

UNIVERSIDADE FEDERAL DE PERNAMBUCO
CENTRO DE TECNOLOGIA E GEOCIÊNCIAS
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA



RODRIGO CHOJI DE FREITAS

ESTRATÉGIAS PARA SOBREVIVÊNCIA
EM REDES ÓPTICAS CONSIDERANDO
PENALIDADES DA CAMADA FÍSICA

VIRTUS IMPAVIDA

RECIFE, DEZEMBRO DE 2012.

RODRIGO CHOJI DE FREITAS

**ESTRATÉGIAS PARA SOBREVIVÊNCIA
EM REDES ÓPTICAS CONSIDERANDO
PENALIDADES DA CAMADA FÍSICA**

Tese submetida ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica da Universidade Federal de Pernambuco como parte dos requisitos para obtenção do grau de **Doutor em Engenharia Elétrica**

ORIENTADOR: PROF. JOAQUIM FERREIRA MARTINS FILHO, PHD.

CO-ORIENTADOR: PROF. DR. CARMELO JOSÉ ALBANEZ BASTOS FILHO.

Recife, Dezembro de 2012.

©Rodrigo Choji de Freitas, 2012

Catálogo na fonte
Bibliotecário Marcos Aurélio Soares da Silva, CRB-4 / 1175

F866e Freitas, Rodrigo Choji de.
Estratégias para sobrevivência em Redes Ópticas considerando penalidades da camada física / Rodrigo Choji de Freitas. - Recife: O Autor, 2012.
145 folhas, il., gráfs., tabs.

Orientador: Profº Drº. Joaquim Ferreira Martins Filho.
Co-orientador: Prof.º Dr.º Carmelo José Albanez Bastos Filho.
Tese (Doutorado) – Universidade Federal de Pernambuco. CTG.
Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica, 2012.
Inclui Referências e Apêndices.

1. Engenharia Elétrica. 2.Comunicação Óptica. 3.Redes Ópticas.
4.Inteligência Computacional. 5.Relação Sinal – Ruído Óptico.. I.
Martins Filho, Joaquim Ferreira (Orientador). II. Título.

621.3 CDD (22. ed.)

UFPE
BCTG/2013-020



Universidade Federal de Pernambuco
Pós-Graduação em Engenharia Elétrica

PARECER DA COMISSÃO EXAMINADORA DE DEFESA DE
TESE DE DOUTORADO

RODRIGO CHOJI DE FREITAS

TÍTULO

**“ESTRATÉGIAS PARA SOBREVIVÊNCIA EM REDES ÓPTICAS
CONSIDERANDO PENALIDADES DA CAMADA FÍSICA”**

A comissão examinadora composta pelos professores: JOAQUIM FERREIRA MARTINS FILHO, DES/UFPE; CARMELO JOSÉ ALBANEZ BASTOS FILHO, POLI/UPE; RAUL CAMELO DE ANDRADE ALMEIDA JÚNIOR, DES/UFPE; DIVANILSON RODRIGO DE SOUZA, CIN/UFPE; IGUATEMI EDUARDO DA FONSECA, DEE/UFPB e DARLI AUGUSTO DE ARRUDA MELO, DEE/UnB, sob a presidência do primeiro, consideram o candidato **RODRIGO CHOJI DE FREITAS APROVADO**.

Recife, 13 de dezembro de 2012.

CECÍLIO JOSÉ LINS PIMENTEL
Coordenador do PPGE

JOAQUIM FERREIRA MARTINS FILHO
Orientador e Membro Titular Interno

DIVANILSON RODRIGO DE SOUSA
Membro Titular Externo

CARMELO JOSÉ ALBANEZ BASTOS FILHO
Co-Orientador e Membro Titular Externo

IGUATEMI EDUARDO DA FONSECA
Membro Titular Externo

**RAUL CAMELO DE ANDRADE ALMEIDA
JÚNIOR**
Membro Titular Externo

DARLI AUGUSTO DE ARRUDA MELLO
Membro Titular Externo

*Dedico esse trabalho à minha querida mãe Naide Choji Freitas e
ao meu saudoso pai Jatir da Costa Freitas (in memoriam).*

Às minhas irmãs Hana e Yuri.

Aos meus sobrinhos Joel, Danilo e Natan.

E a Camila da Rocha Lima de Freitas

AGRADECIMENTOS

Ao Prof. Joaquim Ferreira Martins Filho a orientação, apoio, incentivo, oportunidade e voto de confiança oferecidos.

Aos Prof. Carmelo Albanez Bastos Filho, Prof. Helder Alves Pereira e Prof. Daniel Augusto Ribeiro Chaves a cooperação e direcionamento das pesquisas desenvolvidas nesta tese.

Aos Professores do PPGEE UFPE.

Aos colegas e amigos do DINTER, em especial: Ernande Melo, Isaac Benchimol, Jucimar Maia Jr., Neide Alves e Raimundo Corrêa.

Ao amigos do Laboratório de Fotônica da UFPE / POLI-UPE: André Xavier, David Rafael, Renan Carvalho e Rodrigo Lira.

Aos primeiros integrantes do Grupo de Redes Ópticas da UEA-EST: Edluce Leitão, Etzel Santos, Katiane Cavalcante, Lucas Costa, Kevin Quispe, Nayane Aragão, Silvia Costa e Yasmine Souza.

Aos professores da ENS-UEA, na pessoa das Professoras Clarice Zita Sanches, Maria Amélia e Neylane Pimenta.

À coordenação do DINTER em Manaus: Prof. Francis Wagner, Fred e Prof. Antenor.

Aos colegas e amigos do TJAM.

Aos amigos de longa data: Elisangela Travassos, Iramara Sobrinho, José Ruben Sicchar, Willen Noel e William Silva.

Aos meus pais e à minha família por terem me proporcionado o apoio necessário para chegar até aqui.

À Camila da Rocha Lima de Freitas a espera, paciência, compreensão e companheirismo nessa longa jornada.

Finalmente, gostaria de agradecer à FAPEAM e CAPES o suporte financeiro e ao programa de pós-graduação em engenharia elétrica da UFPE.

RODRIGO CHOJI DE FREITAS

Universidade Federal de Pernambuco

13 de Dezembro de 2012

Onde há verdade há verdadeiro conhecimento.

Onde há conhecimento verdadeiro há sempre alegria.

— **Gandhi**

Resumo da Tese apresentada à UFPE como parte dos requisitos necessários para a obtenção do grau de Doutor em Engenharia Elétrica

**ESTRATÉGIAS PARA SOBREVIVÊNCIA EM REDES
ÓPTICAS CONSIDERANDO PENALIDADES DA
CAMADA FÍSICA**

Rodrigo Choji de Freitas

Dezembro/2012

Orientador: Prof. Joaquim Ferreira Martins Filho, PhD.

Co-Orientador: Prof. Dr. Carmelo José Albanez Bastos Filho.

Área de Concentração: Comunicações

Palavras-chaves: Comunicações ópticas, *RWA*, Redes Ópticas, Sobrevivência, Proteção, Restauração, Inteligência computacional, Relação sinal-ruído óptica.

Número de páginas: 145

Nesta tese é investigado um importante tópico concernente às redes totalmente ópticas: sobrevivência à ocorrência de falhas. Garantir tolerância a falhas é um requisito indispensável para as atuais redes ópticas de alta capacidade, principalmente porque elas transportam um grande volume de dados e, caso alguma interrupção no tráfego ocorra e que não possa ser solucionada imediatamente, uma perda significativa de informação é inevitável, provocando transtornos técnicos e, sobretudo, econômicos.

Um outro tema tratado neste trabalho diz respeito às penalidades impostas a um sinal, oriundas de uma rede totalmente óptica. Nestas infraestruturas de rede, o sinal óptico não é regenerado a cada nó. Portanto, é importante que as soluções que garantem resiliência à rede óptica levem em consideração também a degradação do sinal óptico.

A pesquisa desenvolvida neste trabalho visa a contribuir com a área de sobrevivência em redes totalmente ópticas, a partir da proposição de novos algoritmos de restauração e proteção que, além de garantir a resiliência de uma chamada contra falhas, também encontrem uma rota que seja adequada.

Abstract of Thesis presented to UFPE as a partial fulfillment of the requirements for the degree of
Doctor in Electrical Engineering

**STRATEGIES FOR OPTICAL NETWORKS
SURVIVABILITY TAKING INTO ACCOUNT
PHYSICAL LAYER IMPAIRMENTS**

Rodrigo Choji de Freitas

December/2012

Supervisor: Prof. Joaquim Ferreira Martins Filho, PhD.

Co-Supervisor: Prof. Dr. Carmelo José Albanez Bastos Filho.

Area of Concentration: Communications

Keywords: Optical communications, RWA, Optical Networks, Survivability, Protection, Restoration, Intelligent Computation, Optical Signal-to-Noise Ratio.

Number of pages: 145

This thesis presents the research in an important topic about all-optical networks: survivability against failures. Ensuring resilience to failures is an indispensable requirement for current all-optical networks, mainly because they carry a huge amount of data and, in the case of a traffic interruption, a significant loss will be inevitable, leading to technical troubles and revenue losses.

Another topic addressed in this work concerns the impairments imposed to a signal that arise from an all-optical network. In these network infrastructures the optical signal is not regenerated in each node. Therefore, it is important that the survivability solutions take into account the optical signal degradation.

The research developed in this work aims at proposing new restoration and protection algorithms that both ensure resilience to a call and find an appropriate route.

LISTA DE SIGLAS

Sigla	Descrição	Significado
ACO	Ant colony optimization	Otimização por colônia de formigas.
APS	Automatic Protection Switching	Comutação de proteção automática.
ASE	Amplified Spontaneous Emission	Emissão espontânea amplificada
BER	Bit Error Rate.	Taxa de erro de bit
E/O	Conversão eletro-óptica	Conversão do sinal elétrico em óptico
EDFA	Erbium Doped Fiber Amplifier	Amplificador à fibra dopada com Érbio
FF	First Fit	Atribuição de comprimento de onda por primeiro ajuste.
FWM	Four Wave Mixing	Mistura de quatro ondas.
GMPLS	Generalized multi-protocol label switching	Comutação rotulada multi-protocolo generalizada.
IRWA	Impairment aware routing and wavelength assignment	Roteamento e atribuição de comprimento de onda que levam em consideração a camada física.
ITU-T	International Telecommunication Union	União internacional de telecomunicações
LASER	Light Amplification by Stimulated Emission of Radiation	Amplificação de luz por emissão estimulada de radiação
LRW	Least resistance weight routing	Roteamento por menor resistência.
MH	Minimum number of hops routing	Roteamento por menor número de saltos.
MTTF	Mean time to failure	Tempo médio para ocorrência de falha.
O/E/O	Conversão eletro-óptica-elétrica	Conversão do sinal óptico em elétrico e depois em óptico
OADM	Optical Add/Drop Multiplexer	Multiplexador óptico de adição e remoção de comprimentos de onda
OSNR	Optical Signal-to-Noise Ratio	Relação sinal-ruído óptica
OSNR-R	Optical Signal-to-Noise Ratio Routing	Roteamento baseado na degradação da relação sinal-ruído óptica
PMD	Polarization Mode Dispersion	Dispersão do modo de polarização
PROTON	Path restoration based on OSNR for transparent optical networks	Restauração por caminho baseada em OSNR para redes ópticas transparentes.

Sigla	Descrição	Significado
PSO	Particle Swarm Optimization	Algoritmo de otimização por enxame de partículas.
PSR	Power Series Routing	Roteamento utilizando séries de potência.
PSR-RESTORE	Power Series Routing for path restoration	Roteamento utilizando séries de potência para restauração por caminho.
QoS	Quality of Service	Qualidade de serviço
QoT	Quality of transmission	Qualidade de transmissão.
R	Random Wavelength assignment	Atribuição de comprimento de onda aleatória.
RWA	Routing and Wavelength Assignment	Roteamento e atribuição de comprimento de onda
SP	Shortest Path.	Menor caminho
SPM	Self-Phase Modulation	Auto-modulação de fase
TIRF	Taxa de insucesso no restabelecimento de falha	
WDM	Wavelength Division Multiplexing	Multiplexação por divisão em comprimento de onda
XPM	Cross-Phase Modulation	Modulação cruzada de fase

LISTA DE SÍMBOLOS

Simbologia	Descrição
S	Conjunto de especificações de serviços aceitáveis ou providos pelo sistema
E	Conjunto de fatores aos quais um sistema está sujeito
D	Combinações de valores dentre os elementos do conjunto E
V	Relação entre os conjuntos especificados de serviços aceitáveis e as combinações de valores dos elementos pertencentes a E
T	Subconjunto de todas as combinações possíveis da relação $S \times S \times D$
P	Probabilidade de serviço ser utilizado
R_1, R_2, \dots, R_n	Rota de trabalho
S_1, S_2, \dots, S_n	Rota de proteção
PB_λ	Probabilidade de bloqueio devido à falta de comprimento de onda
PB_{QoT}	Probabilidade de bloqueio devido à falta de qualidade de transmissão
n_s	Nó origem
n_d	Nó destino
$qtd_{(restauradas)}$	Quantidade de chamadas restauradas
$qtd_{(afetadas)}$	Quantidade de chamadas afetadas em razão de falha
$T(n, e)$	Topologia composta de nós e enlaces
α_i	Quantidade de chamadas que obtém sucesso no processo de restauração em cada um dos enlaces vinculados a cada um dos nós danificados
β_i	Quantidade de chamadas interrompidas em cada um dos enlaces vinculados a cada um dos nós danificados
$QoT_{(n_s, n_d, w)}$	Qualidade de transmissão apresentada no caminho óptico
k_{max}	Quantidade máxima de tentativas para restauração de chamada
λ	Comprimento de onda
$\lambda_{i,j}^a$	Número de canais não ativos no enlace entre nós i e j .
$\lambda_{i,j}^T$	Números de comprimentos de onda disponíveis entre os nós i e j
$\lambda_{i,j}^U$	Números de comprimentos de onda ativos entre os nós i e j
$\min_i(\bar{P}_{vizinho})$	Posição da partícula vizinha a i mais apta (com maior força)
$\pi(i, j)$	Representa todas as rotas possíveis entre os nós i e j

Simbologia	Descrição
a_n	Coefficientes da série de potências
B_0	Largura de banda a 3 dB do filtro óptico
b_{n_0, n_1, \dots, n_k}	Coefficientes da série de potências
c_1	Constante de ajuste de velocidade no PSO
c_2	Constante de ajuste de velocidade no PSO
$C_{i,j}^A$	Número de comprimentos de onda disponíveis no enlace que interliga os nós i e j
$C_{i,j}^T$	Número total de comprimentos de onda no enlace que interliga os nós i e j
C_{max}^T	Número máximo de comprimentos de onda
$d_{i,j}$	Comprimento do enlace que interliga os nós i e j
I_{PSO}	Número máximo de iterações executado pelo PSO
L	Comprimento da fibra óptica
L_{Dx}	Perda do demultiplexador
L_{Em}	Perda da emenda em dB
L_{Mx}	Perda do multiplexador
L_{Sw}	Perda do <i>switch</i>
L_{rede}	Carga da rede
M	Número de fibras de entrada que chegam a um nó da rede óptica
N	Número de termos da série de potência utilizada em PSR
NF	Figura de ruído
$OSNR$	Relação sinal ruído óptica
$osnr_{in}$	Relação sinal ruído na entrada de um dispositivo em escala linear
$OSNR_{in}$	Relação sinal ruído na entrada de um dispositivo em escala de dB
$OSNR_{laser}$	Relação sinal ruído especificada pelo fabricante do LASER
$osnr_{out}$	Relação sinal ruído na saída do dispositivo em escala linear
$OSNR_{out}$	Relação sinal ruído na saída do dispositivo em escala de dB
$OSNR_{QoS}$	Nível mínimo aceitável para relação sinal ruído utilizado como critério de qualidade de serviço
p_i	Vetor que armazena a melhor posição encontrada pela partícula i

Simbologia	Descrição
P_{in}	Potência óptica do sinal na entrada do sistema
P_{sat}	Potência de saturação na saída do amplificador
$P_{Sw_j}(\lambda)$	Potência do sinal óptico na j -ésima porta do <i>switch</i> no comprimento de onda λ
$P_{Sw_{i,j}}(\lambda)$	Potência do sinal óptico na j -ésima porta do <i>switch</i> no i -ésimo enlace no comprimento de onda λ
P_{laser}	Potência do sinal do LASER
P_{out_i}	Potência óptica de sinal ao final de uma cascata de i enlaces
$P_{ruído}$	Potência de ruído óptico
P_{sinal}	Potência do sinal óptico
P_{SSE}	Potência de ruído SSE na saída do LASER
PB	Probabilidade de bloqueio
p_{gd}	d -ésima componente do vetor de melhor posição encontrado pela melhor partícula na vizinhança (PSO)
$\vec{p}_{vizinho}$	Posição de uma partícula vizinha
$R_{i,j}^\lambda$	Rota determinada pelo algoritmo OSNR-R, entre os nós i e j , que maximiza o valor da $OSNR_{out}$
\vec{v}_i	Velocidade da i -ésima partícula no enxame (PSO)
v_{id}	d -ésima componente do vetor \vec{v}_i
v_{max}	Velocidade máxima permitida por dimensão no PSO
v_{min}	Velocidade mínima permitida por dimensão no PSO
W	Número de comprimentos de onda em cada enlace da rede
$w_{i,j}$	Função custo do enlace correspondente ao enlace que interliga os nós i e j
\vec{x}_i	Posição atual da partícula i
$x_{i,j}$	Ocupação do enlace
x_k	Variável de função $f(\vec{x}_k)$
$y_{i,j}$	Comprimento normalizado do enlace (PSR)

LISTA DE FIGURAS

1.1	Organograma dos algoritmos de restauração e proteção propostos nesta pesquisa. . .	26
2.1	Categorias da área de resiliência em redes de comunicações.	28
2.2	Critérios de classificação em sobrevivência de redes ópticas: (a) definição da(s) camada(s) em que será(ão) implementados as estratégias de sobrevivência; (b) a estratégia de sobrevivência será executada antes ou no exato momento de ocorrência da falha; (c) no caso de estratégias de sobrevivência que reservam recursos <i>a priori</i> é necessário definir se estes recursos serão dedicados ou compartilhados; (d) definição se as estratégias tratarão de somente chamadas de mesmo domínio ou será estendida para outros domínios; (e) decisão se a estratégia de sobrevivência será fim-a-fim, ou contornará apenas o elemento que falhou ou fará uma combinação dos dois.	30
2.3	Rota principal x rota de proteção.	32
2.4	Dinâmica de um protocolo simples <i>APS</i>	33
2.5	Exemplo ilustrativo de proteção dedicada 1+1.	34
2.6	Ilustração da regra fundamental da proteção compartilhada.	35
2.7	Fases do processo de restauração: (a) Dada a ocorrência de uma falha, o nó origem da conexão interrompida deve enviar uma mensagem em difusão a todos os elementos da rede com o objetivo de alcançar o nó destino e estabelecer uma rota alternativa candidata; (b) O nó destino envia uma mensagem de confirmação ao nó-origem pela rota alternativa candidata, informando que tomou conhecimento da falha e da rota alternativa candidata; (c) A rota alternativa é eleita.	37
2.8	A principal característica da restauração por caminho é que os nós origem e destino da chamada interrompida participam do seu processo de restabelecimento, isto é, eles precisam tomar conhecimento da falha por meio de mensagens.	37
2.9	A principal característica da restauração por enlace é que os nós origem e destino da chamada interrompida não precisam tomar conhecimento da falha. Apenas os nós imediatamente adjacentes à falha é que tomam ciência do problema.	38
2.10	A principal característica da restauração por subcaminho é que há o estabelecimento de um trecho de rota entre o nó que antecede a falha e o nó destino da conexão. . . .	38
3.1	Topologia Pacific Bell.	46

3.2	Número médio de comprimentos de onda usado por enlace em função do número de chamadas simuladas, quando 16 comprimentos de onda são empregados em cada enlace.	46
3.3	Número médio de comprimentos de onda usado por enlace em função do número de chamadas simuladas, quando 21 comprimentos de onda são empregados em cada enlace.	47
3.4	Número médio de comprimentos de onda usado por enlace em função do número de chamadas simuladas, quando 40 comprimentos de onda são empregados em cada enlace.	47
3.5	TIRF em função da carga da rede, considerando 16 comprimentos de onda e falha simples em enlace.	51
3.6	TIRF em função da carga da rede, considerando 21 comprimentos de onda e falha simples em enlace.	52
3.7	TIRF em função da carga da rede, considerando 40 comprimentos de onda e falha simples em enlace.	52
3.8	Gráfico <i>boxplot</i> da TIRF para os algoritmos de restauração considerando 16 comprimentos de onda por enlace.	53
3.9	Gráfico <i>boxplot</i> da TIRF para os algoritmos de restauração considerando 21 comprimentos de onda por enlace.	54
3.10	Gráfico <i>boxplot</i> da TIRF para os algoritmos de restauração considerando 40 comprimentos de onda por enlace.	54
3.11	TIRF em função da carga da rede, considerando 16 comprimentos de onda por enlace e falha dupla em enlace.	58
3.12	TIRF em função da carga da rede, considerando 21 comprimentos de onda por enlace e falha dupla em enlace.	59
3.13	TIRF em função da carga da rede, considerando 40 comprimentos de onda por enlace e falha dupla em enlace.	59
3.14	Gráfico <i>Boxplot</i> da taxa de insucesso na restauração de falha dupla considerando 16 comprimentos de onda.	60
3.15	Gráfico <i>Boxplot</i> da taxa de insucesso na restauração de falha dupla considerando 21 comprimentos de onda.	60
3.16	Gráfico <i>Boxplot</i> da taxa de insucesso na restauração de falha dupla considerando 40 comprimentos de onda.	61
3.17	TIRF em função da carga da rede considerando 16 comprimentos de onda por enlace e falha em nó.	64
3.18	TIRF em função da carga da rede considerando 21 comprimentos de onda por enlace e falha em nó.	65
3.19	TIRF em função da carga da rede considerando 40 comprimentos de onda por enlace e falha em nó.	65
3.20	Gráfico <i>boxplot</i> da TIRF considerando 16 comprimentos de onda por enlace e falha em nó.	66

3.21	Gráfico <i>boxplot</i> da TIRF considerando 21 comprimentos de onda por enlace e falha em nó.	66
3.22	Gráfico <i>boxplot</i> da TIRF considerando 40 comprimentos de onda por enlace e falha em nó.	67
3.23	Representação do processo de restauração por enlace.	68
3.24	Representação do processo de restauração por enlace considerando o nó mais conectado.	69
3.25	Representação do processo de restauração por enlace considerando limite de tentativas vinculado ao nó mais conectado.	71
3.26	Representação do processo de restauração por subcaminho considerando o nó mais conectado.	73
3.27	Representação do processo de restauração por subcaminho com limite de tentativas vinculado ao nó mais conectado.	74
3.28	Topologia usada nas simulações desta seção. Os número nos enlaces identificam o seus comprimentos em quilômetros.	74
3.29	Taxa de insucesso na recuperação de falha em função da carga da rede, considerando as seis abordagens propostas nas seções anteriores.	75
3.30	TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Pacific Bell modificada, 20 comprimentos de onda e 90 erlangs.	80
3.31	TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Pacific Bell modificada, 40 comprimentos de onda e 90 erlangs.	81
3.32	TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Finlândia, 20 comprimentos de onda e 90 erlangs.	82
3.33	TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Finlândia, 40 comprimentos de onda e 90 erlangs.	83
3.34	Boxplot da TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Pacific Bell modificada, 20 comprimentos de onda e 90 erlangs.	84
3.35	Boxplot da TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Pacific Bell modificada, 40 comprimentos de onda e 90 erlangs.	84
3.36	Boxplot da TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Finlândia, 20 comprimentos de onda e 90 erlangs.	85
3.37	Boxplot da TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Finlândia, 40 comprimentos de onda e 90 erlangs.	85
3.38	TIRF em função da carga da rede considerando a topologia Pacific Bell modificada e 10 comprimentos de onda.	90
3.39	TIRF em função da carga da rede considerando a topologia Pacific Bell modificada e 20 comprimentos de onda.	91
3.40	TIRF em função da carga da rede considerando a topologia Pacific Bell modificada e 40 comprimentos de onda.	92
4.1	Diagrama de Venn - conjunto de possibilidades para satisfação do critério de restrição.	97
4.2	Aplicação do critério de restrição em proteção por caminho alternativo compartilhado.	99

4.3	Relaxamento do critério de restrição em proteção por caminho alternativo compartilhado.	99
4.4	Relaxamento do critério de restrição em proteção por caminho alternativo compartilhado.	100
4.5	Topologia Finlândia. Os números sobre os enlaces indicam as distâncias em <i>km</i>	106
4.6	Topologia Pacific Bell. Os números sobre os enlaces indicam as distâncias em <i>km</i>	106
4.7	Taxa de proteção em função do limite de compartilhamento para o cenário de 20 comprimentos de onda por enlace, 60 erlangs, topologia Finlândia.	107
4.8	Taxa de vulnerabilidade em função do limite de compartilhamento para o cenário de 20 comprimentos de onda por enlace, 60 erlangs, topologia Finlândia.	108
4.9	Taxa de proteção, taxa de vulnerabilidade e probabilidade de bloqueio para diferentes limites de compartilhamento, para o cenário de 20 comprimentos de onda por enlace, 60 erlangs, topologia Finlândia.	110
4.10	Gráfico <i>boxplot</i> da taxa de proteção para cada algoritmo de proteção para $LC = 1$, 20 comprimentos de onda, carga de 60 erlangs e topologia Finlândia.	111
4.11	Gráfico <i>boxplot</i> da taxa de proteção para cada algoritmo de proteção para $LC = 1$, 20 comprimentos de onda, carga de 60 erlangs e topologia Finlândia.	112
4.12	Taxa de proteção, taxa de vulnerabilidade e probabilidade de bloqueio para diferentes limites de compartilhamento, para o cenário de 40 comprimentos de onda por enlace, 60 erlangs, topologia Finlândia.	114
4.13	Taxa de proteção, taxa de vulnerabilidade e probabilidade de bloqueio para diferentes limites de compartilhamento, para o cenário de 20 comprimentos de onda por enlace, 60 erlangs, topologia Pacific Bell.	115
4.14	Taxa de proteção, taxa de vulnerabilidade e probabilidade de bloqueio para diferentes limites de compartilhamento, para o cenário de 40 comprimentos de onda por enlace, 60 erlangs, topologia Pacific Bell.	116
4.15	TIRF em função da probabilidade de bloqueio para a topologia Pacific Bell com 20 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 60 erlangs.	119
4.16	TIRF em função da probabilidade de bloqueio para a topologia Pacific Bell com 40 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 60 erlangs.	120
4.17	TIRF em função da probabilidade de bloqueio para a topologia Finlândia com 20 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 60 erlangs.	121
4.18	TIRF em função da probabilidade de bloqueio para a topologia Finlândia com 40 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 60 erlangs.	122
4.19	Taxa de proteção em função da taxa de vulnerabilidade em função da probabilidade de bloqueio para a topologia Pacific Bell com 20 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 90 erlangs.	124
4.20	Taxa de proteção em função da taxa de vulnerabilidade em função da probabilidade de bloqueio para a topologia Pacific Bell com 40 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 90 erlangs.	125
A.1	Arquitetura dos nós transparentes.	132

A.2	Arquitetura dos nós translúcidos.	132
A.3	Arquitetura dos enlaces ópticos.	133

LISTA DE TABELAS

3.1	Probabilidade de bloqueio devido a BER e probabilidade de bloqueio devido a falta de comprimento de onda para 16, 21 e 40 comprimentos de onda, considerando os algoritmos <i>SP</i> , <i>MH</i> , <i>LRW</i> e <i>OSNR-R</i>	46
3.2	Parâmetros de simulação padrão.	48
3.3	Comparação de desempenho entre os esquemas de restauração por enlace, restauração por subcaminho e restauração por caminho, considerando a taxa de insucesso na recuperação de falha em função da carga de rede.	77
4.1	Tabela de Wilcoxon da taxa de proteção: $LC = 1$, 20 comprimentos de onda, carga de 60 erlangs e topologia Finlândia.	112
4.2	Tabela de Wilcoxon da taxa de vulnerabilidade: $LC = 1$, 20 comprimentos de onda, carga de 60 erlangs e topologia Finlândia.	112

LISTA DE ALGORITMOS

3.1	Pseudocódigo do algoritmo de restauração por caminho baseada em OSNR - <i>PROTON</i> .	44
3.2	Pseudocódigo do processo de simulação de falha simples em enlace.	50
3.3	Pseudocódigo do processo de simulação de falha dupla em enlace.	57
3.4	Pseudocódigo do processo de simulação de falha em nó.	63
3.5	Pseudocódigo do algoritmo de restauração por enlace baseada em OSNR para falha simples de enlace.	68
3.6	Pseudocódigo do algoritmo de restauração por enlace baseada em OSNR considerando o nó mais conectado.	70
3.7	Pseudocódigo do algoritmo de restauração por enlace baseada em OSNR com limite de tentativas vinculado ao grau do nó mais conectado.	71
3.8	Restauração por subcaminho baseada em OSNR.	72
3.9	Pseudocódigo do algoritmo de restauração <i>k-PROTON</i>	79
3.10	Pseudocódigo do <i>PSR-RESTORE</i>	89
3.11	Pseudocódigo do PSO-simula-falha.	89
4.1	Pseudocódigo do algoritmo de proteção por caminho baseada em OSNR e com limitação de compartilhamento - <i>OSNR-PP</i>	104
4.2	Pseudocódigo para contabilização das chamadas vulneráveis.	105
4.3	Pseudocódigo do processo de simulação de falha simples em enlace.	117
4.4	Pseudocódigo do processo de simulação de falha dupla em enlace.	118
4.5	Pseudocódigo do algoritmo de atribuição de comprimento de onda de reserva <i>least shared</i>	123
4.6	Pseudocódigo do algoritmo de atribuição de comprimento de onda de reserva <i>most shared</i>	123

SUMÁRIO

1	INTRODUÇÃO	22
1.1	Contextualização	22
1.2	Motivação e escopo desta tese	25
1.3	Organização da tese	26
2	SOBREVIVÊNCIA EM REDES ÓPTICAS	27
2.1	Critérios de classificação dos métodos de sobrevivência em redes de comunicações	29
2.1.1	Critério de sobrevivência quanto à camada	29
2.1.2	Critério de sobrevivência quanto ao mecanismo	30
2.1.3	Critério de sobrevivência quanto ao compartilhamento de recursos	31
2.1.4	Critério de sobrevivência quanto ao domínio	31
2.1.5	Critério de sobrevivência quanto ao escopo	31
2.2	Proteção em redes ópticas	32
2.2.1	Compartilhamento de recursos em sobrevivência de redes ópticas	33
2.3	Restauração em redes ópticas	36
2.3.1	Restauração por caminho	36
2.3.2	Restauração por enlace	37
2.3.3	Restauração por subcaminho	38
2.4	Características de diferenciação de qualidade de serviço em sobrevivência de redes ópticas	38
2.4.1	Qualidade de resiliência	39
2.4.2	Operacionalização de serviço	40
3	CONTRIBUIÇÕES EM RESTAURAÇÃO DE REDES TOTALMENTE ÓPTICAS	42
3.1	Introdução	43
3.2	Algoritmo de restauração <i>PROTON</i>	44
3.3	Metodologia de simulação de falha	45
3.3.1	Configuração de simulação	47
3.4	Modelo analítico OSNR	48
3.5	Algoritmo <i>PROTON</i> aplicado ao restabelecimento de chamadas considerando falha simples em enlace de redes ópticas transparentes	49
3.5.1	Introdução	49

3.5.2	Pseudocódigo do processo de simulação de falha simples em enlace	50
3.5.3	Resultados do algoritmo <i>PROTON</i> para o cenário de falha simples em enlace	50
3.6	Algoritmo <i>PROTON</i> aplicado ao restabelecimento de chamadas considerando falha dupla em enlace de redes ópticas transparentes	54
3.6.1	Introdução	55
3.6.2	Pseudocódigo do processo de simulação de falha dupla em enlace	56
3.6.3	Resultados do algoritmo <i>PROTON</i> para o cenário de falha dupla em enlace	58
3.7	Algoritmo <i>PROTON</i> aplicado ao restabelecimento de chamadas considerando falha em nó de redes ópticas transparentes	61
3.7.1	Introdução	61
3.7.2	Pseudocódigo do processo de simulação de falha em nó.	62
3.7.3	Resultados do algoritmo <i>PROTON</i> para o cenário de falha em nó	63
3.8	Novos algoritmos de restauração por enlace e restauração por subcaminho baseados na relação sinal-ruído óptico aplicados à resiliência de redes ópticas transparentes	67
3.8.1	Algoritmo de restauração por enlace baseado em OSNR	67
3.8.2	Algoritmo de restauração por enlace baseada em OSNR considerando o nó mais conectado	69
3.8.3	Algoritmo de restauração por enlace baseado em OSNR com limite de tentativas vinculado ao grau do nó mais conectado	70
3.8.4	Algoritmo de restauração por subcaminho baseado em OSNR	72
3.8.5	Algoritmo de restauração por subcaminho baseada em OSNR considerando o nó mais conectado.	72
3.8.6	Algoritmo de restauração por subcaminho baseada em OSNR, com limite de tentativas vinculado ao nó mais conectado.	73
3.8.7	Resultados e avaliação de desempenho dos esquemas de restauração por enlace e restauração por subcaminho.	74
3.9	Algoritmo <i>PROTON</i> aplicado ao restabelecimento de chamadas considerando falha simples em enlace e limitação de tentativas em redes ópticas transparentes	77
3.9.1	Introdução	78
3.9.2	Pseudocódigo do processo de simulação de falha simples com k -tentativas de busca de rota alternativa	78
3.9.3	Resultados obtidos pelo algoritmo k - <i>PROTON</i>	79
3.10	Algoritmo PSR restauração por caminho (<i>PSR-RESTORE</i>)	86
3.10.1	Introdução	86
3.10.2	Resultados obtidos pelo algoritmo <i>PSR-RESTORE</i>	89
3.11	Considerações finais do capítulo	92
4	CONTRIBUIÇÕES EM PROTEÇÃO DE REDES TOTALMENTE ÓPTICAS	94
4.1	Introdução	95
4.2	Restrição ao compartilhamento de recursos em proteção por caminho	96

4.3 Proposição de formalização matemática da restrição ao compartilhamento de recursos	96
4.3.1 Premissas básicas da restrição ao compartilhamento de recursos	97
4.3.2 Relações que garantem a restrição ao compartilhamento de recursos	98
4.3.3 Relações ordinárias da restrição ao compartilhamento de recursos	98
4.4 Relaxamento da restrição ao compartilhamento de recursos em proteção por caminho	98
4.5 Confiabilidade de melhor-esforço aplicada ao compartilhamento de caminho óptico de reserva	100
4.6 Limitação da confiabilidade de melhor-esforço aplicada ao compartilhamento de caminho óptico de reserva	101
4.7 Algoritmo de proteção <i>OSNR-PP</i>	102
4.7.1 Resultados obtidos pelo algoritmo <i>OSNR-PP</i>	105
4.8 Algoritmo Proteção híbrida	117
4.8.1 Resultados obtidos pelo algoritmo de proteção híbrida	118
4.9 Novos algoritmos de atribuição de comprimento de onda - <i>least shared</i> e <i>most shared</i>	122
4.9.1 Algoritmo de atribuição de comprimento de onda de reserva <i>least shared</i> . . .	123
4.9.2 Algoritmo de atribuição de comprimento de onda de reserva <i>most shared</i> . . .	123
4.9.3 Resultados obtidos pelos algoritmos <i>MS</i> e <i>LS</i>	124
4.10 Considerações finais do capítulo	125
5 CONSIDERAÇÕES FINAIS	127
5.1 Contribuições da Tese	127
5.2 Discussões	128
5.3 Sugestões para trabalhos futuros	129
Apêndice A MODELAGEM DA CAMADA FÍSICA	131
Apêndice B LISTA DE PUBLICAÇÕES	138
B.1 Artigos publicados	138
B.2 Artigo convidado para apresentação	139
B.3 Artigo submetido	139
REFERÊNCIAS	140

CAPÍTULO 1

INTRODUÇÃO

O homem erudito é um descobridor de fatos que já existem - mas o homem sábio é um criador de valores que não existem e que ele faz existir.

— Albert Einstein

1.1 Contextualização

Comunicar-se é uma necessidade intrínseca à natureza do ser humano. Entretanto, este anseio se tornou explícito na pré-história, quando o homem passou a viver em sociedade. Nesse período, seus pensamentos, seu cotidiano, suas experiências pessoais e coletivas passaram a ser expressas por meio de pinturas rupestres, artefatos de pedra e madeira e em argila. A transição dessa era pré-histórica para o período histórico ocorrera com o surgimento de um novo paradigma de comunicação - a escrita. A partir desse momento, os acontecimentos passaram a ser datados. Avançando na história das comunicações, chega-se à invenção do jornal, ocorrida em Roma, no ano de 59 a.C., cujo intuito era manter os cidadãos romanos informados sobre os principais eventos políticos e sociais [1]. Mais um salto na cronologia de evolução das comunicações, chega-se a 1835, ano da invenção do telégrafo, pelos americanos Joseph Henry e Samuel Morse [2], que foi substituído pela invenção de Antonio Meucci em 1860, o telefone [3]. Já nos anos iniciais do século XX, ocorre a criação do rádio por Guglielmo Marconi e pelo padre Roberto Landell de Moura [4]. No final do primeiro quarto

do século *XX*, acontece a fusão dos recursos gráficos providos pelo jornal com os componentes de áudio do rádio, culminando na invenção da televisão [5]. Finalmente, depara-se com o atual marco das comunicações, tendo como protagonistas o computador e a *Internet*, possibilitando ao homem um grande avanço neste processo evolutivo.

A *Internet* tem revolucionado o mundo das comunicações como nenhuma outra invenção, tecnologia ou paradigma foram capazes de fazer antes. O advento do telégrafo, do telefone, do rádio e do computador possibilitaram esta integração de capacidades, sem precedentes. A *Internet* é ao mesmo tempo, um mecanismo de disseminação da informação e divulgação mundial e um meio para colaboração e interação entre indivíduos via seus respectivos computadores, independentemente de suas localizações geográficas [6]. Deste modo, a *Internet* se transformou em uma fonte permanente e crescente de demanda por novos serviços e aplicações (dados, áudio, imagens e vídeos), exigindo cada vez mais capacidade da rede (largura de banda) [7].

Com o contínuo aumento da capacidade de rede demandada pelos serviços de *Internet* e também, pelo aumento das suas respectivas taxas de transmissão, é requerido o uso de sistemas de comunicações capazes de contemplar estas duas propriedades. A tecnologia que pode atender satisfatoriamente a estas exigências é a de comunicações ópticas [7; 8]. A alta capacidade de transmissão da fibra óptica (a banda disponível é de aproximadamente 25 Thz , cerca de 1.000 vezes maior do que todo o espectro de rádio frequência utilizável no planeta Terra [9]), aliada ao seu baixo custo e confiabilidade tornam as comunicações ópticas uma solução adequada para suprir os atuais serviços de comunicações de alta capacidade [10].

Em sentido mais restrito, o sistema de comunicações ópticas pode ser entendido como uma rede de dados que provê uma infra-estrutura comum a uma variedade de serviços e que são flexíveis quanto ao controle de largura de banda a ser alocada a um cliente [7]. Uma rede óptica tem a abstração de sua representação realizada por meio de um grafo, em que os vértices (nós) representam os usuários que são interligados por arestas (enlaces), que denotam o meio de comunicação - fibra óptica.

As redes ópticas são divididas em duas gerações. Na primeira geração, a fibra óptica foi usada apenas como meio de transmissão ponto-a-ponto, em substituição aos tradicionais cabos metálicos. Todas as funções de processamento, regeneração, comutação e roteamento eram realizadas no domínio elétrico [11], ou seja, a eletrônica de um nó em uma topologia de rede óptica deveria não apenas tratar dos dados endereçados a ele, mas também daqueles destinados a outros nós. Deste modo, se estes últimos fossem roteados sem a utilização de processamento eletrônico, isto é, em domínio óptico, a sobrecarga do nó seria significativamente reduzida [7]. Esta abordagem é uma das

principais características da segunda geração de redes ópticas, cuja arquitetura de rede é baseada no roteamento por comprimento de onda. A rede provê caminhos ópticos¹ a seus usuários. Em casos em que existam conversores de comprimento de onda disponíveis, caminhos ópticos podem ser convertidos de um comprimento de onda para outro. Diferentes caminhos ópticos em uma rede roteada por comprimento de onda podem usar o mesmo comprimento de onda, desde que eles não compartilhem enlaces em comum [7]. A incorporação de algumas funções de comutação e de roteamento ao domínio óptico, proporcionando a redução de custo com equipamentos elétricos, também é um marco da segunda geração de redes ópticas [7].

Um dos principais legados da segunda geração de redes ópticas é que os serviços podem ser transparentes aos dados que são roteados por um caminho óptico. Isto permite com que as redes ópticas transparentes, também chamadas de redes totalmente ópticas, possam atingir altas taxas de transmissão a baixo custo, transportando dados de uma origem até um destino somente no domínio óptico. Dentre as principais vantagens deste tipo de rede é possível citar: economia de energia, menor custo, maior taxa de transmissão e independência do formato dos dados [12]. Por outro lado, figuram como suas desvantagens: o custo alto para incluir a capacidade de conversão de comprimento de onda, o uso mais ineficiente dos comprimentos de onda (para redes ópticas sem conversão) e, principalmente, o acúmulo de degradação do sinal [12].

Um dos principais desafios em redes totalmente ópticas é garantir a qualidade do sinal entre a origem e o destino da transmissão [7; 13]. Portanto, nesses tipos de rede é fundamental considerar a degradação acumulada no sinal durante o processo de transmissão, devido às características do meio e aos dispositivos que compõem a camada física [14; 15; 16], ou seja, é necessário que os algoritmos que definem a rota (roteamento) e os algoritmos que definem um canal para transmissão dos dados (atribuição de comprimento de onda) considerem as penalidades impostas pela camada física [13].

- **Sobrevivência em redes ópticas**

Prover resiliência contra falhas é um importante e fundamental requisito para as atuais redes ópticas de alta capacidade, pois estas transportam um grande volume de dados e, caso algum problema ocorra e que não possa ser solucionado imediatamente, uma perda volumosa de informação é inevitável, provocando transtornos técnicos e, sobretudo, econômicos.

Dentre as principais causas de falha [7; 11] podem ser citadas:

¹É a combinação entre uma rota disponível (entre o nó origem e o nó destino de uma chamada) e um comprimento de onda livre em cada enlace da rota.

- ▷ Erro humano: ao escavar uma parte de um terreno, um operador de retroescavadeira pode romper acidentalmente um cabo óptico, interrompendo o tráfego de dados. Outra situação que pode ser classificada como erro humano diz respeito à má operação do equipamento, quando, por exemplo, um operador se equivoca na operação de algum equipamento óptico.
- ▷ Falha de equipamento: mau funcionamento de transmissores, receptores, controladores também está entre as principais causas de falha em redes ópticas.
- ▷ Catástrofes: inundação, terremoto, incêndio, ataques terroristas podem provocar a destruição de um provedor, causando uma completa interrupção dos serviços prestados.

Dessa maneira, a disponibilidade de conexão é um fator crítico para os provedores. Um requisito comum é que o sistema esteja disponível 99,999% do tempo, o que corresponde a uma inatividade de menos de 5 minutos por ano. Além disso, na ocorrência de uma falha, o tempo de restabelecimento de uma conexão deve ser em torno de 50 *ms* [7].

