

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

ANDRÉ VICTOR SILVA XAVIER

ROTEAMENTO E PROTEÇÃO DEDICADA EM REDES
ÓPTICAS USANDO INTELIGÊNCIA COMPUTACIONAL



RECIFE, 2016.

ANDRÉ VICTOR SILVA XAVIER

ROTEAMENTO E PROTEÇÃO DEDICADA EM REDES ÓPTICAS USANDO INTELIGÊNCIA COMPUTACIONAL

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.

Área de Concentração: Redes de Comunicação.

ORIENTADOR: PROF. CARMELO JOSÉ ALBANEZ BASTOS FILHO, DOUTOR
CO-ORIENTADOR: PROF. RAUL CAMELO DE ANDRADE ALMEIDA JR., DOUTOR

RECIFE, 2016.

©ANDRÉ VICTOR SILVA XAVIER, 2016

Catálogo na fonte
Bibliotecária Maria Luiza de Moura Ferreira, CRB-4 / 1469

- X3r Xavier, André Victor Silva.
 Roteamento e proteção dedicada em redes ópticas usando
 inteligência computacional / André Victor Silva Xavier. - Recife: O
 Autor, 2016.
 110 folhas, il.
- Orientador: Prof. Carmelo José Albanez Bastos Filho, Doutor.
 Coorientador: Raul Camelo de Andrade Almeida Jr., Doutor.
 Tese (Doutorado) – Universidade Federal de Pernambuco. CTG.
 Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica, 2016.
 Inclui Referências e Apêndices.
1. Engenharia Elétrica. 2. Redes ópticas. 3. Roteamento. 4. Proteção.
5. Sobrevivência. 6. Otimização. I. Bastos Filho, Carmelo José Albanez
(Orientador). II. Almeida Jr., Raul Camelo de Andrade (Coorientador).
III. Título.

UFPE

621.3 CDD (22. ed.)

BCTG/2016-263



Universidade Federal de Pernambuco
Pós-Graduação em Engenharia Elétrica

PARECER DA COMISSÃO EXAMINADORA DE DEFESA DE
TESE DE DOUTORADO DE

ANDRÉ VICTOR SILVA XAVIER

TÍTULO

**“ROTEAMENTO E PROTEÇÃO DEDICADA EM REDES ÓPTICAS
USANDO INTELIGÊNCIA COMPUTACIONAL”**

A comissão examinadora composta pelos professores: CARMELO JOSÉ ALBANEZ BASTOS FILHO, POLI/UPE; RAUL CAMELO DE ANDRADE ALMEIDA JÚNIOR, DES/UFPE; JOAQUIM FERREIRA MARTINS FILHO, DES/UFPE; DIVANILSON RODRIGO DE SOUSA CAMPELO, CIN/UFPE; DANILO RICARDO BARBOSA DE ARAÚJO, DEINFO/UFRPE e KARCIUS DAY ROSARIO ASSIS, POLI/UFBA, sob a presidência do primeiro, consideram o candidato **ANDRÉ VICTOR SILVA XAVIER APROVADO.**

Recife, 04 de agosto de 2016.

MARCELO CABRAL CAVALCANTI
Coordenador do PPGE

CARMELO JOSÉ ALBANEZ BASTOS FILHO
Orientador e Membro Titular Interno

**DIVANILSON RODRIGO DE SOUSA
CAMPELO**
Membro Titular Externo

**RAUL CAMELO DE ANDRADE ALMEIDA
JÚNIOR**
Coorientador e Membro Titular Interno

DANILO RICARDO BARBOSA DE ARAÚJO
Membro Titular Externo

JOAQUIM FERREIRA MARTINS FILHO
Membro Titular Interno

KARCIUS DAY ROSARIO ASSIS
Membro Titular Externo

Agradecimentos

A Deus, em primeiro lugar, por me guiar nesta cruzada que se chama vida. Agradeço os dons a mim concedidos, à família e aos amigos que são verdadeiros tesouros. Também não devo deixar de agradecer-lhe a ajuda na realização deste importante curso.

Agradeço à minha família, em especial minha querida esposa Suzane, esforço e incentivo dado. Aos demais, apoio dado em todos os momentos.

Ao professor e orientador Carmelo José Albanez Bastos Filho com quem compartilho este trabalho, pela oportunidade, orientação, confiança, compreensão e conselhos.

Ao professor e co-orientador Raul Camelo de Andrade Almeida Jr. pela orientação e discussões fora e dentro das reuniões do grupo de pesquisa em redes ópticas.

Aos meus amigos da UFPE, que me ajudaram neste trabalho a não desistir dos meus objetivos. Agradeço pelos momentos de conversa, pelos trabalhos realizados em grupo, pelo conhecimento compartilhado e pelos momentos de descontração e diversão.

Aos colaboradores que fazem parte da parceria UFPE-Padtec pela oportunidade de discussão de alguns aspectos teóricos durante as reuniões. Aos demais professores, aos mestrandos e aos doutorandos que fazem parte do grupo de pesquisa em redes ópticas da UFPE, pelas discussões de elevado nível que sempre ocorreram durante as reuniões.

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

Roteamento e proteção dedicada em redes ópticas usando inteligência computacional

André Victor Silva Xavier

Agosto/2016

Orientador: Prof. Carmelo José Albanez Bastos Filho, Doutor.

Co-orientador: Prof. Raul Camelo de Andrade Almeida Jr., Doutor.

Área de Concentração: Redes de Comunicação.

Palavras-chaves: Redes ópticas, Roteamento, Proteção, Sobrevivência, Otimização.

Número de páginas: 110.

As redes ópticas WDM têm sido empregadas nas redes de transportes para prover altas taxas de transmissão. Entretanto, essas redes possuem a desvantagem de alocar o mesmo espectro para cada requisição (grade fixa) ocasionando uma ineficiência espectral. Redes ópticas com grade flexível (redes ópticas elásticas ou EONs) vêm sendo investigadas para superar essa limitação. Esta Tese visa a contribuir com a área de roteamento e proteção em redes ópticas WDM e EONs, com objetivo de propor novas variáveis para avaliar os enlaces da rede. No problema de roteamento em redes ópticas WDM, um novo algoritmo de roteamento baseado no algoritmo *NrPSR* é proposto, chamado *NrPSR(OSNR)*. O *NrPSR(OSNR)* encontra as *Nr* rotas de menor custo e usa uma política baseada na informação de OSNR para selecionar uma das rotas para atender a requisição de conexão. No problema de roteamento em EONs, os algoritmos *NrPSR-Elastic* e o *SCSP* são propostos, ambos usam um variável para avaliar a disponibilidade dos *slots* de frequência contíguos, chamada variável CFSA. No problema de proteção dedicada em redes ópticas WDM, um novo algoritmo baseado no algoritmo de *Suurballe* e em uma função custo expandida em série de potências é proposto, chamado *PSR-DP*. No problema de proteção dedicada em EONs, um novo algoritmo baseado na continuidade e contiguidade dos *slots* de frequência é proposto, chamado *SCDP*. Para os algoritmos *NrPSR(OSNR)*, *NrPSR-Elastic* e *PSR-DP*, a técnica de otimização por enxame de partículas (PSO) é utilizada para encontrar a função custo. Na topologia NSFNet, o algoritmo de roteamento *SCSP* obteve uma probabilidade de bloqueio de 0,6% para carga de 540 erlang enquanto os algoritmos *SP*, *MH* e *CASP* obtiveram uma probabilidade de bloqueio 3,6%, 1,07% e 3,7%, respectivamente. No cenário de proteção dedicada, os algoritmos *PSR-DP* e *SCDP* mantiveram a probabilidade de bloqueio abaixo de 1% para cargas de rede baixas, enquanto o algoritmo de *Suurballe* obteve uma probabilidade de bloqueio superior a 10%.

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

Routing and dedicated protection in optical networks using computational intelligence

André Victor Silva Xavier

August/2016

Supervisor: Prof. Carmelo José Albanez Bastos Filho, Doctor.

Co-supervisor: Prof. Raul Camelo de Andrade Almeida Jr., Doutor.

Area of Concentration: Communication networks.

Keywords: Optical networks, Routing, Protection, Survivability, Optimization.

Number of pages: 110.

WDM optical networks have been employed in backbone's networks to provide high transmission rates. However, these networks have the disadvantage of allocating the same spectrum for each request (fixed grid), which results in an inefficient use of the spectrum. Optical networks with flexible grid (elastic optical networks or EONs) have been investigated to overcome this limitation. This thesis aims to contribute to the area of routing and protection in WDM optical networks and in EONs, by proposing new variables to assess the links of the network. In the routing problem in WDM optical networks, a new routing algorithm based on *NrPSR* algorithm is proposed, called *NrPSR(OSNR)*. The *NrPSR(OSNR)* finds the *Nr* lowest cost routes and it uses a policy based on OSNR information to select one of the found routes to attend to the connection requests. In the routing problem for EONs, *NrPSR-Elastic* and *SCSP* algorithms are proposed, both proposals use a variable to evaluate the availability of contiguous frequency slots, called CFSA variable. For the dedicated protection problem in WDM optical networks, we propose a new algorithm based on *Suurballe's* algorithm and in a cost function expanded in power series, called *PSR-DP*. For the dedicated protection problem in EONs, we propose a new algorithm based on continuity and contiguity of frequency slots, called *SCDP*. For the *NrPSR(OSNR)*, *NrPSR-Elastic* and *PSR-DP* algorithms, the particle swarm optimization technique is used to find the cost function. In the NSFNet network topology, the routing algorithm *SCSP* obtained the blocking probability of 0.6% for load of 540 erlang while the *SP*, *MH* and *CASP* algorithms obtained a blocking probability of 3.6%, 1.07% and 3.7%, respectively. In dedicated protection scenario, *PSR-DP* and *SCDP* algorithms kept the blocking probability below 1% for smaller network loads while the *Suurballe's* algorithm obtained a blocking probability greater than 10%.

Sumário

1	Introdução	1
1.1	Organização da tese	6
2	Redes Ópticas	8
2.1	Redes ópticas WDM	9
2.1.1	Transmissores ópticos	9
2.1.2	Fibras ópticas	10
2.1.3	Amplificadores ópticos	11
2.1.4	Comutadores ópticos	12
2.1.5	Multiplexador ópticos	12
2.2	Redes ópticas elásticas	12
2.2.1	<i>Transponders</i> com largura de banda variável	13
2.2.2	Comutadores ópticos com largura de banda variável	16
2.3	Métricas de avaliação da qualidade do sinal e da rede	17
2.3.1	Relação Sinal Ruído	17
2.3.2	Taxa de erro de bit	17
2.3.3	Fator de Ruído e Figura de Ruído	18
2.3.4	Métricas de avaliação da rede	18
2.4	Simulador e modelo de camada física considerados nesta Tese	19
2.4.1	Modelo de camada física	19
2.5	Características da rede e topologias consideradas nesta Tese	21
2.5.1	Recursos da rede	21
2.5.2	Diâmetro	21
2.5.3	Grau do Nó	21
2.5.4	Grau médio da rede	21
2.5.5	Densidade	22
2.5.6	Topologias de rede	22
2.6	Resumo do capítulo	22

3	Roteamento em Redes Ópticas	25
3.1	Tipos de roteamento	26
3.2	Algoritmos de roteamento	28
3.2.1	Roteamento por menor caminho	28
3.2.2	Roteamento por menor número de saltos	29
3.2.3	Algoritmo de Yen	29
3.2.4	Roteamento por <i>Least Resistance Weight</i>	33
3.2.5	Roteamento por caminho menos congestionado	33
3.2.6	Roteamento por série de potência	34
3.2.7	Algoritmo NrPSR	35
3.2.8	Roteamento por melhor relação sinal–ruído óptico	36
3.3	Proposta de algoritmo de roteamento adaptativo–alternativo em redes ópticas WDM	37
3.3.1	Descrição do <i>NrPSR(OSNR)</i>	37
3.3.2	Configuração das simulações do <i>NrPSR(OSNR–Just Enough)</i> e do <i>NrPSR(OSNR–MAX)</i>	38
3.3.3	Resultados do <i>NrPSR(OSNR–Just Enough)</i> e do <i>NrPSR(OSNR–MAX)</i>	41
3.3.3.1	Fase de Treinamento do <i>NrPSR(OSNR–Just Enough)</i> e do <i>NrPSR(OSNR–MAX)</i>	41
3.3.3.2	Fase Operacional do <i>NrPSR(OSNR–Just Enough)</i> e do <i>NrPSR(OSNR–MAX)</i>	42
3.3.3.3	Análise de distribuição de carga	43
3.4	Proposta de Algoritmo de roteamento baseado em expansão em série de potên- cia usando variável disponibilidade de <i>slots</i> de frequência contíguos para EONs: <i>NrPSR-Elastic</i>	46
3.4.1	Descrição da variável disponibilidade de <i>slots</i> de frequência contíguos (CFSA)	47
3.4.2	Configuração das simulações do <i>NrPSR-Elastic</i>	49
3.4.3	Resultados do <i>NrPSR-Elastic</i>	50
3.5	Proposta de Algoritmo de roteamento com restrição de continuidade de <i>slots</i> para EONs: <i>SCSP</i>	52
3.5.1	Descrição do <i>SCSP</i>	52
3.5.2	Configuração das simulações do <i>SCSP</i>	54
3.5.3	Resultados do <i>SCSP</i>	56
3.6	Resumo e contribuições do capítulo	59
3.6.1	Contribuições do capítulo	59

4	Proteção em Redes Ópticas	61
4.1	Algoritmos de proteção de caminho dedicado	62
4.1.1	Algoritmo de <i>Dijkstra</i> de dois passos	62
4.1.2	Algoritmo de <i>Suurballe</i>	62
4.2	Revisão bibliográfica em proteção dedicada em redes ópticas WDM	66
4.3	Revisão bibliográfica em proteção dedicada em EONs	67
4.4	Proposta de algoritmo de proteção dedicada em redes ópticas WDM: <i>PSR-DP</i>	68
4.4.1	Descrição do <i>PSR-DP</i> e da variável <i>LWC</i>	68
4.4.2	Fase operacional do <i>PSR-DP</i>	71
4.4.3	Configuração das simulações do <i>PSR-DP</i>	71
4.4.4	Resultados do <i>PSR-DP</i>	75
4.4.4.1	Resultados da fase de treinamento do <i>PSR-DP</i>	75
4.4.4.2	Resultados da fase operacional do <i>PSR-DP</i>	77
4.5	Proposta de algoritmo de proteção dedicada em EONs: <i>SCDP</i>	78
4.5.1	Descrição do <i>SCDP</i>	81
4.5.2	Configuração das simulações do <i>SCDP</i>	81
4.5.3	Resultados do <i>SCDP</i>	86
4.6	Resumo e contribuições do capítulo	90
4.6.1	Contribuições do capítulo	90
5	Considerações finais	91
5.1	Contribuições da Tese	91
5.2	Discussões	92
5.3	Sugestões para trabalhos futuros	94
Apêndice A Otimização por enxame de partículas		95
A.1	Fase de treinamento dos algoritmos propostos nesta Tese	97
Apêndice B Lista de publicações		99
B.1	Artigos publicados	99
B.2	Artigos submetidos	100
Referências Bibliográficas		101

Lista de Abreviaturas e Siglas

Abreviatura	Descrição	Tradução
ASE	<i>Amplified Spontaneous Emission</i>	Emissão espontânea amplificada
BER	<i>Bit Error Rate</i>	Taxa de erro por bit
BP	<i>Blocking Probability</i>	Probabilidade de Bloqueio
BPSK	<i>Binary Phase Shift Keying</i>	Modulação por deslocamento de fase binária
BV-WXC	<i>Bandwidth Variable Wavelength Cross-Connect</i>	Comutador de comprimento de onda com largura de banda variável
BVT	<i>Bandwidth Variable Transponder</i>	<i>Transponder</i> com largura de banda variável
BV-SSS	<i>Bandwidth variable spectrum selective switch</i>	Comutador seletivo de espectro com banda variável
CAC	<i>Call Admission Control</i>	Controle de Admissão de chamadas
CASP	<i>Congested Aware Shortest Path</i>	Caminho mais curto baseado no congestionamento
CFSA	<i>Contiguous Frequency Slots Availability</i>	Disponibilidade de <i>slots</i> de frequência contíguos
CL	<i>Capacity Loss</i>	Perda de capacidade
CO-OFDM	<i>Coherent Optical Orthogonal Frequency-division Multiplexing</i>	Multiplexação por divisão em frequência ortogonal óptica coerente
CoWDM	<i>Coherent Wavelength Division Multiplexing</i>	Multiplexação por divisão em comprimento de onda coerente
DPP	<i>Dedicated Path Protection</i>	Proteção de caminho dedicado

Abreviatura	Descrição	Tradução
EDFA	Erbium-Doped Fiber amplifier	Amplificador óptico a fibra dopado com érbio
EONs	<i>Elastic Optical Networks</i>	Redes ópticas elásticas
F	<i>Noise Factor</i>	Fator de ruído
FF	<i>First Fit</i>	Primeiro apto
GA	<i>Genetic Algorithm</i>	Algoritmo genético
ILP	<i>Integer Linear Programming</i>	Programação linear inteira
LASER	<i>Light Amplification by Stimulated Emission of Radiation</i>	Amplificação da Luz por emissão estimulada de radiação
MEM	<i>Microelectro Mechanical System</i>	Sistemas microeletromecânicos
MH	<i>Minimum Hop</i>	Menor número de saltos
MHP	<i>Minimum Hop Policy</i>	Política de menor número de saltos
MinK	<i>Minimum Wavelength Matching Factor</i>	Menor fator de casamento de canais
MU	<i>Most Used</i>	Mais usado
NF	<i>Noise Figure</i>	Figura de ruído
OAWG	<i>Dynamic Optical Arbitrary Waveform Generation</i>	Gerador dinâmico de forma de onda óptica arbitrária
LICOS	<i>Liquid Crystal on Silicon</i>	Cristal líquido em silício
LRW	<i>Least Resistance Weight</i>	Menor peso de resistência
LWC	<i>Local Wavelength Continuity</i>	Continuidade de comprimento de onda local
MaxK	<i>Maximum Wavelength Matching Factor</i>	Maior fator de casamento de canais
O-E-O	<i>Optical-Electronic-Optical</i>	Óptico-eletró-óptico
OFDM	<i>Orthogonal Frequency-Division Multiplexing</i>	Multiplexação por divisão em frequência ortogonal
OSNR	<i>Optical Signal to Noise Ratio</i>	Relação sinal-ruído óptico
OSNR-R	<i>Optical Signal to Noise Ratio Routing</i>	Roteamento baseado na relação sinal-ruído óptico

Abreviatura	Descrição	Tradução
OXC	Optical Cross-Connect	Comutador ópticos
PICs	<i>Photonic Integrated Circuits</i>	Circuitos integrados fotônicos
PMD	<i>Polarization Mode Dispersion</i>	Dispersão por modo de polarização
PSO	<i>Particle Swarm Optimization</i>	Otimização por enxame de partículas
PSR	<i>Power Series Routing</i>	Roteamento por série de potências
PSR-DP	<i>Power Series Routing-based Dedicated Protection</i>	Proteção dedicada baseada em roteamento por série de potências
QAM	<i>Quadrature Amplitude Modulation</i>	Modulação em Amplitude e Quadratura
QoT	<i>Quality of Transmission</i>	Qualidade de transmissão
QPSK	<i>Quadrature Phase Shift Keying</i>	Modulação por deslocamento de fase e quadratura
RFA	<i>Raman Fiber Amplifiers</i>	Amplificador à fibra Raman
RMLSA	<i>Routing, Modulation level and Spectrum Assignment</i>	Roteamento, modulação e alocação de espectro
RSA	<i>Routing and Spectrum Assignment</i>	Roteamento e alocação de espectro
RWA	<i>Routing and Wavelength Assignment</i>	Roteamento e alocação de comprimentos de onda
SBVT	<i>Sliceable Bandwidth Variable Transponder</i>	<i>Transponder</i> com largura de banda variável elástica
SCDP	<i>Spectrum Continuity based Dedicated Protection</i>	Proteção dedicada baseada na continuidade do espectro
SCSP	<i>Spectrum Continuity based Shortest Path</i>	Caminho mais curto baseado na continuidade do espectro
SNR	<i>Signal to Noise Ratio</i>	Relação sinal-ruído
SP	<i>Shortest Path</i>	Caminho mais curto
SPP	<i>Shared Path Protection</i>	Proteção de caminho compartilhada
SRLGs	<i>Shared Risk Link Groups</i>	Grupo de enlaces de risco compartilhado

Abreviatura	Descrição	Tradução
SSE	<i>Spontaneous Source Emission</i>	Emissão de fonte espontânea
WCC	<i>Wavelength Continuity Constraint</i>	Limitação de continuidade de comprimento de onda
WDM	<i>Wavelength Division Multiplexing</i>	Multiplexação por divisão em comprimento de onda
WSS	<i>Wavelength-Selective Switch</i>	Comutador seletor de comprimento de onda

Lista de Figuras

1.1	Conceito de grade de tamanho fixo (WDM) e grade de tamanho flexível (EONs). Adaptado de Gerstel <i>et. al.</i> [1]	3
1.2	Ilustração da restrição de continuidade de comprimento de onda em redes ópticas WDM (a), e a restrição de continuidade e contiguidade dos <i>slots</i> de frequência em EONs (b).	4
1.3	Mecanismos de sobrevivência.	5
1.4	Organograma das contribuições obtidas nesta tese.	6
2.1	Princípio de funcionamento da tecnologia WDM.	9
2.2	Exemplo de uma arquitetura EON.	13
2.3	Funcionalidades: (a) BVT e (b) SBVT.	14
2.4	Arquitetura do SBVT.	15
2.5	Exemplo de arquitetura de um BV-WXC.	16
2.6	Arquitetura do enlace e os dispositivos ópticos assumidos no SIMTON.	20
2.7	Topologia de rede 1 utilizada nas simulações nesta Tese. Versão adaptada da topologia Pacific Bell [2].	23
2.8	Topologia de rede 2 utilizada nas simulações nesta Tese. Versão adaptada da topologia NSFNet [3].	23
2.9	Topologia de rede 3 utilizada nas simulações nesta Tese. Todos os enlaces têm 100 km.	23
2.10	Topologia de rede 4 utilizada nas simulações nesta Tese. Versão adaptada da topologia Finlândia [3].	24
3.1	Exemplo de roteamento fixo usando a variável de menor distância física entre os nós 0 e 2.	27
3.2	Exemplo de roteamento fixo alternativo, rota primária (linha sólida) e a rota alternativa (linha tracejada).	28
3.3	Execução do algoritmo de Yen para encontrar as duas rotas de menor caminho entre os nós 1 e 4: (a) Etapa 1, (b) Etapa 2 e (c) Etapa 3.	31

3.4	Execução do algoritmo de Yen para encontrar as duas rotas de menor caminho entre os nós 1 e 4: (a) Etapa 4, (b) Etapa 5 e (c) Etapa 6.	32
3.5	Fluxograma dos algoritmos de RWA empregados no SIMTON para redes ópticas WDM.	39
3.6	Traço de Convergência do PSO para os algoritmos $NrPSR(CL)$, $NrPSR(MaxK)$, PSR , $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ e $NrPSR(OSNR-MAX)$ na (a) Topologia 1 e (b) Topologia 4.	42
3.7	Comparação da probabilidade de bloqueio em função da carga da rede para os diferentes algoritmos de roteamento usando as topologias: (a) Topologia 1 e (b) Topologia 4.	43
3.8	Representação de <i>box</i> e <i>whisker</i> da análise estatística do desempenho dos algoritmos: LRW , $OSNR-R$, PSR , $NrPSR(MaxK)$, $NrPSR(CL)$, $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ e $NrPSR(OSNR-MAX)$, obtido para um conjunto de 30 matrizes de tráfego diferentes e independentes usando as topologias: (a) Topologia 1 e (b) Topologia 4.	45
3.9	Exemplo de avaliação da disponibilidade em um enlace.	48
3.10	Fluxograma dos algoritmos de RSA empregados no SIMTON para EONs.	49
3.11	Traço de convergência do PSO do algoritmo $NrPSR-Elastic$ usando a política <i>Minimum Hop</i> nos:(a) Cenário A e (b) Cenário B.	51
3.12	Comparação da probabilidade de bloqueio em função da carga da rede dos algoritmos $NrPSR-Elastic$, SP , MH , Yen e $CASP$ nos cenários:(a) Cenário A e (b) Cenário B.	52
3.13	Fluxograma dos algoritmos de RMLSA empregados no SIMTON para EONs.	55
3.14	Probabilidade de bloqueio média e sua margem de erro para um intervalo de confiança de 95% em função da carga da rede dos algoritmos $SCSP(d,s)$, $SCSP(s)$, MH , SP e $CASP$ nas topologias:(a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 4.	57
3.15	Vazão média e sua margem de erro para um intervalo de confiança de 95% em função da carga da rede dos algoritmos $SCSP(d,s)$, $SCSP(s)$, MH , SP e $CASP$ nas topologias:(a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 4.	58
4.1	Execução do algoritmo de <i>Dijkstra</i> de dois passos para encontrar um par de rotas disjuntas de menor caminho entre os nós 1 e 8: (a) Etapa 1, (b) Etapa 2 e (c) Etapa 3.	63
4.2	Execução do algoritmo de <i>Suurballe</i> para encontrar um par de rotas disjuntas de menor caminho entre os nós 1 e 8: (a) Etapa 1 e (b) Etapa 2.	65
4.3	Execução do algoritmo de <i>Suurballe</i> para encontrar um par de rotas disjuntas de menor caminho entre os nós 1 e 8: (a) Etapa 3 e (b) Etapa 4.	66

4.4	Exemplo de estado da rede e avaliação do custo de um enlace no <i>PSR-DP</i>	70
4.5	Fluxograma dos algoritmos de proteção de caminho dedicado empregados no SIMTON para redes ópticas WDM.	73
4.6	Representação em <i>Box</i> e <i>Whiskers</i> da análise estatística dos algoritmos propostos em função do número de iterações, obtidos para um conjunto de 30 execuções diferentes na Topologia 2 para o treinamento:(a) <i>PSR-DP(x)</i> , (b) <i>PSR-DP(y)</i> , (c) <i>PSR-DP(x,y)</i> e (d) <i>PSR-DP(x,z)</i>	76
4.7	Traço de convergência do valor médio de 30 execuções diferentes e sua margem de erro para um intervalo de confiança de 95% dos algoritmos <i>PSR-DP(x)</i> , <i>PSR-DP(y)</i> , <i>PSR-DP(x,y)</i> e <i>PSR-DP(x,z)</i> nas topologias de rede consideradas:(a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 3.	77
4.8	Representação de <i>box</i> e <i>whiskers</i> da análise estatística dos algoritmos considerados, obtidos para um conjunto de 30 execuções diferentes na Topologia 2:(a) <i>Suurballe(x)</i> , (b) <i>Suurballe(y)</i> , (c) <i>PSR-DP(x)</i> , (d) <i>PSR-DP(y)</i> , (e) <i>PSR-DP(x,y)</i> e (f) <i>PSR-DP(x,z)</i>	79
4.9	Comparação da probabilidade de bloqueio em função da carga da rede do valor médio de 30 execuções diferentes e sua margem de erro para um intervalo de confiança de 95% dos algoritmos <i>Suurballe(x)</i> , <i>Suurballe(y)</i> , <i>PSR-DP(x)</i> , <i>PSR-DP(y)</i> , <i>PSR-DP(x,y)</i> e <i>PSR-DP(x,z)</i> nas topologias de rede consideradas:(a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 3.	80
4.10	Fluxograma dos algoritmos de proteção de caminho dedicado empregados no SIMTON para EONs.	83
4.11	Comparação da probabilidade de bloqueio de rede em função da carga da rede do valor médio de 30 execuções diferentes e sua margem de erro no intervalo de confiança de 95% dos algoritmos <i>SCDP(x)</i> , <i>SCDP(y)</i> , <i>SCDP(x,y)</i> , <i>Suurballe(x)</i> e <i>Suurballe(y)</i> nas topologias de rede: (a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 3.	87
4.12	Comparação da vazão da rede em função da carga da rede do valor médio de 30 execuções diferentes e sua margem de erro no intervalo de confiança de 95% dos algoritmos <i>SCDP(x)</i> , <i>SCDP(y)</i> , <i>SCDP(x,y)</i> , <i>Suurballe(x)</i> e <i>Suurballe(y)</i> nas topologias de rede: (a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 3.	88
4.13	Representação de <i>box</i> e <i>whiskers</i> da análise estatística do tamanho médio das rotas de trabalho e proteção de 30 execuções diferentes dos algoritmos <i>SCDP(x)</i> , <i>SCDP(y)</i> , <i>SCDP(x,y)</i> , <i>Suurballe(x)</i> e <i>Suurballe(y)</i> nas topologias de rede: (a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 3.	89
A.1	Topologia de comunicação das partículas do PSO.	96
A.2	Principais etapas do processo de otimização do algoritmo PSO.	97

Lista de Tabelas

2.1	Características de cada topologia de rede considerada nesta Tese.	24
3.1	Parâmetros de simulação usados nos algoritmos de RWA em redes ópticas WDM.	40
3.2	Parâmetros de simulação usados no PSO.	41
3.3	Resultados do Teste de Wilcoxon da análise de distribuição de carga dos algoritmos: <i>PSR</i> , <i>*(MaxK)</i> , <i>*(CL)</i> , <i>*(OSNR-JE)</i> , <i>*(OSNR-MAX)</i> , <i>OSNR-R</i> e <i>LRW</i> na topologia 1. Em que <i>*(P)</i> representa o algoritmo <i>NrPSR</i> e <i>P</i> a política de seleção de rotas.	46
3.4	Resultados do Teste de Wilcoxon da análise de distribuição de carga dos algoritmos: <i>NrPSR(OSNR-Just Enough)</i> , <i>NrPSR(CL)</i> e <i>NrPSR(MaxK)</i> na topologia 4.	46
3.5	Tempo de treinamento do algoritmo <i>NrPSR-Elastic</i>	50
3.6	Coefficientes usados na função custo do <i>NrPSR-Elastic</i> para o cenário A.	51
3.7	Número de <i>slots</i> para cada combinação de formato de modulação e taxa de transmissão usado nos algoritmos de RMLSA em EONs.	55
3.8	<i>OSNR_{th}</i> (em dB) para cada combinação de formato de modulação e taxa de transmissão usado nos algoritmos de RMLSA em EONs.	56
3.9	Parâmetros da simulação usados nos algoritmos de RMLSA em EONs.	56
4.1	Parâmetros de simulação usados para avaliação dos algoritmos de DPP em redes ópticas WDM.	74
4.2	Complexidade computacional dos algoritmos de DPP em redes ópticas WDM.	74
4.3	Exemplo de coeficientes usados na função custo dos algoritmos <i>PSR-DP(x)</i> , <i>PSR-DP(y)</i> , <i>PSR-DP(x,y)</i> e <i>PSR-DP(x,z)</i> na Topologia 2.	78
4.4	Número de <i>slots</i> de frequência para cada combinação de formato de modulação e taxa de transmissão usado nos algoritmos de DPP em EONs.	84
4.5	<i>OSNR_{th}</i> para cada combinação de formato de modulação e taxa de transmissão usado nos algoritmos de DPP em EONs.	84
4.6	Parâmetros de simulação dos algoritmos de DPP em EONs.	84

Capítulo 1

Introdução

Nos últimos anos, a demanda por serviços de telecomunicações vem crescendo devido ao aumento do número de usuários e aplicações na *Internet*, como vídeo conferência, televisão de alta definição, transferência de arquivos, redes sociais e serviços de *streaming*. As redes ópticas têm sido consideradas uma solução adequada para suprir essa demanda por serviços de telecomunicações, provendo altas taxas de transmissão e baixo custo [4, 5].

