, ou simplesmente como U_k -custo. Na camada DWDM, ξ_f é o custo de uma unidade de capacidade do módulo N da camada DWDM do enlace f , referido como unidade de custo W da camada DWDM, ou simplesmente como W -custo. A tabela 3.4 resume os valores de custo utilizados em cada camada.

Tabela 3.4: Valores de custo em cada camada

Notação de custo:	Valores de Unidade de Custo
IP-custo (η_e)	5, 10, 20, 40
U_k -custo (β_{gk})	(Ukcr1) 2/4/8/16/32, (Ukcr2) 2/5/13/20/50, (Ukcr3) 2/6/18/54/162
W-custo (ξ_f)	140

Topologias utilizadas

Duas topologias realistas são utilizadas para testar a eficiência das formulações apresentadas neste capítulo. Demandas entre os LSRs na rede são gerados de acordo com o modelo de demanda em [11].

A topologia NSF pode ser visualizada na Figura 3.1, esta topologia consiste de 14 nós, no nosso caso de 3 camadas, tem-se uma topologia de 42 nós e 21 enlaces de fibra físico. Para esta topologia, o número total de demandas é 91 demandas bidirecionais assumindo uma demanda entre cada par LSR, na qual a demanda média é de 5 Gbps.

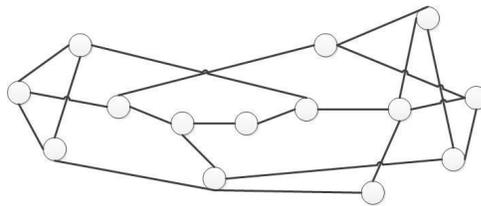


Figura 3.1: Representação da Topologia NSF

Mostra-se a topologia Metro na Figura 3.1. Esta topologia consiste de 23 nós. No caso de 3 camadas, tem-se uma topologia de 69 nós e 30 enlaces de fibra. Para esta topologia, o número total de demandas é 253 demandas bidirecionais, assumindo uma demanda entre cada par LSR, na qual a demanda média é de 5 Gbps.

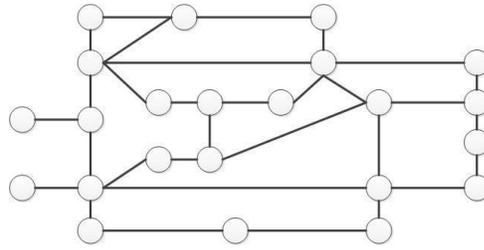


Figura 3.2: Representação da Topologia Metro

3.2.3 Restrições

Uma vez que a proteção será fornecida para a capacidade normal de cada camada, separam-se os componentes de capacidade em cada camada. Nas formulações, existem dois conjuntos gerais de restrições. O primeiro é o conjunto de restrições de viabilidade de capacidade, que garante que todos os fluxos roteados em um enlace específico não excedem a capacidade do enlace. O segundo é o conjunto de restrições de demanda que especifica como a capacidade de cada enlace da camada superior é realizado por meio de fluxo atribuídos aos seus caminhos candidatos a partir da lista de roteamento na camada inferior. No problema estudado, tem-se um grande número de variáveis discretas e restrições. Além disso, o problema é NP-difícil, uma vez que as formas mais simples de problemas de projeto de rede, como a alocação do fluxo de caminho único é NP-difícil [42]. Assim, nesta subseção apresentam-se as restrições utilizadas no estudo deste capítulo.

Fluxo IP/MPLS:

$$\sum_{p=1}^{P_d} x_{dp} = 1 \quad d = 1, 2, \dots, D \quad (3.1)$$

Viabilidade da capacidade normal IP/MPLS:

$$\sum_{d=1}^D h_d \sum_{p=1}^{P_d} \delta_{edp} x_{dp} \leq M y_e \quad e = 1, 2, \dots, E \quad (3.2)$$

Viabilidade da capacidade de proteção IP/MPLS:

$$\sum_{d=1}^D h_d \sum_{p=1}^{P_d} \mu_{edp} x_{dp} \leq M \underline{y}_e \quad e = 1, 2, \dots, E \quad (3.3)$$

Fluxo OTN realizando a capacidade normal IP/MPLS:

$$\sum_{q=1}^{Q_e} m_{eq} = y_e \quad e = 1, 2, \dots, E \quad (3.4)$$

Fluxo OTN realizando a capacidade de proteção IP/MPLS:

$$\sum_{q=1}^{Q_e} m'_{eq} = \underline{y}_e \quad e = 1, 2, \dots, E \quad (3.5)$$

Viabilidade da capacidade normal OTN:

$$M \sum_{e=1}^E \sum_{q=1}^{Q_e} \gamma_{geq} m_{eq} \leq \sum_{k=0}^4 U_k w_{gk} \quad g = 1, 2, \dots, G \quad (3.6)$$

Viabilidade da capacidade OTN da capacidade de proteção IP/MPLS:

$$M \sum_{e=1}^E \sum_{q=1}^{Q_e} \gamma_{geq} m'_{eq} \leq \sum_{k=0}^4 U_k w'_{gk} \quad g = 1, 2, \dots, G \quad (3.7)$$

Mecanismo de proteção OTN:

$$\sum_{r=1}^{R_g} c_{gkr} = w_{gk} \quad g = 1, 2, \dots, G \quad k = 0, 1, 2, 3, 4 \quad (3.8)$$

$$\sum_{r=1}^{R_g} u_{gkr} = 1 \quad g = 1, 2, \dots, G \quad k = 0, 1, 2, 3, 4 \quad (3.9)$$

$$c_{gkr} \leq U_k u_{gkr} \quad g = 1, 2, \dots, G \quad k = 0, 1, 2, 3, 4 \quad r = 1, 2, \dots, R_g \quad (3.10)$$

$$\sum_{r=1}^{R_g} \Delta_{lgkr} c_{gkr} \leq \underline{w}_{lk} \quad g = 1, 2, \dots, G \quad k = 0, 1, 2, 3, 4 \quad l = 1, 2, \dots, G \quad l \neq g \quad (3.11)$$

Fluxo DWDM realizando a capacidade normal OTN:

$$\sum_{z=1}^{Z_g} s_{gkz} = w_{gk} \quad g = 1, 2, \dots, G \quad k = 0, 1, 2, 3, 4 \quad (3.12)$$

Fluxo DWDM realizando a capacidade de proteção OTN:

$$\sum_{z=1}^{Z_g} s'_{gkv} = \underline{w}_{gk} \quad g = 1, 2, \dots, G \quad k = 0, 1, 2, 3, 4 \quad (3.13)$$

Fluxo DWDM realizando a capacidade OTN que realiza a capacidade de proteção IP/MPLS:

$$\sum_{z=1}^{Z_g} \bar{s}_{gkv} = w'_{gk} \quad g = 1, 2, \dots, G \quad k = 0, 1, 2, 3, 4 \quad (3.14)$$

Viabilidade da capacidade normal DWDM:

$$\sum_{g=1}^G \sum_{k=0}^4 U_k \sum_z^{Z_g} v_{fgz} s_{gkz} \leq Nb_f \quad f = 1, 2, \dots, F \quad (3.15)$$

Viabilidade da capacidade de proteção DWDM:

$$\sum_{g=1}^G \sum_{k=0}^4 U_k \sum_{z=1}^{Z_g} \theta_{fgz} s_{gkz} \leq Nb_f \quad f = 1, 2, \dots, F \quad (3.16)$$

Viabilidade da capacidade DWDM da capacidade de proteção OTN:

$$\sum_{g=1}^G \sum_{k=0}^4 U_k \sum_{v=1}^{Z_g kv} \pi_{fgz} s'_{gkv} \leq Nb'_f \quad f = 1, 2, \dots, F \quad (3.17)$$

Viabilidade da capacidade DWDM da capacidade OTN que realiza a capacidade de proteção IP/MPLS:

$$\sum_{g=1}^G \sum_{k=0}^4 U_k \sum_{v=1}^{Z_g kv} \pi_{fgz} \bar{s}_{gkv} \leq Nb''_f \quad f = 1, 2, \dots, F \quad (3.18)$$

Em nossos modelos assume-se que uma demanda IP d pode ser transportada sobre um simples par de caminhos primário e de proteção a partir do conjunto de caminhos candidatos P_d . Define-se x_{dp} como uma variável binária de decisão para selecionar o par de caminhos, (restrição 3.1). A restrição 3.2 é a restrição de capacidade de viabilidade dos fluxos normais encaminhados no enlace e em que M é a granularidade permitida de cada túnel MPLS. A variável δ_{edp} define se o enlace e pertence ao caminho principal P_{dp} transportando o fluxo normal da demanda d . A proteção na camada IP/MPLS é adquirida usando um caminho hot-standby para cada caminho primário. A restrição 3.3 é a restrição de viabilidade de capacidade dos fluxos de proteção no enlace e . A variável μ_{edp} define se o enlace e pertence ao caminho de proteção R_{dp} que protege o caminho principal P_{dp} . A restrição 3.4 é a restrição de demanda que especifica como a capacidade normal de cada enlace e da camada IP/MPLS é realizada por meio do fluxo m_{eq} e é alocado para os caminhos candidatos da lista de roteamento da camada OTN. A restrição de demanda de capacidade de proteção da camada IP/MPLS é similar à restrição 3.5. A restrição 3.6 é a restrição de viabilidade da capacidade da camada OTN. Esta restrição garante que todos os fluxos normais encaminhadas em cada enlace g da camada OTN não excede a sua capacidade alocada em módulos de tamanho U_k , que representam as cinco interfaces modulares de OTN. Da mesma forma, a restrição 3.7 é a restrição de viabilidade da capacidade de proteção da camada OTN. A proteção na camada OTN é obtida usando uma restauração de enlace no caminho. As Restrições 3.8 a 3.11 garantem que a

capacidade normal de cada enlace g pode ser restaurada usando somente a capacidade de proteção dos enlaces l restantes ($l \neq g$) em um único caminho de restauração r . A restrição 3.11 garante que a capacidade normal de cada interface OTN k pode ser restaurada usando apenas a capacidade de proteção dos enlaces l ($l \neq g$) restantes. As restrições 3.12 e 3.13 são as restrições de demanda da camada OTN sobre DWDM para a capacidade normal e de proteção, respectivamente. Elas especificam como a capacidade de cada interface k do enlace g da camada OTN é realizada por meio do fluxo atribuído aos seus caminhos candidatos a partir da lista de roteamento na camada DWDM. A restrição 3.14 é a restrição de demanda de OTN sobre DWDM para a capacidade OTN requerida para realizar a capacidade de proteção IP/MPLS. A proteção na camada DWDM é realizada usando caminhos de *back-up* fixos. As restrições 3.15 a 3.18 são as restrições de viabilidade da capacidade da camada DWDM. Elas garantem que a capacidade de cada enlace físico f não sejam excedidos pelos fluxos que usam estes enlaces.

3.2.4 Abordagens para se obter a solução do Problema

Nessa subseção, são apresentadas as abordagens para a solução do problema. Escolheram-se os mesmos métodos de proteção e mesmos valores de parâmetros encontrados em [24]. Em cada modelo, modificam-se as restrições e a função objetivo para corresponder ao projeto desejado. Para todos os modelos, η_e , β_{gk} e ξ_f são os pesos entre as três métricas associados com as três camadas. Os modelos são casos que tem apenas uma camada que fornece proteção. Os resultados, indicam quais características são vantajosas para proteger cada camada individualmente.

Experimentaram-se vários valores de parâmetros de rede para examinar como eles impactam a rede e o desempenho de cada camada. Os resultados indicam que, enquanto alguns valores dos parâmetros são melhores para otimizar o custo de uma camada específica, eles podem ser pior para outras camadas.

A Figura 3.3 mostra a forma como o problema foi abordado em [24]. Em primeiro lugar, tem-se uma capacidade normal e uma capacidade de proteção na camada IP/MPLS. Ambas devem ser realizadas pela camada OTN. Por sua vez, a capacidade normal da camada OTN possui uma capacidade de proteção. Então, todas as capacidades da camada OTN serão realizado pela camada DWDM. A capacidade normal da camada DWDM possui uma camada de proteção.

Em [24], a função objetivo é dado pela equação 3.19.

$$F = \sum_{e=1}^E \eta_e (y_e + \underline{y}_e) + \sum_{g=1}^G \sum_{k=0}^4 \beta_{gk} (w_{gk} + w'_{gk} + \underline{w}_{gk}) + \sum_{f=1}^F \xi_f (b_f + b'_f + \underline{b}_f + b''_f) \quad (3.19)$$

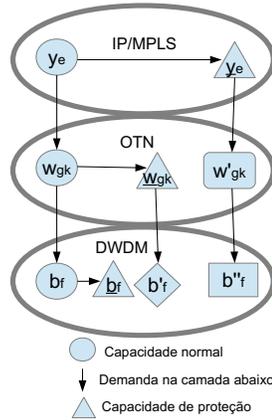


Figura 3.3: Abordagem do problema em [24]

Aborda-se o problema de três formas diferentes, (Figura 3.4). Estas foram denominadas Modelo-IP/MPLS (ou Modelo 1), Modelo-OTN (ou Modelo 2) e Modelo-DWDM (ou Modelo 3), respectivamente. Nos três modelos, o objetivo do projeto é minimizar o custo total de planejamento da rede para capacidade normal e de proteção. Nos três modelos, uma falha na camada acima não pode ser vista por uma camada abaixo.

No primeiro modelo, Figura 3.4a mostra a abordagem da solução do problema, a função objetivo deste problema é dado pela equação 3.20. Neste modelo, somente a camada IP/MPLS está protegida. Tanto a capacidade normal quanto a capacidade de proteção deve ser realizado pela camada OTN. A capacidade normal da camada OTN não está protegida, porém todos os recursos da camada OTN devem ser realizados pela camada DWDM.