Portanto, a única maneira prática de se atingir esse índice de 99,999% de disponibilidade de serviço, é dotar a rede óptica de mecanismos de sobrevivência que garantam a continuidade dos serviços na ocorrência de falhas [17; 18].

1.2 Motivação e escopo desta tese

Como já abordado, as redes ópticas de alta capacidade têm proporcionado infraestrutura adequada para lidar com o aumento da demanda por capacidade de transmissão, devido ao crescente aumento de tráfego convergente (dados, áudio, vídeo e imagens), promovidos pela *Internet*. Neste cenário, as redes totalmente ópticas são adequadas por atenderem às exigências de largura de banda (é necessário o uso da técnica de multiplexação por divisão de comprimento de onda - *wavelength division multiplexing (WDM)*) e por alcançarem elevadas taxas de transmissão. Entretanto, essa infraestrutura de rede apresenta uma importante desvantagem: em função do sinal permanecer em domínio óptico da origem até o destino, ele sofre acúmulo de penalidades que causam sua degradação [19]. Desse modo, é indispensável que os algoritmos de roteamento e de atribuição de comprimento de onda considerem os efeitos lineares e não-lineares [14] oriundos da camada física.

Um outro desafio enfrentado em redes totalmente ópticas, e que é foco desta pesquisa, diz respeito à mitigação dos efeitos que uma falha em enlace ou em equipamento ou em nó podem causar. Na ocorrência de algum desses eventos ou combinação deles em uma rede totalmente óptica que não seja resiliente a falhas, haverá uma significativa perda de dados, bem como a interrupção de comunicação

entre os usuários, acarretando perda de receita aos clientes e por consequência, prejuízo às empresas prestadoras de serviços de telecomunicações, em virtude das multas contratuais.

A pesquisa desenvolvida nesta tese visa a contribuir com a área de sobrevivência em redes ópticas. Novas estratégias reativas² e pró-ativas³ de restabelecimento de chamadas são propostas (Figura 1.1), cuja característica fundamental é avaliar se os caminhos ópticos utilizados no momento de uma falha apresentam qualidade de transmissão aceitável, isto é, se as penalidades impostas pela camada física são aceitáveis. Além disso, também é investigado o impacto das novas propostas no desempenho da rede óptica, bem como é realizada a comparação com outros algoritmos conhecidos da literatura.

Detalhando o organograma apresentado na Figura 1.1 é possível observar no ramo esquerdo, as duas estratégias pró-ativas ou de proteção propostas nesta tese. E no ramo direito, são vistas as sete estratégias reativas ou de restauração propostas também nesta tese.

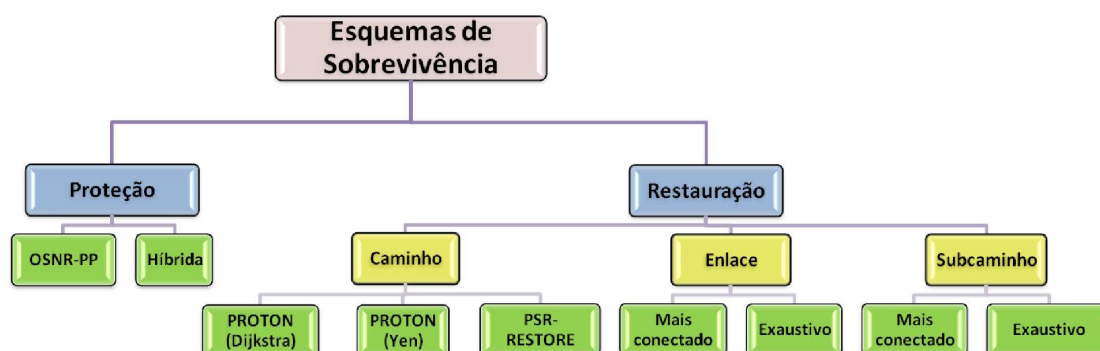


Figura 1.1: Organograma dos algoritmos de restauração e proteção propostos nesta pesquisa.

1.3 Organização da tese

Esta tese está estruturada da seguinte forma: no Capítulo 2 são apresentados os conceitos de sobrevivência em redes ópticas, detalhando os paradigmas reativos (restauração) e pró-ativos (proteção) de restabelecimento de chamadas. No Capítulo 3 é feita uma revisão da literatura sobre estratégias de restauração, são apresentadas as contribuições desta pesquisa utilizando a referida estratégia e são discutidos os resultados obtidos. No Capítulo 4 é feita uma revisão da literatura sobre estratégias de proteção, são apresentadas as contribuições desta pesquisa utilizando a referida estratégia e são discutidos os resultados obtidos. Finalmente, no Capítulo 5 são apresentadas as conclusões, considerações finais e propostas de trabalhos futuros relativos a esta tese.

²Estratégia na qual a tentativa de restabelecimento da chamada interrompida é realizada somente após a ocorrência da falha

³Estratégia na qual os recursos que promoverão o restabelecimento da chamada em uma eventual falha são definidos antes da ocorrência da falha

CAPÍTULO 2

SOBREVIVÊNCIA EM REDES ÓPTICAS

*Quem pensa ver algo sem falhas / pensa
naquilo que nunca existiu, que não existe, e
que nunca existirá.*

— Alexander Pope

Como descrito no capítulo anterior, a falha em um elemento de rede óptica pode levar à interrupção de todos os caminhos ópticos que passam por ele. E, como cada caminho óptico opera a elevadas taxas de transmissão, uma falha pode significar a perda de uma grande quantidade de dados. Portanto, é necessário que uma rede óptica seja capaz de tratar eventuais falhas, isto é, ela deve ser resiliente.

Resiliência, em telecomunicações, é a capacidade que uma infraestrutura de rede de dados possui em se manter operacional com nível de serviço aceitável e confiável na ocorrência de eventos que possam causar interrupção da transmissão (ataques maliciosos, falhas em *software* e *hardware*, erros humanos e desastres naturais) [20].

Segundo Sterbenz *et al.* [21], o escopo de pesquisa da área de resiliência em redes de comunicações pode ser dividido em duas categorias, conforme mostrado na Figura 2.1. No lado esquerdo da figura estão mostradas as áreas que visam o projeto de estratégias que possibilitam que a rede de comunicações possa continuar a prover serviços na ocorrência de falhas. No lado direito da figura

estão mostradas as áreas que descrevem os aspectos de confiabilidade dos serviços providos pelos sistemas de comunicações. A relação entre esses dois conjuntos indica a robustez de um sistema de comunicações.

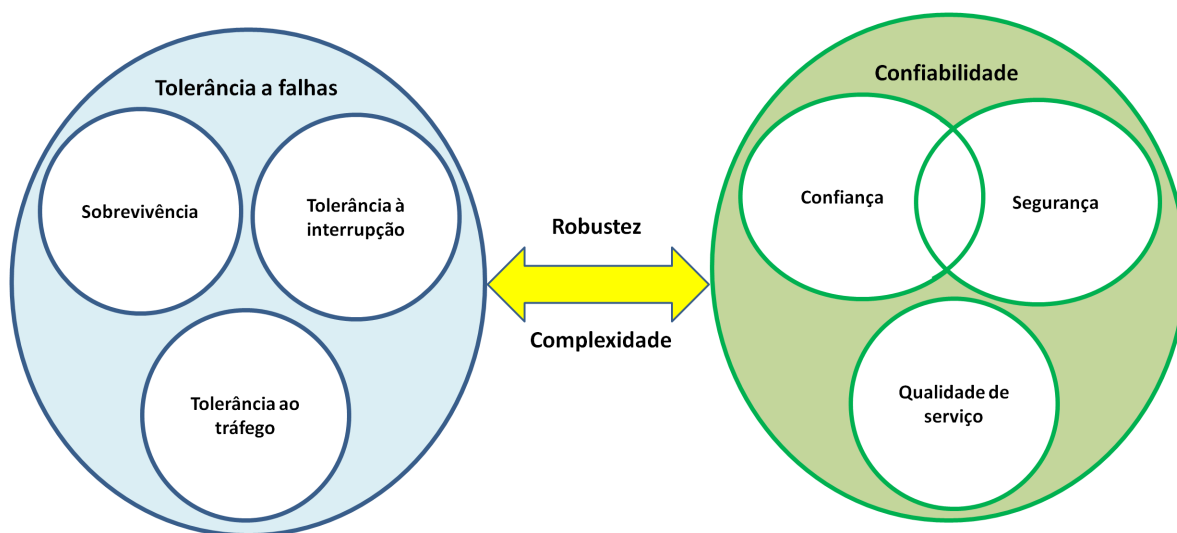


Figura 2.1: *Categorias da área de resiliência em redes de comunicações.*

A seguir é descrita cada uma das disciplinas apresentadas na Figura 2.1:

- **Sobrevivência** - é a capacidade de um sistema em absorver e contornar efeitos de um eventual problema, de modo que não haja interrupção dos serviços [22]. Por exemplo, uma conexão estabelecida em uma rede óptica deve permanecer ativa mesmo na ocorrência de uma falha em enlace ou mau funcionamento de um componente. Uma estratégia para garantir que uma rede seja tolerante a falhas é fazer com que haja redundância de serviços e equipamentos [21].
- **Tolerância à interrupção** - é a capacidade que um sistema possui de lidar com a mobilidade dos dispositivos, com os atrasos longos na transmissão e com a restrição de energia. Esta disciplina de resiliência é fundamentalmente aplicada a redes sem fio [21].
- **Tolerância ao tráfego** - garante resiliência à rede na ocorrência de uma demanda inesperada de tráfego (rajada), provendo mecanismos capazes de evitar uma perda significativa de dados, e impedindo assim seu colapso [21; 23].
- **Confiância** - quantifica o grau de confiança que um serviço pode oferecer e consiste em dois principais aspectos: disponibilidade e confiabilidade. O primeiro aspecto diz respeito à prontidão do recurso para uso quando necessário. O segundo aspecto diz respeito à continuidade de serviço na ocorrência de algum problema [24; 25]. Adicionalmente, existem outros aspectos relacionados à confiabilidade: segurança, manutenibilidade e integridade do sistema de comunicações [26].

- Segurança - é a propriedade de um sistema tomar medidas de precaução, baseado em políticas, que garantam sua proteção contra acessos não autorizados. As políticas de segurança devem atender aos seguintes critérios: autenticação, níveis de permissão e auditoria. A disciplina de segurança compartilha os aspectos de disponibilidade e integridade com a disciplina de confiança.
- Qualidade de serviço (QoS) - é a propriedade que avalia o desempenho especificado para um serviço. Dentre as principais medidas de QoS estão: atraso, taxa de transferência, taxa de entrega de pacote de dados, taxa de erro de bit, degradação do sinal etc [27].

Nesta pesquisa são diretamente abordadas as disciplinas de sobrevivência, confiança e qualidade de serviço.

2.1 Critérios de classificação dos métodos de sobrevivência em redes de comunicações

Segundo Cholda *et al.* [28], os métodos para solução do problema de sobrevivência em redes de comunicações podem ser classificados segundo cinco critérios, apresentados na Figura 2.2. Estes critérios serão detalhados nas próximas subseções.

2.1.1 Critério de sobrevivência quanto à camada

As redes de comunicações apresentam em sua maioria um modelo multi-camadas, sendo o mais popular o modelo *IP* sobre *WDM*, no qual a camada de rede é baseada no *Internet protocol* (*IP*) e a camada física é sob a tecnologia *WDM*. Entretanto, definir qual camada será responsável por garantir a sobrevivência da rede se torna um grande desafio.

Protocolos de camadas superiores, como é o caso do *IP*, tipicamente possuem mecanismos de sobrevivência bem definidos, oferecendo mais opções de compartilhamento de recursos, além de permitir diferenciação de serviços. Entretanto, a pouca flexibilidade quanto à escalabilidade da granularidade do tráfego se torna um fator negativo, ou seja, implementar mecanismos de sobrevivência somente nestas camadas pode comprometer o tempo de restabelecimento de uma conexão interrompida. Por outro lado, definir mecanismos de sobrevivência em camadas inferiores, como por exemplo na camada óptica, permite que a escalabilidade da granularidade do tráfego acompanhe o crescimento da rede. Além disso, a camada física proporciona maior rapidez e precisão na detecção de falhas [29].

Nesta pesquisa é considerada apenas a camada óptica, levando-se em consideração os efeitos por ela impostos ao sinal no estabelecimento de uma rota alternativa.

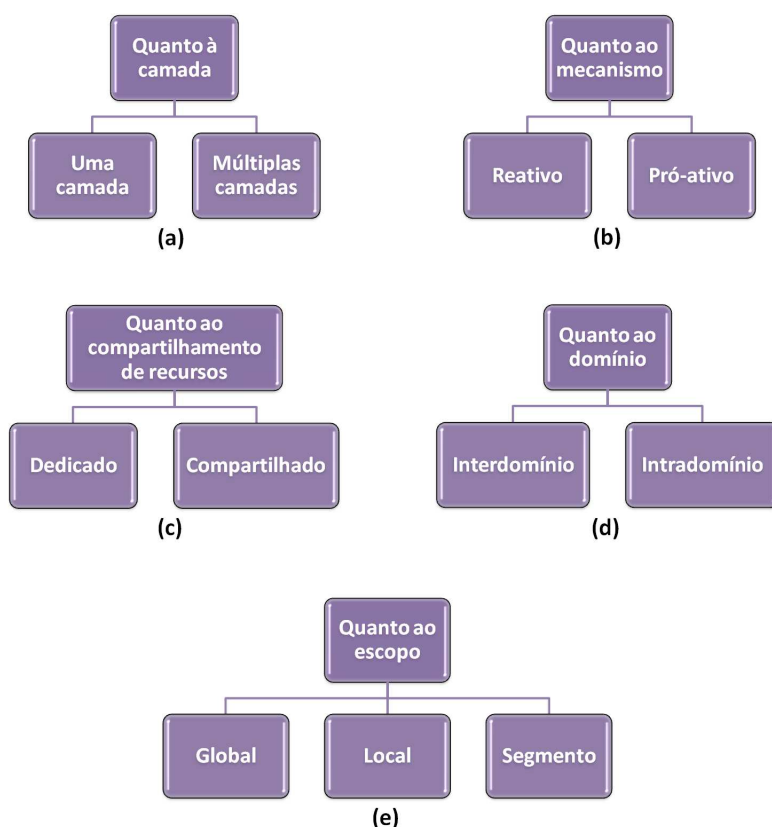


Figura 2.2: Critérios de classificação em sobrevivência de redes ópticas: (a) definição da(s) camada(s) em que será(ão) implementadas as estratégias de sobrevivência; (b) a estratégia de sobrevivência será executada antes ou no exato momento de ocorrência da falha; (c) no caso de estratégias de sobrevivência que reservam recursos a priori é necessário definir se estes recursos serão dedicados ou compartilhados; (d) definição se as estratégias tratarão de somente chamadas de mesmo domínio ou será estendida para outros domínios; (e) decisão se a estratégia de sobrevivência será fim-a-fim, ou contornará apenas o elemento que falhou ou fará uma combinação dos dois.

2.1.2 Critério de sobrevivência quanto ao mecanismo

Há essencialmente dois mecanismos de sobrevivência em rede ópticas, um denominado proteção (esquema pró-ativo) e outro conhecido por restauração (esquema reativo) [7; 11; 17; 18; 30].

O mecanismo de proteção define previamente os recursos (rota alternativa disjunta à rota de trabalho e comprimento de onda de reserva) que garantirão o restabelecimento de uma chamada em uma eventual falha. Os esquemas de proteção restabelecem a conexão mais rapidamente do que os esquemas de restauração [7; 11]. Na Seção 2.2 é realizada uma explanação mais profunda sobre este esquema.

No mecanismo de restauração, não há reserva prévia de recursos da rede, ou seja, a tentativa de restabelecimento de uma chamada ocorre em tempo de falha. Os esquemas de restauração são mais eficientes no uso de capacidade de uma rede óptica, uma vez que estes são buscados somente no

instante da falha [7; 11]. Este esquema também é tratado com maior profundidade na Seção 2.2.

Nesta tese, são propostas novas abordagens tanto para o mecanismo reativo, quanto para o mecanismo pró-ativo.

2.1.3 Critério de sobrevivência quanto ao compartilhamento de recursos

Este critério diz respeito ao nível de compartilhamento dos recursos destinados à garantia de sobrevivência da rede. Em redes ópticas, por exemplo, um caminho óptico pode ser destinado única e exclusivamente a uma conexão, de modo a manter a sua continuidade em uma eventual interrupção. Por outro lado, os recursos de sobrevivência podem ser compartilhados dentre diversas conexões [18; 30]. Detalhes sobre as características, vantagens e desvantagens de cada critério de compartilhamento serão discutidos na Seção 2.2.

2.1.4 Critério de sobrevivência quanto ao domínio

Um domínio é um fragmento da rede de comunicações de propriedade de uma empresa ou organização do setor de telecomunicações que pode ser classificado em: *i*) intradomínio, cujas conexões ficam confinadas em um mesmo domínio. A maior parte das pesquisas assume implicitamente esse tipo de domínio; *ii*) interdomínio ou multi-domínio, cujas conexões podem visitar diversos domínios ao longo da trajetória de suas rotas entre a fonte e o destino [31]. Além disso, tais conexões precisam ser hábeis em operar sob diferentes tecnologias de comutação. A *Internet* funciona sob este paradigma de domínio e tem se apoiado fortemente no protocolo *GMPLS (Generalized Multi-Protocol Label Switching)*, cuja característica principal é promover a interconexão e convergência de redes, provendo um gerenciamento fim-a-fim de uma conexão, mesmo havendo heterogeneidade de redes. O principal problema de se propor e aplicar mecanismos de recuperação a falhas em redes inter-domínio é que as companhias de telecomunicações não apreciam a ideia de fornecerem informações relacionadas a sua topologia e parâmetros de transporte e transmissão.

Os novos algoritmos propostos nesta tese são aplicáveis majoritariamente a redes ópticas de alta capacidade com único domínio.

2.1.5 Critério de sobrevivência quanto ao escopo

Dada a ocorrência de uma falha, os métodos de restabelecimento das conexões afetadas podem ter abrangência local (contornando o enlace ou nó que falhou), global (garantindo a resiliência de toda a rota de trabalho) ou por segmento (abordagem híbrida entre a local e a global). Um detalhamento

desses escopos é fornecido na Seção 2.3.

As soluções propostas nesta pesquisa abrangem os três escopos.

2.2 Proteção em redes ópticas

Conforme descrito no capítulo anterior, uma rede óptica pode ser entendida como um grafo, em que os vértices (nós) são componentes de comunicação e as arestas são os enlaces. Para que os dados sejam transmitidos entre um nó-origem e um nó-destino, é necessário o casamento entre uma rota possível e um comprimento de onda disponível, constituindo um caminho óptico principal, ou rota de trabalho, ou *working path*.

Quando a rota de trabalho falha, em virtude de um rompimento de fibra óptica, por exemplo, é necessário utilizar uma outra rota, denominada caminho óptico alternativo, ou caminho óptico de proteção ou, simplesmente, rota alternativa, rota secundária, rota de proteção ou *backup path*. Na Figura 2.3 é ilustrada a possibilidade de alternância entre essas rotas, isto é, enquanto não há ocorrência de falha, o tráfego é transmitido pela rota de trabalho (linha tracejada na parte superior da figura). Se houver uma eventual falha, o tráfego é comutado para a rota de proteção (linha tracejada na parte inferior da figura).

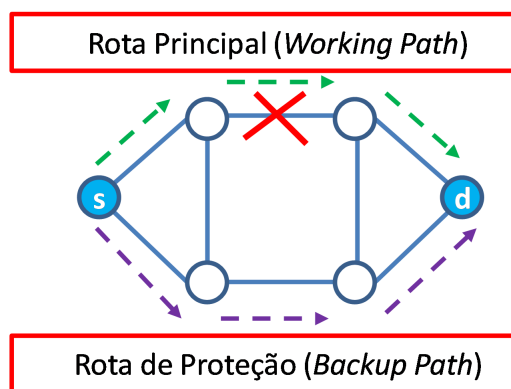


Figura 2.3: Rota principal x rota de proteção.

Os esquemas de proteção podem ser reversíveis ou não-reversíveis. No primeiro esquema, o tráfego é redirecionado automaticamente da rota alternativa para a rota de trabalho, assim que a falha é eliminada. No esquema não-reversível, o tráfego continua sendo transmitido pela rota de proteção, mesmo que a rota de trabalho já tenha sido recuperada [7].

Nos esquemas de proteção, quando ocorre uma falha entre o nó-origem e o nó-destino de uma conexão, é necessário fazer uso de algum mecanismo que possibilite a coordenação entre esses nós,

de modo a redirecionar o tráfego da rota de trabalho para a rota alternativa. Este mecanismo é denominado protocolo de comutação de proteção automática (*automatic protection switching - APS*) [7; 11].

Um protocolo *APS* simples é ilustrado na Figura 2.4 e funciona da seguinte maneira: (a) dada uma conexão bidirecional, e; (b) ocorrendo uma falha em enlace no sentido transmissor *A*, receptor *B*; (c) o receptor *B* detecta a falha, interrompe a comunicação com o transmissor *A* associado à rota de trabalho e então comuta o seu tráfego para sua respectiva rota de proteção; (d) finalmente, o transmissor *A* também comuta seu tráfego para sua respectiva rota de proteção, após a detecção da perda de sinal com o receptor *B* [7; 11].

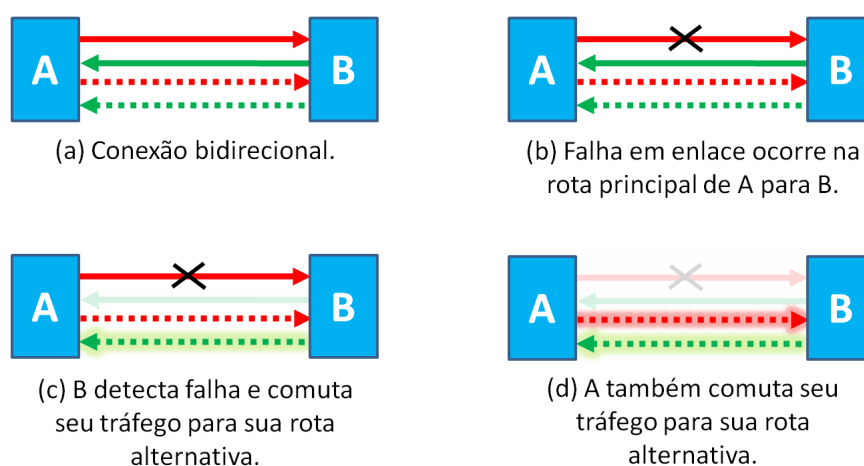


Figura 2.4: Dinâmica de um protocolo simples APS.

2.2.1 Compartilhamento de recursos em sobrevivência de redes ópticas

Como já visto na Seção 2.1, o mecanismo de proteção pode ser classificado quanto ao critério de compartilhamento em duas classes: por exclusividade de recursos (proteção dedicada) ou por compartilhamento de recursos (proteção compartilhada).

A) Proteção dedicada 1 + 1

Neste tipo de proteção dedicada, o tráfego é transmitido simultaneamente por dois caminhos ópticos disjuntos, entre o nó-origem e o nó-destino. Durante a operação normal da rede, o receptor seleciona o tráfego da fibra que apresenta melhor sinal. Quando ocorre uma falha, a rede fica indiferente a este evento, pois o receptor continua recebendo o tráfego através da outra rota. Não há necessidade de utilização de um protocolo *APS*, visto que transmissor e receptor não precisam se comunicar para redirecionar o tráfego. Entretanto, esta abordagem é inviável para redes ópticas de alta capacidade, nas quais os recursos devem ser alocados de maneira a otimizar seu uso [11; 17; 29].

Na Figura 2.5, é ilustrada a representação da proteção dedicada 1 + 1, em que o receptor (nó d) detecta o tráfego, dependendo da qualidade do sinal, ora pela rota da parte superior da topologia, ora pela rota na região inferior da topologia.

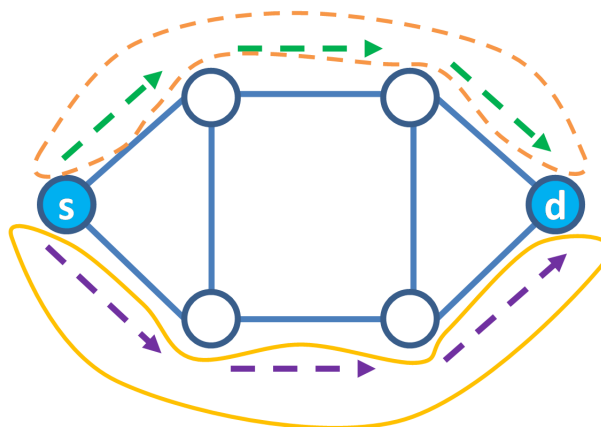


Figura 2.5: Exemplo ilustrativo de proteção dedicada 1+1.

B) Proteção dedicada 1 : 1

Este tipo de proteção funciona de maneira similar à dedicada 1 + 1, isto é, faz uso de dois caminhos ópticos para o tráfego dos dados, sendo uma disjunta da outra. Entretanto, enquanto a rede está em operação normal, o tráfego é transmitido somente pela fibra óptica destinada à rota de trabalho. Apenas no caso de falha é que os nós origem e destino comutam o tráfego para a fibra destinada à proteção. Para tanto, é necessária a existência de um protocolo *APS* para sinalização entre a origem e o destino. Uma desvantagem desta abordagem é que ela é mais lenta do que a dedicada 1 + 1, em virtude da sinalização. Por outro lado, é possível transmitir tráfego de baixa prioridade pela rota alternativa, enquanto a rede está em operação normal [11; 17; 29].

C) Proteção compartilhada

A proteção compartilhada utiliza os recursos de maneira mais eficiente do que na abordagem dedicada. Neste esquema, um comprimento de onda destinado à proteção pode ser compartilhado por diversas chamadas. O uso de um protocolo *APS* também é necessário, cujo objetivo é garantir, dentre outras coisas, que na ocorrência de falhas simultâneas somente um único fluxo de tráfego seja redirecionado para a fibra de proteção, evitando desta forma, concorrência por recursos.

A regra fundamental da proteção compartilhada é que rotas principais que compartilham recursos garantidores de sobrevivência não tenham enlaces ou nós intermediários em comum [32]. Na

Figura 2.6 o caminho óptico principal demarcado pela rota 5 – 3 – 2 (linha contínua na parte superior) compartilha em seu caminho óptico de proteção, os enlaces 5 – 4 e 4 – 1 com o caminho óptico principal 5 – 6 – 0 – 1 (linha contínua na parte inferior). Isso só é possível devido à disjunção entre os caminhos ópticos principais.

Ainda usando a ilustração da Figura 2.6, é possível realizar uma formalização que represente a regra de proteção compartilhada. Sendo a rota de trabalho 5 – 3 – 2 representada por R_1 , a rota de trabalho 5 – 6 – 0 – 1, representada por R_2 , e as rotas de proteção 5 – 4 – 1 – 2 e 5 – 4 – 1, representadas respectivamente por S_1 e S_2 , a regra é formulada da seguinte maneira:

(i) Se $R_1 \neq R_2 \neq R_3 \neq \dots \neq R_n \implies S_1 = S_2 = S_3 = \dots = S_n$.

(ii) Se $R_1 = R_2 = R_3 = \dots = R_n \implies S_1 \neq S_2 \neq S_3 \neq \dots \neq S_n$.

Em que R_1 pode compartilhar (símbolo de igualdade) um trecho de caminho óptico de trabalho com R_2 , contanto que os caminhos ópticos de proteção S_1 e S_2 não compartilhem (símbolo de diferença) qualquer enlace.

Na formulação em (i) é dito que se existem caminhos ópticos principais que não compartilhem enlaces e nós entre si, então seus respectivos caminhos ópticos de proteção podem compartilhar recursos. Em (ii) é expresso o tratamento do caso recíproco ao apresentado em (i). Na Seção 4.2 desta tese é introduzido um formalismo matemático, representado pela teoria dos conjuntos, que expressa esta regra fundamental da proteção compartilhada.

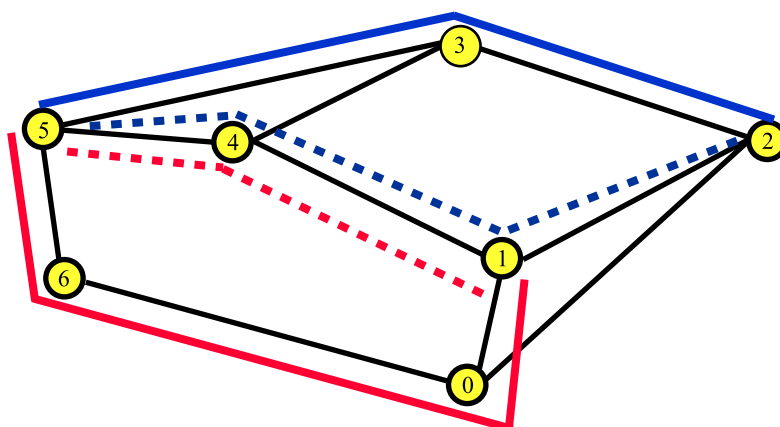


Figura 2.6: Ilustração da regra fundamental da proteção compartilhada.

Embora a proteção compartilhada otimize a utilização dos recursos, ela pode promover uma situação de concorrência por eles. No caso de ocorrência de múltiplas falhas, somente o tráfego referente a um único caminho óptico pode utilizar os recursos compartilhados, de modo que os demais caminhos ópticos ficam vulneráveis a uma segunda falha [29]. Esta condição pode ser ilustrada na

Figura 2.6. Por exemplo, se ocorrer uma falha em quaisquer dos enlaces utilizados pelo caminho óptico principal $5 - 3 - 2$, seu tráfego é comutado para o seu respectivo caminho óptico de proteção na rota $5 - 4 - 1 - 2$, deixando o caminho óptico principal da rota $5 - 6 - 0 - 1$ vulnerável. Se antes do conserto do enlace com problema, ocorrer uma falha em algum enlace utilizado pelo caminho óptico principal da rota $5 - 6 - 0 - 1$, o tráfego desta rota é perdido, até que pelo menos uma das falhas seja recuperada.

2.3 Restauração em redes ópticas

O mecanismo de restauração tem o objetivo de descobrir dinamicamente um novo caminho óptico para cada conexão interrompida devido a ocorrência de uma falha [30]. Este mecanismo é mais eficiente na utilização de capacidade extra da rede do que o mecanismo de proteção [17].

O processo de restauração a uma falha ocorre em duas fases [17], a saber:

1ª. fase: dada a ocorrência de uma falha, o nó-origem envia mensagens de difusão a todos os seus enlaces de saída, propagando a informação de que há uma falha e que o tráfego deve ser comutado da rota de trabalho para uma rota alternativa. Simultaneamente, a cada enlace percorrido pela mensagem de difusão, é reservado um respectivo comprimento de onda. Essa operação ocorre em cascata entre os nós intermediários até que o nó-destino seja alcançado, conforme observado na Figura 2.7(a).

2ª. fase: no momento em que a mensagem de difusão chega ao nó-destino, o caminho óptico alternativo é reservado e uma mensagem de *acknowledgement* (*ack*) é enviada ao nó-origem da conexão, conforme ilustrado na Figura 2.7(b).

Finalmente, o caminho óptico alternativo é estabelecido e os comprimentos de onda que foram reservados na 1ª fase são liberados, conforme ilustrado na Figura 2.7(c).

Na sequência são descritas as estratégias fundamentais de restauração.

2.3.1 Restauração por caminho

Nesta abordagem do mecanismo de restauração, os nós adjacentes à falha enviam uma mensagem de falha aos nós origem e destino das respectivas conexões que utilizam o elemento que falhou, conforme observado na Figura 2.8. Os comprimentos de onda utilizados pelas conexões comprometidas com a falha podem ser liberados para reuso em outras conexões [17; 33]. A busca por um caminho óptico alternativo é realizada por meio do processo de restauração em duas fases, visto anteriormente.

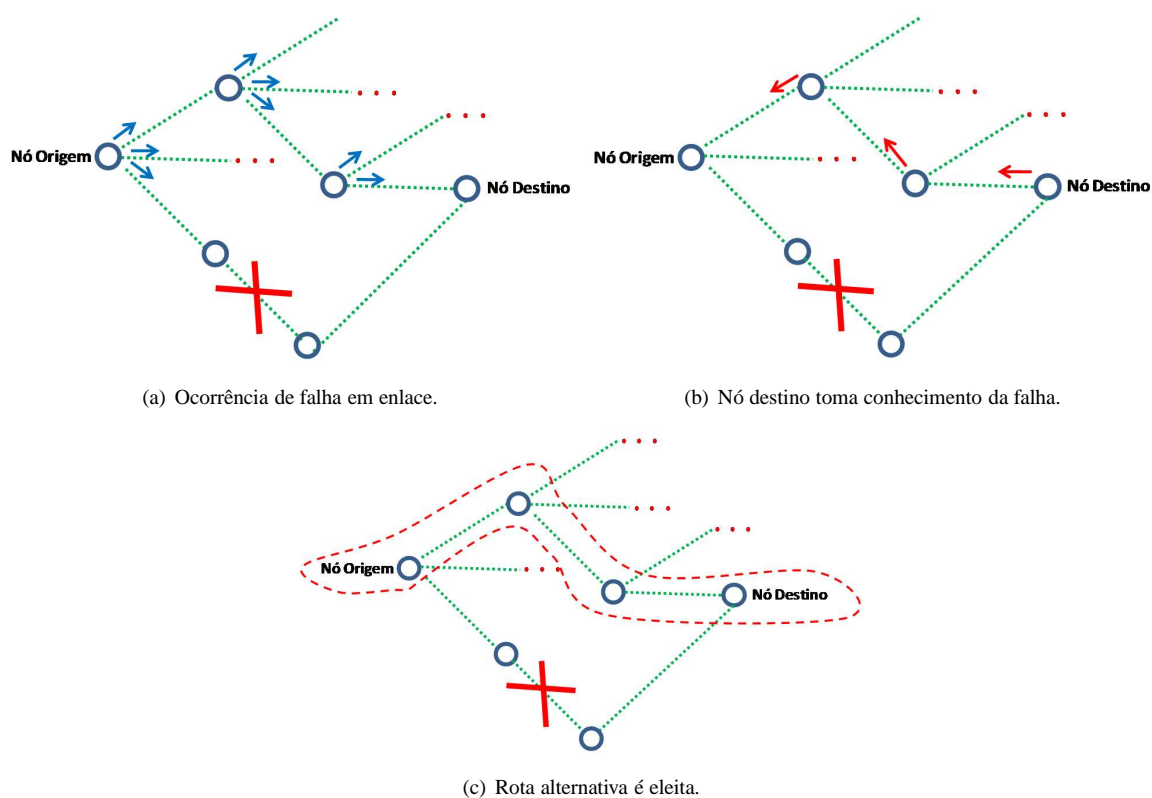


Figura 2.7: Fases do processo de restauração: (a) Dada a ocorrência de uma falha, o nó origem da conexão interrompida deve enviar uma mensagem em difusão a todos os elementos da rede com o objetivo de alcançar o nó destino e estabelecer uma rota alternativa candidata; (b) O nó destino envia uma mensagem de confirmação ao nó-origem pela rota alternativa candidata, informando que tomou conhecimento da falha e da rota alternativa candidata; (c) A rota alternativa é eleita.

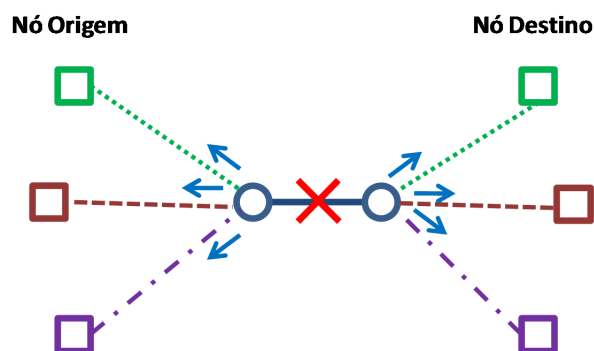


Figura 2.8: A principal característica da restauração por caminho é que os nós origem e destino da chamada interrompida participam do seu processo de restabelecimento, isto é, eles precisam tomar conhecimento da falha por meio de mensagens.

2.3.2 Restauração por enlace

Nesta aplicação do esquema de restauração, os nós adjacentes à falha são os responsáveis por buscarem um caminho óptico alternativo. Nesta estratégia, os nós origem e destino da conexão não tomam conhecimento da falha, conforme ilustrado na Figura 2.9. A busca pelos caminhos ópticos

alternativos pode ocorrer concorrentemente, dado que as conexões utilizam diferentes comprimentos de onda [17; 33].

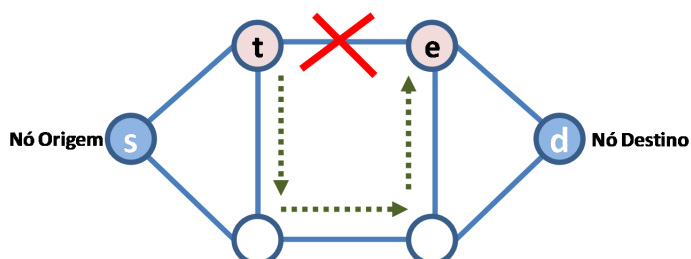


Figura 2.9: A principal característica da restauração por enlace é que os nós origem e destino da chamada interrompida não precisam tomar conhecimento da falha. Apenas os nós imediatamente adjacentes à falha é que tomam ciência do problema.

2.3.3 Restauração por subcaminho

Em restauração por subcaminho, quando um elemento falha, o nó origem da conexão não é informado do problema, diferentemente do que ocorre na restauração por caminho [33]. Em vez disso, o nó que antecede à falha é que fica responsável por tentar estabelecer um novo trecho de caminho óptico até o nó-destino da conexão, conforme apresentado na Figura 2.10 .

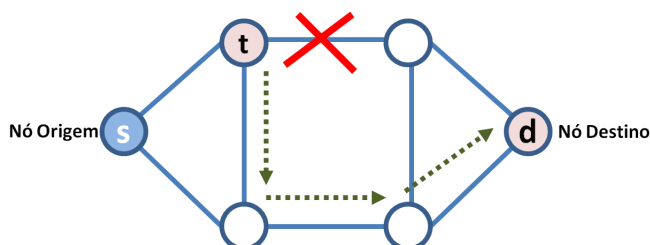


Figura 2.10: A principal característica da restauração por subcaminho é que há o estabelecimento de um trecho de rota entre o nó que antecede a falha e o nó destino da conexão.

2.4 Características de diferenciação de qualidade de serviço em sobrevivência de redes ópticas

Segundo Cholda *et al.* [28], as características de diferenciação de qualidade de serviço em sobrevivência de redes ópticas podem ser definidas quanto à qualidade de resiliência ou quanto à operacionalização do serviço.

2.4.1 Qualidade de resiliência

A qualidade de resiliência está associada aos eventos que afetam diretamente a qualidade de serviço (QoS) de uma rede e que são percebidos pelos usuários finais. São distribuídos em dois grupos: atributos de confiabilidade e características relacionadas ao restabelecimento de serviço.

A) Atributos de confiabilidade

Estes atributos advêm da teoria de confiabilidade clássica e são distribuídos nas três categorias seguintes.

A1. Confiabilidade

Este atributo está relacionado ao período de tempo em que um serviço permanece ativo dada a ocorrência de uma falha. O tempo médio para falha (*MTTF - mean time to failure*) é a principal métrica que quantifica este atributo e é definida como o tempo médio de duração a partir do instante da requisição de uma conexão até a primeira ocorrência de falha [34]. Um atributo relacionado à continuidade é indispensável a aplicações de tempo real que não podem ser interrompidas e que, portanto, devem prover serviços apoiados em estratégias robustas de redirecionamento de tráfego.

A2. Downtime

Downtime é a métrica que indica o período de tempo que um serviço fica inacessível devido a uma falha. O uso deste atributo para realizar diferenciação de serviço é adequado para tráfego que seja sensível a atrasos, como por exemplo *streaming* de dados. Estes tipos de serviços não exigem *MTTFs* muito longos, mas não aceitam longos atrasos [35].

A3. Disponibilidade

É o atributo de diferenciação de serviço mais utilizado na avaliação de robustez de redes de comunicação. O *ITU-T* define o termo disponibilidade instantânea como sendo a probabilidade de que um serviço esteja ativo em um dado instante de tempo [34].

B) Características relacionadas ao restabelecimento de serviço

As características apresentadas a seguir influenciam fortemente os atributos de confiabilidade.

B1. Qualidade do caminho óptico alternativo

Este atributo é sensível a redes ópticas transparentes, em que efeitos lineares e não-lineares, ruídos adicionados por elementos ao longo da transmissão podem conduzir à degradação do sinal, impactando diretamente a qualidade do caminho óptico principal ou alternativo. Dentre as diversas penalidades que influenciam na confiabilidade de um caminho óptico alternativo, é possível citar: emissão espontânea amplificada (ASE), *crosstalk*, dispersão por modo de polarização (PMD) e efeitos não-lineares oriundos da fibra óptica [13; 36; 37]. Portanto, em redes ópticas transparentes, a consideração deste atributo é indispensável.

B2. Perda de tráfego

O tráfego afetado por uma falha pode ser classificado em tráfego diretamente afetado ou indiretamente afetado. A primeira classificação diz respeito à quantidade de tráfego perdido devido a uma falha de rota de trabalho [38]. Já a segunda classificação se refere ao maior congestionamento do tráfego e, portanto, maior probabilidade de perda [39].

B3. Resiliência a falhas múltiplas

Para conexões prioritárias, a continuidade de serviço durante a ocorrência de uma ou mais falhas é indispensável [40; 41]. Por exemplo, uma conexão pode ter múltiplas rotas alternativas, de modo a tolerar múltiplas falhas.

B4. Preempção

Preempção é quando um processo retira um recurso de outro processo. Por exemplo, uma conexão pode perder sua capacidade de *backup* para uma outra, considerada prioritária [42]. A preempção pode ser feita de duas maneiras: *i*) uma conexão pode ser privada de seus recursos extras porque uma outra conexão com maior prioridade precisa utilizá-los; *ii*) uma conexão pode ser privada da sua própria rota de trabalho, em detrimento de uma conexão prioritária.

2.4.2 Operacionalização de serviço

A diferenciação de qualidade de serviço quanto à operacionalização e implementação de recursos é provida pelos operadores e visa a garantir os atributos a seguir.

A) Capacidade

Esta característica diz respeito à quantidade de informação que deve ser mantida em diferentes elementos da rede para aplicar a estratégia adequada de restabelecimento de chamadas [43].

B) Sinalização

Alguns métodos de restauração ou proteção requerem esquemas sofisticados de sinalização. Sinalização adicional é necessária para o caso de métodos de compartilhamento, por exemplo. E nesses casos, o processo de recuperação de uma chamada se torna mais lento. Existem pesquisas que estão utilizando processamento paralelo neste processo de sinalização [44].

C) Flexibilidade

Essa característica está relacionada à facilidade de um esquema de restauração ou proteção em lidar com um evento de falha inesperado. O esquema de restauração reage melhor a falhas que não são consideradas durante a fase de planejamento [28].

D) Escalabilidade

Esta característica está associada à capacidade de uma rede crescer facilmente, mesmo que os métodos de sobrevivência sejam complexos [28].

CAPÍTULO 3

CONTRIBUIÇÕES EM RESTAURAÇÃO DE REDES TOTALMENTE ÓPTICAS

No meio da dificuldade, encontra-se a oportunidade.