Redes ópticas utilizam a fibra óptica como meio de transmissão, que por sua vez pode oferecer maior capacidade de transmissão quando comparada com outras tecnologias. Uma rede óptica pode prover uma estrutura capaz de dar suporte a serviços com baixa taxa de erro, baixa atenuação, baixo atraso, dentre outros. Na primeira geração das redes ópticas, a fibra óptica era usada pelas companhias de telecomunicações para comunicação ponto-a-ponto. A principal função da fibra óptica era prover alta capacidade de transmissão e substituir os tradicionais cabos metálicos nas redes de transporte. Todas as funções de processamento, regeneração, comutação e roteamento eram realizadas no domínio elétrico [6, 7].

Na segunda geração das redes ópticas, também chamadas de redes ópticas roteadas pela multiplexação por divisão de comprimento de onda (WDM, *Wavelength Division Multiplexing*), buscou o aumento da capacidade de transmissão da fibra óptica utilizada, passou-se a ter redes com capacidade de manipulação dos canais baseada na multiplexação por divisão em comprimento de onda. Em seguida, foram incorporadas algumas funções de comutação e roteamento no domínio óptico, que antes eram realizadas eletronicamente. Conseqüentemente, o custo com equipamentos elétricos foi reduzido na camada física, em termos de número de regeneradores e custos de processamento do sinal. Estas redes têm sido empregadas nas redes de transporte, nas quais cada canal WDM alcança individualmente taxas de transmissão de 10, 40 ou 100 Gb/s [7, 8].

As redes ópticas WDM podem ser classificadas em três tipos: opacas, translúcidas e transparentes. Nas redes opacas, o sinal é regenerado em todos os nós intermediários do caminho óptico (*lightpath*) entre os nós de origem e destino. Para que haja a regeneração,

é preciso converter o sinal óptico em um sinal elétrico, tratar o sinal no domínio elétrico e, depois de regenerado, convertê-lo de volta para o domínio óptico (O-E-O, *Optical-Electronic-Optical*). Uma das desvantagens destas redes é o alto custo de implementação, uma vez que, para se realizar a conversão O-E-O, é necessário o uso de circuitos eletrônicos de controle e *transponders* [9]. Em contrapartida, a regeneração do sinal nos nós intermediários permite que a degradação do sinal não se acumule ao longo do caminho. Desta maneira, o sinal pode perfazer percursos mais longos mantendo uma qualidade de transmissão (QoT, *Quality of Transmission*) aceitável. Nas redes transparentes, o sinal é transportado totalmente no domínio óptico do transmissor ao receptor ao longo da rede sem qualquer conversão O-E-O. Além disso, as redes transparentes são mais flexíveis, por serem totalmente independentes das taxas de transmissão, do formato de modulação e do protocolo usado no gerenciamento e controle. Já nas redes translúcidas, pode ocorrer regeneração em alguns nós intermediários.

Além disso, as redes ópticas transparentes possuem duas limitações, que são: (1) Continuidade de comprimentos de onda, em que para atender uma determinada requisição de conexão, o mesmo comprimento de onda precisa estar disponível em todos os enlaces do percurso; e (2) Não há conversão de comprimentos de onda, na qual os nós intermediários não têm a funcionalidade de converter o sinal que está sendo transmitido em um comprimento de onda para outro [9].

Nas redes ópticas WDM, o tráfego é usualmente classificado em três tipos: estático, incremental e dinâmico. No tráfego estático, são conhecidas as requisições de conexão *a priori*, e o objetivo principal é minimizar o número de comprimentos de onda necessários para estabelecer este conjunto predefinido ou atender o maior número de requisições de conexão para uma dada capacidade de rede. No cenário com tráfego incremental, as requisições de conexão chegam sequencialmente, um caminho óptico é estabelecido para cada requisição de conexão, e o caminho óptico permanece na rede indefinidamente. Para o caso de tráfego dinâmico, um caminho óptico é configurado para cada requisição de conexão que chega na rede, e este caminho óptico permanece durante uma quantidade finita de tempo. No tráfego incremental e dinâmico, o objetivo é o de minimizar o bloqueio de requisições de conexão que chega na rede [10].

Nas redes ópticas WDM, o processo de roteamento e alocação de comprimentos de onda (RWA, *Routing and Wavelength Assignment*) é um fator crítico por influenciar como os recursos são eficientemente usados na rede. Este processo de RWA consiste em encontrar uma rota e um comprimento de onda para cada requisição de conexão [11, 12].

As redes ópticas WDM oferecem a vantagem de poder provisionar altas taxas de transmissão. Entretanto, estas redes apresentam a desvantagem de utilizar a mesma banda espectral por canal WDM, independente da intensidade do tráfego e formato de modulação usado. Assim, em cenários com serviços heterogêneos, ocorrerá uma utilização ineficiente de espectro [8]. Recentemente, tem aumentado o interesse na investigação de arquiteturas de redes ópticas

sem o conceito de grade fixa introduzido pelo WDM. As redes ópticas elásticas (EONs, *Elastic Optical Networks*) foram propostas como uma candidata promissora para transmissão de altas taxas adaptativas em redes ópticas de transporte. *Transponders* com largura de banda variável, comutadores seletivos em comprimento de onda (WSSs, *Wavelength-Selective Switches*) com largura de banda variável e tecnologia de modulação/multiplexação eficiente, como a modulação por divisão de frequência ortogonal (OFDM, *Orthogonal Frequency-Division Multiplexing*), podem permitir a flexibilidade desejável no domínio óptico para esse novo tipo de arquitetura de rede. A adaptabilidade proposta permite maximizar a utilização dos recursos espectrais pelo uso de uma unidade espectral mais fina, chamada *slot* de frequência, e com nós de comutação capazes de provisionar caminhos ópticos (*lightpaths*) com múltiplos *slots* [5, 13].

A Figura 1.1 mostra um exemplo das diferenças entre canais de transmissão usando as arquiteturas WDM (grade de tamanho fixo) e EONs (grade de tamanho flexível). Os canais com grade fixa (topo), presentes nas redes ópticas WDM, operam em intervalos de frequência de 50 GHz, que podem acomodar requisições de conexão com taxas de transmissão até 100 Gb/s. Pode-se observar que ocorre desperdício de recurso espectral quando esses canais acomodam taxas menores, como por exemplo 10 ou 40 Gb/s. Por outro lado, os canais com grades flexíveis (abaixo), presentes nas EONs, oferecem uma alocação de espectro conforme demanda de tráfego.

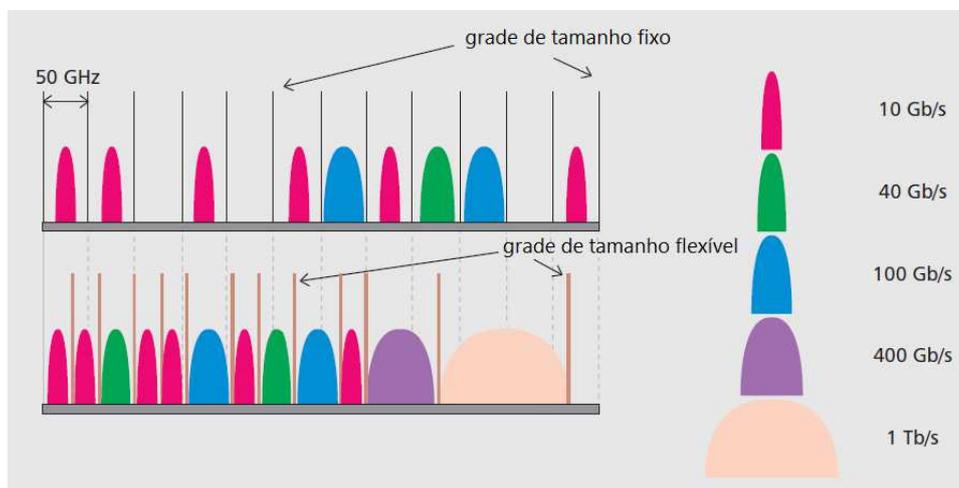
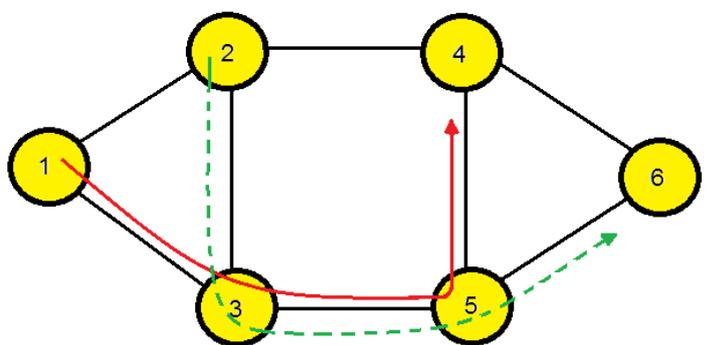


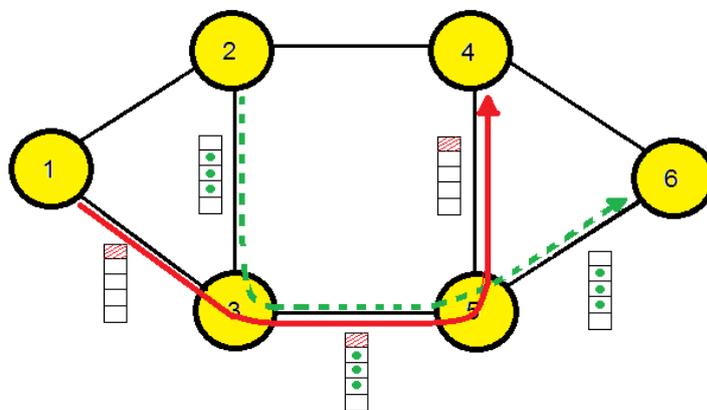
Figura 1.1: Conceito de grade de tamanho fixo (WDM) e grade de tamanho flexível (EONs). Adaptado de Gerstel *et. al.* [1]

Um dos principais desafios no gerenciamento de espectro em EONs é a restrição de contiguidade e continuidade dos *slots*. Esta restrição define que os *slots* de frequência devem ser alocados de modo contíguo e os mesmos *slots* de frequência devem ser selecionados em cada enlace da rota destinada a atender à requisição de conexão. Esta limitação é análoga à limitação de continuidade de comprimento de onda nas redes ópticas WDM, mas com o agravante

de existirem requisições com possíveis diferentes larguras de banda. Assim, este problema para redes ópticas elásticas corresponde a uma generalização do problema para redes ópticas WDM. A Figura 1.2(a) ilustra a restrição de continuidade de comprimento de onda em redes ópticas WDM para dois caminhos ópticos (linha sólida, e linha tracejada), cada caminho óptico ocupa o mesmo comprimento de onda em cada enlace do percurso. A Figura 1.2(b) ilustra a restrição de continuidade e contiguidade de *slots* de frequência para dois caminhos ópticos (linha sólida, e linha tracejada) em uma arquitetura EON, cada caminho óptico ocupa os mesmos *slots* de frequência contíguos em todos os enlaces da rota.



(a)



(b)

Figura 1.2: Ilustração da restrição de continuidade de comprimento de onda em redes ópticas WDM (a), e a restrição de continuidade e contiguidade dos *slots* de frequência em EONs (b).

Análogo ao processo de RWA nas redes ópticas WDM, o desenvolvimento de algoritmos de roteamento e alocação de espectro (RSA, *Routing and Spectrum Assignment*) eficientes é um desafio importante para as redes ópticas elásticas, já que esses algoritmos têm uma influência direta na ocupação dos *slots* ao longo dos enlaces da rede e, assim, têm alto impacto no desempenho da rede. O processo de RSA consiste em encontrar um número necessário

de *slots* de frequência contíguos e contínuos em uma rota entre os nós origem-destino para cada requisição de conexão [14]. Se for possível escolher um dentre diferentes formatos de modulação para cada requisição de conexão, então o processo de RSA é referido como roteamento e alocação de formato de modulação e espectro (RMLSA, *Routing, Modulation level and Spectrum Assignment*) [15].

Outro desafio importante tanto para as redes ópticas WDM, quanto para as EONs, o de prover mecanismos de sobrevivência contra falhas, pois uma simples falha em qualquer elemento da rede, como uma fibra óptica ou comutador, pode causar uma perda massiva de informação, bem como a interrupção de comunicação entre usuários, implicando a perda de receita aos clientes e/ou prejuízo às empresas prestadoras de serviços de telecomunicações, em consequência das multas contratuais [8, 16, 17]. Os mecanismos de sobrevivência podem ser classificados em esquemas de proteção e esquemas de restauração, como mostra a Figura 1.3. Os esquemas de proteção são baseados na reserva de recursos, e sua principal vantagem é a rápida recuperação das conexões protegidas. Os esquemas de proteção podem ser divididos em proteção de caminho compartilhado (SPP, *Shared Path Protection*) e proteção de caminho dedicado (DPP, *Dedicated Path Protection*). Na DPP, quando uma requisição de conexão é solicitada, um caminho óptico de trabalho (*working lightpath*) e um caminho óptico de proteção (*backup lightpath*), ambos com enlaces disjuntos, são configurados para atender a requisição. Na SPP, o caminho óptico de proteção pode compartilhar algum ou todos os recursos físicos com outros caminhos ópticos de proteção [16].



Figura 1.3: Mecanismos de sobrevivência.

Esquemas de restauração são baseados na descoberta dinâmica de recursos após a ocorrência da falha. Quando uma conexão é interrompida, o algoritmo de restauração tenta encontrar um novo caminho óptico para restabelecer a conexão. A restauração é mais eficiente em termos de utilização dos recursos de rede, embora esse esquema não possa garantir um caminho óptico disponível para estabelecer as conexões afetadas. Existem três estratégias para realizar a restauração na rede [17]: restauração de caminho, restauração de sub-caminho e restauração de enlace. Na restauração de caminho, o algoritmo tenta encontrar um novo caminho óptico entre o nó fonte e nó destino. Na restauração de enlace, o algoritmo tenta encontrar um novo

caminho óptico entre os nós adjacentes à falha. Finalmente, na restauração de sub-caminho, o algoritmo tenta encontrar um novo caminho óptico entre o nó que antecede a falha e o nó destino da conexão [17, 18].

A pesquisa desenvolvida nesta tese visa contribuir com a área de roteamento e DPP em redes ópticas, abordando as redes ópticas WDM e EONs. O objetivo desta tese é desenvolver novos algoritmos e variáveis da função custo desses algoritmos para tratar o problema de roteamento, e estender essas soluções para tratar problema de proteção de caminho dedicado. As arquiteturas consideradas nas análises desta tese são transparentes (não possuem capacidade de conversão O-E-O ou regeneração do sinal), e adotam um modelo de tráfego dinâmico. A abordagem transparente nas redes ópticas WDM e EONs apresenta baixo custo, mas as limitações impostas pela camada física são mais severas. Novas variáveis para avaliar os enlaces da rede, e algoritmos para resolver os problemas de roteamento e DPP são propostos, como mostrado na Figura 1.4. Alguns dos algoritmos propostos utilizam técnicas de otimização bio-inspiradas para encontrar soluções que otimizem o uso dos recursos da rede e apresentem QoT aceitável. Para averiguar a eficiência das propostas, também são realizadas comparações com outros algoritmos conhecidos da literatura.

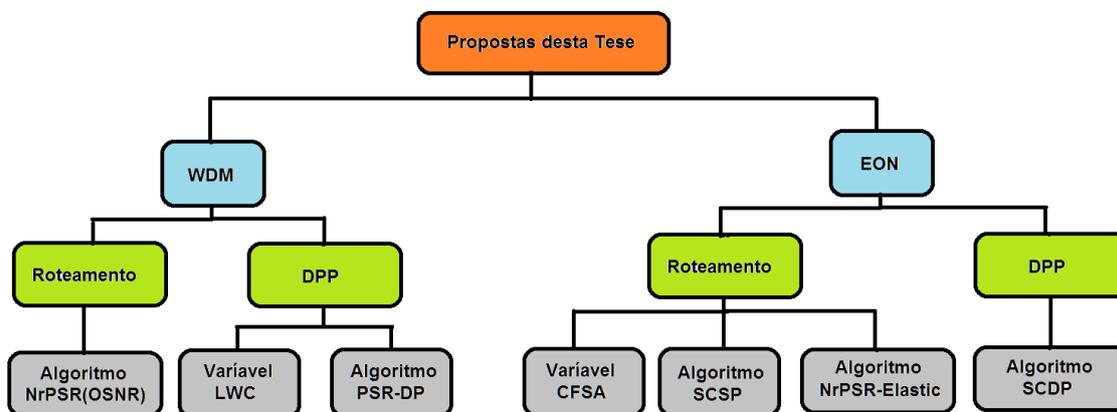


Figura 1.4: Organograma das contribuições obtidas nesta tese.

1.1 Organização da tese

Esta tese está estruturada em cinco capítulos.

No Capítulo 2, são discutidos os principais pontos sobre as arquiteturas de redes abordadas, a saber, dispositivos utilizados, métricas de qualidade de sinal e da rede, o simulador de redes ópticas e o modelo de camada física utilizado.

No Capítulo 3, são apresentados os fundamentos teóricos relacionados aos algoritmos de roteamento, as principais variáveis da função custo e os algoritmos de roteamento conhecidos

na literatura. Em seguida, são apresentadas as propostas da tese para roteamento relacionadas com as redes ópticas WDM e EONs.

O Capítulo 4 apresenta detalhes sobre sobrevivência em redes ópticas e as propostas desta tese que são relacionadas à área de proteção de caminho dedicado em redes ópticas WDM e EONs.

O Capítulo 5 apresenta as conclusões e propostas de trabalhos futuros relativos a esta Tese.

Capítulo 2

Redes Ópticas

As redes ópticas são redes de comunicação que podem prover altas taxas de transmissão por canal que utilizam a fibra óptica como meio para transmissão de dados. Atualmente, essas redes compõem as principais redes de comunicação do mundo devido à sua grande área de abrangência, variando de abrangência metropolitana até intercontinental. As redes ópticas WDM têm sido aplicadas nas redes de transporte para prover altas taxas de transmissão [7, 19, 20, 21, 22, 23]. Essas redes utilizam um espaçamento de frequência fixo (grade fixa) para cada canal, independente do tráfego ou formato de modulação usado. Nos últimos anos, tem aumentado o interesse na investigação de arquiteturas de redes ópticas sem o conceito de grade fixa utilizado pelas redes ópticas WDM. As redes ópticas elásticas (EONs) foram propostas como uma candidata promissora para transmissão de altas taxas adaptativas. O foco deste capítulo é discutir os principais componentes da camada óptica utilizados nas redes ópticas WDM, como fibras ópticas, transmissores ópticos, comutadores ópticos (OXC, *Optical Cross-Connect*) e amplificadores ópticos. Além disso, analisar os principais dispositivos da arquitetura das EONs responsáveis pelas características como taxa de dados flexível, alocação espectral, baixa atenuação e distorção do sinal, baixo consumo de energia e baixo custo.

Na Seção 2.1, são apresentados os principais componentes na camada física das redes ópticas WDM. Na Seção 2.2, são abordados os principais componentes usados em EONs, o comutador de comprimento de onda com largura de banda variável e *transponder* com largura de banda variável. Na Seção 2.3, são apresentados alguns indicadores de avaliação da qualidade do sinal transmitido e de medida de desempenho de rede. Na seção 2.4, são apresentados o simulador de redes ópticas e o modelo de camada física utilizados nesta tese. Na Seção 2.5, são apresentadas algumas características topológicas das redes e as topologias de rede consideradas nas simulações desta tese. Por fim, na Seção 2.6, é apresentado o resumo do capítulo.

2.1 Redes ópticas WDM

Como visto na introdução da tese, a tecnologia que possibilitou um grande avanço nas comunicações ópticas e a multiplicação da largura de banda oferecida pela fibra foi a tecnologia WDM (WDM, *Wavelength Division Multiplexing*). WDM é uma técnica de multiplexação de possibilita que várias informações distintas possam trafegar na fibra óptica de forma simultânea, cada uma em um comprimento de onda distinto, conforme mostra a Figura 2.1. Na Figura 2.1, várias canais ópticos ou transmissores ópticos (Tx) com diferentes comprimentos de onda são combinados através de um dispositivo passivo, chamado multiplexador óptico ou simplesmente mux, na qual gera um sinal óptico combinado. Esse sinal é injetado e se propaga no enlace óptico (composto por fibras ópticas e amplificadores ópticos). No final do enlace óptico, os canais ópticos são separados pelo demultiplexador óptico e encaminhados para diferentes receptores (Rx). Para enlaces ópticos que possuem longas distâncias, é necessário que os sinais sejam amplificados. Para isso, utiliza-se um amplificador óptico.

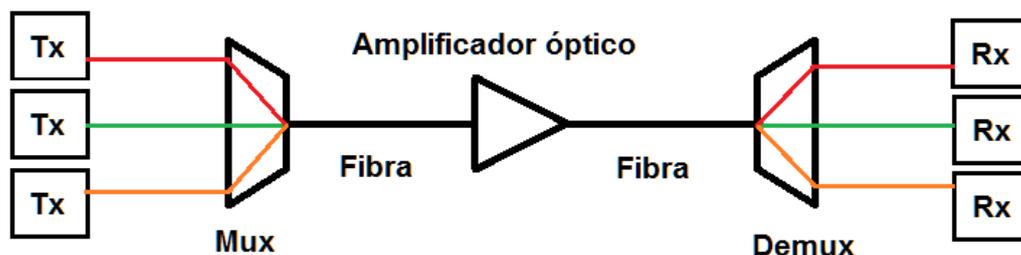


Figura 2.1: Princípio de funcionamento da tecnologia WDM.

Em conjunto com a tecnologia WDM, alguns dispositivos são essenciais para realizar a comunicação em redes ópticas. Esses dispositivos podem ser usados nos nós ou nos enlaces da rede. Alguns dos dispositivos mais comuns empregados nos nós e/ou enlaces da rede são: fibras ópticas, transmissores ópticos, multiplexadores ópticos, amplificadores ópticos e comutadores ópticos. Além disso, quando um sinal óptico atravessa um dispositivo passivo, este pode degradar a QoT do sinal. Nesta Seção, serão examinados os principais dispositivos empregados nas redes ópticas WDM com uma breve descrição de suas funções e como esses dispositivos adicionam ruído ao sinal.

2.1.1 Transmissores ópticos

Os transmissores ópticos têm como papel principal converter o sinal elétrico em sinal óptico que possa ser acoplado a uma fibra óptica. Nos sistemas de comunicações ópticas, os transmissores são dispositivos à base de material semiconductor. As vantagens no uso de dispositivos

de semicondutor são muitas, entre elas: tamanho compacto, alta eficiência, boa confiabilidade e área de emissão compatível com as dimensões do núcleo de fibras ópticas disponíveis comercialmente [7, 24, 25]. Em comunicações ópticas, os LASERs (*Light Amplification by Stimulated Emission of Radiation*) são normalmente empregados como transmissores ópticos. O LASER é uma fonte óptica capaz de emitir luz coerente, monocromática, colimada e de alta potência. O princípio de funcionamento do LASER se baseia em uma cavidade óptica dentro da qual existe um meio ativo que proporciona ganho em uma faixa de comprimentos de onda. Dentro desse meio ativo ocorrem dois processos: a emissão estimulada e a emissão espontânea. Na emissão estimulada um fóton no interior da cavidade, gerado por emissão espontânea, pode gerar outro idêntico a ele, isto é, mesmo comprimento de onda e mesma polarização. Este processo contribui para dar ganho ao sinal óptico e possibilitar a emissão do LASER. No outro processo, conhecido como emissão espontânea, um fóton na cavidade pode gerar um fóton distinto dele, não contribuindo assim para o processo de amplificação. Esta última quantidade aparece no sinal de saída do LASER como ruído. Este é denominado ruído de emissão espontânea da fonte (SSE, *Source Spontaneous Emission*). Para modelagem desse efeito, pode-se usar como parâmetro a relação sinal ruído especificada pelo fabricante do LASER $OSNR_{laser}$. Considerando P_{laser} como a potência óptica do sinal e P_{SSE} a potência de ruído SSE na saída do LASER, esta última pode ser calculada por [7]:

$$OSNR_{laser} = 10 \log_{10} \left(\frac{P_{laser}}{P_{SSE}} \right). \quad (2.1)$$

2.1.2 Fibras ópticas

A fibra óptica tem uma largura de banda disponível muito maior que os meios de comunicação convencionais baseados em fios de cobre ou rádio frequência. Contudo, existem alguns problemas associados ao uso de fibras ópticas que influenciam o funcionamento dos sistemas de comunicações ópticas, o primeiro deles é a atenuação. Em uma fibra de sílica, o menor coeficiente de perda possível está situado na faixa de 1500 nm à 1600 nm. Por esse motivo, esta faixa é utilizada nos sistemas de comunicações ópticas. O coeficiente de atenuação (α) na faixa de 1500 nm à 1600 nm é de 0,2 dB/km. A perda total de uma fibra de comprimento D é dada, em dB, por [26]:

$$L_{fibra} = D\alpha. \quad (2.2)$$

Além de atenuar o sinal óptico transmitido, a fibra o penaliza de diversas outras maneiras. Uma delas, conhecida como dispersão cromática, é um alargamento do pulso óptico devido à diferentes comprimentos de onda atravessam a fibra com diferentes velocidades. Este efeito pode ser compensado usando dispositivos chamados compensadores de dispersão [7, 27]. Entretanto, estes compensadores não eliminam de forma perfeita a dispersão cromática na

fibra, gerando uma dispersão residual que depende do comprimento de onda. Os efeitos de atenuação e dispersão cromática são os mais impactantes nas fibras ópticas empregadas em sistemas de alta capacidade [7]. No entanto, com o uso de amplificadores ópticos e técnicas de compensação de dispersão, esses efeitos podem ser devidamente compensados ou minimizados.