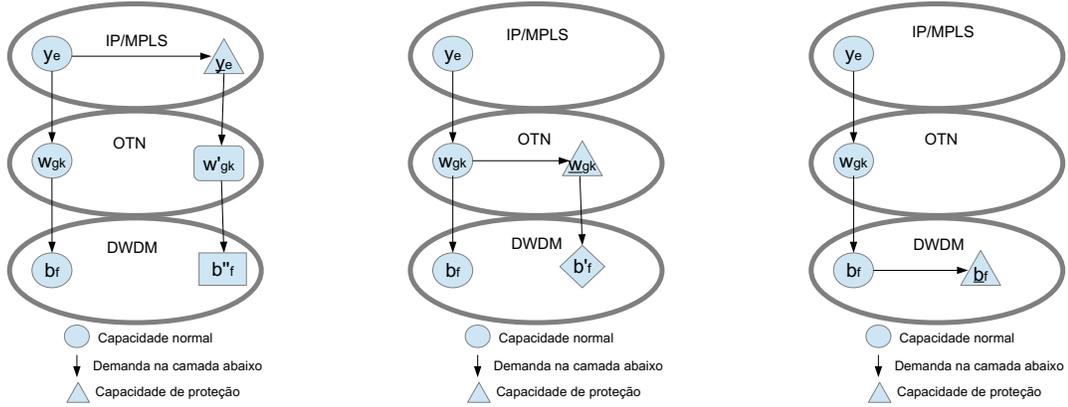
O modelo 1 é resolvido através da PLI 3.20.

Minimizar:

$$F = \sum_{e=1}^E \eta_e (y_e + \underline{y}_e) + \sum_{g=1}^G \sum_{k=0}^4 \beta_{gk} (w_{gk} + w'_{gk}) + \sum_{f=1}^F \xi_f (b_f + b''_f) \quad (3.20)$$

Quando a proteção é fornecida apenas na camada IP/MPLS são requeridas as seguintes restrições: 3.1, 3.2, 3.3, 3.4, 3.5, 3.6, 3.7, 3.8, 3.9, 3.10, 3.12, 3.14, 3.15 e 3.18, onde 3.3, 3.5, 3.7 e 3.18 são as restrições de capacidade de viabilidade da proteção da camada IP/MPLS.

No segundo modelo, a Figura 3.4b ilustra a abordagem da solução do problema. A função objetivo deste problema é dada pela equação 3.21. Apenas a camada OTN é protegida. Tem-se uma capacidade normal na camada IP/MPLS, que deve ser realizado pela camada OTN. Como a capacidade normal da camada OTN é protegida, tanto a



(a) Representação do Modelo 1 (Proteção IP/MPLS) (b) Representação do Modelo 2 (Proteção OTN) (c) Representação do Modelo 3 (Proteção DWDM)

Figura 3.4

capacidade normal quanto a capacidade de proteção tem de ser realizada pela camada DWDM.

O modelo 2 é resolvido através da PLI 3.21.

Minimizar:

$$F = \sum_{e=1}^E \eta_e y_e + \sum_{g=1}^G \sum_{k=0}^4 \beta_{gk} (w_{gk} + \underline{w}_{gk}) + \sum_{f=1}^F \xi_f (b_f + \underline{b}'_f) \quad (3.21)$$

Quando a proteção é provida somente na camada OTN são requeridas as restrições: 3.1, 3.2, 3.4, 3.6, 3.8, 3.9, 3.10, 3.11, 3.12, 3.13, 3.15 e 3.17, onde 3.11, 3.17 e 3.13 são as restrições de capacidade de viabilidade da proteção da camada OTN.

No terceiro modelo, a Figura 3.4c ilustra a abordagem de solução do problema, a função objetivo deste problema é dada pela equação 3.22. Apenas a camada DWDM está protegida. Tem-se uma capacidade normal na camada IP/MPLS, que deve ser realizada pela camada OTN, que por sua vez tem de ser realizada pela camada DWDM que está protegida.

O modelo 3 é resolvido através da PLI 3.22.

Minimizar:

$$F = \sum_{e=1}^E \eta_e y_e + \sum_{g=1}^G \sum_{k=0}^4 \beta_{gk} w_{gk} + \sum_{f=1}^F \xi_f (b_f + \underline{b}_f) \quad (3.22)$$

Para o modelo 3 quando a proteção é provida somente para camada DWDM são requeridas as seguintes restrições: 3.1, 3.2, 3.4, 3.6, 3.12, 3.15, e 3.16, onde 3.16 são as

restrições de capacidade de viabilidade da proteção da camada DWDM.

3.3 Avaliação de Desempenho

Nesta seção, mostra-se as soluções obtidas pelos modelos descritos anteriormente. São utilizadas duas topologias de rede para simulação, topologia NSF com 14 nós (Figura 3.1) e a topologia Metro (Figura 3.2) com 23 nós. Avalia-se o desempenho da rede a partir do custo da rede em função da capacidade normal e de proteção, variando-se o tamanho do modulo da capacidade de IP/MPLS e o modelo de proteção utilizado. Através dos modelos apresentados, pode-se entender o impacto de proteger cada camada individualmente.

Fixa-se o W -custo em 140 e ajusta-se os outros custos de unidades para avaliar o impacto devido à mudança da relação custo em diferentes camadas. O IP-custo pode ser: 5; 10; 20; e 40. Estes representam, aproximadamente, 3,5; 7; 14; e 28% do custo W , respectivamente. Pode-se assumir os valores de M : 2,5; 5; e 10 Gbps. Todos os resultados são próximos do ideal e foram derivados resolvendo as PLIs, utilizando o pacote de otimização CPLEX 12.6.

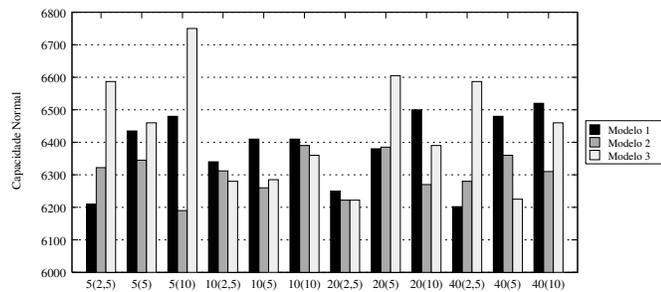


Figura 3.5: Capacidade normal dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr1

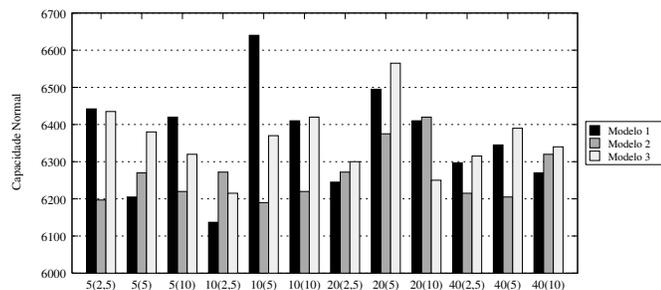


Figura 3.6: Capacidade normal dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr2

As Figuras 3.5 a 3.7 apresentam a capacidade normal requerida pelas três camadas. O custo dos módulos OTN correspondem a UK-cr1, UK-cr2 e UK-cr3 e é utilizada a topologia NSF. O valor IP-custo e M tem um baixo impacto sobre a demanda da capacidade

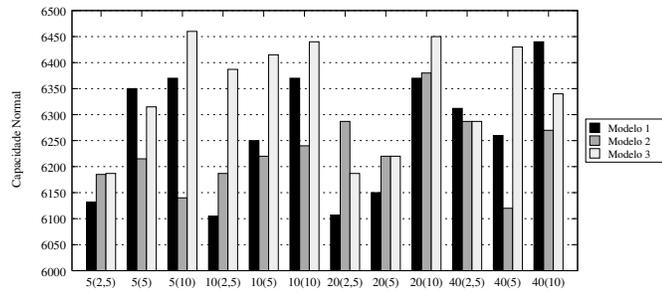


Figura 3.7: Capacidade normal dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr3

normal para cada modelo, como pode ser visto pela pequena variabilidade da capacidade normal. A baixa conectividade dos nós na topologia NSF leva a um baixo número de caminhos primários com pequena variação de comprimento. Além disso, a capacidade de proteção também influencia a pequena diferença na demanda da capacidade normal. Os caminhos de proteção são tipicamente maiores do que os caminhos normais e, portanto, demandam mais capacidade.

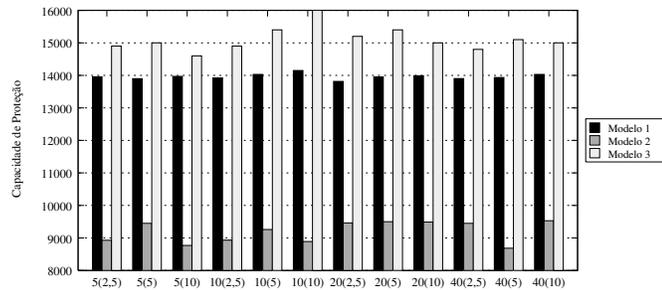


Figura 3.8: Capacidade de proteção dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr1

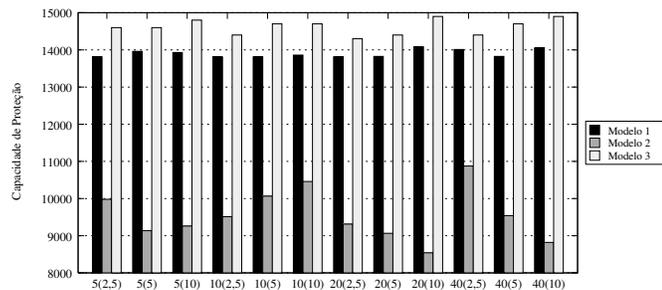


Figura 3.9: Capacidade de proteção dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr2

As Figuras 3.8 a 3.10 apresentam a capacidade de proteção requerida pelas três camadas. O custo dos módulos OTN correspondem a UK-cr1, UK-cr2 e UK-cr3 e é utilizada a topologia NSF. O número de componentes do modelo não afeta a capacidade de proteção

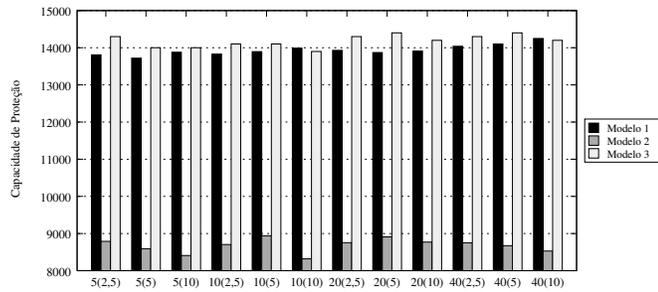


Figura 3.10: Capacidade de proteção dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr3

requerida (Figures 3.4a a 3.4c), Modelo 1 tem um maior número de componentes, seguido pelo Modelo 2 e pelo Modelo 3. No entanto, o Modelo 3 tem maior demanda de capacidade de proteção seguido pelo Modelo 1 e Modelo 2. A capacidade de proteção requerida para o Modelo 2 é a mais baixa, devido ao compartilhamento de caminho na camada OTN. A capacidade de proteção requerida para Modelo 1 é menor do que a requerida pelo Modelo 3, devido à maior granularidade dos recursos das camadas DWDM.

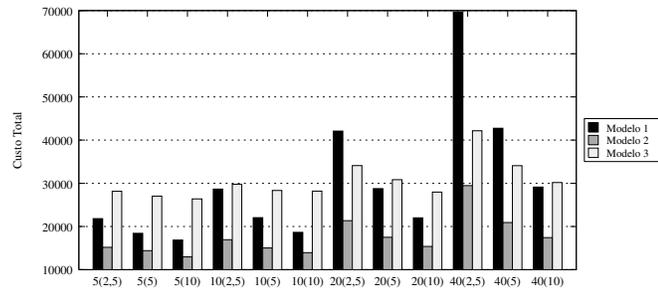


Figura 3.11: Custo Total dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr1

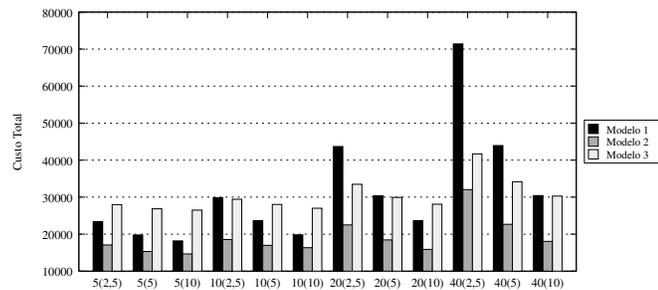


Figura 3.12: Custo Total dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr2

As Figuras 3.11 a 3.13 mostram uma comparação do custo para os três modelos, utiliza-se a topologia NSF. O custo total do Modelo 1 é influenciado tanto pelo IP-custo

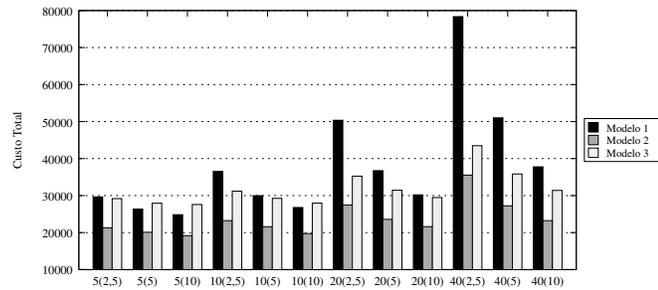


Figura 3.13: Custo Total dos três modelos para topologia NSF, e UK-cr3

quanto pelo valor de M . O custo total incrementa aproximadamente 30%, quando o IP-custo dobra e aumenta entre 13% a 50%, quando o valor de M dobra. O custo total do Modelo 2 é menor do que o do Modelo 1, uma vez que o custo do Modelo 2 é influenciado pelos sinais de U_k requeridos, em vez de ser influenciado, os valores de IP-custo e M , já que a proteção fornecida pelo Modelo 2 é realizada pela camada OTN. O custo total do Modelo 2 aumenta 18%, quando IP-custo dobra e de 7 a 30 %, quando o valor de M dobra. Modelo 2 utiliza os sinais U_0, U_1, U_2, U_3 e U_4 , porém os sinais U_0 e U_1 são menos empregada, o que faz com que o custo do Modelo 2 seja mais baixo. O custo total do modelo 3 é influenciada pelo IP-custo e o valor de M . O custo total do Modelo 3 aumenta, em média, 12%, quando se dobra o IP-custo e entre 0,3 e 17% quando os valores de M dobra. Para um IP-cos fixo, o custo total incrementa em função do valor de M uma vez que um maior número de demandas maiores podem ser satisfeitas. O custo total também aumenta quando o IP-custo varia de 5 a 40. Ambos os valores de IP-custo e M impactam o custo total. Quando comparado o mesmo modelo para M e IP-custo fixos, UK-cr3 é o mais caro, seguido por UK-cr2 e UKcr1.