— Albert Einstein

Neste capítulo são apresentadas as contribuições desta pesquisa para a solução do problema de sobrevivência em redes ópticas transparentes sob o aspecto reativo, ou seja, um caminho óptico alternativo é procurado somente após a ocorrência de uma falha. É proposto um novo algoritmo reativo baseado na relação sinal-ruído óptica que tenta restabelecer conexões interrompidas considerando os três principais cenários de falhas em redes totalmente ópticas: *i*) rompimento de um enlace; *ii*) rompimento de dois enlaces, e; *iii*) inoperância de um nó que também pode ser encarada como uma falha múltipla, visto que um nó pode ter conectividade superior a 2.

Este capítulo está organizado da seguinte maneira: na Seção 3.2 são apresentadas as características e o pseudocódigo do novo algoritmo de restauração baseado na relação sinal-ruído óptica, denominado (*Path Restoration based on OSNR for Transparent Optical Networks - PROTON*). Na Seção 3.3, é apresentada a metodologia de simulação de falhas utilizada para testar e validar a nova proposta de restauração de chamadas interrompidas. Na Seção 3.4, é descrito o modelo analítico

utilizado para representar as penalidades da camada física consideradas nesta tese. Na Seção 3.5, o algoritmo *PROTON* é submetido ao cenário de falha simples em enlace de redes ópticas transparentes e seu desempenho é avaliado. Na Seção 3.6, é detalhada a abordagem de restabelecimento de chamadas pelo algoritmo *PROTON* dada a ocorrência de falha em dois enlaces simultaneamente. Na Seção 3.7, o novo algoritmo de restauração *PROTON* é avaliado quanto a falhas em nó. Finalmente, na Seção 3.8, são apresentadas três propostas que utilizam o esquema de restauração por enlace e outras três que utilizam o esquema de restauração por subcaminho, cujo intuito também é de promover o restabelecimento da conexão interrompida e conseguir um caminho óptico alternativo que forneça qualidade de transmissão adequada.

3.1 Introdução

Dois desafios importantes no gerenciamento de redes totalmente ópticas são enfrentados para que haja garantia de qualidade de serviço (QoS): (1) projetar um algoritmo apropriado de roteamento e atribuição de comprimento de onda (RWA) e (2) obter uma relação de sinal-ruído óptica (OSNR) aceitável no nó destino, a fim de alcançar uma qualidade de transmissão (QoT) adequada para cada sinal óptico [45; 46]. Estas exigências devem ser consideradas no tratamento do problema de sobrevivência em redes ópticas, ou seja, a degradação do sinal óptico deve ser considerada na busca por recursos extras (rotas alternativas e comprimentos de onda disponíveis)[47].

Em uma rede óptica roteada por comprimento de onda, uma falha em um elemento de rede pode causar a falha de diversos caminhos ópticos, o que conduz a perdas relevantes de dados e receitas [47]. Assim, redes totalmente ópticas devem ser tolerantes a falhas, a fim de evitar interrupção de serviço.

Como detalhado no Capítulo 2, existem três abordagens para o esquema de restauração dinâmica [17]:

- **Restauração por enlace** - os nós adjacentes à falha participam do processo de descoberta dinâmica de uma nova rota que contorne o elemento (enlace ou nó) que falhou. Uma característica importante dessa abordagem em redes ópticas transparentes é a manutenção da continuidade de comprimento de onda, isto é, o caminho óptico alternativo deve ser estabelecido no mesmo comprimento de onda. Se não for possível definir um caminho óptico alternativo, então a conexão é bloqueada.
- **Restauração por caminho** - os nós origem e destino de cada conexão que atravessam o elemento que apresenta falha participam do processo de descoberta dinâmica de uma nova rota fim-a-fim. De maneira similar à abordagem por enlace, se não for possível definir um caminho óptico alternativo,

a conexão é perdida.

- **Restauração por subcaminho** - é um híbrido entre restauração por caminho e restauração por enlace. A chamada interrompida deve ser restabelecida entre o nó que antecede a falha e o nó destino da chamada.

3.2 Algoritmo de restauração *PROTON*

Esquemas de restauração dinâmica têm de descobrir um caminho óptico alternativo para cada conexão interrompida [11]. Entretanto, a maioria das abordagens usam o algoritmo de caminho mais curto, que considera como métrica ou o comprimento dos enlaces ou o número de saltos para buscar caminhos ópticos alternativos. O algoritmo proposto (*PROTON*), busca dinamicamente o caminho óptico com a máxima OSNR para transmissão. Essa proposta encontra boas rotas em termos de *QoT*. Algoritmos simples para balanceamento de carga, tal como o algoritmo de menor congestionamento (*least resistance weight - LRW*) [48], podem ser aplicados. Entretanto, é observado que esta categoria de algoritmo de roteamento frequentemente encontra rotas muito longas, o que dificulta a manutenção de qualidade de transmissão aceitável.

O Algoritmo 3.1 mostra o processo de restauração do algoritmo *PROTON*. Inicialmente, o algoritmo recebe uma lista de chamadas que devem ser recuperadas em função de uma falha simples em enlace, ou uma falha dupla em enlace ou uma falha em nó. Para cada uma das chamadas interrompidas pela falha são buscados um comprimento de onda e uma rota alternativa candidatas. Se a *QoT* entre o nó origem (n_s) e o nó destino (n_d) da rota alternativa candidata usando o comprimento de onda candidato w for aceitável, então o caminho óptico alternativo é estabelecido.

Algoritmo 3.1: Pseudocódigo do algoritmo de restauração por caminho baseada em OSNR - *PROTON*.

```

1 para cada chamada  $\in$  lista-chamadas-a-recuperar faça
2   Procurar por um comprimento de onda  $w$  disponível usando o algoritmo first fit;
3   Procurar por uma rota alternativa considerando a maior OSNR no nó destino;
4   se (existe comprimento de onda disponível  $w$ ) e ( $QoT(n_s, n_d, w) = verdadeiro$ ) então
5     Restaurar a chamada interrompida;
6     Ir para a próxima chamada;
7   fim se
8 fim para

```

3.3 Metodologia de simulação de falha

Para realização das simulações de falha, é utilizada a seguinte metodologia dividida em cinco passos: (i) inicialmente é analisada a ocupação da rede, a fim de identificar o ponto em que ocorre estabilização do uso médio de comprimentos de onda; (ii) num determinado instante o estado estacionário da rede é tomado e armazenado com o intuito de servir de cenário para a realização das simulações das falhas (em enlace ou em nó); (iii) dado o estado armazenado da rede, um elemento da rede (enlace ou nó) é removido da topologia, simulando a falha; (iv) o algoritmo de restauração *PROTON* tenta restabelecer as chamadas que passam pelo elemento com falha. Uma chamada é considerada recuperada quando existe um caminho óptico alternativo e sua QoT é aceitável; (v) os passos *iii* e *iv* são repetidos para todos os elementos que compõem a topologia.

Para a análise de estabilidade da rede são simuladas 200.000 chamadas de pares fonte-destino distribuídas uniformemente a partir de um processo de Poisson, considerando três cenários: 16 comprimentos de onda por enlace, como mostrado na Figura 3.2, 21 comprimentos de onda por enlace, como mostrado na Figura 3.3 e 40 comprimentos de onda por enlace, como mostrado na Figura 3.4.

Na Tabela 3.1 são mostradas as probabilidades de bloqueio devido à falta de comprimento de onda (PB_λ) e em virtude da insuficiência de qualidade de transmissão (PB_{QoT}), para os cenários 1, 2 e 3, considerando uma carga de rede de 60 erlangs.

Considerando os três cenários analisados, a estabilidade quanto ao uso médio dos comprimentos de onda é alcançada, em todos os casos, após aproximadamente 600 chamadas. Portanto, as simulações de falha para avaliação do algoritmo *PROTON* dada a ocorrência de uma falha simples em enlace, de uma falha dupla em enlace ou de uma falha em nó são realizadas a partir de um ponto arbitrário dentro da região estacionária. Nesse ponto ocorre o armazenamento do estado da rede, bem como os caminhos ópticos afetados são identificados. São realizadas cinquenta simulações para o intervalo de carga de rede entre 30 e 90 erlangs e a métrica que expressa o percentual de chamadas não restabelecidas, denominada taxa de insucesso na recuperação de falha (TIRF), é calculada.

É importante destacar que esses resultados quanto à região de estabilidade da rede são para a topologia Pacific Bell (Figura 3.1). Entretanto, as topologias NSFNet e Finlândia também foram avaliadas e obtiveram resultados similares, ou seja, por volta da chamada 600 as topologias apresentaram um uso médio de seus recursos.

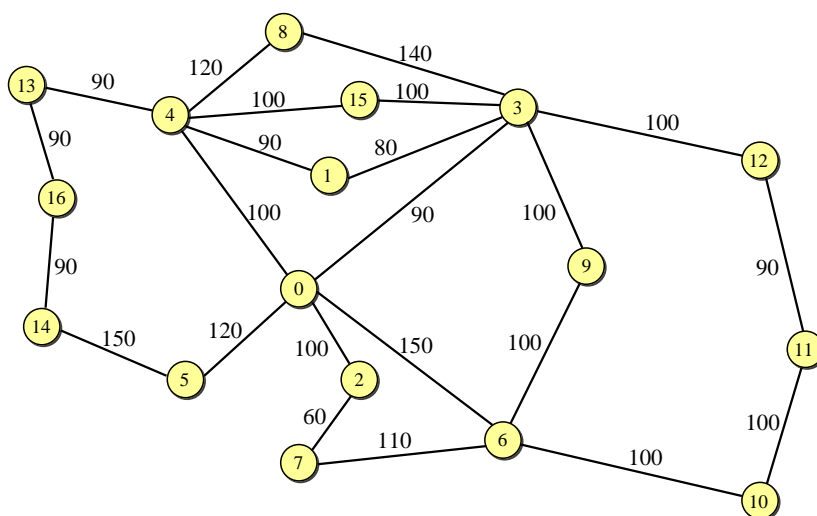


Figura 3.1: Topologia Pacific Bell.

Tabela 3.1: Probabilidade de bloqueio devido a BER e probabilidade de bloqueio devido a falta de comprimento de onda para 16, 21 e 40 comprimentos de onda, considerando os algoritmos SP, MH, LRW e OSNR-R.

Qtd. λ	SP		MH		LRW		PROTON	
	PB_{QoT}	PB_{λ}	PB_{QoT}	PB_{λ}	PB_{QoT}	PB_{λ}	PB_{QoT}	PB_{λ}
16	0,0068	0,076	0,018	0,169	0,049	0,012	0,0044	0,056
21	0,01	0,012	0,03	0,084	0,0526	0	0,0069	0,0074
40	0,011	0	0,04	0	0,052	0	0,0079	0

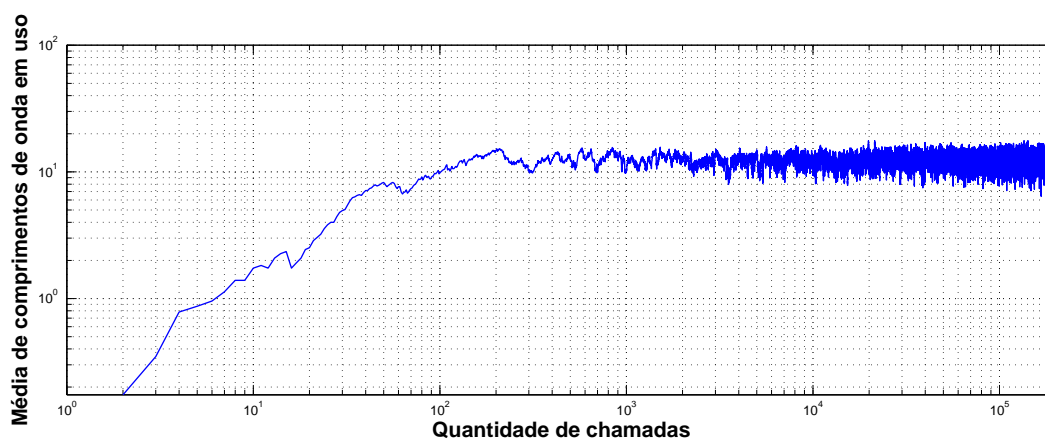


Figura 3.2: Número médio de comprimentos de onda usado por enlace em função do número de chamadas simuladas, quando 16 comprimentos de onda são empregados em cada enlace.

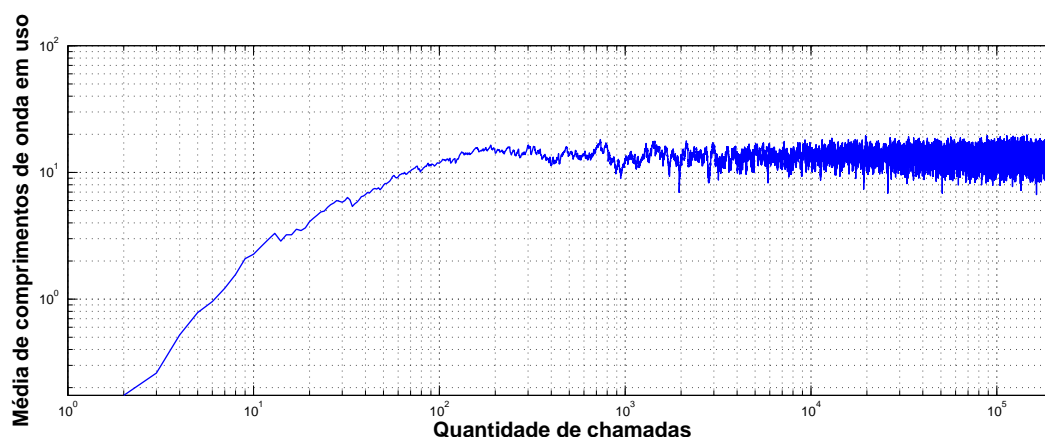


Figura 3.3: Número médio de comprimentos de onda usado por enlace em função do número de chamadas simuladas, quando 21 comprimentos de onda são empregados em cada enlace.

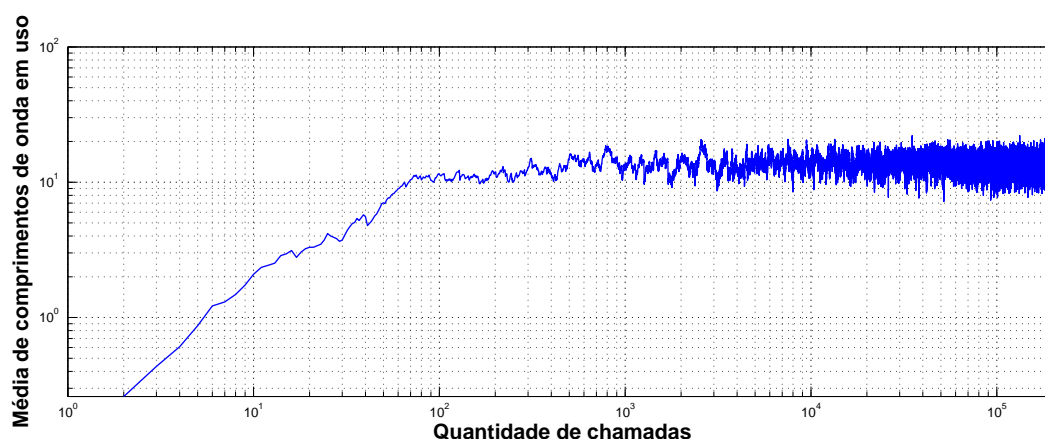


Figura 3.4: Número médio de comprimentos de onda usado por enlace em função do número de chamadas simuladas, quando 40 comprimentos de onda são empregados em cada enlace.

3.3.1 Configuração de simulação

Nos três cenários de avaliação (falha simples em enlace, falha dupla em enlace e falha em nó) o algoritmo de restauração (*PROTON*) é testado e comparado com três outras abordagens bem conhecidas na literatura: menor caminho (*shortest path - SP*), menor número de saltos (*minimum number of hops - MH*) e menor congestionamento (*least resistance weight - LRW*). A topologia Pacific Bell (Figura 3.1) é usada para avaliar o desempenho dessa nova proposta. Nessa versão da topologia são adicionados dois enlaces de 100 km cada entre os nós 3 e 4 e outros dois enlaces de 90 km cada entre os nós 13 e 14. Esta adaptação tem o objetivo de obter enlaces com no máximo 150 km, de modo a evitar o uso de regeneradores.

A Tabela 3.2 descreve os parâmetros de rede usados nas simulações executadas na ferramenta

computacional *Simulator for Transparent Optical Networks - SIMTON*, desenvolvida por Chaves *et al.* [49]. Estes parâmetros são considerados no estabelecimento de rotas principais e rotas alternativas.

Tabela 3.2: Parâmetros de simulação padrão.

Parâmetro	Valor	Definição
P_{sat}	26 dBm	Potência de saturação de saída do amplificador.
$OSNR_{in}$	40 dB	Relação sinal-ruído óptica de entrada.
$OSNR_{QoS}$	23 dB	Relação sinal-ruído óptica para critério de QoS.
B	40 Gbps	Taxa de transmissão de bit.
B_o	100 GHz	Largura de banda do filtro óptico.
Δf	100 GHz	Espaçamento de canal.
λ_i	1529,56 nm	O menor comprimento de onda da grade.
λ_0	1557 nm	Comprimento de onda do zero de dispersão.
α	0,2 dB/km	Coefficiente de perda da fibra.
L_{Mux}	2 dB	Perda do multiplexador.
L_{Demux}	2 dB	Perda do demultiplexador.
L_{Switch}	2 dB	Perda do <i>switch</i> óptico.
δ	10%	Máximo alargamento do pulso.
W_{MIN}	16	Número mínimo de comprimentos de onda por enlace
W_{MAX}	40	Número máximo de comprimentos de onda por enlace.
F_0 (NF)	3,162 (5dB)	Fator de ruído do amplificador (Figura de ruído).
$\Delta\lambda_{tx}$	0,05 nm	Largura de linha do transmissor.

3.4 Modelo analítico OSNR

Redes totalmente ópticas geralmente operam a altas taxas de transmissão e o sinal permanece no domínio óptico entre os nós de borda, isto é, o sinal se propaga ao longo dos nós intermediários da rede óptica sem qualquer conversão óptica-eletróptica. Por causa dos efeitos lineares e não-lineares da camada física e por ruídos adicionais inseridos por elementos de rede ao longo dos caminhos ópticos, a OSNR do sinal transmitido pode ser comprometida, causando um impacto direto na qualidade

de transmissão [50].

O algoritmo de restauração *PROTON* é projetado para considerar penalidades da camada física, de modo a encontrar um caminho óptico alternativo que apresente a maior relação sinal-ruído óptica. Para esta avaliação é utilizado o modelo analítico proposto por Pereira *et al.* [50], em que são considerados os efeitos de saturação de ganho e emissão espontânea amplificada (*amplified spontaneous emission - ASE*) dos amplificadores, *crosstalk* coerente em *switches* ópticos, mistura de quatro ondas (*four wave mixing - FWM*), dispersão por modo de polarização (*polarization mode dispersion - PMD*) e dispersão residual em fibras ópticas, representando as penalidades físicas que causam degradação da QoT nos sinais ópticos. Esses efeitos são considerados todos juntos e usam equações analíticas simples obtidas de comportamentos experimentais ou fundamentais bem conhecidos de dispositivos de redes ópticas [50]. O referido modelo analítico é detalhado na Seção A do Apêndice desta tese.

3.5 Algoritmo *PROTON* aplicado ao restabelecimento de chamadas considerando falha simples em enlace de redes ópticas transparentes

3.5.1 Introdução

O problema de sobrevivência em redes ópticas vem sendo pesquisado desde o início da década de 1990 [51] e nos últimos anos vem recebendo maior atenção da comunidade científica. Em particular, diversas estratégias de restauração têm sido propostas. Um dos primeiros trabalhos a tratar de maneira sistemática o problema de sobrevivência em redes ópticas foi desenvolvido por Ramamurthy *et al.* [17], em que analisavam as estratégias de proteção e restauração. Com a evolução deste assunto, novas e eficientes técnicas foram desenvolvidas para assegurar a restauração de tráfego. Pavani *et al.* [52] propuseram um algoritmo *RWA* dinâmico, tolerante a falhas simples, baseado na técnica de otimização por colônia de formigas (*ant colony optimization - ACO*). Esta proposta se mostra flexível e robusta para o tratamento do problema de sobrevivência em função do controle distribuído da rede, da natureza dinâmica do tráfego e da aleatoriedade do evento de falha.

Os efeitos das penalidades impostas pela camada física também têm sido considerados na resolução do problema de sobrevivência por causa da enorme demanda de dados, das altas taxas de transmissão e das longas distâncias. Assim, uma estratégia eficiente para encontrar um caminho óptico alternativo deve também checar se este novo caminho óptico tem uma *QoT* aceitável [16; 19; 32].

3.5.2 Pseudocódigo do processo de simulação de falha simples em enlace

Nesta seção, é apresentada a aplicação do algoritmo *PROTON* ao cenário de restauração de chamadas dada a ocorrência de uma falha simples em enlace de uma rede óptica transparente. Para a realização de análise comparativa de desempenho da nova proposta, são utilizados os algoritmos *SP*, *MH* e *LRW*. O algoritmo *PROTON* alcança menor TIRF no processo de restauração para três diferentes cenários, considerando diversas penalidade impostas pela camada física.

O Algoritmo 3.2 mostra o processo de simulação de falha simples em enlace. Este algoritmo identifica os caminhos ópticos que passam pelo enlace com falha E pertencente a uma topologia T composta de n nós e e enlaces. Os recursos de rede utilizados por cada caminho óptico que atravessam o enlace com falha E são liberados e o algoritmo *PROTON* (Algoritmo 3.1) é chamado para o restabelecimento das chamadas interrompidas.

Algoritmo 3.2: Pseudocódigo do processo de simulação de falha simples em enlace.

```

1 para cada  $E \in T(n, e)$  faça
2   | Identificar as chamadas que passam pelo enlace  $E$ ;
3   | para cada chamada  $\in E$  faça
4   |   | Liberar o caminho óptico;
5   | fim para
6   | Simular falha no enlace  $E$ ;
7   | Chamar algoritmo PROTON (Algoritmo 3.1) ou SP, MH e LRW, passando chamadas  $\in E$ ;
8 fim para

```

3.5.3 Resultados do algoritmo *PROTON* para o cenário de falha simples em enlace

O algoritmo *PROTON* é testado e comparado com os algoritmos *SP*, *MH*, *LRW* para os três cenários (16, 21 e 40 comprimentos de onda), conforme mencionado na seção anterior. Após cinquenta simulações por cada ponto de carga no intervalo entre 30 e 90 erlangs, é calculada TIRF da rede dada uma falha simples em enlace pela seguinte equação:

$$TIRF_{(\%)} = 1 - \left(\frac{qtd_{(restauradas)}}{qtd_{(afetadas)}} \right), \quad (3.1)$$

em que, $qtd_{(restauradas)}$ indica a quantidade de chamadas que obtêm sucesso no processo de restauração e $qtd_{(afetadas)}$ representa a quantidade de chamadas interrompidas devido à falha.

A Figura 3.5 mostra a TIRF em função da carga da rede, considerando 16 comprimentos de onda. Neste caso, é observado que o algoritmo *PROTON* apresenta um desempenho similar quando

comparado com o algoritmo *LRW*. Já em comparação com os algoritmos *MH* e *SP*, ele apresenta desempenho superior. Este comportamento é esperado, visto que a TIRF e a probabilidade de bloqueio da rede são devido principalmente à falta de comprimento de onda (ver Tabela 3.1).

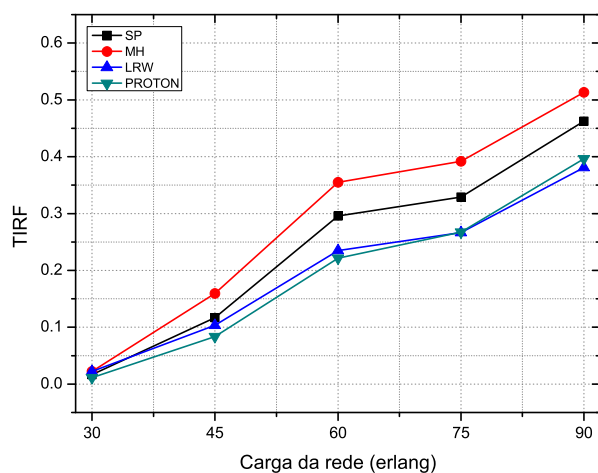


Figura 3.5: TIRF em função da carga da rede, considerando 16 comprimentos de onda e falha simples em enlace.

A Figura 3.6 apresenta a TIRF para o cenário com 21 comprimentos de onda por enlace. Neste caso, a probabilidade de bloqueio total é em torno de 2%, distribuída em 1% de chamadas bloqueadas devido à falta de comprimento de onda e 1% de chamadas bloqueadas devido às penalidades da camada física. Diferentemente da situação anterior, neste cenário o algoritmo *PROTON* apresenta uma capacidade mais acentuada de restaurar mais conexões do que os demais algoritmos para cargas de rede maiores.

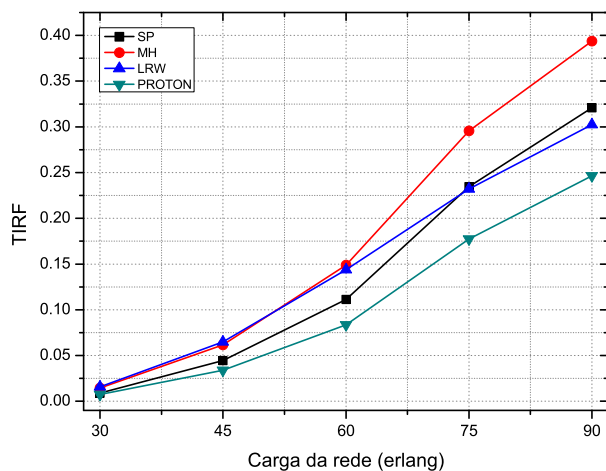


Figura 3.6: TIRF em função da carga da rede, considerando 21 comprimentos de onda e falha simples em enlace.

A Figura 3.7 mostra a mesma análise para 40 comprimentos de onda por enlace. Nota-se que o bloqueio devido à falta de comprimentos de onda é zero (ver Tabela 3.1), isto é, as chamadas são bloqueadas somente devido às penalidades da camada física. Neste cenário, o algoritmo *PROTON* é novamente a abordagem que restaura mais chamadas, novamente. Para uma rede com uma grande quantidade de comprimentos de onda, o algoritmo *LRW* é ineficiente porque ele tende a distribuir a carga ao longo da rede e não considera as penalidades impostas pelas camada física, conforme observado na Tabela 3.1.

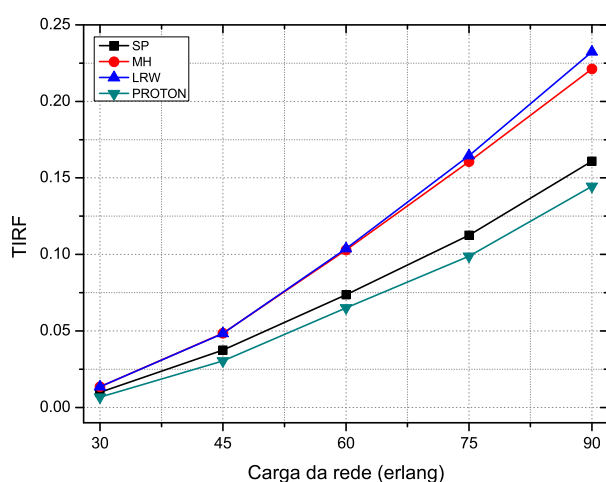


Figura 3.7: TIRF em função da carga da rede, considerando 40 comprimentos de onda e falha simples em enlace.

As Figuras 3.8, 3.9 e 3.10 mostram o gráfico *boxplot* da TIRF para os quatro algoritmos de restauração, considerando 16, 21 e 40 comprimentos de onda por enlace, respectivamente. Para o cenário de 16 comprimentos de onda, o algoritmo *PROTON* apresenta uma variância de cerca de 2%. Para o cenário de 21 comprimentos de onda, o algoritmo *PROTON* apresenta uma variância de cerca de 2,5%. E para o cenário de 40 comprimentos de onda, o algoritmo *PROTON* apresenta uma variância de cerca de 2,5%.

Para estas simulações, é considerada uma carga de rede de 60 erlangs e para a elaboração dos gráficos de *boxplot* são usadas as TIRF de 50 simulações. No pior caso, o *PROTON* alcança TIRF tão boa quanto a abordagem *LRW*. Nos demais casos, o algoritmo *PROTON* apresenta menor TIRF do que as demais abordagens (*SP*, *MH* e *LRW*).

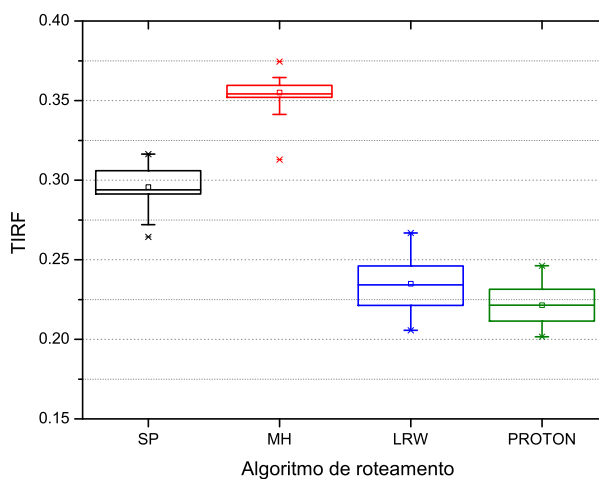


Figura 3.8: Gráfico *boxplot* da TIRF para os algoritmos de restauração considerando 16 comprimentos de onda por enlace.

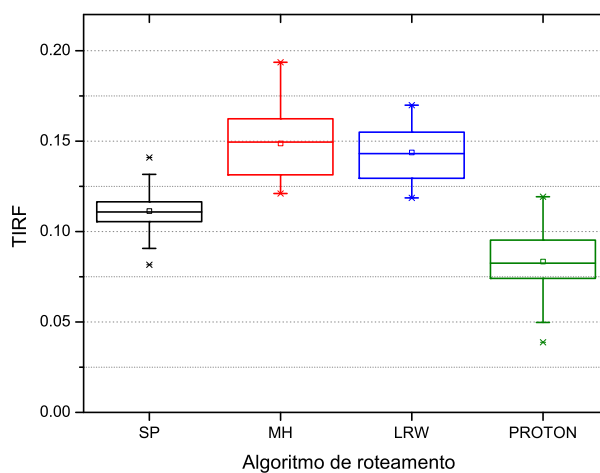


Figura 3.9: Gráfico boxplot da TIRF para os algoritmos de restauração considerando 21 comprimentos de onda por enlace.

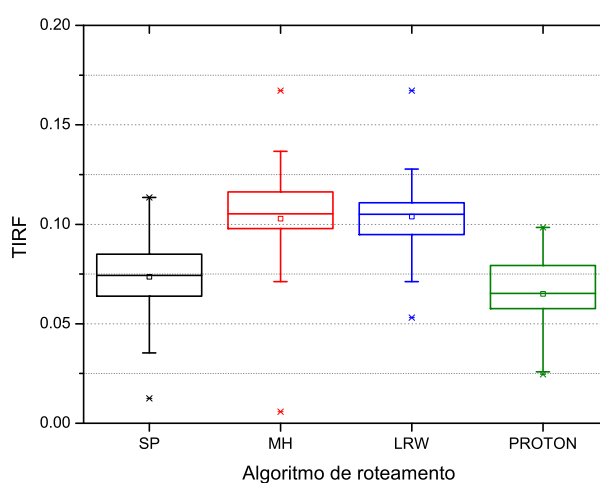


Figura 3.10: Gráfico boxplot da TIRF para os algoritmos de restauração considerando 40 comprimentos de onda por enlace.

3.6 Algoritmo *PROTON* aplicado ao restabelecimento de chamadas considerando falha dupla em enlace de redes ópticas transparentes

Nesta seção, é apresentada a aplicação do algoritmo *PROTON* ao cenário de restauração de chamadas dada a ocorrência de uma falha dupla de enlace em uma rede óptica transparente. Novamente, para a realização de análise comparativa de desempenho da nova proposta são utilizados os algori-

tmos *SP*, *MH* e *LRW*.

3.6.1 Introdução

Dado que falhas simples ocorrem mais frequentemente do que falhas duplas ou múltiplas, a maioria dos esforços voltados à pesquisa de sobrevivência em redes ópticas está concentrada em cenários de falhas simples. Alguns trabalhos que tratam do problema de falhas simples em redes ópticas são citados a seguir. Yueping *et al.* [53] desenvolveram um trabalho para otimizar a busca de rotas alternativas no caso de falhas simples; Aly *et al.* [54] propuseram novas estratégias contra falhas simples a partir da codificação da rede; Eiger *et al.* [55] projetaram mecanismos de restauração cuja pretensão era a de ser independente ao tipo de falha. Freitas *et al.* [56] desenvolveram um novo algoritmo para tratamento de falhas simples em redes ópticas transparentes e que considera as penalidades impostas pela camada física.

Por outro lado, falhas simultâneas ocorrem durante a operação da rede. Assim, eventos de falhas duplas ou múltiplas, também devem receber especial atenção, visto que estes eventos podem interromper diversos serviços de telecomunicações e causar sérios transtornos à sociedade, sobretudo à parcela que depende da *Internet* para o desenvolvimento de suas atividades profissionais ou mesmo pessoais. Em função disto, recentemente, diversos esforços de pesquisa têm sido realizados com o intuito de amenizar essa problemática de falhas duplas e múltiplas em redes ópticas.

Nesta seção, são apresentados os resultados acerca do desempenho do algoritmo *PROTON* dada a ocorrência de uma falha dupla em enlace e considerando penalidades da camada física. De modo semelhante ao que é mostrado na seção anterior, este algoritmo busca por uma rota alternativa que apresente maior OSNR para cada caminho óptico interrompido. O modelo analítico utilizado para avaliação do OSNR dos caminhos ópticos é o proposto por Pereira *et al.* [50].

Como já mencionado na Seção 3.5, o problema de sobrevivência em redes ópticas tem sido amplamente pesquisado nas últimas duas décadas, mas o interesse pelo problema de falhas duplas cresceu recentemente, principalmente em virtude do impacto que os serviços providos pela *Internet* exercem sobre a sociedade. Zheng *et al.* [40] propuseram um algoritmo que tolera falhas múltiplas de enlaces em redes ópticas. Wason e Kaler [57] pesquisaram a melhoria do processo de restabelecimento de chamadas para falhas duplas e múltiplas. Pavani e Waldman [52] propuseram um algoritmo de restauração dinâmico tolerante a falhas baseado em otimização por colônia de formigas que, devido a sua flexibilidade e robustez, pode tratar falhas simples e duplas. Georgakilas *et al.* [58] avaliaram o impacto de falhas duplas em redes resilientes somente a falhas simples, enquanto

algumas penalidades da camada física, tais como *ASE*, *XPM* e *FWM*, foram consideradas durante o processo de roteamento. O problema de provisionamento de caminho óptico em redes *WDM* considerando a degradação óptica do sinal desencadeada pelas penalidades físicas também foi pesquisado por Markidis e Tzanakaki em [59]. Adami *et al.* [60] propuseram um algoritmo para tratar falhas duplas que consideram o ruído *ASE* em redes transparentes.

3.6.2 Pseudocódigo do processo de simulação de falha dupla em enlace

Assim como é proposto para a restauração à falha simples baseada em OSNR, para a restauração à falha dupla baseada em OSNR também ocorre a busca dinâmica por caminhos ópticos alternativos com maior relação sinal-ruído no nó destino.

O Algoritmo 3.3 mostra o processo de simulação de falha dupla em enlace. Este algoritmo identifica os caminhos ópticos que passam pelos dois enlaces com falha E_i e E_j pertencentes a uma topologia T composta de nós n e enlaces e . Os recursos de rede utilizados por cada caminho óptico pertencente ou ao enlace com falha E_i ou ao enlace com falha E_j são liberados. Para o cenário de falha dupla em enlace, o algoritmo *PROTON* recebe dois ajustes: (i) é necessário agregar as chamadas interrompidas dos dois enlaces com problema (linhas 2 e 8), e; (ii) é necessário evitar que chamadas sejam restauradas em duplicidade (linhas de 11 a 15).

Assim como para o cenário de falha simples em enlace, os pares fonte-destino são gerados a partir de uma distribuição uniforme, utilizando processo de Poisson. Três cenários de avaliação são considerados: 16 comprimentos de onda por enlace; 21 comprimentos de onda por enlace e 40 comprimentos de onda por enlace.

Após a entrada na região estacionária, um ponto arbitrário é escolhido para que seja realizado o armazenamento do estado em que a topologia sofrerá falha, incluindo a descrição dos caminhos ópticos ativos. São realizadas cinquenta simulações por ponto para o intervalo de carga de rede entre 30 e 90 erlangs e a TIRF é calculada por:

$$TIRF_{(\%)} = 1 - \left(\frac{qtd_{(restauradasEnl_i)} \cap qtd_{(restauradasEnl_j)}}{qtd_{(afetadasEnl_i)} \cap qtd_{(afetadasEnl_j)}} \right), \quad (3.2)$$

em que, $qtd_{(restauradasEnl_i)}$ indica a quantidade de chamadas que obtêm sucesso no processo de restauração no primeiro enlace; $qtd_{(restauradasEnl_j)}$ indica a quantidade de chamadas que obtêm sucesso no processo de restauração no segundo enlace; $qtd_{(afetadasEnl_i)}$ representa a quantidade de chamadas interrompidas que utilizam o primeiro enlace que falha; e $qtd_{(afetadasEnl_j)}$ representa a quantidade de chamadas interrompidas que utilizam o segundo enlace que falha.

Algoritmo 3.3: Pseudocódigo do processo de simulação de falha dupla em enlace.

```
1 para cada  $E_i \in T(n, e)$  faça
2   Identificar as chamadas que passam pelo enlace  $E_i$ ;
3   para cada chamada  $\in E_i$  faça
4     Liberar o caminho óptico;
5     Armazenar em lista-chamadas-a-recuperar;
6   fim para
7   para cada  $E_j \in T(n, e)$  faça
8     Identificar as chamadas que passam pelo enlace  $E_j$ ;
9     para cada chamada  $\in E_j$  faça
10      Liberar o caminho óptico;
11      se ( $\text{chamada} \in \text{lista-chamadas-a-recuperar}$ ) então
12        Ir para a próxima chamada;
13      senão
14        Armazenar chamada em lista-chamadas-a-recuperar;
15      fim se
16    fim para
17    Retirar enlace  $E_i$ ;
18    Retirar enlace  $E_j$ ;
19    Chamar algoritmo PROTON (Algoritmo 3.1) passando parâmetro lista-chamadas-a-recuperar;
20  fim para
21 fim para
```

3.6.3 Resultados do algoritmo *PROTON* para o cenário de falha dupla em enlace

A Figura 3.11 mostra a TIRF em função da carga da rede, considerando 16 comprimentos de onda e falha dupla em enlace. Neste cenário, os resultados são compatíveis com os obtidos para a situação de falha simples em enlace, observados na Seção 3.5.3, isto é, o algoritmo *PROTON* apresenta desempenho equivalente ao algoritmo *LRW*. Já em comparação com os algoritmos *MH* e *SP* seu desempenho é superior. A TIRF e a probabilidade de bloqueio também são devido principalmente à falta de comprimentos de onda disponíveis.

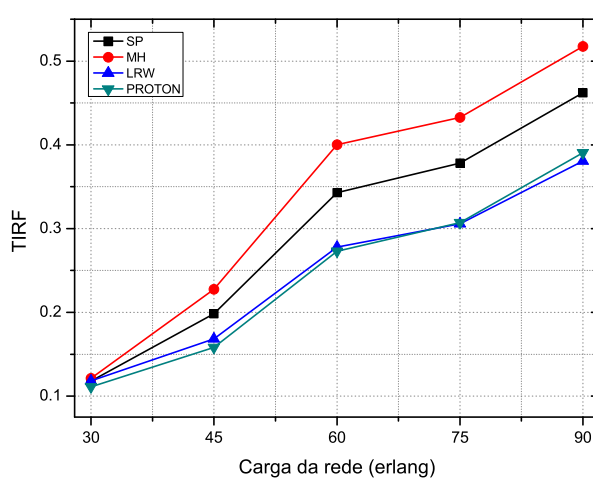


Figura 3.11: TIRF em função da carga da rede, considerando 16 comprimentos de onda por enlace e falha dupla em enlace.

A Figura 3.12 apresenta a TIRF para o cenário com 21 comprimentos de onda por enlace. O algoritmo de restauração *PROTON* é capaz de restaurar mais conexões do que os demais algoritmos comparados. É importante destacar a evidência de melhor desempenho da nova proposta em face ao algoritmo *LRW* com cargas maiores de rede.

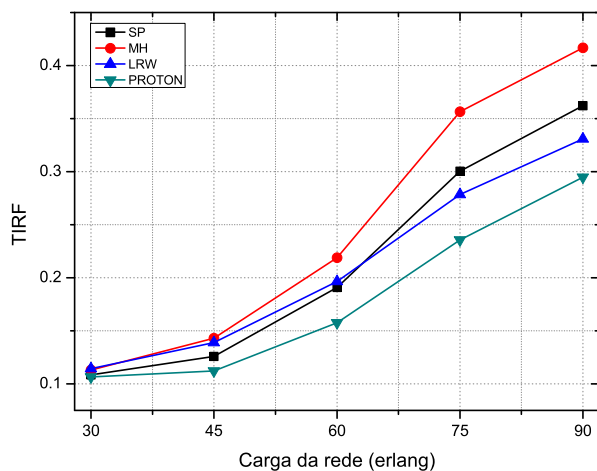


Figura 3.12: TIRF em função da carga da rede, considerando 21 comprimentos de onda por enlace e falha dupla em enlace.

A Figura 3.13 mostra a mesma análise para 40 comprimentos de onda por enlace. Conforme é mencionado na Seção 3.5.3, a probabilidade de bloqueio é devido unicamente às penalidades da camada física (ver Tabela 3.1). De modo similar ao cenário anterior, o algoritmo *PROTON* é a abordagem que restabelece mais chamadas. A ineficiência do algoritmo *LRW* pode ser explicada porque seu objetivo é distribuir carga ao longo da rede, não considerando as penalidades da camada física.

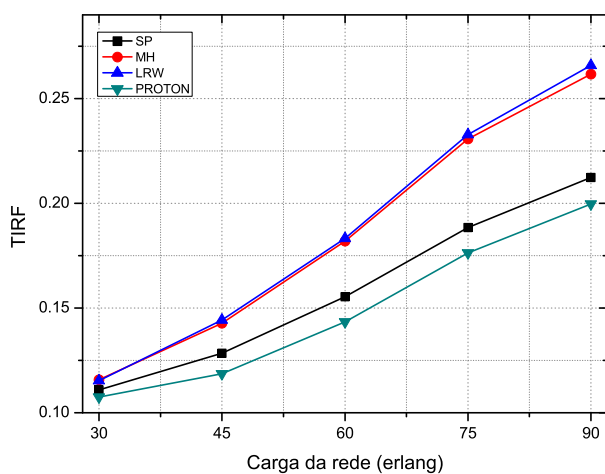


Figura 3.13: TIRF em função da carga da rede, considerando 40 comprimentos de onda por enlace e falha dupla em enlace.

As Figuras 3.14, 3.15 e 3.16 mostram o gráfico *boxplot* da TIRF considerando 16, 21 e 40 comprimentos de onda por enlace, respectivamente. Para cada um dos três cenários é considerada a carga de 90 erlang e 50 simulações. Estes resultados indicam o nível de confiança dos resultados apresentados nas Figuras 3.11, 3.12 e 3.13 e confirmam que no pior caso (cenário de 16 comprimentos de onda), a proposta *PROTON* alcança TIRF tão boa quanto a abordagem *LRW*. Nos demais cenários, o algoritmo *PROTON* apresenta menor TIRF do que os outros três algoritmos.