2.1.3 Amplificadores ópticos

No início, os regeneradores ópticos eram os únicos dispositivos que compensavam as degradações devido à atenuação da fibra impostas no sinal. O problema é que a capacidade de transmissão dos sistemas, e conseqüentemente a taxa de transmissão, aumentou e os circuitos eletrônicos responsáveis pela regeneração do sinal se tornaram caros e complexos. Da mesma forma que os regeneradores, os amplificadores ópticos são responsáveis pelo processo de amplificação do sinal no domínio óptico sem a necessidade de nenhuma conversão O-E-O [28].

Os amplificadores podem ser usados como amplificadores de linha com o intuito de compensar a atenuação dos sinais na fibra de transmissão, como pré-amplificadores de receptores ópticos para melhorar a sensibilidade no receptor ou ainda podem ser usados como um booster de potência para aumentar a potência de saída do transmissor óptico. Os tipos de amplificadores mais utilizados são os amplicadores baseados em fibra dopada com érbio (EDFA, *Erbium-Doped Fiber Amplifier*) e os amplificadores que se utilizam do efeito Raman (RFA, *Raman Fiber Amplifiers*) [29].

Apesar de solucionarem o problema da atenuação imposta pela fibra óptica e por outros elementos de rede, os amplificadores ópticos apresentam algumas desvantagens. Eles degradam o sinal óptico de várias formas. Os efeitos mais nocivos de degradação dos sinais ópticos nos EDFA são: o ruído de emissão espontânea amplificada, ou ASE (ASE, *Amplified Spontaneous Emission*), a saturação de ganho e a saturação do ruído ASE. Os três são considerados na modelagem de ruídos utilizada nesta tese. O primeiro deles é devido ao decaimento espontâneo dos íons de Érbio no meio ativo do amplificador num processo semelhante a geração de SSE em um LASER. O processo de emissão espontânea emite fótons de mesma frequência do sinal óptico de interesse (sinal de comunicação) porém, estes são emitidos com direção, polarização e fase aleatórias, ou seja, são adicionados ao sistema como ruído. A quantidade de ruído ASE adicionada pelo amplificador EDFA pode ser medida em termos de potência óptica de ruído ASE (P_{ASE}) que é dada por [29, 30]:

$$P_{ASE} = 2h\nu\Delta\nu n_{sp}(G - 1), \quad (2.3)$$

onde h é a constante de Planck, ν é a frequência do sinal considerado, $\Delta\nu$ é a largura de banda óptica do canal sendo amplificado, n_{sp} o fator de inversão de população do amplificador e G o ganho do mesmo. A potência de ruído ASE também pode ser expressa em termos da figura de ruído do amplificador. Assumindo que na entrada do EDFA existe um ruído balístico e que

o batimento entre o sinal óptico e o ruído ASE representa a principal fonte de ruído, potência óptica de ruído ASE (P_{ASE}) também pode ser dada por [29, 30]:

$$P_{ASE} = \frac{h\nu B_0 G_{Amp} F_{Amp}}{2}, \quad (2.4)$$

onde B_0 é a largura de banda do filtro óptico, G_{Amp} o ganho dinâmico linear e F_{Amp} o fator de ruído do amplificador. Através da Eq. (2.4) é possível calcular a potência de ruído gerada pelo amplificador apenas com os parâmetros fornecidos pelo fabricante (F_{Amp} na Eq. (2.4)), sem se preocupar com outros parâmetros internos do amplificador (n_{sp} na Eq. (2.3)).

2.1.4 Comutadores ópticos

Os comutadores ópticos são elementos de fundamental importância na redes ópticas WDM, uma vez que eles tornam possível o chaveamento de uma sinal no domínio óptico. Isso possibilita o estabelecimento de um circuito óptico, ou *lightpath* (rota e um comprimento de onda específicos), desde um nó origem até um nó destino sem a necessidade de conversões O-E-O para se atender uma requisição de conexão solicitada à rede. O dispositivo usado para fazer o chaveamento em um nó de uma rede óptica é o OXC (*Optical cross connects*). O OXC é um elemento que interliga um conjunto de M fibras de entrada a outro conjunto de M fibras de saída, cada fibra podendo transmitir W comprimentos de onda [7].

2.1.5 Multiplexador ópticos

Para que a utilização da tecnologia WDM seja possível, são necessários componentes que combinem sinais de várias fontes, com comprimentos de onda diferentes, em uma única fibra. Além disso, o processo inverso também deve ser implementado, ou seja, a partir de um sinal combinado, deve separar os vários comprimentos de onda que estão multiplexados na fibra. O dispositivo que implementa a primeira função é o multiplexador e o dispositivo que implementa a segunda função é o demultiplexador [7]. Nas simulações desta tese é considerado que os multiplexadores e demultiplexadores apenas atenuam por um valor fixo o sinal que o atravessa.

2.2 Redes ópticas elásticas

O limite das redes ópticas WDM será atingindo num futuro próximo [31] e os problemas destas redes se tornarão mais significativos à medida que seja requerido suporte a demandas com taxas de transmissão elevadas por canal, como por exemplo 1 Tb/s. Devido a esse cenário, é necessário desenvolver novas arquiteturas capazes de melhorar a eficiência no uso do espectro, denominadas redes ópticas elásticas ou EONs, suprimindo, assim, as demandas de tráfego crescentes. Os principais fatores para o desenvolvimento das EONs são: suporte a

demandas de 400 Gb/s, 1 Tb/s ou taxas de transmissão mais altas, necessidade de largura de banda variável, espaçamento de canal reduzido, e alta eficiência espectral [31, 32].

As tecnologias essenciais para a largura de banda variável em EONs são os *Transponders* com largura de banda variável que apresentam taxa, modulação e alcance de transmissão variável, que se adaptam aos requisitos de tráfego, e os comutadores ópticos com largura de banda variável, que podem multiplexar e comutar bandas espectrais variáveis [?, 33]. O objetivo das EONs é prover transporte espectralmente eficiente às demandas com diferentes taxas de transmissão. A Figura 2.2 mostra a arquitetura EON, na qual é composta principalmente de *Transponders* com largura de banda variável (BVT, *Bandwidth Variable Transponder*) e comutadores de comprimento de onda de banda variável (BV-WXC, *Bandwidth Variable Wavelength Cross-Connect*).

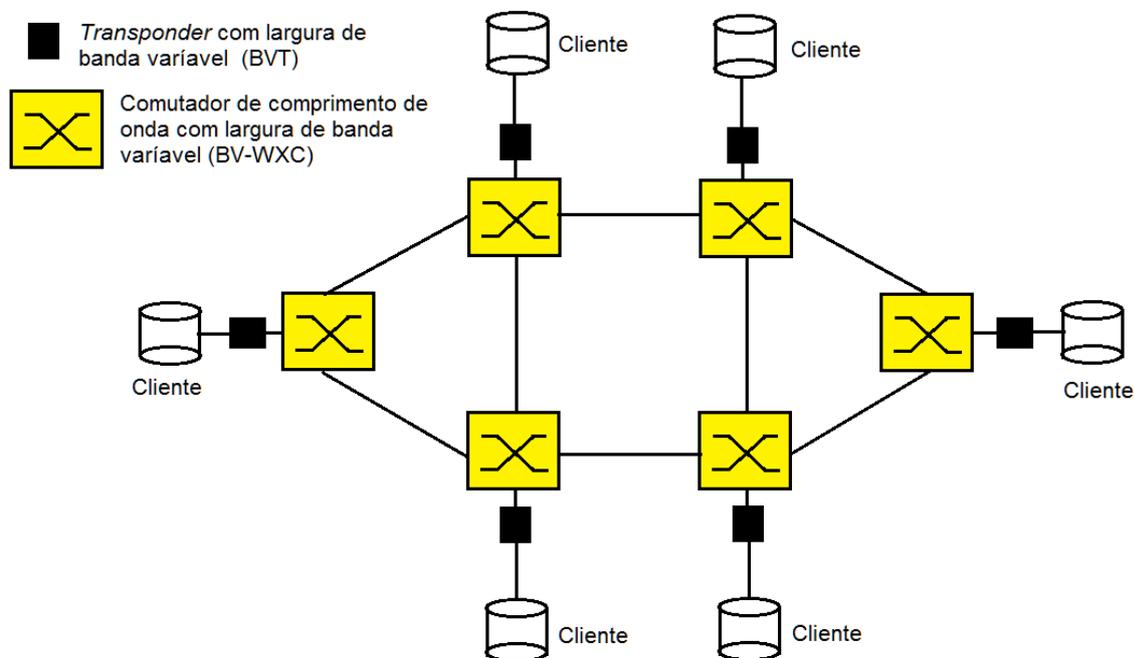


Figura 2.2: Exemplo de uma arquitetura EON.

2.2.1 *Transponders* com largura de banda variável

As soluções de multi-portadoras como CoWDM (*Coherent Wavelength Division Multiplexing*) [34], CO-OFDM (*Coherent Optical Orthogonal Frequency-division Multiplexing*) [35], Nyquist-WDM e OAWG (*Dynamic Optical Arbitrary Waveform Generation*) [36, 37] têm sido propostas como implementações possíveis de *transponders* para EONs. Os *Transponders* com largura de banda variável (BVTs) são utilizados para ajustar a largura de banda conforme a taxa de *bits* de transmissão ou formato de modulação adotados. Os BVTs dão

suporte a demandas com altas taxas de transmissão usando formatos de modulação espectralmente eficientes, por exemplo, a modulação 64-QAM (*Quadrature amplitude modulation*) utilizada para caminhos ópticos de curta distância. Caminhos ópticos de longa distância são estabelecidos usando formatos de modulação mais robustos, mas menos eficientes, como modulações baseadas em QPSK (*Quadrature Phase Shift Keying*) ou BPSK (*Binary Phase Shift Keying*). Portanto, BVTs são capazes de relacionar a eficiência espectral em função do alcance de transmissão [8, 38].

No entanto, quando um BVT de alta taxa de transmissão é operado em uma taxa de transmissão mais baixa do que a sua taxa de transmissão máxima, devido ao alcance ou degradação do caminho óptico, parte da capacidade do BVT é desperdiçada. Para resolver este problema, um *transponder* com largura de banda variável elástica (SBVT, *Sliceable Bandwidth Variable Transponder*) [38, 39, 40, 41, 42, 43, 44] foi apresentado para oferece maior flexibilidade. O SBTV é visto como uma tecnologia promissora para *transponder*. Um SBVT permite alocar sua capacidade em um ou vários fluxos ópticos que são transmitidos a um ou vários destinos. Portanto, quando um SBVT é usado para gerar um caminho óptico de baixa taxa de *bits*, a sua capacidade não utilizada pode ser explorada para a transmissão de outros fluxos de dados independentes. Um SBVT gera múltiplos caminhos ópticos que podem ser flexivelmente associados com a demanda de tráfego que vem a partir das camadas superiores de acordo com a exigências da demanda. Por conseguinte, os caminhos ópticos podem ser agregados ou pode ser cortada em função das necessidades da demanda de tráfego. A Figura 2.3 mostra as funcionalidades do BVT e do SBVT.

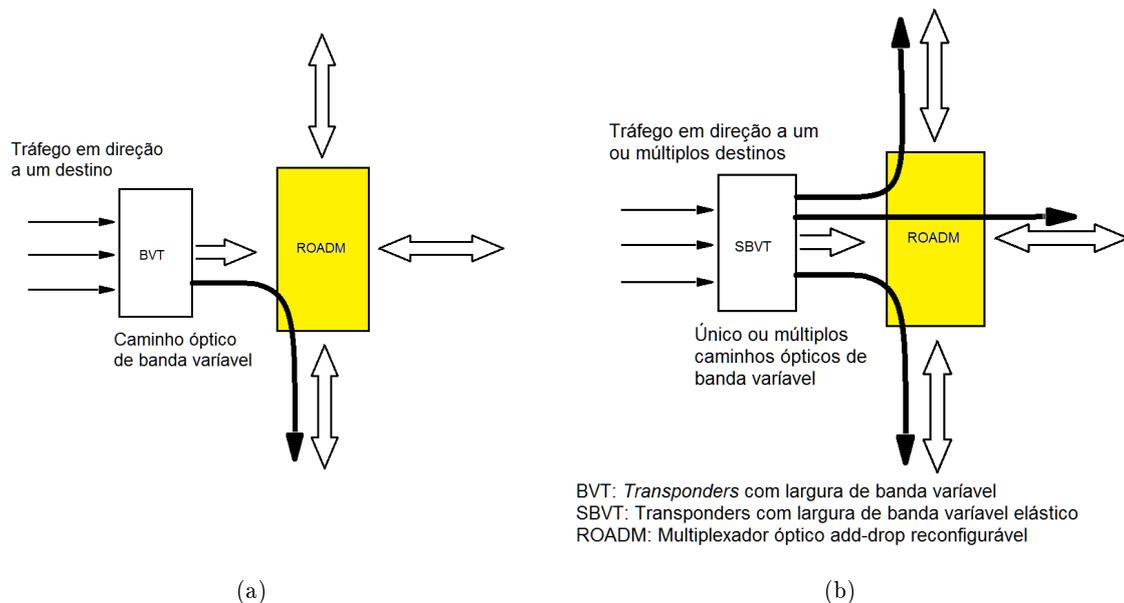


Figura 2.3: Funcionalidades: (a) BVT e (b) SBVT.

A arquitetura SBVT [39, 40] foi introduzida para dar suporte a múltiplas taxas de *bits*, múltiplos formatos de modulação, e às taxas de código adaptativas. A Figura 2.4 apresenta a arquitetura de um SBVT. Essa arquitetura consiste em uma fonte de N subportadoras igualmente espaçadas, um módulo para o processamento eletrônico, um comutador eletrônico, um conjunto de N circuitos integrados fotônicos (PICs, *Photonic Integrated Circuits*), e um multiplexador óptico. Nesta arquitetura, as N subportadoras são geradas por uma única fonte de múltiplos comprimentos de onda. No entanto, cada fonte pode ser substituída por N lasers (*Light Amplification by Stimulated Emission of Radiation*), um laser por subportadora. Cada cliente é processado no domínio da eletrônica (por exemplo, por filtragem) e, em seguida, é encaminhado para a matriz de comutação em um PIC específico. As portadoras geradas são igualmente espaçadas de acordo com os requisitos espectrais e técnica de transmissão adotadas. Subportadoras geradas são selecionados na fonte de múltiplos comprimentos de onda, e eles são encaminhados aos PICs apropriados. Cada PIC é utilizado como um *transponder*, que por sua vez gera diferentes sinais modulados, tais como 16-QAM e QPSK, a fim de suportar múltiplos formatos de modulação. Finalmente, as subportadoras são agregadas pelo multiplexador óptico, a fim de formar um super canal. Em algum momento durante a transmissão, as subportadoras pode ser separadas e encaminhadas para portas de saída específicas de acordo com as necessidades do tráfego. Uma descrição detalhada da produção de PIC para diferentes sinais modulados pode ser encontrada em [40].

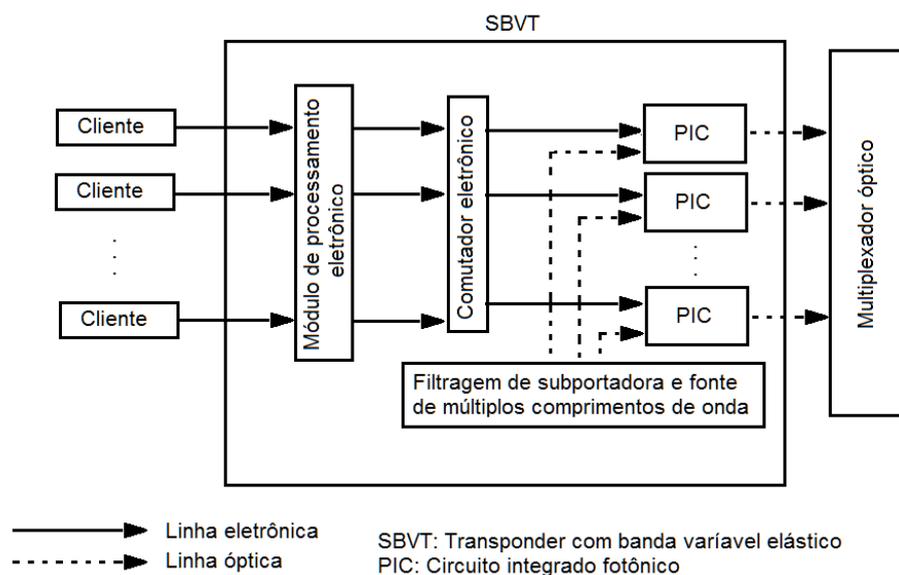


Figura 2.4: Arquitetura do SBVT.

2.2.2 Computadores ópticos com largura de banda variável

Os BV-WXC são responsáveis pelas funções de comutação e roteamento das requisições de conexão pelo nó óptico. O BV-WXC é usado para alocar a largura de banda espectral necessária para cada conexão que atravessa o dispositivo de modo a dar suporte a um caminho óptico com banda variável. Portanto, um BV-WXC precisa configurar a sua janela de comutação de uma forma flexível de acordo com a largura espectral do sinal óptico de entrada [13, 45].

A Figura 2.5 mostra um exemplo de arquitetura de um BV-WXC, em que a largura de banda variável do comutador seletivo de espectro com banda variável (BV-SSS, *Bandwidth variable spectrum selective switch*) na configuração de *broadcast-and-select* é usada para fornecer a funcionalidade de adição e remoção de sinais locais, assim, como de sinais agregados, e funcionalidade de roteamento para sinais que atravessam o comutador. Normalmente, um BV-SSS realiza multiplexação e demultiplexação de comprimento de onda e funções de comutação ópticas usando circuitos ópticos espaciais integrados. A luz de uma fibra de entrada é dividida nas suas componentes espectrais constituintes utilizando um elemento dispersivo. Os espectros constituintes espacialmente separados são focados num arranjo de espelhos unidimensional e redirecionado para a fibra de saída desejada. BV-SSSs baseados em cristal líquido sobre silício (LICOS, *Liquid Crystal on Silicon*) ou sistemas microeletro-mecânicos (MEMs, *Microelectro Mechanical Systems*) podem ser utilizadas para implementar um BV-WXC [46].

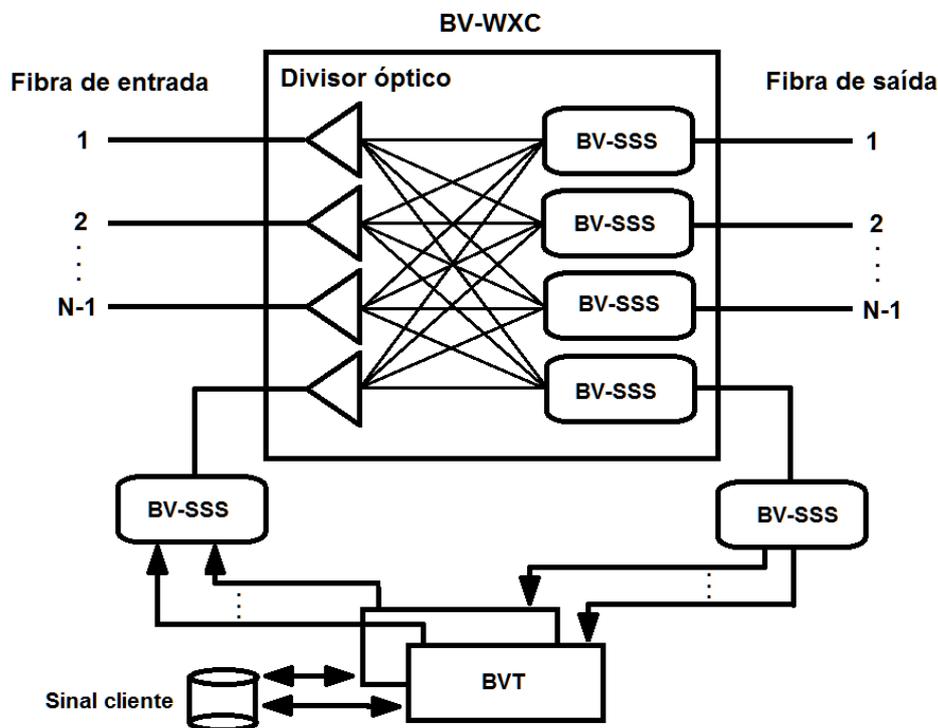


Figura 2.5: Exemplo de arquitetura de um BV-WXC.

2.3 Métricas de avaliação da qualidade do sinal e da rede

A avaliação da degradação do sinal em um enlace óptico pode ser feita por meio de três abordagens. Na abordagem numérica, são utilizados cálculos numéricos de propagação de onda em fibras ópticas e em dispositivos ópticos [47, 19]. Essa abordagem é precisa, porém o custo computacional é elevado. Na abordagem experimental, usam-se medições diretas do sinal em propagação na rede [48, 49]. Essa abordagem também é precisa, mas exige que o enlace já tenha sido implantado. Na abordagem analítica, usam-se expressões que estimam as penalidades da camada óptica [48, 50, 51]. A abordagem analítica possui uma boa relação de compromisso entre precisão e custo computacional. Outra abordagem para avaliar a probabilidade de bloqueio em redes ópticas foi proposto em [52]. Nessa abordagem, uma técnica baseada em redes neurais foi utilizado para prever a probabilidade de bloqueio de redes ópticas com tráfego dinâmico usando métricas topológicas e informações gerais da camada física.

As simulações realizadas nesta tese usam expressões analíticas para estimar a degradação do sinal de um caminho óptico na rede. Nas próximas seções são apresentados os principais indicadores utilizados para quantificar a degradação do sinal óptico.

2.3.1 Relação Sinal Ruído

Como nesta tese trabalha-se com comunicações ópticas, define-se aqui a relação sinal ruído óptico ou OSNR (*OSNR, Optical Signal to Noise Ratio*). A OSNR representa a razão entre a potência do sinal óptico (P_{sinal}) e a potência de ruído óptico ($P_{ruído}$) em um determinado ponto. À medida que o sinal se propaga pelo caminho óptico entre o transmissor e o receptor, diversos dispositivos podem inserir ruído sobre o sinal. A OSNR pode ser calculada, em decibéis (dB), conforme a Eq. (2.5) [7]:

$$OSNR = 10 \log_{10} \left(\frac{P_{sinal}}{P_{ruído}} \right). \quad (2.5)$$

Quanto maior a OSNR, melhor a qualidade do sinal entregue pelo canal de comunicação. A degradação da OSNR é devida principalmente ao acúmulo de ruído de emissão espontânea amplificada (*ASE, amplified spontaneous emission*), *crosstalk* e efeitos não-lineares.

2.3.2 Taxa de erro de bit

A taxa de erro de bit (*BER, Bit Error Rate*) avalia o desempenho da transmissão pelo meio físico. Geralmente, a BER é utilizada para definir QoT. Nos sistemas de comunicações digitais, as informações são codificadas em um conjunto de símbolos, e estes são transmitidos através do canal de comunicação. No caso mais simples, um conjunto de símbolos binário (*bits*): (0 e 1), é esperado que, ao ser transmitido um *bit* 1 no lado do transmissor, o *bit* 1 seja recebido

do lado de receptor. Se o sinal recebido não tiver potência suficiente no momento da detecção, devido às perdas (atenuação), ou se a quantidade de ruído inserido no sinal for elevada, podem ocorrer erros na tomada de decisão. Uma BER de 3×10^{-6} significa 3 *bits* errados em 10^6 *bits* transmitidos.

2.3.3 Fator de Ruído e Figura de Ruído

O fator de ruído (F , *Noise Factor*) é usado para avaliar a degradação da relação sinal ruído devido ao ruído inserido pelos amplificadores e pelos diversos componentes ópticos dispostos ao longo do caminho óptico. O fator de ruído é definido conforme a Eq. (2.6) [53]:

$$F = \left(\frac{OSNR_{entrada}}{OSNR_{saida}} \right), \quad (2.6)$$

em que $OSNR_{entrada}$ é a relação sinal ruído óptica na entrada do dispositivo e $OSNR_{saida}$ é a relação sinal ruído óptica na saída do dispositivo, ambas em escala linear.

A figura de ruído (NF , *Noise Figure*) é o fator de ruído expresso em unidades de decibéis (dB) e é dada pela Eq. (2.7) [53]:

$$NF = 10 \log_{10}(F). \quad (2.7)$$

2.3.4 Métricas de avaliação da rede

As principais métricas de avaliação de desempenho em uma rede óptica são: vazão (*throughput*) [54], atraso médio [55] e a probabilidade de bloqueio (BP, *Blocking Probability*) [56]. A vazão e a probabilidade de bloqueio são indicadores de desempenho que têm sido usados para medir o desempenho das redes ópticas com tráfego dinâmico. Nesta Tese, a probabilidade de bloqueio e a vazão serão adotados como medidas de desempenho de rede.

A probabilidade de bloqueio é obtida pela razão do número de requisições bloqueadas (não atendidas) pelo número total de requisições de conexão. Essa métrica é uma medida de desempenho global da rede. Quanto mais elevado for o valor da probabilidade de bloqueio, menos usuários serão atendidos e, conseqüentemente, pior será o desempenho da mesma. Para estimar a probabilidade de bloqueio, é comum simular um grande número de requisições de conexão à rede óptica e contabilizar a quantidade de requisições bloqueadas. A probabilidade de bloqueio é definida pela Eq. (2.8):

$$Probabilidade\ de\ bloqueio = \frac{R_{bloqueadas}}{R_{total}}, \quad (2.8)$$

em que $R_{bloqueadas}$ é a quantidade de requisições bloqueadas e R_{total} é a quantidade total de requisições de conexão.

As requisições bloqueadas podem ocorrer devido à falta de recursos (indisponibilidade

de comprimentos de onda em redes ópticas WDM ou *slots* de frequência em EONs) ou à insuficiência de QoT de acordo com o indicador apresentado na seção anterior, ou seja, um valor de limiar é estabelecido para cada métrica e este valor é comparado com o valor obtido no receptor. Por exemplo, seja $OSNR_{TH}$ um requisito de OSNR de limiar para avaliação de QoT em um caminho óptico. Se $OSNR_{receptor} < OSNR_{TH}$ no momento da avaliação de uma dentre as várias requisições usadas para estimativa da probabilidade de bloqueio, esta requisição será bloqueada pelo critério de QoT insuficiente devido à baixa OSNR. Outros indicadores podem ser considerados de forma análoga.

A vazão é obtida pela razão da quantidade de informação transmitida pela quantidade total de informação requerida. A vazão é definida pela Eq. (2.9):

$$Vazão = \left(\frac{I_{aceitas}}{I_{total}} \right), \quad (2.9)$$

em que $I_{aceitas}$ é a quantidade de informação transmitida e I_{total} é a quantidade total de informação requerida.