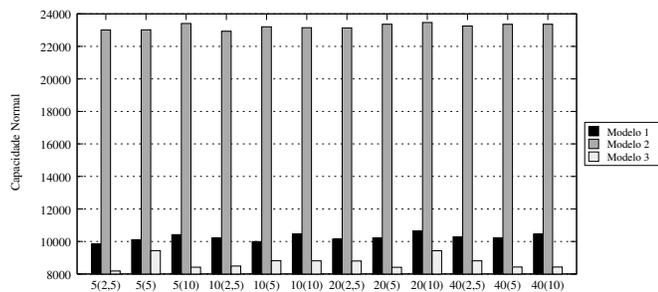


Figura 3.14: Capacidade normal dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr1

As Figuras 3.14 a 3.16 apresentam uma comparação da capacidade normal requerida nas três camadas para os três modelos. Os custos dos módulos OTN correspondem a UK-cr1, UK-cr2 e UK-cr3. A topologia utilizada é a Metro. O valor do IP-custo e M tem um pequeno impacto na demanda da capacidade normal. A maior conectividade da topologia

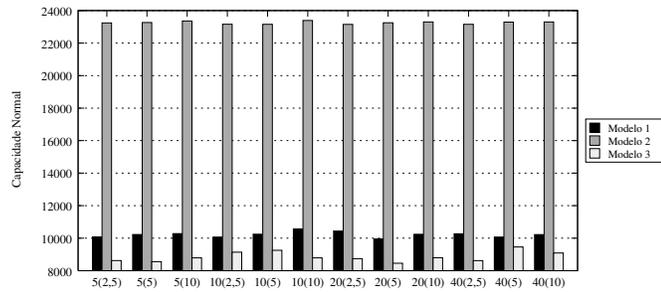


Figura 3.15: Capacidade normal dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr2

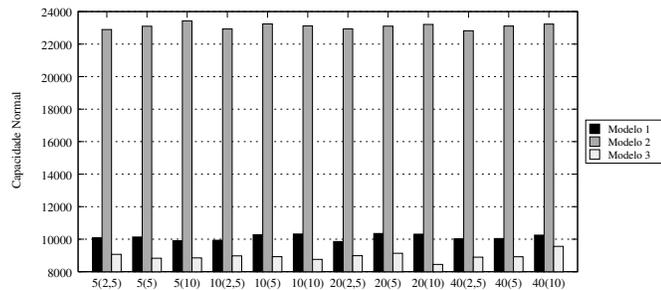


Figura 3.16: Capacidade normal dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr3

Metro, quando comparado com a conectividade NSF implica em diversos comprimento do caminho principal e, conseqüentemente, diferentes demandas de capacidade normal. A capacidade normal requerida do Modelo 1 é 18% maior do que a requerida pelo Modelo 3 e 57% menor do que a do Modelo 2. Os sinais U_0 , U_1 e U_2 não são empregados na camada OTN no Modelo 2, emprega apenas os sinais U_3 e U_4 , a demanda da capacidade normal do Modelo 2 é consideravelmente maior do que os dos outros dois modelos. Os valores de M e IP-custo não influenciam a demanda da capacidade normal, com um impacto menor que 1%.

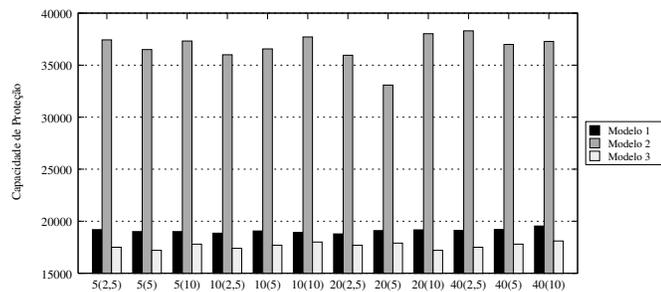


Figura 3.17: Capacidade de proteção dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr1

As Figuras 3.17 a 3.19 apresentam uma comparação da capacidade de proteção requerida total para os três modelos. Os custos dos módulos OTN correspondem a UK-cr1,

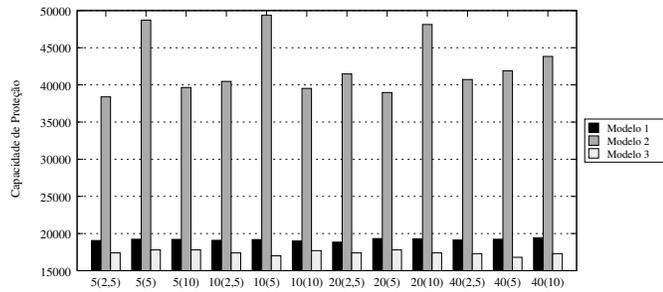


Figura 3.18: Capacidade de proteção dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr2

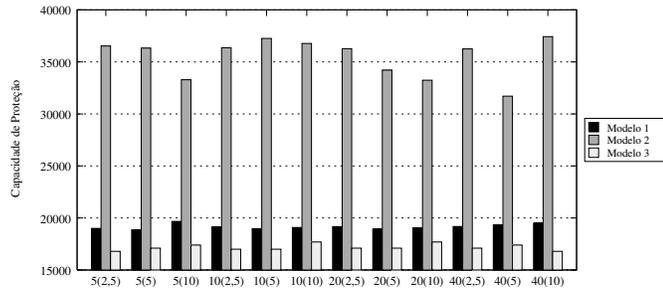


Figura 3.19: Capacidade de proteção dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr3

UK-cr2 e UK-cr3. Utiliza-se a topologia Metro. A capacidade de proteção requerida para o Modelo 2 é o mais elevado, devido à baixo compartilhamento de caminhos na camada OTN e uma vez que apenas os sinais U_3 e U_4 são utilizados. A capacidade de proteção necessária de Modelo 1 é maior do que o exigido pelo Modelo 3. Observa-se, também, que a demanda capacidade de proteção para cada componente individual é maior do que a demanda da capacidade normal, devido a caminhos de proteção mais longos. Além disso, a diferença entre a demanda da capacidade normal e da capacidade de proteção aumenta à medida que camadas mais baixas na rede são protegidas.

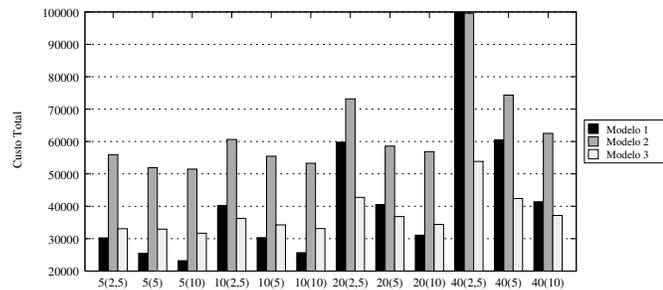


Figura 3.20: Custo total dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr1

As Figuras 3.20 a 3.22 mostram uma comparação do custo para os três modelos utilizando a topologia Metro. Os custos dos módulos OTN correspondem a UK-cr1, UK-cr2 e

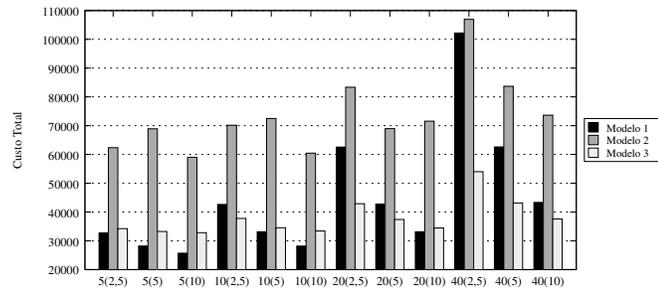


Figura 3.21: Custo total dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr2

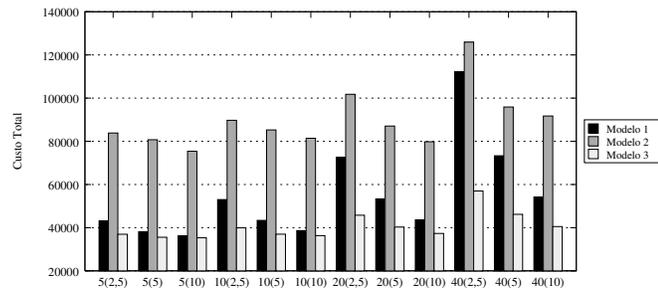


Figura 3.22: Custo total dos três modelos para topologia Metro, e UK-cr3

UK-cr3. Da mesma forma que a topologia NSF, o custo total do Modelo 1 é influenciado pelos valores de IP-custo e M . O custo total incrementa cerca de 32%, quando IP-custo e aumenta entre 12% a 54% quando M dobra. O custo total do Modelo 2 é mais influenciado pelo número de U_k s usados do que pelos valores do IP-custo e M . No entanto, diferentemente do que a topologia NSF, o custo do modelo 2 é maior do que a dos modelos 1 e 3, uma vez que apenas U_3 e, por outro lado U_4 são utilizados, e U_4 utilizado com maior intensidade. O custo total do Modelo 2 aumenta 16% quando se dobra o IP-custo e de 0,3 a 20% quando o valor de M dobra. O custo total do modelo 3 é influenciado pelos valores de IP-custo e M . O custo total do modelo 3 aumenta, em média, 14% quando se dobra IP-custo e de 0,2 a 20% quando os valores de M dobra. Para valor de IP-custo fixo, quanto menor é o valor de M maior é o custo da rede, uma vez que quanto maior o valor de M , maior é o número de requisições que podem ser satisfeitas. O custo total, também, aumenta quando o IP-custo varia de 5 a 40. Quando comparado o mesmo modelo para M e IP-custo fixos, a topologia Metro possui comportamento similar a NSF, sendo UK-cr3 é o mais caro.

Para ambas as topologias, Modelo 1 e Modelo 3 tiveram comportamentos semelhantes. Em geral, para ambas as topologias observa-se, também, que o custo total é maior quando IP-custo= 40 e $M=2,5$, o custo total é menor quando se compara IP-custo = 5 e $M = 10$, isto fica claro quando comparamos a relação entre IP-custo por M (16 vs 0,5). Para ambas as topologias, a capacidade de proteção é aproximadamente o dobro da capacidade

normal. O custo de fornecer proteção para as camadas OTN é altamente influenciada pela conectividade da rede. Para redes com baixa conectividade, como a rede NSF, proporcionar proteção da camada OTN é viável. No entanto, para redes com grande conectividade, o custo desse tipo de proteção é muito alto.

A diferença entre as capacidades normais e de proteção aumenta quando a proteção é fornecida em camadas inferiores. Por exemplo, a diferença entre a capacidade de proteção e a capacidade normal do Modelo 1 é maior do que no Modelo 2, por sua vez, também é maior do que no Modelo 3.

Aumentar o valor de IP-custo e M impactam fortemente a proteção das camadas superiores. Por exemplo, quando o IP-custo ou M dobra, o impacto sobre o custo total foi maior para o Modelo 1 do que é para o Modelo 2, seguido pelo Modelo 3.

3.4 Resumo Conclusivo

Neste capítulo, apresentamos modelos de proteção de rede de três camadas IP/MPLS sobre OTN sobre DWDM. O esquema proposto forneceu proteção em apenas uma camada por vez, foi realizado um estudo com vários parâmetro com intuito de analisar a melhor camada a ser protegida. Nesta arquitetura consideramos uma estrutura de modelagem de otimização incorporando a modularização da capacidade de proteção em qualquer camada. Os resultados indicaram que o custo de diferentes camadas é um fator importante, bem como, os valores modulares de capacidade utilizada. Resultados indicaram, também, que o custo de fornecer proteção na camada OTN é altamente influenciada pela conectividade. Observamos que a diferença entre as capacidades normais e de proteção aumenta quando a proteção é fornecida em camadas inferiores. Observamos também que aumentar o valor de custo da camada IP impacta fortemente a proteção das camadas superiores. Os Resultados mostram que para redes menores é vantajoso proteger a camada intermediária tanto do ponto de vista do custo quanto da capacidade requerida. Porém para redes maiores a proteção da camada intermediária não se torna vantajosa.

Foi apresentada, também, uma revisão bibliográfica detalhada sobre a rede de transporte óptico, redes multicamadas e sobrevivência, sendo apontada as principais contribuições existentes na literatura.

Capítulo 4

Proteção em Redes Ópticas Elásticas

Para atender às necessidades do futuro da Internet, as tecnologias de transmissão e as redes ópticas estão evoluindo para prover mais eficiência, flexibilidade e escalabilidade. Recentemente, a tecnologia de modulação OFDM (*Orthogonal Frequency-Division Multiplexing*) foi considerada uma candidata promissora para o futuro da tecnologia de transmissão óptica de alta velocidade, devido a flexibilidade intrínseca e as características de escalabilidade da tecnologia óptica e da OFDM. Com esta nova arquitetura, as redes ópticas elásticas, possuem a capacidade de gerenciar os sinais com taxa de transmissão diferente e largura de banda variável.

As redes ópticas elásticas são cabeadas, e propensas a cortes e falhas. Dada a enorme capacidade de uma fibra óptica, qualquer interrupção implica em grandes perda de dados. Tal vulnerabilidade tem motivado o desenvolvimento de diferentes esquemas de restauração e proteção. No entanto, poucos estudos avaliaram sobrevivência em redes ópticas elásticas. *p-Cycle* é uma técnica de proteção, cujo emprego foi investigado intensamente em redes WDM. *p-Cycles* combinam as propriedades de proteção da topologia em anel de recuperação rápida e a eficiência de proteção das redes de malha restauráveis. *p-Cycles* protegem os enlaces que cobrem, bem como, os enlaces que tem seus pontos finais no *p-cycle* (“enlaces tranzonais”). Um tipo de *p-cycle* de interesse especial é o *p-cycle* FIPP que fornece caminhos de proteção pre-conectados.