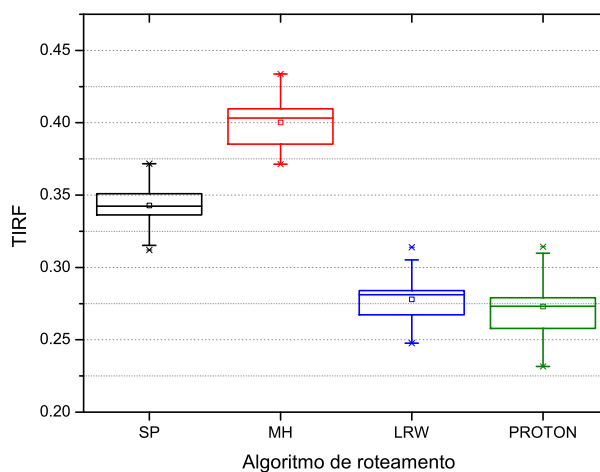


Figura 3.14: Gráfico *Boxplot* da taxa de insucesso na restauração de falha dupla considerando 16 comprimentos de onda.

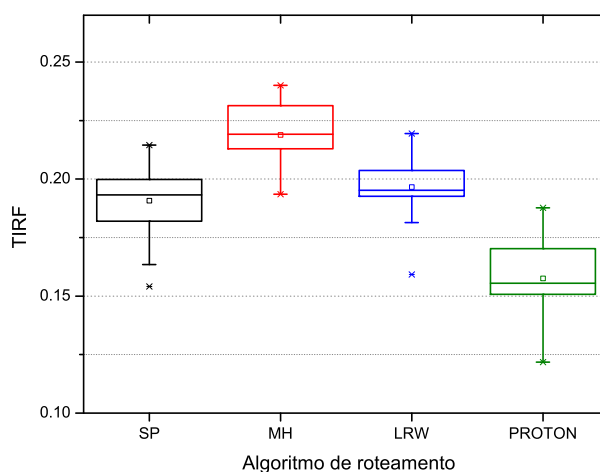


Figura 3.15: Gráfico *Boxplot* da taxa de insucesso na restauração de falha dupla considerando 21 comprimentos de onda.

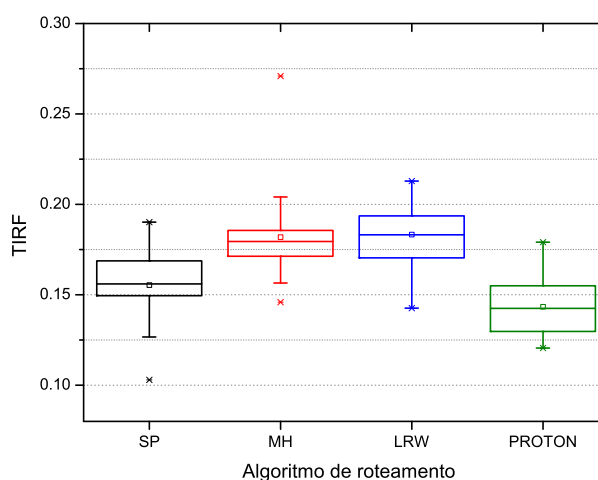


Figura 3.16: Gráfico Boxplot da taxa de insucesso na restauração de falha dupla considerando 40 comprimentos de onda.

3.7 Algoritmo *PROTON* aplicado ao restabelecimento de chamadas considerando falha em nó de redes ópticas transparentes

Nesta seção são apresentados os resultados gerados pelo algoritmo *PROTON* no cenário de restabelecimento de chamadas interrompidas devido a uma falha em nó de uma rede óptica transparente. De modo similar ao que ocorre nos cenários apresentados nas Seções 3.5 (restauração à falha simples) e 3.6 (restauração à falha dupla), a solução *PROTON* realiza restauração por caminho em busca do caminho óptico que apresenta a maior relação sinal-ruído óptico para o restabelecimento de chamadas interrompidas devido à inoperância de um nó. Os algoritmos *SP*, *MH* e *LRW* novamente são utilizados para comparação de desempenho. Diferentemente do que é apresentado na duas seções anteriores, nesta é observado que a nova proposta obtém as menores TIRFs em todos os três cenários de simulação (16, 21 e 40 comprimentos de onda).

3.7.1 Introdução

Falhas em nós de uma rede óptica são uma outra possibilidade de dano a sua operação e, portanto, o desenvolvimento de novas estratégias de sobrevivência que tratem deste tipo de falha devem ser consideradas e pesquisadas. Um nó em uma rede óptica pode ser entendido como um provedor de serviços de telecomunicações, localizado em um edifício comercial. Assim, quando eventos catastróficos acontecem, como por exemplo: incêndios, terremotos, *tsunamis*, enchentes e outros [61], é possível que todos os serviços prestados por um provedor fiquem indisponíveis. Embora estes even-

tos sejam raros, quando eles ocorrem, o prejuízo é maior do que o causado por uma falha simples ou dupla em enlace, isto é, muito mais chamadas são interrompidas, dado que um nó funciona como um agregador e difusor de caminhos ópticos. Com isso, regiões inteiras podem ficar isoladas. Uma falha em nó também pode ser encarada como uma falha múltipla.

Nesta seção, é proposta uma nova estratégia que utiliza o algoritmo de restauração *PROTON* para restabelecer chamadas dada a ocorrência de falha em nó de uma rede óptica transparente, considerando as penalidades da camada física.

O projeto de redes ópticas resilientes a falhas simples ou duplas e a proposição de algoritmos eficientes para restauração de uma conexão dada a ocorrência de uma falha em enlace têm recebido maior atenção dos pesquisadores. Já o estudo de falhas em nó tem sido menos discutido. Nesta seção são citadas algumas pesquisas sobre este tema. Kim e Lumetta [62] pesquisaram a efetividade de esquemas de sobrevivência por enlace em termos de sua capacidade de tratar falhas em nó de redes ópticas transparentes. Cheng *et al.* [63] propuseram um esquema de seleção de rotas principal e alternativa de maneira conjunta e um algoritmo para reservar largura de banda para sobrevivência de uma rede óptica, dada uma falha múltipla. No trabalho de Cheng *et al.*, é evidenciada uma importante característica: embora seu trabalho tenha considerado explicitamente a falha em diversos enlaces (falhas múltiplas em enlace), a solução pode ser aplicada para o cenário de falha em nó também, visto que uma falha em nó pode causar a interrupção de diversas conexões que passam pelos enlaces conectados a ele. Eiger *et al.* [55] apresentaram um algoritmo para redes ópticas com um mecanismo de restabelecimento de chamada na ocorrência de uma falha em nó.

3.7.2 Pseudocódigo do processo de simulação de falha em nó.

O Algoritmo 3.4 apresenta os detalhes do processo de simulação de falha em nó. Para cada nó N da topologia $T(n, e)$ que sofre uma falha, são identificadas as chamadas que passam por cada um dos enlace L vinculados a ele. Em seguida, os recursos utilizados por cada uma das chamadas são liberados e cada chamada é armazenada na estrutura denominada *lista-chamadas-a-recuperar*, cuja função é guardar as chamadas que serão restauradas pelo algoritmo *PROTON* e evitar que haja duplicidade de tentativa de restauração de uma mesma chamada, pois um nó pode servir de ponto de entrada e de saída de um mesmo caminho óptico. O algoritmo *PROTON* (Algoritmo 3.1) é chamado para obtenção de um caminho óptico alternativo com QoT aceitável para cada uma das chamadas de *lista-chamadas-a-recuperar*.

Novamente, para avaliação de desempenho do algoritmo *PROTON*, são consideradas as seguintes

Algoritmo 3.4: Pseudocódigo do processo de simulação de falha em nó.

```

1 para cada  $N \in T(n, e)$  faça
2   para cada  $L \in N$  faça
3     para cada chamada  $\in L$  faça
4       Liberar o caminho óptico;
5       se ( $chamada \in lista-chamadas-a-recuperar$ ) então
6         Ir para a próxima chamada;
7       senão
8         Armazenar chamada em  $lista-chamadas-a-recuperar$ ;
9       fim se
10    fim para
11  fim para
12  Simular uma falha em nó;
13  para cada chamada  $\in lista-chamadas-a-recuperar$  faça
14    Chamar algoritmo PROTON (Algoritmo 3.1) passando parâmetro  $lista-chamadas-a-recuperar$ ;
15  fim para
16 fim para

```

penalidades que causam degradação da *QoT* nos sinais ópticos: efeitos de saturação de ganho e *ASE* dos amplificadores, *crosstalk* coerente em *switches* ópticos, *FWM* e *PMD* em fibras ópticas. Os algoritmos utilizados para comparação foram *SP*, *MH* e *LRW*. A topologia Pacific Bell (Figura 3.1) é usada para realização das simulações.

Para o cálculo da TIRF para o cenário de falha em nó, é utilizada a seguinte equação:

$$TIRF_{(\%)} = 1 - \left(\frac{\sum_{i=1}^n \alpha_i}{\sum_{i=1}^n \beta_i} \right), \quad (3.3)$$

em que, α_i indica a quantidade de chamadas que obtiveram sucesso no processo de restauração em cada um dos enlaces vinculados a cada um dos nós danificados; β_i indica a quantidade de chamadas interrompidas em cada um dos enlaces vinculados a cada um dos nós danificados e n indica a quantidade de enlaces vinculados ao nó danificado (grau do nó).

3.7.3 Resultados do algoritmo *PROTON* para o cenário de falha em nó

A Figura 3.17 mostra a TIRF em função da carga da rede, considerando 16 comprimentos de onda por enlace e topologia Pacific Bell. A solução *PROTON* apresenta uma ligeira vantagem sobre os algoritmos *LRW* e *SP*. Já em comparação com o algoritmo *MH*, a nova proposta apresenta um

desempenho superior significativo. Ainda neste cenário, é observado que até a carga de rede de 60 erlangs, o algoritmo *LRW* tem desempenho inferior ao do algoritmo *SP*, mas a partir de 60 erlangs, o algoritmo *LRW* apresenta melhor desempenho do que o algoritmo *SP*, devido ao aumento de carga. Por sua vez, o algoritmo *PROTON* alcança melhor desempenho para todas as cargas de rede.

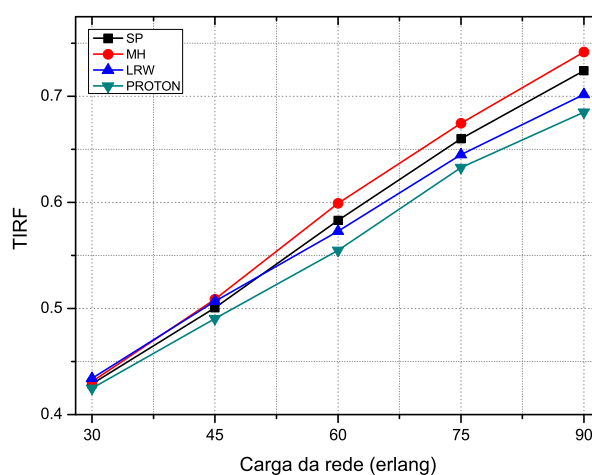


Figura 3.17: TIRF em função da carga da rede considerando 16 comprimentos de onda por enlace e falha em nó.

A Figura 3.18 apresenta a TIRF no cenário de 21 comprimentos de onda por enlace. É possível observar que o algoritmo *PROTON* continua obtendo melhor desempenho que os demais algoritmos. O algoritmo *SP* apresenta o segundo melhor desempenho. Isso é esperado porque a rede tem uma quantidade razoável de comprimentos de onda, assim o intenso tráfego de rede não é um fator decisivo, como no cenário de 16 comprimentos de onda.

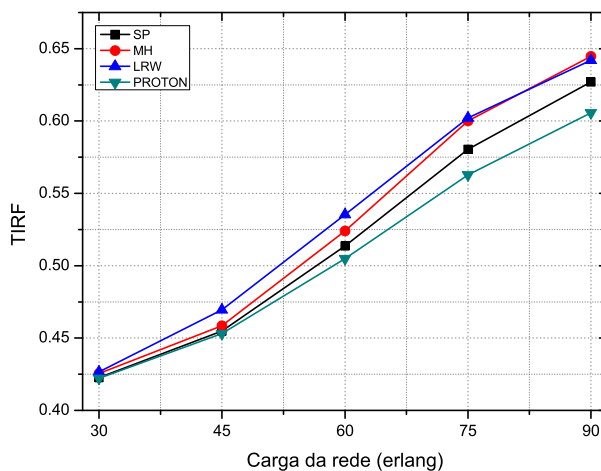


Figura 3.18: TIRF em função da carga da rede considerando 21 comprimentos de onda por enlace e falha em nó.

A Figura 3.19 mostra a mesma análise para 40 comprimentos de onda por enlace. O bloqueio das chamadas ocorre unicamente em função das penalidades da camada física. Neste cenário, a nova proposta é a solução que mais restabelece chamadas interrompidas. Assim como nos cenários para falha simples e falha dupla de enlace, o algoritmo *LRW* é ineficiente porque tende a distribuir carga ao longo da rede e não considera as penalidades impostas pela camada física. Os algoritmos *MH* e *LRW* têm o mesmo desempenho até a carga de rede de 60 erlang.

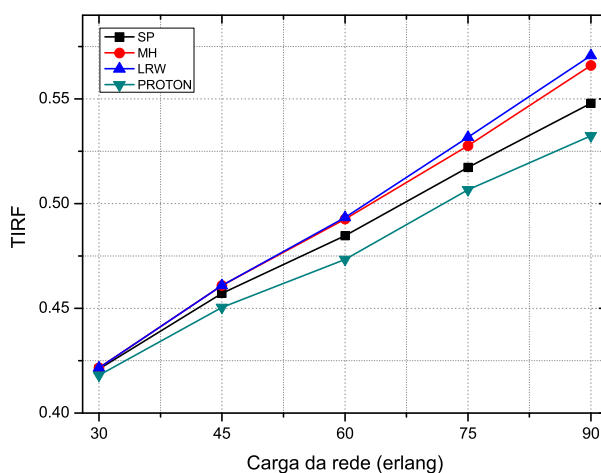


Figura 3.19: TIRF em função da carga da rede considerando 40 comprimentos de onda por enlace e falha em nó.

As Figuras 3.20, 3.21 e 3.22 mostram os gráficos *boxplot* da taxa de insucesso na restauração

de falha em nó para os algoritmos de restauração considerando 16, 21 e 40 comprimentos de onda por enlace, respectivamente. Para estas avaliações estatísticas são consideradas a carga de rede de 60 erlangs. Estes resultados indicam a confiabilidade das simulações, isto é, 75% dos resultados obtidos após 50 simulações para o algoritmo *PROTON* oscilam entre 53% e 57%.

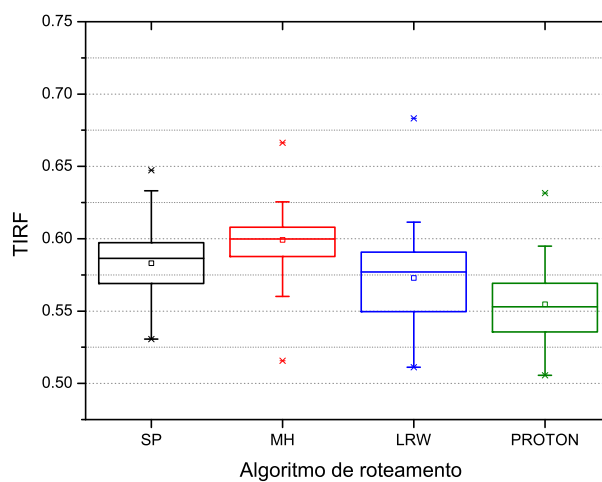


Figura 3.20: Gráfico boxplot da TIRF considerando 16 comprimentos de onda por enlace e falha em nó.

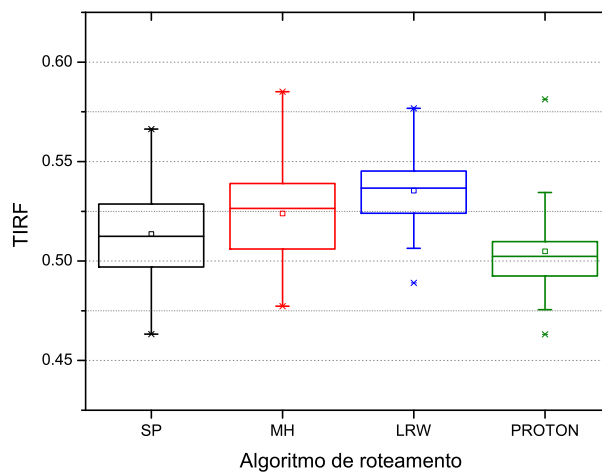


Figura 3.21: Gráfico boxplot da TIRF considerando 21 comprimentos de onda por enlace e falha em nó.

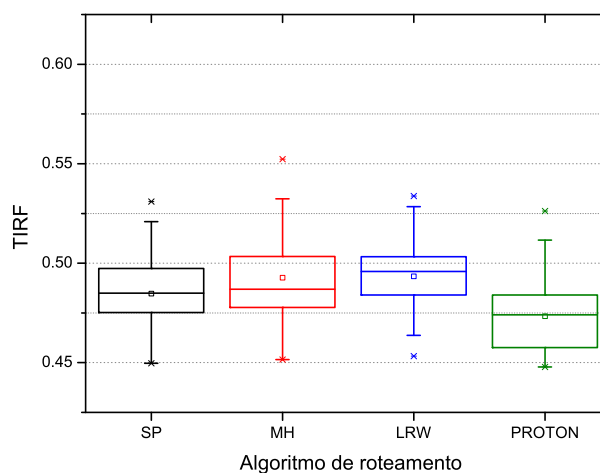


Figura 3.22: Gráfico boxplot da TIRF considerando 40 comprimentos de onda por enlace e falha em nó.

3.8 Novos algoritmos de restauração por enlace e restauração por subcaminho baseados na relação sinal-ruído óptico aplicados à resiliência de redes ópticas transparentes

Nesta seção são introduzidos três novos algoritmos de restauração por enlace e três novos algoritmos de restauração por subcaminho sensíveis à degradação do sinal óptico. A característica do primeiro grupo (baseado em enlace) é que o novo trecho de caminho óptico alternativo é estabelecido entre o nó que precede a falha e o nó que sucede a falha e obrigatoriamente no mesmo comprimento de onda utilizado no caminho óptico principal. O segundo grupo de algoritmos propostos (baseado em subcaminho) é caracterizado pela busca de um caminho óptico alternativo entre o nó que antecede a falha e o próprio nó destino da chamada. A obrigatoriedade de continuidade de comprimento de onda também é exigido.

3.8.1 Algoritmo de restauração por enlace baseado em OSNR

Na Seção 2.3.2 é apresentado o processo de restauração por enlace. A principal característica deste esquema é que os nós origem e destino da chamada não tomam conhecimento da falha, apenas os nós imediatamente adjacentes à falha compõem o serviço de restabelecimento da chamada interrompida. Além disso, a continuidade de comprimento de onda deve ser garantida, isto é, o comprimento de onda utilizado pela rota alternativa deve ser o mesmo da rota de trabalho em uma rede

óptica transparente [33; 47; 64].

Nesta seção é proposto um novo esquema de restauração por enlace que, assim como para os esquemas de restauração por caminho propostos, também se baseia na relação sinal-ruído óptico para restabelecer chamadas dada uma falha.

Na Figura 3.23 é ilustrado o esquema de restauração por enlace clássico, cujo objetivo é contornar o enlace com problema, a partir do nó antecedente à falha até o nó que sucede a mesma.

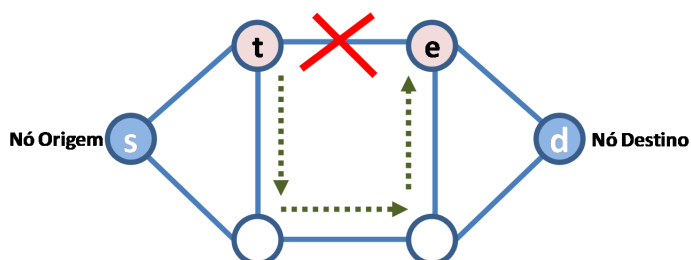


Figura 3.23: Representação do processo de restauração por enlace.

O processo de simulação de falha simples em enlace é realizado pelo Algoritmo 3.2, já descrito na Seção 3.5, à exceção da linha 7 que para este cenário de restauração por enlace é substituída por *Chamar algoritmo de restauração por enlace baseada em OSNR*, que é chamado para encontrar um novo trecho de rota que substitua o enlace com problema, a partir do nó que antecede a falha até o nó que sucede a falha. Em seguida, ocorre o processo de composição do caminho óptico alternativo completo, considerando o trecho anterior ao nó que precede a falha, o trecho posterior à falha e o novo trecho encontrado. Se a QoT deste caminho óptico alternativo for aceitável, então a chamada é restabelecida.

Algoritmo 3.5: Pseudocódigo do algoritmo de restauração por enlace baseada em OSNR para falha simples de enlace.

```

1 para cada enlace  $\in E$  faça
2   Procurar por trecho de rota que contorne a falha;
3   Manter continuidade de comprimento de onda  $w$  utilizado pelo caminho óptico principal;
4   Compor rota alternativa completa;
5   se (existe comprimento de onda disponível  $w$ ) e  $(QoT(n_s, n_d, w) = verdadeiro)$  então
6     Restaurar a chamada interrompida;
7     Ir para a próxima chamada;
8   fim se
9 fim para

```

3.8.2 Algoritmo de restauração por enlace baseada em OSNR considerando o nó mais conectado

Esta variação do esquema de restauração por enlace tem como objetivo contornar uma falha em enlace, a partir do nó mais conectado dentre os pertencentes ao trecho de rota de trabalho anterior ao enlace com problema. Por exemplo, na Figura 3.24 é estabelecido o caminho óptico principal $A - B - C - D - E - J$. Dada a ocorrência de uma falha no enlace entre os nós D e E , o caminho óptico alternativo é estabelecido a partir do nó C , visto que este apresenta o maior grau de conectividade ($grau = 6$) dentre todos os nós anteriores à falha.

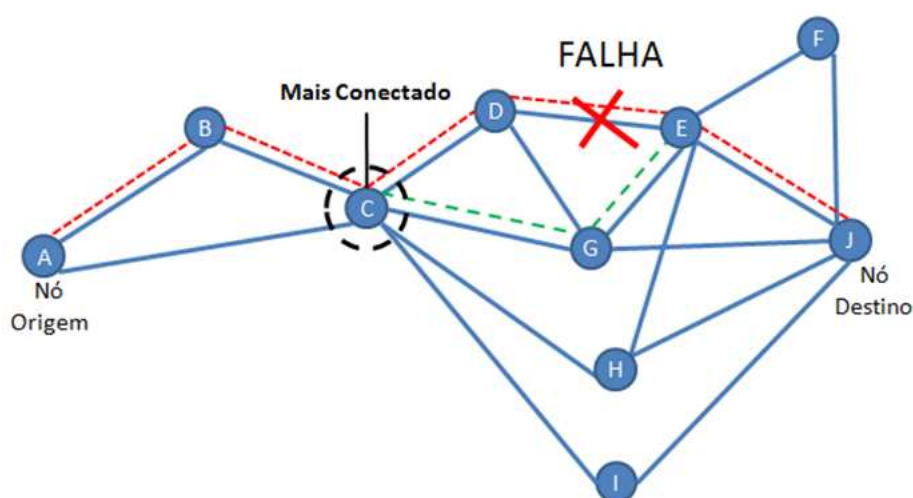


Figura 3.24: Representação do processo de restauração por enlace considerando o nó mais conectado.

O Algoritmo 3.6 realiza a identificação do nó mais conectado no trecho de rota de trabalho anterior à falha. Em seguida ocorre a busca por um novo trecho de rota que contorne o enlace com problema, a partir do nó mais conectado até o nó que sucede a falha. Isto é ilustrado na Figura 3.24, cujo trecho de rota $C - G - E$ contorna a falha localizada entre os nós D e E . O processo de composição do caminho óptico alternativo candidato é realizado considerando o trecho anterior ao nó mais conectado, o trecho posterior à falha e o novo trecho de rota encontrado. Ainda na Figura 3.24 é observada esta dinâmica de composição: *i*) trecho de rota de trabalho anterior ao nó mais conectado $A - B - C$; *ii*) trecho de rota de trabalho posterior à falha $E - J$; *iii*) novo trecho de rota $C - G - E$; *iv*) rota alternativa completa $A - B - C - G - E - J$.

Algoritmo 3.6: Pseudocódigo do algoritmo de restauração por enlace baseada em OSNR considerando o nó mais conectado.

```

1 para cada chamada  $\in E$  faça
2   Identificar o nó mais conectado da rota de trabalho;
3   Procurar por trecho de rota que contorne a falha;
4   Manter continuidade de comprimento de onda  $w$  utilizado pelo caminho óptico principal;
5   Compor rota alternativa completa;
6   se (existe comprimento de onda disponível  $w$ ) e  $(QoT(n_s, n_d, w) = verdadeiro)$  então
7     Restaurar a chamada interrompida;
8     Ir para a próxima chamada;
9   fim se
10 fim para

```

3.8.3 Algoritmo de restauração por enlace baseado em OSNR com limite de tentativas vinculado ao grau do nó mais conectado

Nesta outra variação da restauração por enlace, o objetivo é tentar o restabelecimento da chamada a partir do nó anterior à falha com maior grau de conectividade e com limite de tentativas igual ao grau do nó menos 2. Essa subtração é necessária para evitar que haja uma situação de *loop*, ou seja, é preciso evitar que os dois enlaces que fazem parte do caminho óptico principal da chamada sejam utilizados no processo de restauração. Assim, a tentativa de encontrar um trecho de rota alternativa é realizada exaustivamente até que todos os enlaces vinculados ao nó mais conectado sejam avaliados.

Na Figura 3.25, uma chamada é estabelecida na rota $A - B - C - D - E - J$. Caso uma falha ocorra no enlace entre os nós D e E , o processo de restabelecimento da chamada tem origem no nó C , visto que este é o nó mais conectado do trecho de rota de trabalho anterior à falha. A partir do nó C , são realizadas tentativas de restabelecimento da chamada pelos enlaces entre os nós $C - G$, $C - H$, $C - I$ e $C - A$. É importante frisar que os enlaces $C - B$ e $C - D$ não podem participar da operação de restauração, pois eles compõem parte da rota de trabalho da chamada.

O Algoritmo 3.7 mostra o processo de restauração por enlace exaustiva. Para cada chamada interrompida é localizado o nó mais conectado anterior à falha. O número de tentativas (*qtd-tentativas*) de restabelecer uma chamada interrompida é limitado ao grau do nó mais conectado dado por *no-maior-grau*. Um trecho de rota que contorna a falha é procurado. O caminho óptico alternativo candidato é composto pelo segmento de rota de trabalho anterior à falha, mais o novo segmento de rota que

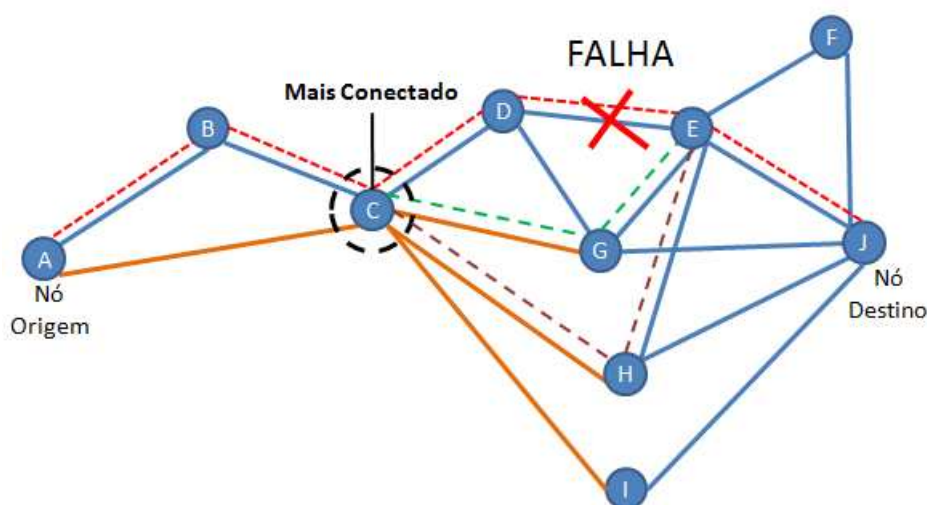


Figura 3.25: Representação do processo de restauração por enlace considerando limite de tentativas vinculado ao nó mais conectado.

contorna a falha e o segmento final da rota de trabalho, localizado após a falha. Se a QoT do caminho óptico alternativo candidato for aceitável então a chamada é restaurada.

Algoritmo 3.7: Pseudocódigo do algoritmo de restauração por enlace baseada em OSNR com limite de tentativas vinculado ao grau do nó mais conectado.

```

1 para cada chamada  $\in E$  faça
2   Identificar o nó com maior grau no-maior-grau da rota de trabalho;
3   enquanto qtd-tentativas < (no-maior-grau - 2) faça
4     Procurar por trecho de rota que contorne a falha;
5     Manter continuidade de comprimento de onda  $w$  utilizado pelo caminho óptico
        principal;
6     Compor rota alternativa completa;
7     se (existe comprimento de onda disponível  $w$ ) e ( $QoT(n_s, n_d, w) = \text{verdadeiro}$ ) então
8       Restaurar a chamada interrompida;
9       Ir para a próxima chamada;
10    senão
11      Incrementar qtd-tentativas;
12    fim se
13  fim enquanto
14 fim para

```

3.8.4 Algoritmo de restauração por subcaminho baseado em OSNR

Na proposta apresentada nesta seção, é utilizado o esquema de restauração por subcaminho descrito na Seção 2.3.3. Esta nova abordagem também é baseada na degradação do sinal para escolha do caminho óptico alternativo e é similar à proposta apresentada na Seção 3.8.1, sendo que a busca pelo novo trecho de rota se dá entre o nó que antecede à falha e o nó destino da chamada, conforme visto na Figura 2.10.

O Algoritmo 3.8 realiza a busca por um novo trecho de caminho óptico alternativo que substitua o restante do caminho óptico principal a partir do nó que dá origem à falha. O processo de composição do caminho óptico alternativo completo considera o trecho anterior ao nó que antecede a falha e o novo trecho encontrado até o nó destino da chamada.

Algoritmo 3.8: Restauração por subcaminho baseada em OSNR.

```

1 para cada chamada  $\in E$  faça
2   Procurar por trecho de rota que contorne a falha até o nó destino da chamada;
3   Manter continuidade de comprimento de onda  $w$  utilizado pelo caminho óptico principal;
4   Compor rota alternativa completa;
5   se (existe comprimento de onda disponível  $w$ ) e  $(QoT(n_s, n_d, w) = verdadeiro)$  então
6     Restaurar a chamada interrompida;
7     Ir para a próxima chamada;
8   fim se
9 fim para

```

3.8.5 Algoritmo de restauração por subcaminho baseada em OSNR considerando o nó mais conectado.

Esta abordagem é uma variação da restauração por enlace baseada em OSNR considerando o nó mais conectado anterior à falha apresentada no Algoritmo 3.6. A diferença está na linha 3 em que o nó destino do novo trecho de rota não é mais o nó que sucede a falha, mas sim o nó destino da chamada, conforme ilustrado na Figura 3.26. A rota de trabalho é estabelecida entre os nós $A - B - C - D - E - J$. No momento da falha entre os nós $D - E$, a estratégia aponta o nó C como o mais conectado, portanto este é eleito o nó origem do trecho de rota que terá o nó J como nó destino.

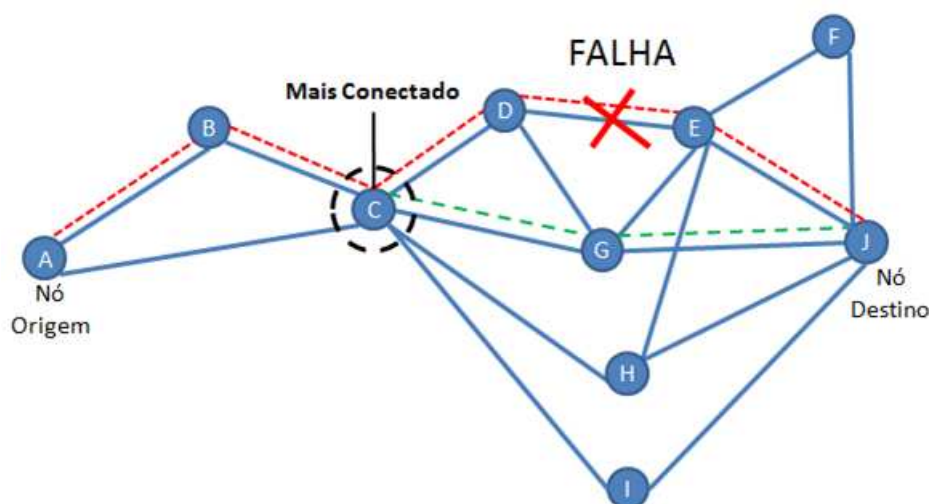


Figura 3.26: Representação do processo de restauração por subcaminho considerando o nó mais conectado.

3.8.6 Algoritmo de restauração por subcaminho baseada em OSNR, com limite de tentativas vinculado ao nó mais conectado.

A proposta apresentada nesta seção é uma variação da restauração por enlace baseada em OSNR com limite de tentativas vinculado ao nó mais conectado, apresentada no Algoritmo 3.7. A diferença está na linha 4 do referido algoritmo, isto é, o processo de busca começa no nó mais conectado anterior à falha e vai até o nó destino da chamada.

Na Figura 3.27, uma chamada é estabelecida entre os nós $A - B - C - D - E - J$. No momento da falha entre os nós D e E , o processo de restabelecimento da chamada ocorre de maneira exaustiva a partir do nó mais conectado anterior à falha, isto é, do nó C partem as tentativas de localização de um caminho óptico alternativo que tenha como destino o nó J . Pela Figura 3.27 é possível observar que existem três trechos possíveis para compor a rota alternativa: $C - G - J$, $C - H - J$ e $C - I - J$. O trecho utilizado é o que proporciona menor degradação ao sinal.

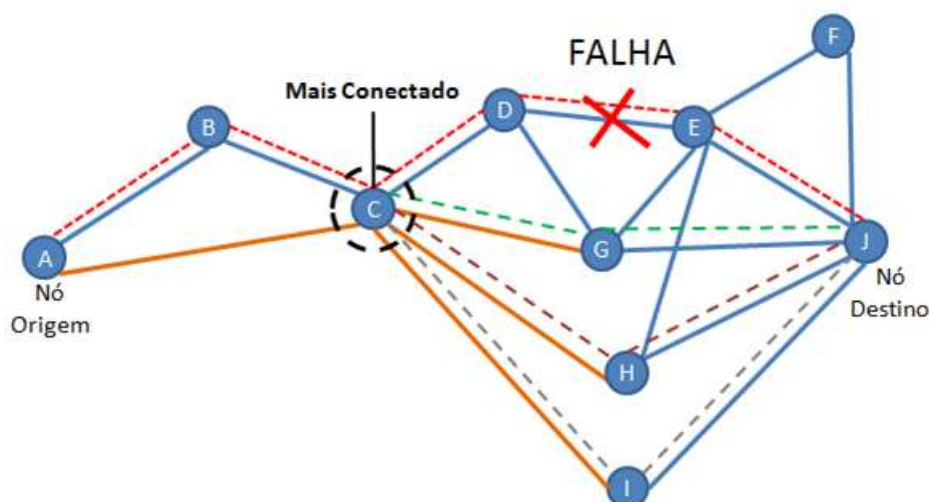


Figura 3.27: Representação do processo de restauração por subcaminho com limite de tentativas vinculado ao nó mais conectado.

3.8.7 Resultados e avaliação de desempenho dos esquemas de restauração por enlace e restauração por subcaminho.

Para a avaliação de desempenho das propostas apresentadas nas Seções 3.8.1, 3.8.2, 3.8.3, 3.8.4, 3.8.5 e 3.8.6 são utilizados os parâmetros de simulação apresentados na Tabela de simulação padrão 3.2. É utilizada uma topologia regular baseada na rede NSFNet (Figura 3.28) contendo em cada um de seus enlaces 20 comprimentos de onda. O processo de restauração das seis propostas apresentadas é baseado na relação sinal-ruído óptico. Para atender ao critério de relevância estatística, cada ponto de carga é simulado 50 vezes.

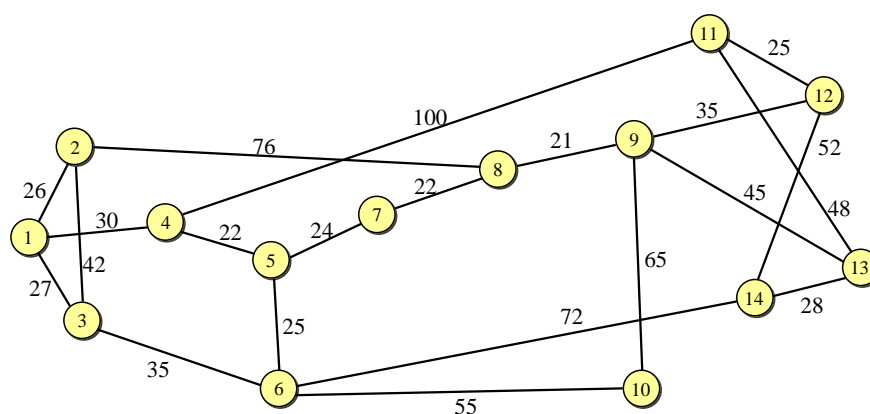


Figura 3.28: Topologia usada nas simulações desta seção. Os número nos enlaces identificam o seus comprimentos em quilômetros.

No gráfico apresentado na Figura 3.29 são avaliados os respectivos desempenhos da TIRF em

função da carga da rede, para algoritmos de restauração por enlace (Enlace), restauração por enlace considerando o nó mais conectado (Enlace - mais conectado), restauração por enlace limitado ao grau do nó de maior conectividade (Enlace - exaustivo), restauração por subcaminho (Subcaminho), restauração por subcaminho considerando o nó mais conectado (Subcaminho - mais conectado) e restauração por subcaminho limitado ao grau do nó de maior conectividade (Subcaminho - exaustivo).

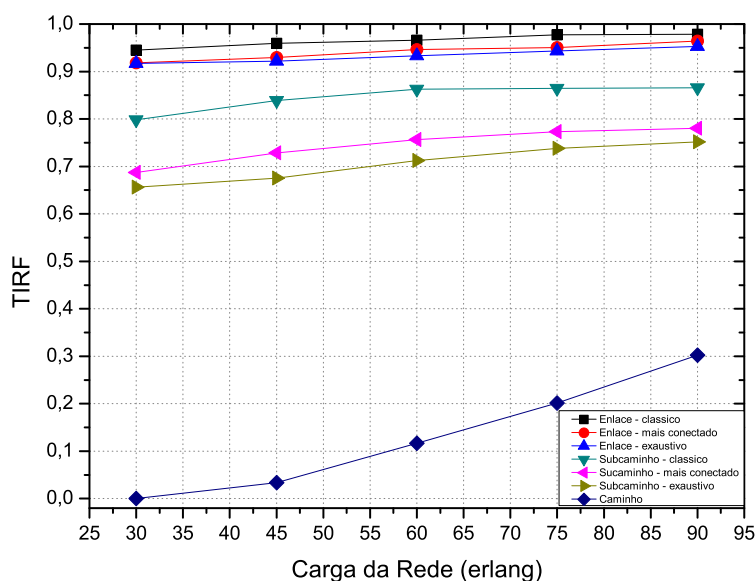


Figura 3.29: Taxa de insucesso na recuperação de falha em função da carga da rede, considerando as seis abordagens propostas nas seções anteriores.

A restauração por enlace clássica (*curva definida com o símbolo quadrado*) apresenta o pior desempenho. Para uma carga de 60 erlangs esta estratégia restaura menos de 4% das chamadas. Esta grande quantidade de chamadas não restabelecidas é principalmente devido à restrição de não ser permitido usar um comprimento de onda diferente do usado no caminho óptico principal.

As estratégias de restauração por enlace considerando o nó mais conectado (*curva definida com o símbolo círculo*) e restauração por enlace exaustiva (*curva definida com o símbolo triângulo para cima*), apresentam um pequeno ganho de desempenho em relação à restauração por enlace clássica. Para uma carga média de 60 erlangs, elas conseguem restaurar em torno de 6% das chamadas interrompidas. Novamente, o parco sucesso no processo de restauração das chamadas é explicado pela restrição de continuidade de comprimento de onda, ou seja, não há canal disponível para estabelecimento do novo trecho de caminho óptico que compõe o caminho óptico alternativo.

A abordagem do esquema de restauração por subcaminho clássica (*curva definida com o sím-*

bolo triângulo para baixo) apresenta um ganho significativo se comparado às estratégias baseadas no esquema de restauração por enlace. Mais uma vez, considerando o ponto de carga de 60 erlangs, é observado que a TIRF cai de 93% (para o algoritmo de restauração por enlace clássico) para 86% (para o algoritmo de restauração por subcaminho clássico).

Aplicando a restauração por subcaminho ao conceito de nó mais conectado anterior à falha, a TIRF cai para 76% (*curva definida com o símbolo triângulo para esquerda*), perfazendo um ganho no processo de restabelecimento de chamadas interrompidas de 17 e 10 pontos percentuais, respectivamente, em comparação com as estratégias de restauração por enlace exaustiva e restauração por subcaminho.

A estratégia denominada restauração por subcaminho exaustiva (*curva definida com o símbolo triângulo para direita*) apresenta o melhor desempenho dentre todas as três propostas baseadas em restauração por enlace e as três propostas baseadas em restauração por subcaminho. No cenário investigado, a TIRF desta abordagem no ponto de carga de 60 erlangs alcança 71%.

Finalmente, é apresentada a TIRF gerada pelo esquema de restauração por caminho (*curva definida com o símbolo triângulo para losango*). É possível observar sua ampla vantagem de desempenho sobre as demais. Essa vantagem é devida à não restrição de continuidade de comprimento de onda.

Na Tabela 3.3 são sintetizados, em valores absolutos, as TIRFs dos três principais esquemas de restauração para redes ópticas (*i*) restauração por caminho, *ii*) restauração por enlace e suas variações e *iii*) restauração por subcaminho e suas variações. Esta tabela está assim organizada: a primeira coluna indica a carga da rede e as demais colunas indicam a TIRF de cada uma das abordagens apresentadas até aqui.

Ainda na Tabela 3.3 é observada a superioridade da restauração por caminho sobre as abordagens de restauração baseadas em enlace e em subcaminho. Considerando a carga de 60 erlang, a restauração por caminho apresenta TIRF de 8%, enquanto que a melhor estratégia para o esquema de restauração por enlace alcança uma TIRF de 93%. Já para o esquema de restauração por subcaminho, a variação que obtém melhor desempenho atinge uma TIRF de 71%.

Tabela 3.3: Comparação de desempenho entre os esquemas de restauração por enlace, restauração por subcaminho e restauração por caminho, considerando a taxa de insucesso na recuperação de falha em função da carga de rede.

<i>Carga</i>	<i>Enl1</i>	<i>Enl2</i>	<i>Enl3</i>	<i>Sub1</i>	<i>Sub2</i>	<i>Sub3</i>	<i>Cam</i>
30	0,94	0,92	0,92	0,80	0,66	0,69	0,01
45	0,96	0,92	0,93	0,84	0,68	0,73	0,03
60	0,97	0,93	0,95	0,86	0,71	0,76	0,08
75	0,98	0,94	0,95	0,86	0,74	0,77	0,18
90	0,98	0,95	0,96	0,87	0,75	0,78	0,25

Enl1: restauração por enlace clássica.