2.4 Simulador e modelo de camada física considerados nesta Tese

Nesta Tese foi utilizada a ferramenta de simulação SIMTON (*Simulator for Transparent Optical Networks*) [57]. O SIMTON é um simulador de redes ópticas implementado na linguagem de programação C++. Ele é constituído de uma interface gráfica e um motor de simulação. O modelo de camada física usado pelo SIMTON é detalhado em [51]. Contudo, outro modelo de camada física disponível na literatura pode ser implementado no SIMTON. Nas próximas seções serão detalhados os aspectos mais importantes do SIMTON.

2.4.1 Modelo de camada física

O SIMTON permite a simulação de redes ópticas. Se um pedido de conexão é feito à rede óptica, o pedido é analisado pelo plano de controle da rede, chamado de módulo de Controle de Admissão de Chamadas (CAC, *Call Admission Control*). Se o pedido for aceito, é estabelecido um caminho físico denominado caminho óptico (*lightpath*). Portanto, consideram-se aqui redes ópticas comutadas por circuito [58]. O SIMTON também assume que os enlaces são bidirecionais. Ou seja, se existe uma ligação física entre dois nós A e B, há uma fibra óptica para o sentido ascendente e outra fibra para o sentido descendente. Um enlace da rede óptica possui uma estrutura predeterminada no SIMTON e essa estrutura é exibida na Figura 2.6. Da esquerda para a direita os dispositivos são: transmissores, comutador óptico, multiplexador, amplificador óptico, fibra óptica, amplificador óptico, demultiplexador, comutador óptico e receptores.

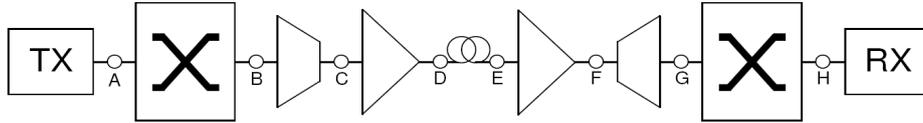


Figura 2.6: Arquitetura do enlace e os dispositivos ópticos assumidos no SIMTON.

A formulação utilizada pelo SIMTON para avaliação das penalidades da camada física é uma adaptação da formulação proposta em [51]. As penalidades que podem ser consideradas no SIMTON são as seguintes: perdas nos multiplexadores, nos demultiplexadores e nos comutadores ópticos; ruído de emissão espontânea da fonte (SSE, *Spontaneous Source Emission*) no transmissor óptico; ruído (ASE) no amplificador EDFA; saturação de ganho no amplificador EDFA; dispersão de modo de polarização (PMD, *Polarization Mode Dispersion*) e *crosstalk* nos comutadores. A descrição da formulação quantitativa das penalidades feitas pelo SIMTON não será detalhada nesta Tese. Uma explicação detalhada sobre as equações usadas pelo SIMTON para o cálculo de cada penalidade pode ser obtida em [59]. Para cada proposta desta tese são selecionadas individualmente as penalidades de camada física a serem consideradas. Os efeitos não-lineares não são considerados nesta tese.

O SIMTON considera que as requisições de conexão chegam à rede de forma dinâmica (DLE, *Dynamic Lightpath Establishment*) [10], seguindo um processo estocástico. Para simular os diversos pedidos requisitados à rede, o SIMTON possui um gerador de chamadas que gera uma quantidade de requisições de conexões previamente configurada. Para cada chamada, dois nós da rede são escolhidos usando uma distribuição de probabilidade uniforme, para simular pares de nós origem e destino que desejam se comunicar.

O processo de chegada das requisições de conexão segue um processo de Poisson: o intervalo de tempo entre as requisições é exponencialmente distribuído com média $1/\mu$ e a duração de cada chamada também segue uma distribuição exponencial, porém com média H . Define-se $1/\mu_{i,j}$ como o intervalo de tempo médio entre requisições com origem no nó i e destino no nó j e $H_{i,j}$ como a duração média das requisições que se originam no nó i e terminam no nó j . A carga $L_{i,j}$ das conexões entre i e j é definida por $L_{i,j} = \mu_{i,j} \cdot H_{i,j}$ [59]. O SIMTON pressupõe um tráfego simétrico, ou seja, $L_{i,j} = L_{j,i}$. A carga total da rede L_{rede} é definida por:

$$L_{rede} = 2 \sum_{i=1}^n \sum_{j=i+1}^n \mu_{i,j} \cdot H_{i,j}, \quad (2.10)$$

na qual n é o número total de nós na rede.

O tipo de tráfego da rede depende dos parâmetros $\mu_{i,j}$ e $H_{i,j}$. Se $\mu_{i,j} = \mu_{j,i}$ e $H_{i,j} = H_{j,i}$, o tráfego é definido como simétrico. Caso contrário, o tráfego é definido como assimétrico.

Apesar de L_{rede} ser adimensional, na literatura é comum se atribuir a unidade erlang à carga da rede. Nesta tese, a ferramenta de simulação SIMTON foi adaptada para avaliar os cenários de roteamento e proteção dedicada em ambas as arquiteturas de redes: redes ópticas WDM e EONs.

2.5 Características da rede e topologias consideradas nesta Tese

Uma rede óptica pode ser representada por um grafo $G=(N,L)$, em que V é o conjunto de nós ou vértices e L é o conjunto de enlaces ou arestas. Para quantificar o número de nós e o número de enlaces da rede, utiliza-se $n=|N|$ e $l=|L|$. Uma forma típica de representar G é por meio da matriz de adjacência. A matriz de adjacência é uma matriz de tamanho $n \times n$, na qual a existência de um enlace entre os nós i e j em uma matriz de adjacência M é representada por $M_{i,j} = 1$, a falta de conectividade entre os nós é representada por $M_{i,j} = 0$. Outra forma de representar G é através da lista de adjacência. Esta lista é similar a matriz de adjacência, porém na lista somente enlaces existentes são representados. Algumas características (ou variáveis de custo) da rede óptica que podem influenciar o desempenho dos algoritmos de roteamento e/ou proteção na obtenção de soluções, são: recursos da rede, diâmetro, grau do nó, grau médio da rede e densidade. Essas características são descritas a seguir.

2.5.1 Recursos da rede

Representa o número de comprimentos de onda (λ) em redes ópticas WDM ou número de *slots* de frequência (S) em EONs.

2.5.2 Diâmetro

O diâmetro da rede é a maior distância geodésica da rede, ou seja, o maior dos menores caminhos entre cada par de nós da rede. Para cada par de nós da rede existe um caminho mínimo (distância física ou número de saltos), necessário para ir de um nó A a um nó B . Calculados todos os caminhos mínimos para todos os par de nós, o maior deles corresponderá ao diâmetro da rede. O diâmetro pode ser usada para calcular o alcance de transparência da rede.

2.5.3 Grau do Nó

O grau de um nó representa o número de enlaces conectados que esse nó tem.

2.5.4 Grau médio da rede

O grau médio (*average degree*) da rede é calculado em função da soma do grau de todos os nós dividido pelo número de nós existentes. Nesta Tese, cada enlace é considerado bidirecional

e, é incidente a dois nós e conta no grau de ambos, o grau médio da rede pode ser calculado pela Eq. (2.11). Tanto o grau do nó, como o grau médio da rede influenciam na quantidade de rotas alternativas que podem ser encontradas para distribuir o tráfego na rede.

$$\text{Average degree} = \frac{2l}{n}, \quad (2.11)$$

em que l é o número de enlaces da rede e n é o número de nós existentes da rede.

2.5.5 Densidade

A densidade de uma rede (d) é definida como a razão entre o número de enlaces que existem na rede e o número máximo de enlaces que poderiam existir.

$$d = \frac{l}{n(n-1)}, \quad (2.12)$$

em que l é o número de enlaces da rede e n é o número de nós existentes da rede.

2.5.6 Topologias de rede

As topologias de rede utilizadas nas simulações nesta tese são apresentadas nas Figuras 2.7, 2.8, 2.9 e 2.10. As características dessas topologias de rede são apresentadas na Tabela 2.1. Na topologia de rede 1 apresentada na Figura 2.7, a maioria dos nós tem uma conectividade menor em relação as demais topologias de rede consideradas nesta tese, tornando um rede mais restrita em relação a quantidade de rotas alternativas disponíveis. Além disso, seus enlaces são maiores em termos de comprimento, fazendo com que a probabilidade de bloqueio devido a falta de QoT na topologia de rede 1 seja predominante. Nas topologias 2 e 4, representadas nas Figuras 2.8 e 2.10, respectivamente. Essas topologias têm uma boa conectividade, na média 3 enlaces por nó da rede, possibilitando uma quantidade maior de rotas alternativas em relação a topologia de rede 1. Na topologia de rede 2, como a maioria dos enlaces são menores que 100 km, o bloqueio por falta de recursos (comprimento de onda ou *slots* de frequência) é predominante. Na topologia de rede 4, alguns enlaces têm comprimentos acima de 100 km, faz com que haja um equilíbrio entre o bloqueio por falta de QoT e por falta de recursos. Por fim, a topologia de rede 3, representada na Figura 2.9, apresenta um rede simétrica e com alta conectividade (4 enlaces por nó da rede), a probabilidade de bloqueio é influenciada tanto pela falta de QoT como pela falta de recursos.

2.6 Resumo do capítulo

Neste capítulo foram abordados primeiramente os principais componentes que constituem a camada física das redes ópticas WDM, em seguida, foi abordado os principais dispositivos

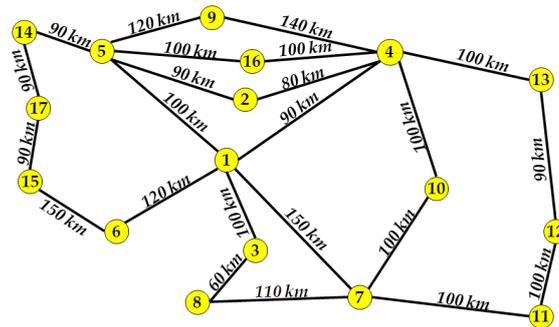


Figura 2.7: Topologia de rede 1 utilizada nas simulações nesta Tese. Versão adaptada da topologia Pacific Bell [2].

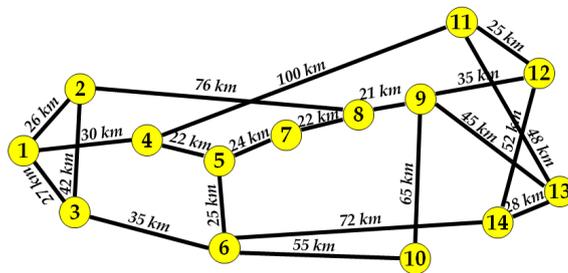


Figura 2.8: Topologia de rede 2 utilizada nas simulações nesta Tese. Versão adaptada da topologia NSFNet [3].

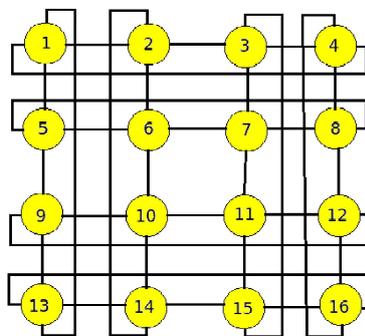


Figura 2.9: Topologia de rede 3 utilizada nas simulações nesta Tese. Todos os enlaces têm 100 km.

responsáveis por possibilitar a largura de banda variável em EONs, são eles: os *transponders* e comutadores ópticos de banda variável. Além disso, uma nova arquitetura de *transponder*, referida como SBVT (*Sliceable Bandwidth Variable Transponder*), e suas vantagens em redes ópticas futuras foram detalhadas. A relação sinal-ruído óptico (OSNR), a taxa de erro de bit (BER) e a figura de ruído (NF) são os principais indicadores utilizados para quantificar a degradação do sinal óptico. Entre as métricas de avaliação da rede, são utilizadas a proba-

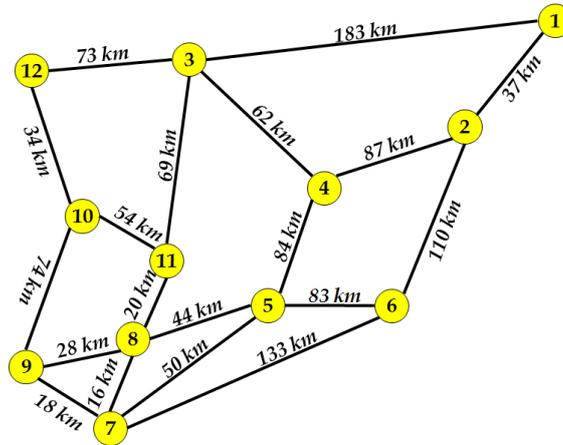


Figura 2.10: Topologia de rede 4 utilizada nas simulações nesta Tese. Versão adaptada da topologia Finlândia [3].

Tabela 2.1: Características de cada topologia de rede considerada nesta Tese.

	n	l	Maior G da rede	Grau Médio	Densidade
Topologia 1	17	23	5	2,7	0,084
Topologia 2	14	21	4	3,0	0,115
Topologia 3	16	32	4	4,0	0,133
Topologia 4	12	19	4	3,1	0,144

bilidade de bloqueio e vazão. A probabilidade de bloqueio é obtida pela razão do número de requisições não atendidas pelo número total de requisições. A vazão é obtida pela razão da quantidade de informação transmitida pela quantidade total de informação requerida.

A ferramenta de simulação de redes ópticas utilizada nesta Tese é detalhada. O SIMTON é um simulador implementado em C++. Ele é constituído de interface e motor de simulação. Algumas características da rede que podem influenciar o desempenho dos algoritmos são abordadas, tais como: grau do nó, grau médio da rede, diâmetro e densidade. Por fim, as topologias de rede utilizadas nas simulações desta Tese são apresentadas. No Capítulo 3 serão discutidos os conceitos e as contribuições em roteamento em redes ópticas WDM e EONs.

Capítulo 3

Roteamento em Redes Ópticas

Um dos aspectos mais importantes para se conseguir bom desempenho em redes ópticas com tráfego dinâmico consiste em definir os caminhos ópticos de forma que estes apresentem qualidade de transmissão (QoT) adequada e que esta decisão vise manter recursos disponíveis para o provisionamento de futuras requisições na rede. Em redes ópticas WDM, a definição do caminho óptico passa pela escolha de uma rota apropriada e alocação de um comprimento de onda ao longo do percurso. Esse processo é chamado de roteamento e alocação de comprimento de onda (RWA, *Routing and Wavelength Assignment*). Em redes ópticas WDM sem capacidade de regeneração ou conversão O-E-O, existe uma importante restrição denominada restrição de continuidade de comprimento de onda (WCC, *Wavelength Continuity Constraint*). Essa restrição impõe que o mesmo comprimento de onda deve ser usado em todos os enlaces ao longo do caminho óptico [10, 12].

Nas EONs, o caminho óptico é definido pela escolha de uma rota adequada e alocação de um número de *slots* de frequência contíguos e contínuos, cujo processo é chamado de roteamento e alocação de espectro (RSA). Um dos principais desafios no gerenciamento de espectro nas EONs é a restrição de contiguidade e continuidade dos *slots*. Esta restrição define que os *slots* de frequência devem ser alocados de modo contíguo e os mesmos *slots* de frequência devem ser selecionados em cada enlace da rota destinada a atender a requisição de conexão. Esta limitação é análoga à limitação de continuidade de comprimento de onda nas redes ópticas WDM, mas com o agravante de existirem requisições com possíveis diferentes larguras de banda [14]. Se for possível escolher um dentre diferentes formatos de modulação para cada requisição de conexão, então o processo de RSA é referido como roteamento e alocação de formato de modulação e espectro (RMLSA, *Routing, Modulation level and Spectrum Assignment*) [15].

Tanto nas redes ópticas WDM, quanto nas EONs, o tráfego pode ser classificado como estático ou dinâmico. No caso estático, todas as requisições são conhecidas *a priori* e o objetivo é minimizar a quantidade de recursos necessários, isto é, o número de comprimentos de onda

ou *slots* de frequência, e o número de fibras entre os nós, maximizando, assim, o percentual de requisições atendidas com sucesso na rede. Para o tráfego dinâmico, as requisições de conexão não são previamente conhecidas e elas surgem de forma aleatória na rede. O objetivo é minimizar a probabilidade de bloqueio de requisições, ao otimizar a utilização dos recursos disponíveis no sistema [9, 10].

Neste capítulo, serão abordadas as contribuições desta tese na área de roteamento em redes ópticas WDM e EONs, ambas considerando tráfego dinâmico. O Capítulo está organizado da seguinte forma. A Seção 3.1 descreve os principais tipos de roteamento existentes na literatura. Na Seção 3.2, são apresentados alguns algoritmos de roteamento já propostos na literatura. A Seção 3.3 apresenta uma nova proposta deste trabalho para RWA em redes ópticas WDM, incluindo descrição detalhada da proposta, o arranjo experimental usado na simulação e os resultados obtidos. A Seção 3.4 apresenta uma variável para avaliar a disponibilidade do espectro em EONs. Um novo algoritmo usando esta variável é proposto para resolver o problema de roteamento em EONs. Por fim, na Seção 3.5, é apresentado um novo algoritmo de roteamento que leva em consideração a continuidade e contiguidade do espectro em EONs. Além da descrição da proposta, a configuração das simulações e os resultados obtidos são apresentados.

3.1 Tipos de roteamento

Em redes ópticas, o roteamento pode ser classificado em roteamento estático ou roteamento dinâmico. No roteamento estático, o processo é mais simples, já que todas as rotas entre os nós origem-destino são pré-determinadas. O cálculo das rotas segue um determinado critério (variável da função custo) e as rotas escolhidas são armazenadas numa tabela de roteamento em todos os nós da rede. Existem diversas variáveis que podem ser utilizadas para o cálculo do custo relativo de cada enlace, como a distância física, o número de amplificadores, o número de regeneradores, entre outros. Dois exemplos bem conhecidos de algoritmos para roteamento estático são: o roteamento fixo, onde sempre é escolhida a mesma rota para um dado par de nós origem-destino; e o roteamento fixo alternativo, na qual a rota para um dado par de nós origem-destino é escolhido a partir de uma lista ordenada de caminhos pré-determinados [60, 61]. No roteamento fixo, sob a requisição de conexão, o sistema de gerenciamento sempre escolhe a mesma rota para um dado par de nós fonte-destino. Um exemplo é o roteamento pelo menor caminho, na qual o critério mais usado para a escolha da rota é a distância física entre o par de nós fonte-destino. A Figura 3.1 mostra um exemplo de roteamento fixo usando a variável de menor distância física, na qual é estabelecida uma rota do nó 0 ao nó 2. Neste caso, a rota deve ser escolhida antes do início da operação. Uma vez definido o critério, o algoritmo de *Dijkstra* ou *Bellman-Ford* [62] pode ser usado para a determinação prévia das rotas.

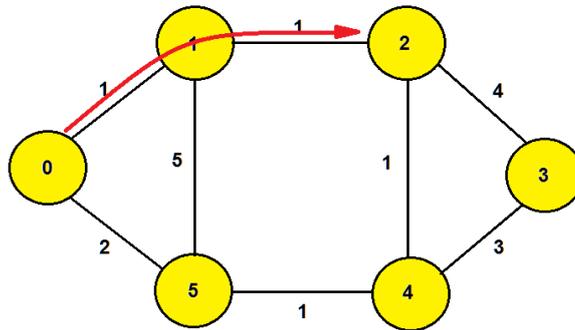


Figura 3.1: Exemplo de roteamento fixo usando a variável de menor distância física entre os nós 0 e 2.

No roteamento fixo alternativo, o algoritmo emprega um esquema similar ao roteamento fixo. A diferença é que no roteamento fixo alternativo calcula-se uma quantidade de rotas pré-determinada para cada par de nós origem-destino. Por exemplo, estas rotas podem incluir a rota mais curta, a segunda rota mais curta, etc. Neste caso, uma das rotas é considerada como a rota principal e as demais são consideradas como rotas alternativas. Quando uma requisição de conexão chega a um determinado nó com um destino pré-determinado, este tenta estabelecer a conexão, usando de forma sequencial cada uma das rotas existentes na tabela de roteamento, até encontrar uma rota disponível na tabela de roteamento. De forma similar ao roteamento fixo, as rotas são definidas previamente, ou seja, antes que a rede entre em operação. Se não houver qualquer rota disponível na tabela de roteamento, a requisição não é atendida, ou seja, bloqueada. Portanto, no roteamento fixo alternativo, é preciso que todos os nós tenham uma tabela de roteamento com a lista ordenada das rotas para todos os outros nós destino. A Figura 3.2 mostra um exemplo de roteamento fixo alternativo que usa a variável de menor distância física, para definir duas rotas, uma primária (linha sólida) e uma alternativa (linha tracejada) entre os nós 0 e 2.

Em caso de falha física, o roteamento fixo não é capaz de determinar imediatamente outra rota entre os nós. Já o roteamento fixo alternativo, por considerar múltiplas rotas, pode ser capaz de corrigir esse problema.

Outra solução para o problema de obter rotas válidas e disponíveis seria utilizar um algoritmo de roteamento dinâmico. No roteamento dinâmico, também conhecido como roteamento adaptativo, as rotas são escolhidas dinamicamente, dependendo do estado atual da rede. O estado da rede depende basicamente das conexões ativas e dos recursos disponíveis [10, 63, 64]. Xavier *et al.* [65, 66] propuseram uma nova abordagem de roteamento, denominada roteamento adaptativo-alternativo. No roteamento adaptativo-alternativo, um conjunto de rotas de menor custo são encontradas para atender a requisição. Cada uma dessas rotas leva em consideração o estado atual da rede.

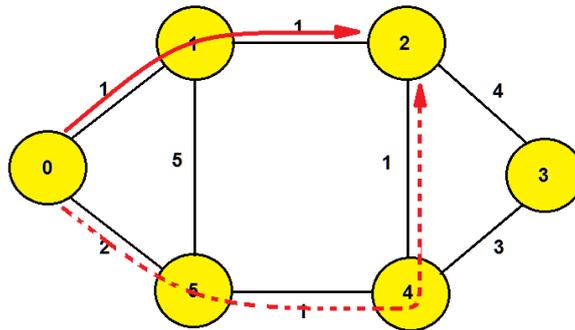


Figura 3.2: Exemplo de roteamento fixo alternativo, rota primária (linha sólida) e a rota alternativa (linha tracejada).

3.2 Algoritmos de roteamento

Nesta seção são apresentados alguns dos algoritmos de roteamento utilizados na literatura e usados nas simulações desta tese, são eles: roteamento por menor caminho (SP, *Shortest Path*) [61], roteamento por menor número de saltos (MH, *Minimum Hop*) [60], o algoritmo de Yen [67], o roteamento por *Least Resistance Weight* (LRW) [60], o roteamento por caminho menos congestionado (*CASP*) [68], o roteamento por série de potência (PSR, *Power Series Routing*) [3], o algoritmo *NrPSR* [66] e o Roteamento por melhor relação sinal-ruído óptico (OSNR-R, *Optical Signal to Noise Ratio Routing*) [51]. Dentre esses algoritmos, aqueles que não utilizam o estado da rede (e.g.: o algoritmo *SP* e o algoritmo *MH*) podem ser utilizados tanto em redes ópticas WDM quanto em EONs sem sofrer alterações.

3.2.1 Roteamento por menor caminho

O algoritmo *SP* [61] usa o algoritmo de *Dijkstra* para encontrar a rota com a menor distância física entre os nós fonte e destino. A função custo ($w_{i,j}$) que avalia cada enlace da rede é definida como:

$$w_{i,j} = \begin{cases} d_{i,j}, & \text{Se existir enlace entre os nós } i \text{ e } j; \\ \infty, & \text{caso contrário,} \end{cases} \quad (3.1)$$

em que $d_{i,j}$ é a distância física entre os nós i e j . Como o custo de cada enlace é fixo, este algoritmo é do tipo roteamento fixo.

3.2.2 Roteamento por menor número de saltos

Como ocorre no algoritmo *SP*, o algoritmo *MH* usa o algoritmo de *Dijkstra* para encontrar a rota com o menor número de enlaces entre os nós fonte e destino. A função custo ($w_{i,j}$) que avalia cada enlace da rede é [60]:

$$w_{i,j} = \begin{cases} 1, & \text{Se existir enlace entre os nós } i \text{ e } j; \\ \infty, & \text{caso contrário.} \end{cases} \quad (3.2)$$

O algoritmo *MH* é do tipo roteamento fixo, já que o custo de cada enlace é fixo e somente uma rota é calculada para cada par de nós.

3.2.3 Algoritmo de Yen

Yen [67] propôs um algoritmo para resolver o problema de encontrar as k -rotas de menor caminho entre os nós fonte e destino numa rede. O custo computacional do algoritmo de Yen cresce linearmente com o aumento do número de rotas que se deseja encontrar. Consequentemente, o algoritmo de Yen é extremamente eficiente quando comparado com outros algoritmos propostos para este mesmo fim, como por exemplo os algoritmos de Pollack [69], Sakarovitch [70], dentre outros.

O Algoritmo 1 mostra o pseudocódigo do algoritmo de Yen. Para cada par fonte–destino numa rede, o algoritmo de Yen inicialmente encontra uma rota de menor custo usando um algoritmo de menor caminho (passo 5) [71]. A partir deste momento, para encontrar a próxima rota (k), o algoritmo faz derivações sucessivas na rota anterior ($k - 1$). Essas derivações ocorrem por meio de uma iteração nos nós que constituem a rota $k - 1$ com exceção do nó destino (passo 9). A cada iteração, o algoritmo seleciona um nó i , a função existeSubCaminho(i , rota, S), verifica se o subcaminho da fonte até o nó atual (i) está contido em alguma rota em S (passo 10). Se existir, ele configura a distância do enlace entre os nós i e $i + 1$ para infinito (passo 12), armazena esse subcaminho na lista *root* (passo 11) e executa o algoritmo de menor caminho a partir do nó i (passo 13). O novo caminho encontrado é armazenado na lista *spur*. Na etapa final, o algoritmo cria um novo caminho pela combinação dos subcaminhos de *root* e *spur*, e armazena na lista T. Em seguida, avalia as rotas na lista T e seleciona a rota que tem menor custo como a segunda rota encontrada (k) pelo algoritmo (passo 18).

As Figuras 3.3 e 3.4 mostram um exemplo da execução do algoritmo de Yen para encontrar as duas rotas de menor caminho entre os nós 1 e 4. Este exemplo usa uma topologia de rede simples constituída de 6 nós, e os valores nos enlaces representam a distância física entre os nós. A lista *S* é inicializada como mostra a Figura 3.3(a).