Apesar de terem sido propostos diversos algoritmos de roteamento e alocação de espectro RSA, pouca atenção tem sido dada a questão de proteção em redes ópticas elásticas.

Neste capítulo, são introduzidos algoritmos para técnica *p-cycle* para prover proteção em redes ópticas elásticas. Para tal, adapta-se o contexto da técnica *p-cycle* que foi desenvolvida primeiramente para redes ópticas WDM. Neste capítulo os algoritmos serão comparados entre eles e com alguns algoritmos presentes na literatura. Os algoritmos incorporam restrições proveniente da redes ópticas elásticas. Para todos os algoritmos propostos neste capítulo foi utilizado a política *First-Fit* para atribuir espectro para os “caminhos

de trabalho”. Todos os algoritmos propostos proporcionam 100% de proteção contra uma falha, bem como, um deles proporciona proteção contra duas falhas simultâneas.

4.1 Trabalhos Relacionados

Nesta seção, descreve-se alguns estudos que foram levados em consideração para o desenvolvimento do algoritmo proposto.

4.1.1 *p-Cycle*

Os trabalhos discutidos a seguir apresentam estudos utilizando p-cycle para proteção em redes ópticas WDM.

Os autores em [62] propuseram um algoritmo escalável para encontrar p-cycle para redes ópticas WDM e especialmente adequado para redes em malha esparsas. O desempenho do algoritmo foi medido através da simulação em algumas topologias de rede do mundo real.

Foi investigado em [17] a proteção dos elementos de rede com p-cycle não-simples. Quatro tipos de *p-cycles* não-simples são apresentados. As características dos ciclos não-simples são discutidas e analisadas quando há vantagem em comparação com a proteção de ciclos elementares. É desenvolvida uma formulação matemática de roteamento do p-cycle.

Então foi desenvolvida e testada [9] uma abordagem algorítmica para fornecer sobrevivência de redes de transporte através de p-cycle para redes ópticas WDM. A abordagem foi citada como a primeira a identificar um conjunto de *p-cycles* primários. Ela realiza uma busca de melhorias nos ciclos através de várias operações para criar um conjunto final de ciclos individuais e de alta eficiência. Antes de colocar um p-cycle de cada vez, iterativamente, até que toda a capacidade de funcionamento da rede seja protegida.

Foi proposto em [32] um algoritmo para calcular um conjunto pequeno de candidatos *p-cycles* que podem levar a um bom desempenho quando usado por PLI ou heurísticas. A idéia principal do algoritmo é gerar uma combinação de ciclos de alta eficiência e ciclos curtos de modo que ambas as capacidades de trabalho densamente distribuídos e esparsamente distribuídas possam ser eficientemente protegido pelos ciclos candidatos.

Introduziu-se em [55] um novo mecanismo para fornecer sobrevivência de multi-falha baseado em p-cycle para redes ópticas WDM. Esse mecanismo chamado MFS (multifailure survivability scheme) consiste em duas fases: cálculo centralizado off-line e seleção distribuída on-line.

Em [16], o conceito, o funcionamento e as vantagens do p-cycle FIPP foram apresentados.

Foi proposto em [28] uma técnica de proteção para redes ópticas WDM denominada (FIPP), que tem o objetivo de realizar uma proteção independente da falha, ou seja, a ideia é realizar uma proteção de caminho, de forma que quando há ocorrência de falha todo o caminho será descartado e o *p-cycle* fornecerá um novo caminho utilizando um totalmente diferente. A questão é que o re-roteamento fica a cargo dos nós finais. O artigo mostrou *p-cycle* FIPP com proteção compartilhada.

Desenvolveu-se em [29] um novo modelo de PLI e a heurística relacionada com o projeto *p-cycle* FIPP com tempos de execução muito mais rápido.

Estendeu-se em [32] o problema de *p-cycle* de falha de um enlace simples para um modelo de proteção que considera uma falha de SRLG (um conjunto de links que compartilha um recurso em comum). Propôs-se uma PLI que minimiza a necessidade de capacidade reserva.

Em [18], apresentou-se um método baseado *p-cycle* para lidar com sobrevivência de tráfego dinâmico em rede WDM. O método consiste de encontrar um conjunto ideal de *p-cycles* para a topologia de rede fornecido. Em seguida, utilizam-se três novas estratégias de roteamento para acolher solicitações dinâmicas sobre sua hora de chegada. O desempenho do projeto *p-cycle* baseia-se na utilização de diferentes estratégias de roteamento comparadas com o do backup de caminho de proteção compartilhado (SBPP).

Apresentou-se em [48] uma análise detalhada da eficiência dos recursos em redes WDM, incluindo uma comparação dos mecanismos de proteção redundante de *p-cycle*. Foi proposto um novo conceito de *p-paths*, que, quando utilizado, adicionalmente, em um projeto *p-cycle*, é capaz de melhorar a eficiência do método.

Em [39], mostram-se 3 abordagens para resolver o problema de projeto FIPP. A primeira proposta consiste em resolver um *p-cycle* para proteger caminho mais geral (GPP), considerando-se o problema em que a restrição da independência de falha é relaxada. A segunda consiste em impor a restrição de independência a falha na solução GPP e identificar os caminhos de trabalho que se tornam desprotegidas. A terceira é a adaptação do modelo GPP combinado com algoritmos genéticos com programação linear inteira.

4.1.2 Redes Ópticas Elásticas

Em [19], foram apresentadas as redes ópticas elásticas e adaptáveis. Apresentaram-se os possíveis cenários de migração das atuais redes ópticas rígidas para redes ópticas elásticas e adaptáveis. Foram discutidos alguns estudos relevantes para as futuras atividades de normalização, tais como arquitetura óptica da rede de transporte, estrutura e mapeamento da unidade de transporte óptico e etc.

Foi proposto em [40] um mecanismo de fragmentação no *lightpath* que faz uso dos transponders ociosos no nó de origem de uma requisição de enlace de alta taxa de dados

para fragmentá-lo em vários de baixa taxa de dados, mais facilmente alocáveis na rede. Além disso, com o objetivo de apoiar a operação, um algoritmo RSA foi também proposto para alocar adequadamente os fragmentos *Lightpath* gerados ao longo do espectro.

Propôs-se em [61] uma nova abordagem de agregação e distribuição de tráfego diretamente para a camada óptica em redes ópticas elásticas baseadas em OFDM. Estudou-se o roteamento e alocação de espectro.

Quantificou-se em [44] a fragmentação em redes ópticas elásticas e calculou-se a probabilidade de bloqueio (BP) em conjunto com a fragmentação do canal óptico elástico. Foi desenvolvido um modelo analítico baseado em uma cadeia de Markov que utiliza um cenário de tráfego de banda dinâmica e flexível.

Foram definidos em [1], vários tipos de flexibilidade e propôs-se um método, baseado na maximização da entropia, para avaliar quantitativamente a flexibilidade proporcionada por subsistemas e arquiteturas. Mostrou-se também que a mudança na flexibilidade está intimamente relacionado com granularidade de banda.

Em [51], estudaram-se os requisitos de nós ópticos em redes ópticas elásticas comparando-se múltiplas arquiteturas de rede usando um esquema de alocação de recurso integrado que considera tanto os parâmetros da rede quanto do nó.

4.1.3 Sobrevivência

Os trabalhos descritos a seguir apresentam estudos sobre proteção em redes ópticas elásticas porém, nenhum dos trabalhos mencionados empregam p-cycle para proteção de caminhos.

Foi proposto em [41] uma técnica de sobrevivência “transparente” em redes ópticas FWDM. Os autores utilizaram uma técnica para atribuir espectro para os “caminhos de trabalho” e uma para atribuir espectro para os “caminhos de *backup*”.

Os autores de [49] propuseram políticas conservadoras de proteção em redes ópticas baseadas em OFDM com alocação de banda elástica. Eles introduziram uma política em que caminhos ópticos de *backup* protegem caminhos ópticos primários, utilizando caminhos disjuntos, o que leva a maior robustez a proteção.

Liu *et al.* [33] propuseram uma nova técnica para a proteção compartilhada que proporciona o compartilhamento de espectro entre caminhos ópticos primários e de caminhos de *backup* se os caminhos primários forem disjuntos. A abordagem de proteção proposta, chamada *elastic separate-protection-at-connection* (ESPAC), fornece proteção fim a fim.

4.2 Modelagem Matemática e Parâmetros

Esta seção descreve a notação utilizada, a descrição de cada parâmetro e a solução proposta para proteção em redes óptica elásticas, utilizando p-cycles.

4.2.1 Notação

A fim de facilitar a compreensão dos algoritmos propostos, a presente subseção introduz a notação usada. Seja:

s : o nó fonte;

d : o nó destino;

b : a demanda de largura de banda nos *slots*, $b = 1 \dots N$;

$r(s, d, b)$: requisição do nó s para o nó d com demanda de largura de banda b em *slots*;

N : número de *slots* entre dois nós;

$G = (V, E, W)$: multigrafo marcado composto por um conjunto de nós V , um conjunto de arestas E e um conjunto de pesos das arestas W , $|E| = N \cdot |V|$.

$E = \{e_{u,v,n}\}$: conjunto de n arestas;

$e_{u,v,n}$: a n -ésima arestas conectando os nós u e v ;

$w(e_{u,v,n})$: o peso das arestas $e_{u,v,n}$; $c(e_{u,v,n}) = 1$ se o n -ésimo *slot* no enlace conectando os nós u e v estão livres e $w(e_{u,v,n}) = \infty$ se o *slot* está alocado;

$W = \{c(e_{u,v,n})\}$: conjunto de pesos das arestas;

$\tilde{G}_{n,b} = (\tilde{V}, \tilde{E}, \tilde{C})$: O n -ésimo grafo marcado tal que \tilde{E} é o conjunto de arestas conectando $\{\tilde{u}, \tilde{v}\} \in \tilde{V}$ e \tilde{C} é o conjunto de custos associados a \tilde{E} . As arestas em \tilde{E} correspondem ao mapeamento de b arestas de G , sendo a primeira aresta a n -ésima aresta conectando u e v .

$\tilde{V} = V$: conjunto de nós;

$\tilde{e}_{u,v} \in \tilde{E}$: arestas conectando \tilde{u} e \tilde{v} ;

$\tilde{e}_{u,v} = \{e_{u,v,n}\} \in E$ é uma sequência tal que $e_{u,v,n}$ é a menor aresta ordenada, $e_{u,v,n+b}$ é a maior aresta ordenada e $|\tilde{e}_{u,v}| = b$;

$\tilde{w}_n(\tilde{e}_{u,v})$: peso da aresta $\tilde{e}_{u,v}$;

$\tilde{W}_n = \{\tilde{c}_n(\tilde{e}_{u,v})\}$: conjunto de pesos de arestas;

P_n : sequência de arestas \tilde{G}_n tal que o nó fonte s é o menor nó ordenado e d é o maior nó ordenado;

$W(\tilde{P}_n)$: $\sum_{\tilde{e}_{u,v} \in \{\tilde{P}_n\}} \tilde{e}_{u,v}$: o peso do caminho \tilde{P}_n é a soma dos pesos de todas as arestas na cadeia;

$W_{s,d}$ = peso do menor caminho entre s e d ;

$\tilde{c}_{u,v,b}$: *p-cycle* que contém os vértices u e v e arestas correspondentes ao mapeamento de b arestas do multigrafo G ;

$\tilde{C}_{u,v,b} = \tilde{c}_{u,v,b}$: conjunto de todos os p -cycles que contém os vértices u e v e arestas correspondentes ao mapeamento de b arestas do multigrafo G ;

\tilde{C} : conjunto de todos os p -cycles estabelecidos;

$P_1 \oplus P_2$: concatenação de dois caminhos P_1 e P_2

4.2.2 Ambiente de Simulação

O simulador *FlexGridSim* [36] utilizado foi desenvolvido em java, é orientado a objetos e dirigido a eventos discretos e se baseia em um escalonador de eventos de conexão e de desconexão. No simulador foi acrescentado um escalonador de falha de enlace e de recuperação de falhas. É através da execução das rotinas destes quatro tipos de eventos (conexão, desconexão, falha e recuperação) que o escalonador simula o funcionamento de uma rede óptica com requisição dinâmica de conexões. Inicialmente, antes do escalonamento de eventos ser executado, os parâmetros iniciais são passados para o simulador. Estes parâmetros são: a topologia da rede, o tipo de mecanismo de proteção a ser simulado (algoritmo de proteção), a taxa de falha de enlace. A simulação é executada e após o seu término, as métricas de desempenho calculadas pelo simulador são apresentadas em arquivos no formato (.dat).

A simulação de redes ópticas elásticas pode ser realizada levando-se em conta uma demanda de conexões estática, onde existe uma matriz de tráfego estática definida antes da simulação e que não varia ao longo da execução, ou levando-se em conta uma demanda de conexões dinâmica, que escolhe aleatoriamente os pares de endereços de origem e destino de uma conexão, o tempo de início da conexão e o período de duração da conexão. O simulador utilizado considera um modelo de requisição de conexão dinâmico.

O simulador de eventos utiliza um escalonador de eventos, que contém uma fila de eventos ordenados pelo campo tempo. Outro importante objeto integrante do escalonador é o xml da topologia, que representa o grafo da rede simulada.

O objetivo das simulações é avaliar o desempenho dos mecanismos de proteção em uma rede óptica elástica. Assim, a cada requisição de conexão o algoritmo de roteamento de alocação de espectro busca um caminho primário e outro secundário (backup)(de proteção). Caso a rede consiga prover os dois canais, a conexão é efetuada e, caso contrário, a conexão não é efetuada, pois ocorreu uma situação de bloqueio de conexão, isto é realizado através do algoritmo de RSA-Flex .

O Algoritmo RSA-Flex

Solução do problema de roteamento e atribuição de comprimentos de onda (RWA) em redes WDM são semelhantes as soluções do problema de roteamento e alocação de espectro (RSA) em redes ópticas *Flexgrid*. Além da restrição de continuidade de espectro que impõe

a utilização do mesmo espectro em cada fibra ao longo da rota de um caminho óptico, nos algoritmos RSA, *slots* devem ser alocados de forma contínua no espectro (restrição de contiguidade do espectro).