Enl2: restauração por enlace exaustiva.

Enl3: restauração por enlace considerando o nó mais conectado.

Sub1: restauração por subcaminho clássica.

Sub2: restauração por subcaminho exaustiva.

Sub3: restauração por subcaminho considerando o nó mais conectado.

Cam: restauração por caminho.

É importante destacar que as abordagens de restauração baseadas em enlace e em subcaminho tendem a restabelecer as chamadas interrompidas mais rapidamente do que a abordagem baseada em caminho, isso porque este último esquema precisa encontrar um caminho óptico alternativo a partir do nó origem da chamada e, com isso, suas rotas alternativas tendem a ser maiores, o que resulta maior tempo de restauração de uma chamada.

3.9 Algoritmo *PROTON* aplicado ao restabelecimento de chamadas considerando falha simples em enlace e limitação de tentativas em redes ópticas transparentes

Nesta seção são apresentados os resultados gerados pelo algoritmo *PROTON* no cenário de falha em enlace e com possibilidade de mais de uma tentativa no restabelecimento das chamadas interrompidas. O algoritmo *PROTON* tenta encontrar as k -rotas ordenadas por maior *OSNR*, em que o prefixo k indica o número de vezes que o algoritmo tenta restabelecer uma chamada. É observado que a TIRF gerada pelos algoritmos diminui à medida que k aumenta. O algoritmo *PROTON* apresenta melhor desempenho quando comparado com as soluções *SP*, *MH* e *LRW* nos cenários de simulação para 20 e 40 comprimentos de onda para duas topologias.

3.9.1 Introdução

Utilizar Dijkstra para implementar um algoritmo de roteamento permite com que este apresente baixa complexidade computacional, visto que apenas uma única solução é encontrada (a que apresenta menor função custo) [65]. Por outro lado, quando a garantia de sobrevivência é um requisito essencial no projeto de uma rede óptica transparente, retornar uma única possibilidade de solução (rota alternativa) pode não ser o suficiente. Por exemplo, dada a ocorrência de uma falha em uma rede óptica, apenas a rota que apresenta a menor distância física entre os nós origem e destino é retornada (considerando o algoritmo de Dijkstra com função custo menor caminho). Porém, se não houver comprimento de onda disponível para a composição do caminho óptico alternativo ou mesmo se este não apresentar uma qualidade de transmissão aceitável, então a chamada interrompida não poderá ser restabelecida.

Dotar um algoritmo *RWA* de mecanismo para buscar mais de uma rota é fundamental para que a capacidade de sobrevivência da rede óptica seja maximizada. E para este fim, escolheu-se o algoritmo de Yen [66] para realizar a identificação de k rotas alternativas entre um par de nós da rede. Nessa seção, é proposta a adaptação do algoritmo *PROTON* de modo a encontrar mais de um caminho óptico alternativo considerando como função custo a maior *OSNR* no nó destino.

Diversos trabalhos já tratam do problema de busca de k -rotas, baseando suas soluções no algoritmo de Yen. Ramamurthy e Mukherjee [67] demonstraram que a definição de múltiplos caminhos ópticos entre pares de nós pode melhorar a probabilidade de bloqueio para uma rede óptica roteada a comprimento de onda. Eles também demonstraram a importância de se explorar a conectividade da topologia da rede para otimizar a busca das k -rotas alternativas [67]. Jirattigalachote *et al.* [68] propuseram um novo esquema de seleção de caminhos ópticos que apresentam a máxima taxa de erro de bit (BER) a partir de um conjunto de k -rotas confiáveis. Pavani e Waldman [69] realizam a busca por k -rotas alternativas por meio da técnica de otimização por colônia de formigas, minimizando a probabilidade de bloqueio. Sheng *et al.* [70] investigaram a sobrevivência de redes ópticas baseados na restrição de atraso e provisionamento de multi-caminhos.

3.9.2 Pseudocódigo do processo de simulação de falha simples com k -tentativas de busca de rota alternativa

Nesta seção é apresentada a alteração realizada no algoritmo *PROTON* de modo que ele possa implementar o conceito proposto por Yen e assim retornar um conjunto de rotas alternativas com maior *OSNR* no nó destino. Essa versão do algoritmo *PROTON* é denominada *k-PROTON* e este

tem seu desempenho avaliado no cenário de restauração de chamadas dada a ocorrência de uma falha simples em enlace de uma rede óptica transparente. Para a realização de análise comparativa de desempenho são utilizados os algoritmos *SP*, *MH* e *LRW*. O algoritmo *k-PROTON* alcança menor TIRF no processo de restauração para dois diferentes cenários, considerando a variação do número de tentativas de restauração.

O processo de simulação de falha simples em enlace é expresso pelo Algoritmo 3.2, apresentado na Seção 3.5.2.

O Algoritmo 3.9 apresenta o pseudocódigo do algoritmo de restauração *PROTON* (apresentado na Seção 3.2), à exceção da linha 2 que realiza a busca por uma rota alternativa até um limite k máximo. Portanto, até um limite máximo de tentativas, para cada uma das chamadas interrompidas são buscados um comprimento de onda e uma rota alternativa candidatos. Se a QoT entre o nó origem (ns) e o nó destino (nd) da rota alternativa candidata usando o comprimento de onda candidato w for aceitável, então a chamada interrompida é recuperada.

Algoritmo 3.9: Pseudocódigo do algoritmo de restauração *k-PROTON*.

```

1 para cada chamada  $\in E$  faça
2   para  $k=1$  to  $k_{(max)}$  faça
3     Procurar por um comprimento de onda  $w$  disponível usando o algoritmo first fit;
4     Procurar por uma rota alternativa considerando a maior OSNR no nó destino;
5     se (existe comprimento de onda disponível  $w$ ) e ( $QoT(n_s, n_d, w) = verdadeiro$ ) então
6       Restaurar a chamada interrompida;
7       Ir para a próxima chamada;
8     fim se
9   fim para
10 fim para

```

3.9.3 Resultados obtidos pelo algoritmo *k-PROTON*

A Figura 3.30 mostra a TIRF em função do limite máximo de tentativas de restauração $k_{(max)}$ variando de 1 a 7 tentativas. Por exemplo, se $k_{(max)} = 3$, o algoritmo *k-PROTON* busca até três rotas alternativas. Para obtenção dos resultados apresentados na Figura 3.30 é utilizada a topologia Pacific Bell modificada (ver Figura 3.1), considerando 20 comprimentos de onda por enlace e carga de 90 erlangs. É possível observar que com o aumento de $k_{(max)}$ a TIRF diminui. O algoritmo *k-PROTON* obtém melhor desempenho quando comparado com os demais algoritmos, ou seja, a solução *k-PROTON* apresenta menor TIRF ao longo da variação de $k_{(max)}$. Outro aspecto a ser

notado é que a partir de $k_{(max)} = 4$ todos os algoritmos atingem seus respectivos pontos de saturação quanto à diminuição significativa da TIRF. Isso é devido ao grau de conectividade de rede média igual a 2,7. A partir de cinco tentativas, os algoritmos não conseguem mais encontrar novas rotas alternativas.

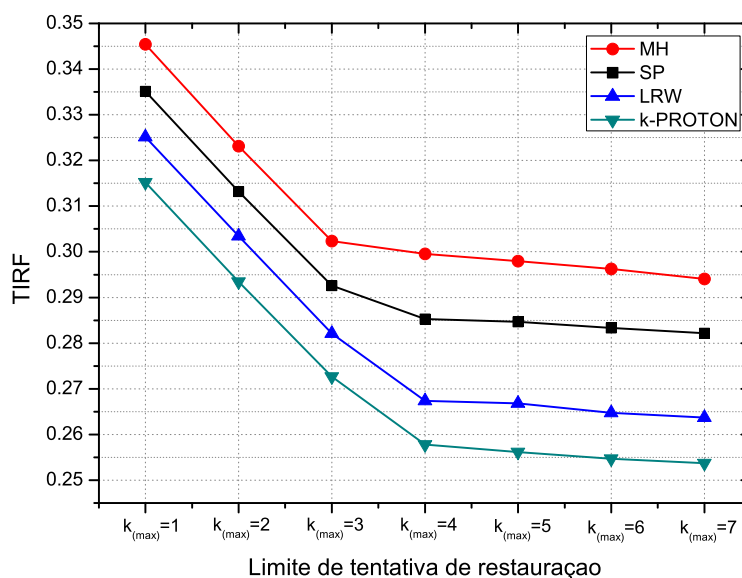


Figura 3.30: TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Pacific Bell modificada, 20 comprimentos de onda e 90 erlangs.

A Figura 3.31 mostra a TIRF em função do limite máximo de tentativas de restauração $k_{(max)}$ variando de 1 a 7 tentativas. Nesse cenário a topologia Pacific Bell modificada possui 40 comprimentos de onda por enlace e carga de rede de 90 erlangs para obtenção dos resultados. É importante notar que o algoritmo *LRW* apresenta a maior TIRF dentre os algoritmos. Isso ocorre porque há comprimentos de onda em excesso e o algoritmo *LRW* só consegue alcançar um desempenho ótimo nos cenários de escassez de comprimentos de onda, nos quais o tráfego da rede é intenso. Novamente, a partir de cinco tentativas os algoritmos não conseguem mais encontrar novas rotas alternativas, atingindo seus respectivos pontos de saturação, inviabilizando a diminuição da TIRF.

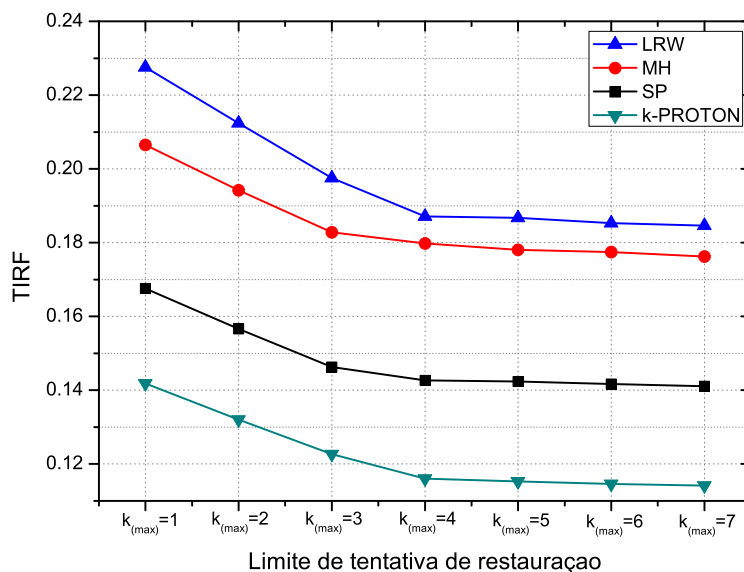


Figura 3.31: TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Pacific Bell modificada, 40 comprimentos de onda e 90 erlangs.

A Figura 3.32 mostra a TIRF em função do limite máximo de tentativas de restauração $k_{(max)}$ para o cenário considerando a topologia Finlândia, 20 comprimentos de onda por enlace e carga de 90 erlangs. Novamente, o algoritmo *k-PROTON* obtém o melhor desempenho quanto à TIRF dentre os algoritmos avaliados. Em função do maior grau de conectividade da rede (igual a 3, 25), a quantidade de rotas alternativas disponíveis aumenta. Dessa maneira, até $k_{(max)} = 5$ é possível reduzir a TIRF. Entretanto, a partir de $k_{(max)} = 6$, a diminuição na TIRF é insignificante para todos os algoritmos.

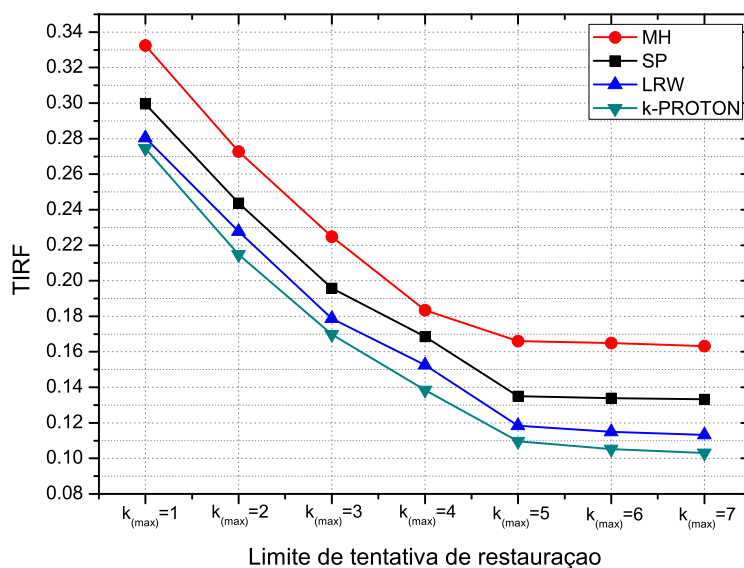


Figura 3.32: TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Finlândia, 20 comprimentos de onda e 90 erlangs.

A Figura 3.33 mostra a TIRF em função do limite máximo de tentativas de restauração $k_{(max)}$ para o cenário considerando a topologia Finlândia, 40 comprimentos de onda por enlace e carga de rede de 90 erlangs. O algoritmo *k-PROTON* obtém melhores resultados no processo de restabelecimento de chamadas e o algoritmo *LRW* apresenta pior desempenho novamente em virtude da grande quantidade de comprimentos de onda. A partir de $k_{(max)} = 6$ todos os algoritmos alcançam seus respectivos pontos de saturação.

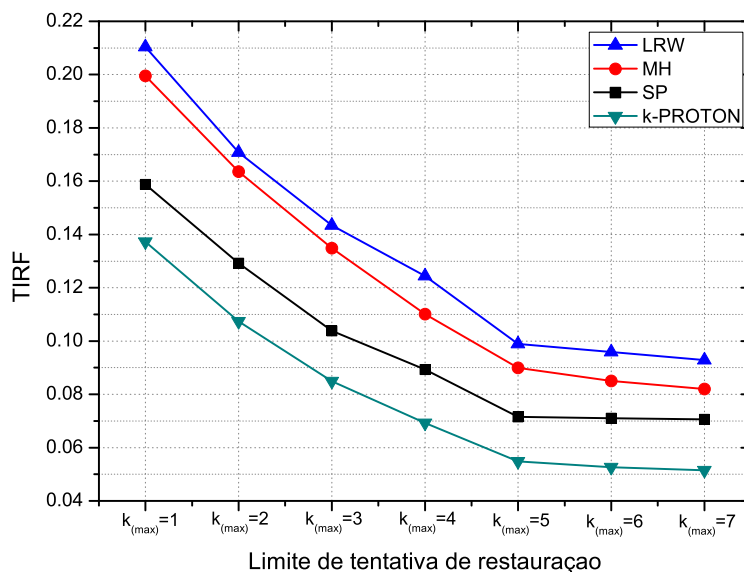


Figura 3.33: TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Finlândia, 40 comprimentos de onda e 90 erlangs.

As Figuras 3.34 e 3.35 mostram, respectivamente, os gráficos *boxplot* da TIRF em função do $k_{(max)}$ para os cenários de 20 e 40 comprimentos de onda por enlace, topologia Pacific Bell modificada e carga de 90 erlangs. É possível observar que à medida que $k_{(max)}$ aumenta, a TIRF tende a estabilizar para $k_{(max)} > 4$, gerando TIRFs com diferenças irrelevantes, confirmando desse modo que não é viável usar valores maiores para $k_{(max)}$. Para a geração desses gráficos são consideradas as TIRFs de 50 simulações independentes.

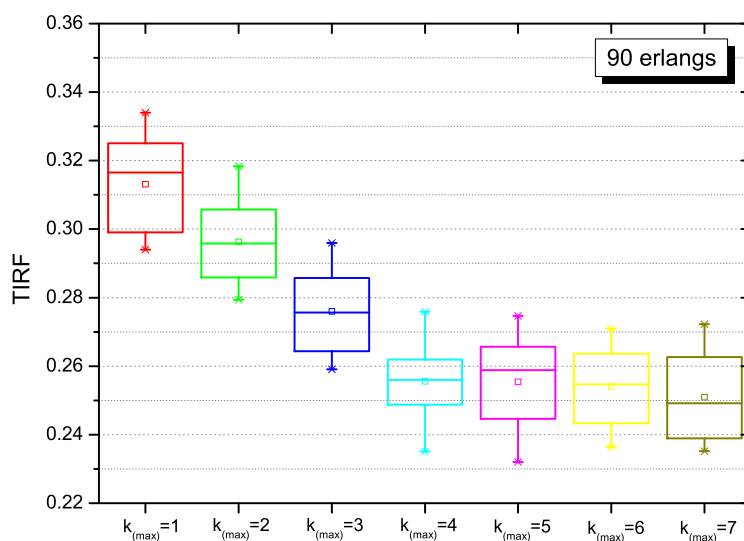


Figura 3.34: Boxplot da TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Pacific Bell modificada, 20 comprimentos de onda e 90 erlangs.

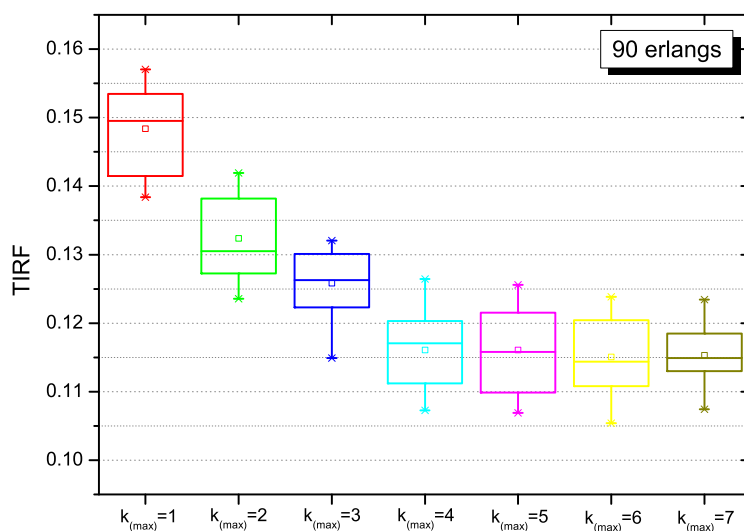


Figura 3.35: Boxplot da TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Pacific Bell modificada, 40 comprimentos de onda e 90 erlangs.

As Figuras 3.36 e 3.37 mostram, respectivamente, os gráficos *boxplot* da TIRF em função do $k_{(max)}$ para os cenários de 20 e 40 comprimentos de onda por enlace, topologia Finlândia e carga de

90 erlangs. Para essa topologia, observa-se que a TIRF estabiliza para $k_{(max)} > 5$. Também foram consideradas as TIRFs de 50 simulações independentes.

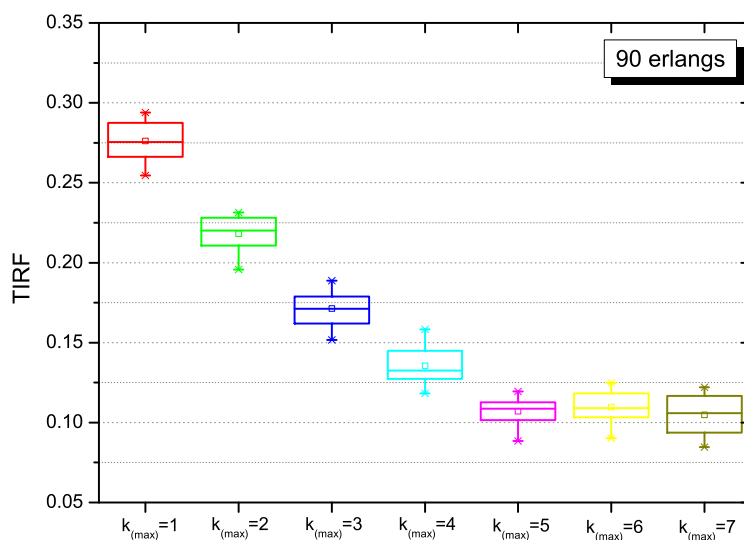


Figura 3.36: Boxplot da TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Finlândia, 20 comprimentos de onda e 90 erlangs.

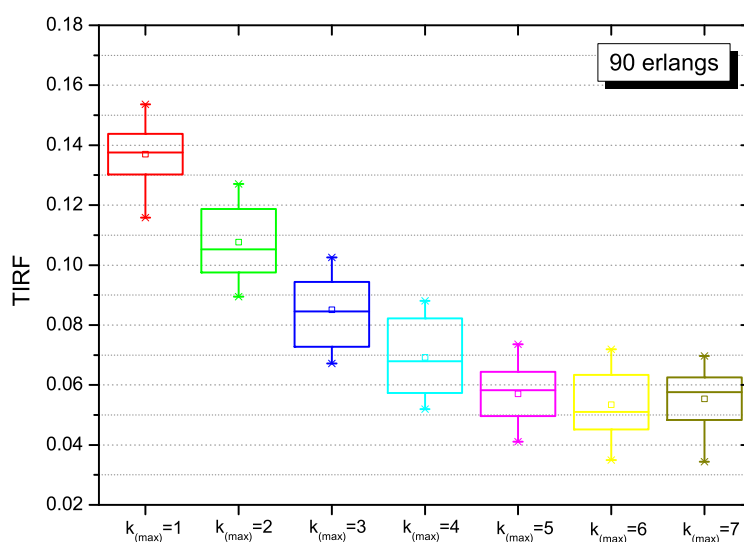


Figura 3.37: Boxplot da TIRF em função do limite de tentativas de restauração considerando a topologia Finlândia, 40 comprimentos de onda e 90 erlangs.

3.10 Algoritmo PSR restauração por caminho (*PSR-RESTORE*)

Chaves *et al.* [48; 71; 72] propõem uma maneira sistemática para construir uma função de custo para um enlace em uma rede, denominada *Power Series Routing - PSR* e consiste, basicamente, de três passos: *i*) são escolhidos os parâmetros de rede importantes que devem ser levados em consideração na função custo segundo um especialista em rede; *ii*) a função de custo é escrita em termos de uma série. Esta série é expandida em termos de funções que formam uma base no espaço de funções; *iii*) um algoritmo de otimização é usado para encontrar os coeficientes da série que minimizam a probabilidade de bloqueio da rede.

Nesta seção o esquema de restauração por caminho (ver Seção 2.3) é considerado no algoritmo PSR.

3.10.1 Introdução

O PSR é usado para construir uma função de custo adaptativa para ser usada num esquema de IRWA em redes totalmente ópticas. O primeiro passo do procedimento é escolher os parâmetros de rede que serão as variáveis de entrada para a função de custo. Informações como comprimento de enlace, disponibilidade de enlace e número de saltos têm alta correlação com a degradação do sinal acumulado ao longo de um caminho óptico. Com o aumento do comprimento do enlace, ganhos mais altos devem ser providos pelos amplificadores ópticos para compensar as perdas ao longo de fibras mais longas. Amplificadores com ganhos maiores geram mais ruído ASE. Por outro lado, a disponibilidade dos enlaces tem impacto na saturação de ganho do amplificador e na geração de ruído ASE, uma vez que o ganho do amplificador e figura de ruído do mesmo dependem da contribuição total de potência na entrada do amplificador [7; 13]. Por fim, com o aumento do número de saltos, mais ruído de *crosstalk* é adicionado nos nós intermediários que compõem o caminho óptico. Então, estes parâmetros de rede podem ser utilizados para se construir um esquema de roteamento simples, em vez de usar a informação de degradação da camada física diretamente, ainda obtendo desempenho de rede semelhante aos fornecidos pelos esquemas IRWA [73]. Portanto, Chaves *et al.* escolheram como variáveis de entrada para a função de custo dois parâmetros de rede simples: disponibilidade de enlace normalizada e comprimento de enlace normalizado.

O segundo passo do PSR é escrever a função de custo em termos de uma série de acordo com o número de parâmetros de rede escolhidos. Uma vez que foram escolhidas duas variáveis como entrada da função custo, a mesma pode ser expandida numa forma de duas variáveis conforme a

Equação 3.4:

$$f(x_{i,j}, y_{i,j}) = \sum_{n_0=0}^{\infty} \sum_{n_1=0}^{\infty} b_{n_0, n_1} x_{i,j}^{n_0} y_{i,j}^{n_1}, \quad (3.4)$$

em que $f(x_{i,j}, y_{i,j})$ é a função custo associada ao enlace que interliga os nós i e j , $x_{i,j}$ e $y_{i,j}$ são, respectivamente, a disponibilidade e comprimento de enlace normalizados entre os nós i e j . A disponibilidade $x_{i,j}$ é definida como:

$$x_{i,j} = \frac{\lambda_{i,j}^a}{\lambda_{i,j}^T}, \quad (3.5)$$

em que $\lambda_{i,j}^a$ e $\lambda_{i,j}^T$ são, respectivamente, o número de canais não ativos e o número total de comprimentos de onda no enlace entre nós i e j . Por outro lado, o comprimento de enlace normalizado $y_{i,j}$ é definido como:

$$y_{i,j} = \frac{d_{i,j}}{d_{max}}, \quad (3.6)$$

em que $d_{i,j}$ é comprimento de enlace entre nós i e j , e d_{max} é o máximo comprimento de enlace na rede. Uma vez que não é possível ter um número infinito de termos na expansão mostrada na Equação (3.4) para a simulação, pode-se truncar a série para obter uma aproximação com N termos:

$$f(x_{i,j}, y_{i,j}) = \sum_{n_0=0}^N \sum_{n_1=0}^N b_{n_0, n_1} x_{i,j}^{n_0} y_{i,j}^{n_1}. \quad (3.7)$$

Pode-se notar da Equação (3.7) que esta função apresenta um termo constante. Este termo constante é capaz de modelar o custo associado a cada salto no caminho óptico, uma vez que quanto mais saltos presentes no caminho óptico, mais vezes esse termo constante será adicionado ao custo total do mesmo.

O terceiro passo consiste em usar a técnica de otimização por enxame de partículas (*PSO, Particle Swarm Optimization*) [74] para encontrar os coeficientes da série de potências que otimizam um parâmetro de desempenho de rede. Por exemplo, pode-se maximizar a eficiência da rede (*throughput*), ou minimizar a probabilidade de bloqueio, ou então minimizar a TIRF da rede.

Nesta tese opta-se pela terceira opção, na qual são encontrados os coeficientes b_{n_0, n_1, \dots, n_k} que minimizem a TIRF da rede.

Técnica de inteligência computacional PSO (considerando restauração falha simples)

Para encontrar os coeficientes b_{n_0, n_1} é utilizada a técnica de otimização denominada PSO (*particle swarm optimization*), proposta por Kennedy e Eberhart em 1995 [74], a partir da observação do comportamento da formação de bando de pássaros em vôo [75]. No PSO cada partícula i é uma possível solução do problema de interesse.

Nesta pesquisa é utilizada a estratégia de implementação do PSO apresentada por Chaves *et al* [48] adaptada à estratégia de restauração por caminho considerando falha simples em enlace. Para a topologia de comunicação entre partículas é utilizada a topologia local em um modelo em anel, também conhecida como *lbest*, na qual cada partícula tem informação sobre dois de seus vizinhos no enxame [76]. As partículas que formam o enxame são numeradas de 1 até um número máximo. As partículas vizinhas à partícula i são as partículas cujos índices na lista numerada são $i - 1$ e $i + 1$. É recomendado em [76] usar este modelo local (*lbest*), em vez utilizar o modelo global (*gbest*) usado na primeira definição do PSO, uma vez que utilizando *lbest* o enxame tem menor probabilidade de ficar preso em mínimos/máximos locais.

O espaço de busca do PSO é determinado dentro do intervalo $[-a, a]$. Cada partícula tem uma velocidade máxima $v_{max} = a$ e uma velocidade mínima $v_{min} = -a$. Quando uma partícula é arremessada para fora do espaço de busca definido, ela é devolvida de volta para dentro do espaço com a mesma velocidade (módulo e direção), mas em sentido oposto com que saiu.

No Algoritmo 3.10 é apresentado a estratégia PSO adaptada ao cenário de restauração a falha simples em enlace considerando a estratégia por caminho, denominada *PSR-RESTORE*. Como critério de parada é considerado o número máximo de iterações I_{PSO} . A cada iteração, a velocidade e posição de cada partícula do enxame devem ser calculadas. Em seguida, o Algoritmo 3.11 é chamado com o objetivo de realizar a simulação da falha, identificar as chamadas afetadas pela falha e restaurar as chamadas interrompidas considerando como função custo a disponibilidade de recursos e o comprimento do enlace. Continuando o fluxo no Algoritmo 3.10, é calculada a métrica TIRF da nova posição da partícula, que corresponde ao critério a ser otimizado (*fitness*). Caso a TIRF calculada seja menor que a armazenada em *melhor-fitness*, então ocorre a atualização desse parâmetro. Após a execução de todas as iterações é encontrada a partícula que apresentou menor TIRF.

Algoritmo 3.10: Pseudocódigo do *PSR-RESTORE*.

```

1 Gerar as partículas aleatoriamente;
2 para cada iteração  $I_{PSO}$  faça
3   para cada partícula  $p$  faça
4     Atualizar velocidade;
5     Atualizar posição;
6     Chamar Algoritmo 3.11;
7     Calcular TIRF da partícula;
8      $fitness-nova-posicao \leftarrow$  TIRF;
9     se ( $fitness-nova-posicao$ ) é melhor que ( $melhor-fitness$ ) então
10       $melhor-fitness \leftarrow fitness-nova-posicao$ ;
11    fim se
12  fim para
13  Retornar  $melhor-fitness$ ;
14 fim para

```

Algoritmo 3.11: Pseudocódigo do PSO-simula-falha.

```

1 para cada  $E \in T(n, e)$  faça
2   Identificar as chamadas que passam pelo enlace  $E$ ;
3   para cada chamada  $\in E$  faça
4     Liberar o caminho óptico;
5   fim para
6   Simular falha no enlace  $E$ ;
7   Restaurar chamadas por Dijkstra (disponibilidade, comprimento do enlace);
8 fim para

```

3.10.2 Resultados obtidos pelo algoritmo *PSR-RESTORE*

A Figura 3.38 mostra a TIRF em função da carga da rede para a topologia Pacific Bell modificada (ver Figura 3.1), considerando 10 comprimentos de onda por enlace. É possível observar que em função da escassez de recursos, o algoritmo *PROTON* (também proposto nesta tese) obtém apenas o terceiro melhor desempenho quanto à TIRF. O segundo melhor desempenho é apresentado pelo algoritmo LRW, pois esse algoritmo tem seu processo de roteamento otimizado em cenário com poucos comprimentos de onda e com tráfego intenso. O algoritmo *PSR-RESTORE*, apresentado nesta seção,

apresenta uma ligeira vantagem com relação ao algoritmo LRW.

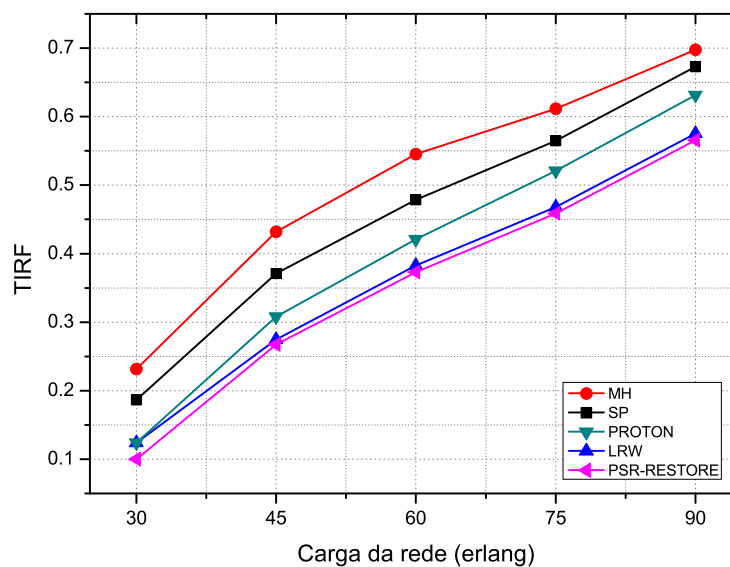


Figura 3.38: TIRF em função da carga da rede considerando a topologia Pacific Bell modificada e 10 comprimentos de onda.

A Figura 3.39 mostra a TIRF em função da carga da rede para a topologia Pacific Bell modificada, considerando 20 comprimentos de onda por enlace. Este cenário apresenta uma quantidade razoável de comprimentos de onda. Nestas condições o algoritmo *PSR-RESTORE* apresenta melhor desempenho quanto à TIRF, seguido do algoritmo *PROTON*.

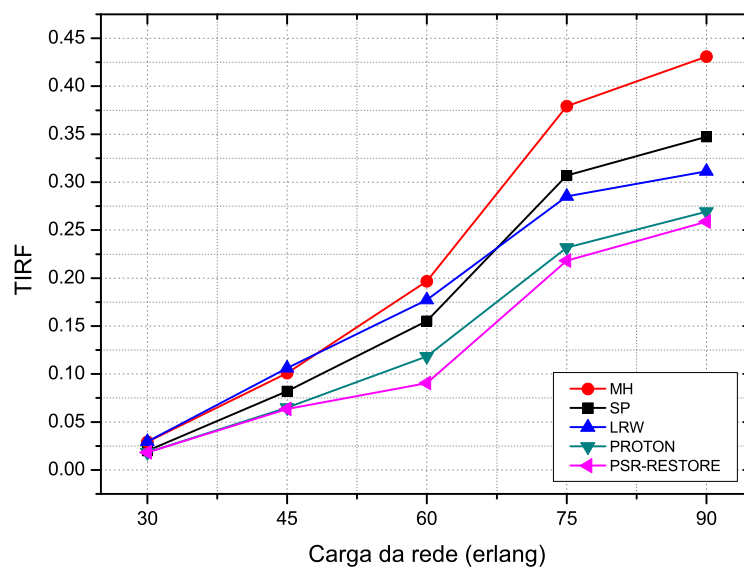


Figura 3.39: TIRF em função da carga da rede considerando a topologia Pacific Bell modificada e 20 comprimentos de onda.

A Figura 3.40 mostra a TIRF em função da carga da rede para a topologia Pacific Bell modificada considerando 40 comprimentos de onda por enlace. Este cenário apresenta uma quantidade abundante de comprimentos de onda. Novamente, o algoritmo *PSR-RESTORE* apresenta melhor desempenho quando comparado com os demais.

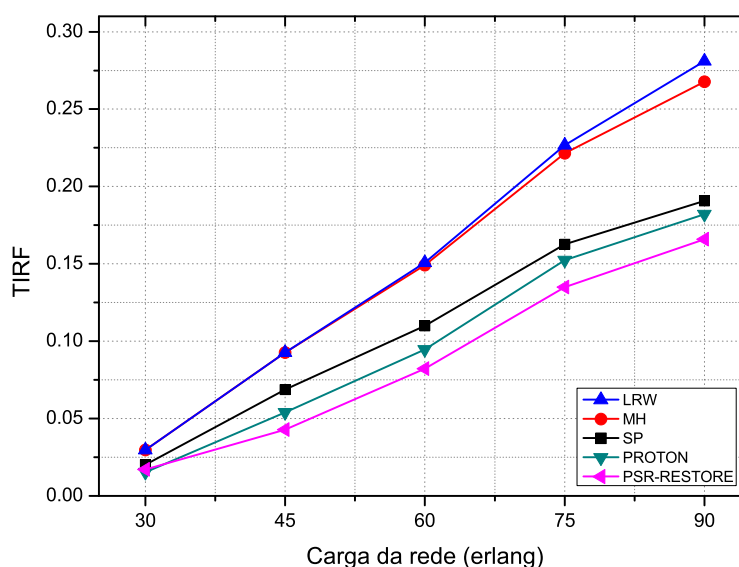


Figura 3.40: TIRF em função da carga da rede considerando a topologia Pacific Bell modificada e 40 comprimentos de onda.

3.11 Considerações finais do capítulo

Na Seção 3.2 é apresentado um novo algoritmo de restauração por caminho baseado em OSNR. A proposta leva em consideração penalidades da camada física na busca dinâmica por um caminho óptico alternativo. É usado um modelo analítico que representa os principais efeitos lineares e não-lineares que afetam a qualidade de transmissão dos sinais. Na Seção 3.3 é apresentada uma metodologia para simulação de falhas, considerando a estacionariedade da rede. São realizadas simulações em três diferentes cenários e a nova proposta alcança desempenho igual ou superior quando comparada com outras abordagens conhecidas na literatura.

Nas Seções 3.5, 3.6 e 3.7 o novo algoritmo de restauração tem seu desempenho avaliado, respectivamente, quanto ao restabelecimento de chamadas interrompidas por falhas simples, falhas duplas e falhas em nós (ou múltiplas). As simulações são realizadas nos cenários de 16, 21 e 40 comprimentos de onda por enlace e em ambas as situações o algoritmo alcançou desempenho similar ou superior quando comparado com outras abordagens.

Nas Seções 3.8.1, 3.8.2 e 3.8.3 são apresentadas novas estratégias de restabelecimento de chamadas em redes ópticas transparentes, baseadas no esquema de restauração por enlace. Nas Seções 3.8.4, 3.8.5 e 3.8.6 são apresentadas estratégias baseadas no esquema de restauração por subcaminho. Estas

propostas exigem a manutenção de continuidade de comprimento de onda para os caminhos ópticos alternativos.

Uma importante constatação pode ser feita pelos resultados mostrados e discutidos na Seção 3.8.7. É possível concluir que as três estratégias de restauração por enlace e as três de restauração por subcaminho possuem seu desempenho comprometido principalmente pela restrição de continuidade de comprimento de onda. Desta maneira, a proposta de restauração por caminho é a melhor abordagem reativa para redes totalmente ópticas, embora o seu processo de restauração tenda a ser maior do que as abordagens baseadas em enlace e em subcaminho.

Na Seção 3.9 a estratégia de Yen é adaptada ao algoritmo de restauração *PROTON*, possibilitando que mais de uma rota alternativa seja encontrada, aumentando dessa maneira o sucesso no processo de restabelecimento de chamadas interrompidas.

Na Seção 3.10 é proposto um novo algoritmo de restauração por caminho utilizando o algoritmo de roteamento por série de potências, denominado *PSR-RESTORE*. Este algoritmo apresenta resultados tão bons ou melhores que o algoritmo *PROTON*, também proposto nesta tese.

CAPÍTULO 4

CONTRIBUIÇÕES EM PROTEÇÃO DE REDES TOTALMENTE ÓPTICAS

*Nunca ande pelo caminho traçado, pois ele
conduz somente até onde os outros já foram.*

— Alexander Graham Bell

Neste capítulo é apresentada uma nova proposta para busca por um caminho óptico alternativo disjunto que apresente a maior relação sinal-ruído óptica (OSNR) baseada na confiabilidade de melhor-esforço, isto é, se dois caminhos ópticos primários não são disjuntos entre si, então seus caminhos ópticos de proteção podem compartilhar qualquer segmento. As penalidades da camada física consideradas são as apresentadas no Capítulo 3, Seção 3.4. Nesta tese também é introduzida uma estratégia para avaliar a relação de compromisso entre a taxa de vulnerabilidade, a taxa de proteção e a probabilidade de bloqueio a partir do critério de dominância. O novo algoritmo de proteção por caminho apresenta desempenho superior a três outras soluções bem conhecidas na literatura que utilizam os algoritmos de roteamento por menor caminho, por menor quantidade de saltos e por menor congestionamento. Esse novo algoritmo de proteção alcança as menores taxas de vulnerabilidade e probabilidade de bloqueio e a maior taxa de proteção.

O capítulo está organizado da seguinte maneira: na Seção 4.2 é descrita e formalizada matema-

ticamente a restrição fundamental ao compartilhamento de recursos em proteção por caminho. Na Seção 4.5 é apresentada a estratégia para utilizar de maneira mais eficiente os comprimentos de onda de proteção a partir do relaxamento total da restrição fundamental da proteção compartilhada. Na Seção 4.6 é mostrada a proposta de proteção por caminho que limita o compartilhamento de comprimento de proteção e é detalhado o pseudocódigo do novo algoritmo de proteção por caminho. Na Seção 4.8 é introduzido o algoritmo de proteção híbrida. E na Seção 4.9 são propostos dois novos algoritmos de atribuição de comprimento de onda, denominados *least shared* e *most shared*.

4.1 Introdução

Um dos principais esquemas que provêm resiliência a uma rede óptica é conhecido na literatura como proteção. Os esquemas de proteção podem ser classificados em: proteção dedicada e proteção compartilhada. No primeiro esquema, os recursos de reserva são usados por somente uma chamada a cada vez, isto é, esses recursos não são compartilhados por qualquer outra chamada. Por outro lado, no segundo esquema de proteção, os recursos de reserva podem proteger diversas chamadas simultaneamente [47].

A proteção por caminho compartilhado é considerada uma estratégia eficiente para assegurar a sobrevivência de caminhos ópticos na rede [47]. Esta estratégia possui uma regra fundamental que determina que se dois caminhos ópticos primários não são disjuntos então, seus caminhos ópticos de proteção não podem compartilhar qualquer enlace [77; 78; 79; 80; 81]. Esta restrição garante que qualquer chamada possa ser apropriadamente restaurada na ocorrência de uma falha simples em enlace [78]. Entretanto, esta restrição faz com que os recursos sejam esgotados mais brevemente, causando a impossibilidade de definição de caminhos ópticos de proteção a uma grande quantidade de chamadas. Uma solução para este problema é aliviar esta restrição, permitindo com que chamadas que compartilhem enlaces em suas rotas principais também possam compartilhar caminhos ópticos de proteção. Como consequência, a probabilidade de bloqueio diminui, a quantidade de recursos de proteção aumenta e mais chamadas podem ser protegidas [78]. Uma desvantagem desse relaxamento é o aumento de chamadas vulneráveis, mas ainda assim essa estratégia gera resultados plausíveis e realistas [78]. Nesta tese, é proposta a estratégia de confiabilidade de melhor esforço aplicada ao limite de compartilhamento de comprimentos de onda de proteção ou simplesmente, relaxamento de restrição.

Outra contribuição desta tese que deve ser destacada diz respeito à metodologia proposta para auxiliar um projetista de rede a identificar um limite de compartilhamento de recursos ideal. Três

importantes métricas são avaliadas conjuntamente nessa metodologia: (i) taxa de proteção, que indica o percentual de chamadas que conseguem um caminho óptico de proteção no momento de seu estabelecimento, (ii) taxa de vulnerabilidade, que é o percentual de chamadas estabelecidas que perdem seus recursos de proteção na ocorrência de uma falha, e; (iii) probabilidade de bloqueio, que é uma medida da quantidade relativa de chamadas perdidas pela rede no momento do seu estabelecimento devido à falta de comprimento de onda ou por penalidades da camada física. A metodologia proposta permite com que o projetista defina o número máximo de vezes que um comprimento de onda de um enlace pode ser atribuído, simultaneamente, a diferentes rotas de proteção. Este procedimento permite encontrar uma relação de compromisso ótima entre a taxa de vulnerabilidade, a taxa de proteção e a probabilidade de bloqueio de uma rede óptica transparente.

4.2 Restrição ao compartilhamento de recursos em proteção por caminho

Como mencionado anteriormente, proteção por caminho alternativo compartilhado é um esquema eficiente no compartilhamento de recursos de uma rede óptica. Entretanto, por definição, este esquema deve garantir que se caminhos ópticos principais compartilham enlaces, nós ou equipamentos, então seus respectivos caminhos ópticos de proteção não podem compartilhar qualquer outro elemento. Nessa seção, é introduzido um formalismo matemático, representado pela teoria dos conjuntos, que elenca as três relações que garantem a restrição ao compartilhamento de recursos em proteção por caminho.