A etapa inicial do algoritmo é encontrar a primeira rota (linha vermelha e sólida) de menor caminho ($k=1$) entre os nós 1 e 4, como mostra a Figura 3.3(b). Essa rota 1–2–4 é armazenada

Algoritmo 1 *Pseudocódigo do algoritmo de Yen.*

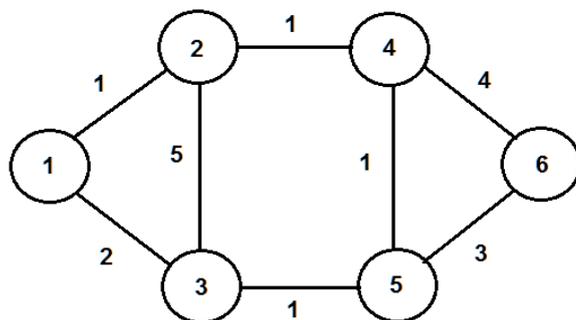
```

1: função ENCONTRARROTASYEN(rede,  $k$ , nó fonte, nó destino)
2:   defina  $S$  como lista de rotas encontradas;
3:   enquanto as  $k$  rotas não são encontradas faça
4:     se  $S$  está vazia então
5:       encontre a rota de menor caminho entre os nós fonte e destino;
6:       armazena a rota encontrada em  $S$ ;
7:     senão
8:       defina as listas temporárias  $root$ ,  $spur$  e  $T$ ;
9:       para todos os  $i$  nós da rota encontrada anteriormente faça
10:        se existeSubCaminho( $i$ , rota,  $S$ ) então
11:          armazene o subcaminho da fonte ao nó  $i$  na lista  $root$ ;
12:          configure a distância entre o nó  $i$  e o nó  $i + 1$  para infinito na rede;
13:          encontre uma nova rota entre o nó  $i$  e o nó destino;
14:          armazene o subcaminho do nó  $i$  ao destino na lista  $spur$ ;
15:        fim se
16:      fim para
17:      combine os subcaminhos das listas  $root$  e  $spur$ , e armazene em  $T$ ;
18:      encontre a rota de menor caminho entre as rotas armazenadas em  $T$ ;
19:      armazene a rota em  $S$ ;
20:      limpe a lista temporária;
21:      restabeleça as distâncias da rede;
22:    fim se
23:  fim enquanto
24:  retorne a lista  $S$ .
25: fim função

```

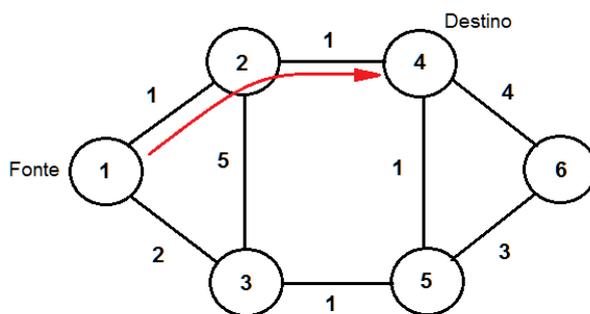
na lista S . Para encontrar a segunda rota de menor caminho ($k=2$), o algoritmo realiza uma iteração em todos os nós que integram a rota encontrada anteriormente ($k-1$), com exceção do nó destino. A Figura 3.3(c) mostra que o nó 1 (marcado com círculo azul e tracejado) como o primeiro nó escolhido na iteração, o algoritmo armazena o nó 1 na lista $root$ e checa se o subcaminho da fonte até o nó da iteração (ou seja, o próprio nó fonte) existe em alguma rota na lista S . Como existe, o custo do enlace entre os nó 1 e 2 é configurado para infinito (∞). Em seguida, o algoritmo encontra novamente uma rota de menor caminho na rede (linha vermelha e sólida). Essa rota encontrada é armazenada na lista $spur$.

Na Figura 3.4(a), o algoritmo de Yen restaura o custo do enlace entre os nós 1 e 2, e escolhe o próximo nó na iteração, nó 2. Logo, o subcaminho constituído entre os nós 1 e 2 é armazenado na lista $root$ e em seguida, o algoritmo analisado se esse subcaminho existe em alguma rota da lista S . Como existe, o algoritmo atribui ao enlace entre os nós 2 e 4 um custo infinito (∞). O algoritmo de Yen, remove temporariamente o subcaminho entre os nós 1 e 2 para evitar *loop* na rede, e calcula uma rota de menor caminho entre os nós 1 e 4, e armazena essa rota na lista $spur$.

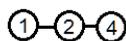


Lista S: vazia.

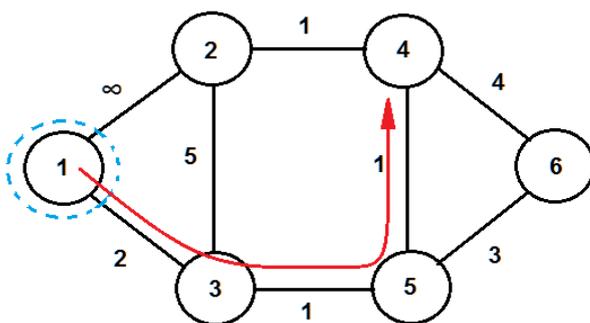
(a)



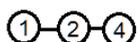
Lista S:



(b)



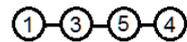
Lista S:



Root:



Spur:



(c)

Figura 3.3: Execução do algoritmo de Yen para encontrar as duas rotas de menor caminho entre os nós 1 e 4: (a) Etapa 1, (b) Etapa 2 e (c) Etapa 3.

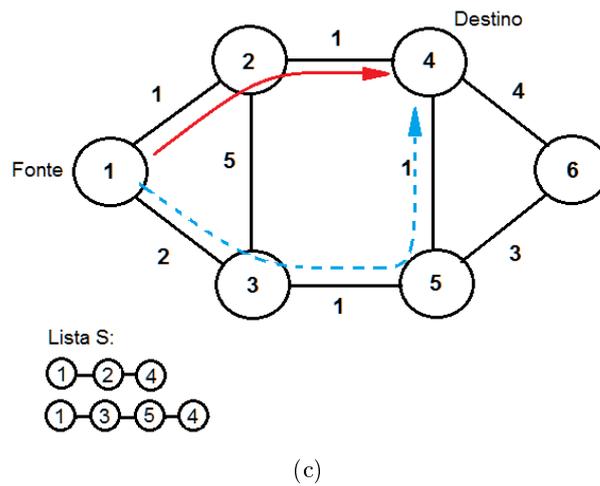
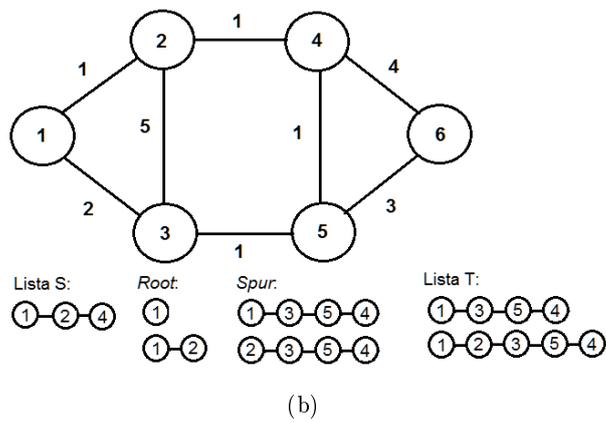
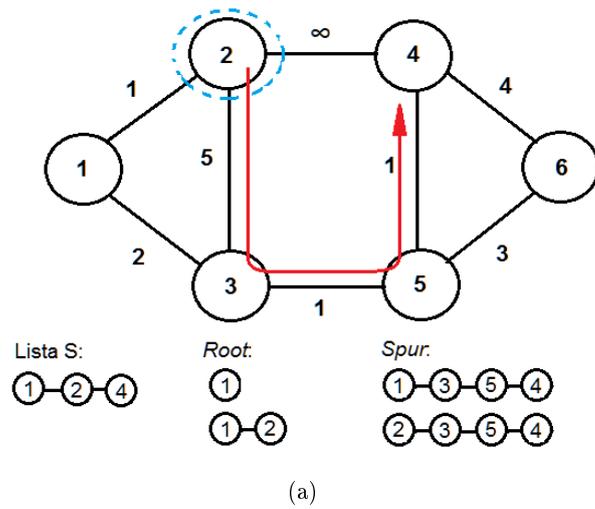


Figura 3.4: Execução do algoritmo de Yen para encontrar as duas rotas de menor caminho entre os nós 1 e 4: (a) Etapa 4, (b) Etapa 5 e (c) Etapa 6.

Após terminar as iterações entre os nós da rota encontrada anteriormente ($k-1$), o algoritmo faz combinação entre as listas *root* e *spur*, e armazena essas rotas na lista temporária T , como mostra a Figura 3.4(b). A rota que tiver menor custo entre as rotas na lista T é selecionada pelo algoritmo de Yen como a segunda rota de menor caminho ($k=2$). Assim, o algoritmo encontra 2 rotas de menor custo na rede, como mostra a Figura 3.4(c), são elas: rota 1-2-4 (linha vermelha e sólida) e rota 1-3-5-4 (linha azul e tracejada).

3.2.4 Roteamento por *Least Resistance Weight*

O algoritmo *LRW* (*Least Resistance Weight*) [60] é um algoritmo de roteamento para redes ópticas WDM. A função custo ($w_{i,j}$) do algoritmo utiliza uma variável que tenta encontrar o caminho menos congestionado, ou seja, encontrar o caminho que passe por enlaces com menor número de comprimentos de onda ativos. A função custo ($w_{i,j}$) é definida como:

$$w_{i,j} = \begin{cases} \frac{\lambda_{i,j}^T}{\lambda_{i,j}^a}, & \text{se } \lambda_{i,j}^a \neq 0, \\ \infty, & \text{se } \lambda_{i,j}^a = 0, \end{cases} \quad (3.3)$$

em que $\lambda_{i,j}^a$ representa o número de comprimentos de onda disponíveis no enlace entre os nós i e j , $\lambda_{i,j}^T$ é o número total de comprimento de onda no enlace entre os nós i e j . Se não houver enlace, $w_{i,j} = \infty$. Pela eq.(3.3), pode-se notar que, quanto maior o número de comprimentos de onda disponíveis no enlace ($\lambda_{i,j}^a$), menor o custo do enlace, uma vez que $w_{i,j}$ é inversamente proporcional a $\lambda_{i,j}^a$. Esta função custo é interessante a título de comparação, uma vez que ela é capaz de balancear a carga na rede.

3.2.5 Roteamento por caminho menos congestionado

Savory [68] propôs um algoritmo de roteamento para tratar o problema de RMLSA em EONs. A função custo é baseada no congestionamento dos enlaces na rede. O algoritmo é chamado algoritmo de roteamento por caminho mais curto menos congestionado (*CASP*, *Congestion Aware Shortest Path*). A função custo ($w_{i,j}$) do algoritmo *CASP* é definida como:

$$w_{i,j} = \begin{cases} \frac{d_{i,j}}{\eta_{i,j}}, & \text{se } \eta_{i,j} \neq 0, \\ \infty, & \text{se } \eta_{i,j} = 0, \end{cases} \quad (3.4)$$

em que $\eta_{i,j}$ representa o percentual de *slots* de frequência disponíveis no enlace entre os nós i e j , $d_{i,j}$ é o distância física no enlace entre os nós i e j . Se o enlace estiver congestionado, $w_{i,j} = \infty$. Pela eq.(3.4), pode-se notar que, quanto menor o percentual de *slots* de frequência disponíveis no enlace ($\eta_{i,j}$), maior o custo do enlace, uma vez que $w_{i,j}$ é inversamente proporcional a $\eta_{i,j}$.

3.2.6 Roteamento por série de potência

Com o intuito de encontrar uma função que combine diferentes informações da rede para avaliar o custo dos enlaces durante o processo de roteamento. Chaves *et al.* [3] propuseram uma abordagem eficiente para resolver o problema de roteamento em redes ópticas WDM, chamada de roteamento por série de potência (PSR). O algoritmo usa uma função custo adaptativa que considera informações simples da rede para avaliação da degradação da camada física. Essa técnica é baseada em uma expansão em série de potência. Na sua versão original para redes ópticas WDM, a primeira etapa do algoritmo é escolher as variáveis de entrada da função custo. Em [3] foram escolhidas: a disponibilidade do enlace e o comprimento do enlace normalizado.

O comprimento do enlace normalizado $x_{i,j}$ é definido como [3]:

$$x_{i,j} = \frac{d_{i,j}}{d_{\max}}, \quad (3.5)$$

em que $d_{i,j}$ é o comprimento do enlace entre os nós i e j , e d_{\max} é o comprimento do maior enlace na rede.

Para redes ópticas WDM, a disponibilidade do enlace $y_{i,j}$ é definida como [3]:

$$y_{i,j} = \frac{\lambda_{i,j}^a}{\lambda_{i,j}^T}, \quad (3.6)$$

em que $\lambda_{i,j}^a$ e $\lambda_{i,j}^T$ são, respectivamente, o número de comprimentos de onda disponíveis e o número total de comprimentos de onda no enlace entre os nós i e j .

A segunda etapa é descrever a função custo em termos de uma série de potência de acordo com as variáveis escolhidas [3], como descrito na Eq. (3.7).

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

em que $w_{i,j}$ é a função custo que é usada para avaliar o custo dos enlaces entre os nós i e j ; $w_{i,j} = \infty, \forall i = j$; N é um número inteiro que define o número de termos usados na expansão em série de potência; e b_{n_0,n_1} são os coeficientes da série. Essa expansão permite que o algoritmo inclua uma soma ponderada não linear do número de saltos, distância física do enlaces e/ou disponibilidade dos comprimentos de onda.

A terceira etapa é escolher um indicador de desempenho como probabilidade de bloqueio da rede. A quarta etapa consiste em usar um otimizador global para encontrar os coeficientes b_{n_0,n_1} para a série de potência que minimize ou maximize o indicador de desempenho selecionado. Pode-se observar da Eq. (3.7) que os coeficientes b_{n_0,n_1} devem ser otimizados na função custo $w_{i,j}$. O PSR usa um algoritmo de otimização global, como por exemplo, o algoritmo de otimização por enxame de partículas (PSO, *Particle Swarm Optimization*) [72, 73, 74]. A

razão principal da escolha do PSO é devido à capacidade de resolver problemas de otimização de alta dimensionalidade com variáveis contínuas. Os coeficientes b_{n_0, n_1} são calculados de maneira *off-line* (fase de treinamento), ou seja, antes de a rede entrar em operação. O PSO encontra a função custo que relaciona as variáveis de entrada de maneira a minimizar ou maximizar o indicador de desempenho [3].

No Apêndice A, é abordado com mais detalhes o algoritmo de otimização PSO. O Algoritmo 2 mostra o pseudocódigo da fase operacional do *PSR*. No passo 2, o algoritmo avalia os enlaces da rede com a função custo *PSR* e armazena na matriz de custo M . No passo 3, o algoritmo de *Dijkstra* é usado para encontrar a rota de menor caminho considerando os custos armazenados em M .

Algoritmo 2 *Pseudocódigo da fase operacional do PSR.*

- 1: **função** ENCONTRARROTA PSR (rede, nó fonte, nó destino, função custo PSR)
 - 2: **Calcule** a matriz (M) de custos usando a função custo PSR ;
 - 3: encontreRota $Dijkstra$ (M , nó fonte, nó destino);
 - 4: **Retorne** a rota encontra.
 - 5: **fim função**
-

3.2.7 Algoritmo $NrPSR$

Xavier *et al.* [66] propuseram um algoritmo de roteamento do tipo adaptativo–alternativo para tratar o problema de RWA em redes ópticas WDM, chamado *NrPSR*. O pseudocódigo do *NrPSR* é apresentado no Algoritmo 3. O *NrPSR* usa a função custo *PSR* [3] para avaliar os enlaces da rede (passo 3). Em seguida, o *NrPSR* usa o algoritmo de Yen [67] para encontrar as Nr rotas de menor custo (passo 4). Dentre as rotas encontradas, o algoritmo usa uma política para selecionar uma das rotas para atender a requisição de conexão (passo 5). O *NrPSR* pode agregar os benefícios de um algoritmo de RWA adaptativo considerando os efeitos da camada física e pode incluir informação sobre a disponibilidade dos comprimentos de onda durante o cálculo dos custos dos enlaces. Como ocorre no algoritmo *PSR*, apresentado na Subseção 3.2.6, o algoritmo *NrPSR* possui duas etapas: fase de treinamento e a fase de operação. Na fase de treinamento, o algoritmo PSO foi utilizado para encontrar a função custo *PSR*. Na fase de operação, o *NrPSR* é usado como um algoritmo de roteamento. Em [66], foram consideradas a disponibilidade dos enlaces e o comprimento dos enlaces como variáveis de entrada para redes ópticas WDM.

As políticas para seleção de rotas propostas em [66], são: perda de capacidade (*CL*, *Capacity Loss*), maior fator de casamento de canais (*MaxK*, *Maximum Wavelength Matching Factor*) e menor fator de casamento de canais (*MinK*, *Minimum Wavelength Matching Factor*). A política *CL* seleciona a rota com o menor número de saltos e que possua pelo menos um comprimento de onda disponível. As políticas *MinK* e *MaxK* são baseadas no fator de

Algoritmo 3 *Pseudocódigo da fase operacional do NrPSR.*

- 1: **função** ENCONTRARROTANRPSR(rede, nó fonte, nó destino, função custo PSR)
 - 2: **Defina** Nr como o número de rotas encontradas;
 - 3: **Calcule** a matriz (M) de custos usando a função custo PSR;
 - 4: encontrarRotasYen(M , Nr , nó fonte, nó destino);
 - 5: Selecione uma rota conforme uma política pré-definida;
 - 6: **Retorne** a rota selecionada.
 - 7: **fim função**
-

casamento de canais proposto por Bastos-Filho *et al.* [75]. Esse fator avalia se os comprimentos de onda disponíveis nos enlaces são os mesmos, ou seja, avalia o grau de coincidência entre os canais alocados em enlaces adjacentes. A política *Mink* seleciona a primeira rota com menor fator K e a política *Maxk* seleciona a primeira rota com maior fator K .

Após avaliar o desempenho das rotas e encontrar a melhor rota, se a rota selecionada não está apta a atender a requisição de conexão, seja por falta de recursos ou por qualidade de transmissão inadequada, a requisição de conexão é bloqueada e o algoritmo *NrPSR* não testa outra rota.

3.2.8 Roteamento por melhor relação sinal–ruído óptico

O algoritmo *OSNR-R* foi desenvolvido por Pereira *et al.* [51] para redes ópticas WDM. O algoritmo estima a degradação do sinal na camada física durante a propagação e usa esta informação para encontrar a rota com OSNR mais alta para um dado comprimento de onda. Matematicamente este algoritmo pode ser formulado como mostrado na Eq. (3.8). Se $\pi(s, d)$ representa todas as possíveis rotas entre os nós s e d , e $f_{OSNR}[\pi(s, d), \lambda]$ representa a OSNR de saída dessas rotas no comprimento de onda λ , a rota encontrada pelo *OSNR-R* no λ pode ser expressa por:

$$R_{s,d}^{\lambda} = \max\{f_{OSNR}[\pi(s, d), \lambda]\}. \quad (3.8)$$

Esse algoritmo tem alto custo computacional quando comparado com os anteriores, uma vez que o algoritmo estima a OSNR de todos os comprimentos de onda disponíveis nas possíveis rotas. Uma característica interessante do *OSNR-R* é que ele também faz, naturalmente, uma distribuição de carga na rede. Isso porque os enlaces mais ocupados da rede tendem a causar maior degradação na relação sinal ruído dos sinais do que os menos ocupados por causa de efeitos não-lineares ou *Crosstalk*. Como o algoritmo escolhe o caminho com a maior OSNR, os caminhos mais ocupados serão evitados, pois terão maior custo.

3.3 Proposta de algoritmo de roteamento adaptativo–alternativo em redes ópticas WDM

Nas redes ópticas WDM, existem dois importantes desafios: (I) projetar um algoritmo de RWA eficiente, o qual tem uma influência direta no desempenho da rede, e (II) obter uma OSNR aceitável no nó destino para cada caminho óptico [4]. Esses requisitos são necessários para prover QoT [51]. O processo de RWA consiste em encontrar uma rota e alocar um comprimento de onda para cada requisição de conexão. Na seção 3.3.1, é descrita a proposta de algoritmo de roteamento para redes ópticas WDM, o *NrPSR(OSNR)*. Na Seção 3.3.2, é detalhado as configurações utilizadas nas simulações. Na Seção 3.3.3, são apresentados os resultados das simulações.

3.3.1 Descrição do *NrPSR(OSNR)*

O objetivo deste estudo [76, 77] é propor um novo algoritmo de roteamento baseado na relação sinal–ruído óptico (OSNR), chamado *NrPSR(OSNR)*. Nossa proposta usa o algoritmo *NrPSR* [66] para encontrar as *Nr* rotas que apresentam menor custo, na qual os enlaces da rede são avaliados com base numa função expandida em série de potência [3]. Em seguida, o *NrPSR(OSNR)* usa a informação da OSNR para escolher uma dentre as rotas encontradas para atender a requisição de conexão. Para a escolha da rota candidata, duas políticas foram propostas, na qual resulta em duas versões do algoritmo. Na primeira versão, chamada *NrPSR(OSNR–Just Enough)* [77], a rota que apresenta a menor OSNR que satisfaça os requisitos de qualidade de transmissão (QoT) é selecionada para atender a requisição de conexão. O pseudocódigo do algoritmo *NrPSR(OSNR–Just Enough)* é apresentado no Algoritmo 4. Na segunda versão, chamada *NrPSR(OSNR–MAX)* [76], o algoritmo seleciona a rota que apresenta a maior OSNR para atender a requisição de conexão. Ambos os algoritmos estimam a degradação do sinal na camada física durante a propagação para um determinado comprimento de onda em todas rotas encontradas. O comprimento de onda utilizado durante o cálculo da OSNR em cada rota encontrada pelos algoritmos é fornecido pelo algoritmo Mais Usado (MU, *Most Used*), que está descrito na Seção 3.3.2. O algoritmo *MU* tenta compactar ao máximo os caminhos ópticos em poucos comprimentos de onda, liberando assim mais possíveis rotas, com comprimentos de onda disponíveis, para novas requisições de conexão [10]. A informação da OSNR é usada no processo de escolha de rotas do algoritmo. O Algoritmo 5 mostra o pseudocódigo do *NrPSR(OSNR–MAX)*.

Algoritmo 4 *Pseudocódigo do NrPSR(OSNR-Just Enough).*

- 1: **função** ENCONTRARROTANRPSR(rede, nó fonte, nó destino, função custo PSR)
 - 2: **Defina** Nr como o número de rotas encontradas;
 - 3: **Calcule** a matriz (M) de custos usando a função custo PSR;
 - 4: encontrarRotasYen(M , Nr , nó fonte, nó destino);
 - 5: **Encontre** um λ disponível em cada rota encontrada usando o algoritmo MU;
 - 6: **Estime** a OSNR de cada rota encontrada;
 - 7: Selecione uma rota conforme a política *OSNR-Just Enough*;
 - 8: **Retorne** a rota selecionada.
 - 9: **fim função**
-

Algoritmo 5 *Pseudocódigo do NrPSR(OSNR-MAX).*

- 1: **função** ENCONTRARROTANRPSR(rede, nó fonte, nó destino, função custo PSR)
 - 2: **Defina** Nr como o número de rotas encontradas;
 - 3: **Calcule** a matriz (M) de custos usando a função custo PSR;
 - 4: encontrarRotasYen(M , Nr , nó fonte, nó destino);
 - 5: **Encontre** um λ disponível em cada rota encontrada usando o algoritmo MU;
 - 6: **Estime** a OSNR de cada rota encontrada;
 - 7: Selecione uma rota conforme a política *OSNR-MAX*;
 - 8: **Retorne** a rota selecionada.
 - 9: **fim função**
-

3.3.2 Configuração das simulações do *NrPSR(OSNR-Just Enough)* e do *NrPSR(OSNR-MAX)*

A ferramenta de simulação SIMTON [57] foi usada para estimar a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de RWA em redes ópticas WDM. O SIMTON usa o modelo de camada física descrito em [51]. A Figura 3.5 mostra o fluxograma dos algoritmos de RWA empregados no SIMTON. Para cada simulação de rede, um conjunto de 10^5 requisições foram executadas e os pares fonte-destino foram gerados aleatoriamente para cada requisição de conexão. Foram consideradas duas topologias de rede nas simulações. Ambas as topologias de rede são apresentadas nas Figuras 2.7 e 2.10, e nomeadas como Topologia 1 e Topologia 4, respectivamente. Essas topologias foram escolhidas para representar dois cenários: o primeiro cenário mais restritivo em termos de conectividade, resultando em um menor número de rotas alternativas na rede (Topologia 1), e o segundo cenário representando uma rede com uma maior conectividade (Topologia 4), na qual possibilita um maior margem de manobra para os algoritmos de RWA. As penalidades de camada física consideradas para a análise do *NrPSR* em redes ópticas WDM foram: a ASE e efeitos de saturação de ganho nos amplificadores, a PMD nas fibras de transmissão e o *crosstalk* nos comutadores. Os parâmetros ópticos usados na simulação são apresentados na Tabela 3.1. Os parâmetros ópticos usados na Topologia 1 foram reduzidos para permitir que a probabilidade de bloqueio da rede seja composta tanto

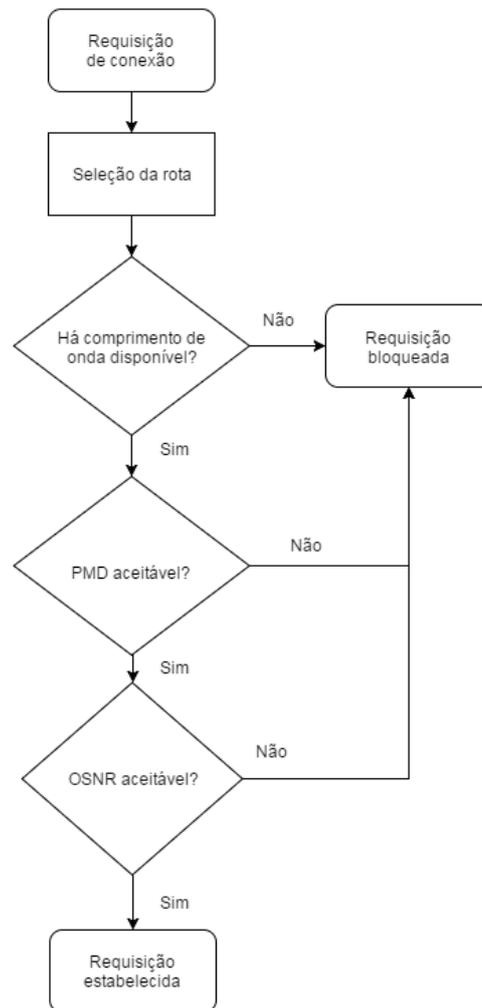


Figura 3.5: Fluxograma dos algoritmos de RWA empregados no SIMTON para redes ópticas WDM.

pelo bloqueio por falta de QoT e bloqueio por falta de recursos (comprimentos de onda). O parâmetro $OSNR_{Th}$ não considera a FEC (*Forward Error Correction*).

Os algoritmos de roteamento usados na comparação com as propostas são: *SP*, *MH*, *LRW*, *PSR*, *OSNR-R*, *NrPSR(CL)* e *NrPSR(MaxK)*. Esses algoritmos foram descritos anteriormente na Seção 3.2. O algoritmo *NrPSR(MinK)* não foi considerado neste estudo, porque o algoritmo apresentou um desempenho pior em relação aos algoritmos *NrPSR(CL)* e *NrPSR(MaxK)* em [66]. O algoritmo *NrPSR(MinK)* procura selecionar a rota com poucos comprimentos de onda disponíveis, o que facilita reduzir os comprimentos de onda disponíveis da rota e, aumentar o bloqueio de futuras conexões que venha a utilizar um ou alguns dos enlaces da rota. O número de termos (N) e a carga da rede usados no processo de otimização dos coeficientes b_{n_0, n_1} da função custo nos algoritmos *PSR* e *NrPSR* foram $N = 4$ e 60 Erlang,

Tabela 3.1: Parâmetros de simulação usados nos algoritmos de RWA em redes ópticas WDM.

Parâmetro	Descrição	Topologia 1	Topologia 4
P_{sat}	Potência de saturação na saída dos amplificadores	26 dBm	20dBm
$OSNR_{in}$	OSNR dos transmissores	40 dB	40 dB
P_{laser}	Potência de saída dos transmissores	3 dBm	3 dBm
$OSNR_{Th}$	OSNR mínima para o critério de QoT	23 dB	20 dB
B	Taxa de transmissão	10 Gbps	10 Gbps
B_o	Largura de banda do filtro óptico	100 GHz	100 GHz
W	Número de comprimentos de onda por enlace	20	20
Δf	Espaçamento na frequência entre canais	100 GHz	100 GHz
λ_i	Menor comprimento de onda pertencente à grade	1528,77 nm	1528,77 nm
λ_0	λ cujo valor do coeficiente de dispersão é igual a zero	1557 nm	1557 nm
λ_{0RD}	λ cujo valor de dispersão residual é igual a zero	1544,53 nm	1544,53 nm
α	Coefficiente de perda da fibra	0,2 dB/km	0,2 dB/km
L_{Mux}	Perda dos multiplexadores	2 dB	3 dB
L_{Demux}	Perda dos demultiplexadores	2 dB	3 dB
L_{Switch}	Perda dos <i>switches</i> ópticos	2 dB	3 dB
NF	Figura de ruído dos amplificadores	5 dB	6 dB
ε	Fator de isolamento do <i>switch</i>	-40 dB	-40 dB
δ	Máximo espalhamento do pulso	10%	10%
D_{PMD}	Coefficiente de PMD	0,05 ps/km ^{1/2}	0,04 ps/km ^{1/2}
S_{DCF}	Coefficiente da fibra compensada	-1,87 ps/km.nm ²	-1,87 ps/km.nm ²
S_{Tx}	Coefficiente da fibra de transmissão	0,06 ps/km.nm ²	0,06 ps/km.nm ²
Carga da rede	Carga usada no treinamento	60 erlang	60 erlang

respectivamente. O número de termos (N) é o mesmo valor assumido em [3]. A carga de rede usada no processo de otimização é assumido o valor quando o algoritmo *OSNR-R* obtém a probabilidade de bloqueio próxima de 1% na Topologia 1, e essa carga é usada no processo de treinamento na Topologia 4. O número de rotas pré-selecionadas para o algoritmo *NrPSR* é $Nr = 3$, mesmo valor assumido em [66]. Os parâmetros de simulação usados no PSO são

Tabela 3.2: Parâmetros de simulação usados no PSO.