O problema de roteamento e alocação de espectro é um problema NP-difícil [57] e heurísticas são necessárias para resolver o problema. Os algoritmos propostos nesta dissertação modelam a disponibilidade de espectro na rede como um multigrafo rotulado. Um multigrafo é um grafo que pode ter várias arestas (também chamadas de “arestas paralelas”), conectando o mesmo par de nós. Os vértices representam OXCs e as arestas representam os *slots* dos enlace que conectam os OXCs. Nos multigrafos utilizados, todos os vértices são conectados por N arestas, que é o número de *slots* no espectro de cada enlace da rede. O rótulo em uma aresta representa a disponibilidade de *slots*. O valor ∞ significa que o *slot* já está alocado enquanto o valor 1 significa que o *slot* está disponível para alocação. Estes valores foram definidos para facilitar o emprego de algoritmos tradicionais que encontram o caminho mais curto.

No procedimento proposto, o multigrafo é transformado em $N - b + 1$ grafos, sendo b a demanda de largura de banda em *slots* requisitada. Estes grafos são gerados através da seleção de uma aresta no multigrafo e das b arestas consecutivas a aresta selecionada. Este conjunto de b arestas do multigrafo é mapeada em uma única aresta do grafo gerado. Seu peso é dado pela aplicação de uma função de peso específica, que considera o peso das b arestas. A Figura 4.1 ilustra um multigrafo representando o espectro e um dos grafos gerado. Para cada grafo gerado, executa-se um algoritmo de caminho mais curto e o caminho escolhido é o que tem o menor peso entre todos os caminhos mais curtos encontrados.

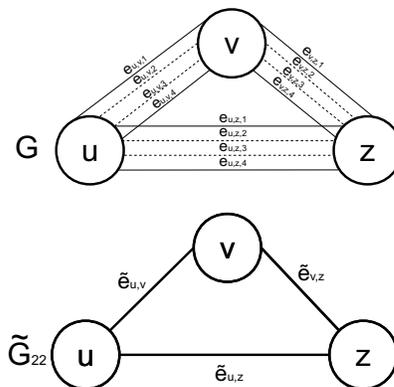


Figura 4.1: Multigrafo em um grafo associado

Para uma demanda de b *slots*, $N - b + 1$ grafos do tipo $\tilde{G}_{n,b}$ são gerados. Cada aresta do grafo $\tilde{G}_{n,b}$ corresponde ao mapeamento de b arestas de G iniciando na n -ésima aresta

de G . Uma vez que as mesmas arestas ordenadas conectando dois nós em G são mapeadas em arestas de $\tilde{G}_{n,b}$, a continuidade do espectro é garantida.

Algorithm 1 RSA-Flex

```

1:  $\forall n = 1 \dots N - b$ 
2:    $(W(P_n), P_n) = ShortestPath(\tilde{G}_{n,b}, r(s, d, b))$ 
3:    $W_{s,d} = W(P_n) \mid \forall i W(P_n) \leq W(P_i)$ 
4:   if  $W_{s,d} = \infty$  then
5:     block  $r(s, d, b)$ 
6:   else
7:      $W(e_{u,v,i}) = \infty \quad \forall \{u, v\} \in \tilde{P}_i \quad n = n \dots i + b - 1$ 
8:   end if

```

O algoritmo 1 detalha o algoritmo RSA-Flex. Neste algoritmo, a linha 1 estabelece o conjunto de arestas que será mapeada para $\tilde{G}_{n,b}$ arestas. A linha 2 resolve um algoritmo de menor caminho para o grafo $\tilde{G}_{n,b}$ e provê o menor caminho e seu respectivo peso. Se o peso do caminho mais curto for ∞ , não é possível encontrar um caminho com a restrição de continuidade para a demanda b com alocação começando com o n -ésimo *slot*. A linha 3 seleciona o caminho entre os $N - b + 1$ caminhos mais curtos, com o menor peso. No caso do peso de todos o caminhos mais curto serem ∞ (linha 4), não existe caminho na rede que satisfaça a requisição de b *slots*, portanto, a requisição tem de ser bloqueada (Linha 5). Caso contrário, o caminho mais curto com o menor peso será escolhido (linha 7) e as arestas correspondentes no multigrafo G terão seu peso alterado para ∞ (linha 8), o que significa que os *slots* são alocados para o caminho óptico recém-estabelecido.

Uma vez que o algoritmo RSA-Flex executa um algoritmo de caminho mais curto $N - b$ vezes e considerando o uso do algoritmo de caminho mais curto de Dijkstra, a complexidade computacional do algoritmo proposto é $N \cdot (|V| + |E|) \cdot \log(|V|)$.

4.3 Algoritmo FIPP-Flex

O algoritmo apresentado nesta seção, chamado FIPP-Flex resolve o estabelecimento de caminhos ópticos em redes protegidas por p -cycles FIPP. Nesse algoritmo, caminhos ópticos são estabelecidos se e somente se puderem ser protegidos por um p -cycle FIPP, que protegem somente caminhos primários disjuntos. Requisições para estabelecimento de caminhos ópticos chegam dinamicamente e para cada requisição tenta-se associar com um p -cycle existente para proteger o caminho óptico requisitado. Caso não haja p -cycle que possa proteger o caminho óptico, então, cria-se um novo p -cycle para a requisição. Se nenhum caminho for encontrado para proteger o caminho solicitado, então ele não é estabelecido. O algoritmo FIPP-Flex garante um caminho de proteção para cada caminho

óptico estabelecido e a proteção é realizada para falhas individuais.

Algorithm 2 FIPP-Flex

```

1:  $(W(P_n), P_n) = \text{RSA-Flex}(G, s, d, b)$ 
2: if  $W_{s,d} = \infty$  then
3:   block  $r(s, d, b)$ 
4: else
5:   if  $C_{u,v,i} \neq \emptyset \forall i \geq b$  then
6:     establish  $r(s, d, b)$  as  $P_n$ 
7:   else
8:      $(W(P_1), P_1) = \text{RSA-Flex}(G, r(s, d, b))$ 
9:      $(W(P_2), P_2) = \text{RSA-Flex}(G, r(s, d, b)) \mid P_1 \cap P_2 = \emptyset$ 
10:    if  $W(P_1) = \infty$  or  $W(P_2) = \infty$  then
11:      block  $r(s, d, b)$ 
12:    else
13:      establish  $r(s, d, b)$  as  $P_n$ 
14:      establish  $P_1$  and  $P_2$ 
15:       $\tilde{C}_{u,v,b} = P_1 \oplus P_2$ 
16:    end if
17:  end if
18: end if

```

No algoritmo 2, a linha 1 tenta encontrar um caminho para estabelecer a requisição $r(s, d, b)$. Se não houver caminho disponível (linha 2), então o pedido é bloqueado (linha 3). Caso exista, procura-se um p -cycle para proteger o caminho solicitado (linha 5). Se existir um p -cycle, o caminho óptico é estabelecido. Caso contrário, tenta-se descobrir um p -cycle em potencial para proteger o caminho óptico solicitado (linhas 8 e 9). Se não existir nenhum p -cycle que possa ser criado para proteger o caminho óptico, a requisição é bloqueada (linha 11); caso contrário, o caminho óptico (linha 13), bem como o p -cycle (linhas 14 e 15) são estabelecidos para satisfazer a requisição.

4.3.1 Avaliação de Desempenho

Nesta subseção, são apresentados os principais resultados de simulações obtidos para esta seção. O objetivo das simulações é analisar o desempenho de redes que empregam mecanismos de proteção e comparar os mecanismos propostos na literatura para redes ópticas elásticas com os mecanismos propostos nessa dissertação. A avaliação considera aspectos dos mecanismos de proteção referentes à sobrevivência, probabilidade de bloqueio de conexões, taxa de fragmentação, tamanho médio de saltos. Estes aspectos de desempenho proporcionam ao operador da rede uma visão sistêmica do impacto dos mecanismos de sobrevivência no desempenho geral das redes ópticas.

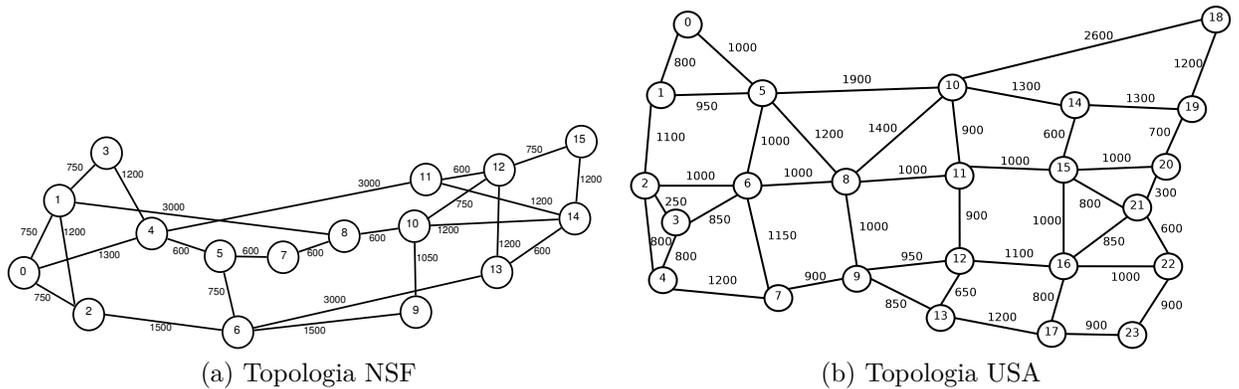


Figura 4.2: Topologias utilizadas

Para avaliar o desempenho do algoritmo proposto, foram empregados experimentos de simulação e os resultados comparados aos algoritmos sem qualquer esquema de proteção, bem como, dois esquemas de proteção propostos na literatura: SPP-OFDM-Aggressive e survivable-FWDM. Os algoritmos FIPP-Flex e SPP-OFDM-Aggressive fornecem proteção compartilhada de caminho de backup. A principal diferença entre os resultados obtidos por estes dois algoritmos pode ser atribuído à vantagem de ter um esquema de pré-conectado (FIPP-Flex).

O simulador *FlexGridSim* [36] foi utilizado nas simulações. Em cada simulação, 100.000 requisições foram geradas e para cada algoritmo foi utilizado o mesmo conjunto de sementes. Utilizou-se o método de replicação independente e adotou-se nível de confiança de 95 % para os intervalos de confiança. Na rede elástica simulada, a análise do espectro foi dividido em 240 *slots* de 12,5 GHz cada, com requisições distribuídas uniformemente entre os pares de fontes e destinos. A topologia NSF (4.2a) e USA (4.2b) foram utilizadas. A topologia NSF contém 16 nós e 25 enlaces. A topologia USA contém 24 nós e 43 enlaces.

Figura 4.3 plota a taxa de bloqueio da largura de banda (BBR) para redes sem qualquer proteção e redes com proteção p -cycle. O rótulo de “NoProtection” significa que não há esquema de proteção da rede e as curvas rotuladas como “FIPP” significam que a rede está protegida por um esquema p -cycle utilizando o algoritmo FIPP-Flex descrito na seção 4.3. Para a topologia USA, a BBR é bastante baixa até cargas de 90 erlangs quando a rede sem proteção começa o bloqueio. A BBR para as duas redes são muito semelhantes até cargas de 140 erlangs. Esta baixa sobrecarga para o provisionamento de 100 % de proteção é devido ao grande número de caminhos disponíveis na topologia USA, portanto, até esta carga a proteção é garantida com sobrecarga mínima. Depois disso, a diferença de BBR começa a aumentar e pode alcançar até duas ordens de grandeza para as redes

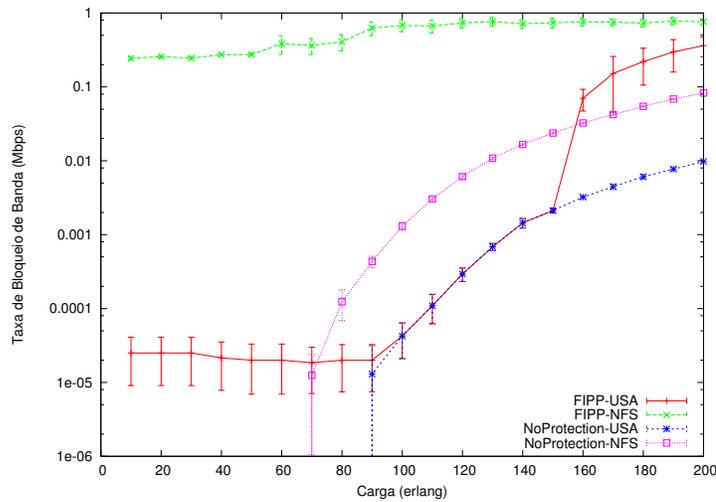


Figura 4.3: Bloqueio de banda em função da carga da rede

altamente carregadas. Para a rede NSF, o quadro é bastante diferente, pois a diferença de BBR pode ser de quatro ordem de grandeza em redes moderadamente carregados. Sob cargas pesadas, esta diferença cai para menos do que duas ordens de grandeza devido ao grande número de bloqueio na topologia NSF.

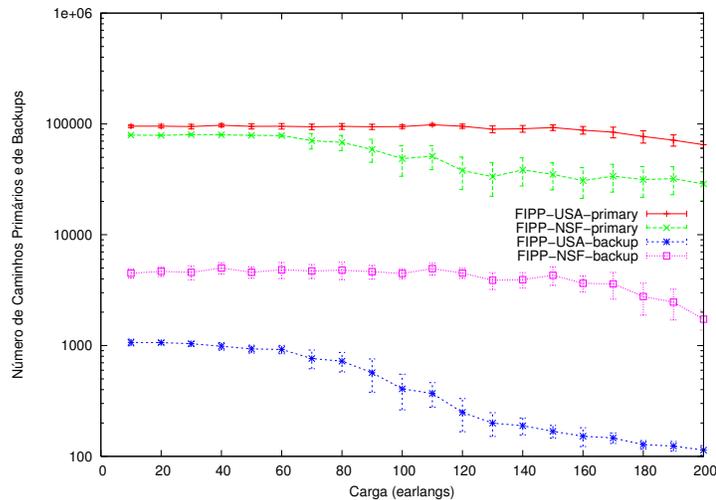


Figura 4.4: Número de Caminhos Primários e de p-Cycles em função da carga da rede

Figura 4.4 compara o número de p -cycles e caminhos primários estabelecidos. Pode ser visto que o número de caminhos primários na topologia USA é uma ordem de grandeza maior do que o número de p -cycles enquanto tal relação é de duas ordens de grandeza para as redes com topologia NSF. Uma vez que o bloqueio da rede NSF é elevada, há uma tendência para estabelecer caminhos protegidos apenas para um número reduzido

de p -cycles. Isto tende a aumentar a troca de p -cycles. Na topologia USA, um número maior de p -cycles com capacidade heterogênea é estabelecida e p -cycles tendem a ser compartilhado por um número menor de caminhos primários.