4.3 Proposição de formalização matemática da restrição ao compartilhamento de recursos

O novo formalismo matemático para a representação da restrição ao compartilhamento de recursos de proteção, proposto nesta tese, é baseado em quatro conjuntos e nos respectivos elementos que os compõem, a saber.

1. Identificação dos conjuntos:
 - 1.1 RP_D : coleção de rotas principais disjuntas entre si;
 - 1.2 RP_{ND} : coleção de rotas principais não-disjuntas entre si;
 - 1.3 RA_D : coleção de rotas de proteção disjuntas entre si;

1.4 RA_{ND} : coleção de rotas de proteção não-disjuntas entre si.

2. Identificação dos elementos:

2.1 rp_d : elemento pertencente ao conjunto RP_D e representa uma rota de trabalho;

2.2 rp_{nd} : elemento pertencente ao conjunto RP_{ND} e representa uma rota de trabalho;

2.3 ra_d : elemento pertencente ao conjunto RA_D e representa uma rota de proteção;

2.4 ra_{nd} : elemento pertencente ao conjunto RA_{ND} e representa uma rota de proteção.

4.3.1 Premissas básicas da restrição ao compartilhamento de recursos

Do diagrama de Venn expresso na Figura 4.1 é possível deduzir três premissas básicas:

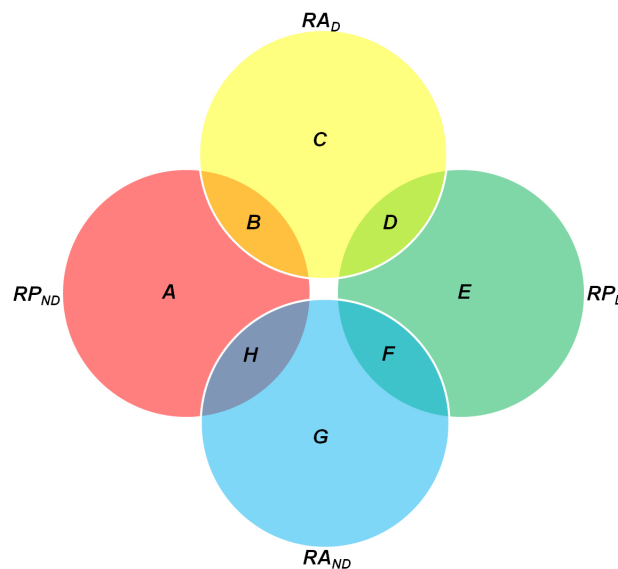


Figura 4.1: Diagrama de Venn - conjunto de possibilidades para satisfação do critério de restrição.

- i. Os caminhos ópticos de proteção ra_d pertencentes ao conjunto RA_D são atribuídos aos caminhos ópticos principais rp_{nd} pertencentes ao conjunto RP_{ND} desde que não haja elementos em comum entre esses dois conjuntos. Portanto, $B = RP_{ND} \cap RA_D = \emptyset$;
- ii. Os caminhos ópticos de proteção ra_d pertencentes ao conjunto RA_D são atribuídos aos caminhos ópticos principais rp_d pertencentes ao conjunto RP_D desde que não haja elementos em comum entre esses dois conjuntos. Portanto, $D = RP_D \cap RA_D = \emptyset$;
- iii. Os caminhos ópticos de proteção ra_{nd} pertencentes ao conjunto RA_{ND} são atribuídos aos caminhos ópticos principais rp_d pertencentes ao conjunto RP_D desde que não haja elementos em comum entre esses dois conjuntos. Portanto, $F = RP_D \cap RA_{ND} = \emptyset$.

4.3.2 Relações que garantem a restrição ao compartilhamento de recursos

A partir das três premissas básicas, são obtidas as três relações que garantem a restrição ao compartilhamento de recursos em proteção por caminho:

- i. Relação RP_D - RA_{ND} : são considerados todos os elementos pertencentes aos conjuntos RP_D e RA_{ND} , à exceção dos elementos pertencentes aos subconjuntos D , F e H . Portanto, os elementos que podem ser relacionados estão contidos nos subconjuntos E e G . Desta forma, a relação é expressa por: $\{RP_D - \{D \cup F\}\} \cup \{RA_{ND} - \{H \cup F\}\} = E \cup G$;
- ii. Relação RP_D - RA_D : são considerados todos os elementos pertencentes aos conjuntos RP_D e RA_D , à exceção dos elementos pertencentes aos subconjuntos B , D e F . Portanto, os elementos que podem ser relacionados estão contidos nos subconjuntos C e E . Desta forma, a relação é expressa por: $\{RP_D - \{F \cup D\}\} \cup \{RA_D - \{B \cup D\}\} = E \cup C$;
- iii. Relação RP_{ND} - RA_D : são considerados todos os elementos pertencentes aos conjuntos RP_{ND} e RA_D , à exceção dos elementos pertencentes aos subconjuntos B , D e H . Portanto, os elementos que podem ser relacionados estão contidos nos subconjuntos A e C . Desta forma, a relação é expressa por: $\{RP_{ND} - \{H \cup B\}\} \cup \{RA_D - \{D \cup B\}\} = A \cup C$;

4.3.3 Relações ordinárias da restrição ao compartilhamento de recursos

Relações ordinárias a respeito do diagrama de Venn da Figura 4.1:

- i. Total de chamadas ativas = $RP_D \cup RP_{ND}$;
- ii. Relação RP_{ND} - RA_{ND} : nesta relação não há garantia de atendimento ao critério de restrição, visto que é possível a existência de caminhos ópticos principais rp_{nd} que compartilham recursos e cujos respectivos caminhos ópticos alternativos ra_{nd} também compartilham recursos entre si. Desta forma, a relação é expressa por: $\{RP_{ND} - B\} \cup \{RA_{ND} - F\} \cup H = A \cup G \cup H$, em que $H = RP_{ND} \cap RA_{ND} \neq \emptyset$.

4.4 Relaxamento da restrição ao compartilhamento de recursos em proteção por caminho

A aplicação da regra de restrição para proteção por caminho compartilhado causa um impacto direto na capacidade da rede, conforme exemplificado na Figura 4.2. Dois caminhos ópticos são estabelecidos: C_1 na rota $A - B - C - D$ e C_2 na rota $B - C - D$. A chamada em C_1 consegue

recursos extras para composição de seu caminho óptico alternativo na rota $A - F - E - D$, dado que esta é gerada primeiro. Já a chamada em C_2 fica sem proteção, pois embora haja uma rota disjunta $B - A - F - E - D$ a sua rota de trabalho, os enlaces $A - F$, $F - E$ e $E - D$ já são usados pela rota proteção de C_1 e no mesmo comprimento de onda alternativo, infringindo desta forma a restrição tradicional.

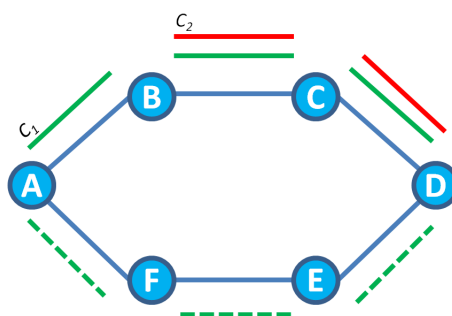


Figura 4.2: Aplicação do critério de restrição em proteção por caminho alternativo compartilhado.

Por outro lado, se o critério de restrição for relaxado, a capacidade de sobrevivência da rede aumenta sensivelmente. Na Figura 4.3, as chamadas C_1 e C_2 embora compartilhem enlaces e nós em suas respectivas rotas principais (linhas contínuas), suas rotas de proteção (linhas pontilhadas) também compartilham enlaces, nós e mais o comprimento de onda de proteção. Esse relaxamento permite com que mais chamadas sejam protegidas. Uma desvantagem desta estratégia é que as chamadas estão sujeitas a uma situação de conflito, isto é, se uma falha ocorrer, por exemplo, no enlace $B - C$ da topologia apresentada, apenas uma das duas chamadas (C_1 ou C_2) é restabelecida.

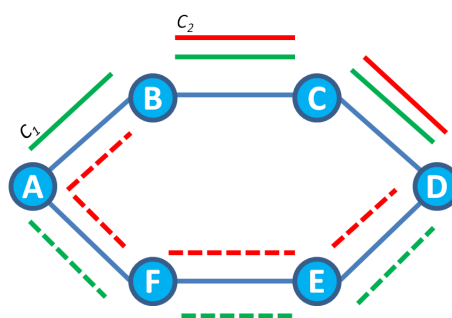


Figura 4.3: Relaxamento do critério de restrição em proteção por caminho alternativo compartilhado.

4.5 Confiabilidade de melhor-esforço aplicada ao compartilhamento de caminho óptico de reserva

A restrição de compartilhamento para o esquema de proteção por caminho apresentada e formalizada matematicamente na Seção 4.2 pode ser relaxada de modo a aumentar a capacidade de sobrevivência da rede óptica.

É importante salientar que embora a capacidade de proteção da rede seja significativamente aumentada, visto que a regra de restrição é desconsiderada, a vulnerabilidade das chamadas também aumenta. Neste cenário, n chamadas podem compartilhar os mesmos enlaces e nós, nos mesmos comprimentos de onda de reserva.

Na Figura 4.4 é ilustrado o conceito de relaxamento de restrição. Supondo que cada um dos enlaces da topologia possua 25 comprimentos de onda e que pela rota $A - B - C - D$ estejam passando 25 chamadas, ocupando assim todos os comprimentos de onda desses enlaces. Todas as 25 chamadas utilizam a rota $A - F - E - D$ no comprimento de onda 18 como caminho óptico de proteção. A rigor, todas as 25 chamadas estão protegidas, entretanto na ocorrência de uma falha em algum dos enlaces da rota de trabalho, uma situação de concorrência surge, pois como todas as 25 chamadas compartilham os enlaces suscetíveis à falha em suas rotas principais e como todas utilizam os mesmos recursos de proteção, somente uma das vinte e cinco chamadas tem direito à utilização do caminho óptico de reserva. Portanto somente uma chamada é restabelecida e as demais são perdidas.

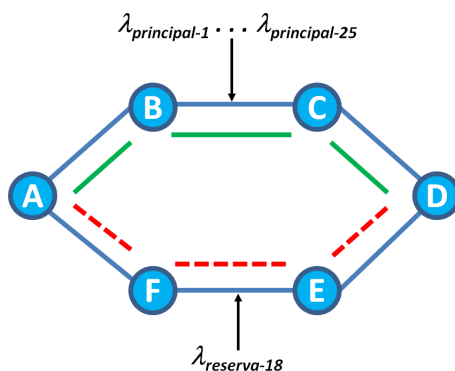


Figura 4.4: Relaxamento do critério de restrição em proteção por caminho alternativo compartilhado.

4.6 Limitação da confiabilidade de melhor-esforço aplicada ao compartilhamento de caminho óptico de reserva

A proposta de proteção por caminho apresentada nesta tese adota a estratégia de limitação de compartilhamento de comprimento de onda de reserva, isto é, o critério de restrição é relaxado, mas há um controle sobre a quantidade de vezes que um determinado comprimento de onda em um certo enlace pode ser usado como recurso para garantir a proteção de uma chamada. Desta forma, é possível definir um ponto que apresente um compromisso ideal entre a capacidade de proteção, a vulnerabilidade e a chance de bloqueio de uma chamada dada a ocorrência de falha de enlace em uma rede óptica.

A limitação de compartilhamento é descrita por meio da seguinte relação: qualquer elemento do conjunto de rotas principais $rp \in RP$ pode ser relacionado com qualquer elemento do conjunto de rotas de proteção $ra \in RA$, desde que a quantidade de vezes que um comprimento de onda de proteção qc esteja abaixo de um limite máximo lc_{max} em cada enlace de uma determinada ra .

$$compartilha_{(ra)} = \begin{cases} \text{sucesso}, & \text{se } qc \leq lc_{max}, \\ \text{insucesso}, & \text{se } qc > lc_{max}. \end{cases} \quad (4.1)$$

em que,

- RP - indica o conjunto de rotas de trabalho;
- RA - indica o conjunto de rotas de proteção;
- rp - indica o elemento pertencente ao conjunto RP e representa uma rota de trabalho;
- ra - indica o elemento pertencente ao conjunto RA e representa uma rota de proteção;
- qc - parâmetro que indica a quantidade corrente de compartilhamento do comprimento de onda em determinado enlace da rota de proteção;
- lc_{max} - parâmetro que indica o limite de compartilhamento máximo. Para $lc_{max} = 0$, a proteção é dedicada, isto é, apenas uma chamada utiliza um comprimento de onda de proteção por vez. Para $lc_{max} = 1$, um comprimento de onda pode garantir a proteção de duas chamadas simultaneamente. Para $lc_{max} = 2$, a garantia de proteção é de três chamadas e, assim por diante;
- $compartilha_{(ra)}$ - parâmetro que indica se é possível compartilhamento de rota alternativa.

4.7 Algoritmo de proteção OSNR-PP

A seguinte notação é utilizada no Algoritmo 4.1 e no Algoritmo 4.2:

- $T(N, E)$ - representa a topologia de rede, composta de nós (N) e enlaces (E);
- $T_{aux}(N, E)$ - representa a topologia de rede sem o enlace com falha;
- $c(o, d)$ - par de nós que indica a solicitação de estabelecimento de chamada entre uma origem (o) e um destino(d);
- $listachamadas$ - lista de chamadas ativas em que são armazenados os seus respectivos caminhos ópticos principais e caminhos ópticos de proteção;
- λ_p - comprimento de onda da rota de trabalho;
- λ_a - comprimento de onda da rota de proteção;
- co_p - caminho óptico principal. Composto da rota de trabalho e respectivo comprimento de onda;
- co_a - caminho óptico de proteção. Composto da rota de proteção e respectivo comprimento de onda;
- w - comprimento de onda corrente;
- W - quantidade máxima de comprimentos de onda por enlace;
- $limiar$ - limite máximo de degradação aceitável do sinal no nó destino da rota;
- qcv - variável para indicar quantidade de chamadas vulneráveis do enlace;
- tx_{prot} - taxa de proteção da rede. É dada por:

$$tx_{prot}(\%) = \frac{qtd_{(protegidas)}}{qtd_{(protegidas)} + qtd_{(desprotegidas)}}, \quad (4.2)$$

em que, $qtd_{(protegidas)}$ é a quantidade de chamadas que conseguem rota de proteção no momento de seu estabelecimento e $qtd_{(desprotegidas)}$ é a quantidade de chamadas que não conseguem rota de proteção no momento de seu estabelecimento.

- tx_{vuln} - taxa de vulnerabilidade da rede. É dada por:

$$tx_{vuln}(\%) = \frac{qtd_{(desprotegidas)} + qtd_{(vulneraveis)}}{qtd_{(desprotegidas)} + qtd_{(vulneraveis)} + qtd_{(protegidas')}}, \quad (4.3)$$

em que $qtd_{(protegidas')}$ é a quantidade de chamadas que certamente são restabelecidas na ocorrência de uma falha e $qtd_{(vulneraveis)}$ é a quantidade de chamadas que perdem sua rota de proteção (parcial ou totalmente) em razão do compartilhamento. É importante destacar que no parâmetro $qtd_{(vulneraveis)}$

são contabilizadas apenas as chamadas que não podem ser restabelecidas em uma eventual falha e no parâmetro $qtd_{(protegidas)}$ são contabilizadas apenas as chamadas que não são vulneráveis. Por exemplo, se uma determinada falha afeta duas chamadas que são protegidas pelos mesmos recursos, uma delas continua protegida e é prontamente restabelecida, já a outra chamada é perdida e é esta última que é contabilizada como vulnerável.

- pb - probabilidade de bloqueio da rede. É dada por:

$$pb_{(\%)} = \frac{qtd_{(bloqueadas)}}{qtd_{(total)}}, \quad (4.4)$$

em que, $qtd_{(total)}$ é a quantidade total de chamadas geradas e $qtd_{(bloqueadas)}$ é a quantidade de chamadas bloqueadas por falta de comprimento de onda disponível ou por penalidades da camada física. Portanto, $qtd_{(desprotegidas)} + qtd_{(vulneraveis)} + qtd_{(protegidas)} + qtd_{(bloqueadas)} = qtd_{(total)}$.

O novo algoritmo da proteção por caminho alternativo compartilhado baseado em OSNR (*Optical Signal-to-Noise Ratio applied to Path Protection - OSNR-PP*) proposto nesta tese é um processo iterativo em que cada par fonte-destino é gerado aleatoriamente e o tempo de duração de cada chamada $c(o, d)$ é definido por meio de um processo de Poisson, indicado na linha 1 do Algoritmo 4.1. Na linha 2 ocorre a definição de um comprimento de onda a ser utilizado pela rota de trabalho candidata. Na linha 3 é realizada a busca da rota de trabalho candidata para o par fonte-destino considerando a topologia da rede. Na linha 4 é avaliada a existência de uma rota de trabalho candidata e se há comprimento de onda disponível em cada um dos enlaces desta rota. Na linha 7 o caminho óptico principal candidato é composto. Na linha 8 são calculadas as penalidades impostas pela camada física sobre o caminho óptico principal candidato. Na linha 9 é avaliada se a QoT do caminho óptico principal candidato é aceitável. Finalmente na linha 10, a chamada é estabelecida.

A linha 19 do Algoritmo 4.1 demarca o início do processo de proteção realizado pelo algoritmo de proteção *OSNR-PP*, em que um comprimento de onda de proteção candidato é atribuído para a chamada corrente. Na linha 20 ocorre o processo de busca por uma rota de proteção candidata, disjunta da rota de trabalho. Na linha 21, é avaliada a existência de uma rota de proteção candidata para o par fonte-destino e se a quantidade de vezes que o comprimento de onda de proteção candidato é compartilhado em cada um dos enlaces da rota de proteção candidata está abaixo de um limite máximo. Na linha 24, o caminho óptico de proteção candidato é composto pela rota de proteção candidata e pelo comprimento de onda de proteção candidato. Na linha 25, a degradação imposta ao caminho óptico de proteção candidato é calculada. Na linha 26, é avaliada se esta degradação

do sinal é aceitável. Na linha 27, ocorre o estabelecimento do recurso de sobrevivência da chamada corrente. Na linha 28 ocorre o incremento, em uma unidade, da quantidade de vezes que o comprimento de onda de proteção selecionado é compartilhado em cada um dos enlaces da rota de proteção selecionada.

Algoritmo 4.1: Pseudocódigo do algoritmo de proteção por caminho baseada em OSNR e com limitação de compartilhamento - *OSNR-PP*.

```

1  para cada  $c(o, d)$  faça
2    para  $w = 0$  até  $W$  faça
3      Buscar  $rp$  para  $c(o, d)$  em  $T(N, E)$ ;
4      se  $(\exists rp \text{ em } T(N, E))$  e  $(\exists w \text{ em } \forall E \in rp)$  então
5         $rp(c(o, d)) \leftarrow rp$ ;
6         $\lambda_p(c(o, d)) \leftarrow w$ ;
7         $co_p(c(o, d)) \leftarrow rp(c(o, d)) + \lambda_p(c(o, d))$ ;
8        Calcular penalidades da camada física em  $co_p(c(o, d))$ ;
9        se  $QoT(co_p(c(o, d))) < \text{limiar}$  então
10          $listachamadas \leftarrow co_p(c(o, d))$ ;
11         Ir para a linha 19;
12       senão
13         Ir para o próximo comprimento de onda  $w$ ;
14     fim se
15   senão
16     Ir para o próximo comprimento de onda  $w$ ;
17   fim se
18 fim para
19 para  $w = 0$  até  $W$  faça
20   Buscar  $ra$  para  $c(o, d)$  em  $\{T(N, E) - rp\}$ ;
21   se  $(\exists ra \text{ em } \{T(N, E) - rp\})$  e  $(qc(w, \forall E \in ra) \leq lc_{max})$  então
22      $ra(c(o, d)) \leftarrow ra$ ;
23      $\lambda_a(c(o, d)) \leftarrow w$ ;
24      $co_a(c(o, d)) \leftarrow ra(c(o, d)) + \lambda_a(c(o, d))$ ;
25     Calcular penalidades da camada física;
26     se  $QoT(co_a(c(o, d))) < \text{limiar}$  então
27        $listachamadas \leftarrow co_a(c(o, d))$ ;
28        $qc(w, \forall E \in ra) \leftarrow qc(w, \forall E \in ra) + 1$ ;
29     senão
30       Ir para o próximo  $w$ ;
31   fim se
32   senão
33     Ir para o próximo  $w$ ;
34   fim se
35 fim para
36 fim para

```

O Algoritmo 4.2 descreve a função que é executada para contabilizar as chamadas vulneráveis. Na linha 1 é delimitado o início do bloco que simula a falha de cada um dos enlaces da topologia. Na linha 2, todas as chamadas que passam pelo enlace são identificadas. Na linha 4 são feitas duas verificações: a primeira avalia se há algum trecho do caminho óptico de proteção em comum entre a chamada corrente e a chamada subsequente do enlace com problema; a segunda avaliação testa a existência de caminho óptico de proteção para a chamada. Sendo satisfeito pelo menos um desses dois testes, o contador de chamadas vulneráveis é incrementado de uma unidade, conforme observado na linha 5.

Algoritmo 4.2: Pseudocódigo para contabilização das chamadas vulneráveis.

```

1 para cada  $E \in T(N, E)$  faça
2   | Identificar cada  $c(o, d) \in E$ ;
3   | para cada  $c(o, d) \in E$  faça
4   |   | se  $((\forall E \in co_a((c(o, d)))) = (\forall E \in co_a((c(o, d) + 1))))$  ou  $(co_a((c(o, d))) = \emptyset)$ 
5   |   |   | então
6   |   |   |   |  $qcv \leftarrow qcv + 1$ ;
7   |   |   | fim se
8   |   | fim para
9   | fim para

```

4.7.1 Resultados obtidos pelo algoritmo *OSNR-PP*

Nesta seção são apresentados os resultados gerados pelo algoritmo de proteção *OSNR-PP*. Para comparação de desempenho são considerados os algoritmos *SP*, *MH* e *LRW* já apresentados no Capítulo 3. Os cenários para as simulações consideram 20 e 40 comprimentos de onda por enlace para as topologias Finlândia (Figura 4.5) e Pacific Bell (Figura 4.6). O modelo analítico utilizado é o proposto por Pereira *et al.* [50], também já apresentado e discutido no Capítulo 3.

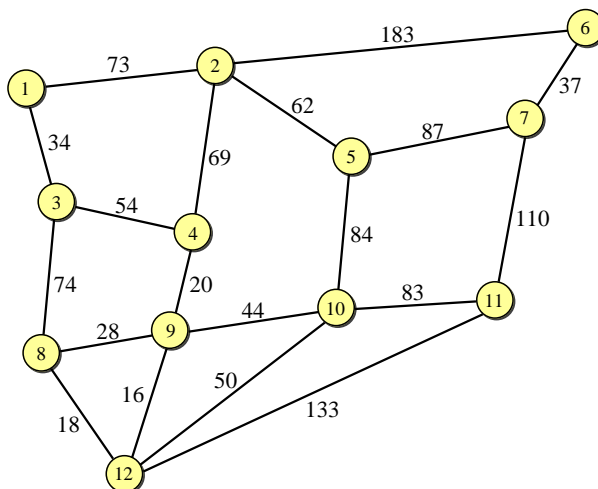


Figura 4.5: Topologia Finlândia. Os números sobre os enlaces indicam as distâncias em km.

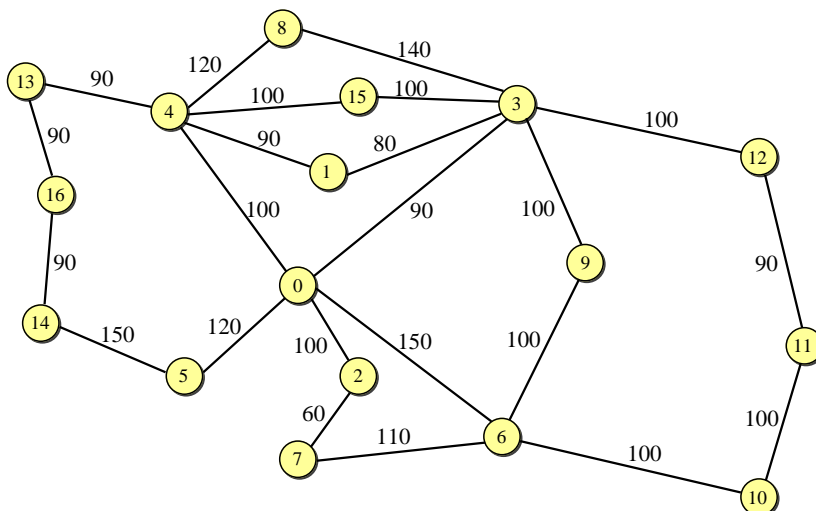


Figura 4.6: Topologia Pacific Bell. Os números sobre os enlaces indicam as distâncias em km.

Cenário: topologia Finlândia, 20 comprimentos de onda por enlace, carga de rede de 60 erlangs.

Na Figura 4.7 é apresentado o gráfico da taxa de proteção em função do limite de compartilhamento para o algoritmo de proteção *OSNR-PP* e para os demais, considerando 20 comprimentos de onda por enlace e carga de 60 erlangs. O limite de compartilhamento (*LC*) é a quantidade de vezes que um mesmo comprimento de onda pode ser utilizado em cada enlace da rota de proteção para garantir a sobrevivência da rede óptica. É importante salientar que o compartilhamento de um recurso aumenta significativamente a eficiência da rede quanto à tolerância de falhas, sendo refletida na métrica de taxa de proteção. Isso é evidenciado pela análise da curva que representa a taxa de proteção do algoritmo *OSNR-PP*, em que existe um aumento em torno de 18% entre $LC = 0$ (proteção

dedicada) e $LC = 1$ (que permite com que duas chamadas utilizem um mesmo recurso de proteção, simultaneamente).

Entre $LC = 1$ e $LC = 2$, o algoritmo *OSNR-PP* obtém uma pequena vantagem sobre os demais algoritmos. A partir de $LC = 3$ todas as abordagens atingem seus respectivos pontos de saturação, ou seja, a partir desse ponto não há ganho em proteção quando um comprimento de onda é utilizado para compartilhar mais de três chamadas simultaneamente. Nesse ponto de saturação todas as abordagens alcançam uma taxa de proteção próxima a 99%.

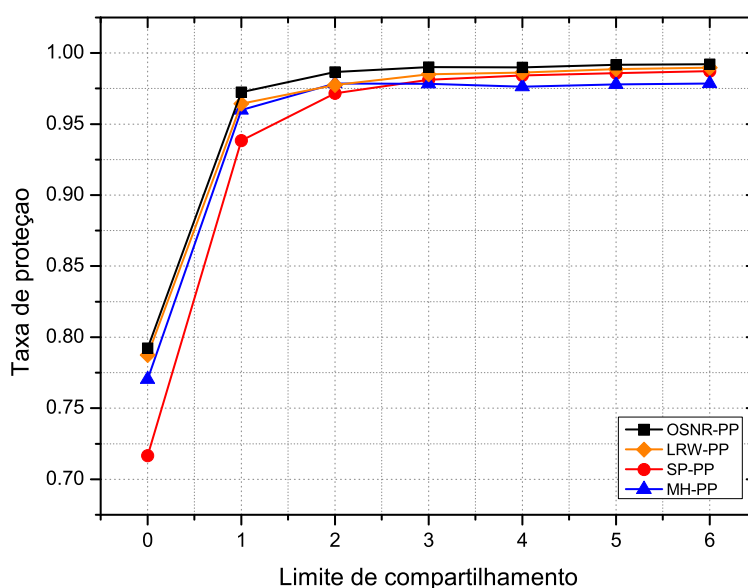


Figura 4.7: Taxa de proteção em função do limite de compartilhamento para o cenário de 20 comprimentos de onda por enlace, 60 erlangs, topologia Finlândia.

No gráfico da Figura 4.8 é apresentado o desempenho dos algoritmos *OSNR-PP*, *SP-PP*, *MH-PP* e *LRW-PP* com relação à taxa de vulnerabilidade *versus* os limites de compartilhamento considerados neste cenário de 20 comprimentos de onda por enlace.

Para os algoritmos estudados é observado que para $LC = 0$, a taxa de vulnerabilidade alcançada varia entre 23% e 30%. Para $LC = 1$, esta taxa cai para entre 15% e 18%, atingindo seu valor mínimo em cada um dos algoritmos de proteção. A partir deste ponto, a taxa de vulnerabilidade volta a crescer. A existência desse vale com ponto de mínimo em $LC = 1$ pode ser explicada da seguinte maneira: *i*) para $LC = 0$, não há compartilhamento, isto é, a proteção é dedicada, permitindo que apenas uma chamada por vez seja contemplada com o recurso de proteção. Portanto, os recursos

disponíveis para uso em sobrevivência da rede óptica são exauridos mais brevemente, causando a desproteção de uma quantidade significativa de chamadas; *ii*) para $LC = 1$, cada recurso pode ser compartilhado por duas chamadas simultaneamente, o que aumenta a eficiência de sobrevivência da rede óptica. Para esse cenário, $LC = 1$ corresponde ao ponto em que a taxa de vulnerabilidade é a menor possível para cada um dos algoritmos, e; *iii*) a partir de $LC = 2$, a taxa de vulnerabilidade volta a crescer, em razão do excesso de compartilhamento de recursos, pois quanto mais chamadas compartilham um mesmo recurso de proteção, menor é a chance destas conseguirem usufruir desses recursos, gerando uma situação de concorrência e causando, por fim, a redução de capacidade de sobrevivência da rede.

Vale ressaltar que a definição de taxa de vulnerabilidade utilizada é para a rede e não para as chamadas protegidas. Portanto, por exemplo, para $LC = 0$, a vulnerabilidade das chamadas protegidas é zero, já que a proteção é dedicada. No entanto, a vulnerabilidade da rede é diferente de zero.

Ainda à respeito do gráfico da Figura 4.8, vale a pena destacar que o algoritmo *OSNR-PP* obtém melhor desempenho tanto no cenário para proteção dedicada como para os casos de proteção compartilhada.

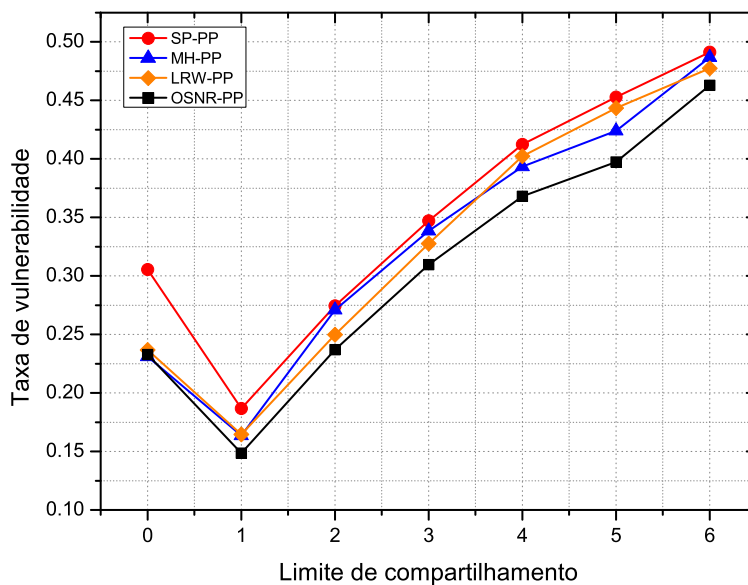


Figura 4.8: Taxa de vulnerabilidade em função do limite de compartilhamento para o cenário de 20 comprimentos de onda por enlace, 60 erlangs, topologia Finlândia.

Pelas Figuras 4.7 e 4.8, observa-se que o limite de compartilhamento tem impacto tanto na taxa

de proteção quanto na taxa de vulnerabilidade da rede. No entanto, outra figura de mérito do desempenho da rede também deve ser avaliada, a probabilidade de bloqueio. A Figura 4.9 mostra que o limite de compartilhamento também tem impacto na probabilidade de bloqueio da rede. Nesta figura é apresentado o gráfico que explicita a dominância¹ de um limite de compartilhamento sobre outro, em função das seguintes métricas de desempenho: taxa de proteção, taxa de vulnerabilidade e probabilidade de bloqueio. Os limites de compartilhamento são indicados pela numeração de 0 a 6. Os símbolos fechados (preenchidos) indicam a relação entre a taxa de proteção e a taxa de vulnerabilidade, representados da seguinte maneira: *OSNR-PP* (quadrado), *LRW-PP* (losango), *MH-PP* (triângulo) e *SP-PP* (círculo). Os respectivos símbolos abertos (não preenchidos) indicam a relação entre probabilidade de bloqueio e a taxa de vulnerabilidade para cada um dos algoritmos.

Embora $LC = 0$ não seja o cenário que apresente a pior taxa de vulnerabilidade, mas é o que apresenta a pior taxa de proteção e a segunda pior probabilidade de bloqueio, tornando-o a pior escolha para esse cenário. Os pontos que indicam $LC = 1$ e $LC = 2$ apresentam os melhores resultados quanto à relação de compromisso entre taxa de proteção e taxa de vulnerabilidade. Por outro lado, as probabilidades de bloqueio geradas por esses dois pontos são as maiores dentre os limites de compartilhamento. Assim, a escolha de qual ponto é o ideal dependerá da avaliação conjunta das métricas. Para essa análise, a Figura 4.9 fornece as seguintes informações para auxiliar no processo de decisão:

1. $LC = 1$ é o que domina todos os demais se a taxa de vulnerabilidade for a métrica mais relevante;
2. $LC = 2$ pode ser considerado como dominante se a taxa de proteção for a métrica mais relevante;
3. $LC = 2$ também pode ser considerado como dominante se a probabilidade de bloqueio for a métrica mais relevante;
4. $LC = 1$ apresenta uma taxa de proteção efetiva em torno de 78%. A taxa de proteção efetiva fornece a quantidade de chamadas que certamente são restabelecidas na ocorrência de uma falha e é dada por:

$$\text{taxa de proteção efetiva} = \text{taxa de proteção} - \text{taxa de vulnerabilidade}. \quad (4.5)$$

5. $LC = 2$ apresenta uma taxa de proteção efetiva em torno de 71%.

¹Nesta tese, o termo dominância indica se um LC apresenta melhor desempenho do que outro LC quanto a uma ou mais das seguintes métricas: taxa de proteção, taxa de vulnerabilidade e/ou probabilidade de bloqueio.

Com base nessas informações, é possível concluir que, embora $LC = 1$ apresente uma taxa de proteção menor do que $LC = 2$, a sua taxa de vulnerabilidade, por ser significativamente inferior, anula essa desvantagem. Essa diferença é refletida na taxa de proteção efetiva, fazendo com que $LC = 1$ garanta maior capacidade de sobrevivência à rede óptica. Quanto à probabilidade de bloqueio, embora $LC = 1$ gere uma probabilidade de bloqueio em torno de 17%, ou seja, 4% superior à probabilidade de bloqueio gerada por $LC = 2$, ainda assim essa taxa é considerada realista, dada a escassez de recursos para esse cenário.

Finalmente, é possível concluir que o limite de compartilhamento ideal para este cenário é o que garante que até duas chamadas sejam protegidas simultaneamente, isto é, $LC = 1$.

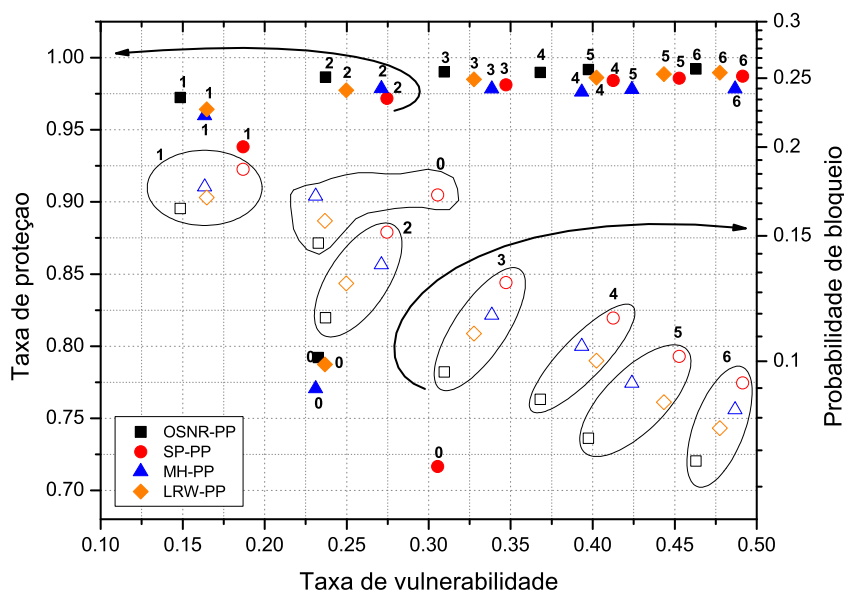


Figura 4.9: Taxa de proteção, taxa de vulnerabilidade e probabilidade de bloqueio para diferentes limites de compartilhamento, para o cenário de 20 comprimentos de onda por enlace, 60 erlangs, topologia Finlândia.

Na Figura 4.10 é apresentado o gráfico *boxplot* da taxa de proteção para cada um dos algoritmos, considerando $LC = 1$. O objetivo desse gráfico é mostrar a relevância estatística dos resultados obtidos em 50 simulações independentes. É possível notar que 75% (índice representado pela caixa) dos valores gerados pelo algoritmo de proteção *OSNR-PP* oscilam entre 97% e 97,5%, denotando uma variância pequena nas taxas obtidas e indicando confiabilidade nos resultados gerados.

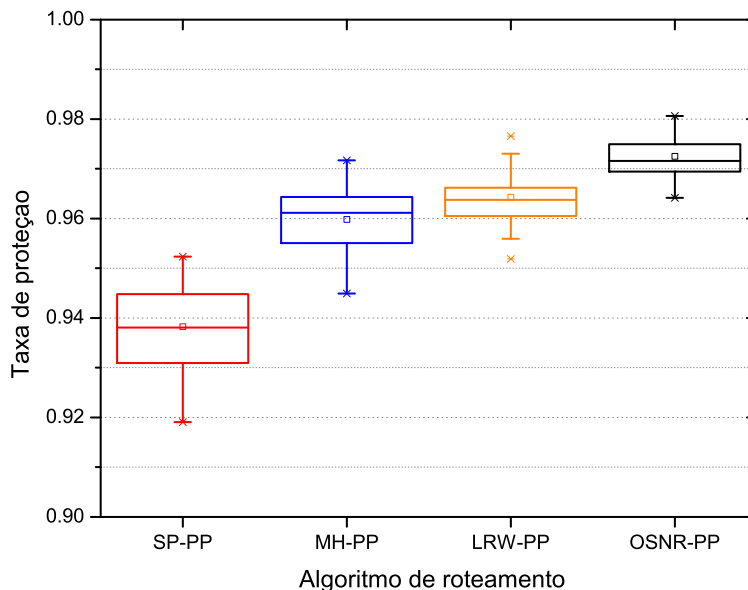


Figura 4.10: Gráfico *boxplot* da taxa de proteção para cada algoritmo de proteção para $LC = 1$, 20 comprimentos de onda, carga de 60 erlangs e topologia Finlândia.

Na Figura 4.11 é apresentado o gráfico *boxplot* da taxa de vulnerabilidade para cada um dos algoritmos, considerando $LC = 1$. Nesse caso a variância das taxas obtidas no algoritmo *OSNR-PP* também é pequena, em que 75% dos valores gerados pelo algoritmo de proteção *OSNR-PP* oscilam entre 14% e 15,5%, indicando, novamente, confiabilidade nos resultados gerados.

Na Tabela 4.1, é apresentado outro teste estatístico, denominado teste de Wilcoxon, em que é realizada a comparação de desempenho de cada um dos algoritmos. Para essa análise são consideradas as taxas de proteção obtidas por cada um dos algoritmos para $LC = 1$, após cinquenta simulações. O algoritmo de proteção *OSNR-PP* obtém desempenho superior aos demais, com nível de confiança de 95%, isto é, é possível afirmar com 95% de confiabilidade que as taxas de proteção geradas pelo algoritmo de proteção *OSNR-PP* são superiores às taxas geradas pelos algoritmos *SP-PP*, *MH-PP* e *LRW-PP*. O algoritmo *SP-PP* gera taxas de proteção inferiores às geradas pelos algoritmos *LRW-PP* e *MH-PP* em 95% dos casos. A tabela indica similaridade de desempenho dos algoritmos *LRW-PP* e *MH-PP*.

Na Tabela 4.2, o teste de Wilcoxon é realizado com base nas taxas de vulnerabilidade obtidas por cada um dos algoritmos para $LC = 1$, após cinquenta simulações. O algoritmo de proteção *OSNR-PP* novamente obtém desempenho superior aos demais, com nível de confiança de 95% de as taxas de vulnerabilidade obtidas pelo algoritmo *OSNR-PP* serem inferiores às obtidas pelos demais

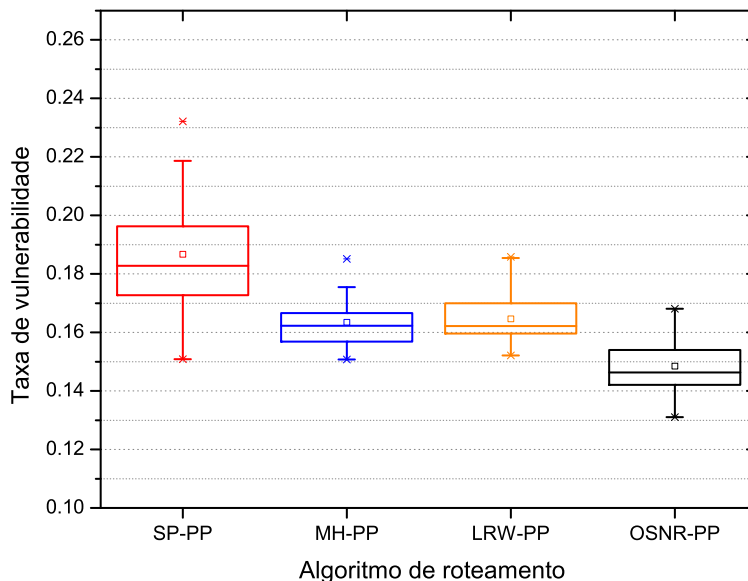


Figura 4.11: Gráfico boxplot da taxa de proteção para cada algoritmo de proteção para $LC = 1$, 20 comprimentos de onda, carga de 60 erlangs e topologia Finlândia.

Tabela 4.1: Tabela de Wilcoxon da taxa de proteção: $LC = 1$, 20 comprimentos de onda, carga de 60 erlangs e topologia Finlândia.

	SP-PP	MH-PP	LRW-PP	OSNR-PP
SP-PP		∇	∇	∇
MH-PP	▲		-	∇
LRW-PP	▲	-		∇
OSNR-PP	▲	▲	▲	

algoritmos. O algoritmo *SP-PP* gera taxas de vulnerabilidade superiores às geradas pelos algoritmos *LRW-PP* e *MH-PP*. A similaridade de desempenho dos algoritmos *LRW-PP* e *MH-PP* não permite concluir qual dos dois gera menor taxa de vulnerabilidade.

Tabela 4.2: Tabela de Wilcoxon da taxa de vulnerabilidade: $LC = 1$, 20 comprimentos de onda, carga de 60 erlangs e topologia Finlândia.

	SP-PP	MH-PP	LRW-PP	OSNR-PP
SP-PP		∇	∇	∇
MH-PP	▲		-	∇
LRW-PP	▲	-		∇
OSNR-PP	▲	▲	▲	

Cenário: topologia Finlândia, 40 comprimentos de onda por enlace, carga de rede de 60 erlangs.