Parâmetro	Valor	Definição
L	30	Número de partículas
I_{PSO}	200	Número de iterações
c_1, c_2	2,05	Coefficientes de aceleração
$\varepsilon_1, \varepsilon_2$	U[0,1]	Números aleatórios
χ	0,72984	Fator de restrição
S	[-1,+1]	Espaço de busca
V	[-1,+1]	Limites de velocidade
$Topologia$	l_{best}	Vizinhança local

apresentados na Tabela 3.2.

O algoritmo Mais Usado (MU, *Most Used*) foi utilizado como algoritmo de alocação de comprimento de onda nas simulações de todos os algoritmos. O algoritmo *MU* sempre tenta utilizar o comprimento de onda disponível mais utilizado em toda a rede. O algoritmo realiza uma contagem de quantos enlaces estão utilizando cada um dos comprimentos de onda. Em seguida, o algoritmo aloca o comprimento de onda disponível que está sendo mais utilizado na rede.

3.3.3 Resultados do *NrPSR(OSNR-Just Enough)* e do *NrPSR(OSNR-MAX)*

Nesta seção, são apresentados os resultados da simulação para a probabilidade de bloqueio da rede em função da carga de tráfego. Além disso, foi realizada uma análise de distribuição de carga para alguns algoritmos de RWA investigados de modo a verificar a robustez dos algoritmos em lidar com variação de carga ao longo do tempo.

3.3.3.1 Fase de Treinamento do *NrPSR(OSNR-Just Enough)* e do *NrPSR(OSNR-MAX)*

A função custo usada nos algoritmos *PSR* e *NrPSR* requer um estágio de treinamento para encontrar os coeficientes b_{n_0, n_1} otimizados. O PSO foi executado para realizar o processo de otimização. A Figura 3.6 mostra a curva de convergência do PSO dos algoritmos *PSR*, *NrPSR(CL)*, *NrPSR(MaxK)*, *NrPSR(OSNR-Just Enough)* e *NrPSR(OSNR-MAX)* nas topologias 1 e 4. Pode-se observar que os algoritmos convergem rapidamente e o algoritmo *NrPSR(OSNR-Just Enough)* obteve o melhor desempenho em termos de probabilidade de bloqueio em ambas as topologias consideradas. Na Figura 3.6(a), os algoritmos *PSR*, *NrPSR(CL)*, *NrPSR(OSNR-Just Enough)* e *NrPSR(OSNR-MAX)* conseguiram um desempenho na fase de

treinamento de 1% da probabilidade de bloqueio ou menor, como os algoritmos propostos $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ e $NrPSR(OSNR-MAX)$ analisam a QoS das rotas encontradas, eles conseguiram reduzir a probabilidade de bloqueio abaixo de 1% em relação a outros algoritmos. Na Figura 3.6(b), é possível perceber que o algoritmo $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ teve um desempenho superior aos demais algoritmos, isso ocorre pelo fato da topologia 4 permitir um maior número de rotas alternativas. Além da capacidade do algoritmo distribuir bem o tráfego na rede, ou seja, as rotas escolhidas para atender as requisições têm OSNR suficiente para serem aceitas na rede, permitindo que outras rotas com maior margem de OSNR seja reservadas.

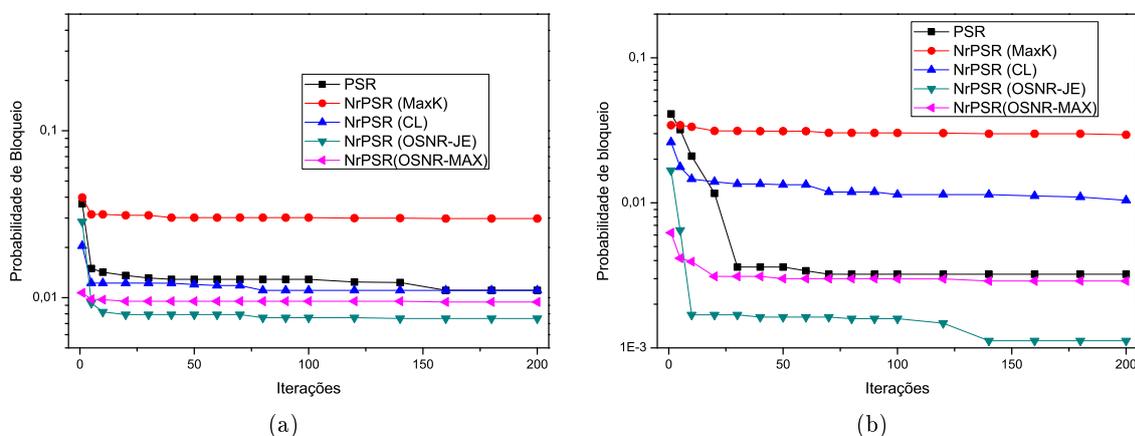


Figura 3.6: Traço de Convergência do PSO para os algoritmos $NrPSR(CL)$, $NrPSR(MaxK)$, PSR , $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ e $NrPSR(OSNR-MAX)$ na (a) Topologia 1 e (b) Topologia 4.

3.3.3.2 Fase Operacional do $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ e do $NrPSR(OSNR-MAX)$

Após o estágio de treinamento, no qual os coeficientes b_{n_0, n_1} são determinados, as duas políticas propostas para o $NrPSR$ são comparadas com outros algoritmos de roteamento, são eles: LRW , SP , MH , PSR , $OSNR-R$, $NrPSR(CL)$ e $NrPSR(MaxK)$. A Figura 3.7 mostra a probabilidade de bloqueio em função da carga da rede para os diferentes algoritmos de roteamento nas topologias 1 e 4. Na Figura 3.7(a), os algoritmos $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ e $NrPSR(OSNR-Max)$ superaram todos os algoritmos de roteamento como o algoritmo $OSNR-R$, principalmente para baixa carga de rede (entre 30 e 60 erlang). Isso ocorre devido ao melhor balanceamento de carga na rede, evitando rotas que não possuem qualidade de transmissão para atender a requisição. Esses algoritmos mantiveram o mesmo desempenho devido as restrições da Topologia 1, como baixo número de rotas alternativas. Na Figura 3.7(b), o algoritmo $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ superou todos os outros algoritmos de

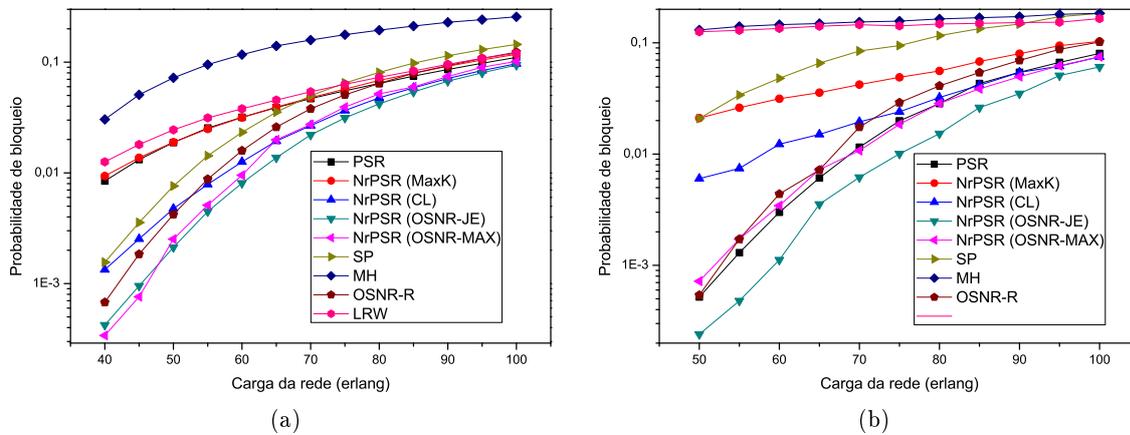


Figura 3.7: Comparação da probabilidade de bloqueio em função da carga da rede para os diferentes algoritmos de roteamento usando as topologias: (a) Topologia 1 e (b) Topologia 4.

roteamento, incluindo o outro algoritmo proposto neste estudo, o $NrPSR(OSNR-MAX)$. Isto porque o algoritmo $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ conseguiu reservar melhor os recursos em toda a rede para atender futuras requisições de conexão. Diferente do que ocorre na Topologia 1, na Topologia 4 há uma maior margem de manobra para os algoritmos de RWA permitindo encontrar rotas alternativas suficientes para distribuir bem o tráfego na rede. Neste estudo, como não foi considerado efeitos não lineares, o algoritmo $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ tende a obter melhores resultados. Em cenários onde os efeitos não lineares são avaliados, os resultados do algoritmo $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ devem ser piores em comparação ao algoritmo $NrPSR(OSNR-MAX)$, isso ocorre porque como o algoritmo $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ encontra uma rota com a menor margem de OSNR em relação ao $OSNR_{Th}$, quando uma nova requisição de conexão chega na rede, a implementação dessa requisição gera efeitos não lineares nas demais conexões ativas, esse efeito não linear afeta a OSNR dessas conexões ativas, em alguns casos podendo interromper as conexões ativas, que antes da implementação da nova requisição tinha QoT suficiente, devido a QoT insuficiente por causa da inserção de uma nova conexão.

3.3.3.3 Análise de distribuição de carga

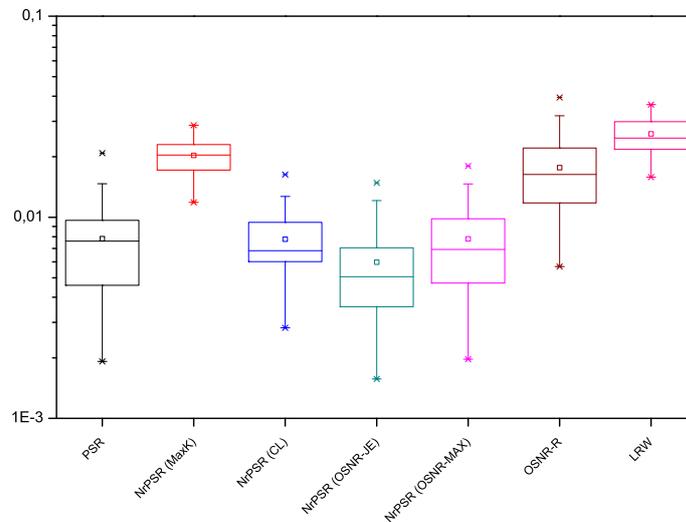
Nos casos simulados anteriormente, os algoritmos propostos superaram os outros algoritmos de roteamento. Os resultados apresentados na Figura 3.7 indicam que os algoritmos propostos mantêm-se melhores que os demais para diferentes cargas de rede, mesmo para cargas diferentes para a qual os coeficientes foram otimizados na fase de treinamento. Isso indica que os algoritmos propostos são suficientemente robustos para lidar com variação na carga total da rede que pode ocorrer ao longo do tempo. No entanto, também é interessante investigar a robustez para lidar com variações na distribuição da carga ao longo da rede ou seja, as

variações da distribuição de carga entre nós origem-destino.

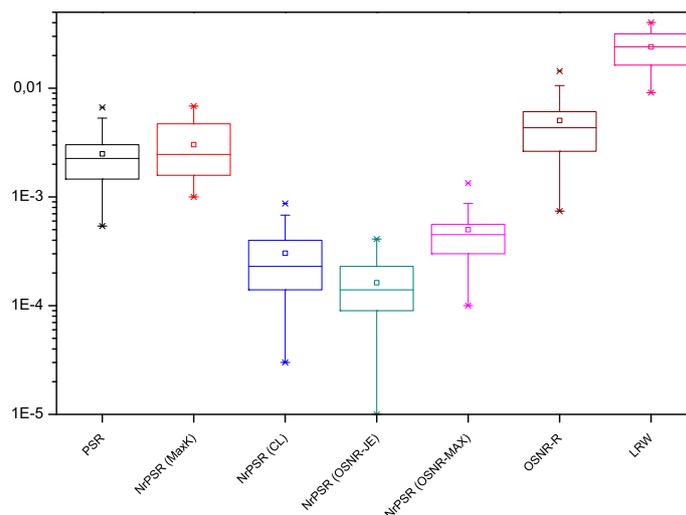
Nesta seção, é investigado o desempenho dos algoritmos em função da variação da distribuição de carga. Chaves *et al.* propuseram este tipo de análise em [3]. Dada uma matriz de tráfego uniforme $T = \{\rho_{i,j}\}$ (usada durante a fase de treinamento), é produzida uma variação nesta matriz de tráfego (ou seja, $T' = \{\rho'_{i,j}\}$), a qual simula a flutuação espacial da distribuição de tráfego ao longo do dia. T' é obtido pela multiplicação de cada elemento de T por um número aleatório: $\rho'_{i,j} = (1 + r) \cdot \rho_{i,j}$, em que r é um número aleatório com uma distribuição de probabilidade uniforme no intervalo $[-1,1]$ e r é a variação de carga máxima permitida por par fonte-destino. A matriz T' é normalizada para manter a mesma carga total da rede da matriz T . Consequentemente, $r = 0$ corresponde ao caso do tráfego espacial uniforme, enquanto $r \neq 0$ corresponde ao tráfego espacial não-uniforme. $r = 1$ representa o caso em que o tráfego de carga de um dado par fonte-destino pode aumentar ou diminuir no máximo 100% do seu tráfego no caso simétrico.

Foi selecionado o caso de maior variação na matriz de tráfego (ou seja, $r = 1$) para realizar a análise estatística do comportamento da probabilidade de bloqueio dos algoritmos de RWA. Para esse propósito, foi gerado um conjunto de 30 matrizes de tráfego diferentes e independentes. Para cada uma dessas matrizes, foi obtida a probabilidade de bloqueio dos sete algoritmos de roteamento considerados: *LRW*, *OSNR-R*, *PSR*, *NrPSR(MaxK)*, *NrPSR(CL)*, *NrPSR(OSNR-Just Enough)* e *NrPSR(OSNR-MAX)*. Para os algoritmos que utilizam a função custo PSR, foram usados os mesmos valores para os coeficiente b_{n_0, n_1} obtidos para o tráfego uniforme. Para visualizar os resultados, foi usada a representação de *box* e *whiskeres* como mostrado na Figura 3.8. No *box* ficam 50% dos dados obtidos, enquanto que o *whiskers* representa 100% dos dados obtidos. O símbolo aberto é o valor médio e a linha horizontal dentro do *box* representa a mediana.

A Figura 3.8 apresenta as representações de *box* e *whisker* da análise estatística do desempenho dos algoritmos: *LRW*, *OSNR-R*, *PSR*, *NrPSR(MaxK)*, *NrPSR(CL)*, *NrPSR(OSNR-Just Enough)* e *NrPSR(OSNR-MAX)*, obtidas para um conjunto de 30 matrizes de tráfego diferentes ($r = 1$) e independentes usando as topologias 1 (3.8(a)) e 4 (3.8(b)). Na Figura 3.8(a), pode-se observar que todos os algoritmos obtiveram resultados próximos, o que dificulta indicar qual algoritmo obteve melhor desempenho em termos de probabilidade de bloqueio analisando apenas o gráfico. Para verificar o algoritmo que obteve os melhores resultados foi usado um teste estatístico não-paramétrico de Wilcoxon (teste da média) [78] [79] com um nível de significância de 5%. Os resultados do teste de Wilcoxon são apresentados na Tabela 3.3. A leitura da tabela pode ser realizada fixando uma linha ou coluna. A hipótese avaliada é que os resultados obtidos da análise de distribuição de carga do algoritmo A apresenta melhores resultados do que os resultados do algoritmo B, com um nível de significância de 5%. Se a hipótese é aceita, é apresentado \blacktriangle . Se a hipótese de que os resultados são inferiores é aceita, é apresentado ∇ . Se o teste não é conclusivo é mostrado um hífen.



(a)



(b)

Figura 3.8: Representação de *box* e *whisker* da análise estatística do desempenho dos algoritmos: *LRW*, *OSNR-R*, *PSR*, *NrPSR(MaxK)*, *NrPSR(CL)*, *NrPSR(OSNR-Just Enough)* e *NrPSR(OSNR-MAX)*, obtido para um conjunto de 30 matrizes de tráfego diferentes e independentes usando as topologias: (a) Topologia 1 e (b) Topologia 4.

Por exemplo, a linha 2 coluna 1 da Tabela 3.3 mostra que o algoritmo *PSR* obteve resultados inferiores aos resultados obtidos pelo algoritmo *NrPSR(OSNR-Just Enough)*, já as outras colunas mostram que o teste não tem como informar qual algoritmo obteve melhores resultados. A Tabela 3.3 mostra o teste de Wilcoxon da análise de distribuição de carga dos algoritmos: *PSR*, **(MaxK)*, **(CL)*, **(OSNR-JE)*, **(OSNR-MAX)*, *OSNR-R* e *LRW* na topologia 1. Em que **(P)* representa o algoritmo *NrPSR* e *P* a política de seleção de rotas. Pode-se observar

que o algoritmo $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ apresentou melhores resultados em termos de probabilidade de bloqueio em comparação aos outros algoritmos considerados.

Tabela 3.3: Resultados do Teste de Wilcoxon da análise de distribuição de carga dos algoritmos: PSR , $*(MaxK)$, $*(CL)$, $*(OSNR-JE)$, $*(OSNR-MAX)$, $OSNR-R$ e LRW na topologia 1. Em que $*(P)$ representa o algoritmo $NrPSR$ e P a política de seleção de rotas.

	PSR	$*(MaxK)$	$*(CL)$	$*(OSNR-JE)$	$*(OSNR-MAX)$	$OSNR-R$	LRW
PSR		▲	-	▽	▽	▽	▲
$*(MaxK)$	▽		▽	▽	▽	▽	▲
$*(CL)$	-	▲		▽	▽	▽	▲
$*(OSNR-JE)$	▲	▲	▲		▲	▲	▲
$*(OSNR-MAX)$	▲	▲	▲	▽		▲	▲
$OSNR-R$	▲	▲	▲	▽	▽		▲
LRW	▽	▽	▽	▽	▽	▽	

Na Figura 3.8(b), o algoritmo $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ obteve melhores resultados em comparação aos algoritmos PSR , $NrPSR(MaxK)$, $NrPSR(OSNR-MAX)$, $OSNR-R$ e LRW . Como o algoritmo $NrPSR(CL)$ e o $NrPSR(MaxK)$ tiveram resultados próximos do algoritmo $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$, foi usado o teste de Wilcoxon para determinar qual algoritmo obteve melhor desempenho. A Tabela 3.4 apresenta os resultados do teste de Wilcoxon da análise de distribuição de carga dos algoritmos: $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$, $NrPSR(CL)$ e $NrPSR(MaxK)$ na topologia 4. Pode-se observar que os resultados obtidos pelo algoritmo $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ são melhores que os resultados apresentados pelo algoritmo $NrPSR(CL)$.

Tabela 3.4: Resultados do Teste de Wilcoxon da análise de distribuição de carga dos algoritmos: $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$, $NrPSR(CL)$ e $NrPSR(MaxK)$ na topologia 4.

	$NrPSR(OSNR-JE)$	$NrPSR(CL)$	$NrPSR(MaxK)$
$NrPSR(OSNR-JE)$		▲	▲
$NrPSR(CL)$	▽		▲
$NrPSR(MaxK)$	▽	▽	

3.4 Proposta de Algoritmo de roteamento baseado em expansão em série de potência usando variável disponibilidade de slots de frequência contíguos para EONs: $NrPSR-Elastic$

As Redes ópticas WDM têm sido empregadas nas redes de transporte, nas quais os canais WDM alcançam taxas de 10, 40 e 100 Gb/s. Contudo, é esperado que as redes ópticas possam dar suporte a taxas de transmissão na ordem de 1 Tb/s [8]. Uma desvantagem inerente das redes ópticas WDM é dispor de um provisionamento de espectro rígido, no qual os canais WDM ocupam o mesmo espectro independente da largura de banda requerida pela

requisição de conexão. Neste contexto, as redes ópticas elásticas (EONs) foram propostas para prover suporte a taxas de transmissão adaptativas [13]. Os algoritmos de roteamento e alocação de formato de modulação e espectro (RMLSA, *Routing, Modulation level and Spectrum Assignment*) são mecanismos no gerenciamento dos recursos espectrais destas redes. Na Seção 3.4.1 é apresentado um novo algoritmo de roteamento para EONs [80]. Além disso, uma nova variável para avaliar a disponibilidade dos *slots* nos enlaces é proposta, chamada disponibilidade de *slots* de frequência contíguos (CFSA, *Contiguous Frequency Slots Availability*). Na Seção 3.4.2 são apresentados as configurações e parâmetros utilizados nas simulações. Na Seção 3.4.3, os resultados são apresentados.

3.4.1 Descrição da variável disponibilidade de *slots* de frequência contíguos (CFSA)

Neste estudo [80] é proposto um novo algoritmo de roteamento para EONs, chamado *NrPSR-Elastic*, o qual emprega os conceitos propostos no algoritmo *NrPSR* (descrito na Seção 3.2.7), mas neste caso a função custo considera a disponibilidade dos *slots* de frequência para requisições de conexão com larguras de banda distintas. Para gerar esta informação de disponibilidade, uma nova variável é proposta para avaliar a disponibilidade do espectro nos enlaces em EONs, chamada disponibilidade de *slots* de frequência contíguos (CFSA). A CFSA normalizada do enlace conectado entre os nós i e j , $s_{i,j}$, é definida pela Eq. (3.9).

$$s_{i,j} = \frac{s_{i,j}^r}{s_{i,j}^{T_r}}, \quad (3.9)$$

em que $s_{i,j}^r$ é o número de diferentes maneiras para alocar a requisição de conexão de r *slots* no enlace entre os nós i e j , enquanto, $s_{i,j}^{T_r}$ é o número total de diferentes maneiras para alocar a requisição de conexão de r *slots* assumindo que todos os *slots* no enlace entre os nós i e j estão disponíveis. $s_{i,j}^{T_r}$ pode ser obtida conforme a Eq. (3.10).

$$s_{i,j}^{T_r} = Y_{i,j} - r + 1, \quad (3.10)$$

na qual $Y_{i,j}$ e r são, respectivamente, o número total de *slots* de frequência no enlace entre os nós i e j , e o número de *slots* de frequência requerido pela requisição de conexão atual.

A Figura 3.9 mostra um exemplo de avaliação da disponibilidade dos *slots* no enlace da rede. Considere o enlace entre os nós A e B com 8 *slots*, no qual o *slot* disponível é representada pela cor verde e, *slot* não disponível são representados pela cor branca e um círculo no interior do *slot*. Neste cenário, se uma requisição de conexão com $r = 2$ chega à rede, o número de possíveis alocações para essa requisição é $s_{i,j}^{r=2} = 3$ (*slots* 1-2, 4-5 e 5-6). O número total de diferentes maneiras para alocar a requisição considerando que todos os *slots* estão disponíveis é $s_{i,j}^{T_r} = 7$. Logo, a disponibilidade deste enlace representada pela nova variável é $s_{i,j} = 0,428$.

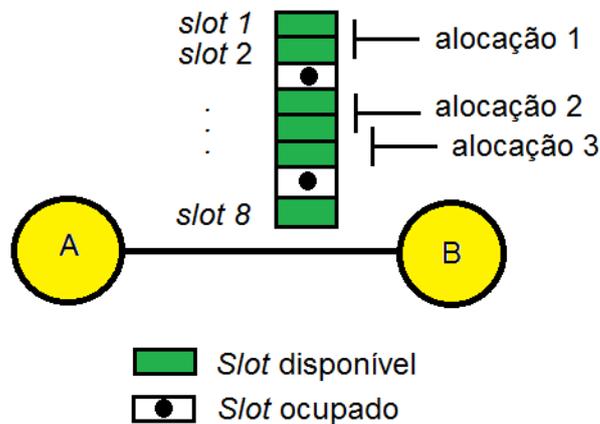
Requisição de conexão $r = 2$ 

Figura 3.9: Exemplo de avaliação da disponibilidade em um enlace.

A função custo do *NrPSR-Elastic* com a variável proposta é definida pela Eq. (3.11).

$$w_{i,j} = \sum_{n_0=0}^N b_{n_0} s_{i,j}^{n_0}, \quad \forall i \neq j \quad (3.11)$$

em que $w_{i,j}$ é a função custo associada ao enlace entre os nós i e j ; e N é o número de termos usados na expansão em série de potência.

O pseudocódigo do *NrPSR-Elastic* é apresentado no Algoritmo 6. No passo 3, a matriz de custo M é calculada usando a função custo PSR e a variável proposta. O conjunto de rotas é encontrado pelo algoritmo de Yen no passo 4. Em seguida, uma política é utilizada para selecionar uma das rotas encontradas. O Algoritmo 7 mostra a política de menor número de enlaces, adotada neste estudo.

Algoritmo 6 *Pseudocódigo do NrPSR-Elastic.*

- 1: **função** ENCONTRARROTANRPSR(rede, nó fonte, nó destino, função custo PSR)
 - 2: **Defina** Nr como o número de rotas encontradas;
 - 3: **Calcule** a matriz (M) de custos usando a função custo PSR;
 - 4: encontrarRotasYen(M , Nr , nó fonte, nó destino);
 - 5: Selecione uma rota conforme a política *Minimum Hop*.
 - 6: **Retorne** a rota selecionada.
 - 7: **fim função**
-

Se a rota selecionada não estiver apta para atender a requisição devido à falta de recursos (*slots* de frequência), a requisição de conexão é bloqueada e o *NrPSR-Elastic* não avalia outra

Algoritmo 7 Pseudocódigo da política *Minimum Hop*.

- 1: **função** SELECIONARROTA(*Nr* rotas)
 - 2: Selecione a primeira rota com menor número de enlaces;
 - 3: **Retorne** a rota selecionada.
 - 4: **fim função**
-

rota.

3.4.2 Configuração das simulações do *NrPSR-Elastic*

A ferramenta de simulação SIMTON [57] foi adaptada para simular o cenário de redes ópticas elásticas. Essa ferramenta foi usada para avaliar e comparar a probabilidade de bloqueio de requisição dos algoritmos de RSA. Os efeitos de camada física não foram considerados e para cada simulação de rede, um conjunto de 10^5 requisições são geradas, na qual os pares de nós fonte–destino para cada requisição são aleatoriamente escolhidos com igual probabilidade. As requisições de conexão são geradas por um processo de Poisson e o tempo de duração para cada conexão segue uma distribuição Exponencial. A Figura 3.10 mostra o fluxograma dos algoritmos de RSA empregados no SIMTON.

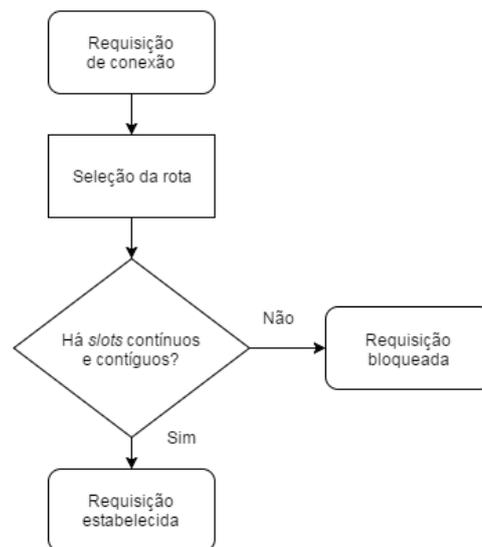


Figura 3.10: Fluxograma dos algoritmos de RSA empregados no SIMTON para EONs.