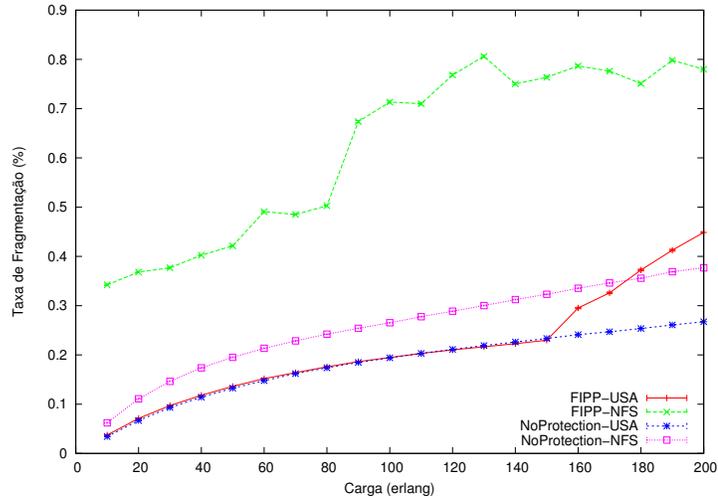
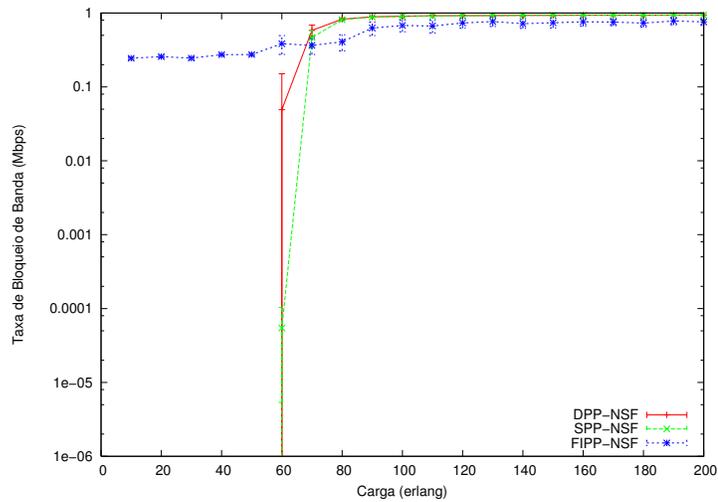


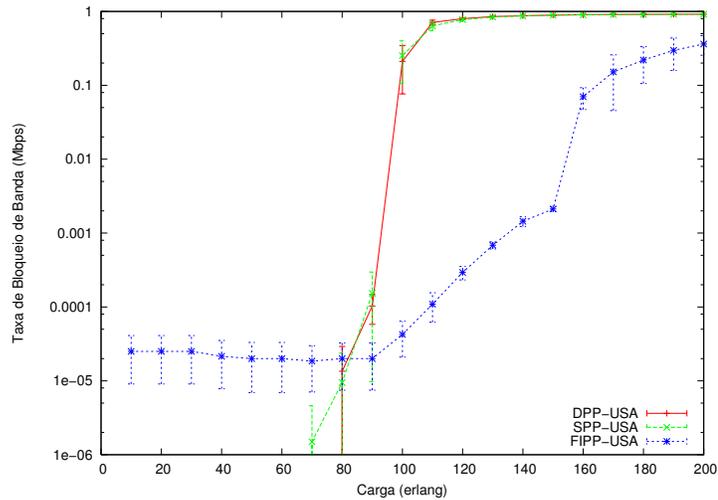
Figura 4.5: Taxa de Fragmentação (%)

Figura 4.5 mostra a taxa de fragmentação em função da carga. Nas redes FlexGrid, o estabelecimento e interrupções de caminhos leva à fragmentação do espectro, que é um estado em que existem slots disponíveis mas não contíguo e não pode ser usado para aceitar novas solicitações. Para a topologia USA, não há muita diferença entre a taxa de fragmentação para redes com e sem proteção. A diferença surge apenas sob carga pesada. No entanto, para a topologia NSF, a diferença em relação a fragmentação é bastante significativo e isso é consequência do bloqueio, devido ao baixo número de caminhos alternativos.

Em seguida, os resultados produzidos pelo algoritmo FIPP-Flex serão comparados com os obtidos através do algoritmo survivable-FWDM e com aqueles produzidos pelo algoritmo SPP-OFDM-Aggressive. O algoritmo SPP-OFDM-Aggressive também fornecem proteção SBPP e a diferença entre os resultados obtidos por este algoritmo e o dado pelo algoritmo FIPP-Flex é devido a proteção pré-conectada fornecida pelo algoritmo FIPP-Flex. O algoritmo SPP utiliza um algoritmo de k -caminhos mais curtos e uma política First-Fit para alocar subportadoras. As subportadoras alocados para o caminho primário são removidos do grafo auxiliar e o algoritmo de k -caminho mais curtos é executados para determinar os caminhos de backup. O algoritmo DPP constrói um grafo auxiliar em que arestas representam slots disponíveis. Ele encontra k pares de caminhos disjuntos e escolhe um par para ser os caminhos primários e de backup. Nas figuras, as curvas marcadas como "DPP" mostram os resultados para as redes usando o algoritmo survivable-FWDM



(a) NSF Topology

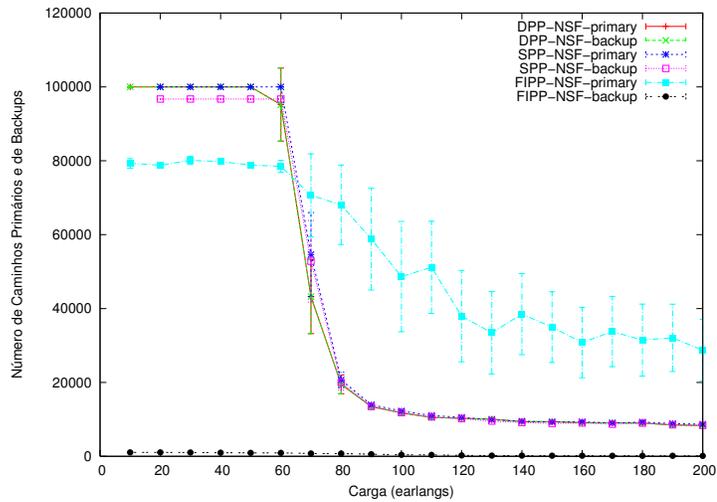


(b) USA Topology

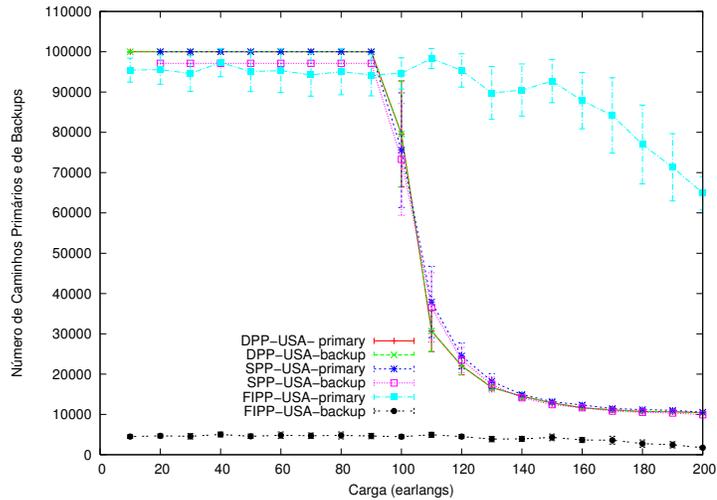
Figura 4.6: Bloqueio de banda em função da carga da rede

[41], enquanto as curvas chamada "SPP" exibirem os resultados para as redes usando o algoritmo SPP-OFDM-Aggressive [49]. As curvas rotuladas como "FIPP" plotam resultados obtidos utilizando-se o algoritmo FIPP-Flex descrito na seção 4.3.

A Figura 4.6 mostra a relação de bloqueio de largura de banda em função da carga. SPP e DPP produzem valores similares de BBR. Observa-se um padrão típico: sempre que a rede satura a BBR atinge seu valor máximo. Enquanto não existe bloqueio até cargas de 60 erlangs na rede NSF, para cargas mais elevadas, o BBR é um pouco maior do que o indicado pelo FIPP-Flex com a desvantagem de que o caminho de backup não é pré-conectado. Para a topologia USA, o comportamento da SPP e DPP é bastante



(a) NSF Topology

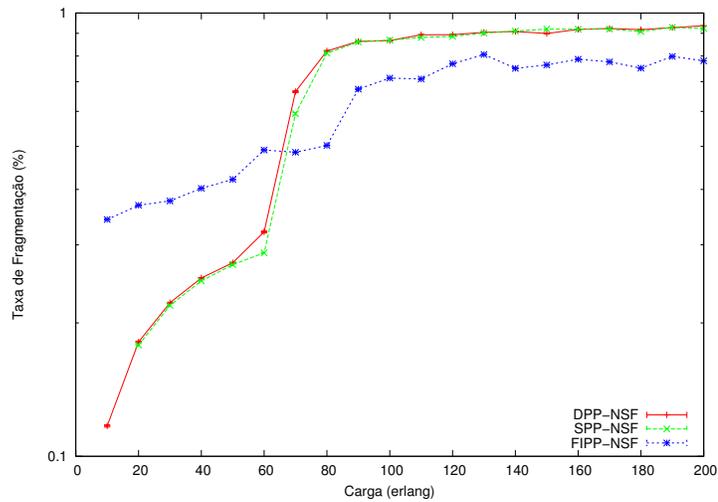


(b) USA Topology

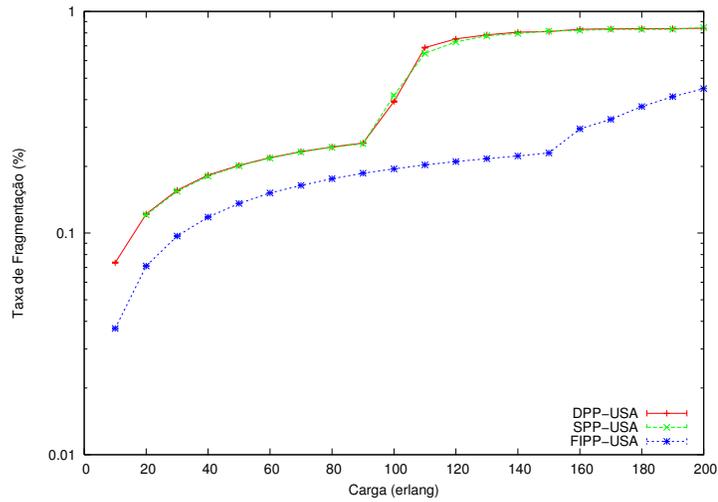
Figura 4.7: Número de Caminhos Primários e de p-Cycles em função da carga da rede

semelhante à da rede NFS. No entanto, FIPP-Flex tira vantagem da alta conectividade na topologia USA e o BBR aumenta suavemente como função do aumento da carga. Os valores de BBR produzidos pela FIPP-Flex é menor do que os indicados pelo SPP e DPP após a saturação rede.

A Figura 4.7 mostra o número de caminhos primários e de backup alocados por meio de diferentes algoritmos. O número de caminhos primários alocados pelo algoritmo FIPP-Flex é uma ordem de grandeza maior do que o número de caminhos de backup, devido à capacidade de compartilhamento dos caminhos de backup, promovidos pelo algoritmo FIPP-Flex. Na verdade, todos os caminhos que ligam um par de nós ao longo do caminho



(a) NSF Topology



(b) USA Topology

Figura 4.8: Taxa de Fragmentação (%)

de backup pode compartilhar o caminho de backup. O número de caminhos principal e de backup produzidos pelos outros dois algoritmos são bastante semelhantes.

Figura 4.8 mostra a taxa de fragmentação em função da carga. A taxa de fragmentação de SPP e DPP têm uma tendência semelhante bem como a taxa de bloqueio de banda, como esperado uma vez que a taxa de fragmentação influencia o bloqueio das requisições. FIPP produz menor taxa de fragmentação para a topologia USA devido ao maior número de caminhos disponíveis.

4.4 Algoritmos FIPP-Flex-twofailure

O algoritmo FIPP-Flex-twofailure é uma adaptação do algoritmo FIPP-Flex. Na criação do *p-cycle* (linhas 8 e 9), deve-se garantir que o *p-cycle* seja totalmente disjunto do caminho primário, o que garante proteção contra duas falhas de conexão consecutivas. Este algoritmo é capaz de proporcionar três caminhos, ou seja, um caminho primário e dois de backup sem que haja um grande aumento na probabilidade de bloqueio. Caso não seja possível tal proteção, a requisição é bloqueada.