Na Figura 4.12 é apresentado o gráfico de dominância que permite a identificação da relação de compromisso ótima entre taxa de proteção, taxa de vulnerabilidade e probabilidade de bloqueio para o cenário de 40 comprimentos de onda por enlace, 60 erlangs e topologia Finlândia.

Embora $LC = 0$ apresente a menor taxa de vulnerabilidade, ele é o que gera a pior taxa de proteção e a pior probabilidade de bloqueio, tornando-o portanto, a pior escolha para esse cenário. Os pontos que indicam $LC = 1$ e $LC = 2$ apresentam os melhores resultados quanto à relação de compromisso entre taxa de proteção e taxa de vulnerabilidade, embora apresentem as maiores probabilidades de bloqueio, depois de $LC = 0$. Novamente, a escolha de qual dos dois pontos é o ideal vai depender da análise conjunta das métricas.

1. $LC = 1$ é o que domina $LC = 2$ se a taxa de vulnerabilidade for a métrica mais relevante;
2. $LC = 2$ é o que domina $LC = 1$ se a taxa de proteção for a métrica mais relevante;
3. $LC = 2$ também pode ser considerado como dominante se a probabilidade de bloqueio for a métrica mais relevante;
4. $LC = 1$ apresenta uma taxa de proteção efetiva em torno de 79%;
5. $LC = 2$ apresenta uma taxa de proteção efetiva em torno de 72%.

Análise semelhante à realizada para o cenário de 20 comprimentos de onda foi realizada. Embora $LC = 1$ apresente uma taxa de proteção menor do que para $LC = 2$, a sua taxa de vulnerabilidade anula essa desvantagem. Essa diferença de 7% é refletida na garantia de maior capacidade de sobrevivência à rede óptica. Quanto à probabilidade de bloqueio, $LC = 1$ gera uma probabilidade de bloqueio em torno de 2%, considerada realista.

Em razão do aumento do número de comprimentos de onda, esse cenário apresenta uma significativa redução na probabilidade de bloqueio em relação ao cenário que considera 20 comprimentos de onda por enlace.

$LC = 1$ também é o ideal para o cenário de 40 comprimentos de onda.

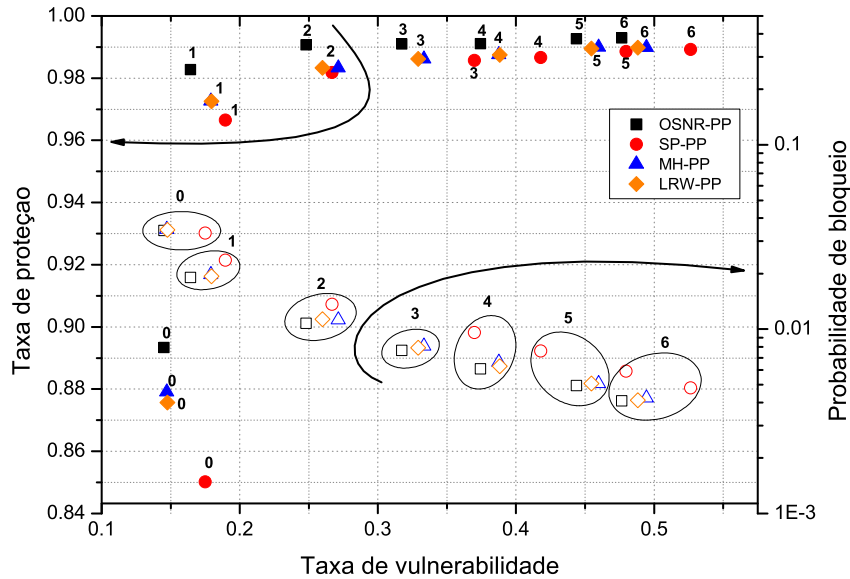


Figura 4.12: Taxa de proteção, taxa de vulnerabilidade e probabilidade de bloqueio para diferentes limites de compartilhamento, para o cenário de 40 comprimentos de onda por enlace, 60 erlangs, topologia Finlândia.

Quanto à análise estatística dos resultados gerados, é verificado que a variância de 75% dos valores gerados para taxa de proteção do algoritmo *OSNR-PP*, considerando $LC = 1$, oscila entre 98% e 98,5%. E para a taxa de vulnerabilidade, essa variância oscila entre 16% e 17%. Quanto ao nível de confiança, 95% dos valores de taxa de proteção gerados pelo algoritmo de proteção *OSNR-PP* são superiores aos gerados pelos algoritmos *SP-PP*, *MH-PP* e *LRW-PP*. E para a taxa de vulnerabilidade, 95% dos valores gerados pelo algoritmo *OSNR-PP* são inferiores aos gerados pelos demais algoritmos.

Cenário: topologia Pacific Bell, 20 comprimentos de onda por enlace, carga de rede de 60 erlangs.

Na Figura 4.13 é apresentado o gráfico de dominância para o cenário de 20 comprimentos de onda por enlace, 60 erlangs e topologia Pacific Bell. Para a proposta *OSNR-PP* é observado que para $LC = 0$, a taxa de vulnerabilidade alcança um valor de aproximadamente 47%. Elevando-se para $LC = 1$ ou $LC = 2$, esta taxa cai para 32,5%, correspondendo ao valor mínimo obtido para este cenário. A partir de $LC = 3$, a taxa de vulnerabilidade volta a crescer. A existência desse vale demarcado entre $LC = 0$ e $LC = 3$ pode ser explicado pelos seguintes argumentos: *i*) para $LC = 0$ não há compartilhamento, o que há é uma proteção dedicada, ou seja, um recurso é utilizado por uma única chamada, conduzindo a uma rápida exaustão da capacidade de sobrevivência da rede óptica.

Deste modo, uma quantidade significativa de chamadas fica desprotegida; *ii*) para $LC = 1$ e $LC = 2$, obtém-se a taxa de vulnerabilidade mínima, isto é, a capacidade de proteção e compartilhamento de recursos da rede óptica é ótima; *iii*) para $LC = 3$ a taxa de vulnerabilidade volta a crescer, principalmente em razão do excesso de compartilhamento de recursos.

Ainda com relação ao gráfico da Figura 4.13, é possível observar que $LC = 2$ apresenta taxa de proteção superior e probabilidade de bloqueio inferior quando comparado com $LC = 1$. Portanto $LC = 2$ pode ser eleito como ponto ideal. Os limites de compartilhamento superiores a 2 apresentam taxas de proteção equivalentes, porém as taxas de vulnerabilidade aumentam.

Quanto à análise estatística dos resultados gerados e apresentados na Figura 4.13, é verificado que a variância de 75% dos valores gerados para taxa de proteção do algoritmo *OSNR-PP*, considerando $LC = 2$, oscila entre 85% e 87,5%. E para a taxa de vulnerabilidade, essa variância oscila entre 31% e 33%. Quanto ao nível de confiança, 95% dos valores de taxa de proteção gerados pelo algoritmo de proteção *OSNR-PP* são superiores aos gerados pelos algoritmos *SP-PP*, *MH-PP* e *LRW-PP*. E para a taxa de vulnerabilidade, 95% dos valores gerados pelo algoritmo *OSNR-PP* são inferiores aos gerados pelos demais algoritmos.

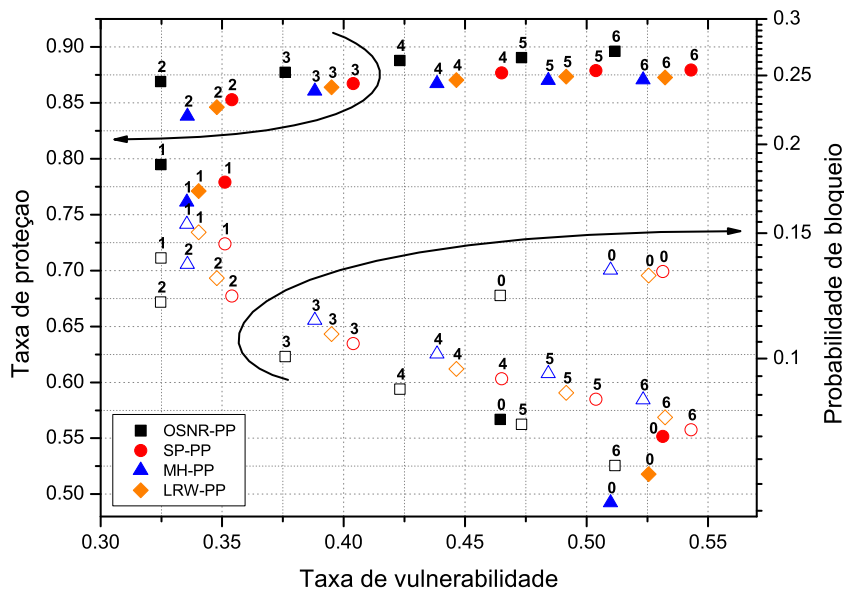


Figura 4.13: Taxa de proteção, taxa de vulnerabilidade e probabilidade de bloqueio para diferentes limites de compartilhamento, para o cenário de 20 comprimentos de onda por enlace, 60 erlangs, topologia Pacific Bell.

A Figura 4.14 apresenta o gráfico que faz a relação entre taxa de vulnerabilidade, taxa de proteção

e probabilidade de bloqueio para o cenário considerando 40 comprimentos de onda para a topologia Pacific Bell e carga de rede de 60 erlangs. O comportamento do gráfico é similar ao observado no gráfico da Figura 4.13, ou seja, em $LC = 1$ é alcançado a menor taxa de vulnerabilidade. A partir de $LC = 2$, a taxa de vulnerabilidade volta a crescer. Como há abundância em recursos, a probabilidade de bloqueio é menor quando comparada com a apresentada na Figura 4.13. Para este cenário $LC = 2$ pode ser escolhido como o ponto ótimo.

Com a análise estatística dos resultados apresentados na Figura 4.14, é verificado que a variância de 75% dos valores gerados para taxa de proteção do algoritmo *OSNR-PP*, considerando $LC = 2$, oscila entre 84,5% e 87,5%. E para a taxa de vulnerabilidade, essa variância oscila entre 34% e 36%. Quanto ao nível de confiança, 95% dos valores de taxa de proteção gerados pelo algoritmo de proteção *OSNR-PP* são superiores aos gerados pelos algoritmos *SP-PP*, *MH-PP* e *LRW-PP*. E para a taxa de vulnerabilidade, 95% dos valores gerados pelo algoritmo *OSNR-PP* são inferiores aos gerados pelos demais algoritmos.

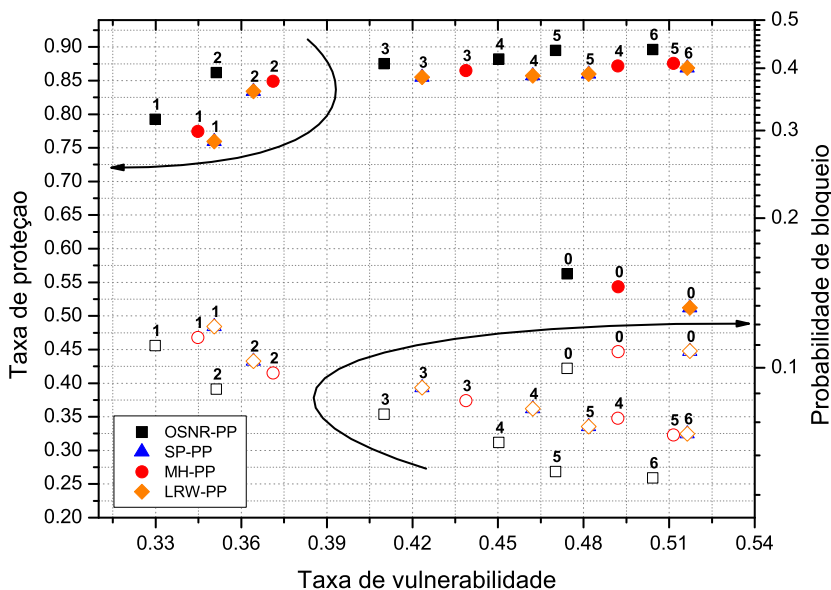


Figura 4.14: Taxa de proteção, taxa de vulnerabilidade e probabilidade de bloqueio para diferentes limites de compartilhamento, para o cenário de 40 comprimentos de onda por enlace, 60 erlangs, topologia Pacific Bell.

4.8 Algoritmo Proteção híbrida

Nesta seção é proposto um novo algoritmo de proteção, denominado proteção híbrida. Essencialmente, essa estratégia combina o algoritmo de proteção *OSNR-PP* (Seção 4.7) e o algoritmo de restauração *PROTON* (Seção 3.2), ou seja, é realizada proteção da chamada seguindo a estratégia de limitação de compartilhamento apresentada na Seção 4.5. Na ocorrência de uma ou duas falhas, as chamadas que ficam vulneráveis passam pelo processo de restauração.

O algoritmo de proteção híbrida tem seu desempenho avaliado para as topologias Finlândia (4.5) e Pacific Bell (4.6) considerando: 20 e 40 comprimentos de onda, carga de rede 60 erlangs, falha simples em enlace e falha dupla em enlace.

Após a proteção das chamadas requisitadas por meio do Algoritmo *OSNR-PP*, é realizado o processo de simulação de falha (simples ou dupla).

O processo de simulação de falha simples ocorre de acordo com o Algoritmo 4.3. Com a ocorrência da falha, os recursos de proteção são utilizados pelas chamadas que as possuem. As chamadas que ficam vulneráveis são reportadas ao algoritmo *PROTON* que tenta o restabelecimento das mesmas.

A métrica de desempenho utilizada é obtida pela relação entre a quantidade de chamadas ativas antes da falha e a quantidade de chamadas ativas após o processo de proteção e de restauração.

Algoritmo 4.3: Pseudocódigo do processo de simulação de falha simples em enlace.

- 1 Simular falha;
 - 2 Utilizar recursos de proteção definidos pelo Algoritmo *OSNR-PP*;
 - 3 Identificar chamadas vulneráveis;
 - 4 Chamar Algoritmo de restauração *PROTON* (chamadas vulneráveis);
-

O processo de simulação de falha dupla ocorre de acordo com o Algoritmo 4.4. Com a ocorrência da primeira falha, os recursos de proteção são utilizados pelas chamadas que as possuem. As chamadas que ficam vulneráveis são reportadas ao algoritmo *PROTON* que tenta o restabelecimento das mesmas. Após a segunda falha, os recursos de proteção restantes são utilizados e as chamadas vulneráveis são tratadas novamente pelo algoritmo de restauração *PROTON*.

A métrica de desempenho utilizada é obtida pela relação entre a quantidade de chamadas ativas antes da primeira falha e a quantidade de chamadas ativas após o processo de proteção e de restauração à segunda falha.

Algoritmo 4.4: Pseudocódigo do processo de simulação de falha dupla em enlace.

- 1 Simular falha 1;
 - 2 Utilizar recursos de proteção definidos pelo Algoritmo *OSNR-PP*;
 - 3 Identificar chamadas vulneráveis;
 - 4 Chamar Algoritmo de restauração *PROTON* (chamadas vulneráveis);
 - 5 Simular falha 2;
 - 6 Utilizar recursos de proteção definidos pelo Algoritmo *OSNR-PP*;
 - 7 Identificar chamadas vulneráveis;
 - 8 Chamar Algoritmo de restauração *PROTON* (chamadas vulneráveis);
-

4.8.1 Resultados obtidos pelo algoritmo de proteção híbrida

Na Figura 4.15 é apresentada a TIRF em função da probabilidade de bloqueio para o cenário considerando a topologia Pacific Bell com 20 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 60 erlangs. As duas primeiras curvas (parte superior do gráfico) indicam, respectivamente, o desempenho do algoritmo *OSNR-PP* para falha dupla em enlace e falha simples em enlace. A terceira e quarta curvas indicam o desempenho do esquema de proteção híbrida para falha dupla em enlace e falha simples em enlace, respectivamente. Os dois pontos avulsos (à esquerda do gráfico) representam o desempenho do algoritmo *PROTON* na ocorrência de falha dupla e falha simples.

Analisando o gráfico da Figura 4.15, observa-se que para os cenários com falha dupla a TIRF é superior. Outra observação importante é que por mais que o limite de compartilhamento seja elevado, ainda assim a probabilidade de bloqueio apresentada pelos algoritmos de proteção é superior à apresentada pelo esquema de restauração. Considerando que um comprimento de onda de reserva possa ser compartilhado por até 30 chamadas, é possível notar que a TIRF apresentada pelo algoritmo de proteção híbrida é no máximo igual à TIRF apresentada pelo esquema de restauração, nunca superior.

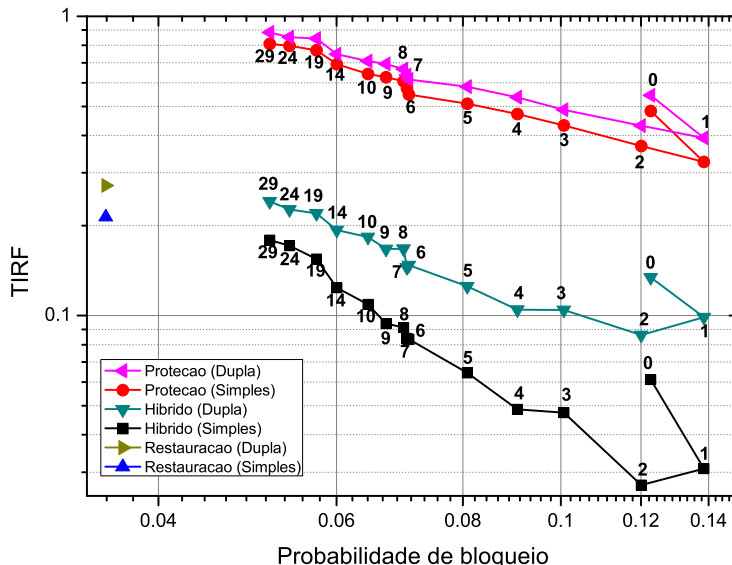


Figura 4.15: TIRF em função da probabilidade de bloqueio para a topologia Pacific Bell com 20 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 60 erlangs.

Na Figura 4.16 é apresentada a TIRF em função da probabilidade de bloqueio para o cenário considerando a topologia Pacific Bell com 40 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 60 erlangs. Para as curvas (falha simples e falha dupla) do esquema de proteção é verificado que à medida que o limite de compartilhamento é elevado, a TIRF também se eleva. Por outro lado, para as curvas do esquema de proteção híbrida, as curvas da TIRF se mantêm constante à medida que o limite de compartilhamento se eleva. Até $LC = 29$, a proteção híbrida apresenta TIRF inferior à apresentada pelo esquema de restauração, tanto para falha simples quanto para falha dupla.

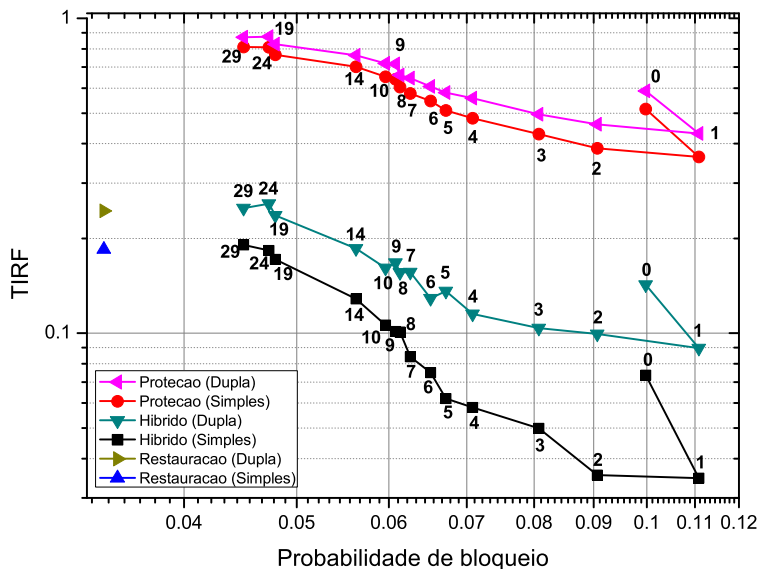


Figura 4.16: TIRF em função da probabilidade de bloqueio para a topologia Pacific Bell com 40 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 60 erlangs.

Na Figura 4.17 é apresentada a TIRF em função da probabilidade de bloqueio para o cenário considerando a topologia Finlândia com 20 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 60 erlangs. Neste cenário também é observado que para o esquema de proteção, à medida que o limite de compartilhamento é aumentado, a TIRF também aumenta. Por outro lado, para o esquema de proteção híbrida, à medida que o limite de compartilhamento é elevado, a TIRF permanece constante. Deve-se notar também que a proteção híbrida, em todos os limite de compartilhamento, apresenta menor TIRF do que o esquema de restauração,

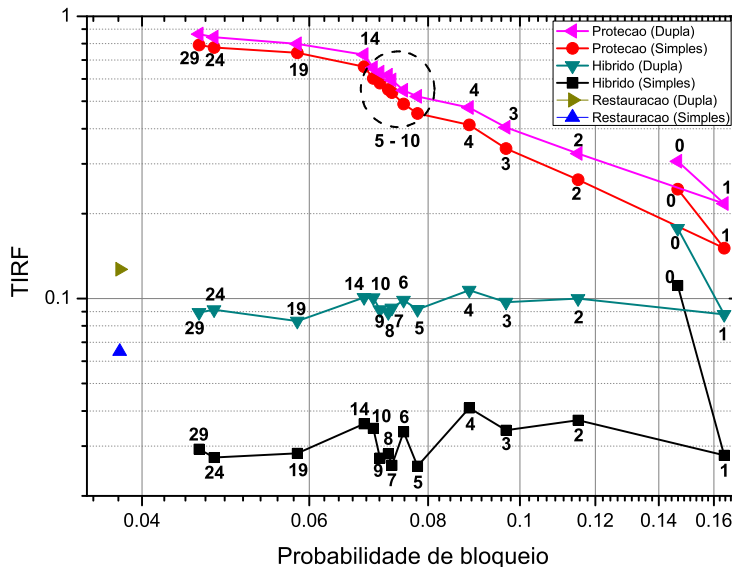


Figura 4.17: TIRF em função da probabilidade de bloqueio para a topologia Finlândia com 20 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 60 erlangs.

Na Figura 4.18 é apresentada a TIRF em função da probabilidade de bloqueio para o cenário considerando a topologia Finlândia com 40 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 60 erlangs. Neste cenário, a probabilidade de bloqueio para os esquemas de proteção e proteção híbrida cai para menos de 1%, a partir de $LC = 3$. E, para $LC = 29$ a proteção híbrida alcança a magnitude da probabilidade de bloqueio gerada pelo esquema de restauração, além de gerar menor TIRF.

É importante destacar que as variações na TIRF verificadas nos gráficos das Figuras 4.17 e 4.18 são devidas ao processo de simulação, gerando flutuações estatísticas.

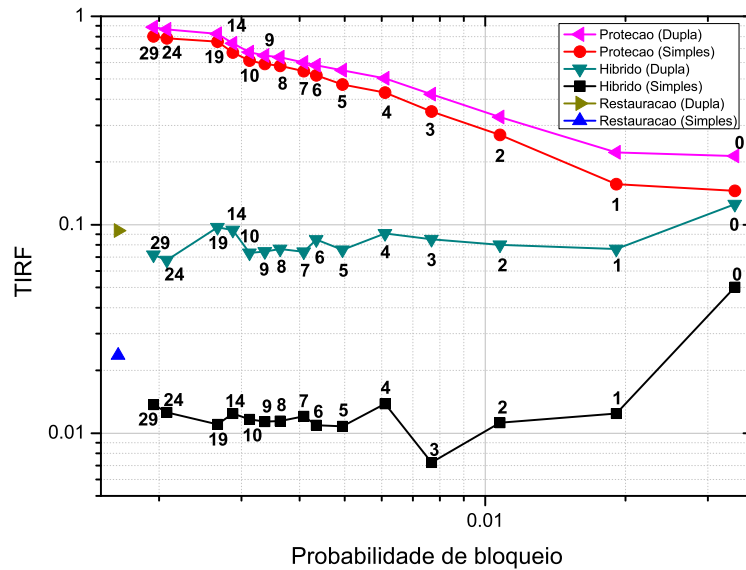


Figura 4.18: TIRF em função da probabilidade de bloqueio para a topologia Finlândia com 40 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 60 erlangs.

4.9 Novos algoritmos de atribuição de comprimento de onda - *least shared* e *most shared*

Nesta seção são propostos dois novos algoritmos para atribuição de comprimento de reserva (para rotas de proteção), um denominado *least shared* - *LS* e outro denominado *most shared* - *MS*. Na primeira abordagem, dada uma rota, o comprimento de onda que possui o menor número de compartilhamentos, ou seja, aquele que protege menos chamadas, é escolhido como comprimento de reserva. A segunda abordagem realiza processo contrário ao anterior, isto é, dada uma rota, o comprimento de onda que protege mais chamadas é o escolhido.

Os dois algoritmos de atribuição de comprimento de onda de reserva são avaliados para a topologia Pacific Bell (4.6) considerando: 20 e 40 comprimentos de onda, carga de rede 90 erlangs e falha simples em enlace. Os algoritmos *least shared* e *most shared* são comparados com outros algoritmos de atribuição de comprimento de onda bem conhecidos na literatura: *first fit* (FF) [82; 83], atribuição aleatória (*random pick* - *R*) [48], *just enough* (*JE*) [84].

4.9.1 Algoritmo de atribuição de comprimento de onda de reserva *least shared*

O Algoritmo 4.5 mostra o processo de atribuição de comprimento de onda de reserva realizado pelo algoritmo *least shared*. Para cada comprimento de onda pertencente a cada um dos enlaces que compõem a rota de proteção são avaliadas duas condições: *i*) se há algum comprimento de onda que não tenha ultrapassado o limite máximo de compartilhamento; *ii*) se o comprimento de onda possui a menor quantidade de compartilhamento, isto é, o comprimento de onda deve ser concorrido pelo menor número de chamadas.

Algoritmo 4.5: Pseudocódigo do algoritmo de atribuição de comprimento de onda de reserva *least shared*.

```

1 para  $\lambda = 1$  até limiteMaximo faça
2   se (é possível compartilhar  $\lambda$  em cada enlace da rota de proteção ) e ( $\lambda$  é o menos compartilhado)
3     então
4       |  $\lambda$  é eleito para proteger a rota;
5   fim se
6 fim para

```

4.9.2 Algoritmo de atribuição de comprimento de onda de reserva *most shared*

O Algoritmo 4.6 mostra o processo de atribuição de comprimento de onda de reserva realizado pelo algoritmo *most shared*. Para cada comprimento de onda pertencente a cada um dos enlaces que compõem a rota de proteção são avaliadas duas condições: *i*) se há algum comprimento de onda que não tenha ultrapassado o limite máximo de compartilhamento; *ii*) se o comprimento de onda possui a maior quantidade de compartilhamento, isto é, o comprimento de onda deve ser concorrido pelo maior número de chamadas.

Algoritmo 4.6: Pseudocódigo do algoritmo de atribuição de comprimento de onda de reserva *most shared*.

```

1 para  $\lambda = 1$  até limiteMaximo faça
2   se (é possível compartilhar  $\lambda$  em cada enlace da rota de proteção ) e ( $\lambda$  é o mais compartilhado)
3     então
4       |  $\lambda$  é eleito para proteger a rota;
5   fim se
6 fim para

```

4.9.3 Resultados obtidos pelos algoritmos MS e LS

Nas Figuras 4.19 e 4.20 são apresentadas, respectivamente para 20 e 40 comprimentos de onda por enlace, a comparação de desempenho quanto à taxa de proteção, taxa de vulnerabilidade e probabilidade de bloqueio considerando os algoritmos de atribuição de comprimento de onda propostos (LS e MS) com o just enough (JE), random pick (RAND) e first-fit (FF). A topologia utilizada é a Pacific Bell (4.6) e carga de rede 90 erlangs. É possível observar que em ambos os gráficos o algoritmo LS gera a menor taxa de vulnerabilidade e a maior taxa de proteção dentre todos os demais algoritmos. Por outro lado, o algoritmo LS apresenta a maior probabilidade de bloqueio. A partir do limite de $LC = 2$, o algoritmo MS apresenta taxa de proteção, taxa de vulnerabilidade e probabilidade de bloqueio compatíveis com os algoritmos JE e FF.

O algoritmo LS apresenta uma característica que deve ser salientada. Como a premissa básica do algoritmo é escolher o comprimento de onda menos compartilhado, ele tende a exaurir os recursos da rede rapidamente. Desta maneira, muito mais chamadas são bloqueadas. Por outro lado, o algoritmo MS consegue compactar o uso do comprimentos de onda, possibilitando que mais chamadas consigam ser admitidas, conduzindo a uma menor probabilidade de bloqueio.

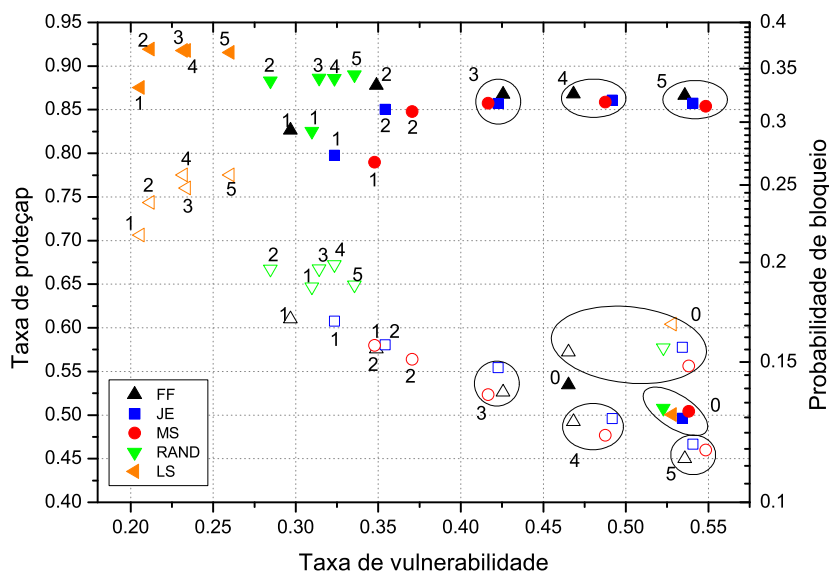


Figura 4.19: Taxa de proteção em função da taxa de vulnerabilidade em função da probabilidade de bloqueio para a topologia Pacific Bell com 20 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 90 erlangs.

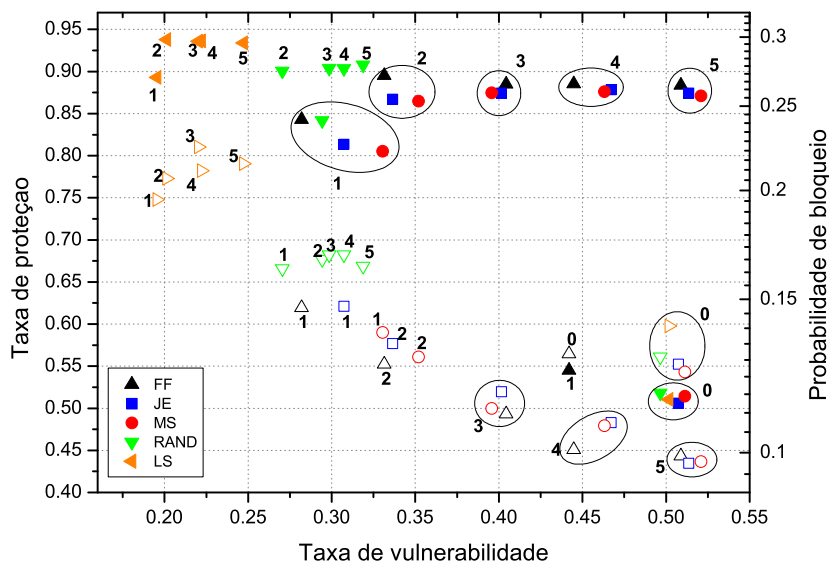


Figura 4.20: Taxa de proteção em função da taxa de vulnerabilidade em função da probabilidade de bloqueio para a topologia Pacific Bell com 40 comprimentos de onda por enlace e carga de rede 90 erlangs.

4.10 Considerações finais do capítulo

Na Seção 4.2 é proposta uma formalização matemática para restrição ao compartilhamento de recursos, que é uma regra fundamental dos esquemas de proteção compartilhada. O formalismo é representado pela teoria dos conjuntos.

Na Seção 4.6 é proposto um novo algoritmo de proteção denominado (*Optical Signal-to-Noise Ratio applied to Path Protection - OSNR-PP*). Este algoritmo é implementado sob o escopo global (caminho) e com compartilhamento de recursos. Além disso, é aplicada a estratégia de limitação de compartilhamento de comprimento de onda de reserva, na qual o critério de restrição é relaxado, mas obedecendo um controle sobre a quantidade de vezes que um determinado comprimento de onda em um certo enlace pode ser usado como recurso de proteção.

Na Seção 4.7.1 são apresentados os resultados obtidos pelo algoritmo *OSNR-PP* e por mais outros três algoritmos bem conhecidos na literatura. Para o cenário de simulação considerando a topologia Finlândia, 20 comprimentos de onda e carga de rede de 60 erlangs e $LC = 1$, o algoritmo *OSNR-PP* obtém melhor desempenho que os demais algoritmos quanto às seguintes métricas: taxa de proteção e taxa de vulnerabilidade. Por outro lado, o algoritmo *SP-PP* obtém pior desempenho para as referidas métricas. O algoritmo *OSNR-PP* apresentada resultado semelhante para o cenário de 40 comprimen-

tos de onda. Para a topologia Pacific Bell, o algoritmo *OSNR-PP* também se apresenta como melhor solução para o problema de proteção compartilhada.

Na Seção 4.8 é introduzido um novo algoritmo de sobrevivência para redes ópticas transparentes, denominado proteção híbrida. Esta estratégia combina o algoritmo de proteção *OSNR-PP* e o algoritmo de restauração *PROTON*. É realizada proteção da chamada seguindo a estratégia de limitação de compartilhamento. Na ocorrência de uma ou duas falhas, as chamadas que ficam vulneráveis passam pelo processo de restauração. Nos cenários avaliados o algoritmo de proteção híbrida sempre alcança menor TIRF quando comparado com o algoritmo *OSNR-PP*. Quando comparado com o algoritmo *PROTON*, a proteção híbrida também alcança menor TIRF. O algoritmo *PROTON* atinge menor probabilidade de bloqueio em todos os cenários considerados.

Na Seção 4.9 são propostos dois novos algoritmos de atribuição de comprimento de reserva: *least shared - LS* e *most shared - MS*. O algoritmo *LS* apresenta as maiores taxas de proteção e as menores taxas de vulnerabilidade. Entretanto, algoritmo *LS* apresenta probabilidade de bloqueio alta. O algoritmo *MS* apresenta resultados compatíveis com dois importantes algoritmos de atribuição de comprimento de onda: *first fit* e *just enough*.

CAPÍTULO 5

CONSIDERAÇÕES FINAIS

Quem sabe concentrar-se numa coisa e insistir nela como único objetivo, obtém, ao cabo, a capacidade de fazer qualquer coisa.

— Gandhi

NEsta tese é abordado um importante tópico concernente às redes totalmente ópticas: sobrevivência a falhas considerando penalidades da camada física. Como descrito ao longo do texto, projetar redes resilientes a falhas em enlaces, nós e equipamentos é fundamental, visto que estes tipos de rede operam a altas taxas de transmissão. Portanto, desenvolver estratégias eficientes que garantam a sobrevivência da rede é importante para que seja evitada a perda significativa de dados na ocorrência de uma falha.

5.1 Contribuições da Tese

A primeira proposta desta tese é o algoritmo denominado *PROTON*, baseada na estratégia de restauração por caminho. A proposta considera penalidades da camada física na busca dinâmica por um caminho óptico alternativo. É usado um modelo analítico que representa importantes efeitos lineares e não-lineares que afetam a qualidade de transmissão do sinal.

A segunda contribuição desta tese é a proposição de uma metodologia para simulação de falhas, considerando a estacionariedade da rede, obedecendo os seguintes passos: (*i*) análise de ocupação da

rede; *(ii)* identificação de um estado estacionário da rede; *(iii)* simulação da falha; *(iv)* execução do algoritmo de restabelecimento da chamada; *(v)* repetição dos passos *iii* e *iv* para todos os elementos que compõem a topologia.

Outros dois algoritmos de sobrevivência são introduzidos e aplicados aos esquemas de restauração por enlace e por subcaminho. O primeiro algoritmo possui a característica de contornar uma falha em enlace, a partir do nó mais conectado dentre os pertencentes ao trecho de rota de trabalho anterior ao enlace com problema. O outro algoritmo objetiva restabelecer uma chamada interrompida a partir do nó anterior à falha com maior grau de conectividade e com tentativas limitadas ao referido grau.

Outras duas novas propostas de esquemas reativos são apresentadas nesta tese: *i)* Algoritmo *k-PROTON*, baseado estratégia de Yen, possibilita que mais de uma rota alternativa seja encontrada, aumentando desta maneira, o sucesso no processo de restabelecimento de chamadas interrompidas; *ii)* algoritmo de restauração por caminho utilizando o algoritmo de roteamento por série de potências, denominado *PSR-RESTORE*. Esta solução é baseada no algoritmo PSR proposto por Chaves *et al.* [48; 71; 72]. O algoritmo *PSR-RESTORE* utiliza os seguintes passos: *i)* são escolhidos os parâmetros de rede importantes que devem ser considerados em uma função custo; *ii)* a função de custo é escrita em termos de uma série que é expandida em termos de funções que formam uma base no espaço de funções; *iii)* um algoritmo de otimização é usado para encontrar os coeficientes da série que minimizam TIRF da rede.

Quanto ao esquema de proteção é apresentada uma proposta, denominada *OSNR-PP*, que limita a quantidade de vezes que um comprimento de onda pode proteger uma chamada e que considera a máxima OSNR na escolha de um caminho óptico de proteção.

Um segundo algoritmo de proteção denominado proteção híbrida é introduzido nesta tese. Esta estratégia combina o algoritmo de proteção *OSNR-PP* e o algoritmo de restauração *PROTON*.

Finalmente, dois novos algoritmos de atribuição de comprimento de reserva são introduzidos: um que seleciona o comprimento de onda de proteção menos compartilhado (*least shared - LS*) e outro que seleciona o comprimento de onda de proteção mais compartilhado (*most shared - MS*).

5.2 Discussões

A partir da análise dos resultados obtidos para os esquemas de restauração (por caminho, por enlace e por subcaminho), é possível concluir que tanto os algoritmos baseados na estratégia de restauração por enlace, quanto os algoritmos baseados na restauração por subcaminho possuem seus desempenhos comprometidos principalmente pela restrição de continuidade de comprimento de onda.

Desta maneira, a proposta de restauração por caminho se apresenta como a melhor abordagem reativa para redes totalmente ópticas, embora o seu processo de restauração tenda a ser mais longo do que as abordagens baseadas em enlace e em subcaminho.

Os resultados obtidos pelo algoritmo *k-PROTON* indicam que é interessante realizar mais de uma tentativa de restabelecimento de uma chamada interrompida. Entretanto, é preciso saber o limite de tentativas a ser realizado, de modo a evitar buscas por uma rota alternativa desnecessariamente e evitar um aumento de complexidade do algoritmo. Pelos resultados obtidos, é possível concluir que em topologias com grau de conectividade entre 2,5 e 3,5, até cinco devem ser as tentativas de restauração de uma conexão interrompida. A partir de $k = 5$, os algoritmos de roteamento baseados em Yen não apresentam melhoria de desempenho quanto à TIRF.

O algoritmo *PSR-RESTORE* apresenta resultados tão bons ou melhores que o algoritmo *PROTON*. Além disso, o algoritmo *PSR-RESTORE* apresenta menor custo computacional, uma vez que toda a complexidade exigida pelo problema de busca da rota alternativa e de comprimento de onda, é tratada em modo *offline*, ou seja, antes de a rede entrar em operação. Desta maneira, o algoritmo *PSR-RESTORE* apresenta custo computacional compatível com o algoritmo *SP*, por exemplo.

Quanto aos resultados obtidos pela proposta de proteção, denominada *OSNR-PP*, é possível concluir que de modo geral este obtém melhores desempenhos quanto à taxa de proteção, quanto à taxa de vulnerabilidade e quanto à probabilidade de bloqueio. Além disso, utilizando a metodologia de dominância proposta, combinando as três métricas citadas, é possível avaliar o limite de compartilhamento ideal para os comprimentos de onda reservados à proteção de chamadas.

5.3 Sugestões para trabalhos futuros

Alguns temas podem ser estudados como continuação desta tese, e estão dispostos a seguir como sugestões:

- Implementação em redes ópticas translúcidas dos algoritmos propostos nesta tese. A expectativa é que os algoritmos baseados em restauração por enlace e restauração por subcaminho alcancem melhores desempenhos, uma vez que poderá haver conversão de comprimento de onda;
- Utilizar o algoritmo *OSNR-PP* para realização de diferenciação de serviço. A ideia é classificar as chamadas de acordo com sua prioridade. Uma chamada de maior prioridade, por exemplo, poderá ser protegida pela estratégia de proteção dedicada. Já para uma chamada de prioridade intermediária, esta poderá ter sua estratégia de proteção compartilhada e com possibilidade de

restauração. Já para uma chamada de baixa prioridade, a estratégia de sobrevivência adotada poderá ser somente a de restauração.

- Avaliar comportamento do algoritmo *OSNR-PP* quanto à limitação da restrição combinada com a limitação de compartilhamento. A proposta é que além de controlar a quantidade de vezes que um comprimento de onda possa proteger chamadas, o algoritmo também fará o controle da limitação de restrição, permitindo ou impedindo que chamadas possam infringir esta regra fundamental da proteção compartilhada.
- Adaptar os algoritmos propostos para redes ópticas transparentes, em redes ópticas elásticas.

APÊNDICE A

MODELAGEM DA CAMADA FÍSICA

Neste apêndice é apresentada a modelagem da camada física utilizada nesta tese. A referida modelagem foi desenvolvida nas teses de Helder Pereira e Daniel Chaves e na dissertação de Renan Carvalho [13; 49; 50].

A figura A.1 ilustra a configuração de um nó transparente utilizado em uma rede óptica e é similar à utilizada em [85]. Nela são mostrados: multiplexadores (Mux), demultiplexadores (Demux), comutadores ópticos, transmissores ópticos (Tx) e receptores ópticos (Rx). Nesta arquitetura, um sinal que chega ao comutador por uma fibra de entrada, em um comprimento de onda λ_i , só pode sair por uma fibra de saída no mesmo comprimento de onda λ_i . Assim, existe um comutador óptico separado para cada comprimento de onda.

Se o nó possuir capacidade de regeneração eletrônica, sua configuração pode ser representada de acordo com a figura A.2. Essa configuração é semelhante à apresentada em [86]. Nela há regeneradores 3R capazes de realizar a regeneração do sinal com conversão de comprimento de onda, se assim for possível e desejado. O regenerador consiste em um par transmissor e receptor, referentes a Tr e Rr na figura A.2, e um módulo de processamento eletrônico (EPM - *Electronic Processing Module*). Se o caminho óptico estiver no nó origem, o sinal entra na fibra utilizando o sentido ilustrado por Ta . Se estiver no nó destino o sinal segue o sentido ilustrado por Ra [86].

A arquitetura do enlace considerado neste trabalho é mostrada na figura A.3. Os dispositivos que compõem o enlace são os seguintes: laser transmissor, comutador óptico, multiplexador, amplificador óptico de potência (*booster*), fibra óptica, pré-amplificador óptico, demultiplexador e receptor.