A Figura 2.8 apresenta a topologia de rede usada nas simulações. Neste estudo, foi utilizado somente uma topologia de rede (Topologia 2) para analisar o desempenho dos algoritmos variando a quantidade de recursos (*slots* de frequência) em dois cenários. Como indicador de desempenho neste estudo foi considerada a probabilidade de bloqueio. Os dois cenários considerados nas simulações são: o cenário *A*, é considerado que cada enlace tem 32 *slots* de frequência, e no cenário *B*, cada enlace tem 64 *slots* de frequência. Em ambos os cenários, o

número de *slots* por demanda são assumidos entre os valores 1 e 8 usando uma distribuição de densidade de probabilidade uniforme. Como critério de comparação, os algoritmos *SP*, *MH*, *Yen* e *CASP* foram usados como referência. Os algoritmos *SP*, *MH* e *Yen* estão descritos nas Seções 3.2.1, 3.2.2, 3.2.3 e 3.2.5, respectivamente. O algoritmo de *Yen* encontra um conjunto de k rotas de menor distância física na rede, todas as rotas são testadas, a primeira rota de menor distância física com disponibilidade de *slots* de frequência para atender a requisição é escolhida. O número de rotas encontradas pelo *Yen* foi assumido como $k = 3$. Uma vez escolhida a rota, o algoritmo de alocação de espectro tenta encontrar um número disponível de *slots* contíguos e contínuos para atender a requisição de conexão. O algoritmo *First Fit* (FF) foi usado como política de alocação de espectro nas simulações [81, 82]. No algoritmo *FF*, todos os *slots* são numerados em uma ordem sequencial. Em seguida, o algoritmo procura um número consecutivo de *slots* considerando a ordem ascendente dos *slots* de frequência. Esse algoritmo é uma versão adaptada do algoritmo de mesmo nome usado nas redes ópticas WDM.

Os coeficientes b_{n_0} para a função custo do *NrPSR-Elastic* foram otimizados para as cargas de 6 e 20 erlangs nos cenários *A* e *B*, respectivamente. O *NrPSR-Elastic* foi otimizado para a mesma carga de rede quando o algoritmo *SP* apresenta probabilidade de bloqueio de 1%, já que não há interesse em redes com probabilidade de bloqueio superior [7]. Os parâmetros de simulação usados no processo de otimização do PSO são descritos na Tabela 3.2. O número de termos usados na função-custo é $N = 4$, mesmo valor de N usado em [3]. O número padrão de rotas pré-selecionadas para o *NrPSR-Elastic* é $Nr = 3$, mesmo valor assumido em [66].

3.4.3 Resultados do *NrPSR-Elastic*

O *NrPSR-Elastic* requer uma etapa de treinamento para encontrar os coeficientes b_{n_0} otimizados. O PSO foi executado nos cenários *A* e *B*, considerando as cargas de treinamento de 6 e 20 erlangs, respectivamente. A Figura 3.11 mostra o traço de convergência da otimização do *NrPSR-Elastic* usando a política de *Minimum Hop* e o algoritmo de alocação de espectro *FF* para a topologia de rede considerada nos cenários *A* e *B*, respectivamente. Como pode-se observar na Figura 3.11(a), o algoritmo *NrPSR-Elastic* convergiu em torno de 40 iterações no cenário *A*. Na Figura 3.11(b), o algoritmo *NrPSR-Elastic* conseguiu evoluir nas últimas iterações da fase de treinamento. Isso indica que o processo pode ainda evoluir se mais iterações forem permitidas. A Tabela 3.5 mostra o tempo gasto durante a fase de treinamento do PSO em ambos os cenários. O treinamento foi realizado em um computador cuja configuração possui um processador I3 3,5 GHz e 12 GB de RAM.

Tabela 3.5: Tempo de treinamento do algoritmo *NrPSR-Elastic*.

	Cenário A	Cenário B
<i>NrPSR-Elastic</i>	19h 15m 26s	19h 58m 47s

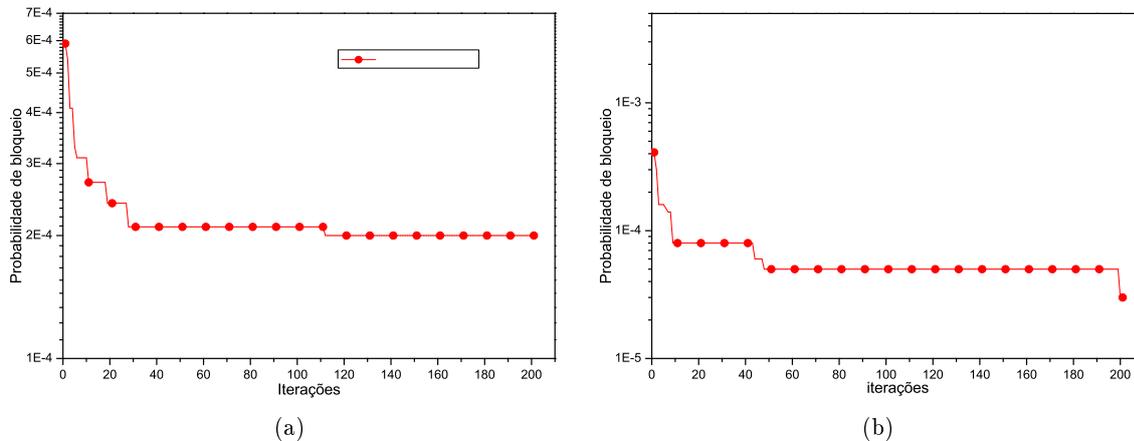


Figura 3.11: Traço de convergência do PSO do algoritmo *NrPSR-Elastic* usando a política *Minimum Hop* nos: (a) Cenário *A* e (b) Cenário *B*.

A Figura 3.12 mostra a probabilidade de bloqueio em função da carga da rede dos algoritmos *NrPSR-Elastic*, *MH*, *Yen* e *SP* para os cenários *A* e *B*. Em ambos os casos, o algoritmo *NrPSR-Elastic* superou os outros em termos de probabilidade de bloqueio para todos os pontos de carga analisados. Os algoritmos *SP* e *MH* concentram as demandas nas rotas mais curtas, o que faz esgotar os recursos dessas rotas mais rapidamente. Note que o algoritmo *CASP* obteve uma probabilidade de bloqueio melhor do que os algoritmos *SP* e *MH*, pelo fato de ponderar melhor o custo dos enlaces em função da disponibilidade dos *slots* de frequência nos enlaces. O algoritmo de *Yen* conseguiu um resultado melhor em relação ao *SP*, *MH* e *CASP*, devido ao fato de testar um conjunto de rotas para cada requisição. Por fim, o algoritmo *NrPSR-Elastic* buscou evitar enlaces com pouca disponibilidade de espectro para requisições de conexão com diferentes demandas de *slots*, já que, durante a avaliação dos enlaces pelo algoritmo, os enlaces com poucas possibilidades de alocação para a requisição recebem custo elevado, o algoritmo evita a escolha de tal enlace. Em ambos os cenários, todos os algoritmos tiveram um comportamento semelhante, no caso do cenário *B*, o algoritmo *NrPSR-Elastic* contabilizou bloqueio somente a partir da carga de rede de 25 erlang. Os coeficientes (b_{n_0}) da função custo do *NrPSR-Elastic* usados no cenário *A* são apresentados na Tabela 3.6.

Tabela 3.6: Coeficientes usados na função custo do *NrPSR-Elastic* para o cenário *A*.

Coeficiente	Valor
b_0	1,0
b_1	0,0
b_2	-0,545853
b_3	0,97245
b_4	0,86421

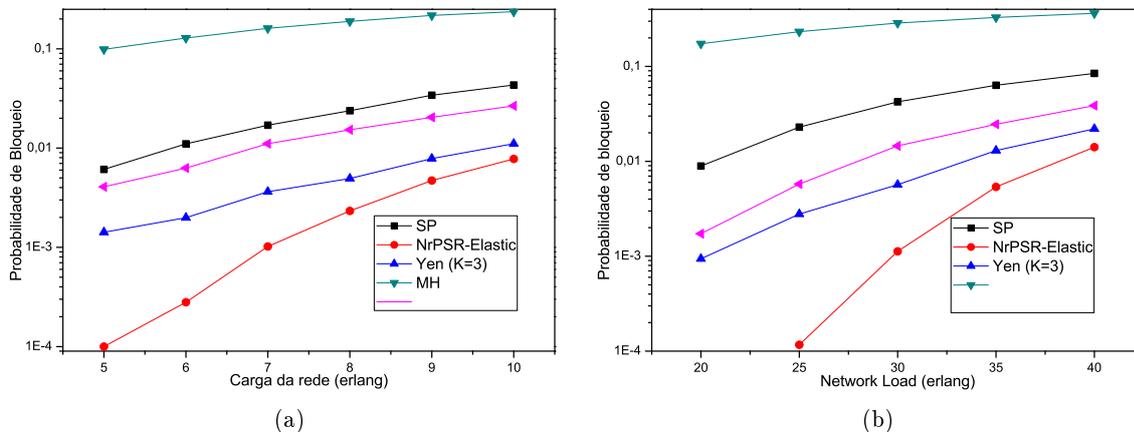


Figura 3.12: Comparação da probabilidade de bloqueio em função da carga da rede dos algoritmos *NrPSR-Elastic*, *SP*, *MH*, *Yen* e *CASP* nos cenários: (a) Cenário A e (b) Cenário B.

3.5 Proposta de Algoritmo de roteamento com restrição de continuidade de *slots* para EONs: *SCSP*

Na seção 3.4, foi apresentada uma nova variável para avaliar a disponibilidade dos *slots* contíguos nos enlaces. Entretanto, outro fator importante no gerenciamento de espectro nas EONs é a continuidade dos *slots*. Essa restrição define que os mesmos *slots* de frequência devem ser selecionados em cada enlace da rota destinada a atender a requisição de conexão. Essa limitação é análoga à limitação de continuidade de comprimento de onda nas redes ópticas WDM, mas com o agravante de existirem requisições com possíveis diferentes larguras de banda [14]. Nesta seção, um novo algoritmo de roteamento que considera a continuidade e contiguidade dos *slots* durante o processo de cálculo da rota é apresentado, referido como *Spectrum Continuity based Shortest Path* (SCSP) [83, 84]. Em [83], foram apresentados os resultados preliminares do algoritmo *SCSP*, os efeitos de camada física e alocação de diferentes formatos de modulação foram considerados neste estudo. Em [84], o *SCSP* foi aplicado em um cenário com efeitos de camada física e alocação de diferentes formatos de modulação.

3.5.1 Descrição do *SCSP*

O algoritmo *SCSP* usa o algoritmo de *Dijkstra* para encontrar a rota com menor custo. O algoritmo de *Dijkstra* foi modificado para armazenar a informação de continuidade do espectro ao longo da rota analisada. Essa informação acumulada é usada para compor o custo do enlace.

O Algoritmo 8 apresenta o pseudocódigo do *SCSP*. No passo 2, o vetor *continuidade* é inicializado. Esse vetor armazena todos os vetores de disponibilidade do nó origem até os demais nós da rede seguindo a rota de menor custo. Os vetores *custo* e *predecessor*, e a lista Q são inicializados nos passos 4–7. O custo e o vetor disponibilidade do nó origem é inicializado

Algoritmo 8 *Pseudocódigo do SCSP.*

```

1: função ENCONTRARROTASCS(r, rede, nó fonte, nó destino, r (número de slots))
2:   Inicialize os vetores custo, predecessor, continuidade;
3:   Inicialize a Lista Q = vazia;
4:   para cada nó v da rede faça
5:     custo[v] = Infinito;
6:     predecessor[v] = -1;
7:     Q ← v;
8:   fim para
9:   custo[origem] = 0;
10:  continuidade[origem] = {1, 1, 1, ..., 1, 1, 1};
11:  u = origem;
12:  Remove origem de Q;
13:  enquanto Q não for vazio faça
14:    para vizinho v de u faça
15:      se houver conexão entre u e v então
16:        vetorAuxiliar = vetor de disponibilidade dos slots entre u e v;
17:        vetorResultante = Produto entre os vetores continuidade[u] e vetorAuxiliar;
18:        CustoDoNovo = CalcularCusto(vetorResultante, r, du,v);
19:        se CustoDoNovo != Infinito então
20:          menorCusto = custo[u] + CustoDoNovo;
21:          se custo[v] > menorCusto então
22:            custo[v] = menorCusto;
23:            predecessor[v] = u;
24:            continuidade[v] = vetorResultante;
25:          fim se
26:        fim se
27:      fim para
28:    u = elemento de Q de menor custo;
29:    remove u de Q;
30:  fim enquanto
31:  Monte a rota a partir do vetor predecessor;
32:  Retorne a rota com maior capacidade de recursos.
33: fim função

```

nos passos 9 e 10. Os passos 16 e 17 são responsáveis pela análise e armazenamento do vetor de disponibilidade durante o processo de visita a todos os nós da rede. No passo 18, o cálculo do custo de cada nó visitado é realizado. A função *CalcularCusto()* considera a distância física e a variável CFSA, essa variável é descrita na Seção 3.4.1, sendo definida na Eq. (3.12).

$$CalcularCusto(vetorResultante, r, d_{u,v}) = \frac{d_{u,v}}{d_{max}} + \frac{1}{s_{u,v}^r + 1}, \quad (3.12)$$

em que $d_{u,v}$ é a distância física do enlace entre os nós u e v , d_{max} é a distância física do maior enlace da rede; $s_{u,v}^r$ é a disponibilidade de *slots* de frequência contíguos obtido no *vetorResultante*.

Outra maneira de calcular o custo do enlace pela função $CalcularCusto()$ é considerar somente a variável CFSA, como mostra a Eq. (3.13).

$$CalcularCusto(vetorResultante, r) = \frac{1}{s_{u,v}^r + 1}, \quad (3.13)$$

3.5.2 Configuração das simulações do *SCSP*

A ferramenta de simulação SIMTON [57] é utilizada para simular o cenário de redes ópticas elásticas. Nas simulações são avaliados a probabilidade de bloqueio de requisição e o *throughput* dos algoritmos de RMLSA. Os efeitos de camada física considerados neste estudo são: o ruído ASE e efeitos de saturação de ASE. Os formatos de modulação considerados nas simulações foram: QPSK, 8-QAM, 16-QAM, 32-QAM. Para cada simulação de rede, um conjunto de 10^5 requisições de conexão são geradas e os pares fonte-destino foram gerados aleatoriamente para cada requisição de conexão. A Figura 3.13 mostra o fluxograma dos algoritmos de RMLSA empregados no SIMTON. Quando a requisição de conexão chega à rede, um algoritmo de roteamento encontra uma rota para atender essa requisição. No caso do *SCSP*, o algoritmo precisa conhecer *a priori* o número de *slots* de frequência requeridos para encontrar a rota de modo a atender a requisição. Por isso, O *SCSP* usa o número de *slots* de frequência requerido pelo formato de modulação que apresenta o menor valor de $OSNR_{th}$. Em seguida, o SIMTON tenta escolher um formato de modulação que otimize os recursos da rede (espectro), os formatos de modulação com maior eficiência espectral são os primeiros a serem analisados. Após essa etapa, o algoritmo de alocação de espectro verifica se há *slots* de frequência contínuos e contíguos na rota escolhida. A quantidade de *slots* necessária depende do formato de modulação considerado. A Tabela 3.7 mostra a quantidade de *slots* para cada combinação de formato de modulação e taxa de transmissão. Por fim, o SIMTON avalia a OSNR da rota e compara com a OSNR requerida ($OSNR_{th}$) do formato de modulação. Se a OSNR da rota é maior que a OSNR requerida, a conexão é estabelecida. Caso contrário, outro formato de modulação é avaliado. A OSNR requerida para cada formato de modulação depende somente da taxa de transmissão e da relação sinal-ruído (SNR, *Signal to Noise Ratio*) por bit do formato de modulação. A SNR por bit do formato de modulação para uma BER (*Bit Error Rate*) de $3,8 \times 10^{-3}$ e as equações usadas para o cálculo da $OSNR_{th}$ podem ser encontradas em [85]. A Tabela 3.8 mostra a $OSNR_{th}$ (em dB) para cada combinação de formato de modulação e taxa de transmissão.

Os parâmetros usados nas simulações são mostrados na Tabela 3.9. Para cada requisição de conexão, foi selecionada aleatoriamente uma taxa de transmissão usando uma função de

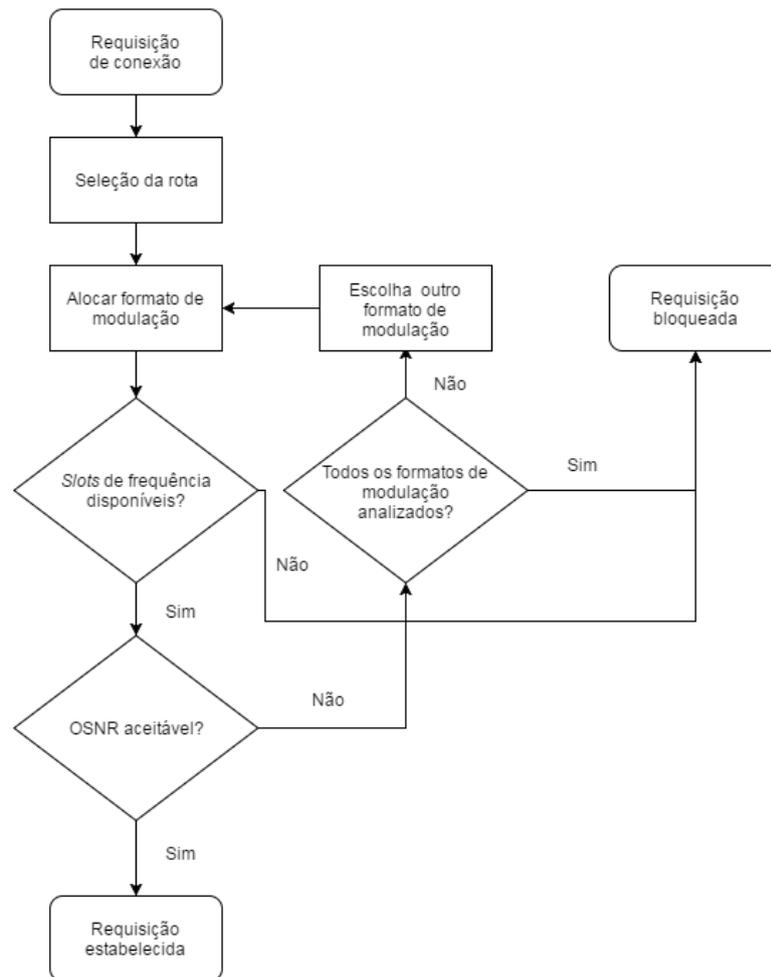


Figura 3.13: Fluxograma dos algoritmos de RMLSA empregados no SIMTON para EONs.

Tabela 3.7: Número de *slots* para cada combinação de formato de modulação e taxa de transmissão usado nos algoritmos de RMLSA em EONs.

Formato/Taxa	Números de <i>slots</i> de frequência			
	40 Gbit/s	100 Gbit/s	200 Gbit/s	400 Gbit/s
QPSK	2	4	8	16
8-QAM	2	3	6	11
16-QAM	1	2	4	8
32-QAM	1	2	4	7

densidade de probabilidade uniforme entre os seguintes valores: 40, 100, 200 e 400 Gbit/s. Nas simulações foram usadas três diferentes topologias de rede, como mostradas nas Figuras 2.7, 2.8, e 2.10, nomeadas neste estudo como: Topologia 1, Topologia 2 e Topologia 4, respectivamente. Neste estudo, as duas versões do algoritmo *SCSP* são considerados. A primeira versão do *SCSP*, chamada *SCSP(d,s)*, considera as variáveis distância física e a CFSA

Tabela 3.8: $OSNR_{th}$ (em dB) para cada combinação de formato de modulação e taxa de transmissão usado nos algoritmos de RMLSA em EONs.

Formato/Taxa	$OSNR_{th}$			
	40 Gbit/s	100 Gbit/s	200 Gbit/s	400 Gbit/s
QPSK	8,83	12,81	15,82	18,83
8-QAM	12,04	16,02	19,03	22,04
16-QAM	12,56	16,54	19,55	22,56
32-QAM	14,61	18,59	21,60	24,61

para calcular o custo dos enlaces. A segunda versão, nomeada $SCSP(s)$, considera somente a variável CFSA no cálculo do custo do enlace. Para fins de comparação, os algoritmos de roteamento SP , MH e $CASP$ foram usados como referência, esses algoritmos são descritos nas Seções 3.2.1, 3.2.2 e 3.2.5, respectivamente.

Tabela 3.9: Parâmetros da simulação usados nos algoritmos de RMLSA em EONs.

Parâmetro	Valor	Definição
P_{sat}	26 dBm	Potência de saturação do amplificador
P_{laser}	0 dBm	Potência de transmissão de saída
$OSNR_{in}$	40 dB	OSNR de entrada
S	320	Número de <i>slots</i> de frequência
Δf	12,5 GHz	Espaçamento do <i>slot</i> de frequência
α	0,2 dB/km	Coefficiente de perda da fibra
L_{Mux}	3 dB	Perda do multiplexador
L_{Demux}	3 dB	Perda do demultiplexador
L_{Switch}	10 dB	Perda do comutador óptico
NF	5,5 dB	Figura de ruído do amplificador

3.5.3 Resultados do $SCSP$

Nesta Seção, são apresentados os resultados da probabilidade de bloqueio e da vazão da rede para os algoritmos $SCSP(d,s)$, $SCSP(s)$, MH , SP e $CASP$, usando o algoritmo FF como política de alocação de espectro. A Figura 3.14 mostra a probabilidade de bloqueio em função da carga da rede dos algoritmos de roteamento $SCSP(d,s)$, $SCSP(s)$, MH , SP e $CASP$ nas três topologias de rede consideradas: Topologia 1, Topologia 2 e Topologia 4. Na Figura 3.14, cada símbolo representa a probabilidade de bloqueio média de um conjunto de 30 simulações independentes, e a margem de erro para um intervalo de confiança de 95%.

Na Figura 3.14(a), os algoritmos $SCSP(d,s)$, SP e $CASP$ obtiveram desempenho similar, devido ao fato que o bloqueio pela falta de QoT é predominante na topologia e os algoritmos

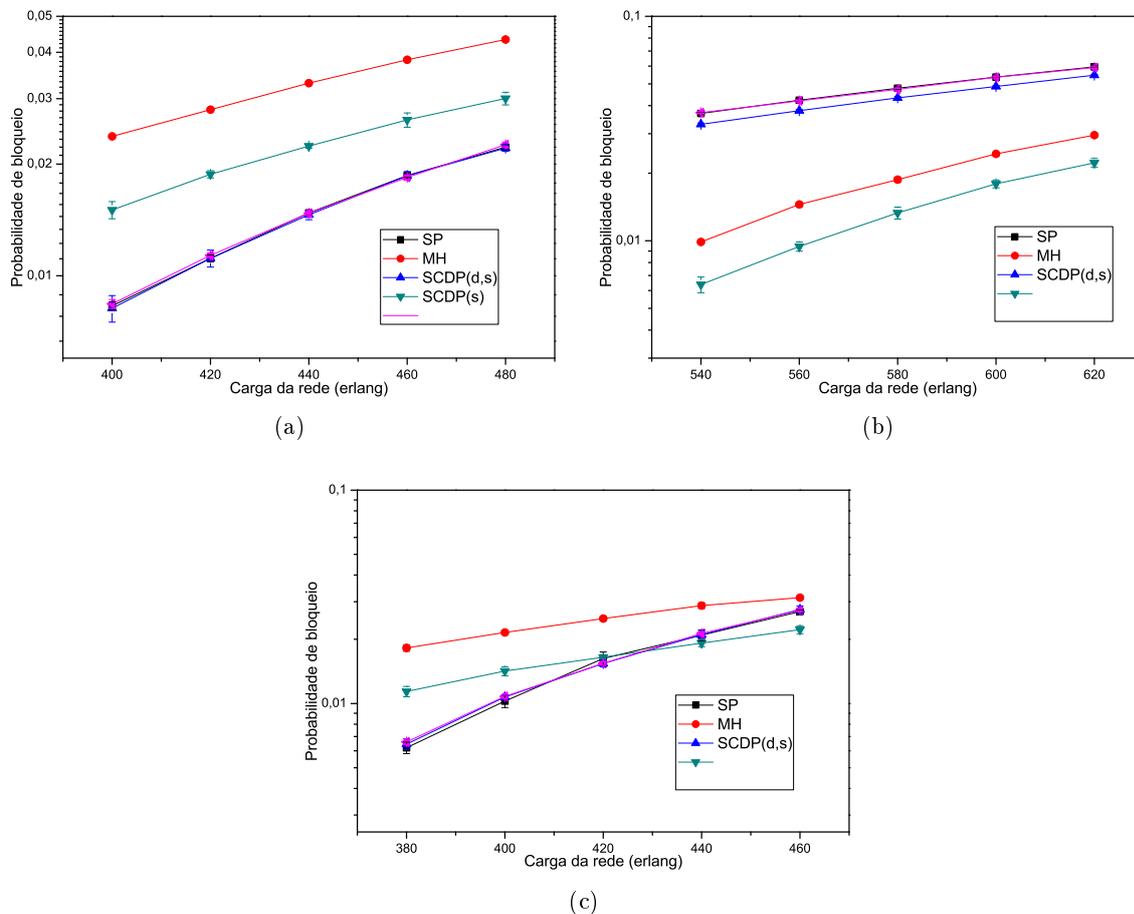


Figura 3.14: Probabilidade de bloqueio média e sua margem de erro para um intervalo de confiança de 95% em função da carga da rede dos algoritmos $SCSP(d,s)$, $SCSP(s)$, MH , SP e $CASP$ nas topologias:(a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 4.

que consideram a distância física na função custo, conseguiram obter rotas com melhor qualidade de transmissão. Na Figura 3.14(b), o algoritmo $SCSP(s)$ obteve melhores resultados em comparação aos outros algoritmos. Isso ocorreu porque o $SCSP(s)$ tenta encontrar um rota com recursos para atender a requisição na rede, sem concentrar os caminhos ópticos nas rotas mais curtas e provisionando recursos para atender futuras requisições. Por outro lado, os algoritmos $SCSP(d,s)$, MH e SP concentram os caminhos ópticos nas rotas mais curtas, o que provoca a redução dos recursos de rede, no qual pode comprometer o estabelecimento de futuras requisições. Além disso, essa topologia tem uma probabilidade de bloqueio devido à falta de *slots* de frequência contínuos e contíguos maior que a probabilidade de bloqueio devido à falta de QoT. Na Figura 3.14(c), a Topologia 3 tem bloqueio devido à falta de QoT predominante nas cargas de rede mais baixas e a partir de 420 erlang, o bloqueio devido à falta de *slots* de frequência contínuos e contíguos tem uma influência maior que o bloqueio por falta de QoT. Logo, podemos perceber que os algoritmos que consideram a distância no cálculo

dos custos dos enlaces conseguem obter melhores resultados para as cargas mais baixas. A medida que o bloqueio por falta de *slots* de frequência contínuos e contíguos se torna mais importante, o algoritmo $SCSP(s)$ obteve melhores resultados. O algoritmo $SCSP(d,s)$ não conseguiu obter bons resultados em cenários que o bloqueio por falta de *slots* de frequência contínuos e contíguos é predominante, devido ao fato que a influência da informação da distância física é maior que a influência da disponibilidade dos *slots* de frequência. Um solução para essa cenário, seria ponderar melhor as variáveis na função custo do algoritmo $SCSP(d,s)$ através de uma função em série de potência.