Algorithm 3 FIPP-Flex-twofailure

```

1:  $(W(P_n), P_n) = \text{RSA-Flex}(G, s, d, b)$ 
2: if  $W_{s,d} = \infty$  then
3:   block  $r(s, d, b)$ 
4: else
5:   if  $C_{u,v,i} \neq \emptyset \forall i \geq b$  then
6:     establish  $r(s, d, b)$  as  $P_n$ 
7:   else
8:      $(W(P_1), P_1) = \text{RSA-Flex}(G, r(s, d, b)) \mid P_n \cap P_1 = \emptyset$ 
9:      $(W(P_2), P_2) = \text{RSA-Flex}(G, r(s, d, b)) \mid P_n \cap P_1 \cap P_2 = \emptyset$ 
10:    if  $W(P_1) = \infty$  or  $W(P_2) = \infty$  then
11:      block  $r(s, d, b)$ 
12:    else
13:      establish  $r(s, d, b)$  as  $P_n$ 
14:      establish  $P_1$  and  $P_2$ 
15:       $\tilde{C}_{u,v,b} = P_1 \oplus P_2$ 
16:    end if
17:  end if
18: end if

```

O algoritmo 3 (FIPP-Flex-twofailure) diferentemente do algoritmo 2 (FIPP-Flex) garante um caminho de proteção totalmente disjunto do caminho primário, e garante assim proteção para duas falhas simultâneas. No algoritmo 3, a linha 1 tenta encontrar um caminho para estabelecer a requisição $r(s, d, b)$. Se não houver caminho disponível (linha 2), então o pedido é bloqueado (linha 3). Caso exista, procura-se um *p-cycle* para proteger o caminho solicitado (linha 5). Se existir um *p-cycle*, o caminho óptico é estabelecido. Caso contrário, tenta-se descobrir um *p-cycle* em potencial para proteger o caminho óptico solicitado que seja totalmente disjunto do caminho primário (linhas 8 e 9). Se não existir nenhum *p-cycle* que possa ser criado para proteger o caminho óptico, a requisição é bloqueada (linha 11); caso contrário, o caminho óptico (linha 13), bem como o *p-cycle* (linhas 14 e 15) são estabelecidos para satisfazer a requisição.

4.4.1 Avaliação de Desempenho

Nesta subseção, são apresentados os principais resultados de simulações obtidos. Como na seção anterior, os experimentos de simulação, utilizaram o simulador de eventos discretos *FlexGridSim* [36] desenvolvido em Java. Para avaliar o desempenho do algoritmo FIPP-Flex-twofailure, foram empregados experimentos de simulação e os resultados comparados aos das redes sem qualquer esquema de proteção e com o algoritmo FIPP-Flex. O simulador *FlexGridSim* [36] foi utilizado nas simulações. Em cada simulação, 100.000 requisições foram geradas. Utilizou-se o método de replicação independente e adotou-se nível de confiança de 95 % para os intervalos de confiança. A topologia dfn-bwin-D-B-E-N-C-A-N-N (Figure 4.9) foi utilizada. Esta topologia contém 10 nós e 45 enlaces. Na rede elástica simulada, a análise do espectro foi dividido em 300 *slots* de 12,5 GHz cada.

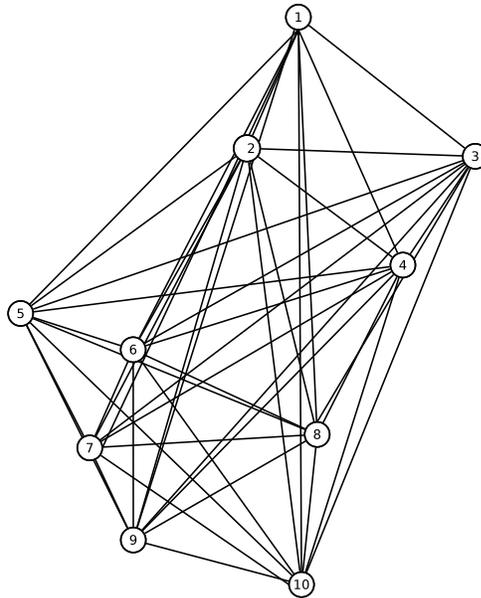


Figura 4.9: Topologia dfn-bwin-D-B-E-N-C-A-N-N

A Figura 4.10 apresenta o bloqueio de banda (*Bandwidth Blocking Ratio*) para redes sem proteção, com proteção contra uma falha e com proteção contra duas falhas. A curva rotulada com “No-FIPP-Flex” denota resultados para rede sem proteção. A BBR gerada para se ter proteção contra duas falhas está em torno de 0.5 devido a exigência de se ter três caminhos disjuntos o que faz com que alguns nós da rede sejam sobrecarregados mais rapidamente. A BBR gerada para se proteger uma única falha está em torno de 0.3. Há, portanto, um crescimento da BBR de 0,7 ao se garantir proteção contra dupla falha em relação à sem proteção. Observa-se que a partir da carga de 50 *erlangs*, o impacto no BBR para se proteger contra uma única falha é de aproximadamente 0,2, ou seja, bloqueia-se

apenas 20 % a mais da banda requisitada do que em uma rede que não provê qualquer proteção de caminho.

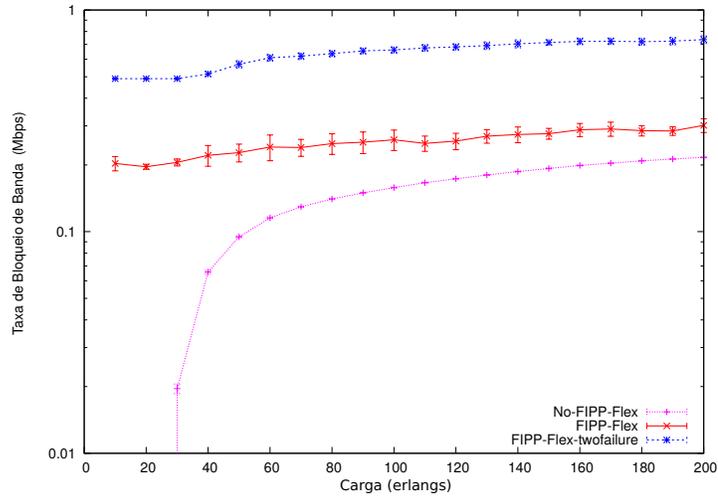


Figura 4.10: Bloqueio de banda em função da carga da rede

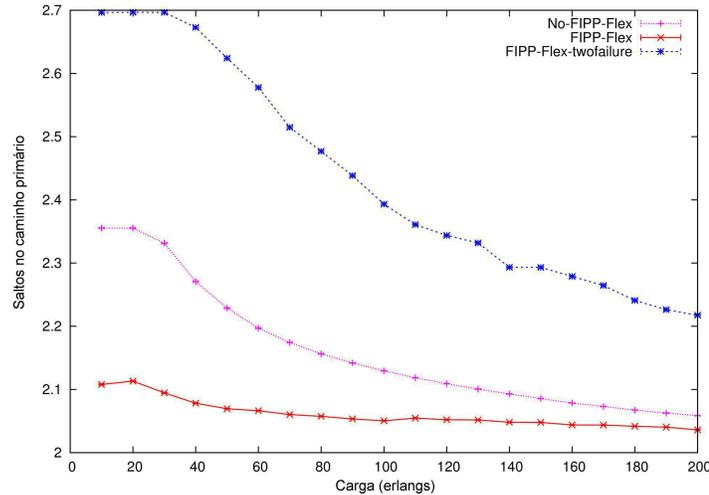


Figura 4.11: Tamanho médio dos saltos no caminho primário

A Figura 4.11 mostra o número médio de saltos para o caminho primário. Observa-se que na rede com proteção contra falha dupla os caminhos são compostos por um maior número médio de saltos e que este decresce com o aumento da carga. Com o aumento da carga, diminui-se a disponibilidade de enlaces e aumenta-se o bloqueio da rede. Sob altas cargas, consegue-se estabelecer apenas caminhos menores. Vários caminhos que podem ser estabelecidos em redes sem proteção não podem ser estabelecidos em redes

com proteção contra uma falha, conseqüentemente o tamanho médio dos caminhos em redes com proteção para uma falha são menores que os caminhos em redes com proteção.

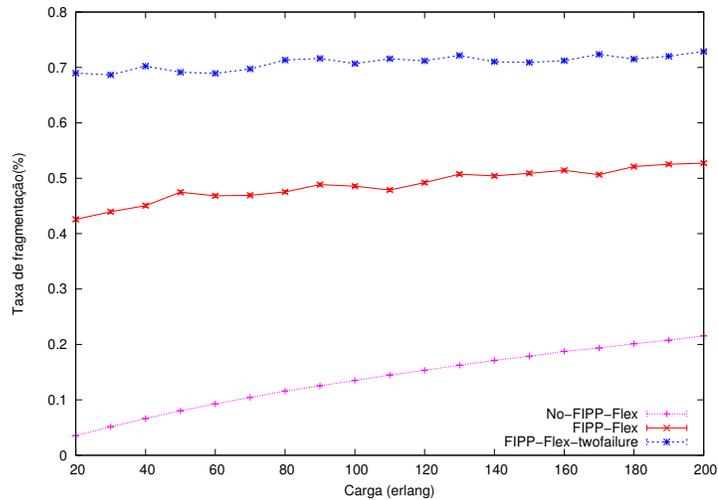


Figura 4.12: Taxa de Fragmentação

Nas redes Flexgrid, o estabelecimento e rompimento de caminhos ópticos leva à fragmentação do espectro, que é caracterizado pela existência de *slots* disponíveis que não podem ser aglutinados para aceitar novas requisições. A taxa de fragmentação indica a probabilidade de diferentes tipos de requisições serem rejeitadas como consequência da fragmentação. Há uma grande diferença entre a taxa de fragmentação para redes sem proteção, com proteção contra uma falha e contra duas falhas. Quanto maior o grau de proteção, maior é a fragmentação da rede devido à alocação de maior número de caminhos de proteção de capacidade diversas.

A Figura 4.13 compara o número de *p-cycles* e caminhos primários estabelecidos. Observa-se que o número de caminhos primários estabelecidos ao se empregar o algoritmo FIPP-Flex difere em menos de uma ordem de grandeza do número de caminhos primários ao se utilizar o algoritmo FIPP-Flex-twofailure. No entanto, a diferença é de duas ordens de grandeza ao se comparar o número de *p-cycles* demandado. Dado que há mais bloqueio em redes que utilizam o algoritmo FIPP-Flex-twofailure, existe uma tendência para se estabelecer caminhos ópticos de proteção apenas para um número reduzido de *p-cycles*. Isto tende a aumentar o compartilhamento de *p-cycles*. Em redes que se utiliza o FIPP-Flex, um maior número de *p-cycles* com capacidade heterogênea é estabelecido e *p-cycles* tende a ser compartilhado por um número menor de caminhos primários.

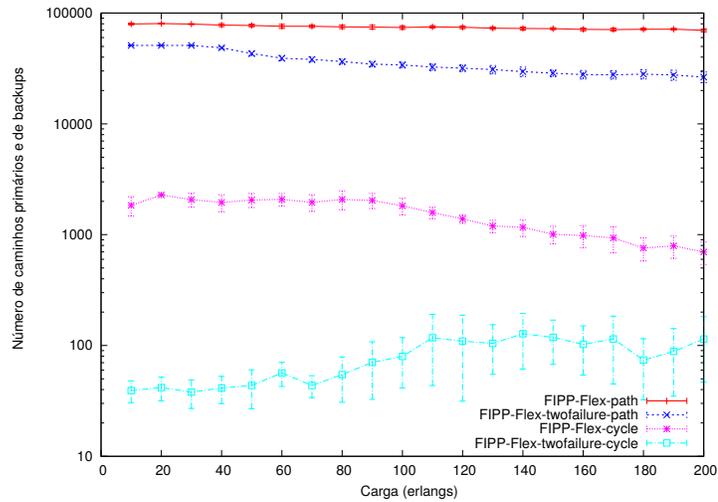


Figura 4.13: Número de Caminhos Primários e de p -Cycles em função da carga

4.5 Resumo Conclusivo

Este capítulo apresentou dois algoritmos para apoiar a criação de caminhos ópticos em redes ópticas elásticas protegidas por p -cycles FIPP para uma falha, bem como, para falhas duplas. Os algoritmos foram avaliados em diferentes cenários. O algoritmo FIPP-Flex fornece 100 % de proteção para falhas individuais e uma baixa sobrevivência para dupla falha. O algoritmo FIPP-Flex-twofailure provê 100 % de proteção contra duas falhas. No cenário com proteção contra única falha, é possível observar um impacto de até 20% no bloqueio de largura de banda. No cenário com proteção contra duas falhas a necessidade de se criar três caminhos disjuntos afeta significativamente o bloqueio de largura de banda causando sobrecarga e aumentando em mais 20 % o bloqueio em relação a redes protegidas contra uma falha única. Em ambos os cenários, o número de caminhos primários é maior que o número de p -cycles, já que os caminhos primários compartilham os p -cycles. O número de caminhos primários para redes protegidas contra duas falhas é uma ordem de grandeza menor do que o número de caminhos primários protegidos contra uma única falha, além disso, o número de p -cycles é tipicamente uma ordem de grandeza maior.

Foi apresentada, também, uma revisão bibliográfica detalhada sobre p -cycle, redes ópticas elásticas e sobrevivência, sendo apontada as principais contribuições existentes na literatura.

Capítulo 5

Conclusão

A presente dissertação estudou o problema de fornecer proteção em redes ópticas. Investigou-se o esquema de proteção em redes ópticas WDM e proteção em redes ópticas elásticas.

Em proteção em redes ópticas WDM, introduziu-se um modelo de projeto de proteção de rede para uma rede de três camadas IP/MPLS sobre OTN sobre DWDM. Nesta arquitetura, o projeto de sobrevivência oferece proteção apenas para a capacidade normal de cada camada para minimizar os recursos de proteção, enquanto maximiza a proteção. Estudou-se a influência de proteção em cada camada variando-se vários parâmetros. Concluiu-se que para redes menores é vantajoso proteger a camada intermediária tanto do ponto de vista do custo quanto da capacidade requerida.

Em proteção em redes ópticas elásticas apresenta-se alguns algoritmos para a criação de caminhos ópticos em redes *Flexgrid* protegidos por *p-cycles* FIPP para uma falha bem como para falhas duplas. Os algoritmos foram avaliados em diferentes cenários. O algoritmo FIPP-Flex fornece 100 % de proteção para falhas individuais e uma baixa sobrevivência para dupla falha. O algoritmo FIPP-Flex-twofailure provê 100 % de proteção contra duas falhas. No cenário com proteção contra única falha, é possível observar um impacto de até 20% no bloqueio de largura de banda. No cenário com proteção contra duas falhas a necessidade de se criar três caminhos disjuntos afeta significativamente o bloqueio de largura de banda causando sobrecarga e aumentando em mais 20 % o bloqueio em relação a redes protegidas contra uma falha única. Em ambos os cenários, o número de caminhos primários é maior que o número de *p-cycles*, já que os caminhos primários compartilham os *p-cycles*. O número de caminhos primários para redes protegidas contra duas falhas é uma ordem de grandeza menor do que o número de caminhos primários protegidos contra uma única falha, além disso, o número de *p-cycles* é tipicamente uma ordem de grandeza maior. Como trabalho futuro, diferentes esquemas de modulação e o impacto das condições de transmissão serão consideradas no algoritmo RSA.