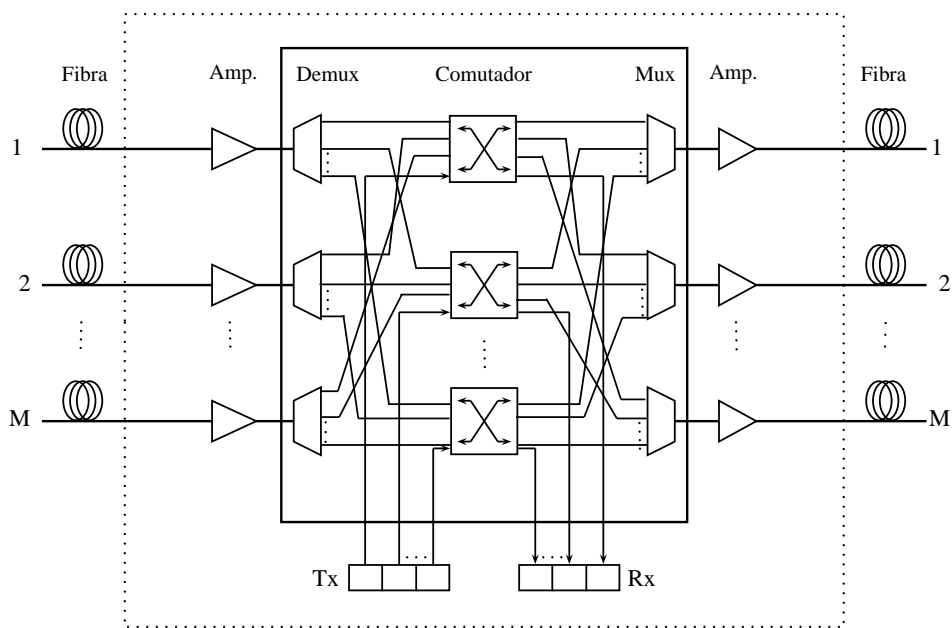


Figura A.1: Arquitetura dos nós transparentes.

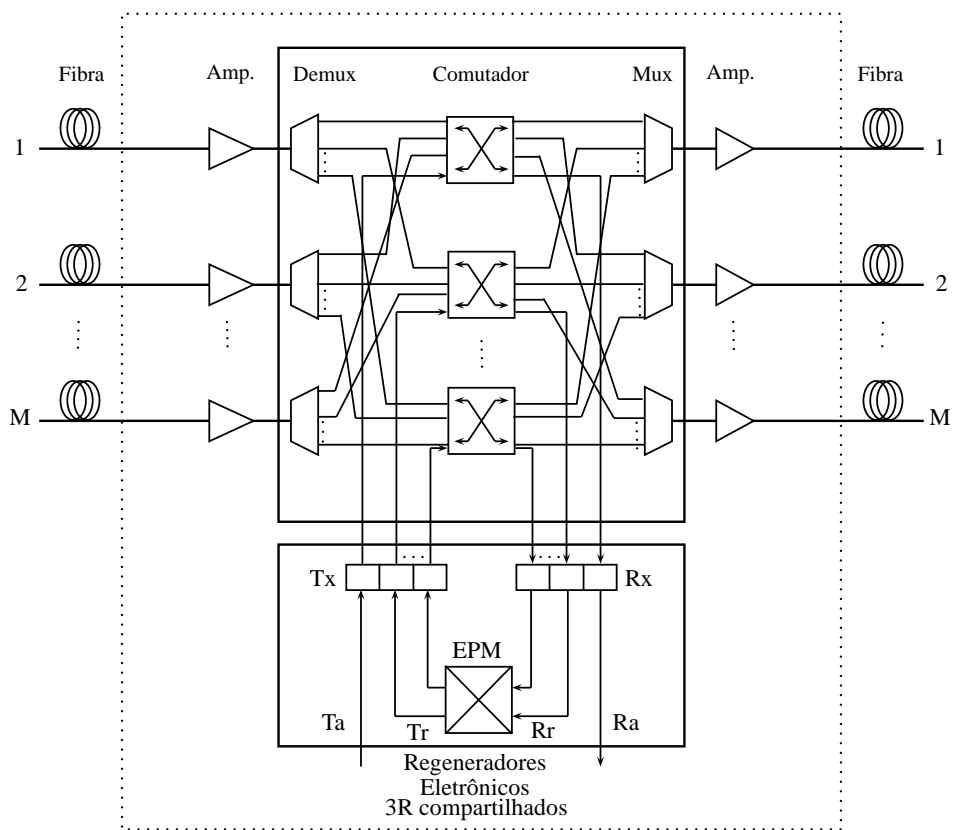


Figura A.2: Arquitetura dos nós translúcidos.

A relação sinal-ruído óptica (OSNR - *Optical Signal to Noise Ratio*) em um ponto x de um

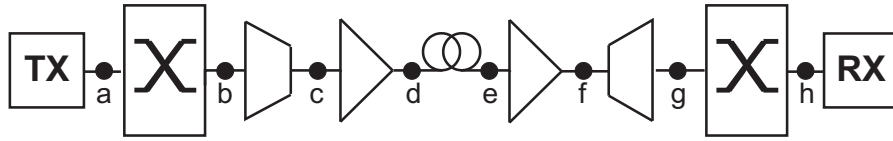


Figura A.3: Arquitetura dos enlaces ópticos.

determinado sistema, em decibéis (dB), é definida de acordo com a equação A.1:

$$\text{OSNR}_x = 10 \log \left(\frac{P_x}{N_x} \right), \quad (\text{A.1})$$

em que P_x é a potência óptica do sinal e N_x é a potência óptica do ruído medidas no ponto x em Watts (W).

O modelo analítico utilizado pelo SIMTON para quantificar a degradação do sinal óptico causada pelas PLI foi proposto inicialmente por Pereira e colaboradores em [13] para avaliar a OSNR do sinal. O modelo considera também os efeitos de dispersão do modo de polarização (PMD - *Polarization Mode Dispersion*) e a dispersão cromática residual (RCD - *Residual Chromatic Dispersion*) [13; 49].

Na figura A.3, de **a** até **h** estão os pontos de avaliação nos quais tanto a potência do sinal quanto a potência do ruído podem ser determinadas no domínio óptico. No ponto **a**, estão as potências ópticas de sinal (P_{in}) e de ruído (N_{in}) na entrada do sistema. A relação entre P_{in} e N_{in} define a OSNR do transmissor (vide equação A.1) ou OSNR da entrada do sistema (OSNR_{in}). Considerando uma rota composta de i enlaces, os dispositivos entre os pontos **b** e **h** são repetidos $i - 1$ vezes antes de o sinal óptico alcançar o receptor no nó destino.

Nos pontos **b** e **h**, é considerada a diafonia dentro do mesmo comprimento de onda (*crosstalk*) adicionada na saída do comutador óptico. Isso ocorre porque uma pequena quantidade da potência de outros canais, no mesmo comprimento de onda do canal de interesse, é adicionada pelo comutador óptico devido ao não-isolamento ideal desse dispositivo. A potência de ruído gerada por esse efeito, em cada dispositivo, é dada por [7]:

$$N_{\text{Sw}}(\lambda) = \varepsilon \sum_{j=1}^n P_{\text{Sw}_j}(\lambda), \quad (\text{A.2})$$

em que $P_{\text{Sw}_j}(\lambda)$ é a potência óptica do sinal presente na j -ésima porta de entrada no comprimento de onda λ , ε representa o fator de isolamento e n o número total de sinais presentes nas portas de entrada do comutador óptico no mesmo comprimento de onda do sinal propagante. Por simplicidade, é considerado que ε não varia com o comprimento de onda nem com qual das portas do comutador o sinal é aplicado, ou seja, não depende do canal.

Nos pontos **c** e **g**, é considerado que os multiplexadores e demultiplexadores apenas atenuam os sinais propagantes no domínio óptico.

Nos pontos **d** e **f**, tanto se considera o ruído adicionado pelos amplificadores ópticos, como o efeito de saturação do ganho. O batimento entre o sinal óptico e o ruído ASE representa a principal fonte de ruído, de forma que o ruído pode ser quantificado como [87]:

$$N_{\text{Amp}}(\lambda) = P_{\text{ASE}} = \frac{h\nu(\lambda)B_oG_{\text{Amp}}F_{\text{Amp}}}{2}, \quad (\text{A.3})$$

em que h é a constante de Planck, $\nu(\lambda)$ representa a frequência do sinal no comprimento de onda λ , B_o a largura de banda do filtro óptico, G_{Amp} o ganho dinâmico linear e F_{Amp} o fator de ruído dinâmico do amplificador.

O efeito de saturação do ganho é calculado pela seguinte expressão [88; 89]:

$$G_{\text{Amp}} = \frac{G_0}{1 + \frac{P_{\text{out}}}{P_{\text{sat}}}}, \quad (\text{A.4})$$

em que G_0 representa o ganho não-saturado do amplificador, P_{out} a potência óptica na saída do amplificador e P_{sat} a potência de saturação na saída do amplificador. O fator de ruído do amplificador (F_{Amp}) é calculado da seguinte forma [90]:

$$F_{\text{Amp}} = F_0 \left(1 + A_1 - \frac{A_1}{1 + \frac{P_{\text{in}}}{A_2}} \right), \quad (\text{A.5})$$

em que F_0 representa o fator de ruído do amplificador quando potências baixas são consideradas, A_1 e A_2 são parâmetros obtidos por meio de ajuste na curva experimental.

No ponto **e** da figura A.3 é considerado o ruído gerado pelo efeito de FWM [14]. Este efeito não-linear depende do espaçamento entre canais, da potência do sinal óptico, do número de comprimentos de onda propagando, do coeficiente de dispersão e do comprimento de onda de zero dispersão da fibra de transmissão.

Cada componente de potência gerada pelo efeito de FWM pode ser calculada pela seguinte expressão proposta por Song e colaboradores [91]:

$$P_{\text{FWM}}(\lambda) = P_{ijk}(\lambda) = \frac{\eta'}{9} D^2 \gamma^2 P_i P_j P_k e^{-\alpha d} \left[\frac{(1 - e^{-\alpha d})^2}{\alpha^2} \right], \quad (\text{A.6})$$

em que η' é a eficiência do efeito de FWM, D é o fator de degenerescência, que pode ser igual a 3, para o caso degenerado ($i = j$), ou igual a 6 para o caso não-degenerado e γ é o coeficiente não-

linear. P_i , P_j e P_k são as potências de entrada dos sinais nas frequências f_i , f_j e f_k , respectivamente, α é o coeficiente de atenuação e d é o comprimento da fibra. As frequências dos sinais produzidos pelo efeito de FWM podem ser calculadas por [14]:

$$f_{ijk} = f_i + f_j - f_k, \quad (\text{A.7})$$

em que os índices i e j são diferentes de k .

Considerando as potências produzidas pelo efeito de FWM incidentes em um determinado comprimento de onda, tem-se:

$$N_{\text{FWM}} = \sum_{j=1}^m P_{\text{FWM}_j}(\lambda), \quad (\text{A.8})$$

em que N_{FWM} é a potência total do ruído devido ao efeito de FWM e $P_{\text{FWM}_j}(\lambda)$ é uma das m potências ópticas produzidas por esse efeito que incide no comprimento de onda do sinal propagante.

Finalmente, no ponto **h** da figura A.3, pode ser calculada a potência óptica do sinal (P_{out}) e a potência óptica do ruído (N_{out}) no final do enlace. O termo P_{out} é calculado de acordo com os ganhos e as perdas do sinal ao longo de sua propagação e é dado por:

$$P_{\text{out}} = \frac{G_{\text{Amp}_1} e^{-\alpha d} G_{\text{Amp}_2}}{L_{\text{Sw}}^2 L_{\text{Mx}} L_{\text{Dx}}} P_{\text{in}}, \quad (\text{A.9})$$

em que G_{Amp_1} e G_{Amp_2} são os ganhos dinâmicos lineares do *booster* e do pré-amplificador, α é o coeficiente de atenuação da fibra e d é o comprimento da fibra, L_{Sw} , L_{Mx} e L_{Dx} são as perdas do comutador, multiplexador e demultiplexador óptico, respectivamente.

O termo (N_{out}) é calculado no nó destino e inclui todas as potências de ruído que são adicionadas em cada ponto do enlace representado na figura A.3, como visto anteriormente. Seu valor é obtido através da seguinte expressão:

$$\begin{aligned} N_{\text{out}}(\lambda) = & \frac{G_{\text{Amp}_1} e^{-\alpha d} G_{\text{Amp}_2}}{L_{\text{Mx}} L_{\text{Dx}} L_{\text{Sw}}^2} N_{\text{in}} \frac{G_{\text{Amp}_1} e^{-\alpha d} G_{\text{Amp}_2}}{L_{\text{Mx}} L_{\text{Dx}} L_{\text{Sw}}} \varepsilon \sum_{j=1}^n P_{\text{Sw}_{1,j}}(\lambda) + \\ & + \frac{G_{\text{Amp}_1} e^{-\alpha d} G_{\text{Amp}_2}}{L_{\text{Dx}} L_{\text{Sw}}} \frac{hf B_o}{2} \left(F_{\text{Amp}_1} + \frac{F_{\text{Amp}_2}}{e^{-\alpha d} G_{\text{Amp}_1}} \right) + \\ & + \frac{G_{\text{Amp}_2}}{L_{\text{Dx}} L_{\text{Sw}}} \sum_{j=1}^m P_{\text{FWM}_j}(\lambda) + \varepsilon \sum_{j=1}^s P_{\text{Sw}_{2,j}}(\lambda). \end{aligned} \quad (\text{A.10})$$

O valor da OSNR no nó destino (OSNR_{out}) é obtida por intermédio de P_{out} e N_{out} , conforme a equação A.1. Um valor mínimo da OSNR pode ser estabelecido de modo a garantir a qualidade de transmissão (QoT - *Quality of Transmission*) das conexões estabelecidas na rede (OSNR_{QoT}).

Considerando um caminho óptico composto por i enlaces, tem-se que:

$$P_{\text{out}_i} = \left(\frac{G_{\text{Amp}_{i,1}} e^{-\alpha d_i} G_{\text{Amp}_{i,2}}}{L_{\text{Mx}} L_{\text{Dx}} L_{\text{Sw}}} \right) P_{\text{out}_{i-1}} \quad (\text{A.11})$$

e

$$\begin{aligned} N_{\text{out}_i}(\lambda) = & \frac{G_{\text{Amp}_{1,i}} e^{-\alpha d_i} G_{\text{Amp}_{2,i}}}{L_{\text{Mx}} L_{\text{Dx}} L_{\text{Sw}}} N_{\text{out}_{i-1}} + \\ & + \frac{G_{\text{Amp}_{1,i}} e^{-\alpha d_i} G_{\text{Amp}_{2,i}} h f B_o}{L_{\text{Dx}} L_{\text{Sw}}} \frac{1}{2} \left(F_{\text{Amp}_{1,i}} + \frac{F_{\text{Amp}_{2,i}}}{e^{-\alpha d_i} G_{\text{Amp}_{1,i}}} \right) + \\ & + \frac{G_{\text{Amp}_{2,i}}}{L_{\text{Dx}} L_{\text{Sw}}} \sum_{j=1}^m P_{\text{FWM}_{i,j}}(\lambda) + \varepsilon \sum_{j=1}^s P_{\text{Sw}_{i+1,j}}(\lambda), \end{aligned} \quad (\text{A.12})$$

$$\text{em que } P_{\text{out}_0} = \frac{P_{\text{in}}}{L_{\text{Sw}}} \text{ e } N_{\text{out}_0} = \frac{N_{\text{in}}}{L_{\text{Sw}}} + \varepsilon \sum_{j=1}^n P_{\text{Sw}_{1,j}}(\lambda).$$

Os efeitos dispersivos de PMD e RCD são calculados separadamente. Portanto, há duas parcelas para o cálculo total do alargamento temporal. Essas são somadas e é obtido o resultado final.

O alargamento temporal do pulso óptico causado pelo efeito da PMD em uma rota pode ser calculado usando a seguinte expressão [92]:

$$\Delta t_{\text{PMD}} = B \sqrt{\sum_{j=1}^i D_{\text{PMD}}^2(j) d(j)}, \quad (\text{A.13})$$

em que B é a taxa de transmissão, D_{PMD} é o coeficiente de PMD e $d(j)$ é o comprimento do j -ésimo enlace pertencente à rota.

A contribuição da dispersão residual é calculada da seguinte forma [93]:

$$\Delta t_{\text{RCD}} = \Delta \lambda_{\text{TX}} \sum_{j=1}^i \{ [D_{\text{TF}_j}^{\lambda_{\text{ref}}} + (\Delta \lambda S_{\text{TF}_j})] L_{\text{TF}_j} + [D_{\text{DCF}_j}^{\lambda_{\text{ref}}} + (\Delta \lambda S_{\text{DCF}_j})] L_{\text{DCF}_j} \}, \quad (\text{A.14})$$

em que $\Delta \lambda_{\text{TX}}$ representa a largura de linha do transmissor, $D_{\text{TF}_j}^{\lambda_{\text{ref}}}$ é o coeficiente de dispersão cromática do comprimento de onda no enlace j , $\Delta \lambda$ é a diferença entre o comprimento de onda de transmissão e o comprimento de onda para o qual a dispersão cromática é igual a zero. S_{TF_j} é a inclinação da curva de dispersão, L_{TF_j} é o comprimento da fibra óptica, $D_{\text{DCF}_j}^{\lambda_{\text{ref}}}$ é o coeficiente de dispersão cromática da fibra compensadora de dispersão, S_{DCF_j} é a inclinação da curva de dispersão da fibra compensadora de dispersão e L_{DCF_j} é o comprimento da fibra compensadora de dispersão no enlace j . L_{DCF_j} é dado por [49]:

$$L_{\text{DCF}_j} = \left| \frac{L_{\text{TF}_j} D_{\text{TF}_j}^{\lambda_{\text{ref}}}}{D_{\text{DCF}_j}^{\lambda_{\text{ref}}}} \right|. \quad (\text{A.15})$$

O alargamento temporal total Δ_t do pulso em um caminho óptico é calculado da seguinte forma [49]:

$$\Delta_t = (\Delta t_{\text{RCD}} + \Delta t_{\text{PMD}}). \quad (\text{A.16})$$

Esse alargamento pode ser calculado de forma percentual em relação à duração inicial do pulso. Assim, o alargamento temporal percentual do pulso óptico (δ_t) ao longo de um caminho óptico é dado por [13; 49]:

$$\delta_t = 100B\Delta_t, \quad (\text{A.17})$$

O alargamento percentual do pulso (δ_t) deve ser menor que o alargamento percentual máximo permitido (δ_{QoT}). Esse valor depende das características do receptor óptico.

De posse dos valores de OSNR_{out} e (δ_t), é possível definir se um caminho óptico possui ou não QoT suficiente para ser realizado.

APÊNDICE B

LISTA DE PUBLICAÇÕES

B.1 Artigos publicados

1. R. C. FREITAS, E. S. LEITÃO, R. C. L. SILVA, D. A. R. CHAVES, H. A. PEREIRA, C. J. A. BASTOS-FILHO, J. F. MARTINS-FILHO, Optical Signal-to-Noise Ratio Restoration Algorithm Applied to Optical Network Resilience to Node Failures. In: **IEEE Latin America Transactions**, 2012, v. 10. p. 1893-1900.
2. R. C. FREITAS, E. C. O. SANTOS, D. A. R. CHAVES, H. A. PEREIRA, C. J. A. BASTOS-FILHO, J. F. MARTINS-FILHO, A Path Protection Algorithm Based on OSNR for All-Optical Networks with Wavelength Sharing Limitation. In: **Proceedings do International Conference on Transparent Optical Networks – ICTON**, 2012, Coventry, v. 1. p. 1-4.
3. R. C. FREITAS, K. G. QUISPE, D. A. R. CHAVES, H. A. PEREIRA, C. J. A. BASTOS-FILHO, J. F. MARTINS-FILHO, Path Restoration Algorithm Based on the k-Shortest Alternative Routes Considering Physical Layer Impairments. In: **Anais do XV Simpósio Brasileiro de Microondas e Optoeletrônica – MOMAG**, 2012, João Pessoa-PB, v. 1. p. 1-5.
4. R. C. FREITAS, N. F. ARAGÃO, L. B. COSTA, R. C. L. SILVA, D. A. R. CHAVES, H. A. PEREIRA, C. J. A. BASTOS-FILHO, J. F. MARTINS-FILHO, On the Performance Analysis of Different Link to Path Restoration Schemes for All-Optical Networks. In: **Anais do XXX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações – SBrT**, 2012, Brasília-DF, v. 1. p. 1-5.
5. R. C. FREITAS, R. C. L. SILVA, D. A. R. CHAVES, H. A. PEREIRA, C. J. A. BASTOS-FILHO, J. F. MARTINS-FILHO, A Novel Double-Link Failures Restoration Algorithm Based

- on Optical Signal-to-Noise Ratio for All-Optical Networks. In: **Proceedings do SBMO/IEEE MTT-S International Microwave and Optoelectronics Conference – IMOC**, 2011, Natal-RN, v. 1. p. 361-365.
6. R. C. FREITAS, R. C. L. SILVA, D. A. R. CHAVES, H. A. PEREIRA, C. J. A. BASTOS-FILHO, J. F. MARTINS-FILHO, A Novel Restoration Algorithm Based on Optical Signal-to-Noise Ratio for Transparent Optical Networks. In: **Anais do XXIX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações – SBrT**, 2011, Curitiba-PR, v. 1. p. 1-5.
 7. R. C. FREITAS, E. S. LEITÃO, D. A. R. CHAVES, H. A. PEREIRA, C. J. A. BASTOS-FILHO, J. F. MARTINS-FILHO, Optical Signal-to-Noise Ratio Restoration Algorithm Applied to Optical Network Resilience to Node Failures. In: **Proceedings do IEEE Latin-American Conference on Communications – LATINCOM**, 2011, Belém-PA, v. 1. p. 1-6.

B.2 Artigo convidado para apresentação

1. C. J. A. BASTOS-FILHO, R. C. FREITAS, R. C. L. SILVA, M. L. P. FREIRE, D. A. R. CHAVES, H. A. PEREIRA, J. F. MARTINS-FILHO, A Novel Path Restoration Algorithm Based on Power Series Routing for All-Optical Networks. In: **Proceedings do International Conference on Transparent Optical Networks – ICTON**, 2013, Cartagena, Spain.

B.3 Artigo submetido

1. R. C. FREITAS, E. C. O. SANTOS, D. A. R. CHAVES, H. A. PEREIRA, C. J. A. BASTOS-FILHO, J. F. MARTINS-FILHO, OSNR-based Backup Path Protection Algorithm with Sharing Limits. *IEEE Communications Letters*.

REFERÊNCIAS

- [1] A. N. DE JORNAIS ANJ, **Jornais: Breve história**. Associação Nacional de Jornais - ANJ, acessado em 13 de Novembro de 2011. [Online]. Disponível: <http://www.anj.org.br/a-industria-jornalistica/historianomundo/historiadojornal.pdf>
- [2] L. COE, **The Telegraph: A History of Morse's Invention and Its Predecessors in the United States**, 1ª ed. McFarland & Co. Inc. Pub., 1993.
- [3] S. MEUCCI, **The Man Who Invented the Telephone: Antonio and the Electric Scream**, 1ª ed. Branden Books, 2010.
- [4] O. P. NAS ONDAS DO RÁDIO, **O Começo de uma Experiência Fantástica**. O Pará nas ondas do rádio, acessado em 13 de Novembro de 2011. [Online]. Disponível: <http://www.oparanasondasdoradio.ufpa.br/inicioradio.htm>
- [5] A. ABRAMSON, **The History of Television, 1880 to 1941**, 1ª ed. McFarland & Company, 1987.
- [6] B. M. LEINER, V. G. CERF, D. CLARK, *et al.*, **A Brief History of the Internet**. Internet Society, acessado em 13 de Novembro de 2011. [Online]. Disponível: <http://www.isoc.org/internet/history/brief.shtml>
- [7] R. RAMASWAMI, K. N. SIVARAJAN, G. H. SASAKI, **Optical Networks: A Practical Perspective**, 3ª ed. Morgan Kaufmann, 2010.
- [8] J. M. S. PINHEIRO, **Cabeamento Óptico**, 1ª ed. Campus, 2005.
- [9] P. GRENN, Progress in optical networking, *IEEE Communications Magazine*, v. 39, n. 1, p. 54–61, Janeiro 2001.
- [10] A. K. DUTTA, N. K. DUTTA, M. FUJIWARA, **WDM Technologies - Optical Networks**, 1ª ed. Elsevier - Academic Press, 2004.
- [11] B. MUKHERJEE, **Optical WDM Networks**, 1ª ed., ser. Optical Networks Series. Springer, 2006.
- [12] E. BOUILLET, G. ELLINAS, J. F. LABOURDETTE, R. RAMAMURTHY, **Path Routing in Mesh Optical Networks**. Wiley-Interscience, 2007.
- [13] H. A. PEREIRA, D. A. R. CHAVES, C. J. A. BASTOS-FILHO, J. F. MARTINS-FILHO, OSNR model to consider physical layer impairments in transparent optical networks, *Photonic Network Communications*, v. 18, n. 2, p. 137–149, Outubro 2009.
- [14] G. P. AGRAWAL, **Fiber-Optic Communication Systems**. Wiley-Interscience, 2002.
- [15] I. TOMKOS, D. VOGIATZIS, C. MAS, I. ZACHAROPOULOS, A. TZANAKAKI, E. VARVARIGOS, Performance engineering of metropolitan area optical networks through impairment constraint routing, *Communications Magazine, IEEE*, v. 42, n. 8, p. S40 – S47, Agosto 2004.

- [16] A. RAHBAR, Review of dynamic impairment-aware routing and wavelength assignment techniques in all-optical wavelength-routed networks, *Communications Surveys & Tutorials, IEEE*, v. 14, n. 4, p. 1065–1089, Novembro 2012.
- [17] S. RAMAMURTHY, L. SAHASRABUDDHE, B. MUKHERJEE, Survivable WDM Mesh Networks, *Journal of Lightwave Technology*, v. 21, n. 4, p. 870–883, Abril 2003.
- [18] L. SONG, J. ZHANG, B. MUKHERJEE, A Comprehensive Study on Backup-Bandwidth Reprovisioning After Network-State Updates in Survivable Telecom Mesh Networks, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, v. 16, n. 6, p. 1366–1377, Dezembro 2008.
- [19] C. SARADHI, S. SUBRAMANIAM, Physical layer impairment aware routing (PLIAR) in wdm optical networks: issues and challenges, *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, v. 11, n. 4, p. 109–130, Dezembro 2009.
- [20] P. SMITH, D. HUTCHISON, J. STERBENZ, M. SCHÖLLER, A. FESSI, M. KARALIOPOULOS, C. LAC, B. PLATTNER, Network resilience: a systematic approach, *Communications Magazine, IEEE*, v. 49, n. 7, p. 88–97, Julho 2011.
- [21] J. P. G. STERBENZ, D. HUTCHISON, E. K. ÇETINKAYA, A. JABBAR, J. P. ROHRER, M. SCHÖLLER, P. SMITH, Resilience and survivability in communication networks: Strategies, principles, and survey of disciplines, *Comput. Netw.*, v. 54, p. 1245–1265, Junho 2010.
- [22] F. S. 1037C, Glossary of telecommunications terms, 1996.
- [23] W. TAO, S. ARUN, Attack monitoring and localization in all-optical networks, *Cluster Computing*, v. 9, p. 465–473, Outubro 2006.
- [24] P. A. LEE, T. ANDERSON, **Fault Tolerance: Principles and Practice**. Springer-Verlag, 1990.
- [25] B. R., R. ALLAN, **Reliability Evaluation of Engineering Systems**. Plenum Press, 1992.
- [26] A. AVIZIENIS, J. C. LAPRIE, B. RANDELL, C. LANDWEHR, Basic concepts and taxonomy of dependable and secure computing, *IEEE Transactions on Dependable and Secure Computing*, v. 1, n. 1, p. 11–33, 2004.
- [27] A. LAZAR, G. PACIFICI, Control of resources in broadband networks with quality of service guarantees, *IEEE Communications Magazine*, v. 29, n. 10, p. 66–73, 1991.
- [28] P. CHOLDA, A. MYKKELTVEIT, B. E. HELVIK, O. WITTNER, A. JAJSZCZYK, A survey of resilience differentiation frameworks in communication networks, *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, v. 9, n. 1-4, p. 32–55, 2007.
- [29] J. SIMMONS, **Optical Network Design and Planning**, 1^a ed., ser. Optical Networks - Biswanath Mukherjee Series. Springer, 2008.
- [30] C. OU, B. MUKHERJEE, **Survivable Optical WDM Networks**, 1^a ed., ser. Optical Networks Series. Springer, 2005.
- [31] S. ZHANG, S. DU, Y. PENG, X. YANG, K. LONG, A novel segment-shared protection algorithm based on dynamic domain-sequencing scheme for multi-domain optical mesh networks, *Photonic Network Communications*, v. 22, n. 3, p. 276–287, Dezembro 2011.
- [32] S. DOS SANTOS ROSA, A. DRUMMOND, N. DA FONSECA, Path protection wdm networks with impaired-transmission, *Photonic Network Communications*, v. 19, n. 2, p. 212–222, 2010.

- [33] J. WANG, L. SAHASRABUDDHE, B. MUKHERJEE, Path vs. subpath vs. link restoration for fault management in ip-over-wdm networks: Performance comparisons using gmpls control signaling, *Communications Magazine*, v. 40, n. 11, p. 80–87, 2002.
- [34] D. ARCI, G. MAIER, A. PATTAVINA, D. PETECCHI, M. TORNATORE, Availability models for protection techniques in wdm networks, In: **IEEE Design of Reliable Communication Networks**, Março 2004, p. 158–166.
- [35] L. SONG, B. MUKHERJEE, Accumulated-downtime-oriented restoration strategy with service differentiation in survivable wdm mesh networks, *Journal of Optical Communications and Networking*, v. 1, n. 1, p. 113–124, 2009.
- [36] J. MARTINS-FILHO, C. BASTOS-FILHO, S. OLIVEIRA, E. ARANTES, E. FONTANA, F. NUNES, Novel routing algorithm for optical networks based on noise figure and physical impairments, In: **European Conference on Optical Communications—ECOC**, v. 3, 2003, p. 856–857.
- [37] I. FONSECA, M. RIBEIRO, R. J. ALMEIDA, H. WALDMAN, Preserving global optical QoS in FWM impaired dynamic networks, *Electronics Letter*, v. 40, n. 3, p. 191–192, 2004.
- [38] J. VARDAKAS, V. VASSILAKIS, M. LOGOTHETIS, Loss models in traffic-groomed wdm all-optical networks, In: **IEEE Communication Systems, Networks and Digital Signal Processing**, Julho 2008, p. 217 – 221.
- [39] A. RAHBAR, O. YANG, Reducing loss rate in slotted optical networks: A lower bound analysis, In: **IEEE International Conference on Communications**, v. 6, Abril 2006, p. 2770–2775.
- [40] W. ZHENG, S. LIU, X. QI, Multi-links Recovery Algorithm in Survivable WDM Optical Network, *Photonic Network Communications*, v. 21, n. 1, p. 39–44, 2011.
- [41] K. THULASIRAMAN, T. LIN, M. JAVED, X. G., Logical topology augmentation for guaranteed survivability under multiple failures in ip-over-wdm optical networks, *Optical Switching and Networking*, v. 7, n. 4, p. 206 – 214, Dezembro 2010.
- [42] M. XIA, M. TORNATORE, S. SEVILLA, L. SHI, C. MARTEL, B. MUKHERJEE, A novel SLA framework for time-differentiated resilience in optical mesh networks, *Journal of Optical Communications and Networking*, v. 3, n. 4, p. 312–322, Abril 2011.
- [43] F. LIU, Q. ZENG, S. XIAO, X. ZHU, J. XU, Fiber optic components, subsystems, and systems for telecommunications, In: **IEEE Communication Systems, Networks and Digital Signal Processing**, Novembro 2001, p. 195 – 200.
- [44] W. BIAN, H. WANG, Y. JI, Parallel signaling-based fast restoration scheme in distributed optical networks, *Chinese Optics Letters*, v. 10, n. 3, p. 030602, 2012.
- [45] B. MUKHERJEE, WDM optical communication networks: Progress and challenges, *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, v. 18, n. 10, p. 1810–1824, Outubro 2000.
- [46] M. J. O’MAHONY, C. POLITI, D. KLONIDIS, R. NEJABATI, D. SIMEONIDOU, Future optical networks, *IEEE/OSA J. Lightw. Technol.*, v. 24, n. 12, p. 4684–4696, 2006.
- [47] C. OU, B. MUKHERJEE, **Survivable Optical WDM Networks**, 1^a ed., ser. Optical Networks Series. Springer, 2005.
- [48] D. CHAVES, Algoritmos rápidos IRWA para redes totalmente ópticas, Dissertação, Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica, Universidade Federal de Pernambuco, Fevereiro 2008.

- [49] D. A. R. CHAVES, H. A. PEREIRA, C. J. A. BASTOS-FILHO, J. F. MARTINS-FILHO, SIMTON: A Simulator for Transparent Optical Networks, *Journal of Communication and Information Systems*, v. 25, n. 1, 2010. [Online]. Disponível: <http://iecom.dee.ufcg.edu.br/~jcis/>
- [50] H. A. PEREIRA, D. A. R. CHAVES, C. J. A. BASTOS-FILHO, J. F. MARTINS-FILHO, Osnr model to consider physical layer impairments in transparent optical networks, *Photonics Network Communications*, v. 18, n. 2, p. 137–148, 2008.
- [51] T. WU, Emerging technologies for fiber network survivability, *IEEE Communications Magazine*, v. 33, n. 2, p. 58–59; 62–74, 1995.
- [52] G. S. PAVANI, H. WALDMAN, Restoration in wavelength-routed optical networks by means of ant colony optimization, *Photonic Network Communications*, v. 16, n. 1, p. 83–91, 2008.
- [53] L. YUEPING, Z. NIE, X. ZHOU, Finding the Optimal Shortest Path Tree with Respect to Single Link Failure Recovery, In: **4th International Conference on Network Computing and Advanced Information Management**, 2008, pp. 412-415.
- [54] S. ALY, A. KAMAL, Network Coding-Based Protection Strategies Against a Single Link Failure in Optical Networks, In: **International Conference on Computer Engineering Systems(ICCES)**, Novembro 2008, p. 251–256.
- [55] M. EIGER, H. LUSS, D. SHALLCROSS, Network Restoration Under a Single Link or Node Failure using Preconfigured Virtual Cycles, *Telecommunication Systems*, v. 46, n. 1, p. 17–30, 2011.
- [56] R. C. FREITAS, R. C. L. SILVA, H. A. PEREIRA, D. A. R. CHAVES, C. J. A. BASTOS-FILHO, J. F. MARTINS-FILHO, A Novel Restoration Algorithm Based on Optical Signal to Noise Ratio for Transparent Optical Networks, In: **Simpósio Brasileiro de Telecomunicações (SBrT 2011)**, Outubro 2011, p. 1–5.
- [57] A. WASON, R. KALER, Survivable Routing and Wavelength Assignment Algorithm for Multiple Link Failures in Wavelength-Routed All-optical WDM Networks, *Optik - International Journal for Light and Electron Optics*, v. 122, n. 12, p. 1095–1099, 2011.
- [58] K. GEORGAKILAS, K. KATRINIS, A. TZANAKAKI, O. MADSEN, Impact of Dual-Link Failures on Impairment-Aware Routed Networks, In: **12th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)**, Julho 2010, p. 1–4.
- [59] G. MARKIDIS, A. TZANAKAKI, Routing and Wavelength Assignment Algorithms in Survivable WDM Networks under Physical Layer Constraints, In: **5th International Conference on Broadband Communications, Networks and Systems**, Setembro 2008, p. 191–196.
- [60] D. ADAMI, S. GIORDANO, M. PAGANO, L. ZULIANI, Lightpath Survivability with QoS Guarantees: Developing and Evaluating a New Algorithm, In: **International Symposium on Performance Evaluation of Computer and Telecommunication Systems (SPECTS)**, Julho 2010, p. 395–398.
- [61] R. RAMASWAMI, K. SIVARAJAN, **Optical Networks - A Practical Perspective**, 2ª ed., ser. Academic Press. Morgan Kaufmann Publishers, 2002.
- [62] S. KIM, S. S. LUMETTA, Addressing Node Failures in All-Optical Networks, *Journal of Optical Networking*, v. 1, n. 4, p. 154–163, Abril 2002.
- [63] X. CHENG, X. SHAO, Y. WANG, Multiple Link Failure Recovery in Survivable Optical Networks, *Photonic Network Communications*, v. 14, n. 2, p. 159–164, 2007.

- [64] E. LIMAL, K. STUBKJAER, An algorithm for link restoration of wavelength routing optical networks, In: **IEEE International Conference on Communications**, v. 3, Junho 1999, p. 2055–2061.
- [65] A. TANENBAUM, **Redes de Computadores**, 4ª ed. Campus, 2003.
- [66] J. YEN, Finding the k-shortest loopless paths in a network, *Management Science*, v. 17, n. 8, p. 712–716, 1971.
- [67] S. RAMAMURTHY, B. MUKHERJEE, Fixed-alternate routing and wavelength conversion in wavelength-routed optical networks, In: **IEEE Global Telecommunications Conference**, v. 4, 1998, p. 2295–2302.
- [68] P. JIRATTIGALACHOTE, K. KATRINIS, A. TZANAKAKI, L. WOSINSKA, P. MONTI, Quantifying the benefit of BER-based differentiated path provisioning in WDM optical networks, In: **11th International Conference on Transparent Optical Networks**, v. 1, 2009, p. 1–4.
- [69] G. PAVANI, H. WALDMAN, Routing and wavelength assignment with crankback re-routing extensions by means of ant colony optimization, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 28, p. 532–541, 2010.
- [70] H. SHENG, C. MARTEL, B. MUKHERJEE, Survivable multipath provisioning with differential delay constraint in telecom mesh networks, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, v. 28, p. 657–669, 2011.
- [71] D. CHAVES, D. AGUIAR, C. BASTOS-FILHO, J. MARTINS-FILHO, A methodology to design the link cost functions for impairment aware routing algorithms in optical networks, *Photonic Network Communications*, v. 22, n. 1, p. 133–150, 2011.
- [72] ———, Novel adaptive routing algorithm for all-optical networks based on power series and particle swarm optimization, In: **Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores**, v. 1, 2009, p. 1–5.
- [73] D. CHAVES, D. AGUIAR, H. PEREIRA, C. BASTOS-FILHO, J. MARTINS-FILHO, Novel physical impairments aware adaptative weight function for routing in all optical networks, In: **International Microwave and Optoelectronics Conference**, v. 1, 2007, p. 194–198.
- [74] A. ENGELBRECHT, **Computational Intelligence: An Introduction**, 1ª ed. Wiley Publishing, 2007.
- [75] J. KENNEDY, R. EBERHART, Particle swarm optimization, In: **Proceedings of the 1995 IEEE International Conference on Neural Networks**, v. IV, 1995, p. 1942–1948.
- [76] D. BRATTON, J. KENNEDY, Defining a standard for particle swarm optimization, In: **Proceedings IEEE Swarm Intelligence Symposium - SIS 2007**, v. 1, 2007, p. 120–127.
- [77] L. GUO, X. WANG, J. CAO, X. ZHENG, Recovery escalation with load balancing and backup resources sharing in survivable wdm optical networks, *Photonic Network Communications*, p. 393–399, 2009.
- [78] S. ROSA, A. DRUMMOND, N. FONSECA, Path protection wdm networks with impaired-transmission, *Photonic Network Communications*, v. 19, n. 2, p. 212–222, 2010.
- [79] A. FUMAGALLI, M. TACCA, F. UNGHVARY, A. FARAGO, Shared path protection with differentiated reliability, In: **IEEE International Conference on Communications**, v. 4, Agosto 2002, p. 2157–2161.
- [80] X. SHAO, L. ZHOU, X. CHENG, W. ZHENG, Y. WANG, Best effort shared risk link group (srlg) failure protection in WDM networks, In: **IEEE International Conference on Communications**, Maio 2008, p. 5150–5154.
- [81] X. SHAO, Y. BAI, X. CHENG, Y. YEO, L. ZHOU, L. NGOH, Best effort SRLG failure protection for optical WDM networks, *Journal of Optical Communications Network*, v. 3, n. 9, p. 739–749, Setembro 2011.

- [82] H. ZANG, J. JUE, B. MUKHERJEE, A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical WDM networks, *Optical Networks Magazine*, p. 47–60, 2000.
- [83] C. MURTHY, M. GURUSAMY, **WDM optical Networks - Concepts, Design, and Algorithms**, 1st ed. Prentice Hall, 2002.
- [84] C. BASTOS-FILHO, C. D.A.R., F. SILVA, R. CARVALHO, H. PEREIRA, J. MARTINS-FILHO, Impairment aware wavelength assignment for all-optical networks based on evolutionary computation, In: **International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)**, 2009, p. 1–4.
- [85] B. RAMAMURTHY, H. FENG, D. DATTA, J. HERITAGE, B. MUKHERJEE, Transparent vs. opaque vs. translucent wavelength-routed optical networks, In: **Proceedings Optical Fiber Communication Conference – OFC**, v. 1, 1999, p. 59–61.
- [86] X. YANG, B. RAMAMURTHY, Sparse regeneration in translucent wavelength-routed optical networks: Architecture, network design and wavelength routing, *Photonic Network Communications*, v. 10, n. 1, p. 39–53, 2005.
- [87] D. M. BANEY, P. GALLION, R. S. TUCKER, Theory and measurement techniques for the noise figure of optical amplifiers, *Optical Fiber Technology*, v. 6, p. 122–154, 2000.
- [88] J. F. MARTINS-FILHO, C. J. A. BASTOS-FILHO, E. A. J. ARANTES, S. C. OLIVEIRA, L. D. COELHO, J. P. G. OLIVEIRA, R. G. DANTE, E. FONTANA, F. D. NUNES, Novel routing algorithm for transparent optical networks based on noise figure and amplifier saturation, In: **Proceedings of International Microwave and Optoelectronics Conference – IMOC**, v. 2, 2003, p. 919–923.
- [89] J. F. MARTINS-FILHO, C. J. A. BASTOS-FILHO, E. A. J. ARANTES, S. C. OLIVEIRA, R. G. DANTE, E. FONTANA, F. D. NUNES, Impact of device characteristics on network performance from a physical-impairment-based routing algorithm, In: **Proceedings of Optical Fiber Communication Conference - OFC**, v. 1, 2004, p. 278–280.
- [90] H. A. PEREIRA, D. A. R. CHAVES, C. J. A. BASTOS-FILHO, J. F. MARTINS-FILHO, Physical impairments modeling for the performance evaluation of transparent optical networks, In: **Anais do XXV Simpósio Brasileiro de Telecomunicações – SBrT**, v. 1, 2007, p. 1–6.
- [91] S. SONG, C. ALLEN, K. DEMAREST, R. HUI, Intensity-dependent phase-matching effects on four-wave mixing in optical fibers, *Journal of Lightwave Technology*, v. 17, p. 2285–2290, 1999.
- [92] J. STRAND, A. L. CHIU, R. TKACH, Issues for routing in the optical layer, *Communications Magazine*, v. 39, p. 81–87, 2001.
- [93] N. ZULKIFLI, R. C. ALMEIDA-JR, K. M. GUILD, Efficient resource allocation of heterogeneous services in transparent optical networks, *Journal of Optical Networking*, v. 6, p. 1349–1359, 2007.