Referências Bibliográficas

- [1] N. Amaya, G. Zervas, and D. Simeonidou. Introducing node architecture flexibility for elastic optical networks. *Optical Communications and Networking, IEEE/OSA Journal of*, 5(6):593–608, June 2013.
- [2] R. Asthana, Y.N. Singh, and W.D. Grover. p-cycles: An overview. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, 12(1):97–111, quarter 2010.
- [3] M. Bhatta. Four challenges in backbone network. *Huawei Communicate issue 44*, 2008.
- [4] M. D. D. Bicudo. Sobrevivência em redes Ópticas transparentes. *Dissertação de Mestrado: Pós- Graduação de Engenharia da Universidade Federal do Rio de Janeiro.*, 2005.
- [5] M. Carroll, J. Roese, and T. Ohara. The operator’s view of OTN evolution. *Communications Magazine, IEEE*, 48(9):46–52, sept. 2010.
- [6] T. Cinkler, P. Hegyi, G. Geleji, and J. Szigeti. Protection for adaptive multi-layer traffic engineering. In *Design and Reliable Communication Networks, 2007. DRCN 2007. 6th International Workshop on*, pages 1–7, Oct 2007.
- [7] S. De Maesschalck, D. Colle, A. Groebbens, C. Develder, U. Lievens, P. Lagasse, M. Pickavet, P. Demeester, F. Saluta, and M. Quagliatti. Intelligent optical networking for multilayer survivability. *Communications Magazine, IEEE*, 40(1):42–49, Jan 2002.
- [8] S. De Maesschalck, M. Pickavet, D. Colle, and P. Demeester. Multi-layer traffic grooming in networks with an IP/MPLS layer on top of a meshed optical layer. In *Global Telecommunications Conference, 2003. GLOBECOM '03. IEEE*, volume 5, pages 2750–2754 vol.5, Dec 2003.

- [9] J. Doucette, D. He, W.D. Grover, and O. Yang. Algorithmic approaches for efficient enumeration of candidate p-cycles and capacitated p-cycle network design. In *Design of Reliable Communication Networks, 2003. (DRCN 2003). Proceedings. Fourth International Workshop on*, pages 212–220, Oct 2003.
- [10] J.-L. Ferrant, G.M. Garner, M. Mayer, J. Rahn, S. Rodrigues, and S. Ruffini. Otn timing aspects. *Communications Magazine, IEEE*, 48(9):62–69, 2010.
- [11] B. Fortz and M. Thorup. Internet traffic engineering by optimizing ospf weights. In *INFOCOM 2000. Nineteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, volume 2, pages 519–528 vol.2, 2000.
- [12] A. Fumagalli and L. Valcarenghi. Ip restoration vs. wdm protection: is there an optimal choice? *Network, IEEE*, 14(6):34–41, Nov 2000.
- [13] ITU-T Recommendation G.709/Y.1331. Interfaces for the optical transport network (otn). In *Geneva*, December 2009.
- [14] ITU-T Recommendation G.872. Architecture of optical transport networks. November 2001 (Amendment1 December 2003, Corrigendum 1 January 2005).
- [15] Nee Ben Gee, B.E. Basch, and S. Gringeri. G.709 hierarchy optical transport core network design, requirements and challenges. *Conference on Optical Fiber Communication (OFC 2009)*, pages 1–7, March 2009.
- [16] W.D. Grover and A. Kodian. Failure-independent path protection with p-cycles: efficient, fast and simple protection for transparent optical networks. In *Transparent Optical Networks, 2005, Proceedings of 2005 7th International Conference*, volume 1, pages 363–369 Vol. 1, July 2005.
- [17] C.G. Gruber. Resilient networks with non-simple p-cycles. In *Telecommunications, 2003. ICT 2003. 10th International Conference on*, volume 2, pages 1027–1032 vol.2, Feb 2003.
- [18] Wensheng He, Jing Fang, and A.K. Somani. A p-cycle based survivable design for dynamic traffic in wdm networks. In *Global Telecommunications Conference, 2005. GLOBECOM '05. IEEE*, volume 4, pages 5 pp.–, Nov 2005.
- [19] M. Jinno, Takuya Ohara, Y. Sone, A. Hirano, O. Ishida, and M. Tomizawa. Elastic and adaptive optical networks: possible adoption scenarios and future standardization aspects. *Communications Magazine, IEEE*, 49(10):164–172, Oct 2011.

- [20] M. Jinno, H. Takara, B. Kozicki, Yukio Tsukishima, Y. Sone, and S. Matsuoka. Spectrum-efficient and scalable elastic optical path network: architecture, benefits, and enabling technologies. *Communications Magazine, IEEE*, 47(11):66–73, 2009.
- [21] I. Katib and D. Medhi. A network protection design model and a study of three-layer networks with ip/mpls, otn, and dwdm. In *Design of Reliable Communication Networks (DRCN), 2011 8th International Workshop on the*, pages 17–24, Oct 2011.
- [22] I. Katib and D. Medhi. Optimizing node capacity in multilayer networks. *Communications Letters, IEEE*, 15(5):581–583, May 2011.
- [23] I. Katib and D. Medhi. A study on layer correlation effects through a multilayer network optimization problem. In *Teletraffic Congress (ITC), 2011 23rd International*, pages 31–38, Sept 2011.
- [24] I. Katib and D. Medhi. Ip/mpls-over-otn-over-dwdm multilayer networks: An integrated three-layer capacity optimization model, a heuristic, and a study. *Network and Service Management, IEEE Transactions on*, PP(99):1–14, 2012.
- [25] Iyad Katib and Deep Medhi. Network protection design models, a heuristic, and a study for concurrent single-link per layer failures in three-layer networks. *Computer Communications*, 36(6):678 – 688, 2013. Reliable Network-based Services.
- [26] K. Kazi. Optical networking standards. *A comprehensive guide for professionals. Springer, New York,*, 2006.
- [27] M.S. Kiaei, C. Assi, and B. Jaumard. A survey on the p-cycle protection method. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, 11(3):53–70, quarter 2009.
- [28] A. Kodian and W.D. Grover. Failure-independent path-protecting p-cycles: efficient and simple fully preconnected optimal-path protection. *IEEE, J. Lightwave Technol.*, 23:3241–3259, Oct. 2005.
- [29] A. Kodian, W.D. Grover, and J. Doucette. A disjoint route-sets approach to design of path-protecting p-cycle networks. In *Design of Reliable Communication Networks, 2005. (DRCN 2005). Proceedings.5th International Workshop on*, pages 8 pp.–, Oct 2005.
- [30] E. Kubilinskas and M. Pioro. Two design problems for the ip/mpls over wdm networks. In *Design of Reliable Communication Networks, 2005. (DRCN 2005). Proceedings.5th International Workshop on*, pages 241–248, Oct 2005.

- [31] T. Lehman, Xi Yang, N. Ghani, Feng Gu, Chin Guok, I. Monga, and B. Tierney. Multilayer networks: an architecture framework. *Communications Magazine, IEEE*, 49(5):122–130, may 2011.
- [32] Chang Liu and Lu Ruan. p-cycle design in survivable wdm networks with shared risk link groups (srlgs). In *Design of Reliable Communication Networks, 2005. (DRCN 2005). Proceedings.5th International Workshop on*, pages 6 pp.–, Oct 2005.
- [33] Menglin Liu, M. Tornatore, and B. Mukherjee. Survivable traffic grooming in elastic optical networks shared protection. *IEEE, Journal of Lightwave Technology*, 31(6):903–909, 2013.
- [34] Douglas Rocha Mendes. *Redes de Computadores*. Novatec.
- [35] Eric W. Van Stryland Michael Bass. *Fiber Optics Handbook – Fiber, Devices and Systems for Optical Communications*. McGraw-Hill Telecom, 2002.
- [36] Pedro Mesquita Moura and A. C. Drummond. FlexGridSim: Flexible Grid Optical Network Simulator. <http://www.lrc.ic.unicamp.br/FlexGridSim/>.
- [37] B. Mukherjee. Wdm optical communication networks: progress and challenges. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 18(10):1810–1824, 2000.
- [38] B. Mukherjee. *Optical wdm networks*. New York: Springer, 2006.
- [39] D.P. Onguetou, D. Baloukov, and W.D. Grover. Near-optimal fipp p-cycle network designs using general path-protecting p-cycles and combined ga-ilp methods. In *Design of Reliable Communication Networks, 2009. DRCN 2009. 7th International Workshop on*, pages 243–250, Oct 2009.
- [40] A. Pages, J. Perello, and S. Spadaro. Lightpath fragmentation for efficient spectrum utilization in dynamic elastic optical networks. In *Optical Network Design and Modeling (ONDM), 2012 16th International Conference on*, pages 1–6, April 2012.
- [41] A.N. Patel, P.N. Ji, J.P. Jue, and Ting Wang. Survivable transparent flexible optical wdm (fwdm) networks. In *Optical Fiber Communication Conference and Exposition (OFC/NFOEC), 2011 and the National Fiber Optic Engineers Conference*, pages 1–3, 2011.
- [42] M. Pióro and D. Medhi. *Routing, Flow, and Capacity Design in Communication and Computer Networks*. Morgan Kaufmann Publishers, July 1, 2004.

- [43] G. Retvari, P. Fodor, J. Tapolcai, and T. Cinkler. Multi-layer traffic engineering schemes in gmpls networks. In *Transparent Optical Networks, 2005, Proceedings of 2005 7th International Conference*, volume 1, pages 197–200 Vol. 1, July 2005.
- [44] A. Rosa, C. Cavdar, S. Carvalho, J. Costa, and L. Wosinska. Spectrum allocation policy modeling for elastic optical networks. In *High Capacity Optical Networks and Enabling Technologies (HONET), 2012 9th International Conference on*, pages 242–246, Dec 2012.
- [45] S. R. A. S. Rosa. Algoritmos rwa para redes Ópticas transparentes considerando limitações da camada física. *Dissertação de Mestrado: Instituto de Computação - Universidade Estadual de Campinas*, 2010.
- [46] L. Sahasrabudde, S. Ramamurthy, and B. Mukherjee. Fault management in ip-over-wdm networks: Wdm protection versus ip restoration. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 20(1):21–33, Jan 2002.
- [47] D.A. Schupke. Multilayer and multidomain resilience in optical networks. *Proceedings of the IEEE*, 100(5):1140–1148, may 2012.
- [48] Dominic A. Schupke. Analysis of p-cycle capacity in wdm networks. *Photonic Network Communications*, 12(1):41–51, 2006.
- [49] Xu Shao, Yong-Kee Yeo, Zhaowen Xu, Xiaofei Cheng, and Luying Zhou. Shared-path protection in ofdm-based optical networks with elastic bandwidth allocation. In *Optical Fiber Communication Conference and Exposition (OFC/NFOEC), 2012 and the National Fiber Optic Engineers Conference*, pages 1–3, March 2012.
- [50] A. H. L. Silva and T.A. Rodolfo. Implementação de uma arquitetura reed-solomon para uso em redes otn 10.7 gbps. *Dissertação: Pontifícia Universidade Católica do Rio Grande do Sul, Faculdade de Engenharia – Faculdade de Informática*, 2007.
- [51] T. Tanaka, A. Hirano, and M. Jinno. Impact of transponder architecture on the scalability of optical nodes in elastic optical networks. *Communications Letters, IEEE*, 17(9):1846–1848, September 2013.
- [52] Agilent Technologies. An overview of itu-t g.709”. <http://cp.literature.agilent.com/litweb/pdf/5988-3655EN.pdf>, Setembro de 2001, Estados Unidos.
- [53] M. Vigoureux, B. Berde, L. Andersson, T. Cinkler, L. Levrau, M. Ondata, D. Colle, J. Fernandez-Palacios, and M. Jager. Multilayer traffic engineering for gmpls-enabled networks. *Communications Magazine, IEEE*, 43(7):44–50, July 2005.

- [54] T. Walker. Optical transport network (otn) tutorial. *Capturado em: www.itu.int/ITU-T/studygroups/com15/otn/OTNtutorial.pdf*, Janeiro de 2007, Estados Unidos.
- [55] H. Wang and H.T. Mouftah. P-cycles in multi-failure network survivability. In *Transparent Optical Networks, 2005, Proceedings of 2005 7th International Conference*, volume 1, pages 381–384 Vol. 1, July 2005.
- [56] Qiong Wang and Gao Ying. Otn for the future transmission network. In *Photonics and Optoelectronics (SOPO), 2012 Symposium on*, pages 1–4, May 2012.
- [57] Yang Wang, Xiaojun Cao, and Yi Pan. A study of the routing and spectrum allocation in spectrum-sliced elastic optical path networks. In *Proc of IEEE, INFOCOM 2011*, pages 1503–1511, 2011.
- [58] Chen Xiaomin, A. Jukan, A. C. Drummond., and Nelson Luis Saldanha da Fonseca. A multipath routing mechanism in optical networks with extremely high bandwidth requests. In *Global Telecommunications Conference, 2009. GLOBECOM 2009. IEEE*, pages 1–6, 2009.
- [59] G. Young and Y. Koike. *Optical Transport Networks from TDM to Packet*. ITU-T Handbook, 2010.
- [60] Guoying Zhang, M. De Leenheer, A. Morea, and B. Mukherjee. A survey on ofdm-based elastic core optical networking. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, 15(1):65–87, 2013.
- [61] Guoying Zhang, M. De Leenheer, and B. Mukherjee. Optical traffic grooming in ofdm-based elastic optical networks [invited]. *Optical Communications and Networking, IEEE/OSA Journal of*, 4(11):B17–B25, Nov 2012.
- [62] Hanxi Zhang and O. Yang. Finding protection cycles in dwdm networks. In *Communications, 2002. ICC 2002. IEEE International Conference on*, volume 5, pages 2756–2760 vol.5, 2002.