A Figura 3.15 mostra o valor médio da vazão considerando 30 simulações independentes em função da carga da rede e sua margem de erro com intervalo de confiança de 95% para os algoritmos $SCSP(d,s)$, $SCSP(s)$, MH , SP e $CASP$ nas topologias de rede: Topologia 1, Topologia 2 e Topologia 4. Pode-se observar que todos os algoritmos apresentaram um comportamento similar quando comparados aos resultados de probabilidade de bloqueio.

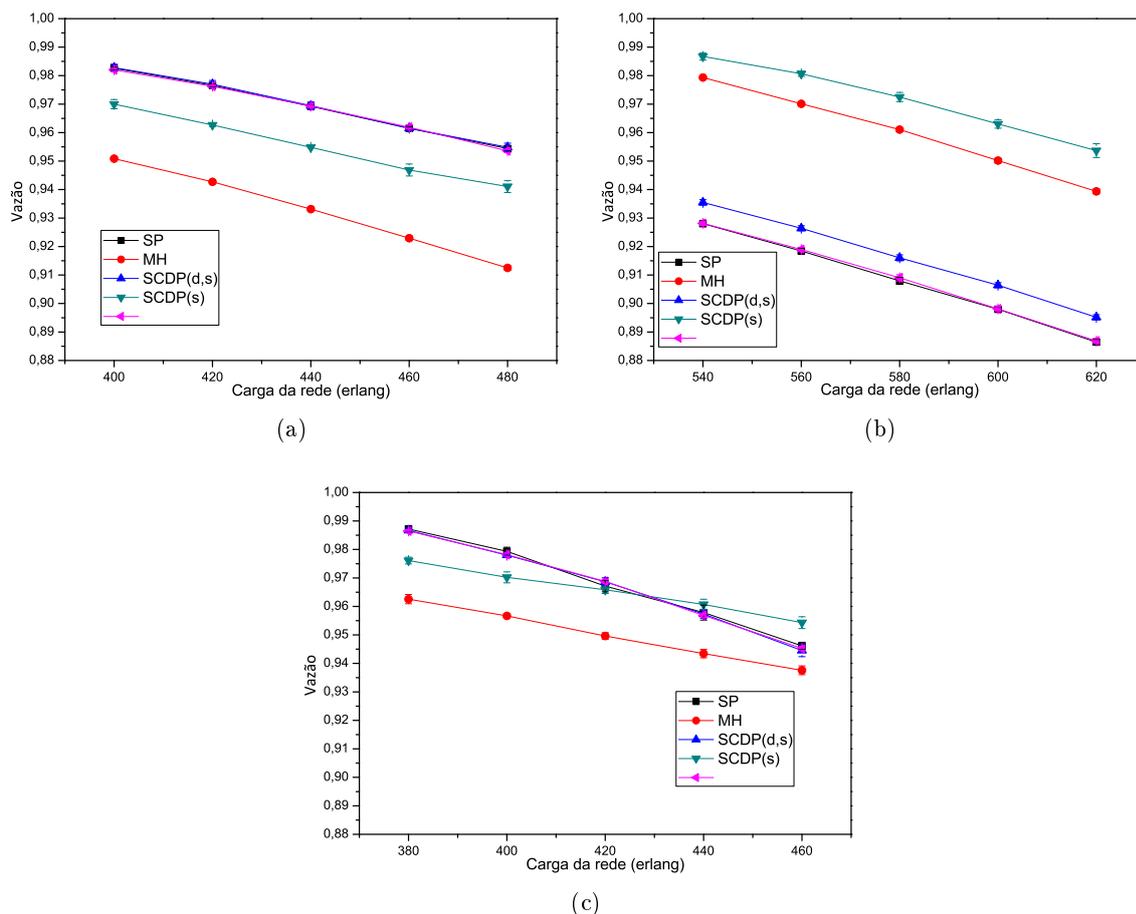


Figura 3.15: Vazão média e sua margem de erro para um intervalo de confiança de 95% em função da carga da rede dos algoritmos $SCSP(d,s)$, $SCSP(s)$, MH , SP e $CASP$ nas topologias:(a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 4.

Algumas características da rede que podem afetar o desempenho dos algoritmos são o grau nodal médio e a distribuição dos enlaces na topologia de rede. Essas características têm influência na obtenção de rotas alternativas com disponibilidade/continuidade dos *slots* de frequência e OSNR aceitável. Outras características importantes da rede são o número de *slots* de frequência e os formatos de modulação adotados para maximizar a eficiência espectral na rede, permitindo que as rotas mais custas da rede suportem um maior número de conexões ativas na rede.

3.6 Resumo e contribuições do capítulo

Neste capítulo, os conceitos e contribuições na área de roteamento foram abordados. O processo de roteamento é um aspecto importante para se conseguir bom desempenho em redes ópticas com tráfego dinâmico. Tanto em redes ópticas WDM, quanto em EONs, o roteamento consiste em encontrar uma rota baseada em uma determinada variável da rede para atender a requisição de conexão. Essas variáveis podem ser informações baseadas na topologia como distância física, número de saltos, número de amplificadores, ou informações que dependem do estado da rede, como número de comprimentos de onda disponível, número de conexões ativas e informação da camada física. Os principais tipos de roteamento são o roteamento estático e o roteamento dinâmico. No roteamento estático todas as rotas são pré-determinadas. No roteamento dinâmico, as rotas são escolhidas de acordo com o estado da rede.

3.6.1 Contribuições do capítulo

Na Seção 3.3 é apresentado um novo algoritmo de roteamento baseado na relação sinal-ruído óptico (OSNR), chamado $NrPSR(OSNR)$. O algoritmo $NrPSR(OSNR)$ usa o $NrPSR$ para encontrar as Nr rotas que apresentam menor custo, na qual os enlaces da rede são avaliados com base numa função custo baseada em uma série de potências. Essa função custo é uma equação que permite combinar diferentes informações da rede para avaliar melhor os enlaces da rede. Na etapa seguinte, uma das rotas encontradas é escolhida para atender a requisição, conforme uma política de seleção. O $NrPSR(OSNR)$ é constituído por duas etapas: fase de treinamento e a fase de operação. Na fase de treinamento, um algoritmo de otimização baseado em população (PSO) é usado para encontrar os coeficientes da função custo. Na fase de operação, o $NrPSR(OSNR)$ é usado como algoritmo de roteamento. Neste estudo, duas políticas foram propostas, na qual gera dois algoritmos diferentes, referidos como $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ e $NrPSR(OSNR-MAX)$. Ambos os algoritmos são comparados por meio de simulação com outros algoritmos de roteamento. Os resultados mostraram que o $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ superou todos os outros algoritmos de roteamento, incluindo o $NrPSR(OSNR-MAX)$.

Na Seção 3.4, um novo algoritmo de roteamento é proposto para resolver o problema de RSA em EONs, chamado *NrPSR-Elastic*. Esse algoritmo emprega os conceitos propostos no algoritmo *NrPSR* e uma função custo que considera a disponibilidade de *slots* de frequência para requisições de conexão com larguras de banda distintas. Neste estudo, também é proposta uma nova variável para avaliar a disponibilidade do espectro nos enlaces em EONs, chamada disponibilidade de *slots* de frequência contíguos (CFSA). Como ocorre no *NrPSR*, uma política é usada para selecionar uma das rotas encontradas pelo *NrPSR-Elastic* para atender a requisição de conexão. Neste estudo, os efeitos de camada física não foram considerados. Nas simulações, o algoritmo *NrPSR-Elastic* foi comparada com outros algoritmos de roteamento, e os resultados mostraram que considerar a contiguidade de *slots* durante o processo de roteamento melhora o desempenho do algoritmo proposto.

Na Seção 3.5, um novo algoritmo de roteamento que considera a continuidade e contiguidade dos *slots* durante o processo de cálculo das rotas é proposto, chamado *Spectrum Continuity based Shortest path* (SCSP). O algoritmo *SCSP* usa uma versão modificada do algoritmo de *Dijkstra* para encontrar uma rota de menor custo. A informação de continuidade do espectro é armazenada ao longo da rota analisada e essa informação acumulada é usada para compor o custo do enlace através da variável CFSA. O *SCSP* foi comparado com outros algoritmos de roteamento, como os algoritmos *SP*, *MH* e *CASP*. As simulações mostram a importância da continuidade dos *slots* durante o processo de roteamento. No Capítulo 4 serão discutidos os conceitos e as contribuições em proteção de caminho dedicado em redes ópticas WDM e EONs.

Capítulo 4

Proteção em Redes Ópticas

Como foi apresentado na introdução desta tese, os esquemas de proteção de rede podem ser divididos em proteção de caminho dedicado ou proteção de caminho compartilhado. Na proteção de caminho dedicado, dois caminhos ópticos com enlaces disjuntos (caminho óptico de trabalho e caminho óptico de proteção) são alocados para atender cada requisição de conexão. Na proteção de caminho compartilhado, o caminho óptico de proteção pode compartilhar alguns ou todos os recursos com outros caminhos ópticos de proteção [16].

Existem critérios para mensurar as vantagens e desvantagens dos diferentes esquemas de proteção, tais como: tempo de restauração, eficiência de utilização de recursos e complexidade de controle da rede. O tempo de restauração é referido como o tempo decorrido a partir da ocorrência da falha até a recuperação da chamada. Um tempo de restauração curto é frequentemente esperado para as técnicas de proteção. Eficiência de utilização de recursos é outro critério importante para avaliar as técnicas de proteção. Esse critério é definido como a razão entre a capacidade total reservada para os caminhos ópticos de proteção em toda a rede e a capacidade total dos caminhos ópticos de trabalho. O terceiro critério, a complexidade de controle da rede, é o esforço empregado pelo plano de controle nas técnicas de proteção [21]. Neste capítulo, é abordado o esquema de proteção de caminho dedicado em redes ópticas WDM e EONs, já que este esquema apresenta um tempo rápido de restauração das requisições afetadas por falhas simples e baixo esforço do plano de controle no gerenciamento das requisições.

Neste capítulo, serão abordadas as contribuições desta tese na área de proteção de caminho dedicado em redes ópticas WDM e EONs, todas para tráfego dinâmico. O Capítulo está organizado da seguinte forma. A Seção 4.1 apresenta as principais abordagens para tratar o problema de proteção de caminho dedicado encontradas na literatura. A Seção 4.2 apresenta algumas contribuições na área de proteção de caminho dedicado em redes ópticas WDM. A Seção 4.3 apresenta algumas contribuições na área de proteção de caminho dedicado em EONs. Na Seção 4.4, é apresentado um novo algoritmo para proteção dedicada em redes

ópticas WDM, incluindo a descrição detalhada da proposta, a configuração das simulações e os resultados obtidos. Por fim, na Seção 4.5 é apresentado um novo algoritmo para resolver o problema de proteção de caminho dedicado em EONs.

4.1 Algoritmos de proteção de caminho dedicado

Algumas abordagens para tratar o problema de proteção dedicada são baseadas em algoritmos de grafos. Esta seção apresenta os principais algoritmos de proteção de caminho dedicado encontrados na literatura.

4.1.1 Algoritmo de *Dijkstra* de dois passos

O algoritmo de *Dijkstra* de dois passos determina o rota de trabalho sobre a topologia de rede. Em seguida, os enlaces utilizados pela rota de trabalho são temporariamente removidos da rede de modo a determinar a rota de proteção. O Algoritmo 9 apresenta o pseudocódigo do *Dijkstra* de dois passos. A complexidade do algoritmo de *Dijkstra* de dois passos para encontrar um par de rotas com enlaces disjuntos é $O(n \log n)$, na qual n é número de nós na rede.

Algoritmo 9 *Pseudocódigo do algoritmo de Dijkstra de dois passos.*

```

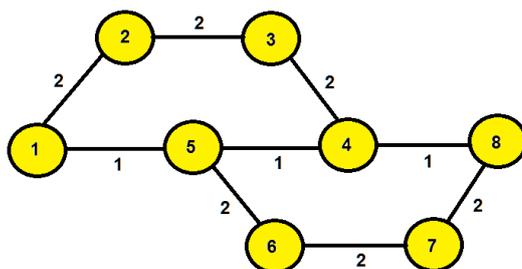
1: função ENCONTRARROTASDIJKSTRADOISPASSOS(rede, nó fonte, nó destino, requisição)
2:   Encontre a rota ( $R_1$ ) de menor custo em  $M$  usando o algoritmo de Dijkstra;
3:   Remova temporariamente os enlaces de  $R_1$  em  $M$ ;
4:   Encontre a rota ( $R_2$ ) de menor custo em  $M$  usando o algoritmo de Dijkstra;
5:   Restaure os enlaces de  $R_1$  em  $M$ ;
6:   se  $R_1$  e  $R_2$  existem então
7:     rota de trabalho  $\leftarrow R_1$ ;
8:     rota de proteção  $\leftarrow R_2$ ;
9:     Retorne as rotas de trabalho e proteção.
10:  senão
11:    requisição é bloqueada.
12:  fim se
13: fim função

```

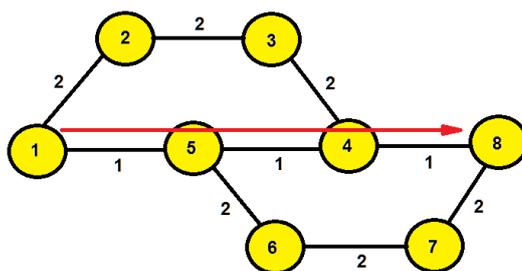
4.1.2 Algoritmo de *Surballe*

A implementação do algoritmo de *Dijkstra* de dois passos é simples, mas pode falhar em algumas topologias de rede, como as referidas como *Trap topology* [21]. Essas topologias têm um ou mais enlaces críticos que podem tornar o caminho óptico de proteção inviável. A Figura 4.1 ilustram um exemplo de execução do algoritmo de *Dijkstra* de dois passos em uma rede com enlaces críticos (*Trap topology*) para encontrar um par de rotas disjuntas de menor

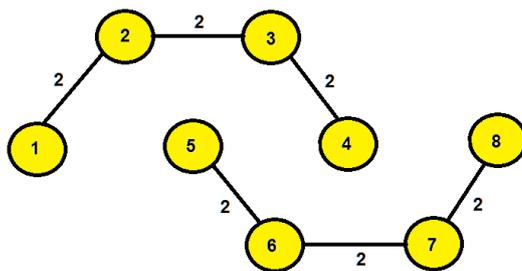
caminho entre os nós 1 e 8. Este exemplo usa uma topologia de rede constituída de 8 nós, e os valores nos enlaces representam a distância física entre os nós, como mostra a Figura 4.1(a). A primeira etapa do algoritmo de *Dijkstra* de dois passos é encontrar uma rota de menor caminho (R_1) entre os nós fonte e destino, como mostra a Figura 4.1(b). Em seguida, os enlaces da rota R_1 são removidos temporariamente da rede (Figura 4.1(c)).



(a)



(b)



(c)

Figura 4.1: Execução do algoritmo de *Dijkstra* de dois passos para encontrar um par de rotas disjuntas de menor caminho entre os nós 1 e 8: (a) Etapa 1, (b) Etapa 2 e (c) Etapa 3.

Por fim, o algoritmo de *Dijkstra* de dois passos tenta encontrar a segunda rota (R_2) na rede mostrada na Figura 4.1(c). Neste caso, como o algoritmo escolheu um ou mais enlaces críticos na primeira rota (R_1), ocasionou a quebra da rede, impossibilitando encontrar a segunda rota de menor custo. Se observarmos a Figura 4.1(a), podemos notar que existe

duas rotas disjuntas entre os nós 1 e 8, são elas: rota 1 (1–2–3–4–8) e rota 2 (1–5–6–7–8), mas o algoritmo de *Dijkstra* de dois passos não consegue identificar essas rotas. Para tratar esse problema, Suurballe [86] propôs um algoritmo para encontrar um par de rotas com enlaces disjuntos na rede. O algoritmo tenta evitar os enlaces críticos da rede, na qual permite o algoritmo encontrar um par de rotas com enlaces disjuntas se existir. O algoritmo de *Suurballe* é apresentado no Algoritmo 10.

Algoritmo 10 *Pseudocódigo do algoritmo de Suurballe.*

```

1: função ENCONTRARROTASSUURBALLE(rede, nó fonte, nó destino, requisição)
2:   Encontre a rota ( $R_1$ ) de menor custo na rede usando o algoritmo de Dijkstra;
3:   Calcule a árvore de rotas mais curta ( $T$ ) na rede, o nó fonte é a raiz da árvore;
4:   Modifique o custo de cada enlace na rede pela expressão  $w'(i, j) = w(i, j) - d(\text{source}, j) + d(\text{source}, i)$ ;
5:   Remova temporariamente os enlaces de uplink de  $R_1$  na rede;
6:   Encontre uma rota ( $R_2$ ) de menor custo usando o algoritmo de Dijkstra;
7:   Restaure os enlaces de uplink de  $R_1$  na rede;
8:   se existe as rotas  $R_1$  e  $R_2$  então
9:     se  $R_1$  compartilha enlaces com  $R_2$  então
10:      Remova os enlaces temporariamente compartilhados entre  $R_1$  and  $R_2$  da rede;
11:      Encontre a rota de trabalho usando o algoritmo de Dijkstra na rede;
12:      Remova temporariamente os enlaces da rota de trabalho da rede;
13:      Encontre a rota de proteção usando o algoritmo de Dijkstra;
14:      Restaure os enlaces removidos na rede;
15:      se existe as rotas de trabalho e proteção então
16:        Retorne as rotas de trabalho e proteção.
17:      fim se
18:    senão
19:      rota de trabalho  $\leftarrow R_1$ ;
20:      rota de proteção  $\leftarrow R_2$ ;
21:    Retorne as rotas de trabalho e proteção.
22:    fim se
23:  senão
24:    requisição é bloqueada.
25:  fim se
26: fim função

```

O algoritmo encontra uma rota R_1 com menor custo na rede (linha 2). Em seguida, o algoritmo encontra a árvore de caminho mais curtos (T) na rede, com o nó fonte como raiz da árvore (linha 3). Essa árvore contém a rota mais curta para cada nó (exceto o nó fonte) da rede. Então, o algoritmo avalia o novo custo para cada enlace ($w'(i, j)$) na rede usando a expressão $w'(i, j) = w(i, j) - d(\text{source}, j) + d(\text{source}, i)$ (linha 4), na qual $w(i, j)$ é o custo atual do enlace entre os nós i and j na rede e $d(u, v)$ é o custo total do caminho mais curto entre os nós u and v , na qual é obtido de T . Nas linhas 5 e 6, o algoritmo de *Suurballe* remove

temporariamente os enlaces de *uplink* de R_1 da rede e encontra uma nova rota, R_2 . Se a rota R_2 não existe, o algoritmo de *Suurballe* realiza o passo da linha 25. Caso contrário, o algoritmo de *Suurballe* compara e remove os enlaces compartilhados entre R_1 e R_2 . Esses enlaces compartilhados devem ser evitados durante o cálculo de ambas as rotas de trabalho e proteção (linhas 9–16), o uso desses enlaces compartilhados pode dividir a rede em partes desconectadas como discutido anteriormente [21]. A complexidade do algoritmo de *Suurballe* para encontrar um par de rotas com enlaces disjuntos é $O(n \log n)$, na qual n é número de nós na rede.

As Figuras 4.2 e 4.3 mostra um exemplo de execução do algoritmo de *Suurballe* para tratar o problema de *trap topology* apresentado na Figura 4.1(a). O primeiro passo do algoritmo avalia o novo custo para cada enlace da rede, o resultado é mostrado na Figura 4.2(a). O segundo passo do algoritmo de *Suurballe* é encontrar a primeira rota de menor custo na rede (R_1), como mostra a Figura 4.2(b). Na Figura 4.3(a), os enlaces de *uplink* de R_1 são removidos temporariamente e uma nova rota de menor custo (R_2) é calculada. Em seguida, é verificado se as rotas R_1 e R_2 compartilham enlaces, como o enlace 4–5 é comum as duas rotas, os enlaces de *uplink* de R_1 são restaurados e o enlace 4–5 é removido para se calcular novamente as rotas disjuntas na rede. Por fim, o algoritmo de *Suurballe* calcula novamente as rotas R_1 e R_2 na nova topologia apresentada na Figura 4.3(b).

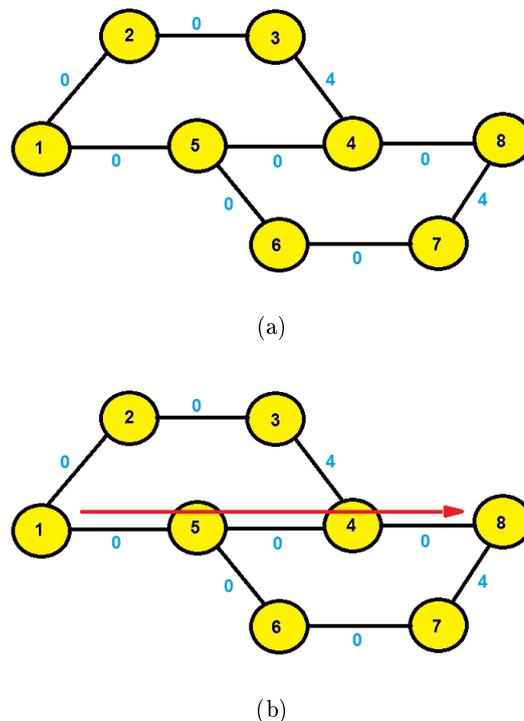


Figura 4.2: Execução do algoritmo de *Suurballe* para encontrar um par de rotas disjuntas de menor caminho entre os nós 1 e 8: (a) Etapa 1 e (b) Etapa 2.

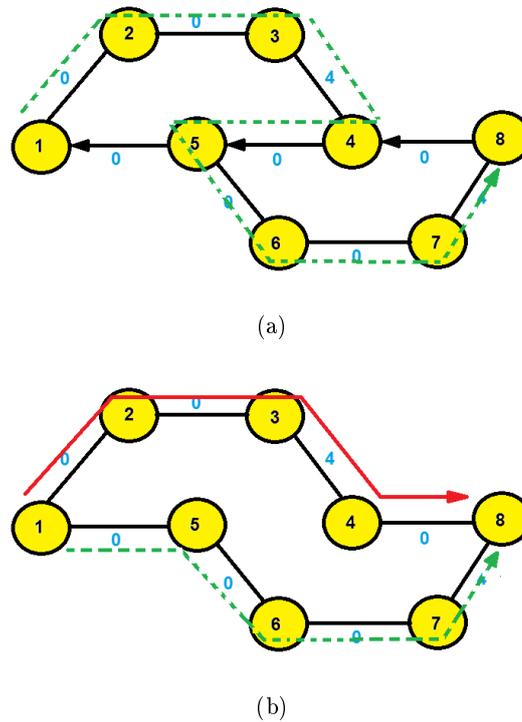


Figura 4.3: Execução do algoritmo de *Suurballe* para encontrar um par de rotas disjuntas de menor caminho entre os nós 1 e 8: (a) Etapa 3 e (b) Etapa 4.

4.2 Revisão bibliográfica em proteção dedicada em redes ópticas WDM

Nesta seção são apresentados alguns trabalhos relacionados à proteção dedicada em redes ópticas WDM. Zhai *et al.* [87] adaptaram um algoritmo de roteamento, chamado algoritmo de maior fator Q , de modo a resolver o problema de proteção de caminho dedicado em redes ópticas WDM. Esse algoritmo encontra, para cada comprimento de onda, uma rota candidata e o fator Q é calculado para cada rota. Entre todas as rotas encontradas, a rota com maior fator Q é selecionada para atender a requisição de conexão. O algoritmo adaptado por Zhai *et al.* é um algoritmo de abordagem em dois passos, na qual a primeira e a segunda rota são selecionadas de acordo com o algoritmo de roteamento.

Liu *et al.* [88] propuseram três algoritmos baseados na abordagem de dois passos para resolver o problema de proteção de caminho dedicado e agregação em redes ópticas com diferentes taxas de transmissão. Essas abordagens visam a maximização da taxa de transmissão e a redução do custo dos *transponders*.

Monti *et al.* [89] apresentaram uma heurística baseada no algoritmo de Suurballe que encontra o par de rotas com enlaces disjuntos com menor consumo de energia em redes ópticas

WDM com tráfego estático. O algoritmo proposto é capaz de reservar alguns enlaces e nós para dar suporte a somente caminhos ópticos de proteção, na qual é possível configurar os dispositivos de cada enlace e nó para o modo *sleep*.

Soproni *et al.* [90] propuseram uma abordagem metaheurística baseada na evolução de bactérias, referida como *bacterial evolutionary algorithm* (BEA). Esse algoritmo encontra soluções de proteção dedicada com menor custo e diferentes grupos de enlaces de risco compartilhado (SRLGs, *Shared Risk Link Groups*). O desempenho do BEA foi comparado com outras heurísticas em termos de falha de SRLG e carga da rede. O algoritmo *BEA* conseguiu obter bons resultados.

Beshir *et al.* [91] estudaram o problema de proteção dedicada e colocação de regeneradores em redes ópticas WDM, na qual o objetivo é minimizar o número total de regeneradores instalados, maximizando o número de caminhos ópticos de trabalho e proteção alocados na rede para uma dada matriz de tráfego. Eles consideraram dois casos: na proteção de caminho dedicado, eles propuseram uma abordagem de um passo baseada no algoritmo de Suurballe. Para proteção de caminho compartilhado, eles propuseram o algoritmo de *Dijkstra* de dois passos.

4.3 Revisão bibliográfica em proteção dedicada em EONs

Takagi *et al.* [92] propuseram algoritmos para tratar o problema de RSA considerando proteção de caminho compartilhado e proteção de caminho dedicado em EONs. Os algoritmos desenvolvidos são baseados no modelo de programação linear inteira (ILP, *Integer Linear Programming*). Esse modelo considera a restrição de distância adaptativa. Esses algoritmos propostos são comparados com o cenário WDM em termos de eficiência espectral. Os resultados mostram uma redução em torno de 30% nos recursos requeridos.

Klinkowski *et al.* [93] propuseram um algoritmo genético (GA, *Genetic Algorithm*) para resolver o problema de RSA com proteção de caminho dedicado em EONs com demanda de tráfego estático e sujeito a falha simples. Algoritmos baseados em grafos foram usados como critério de comparação com os algoritmos propostos em termos de eficiência espectral.

Vizcaíno *et al.* [94] propuseram heurísticas para investigar os problemas de modelo de custo e consumo de energia nas arquiteturas WDM e EONs. Devido à importância da sobrevivência em redes ópticas, o artigo considera e avalia diferentes esquemas de proteção, como proteção de caminho compartilhado e proteção de caminho dedicado. Os resultados apresentaram a melhoria na redução do consumo de energia que pode ser obtido pelo uso da arquitetura EONs.

Walkowiak *et al.* [95] propuseram um modelo ILP para resolver o problema de RSA *offline* com a proteção de caminho dedicado. A formulação usa uma versão modificada do método *tabu search* para prover uma solução próxima da solução ótima.

Shen *et al.* [96] desenvolveram um modelo ILP para minimizar o número de *slots* de frequência do enlace usado e a capacidade escassa requerida. Proteção de caminho compartilhado e proteção de caminho dedicado foram considerados. Ambas as técnicas foram analisadas sob os cenários com e sem *transponders* sintonizáveis. Todos os modelos foram comparados com três topologias de rede. Os resultados mostram que o esquema de proteção de caminho compartilhada requer menor capacidade da rede quando comparado com o esquema de proteção de caminho dedicado.

4.4 Proposta de algoritmo de proteção dedicada em redes ópticas WDM: *PSR-DP*

4.4.1 Descrição do *PSR-DP* e da variável *LWC*

Nesta seção é apresentado um novo algoritmo para tratar o problema de proteção de caminho dedicado em redes ópticas WDM. O algoritmo proposto é nomeado como algoritmo de proteção dedicada baseada em roteamento por série de potência (*PSR-DP*, *Power Series Routing-based Dedicated Protection*) [97]. O algoritmo usa a função custo baseada em uma expansão em série de potência para avaliar o custo dos enlaces da rede. Uma ou mais informações da rede são usadas nesta função custo. Essas variáveis são informações importantes da rede, como distância física e/ou disponibilidade dos comprimentos de onda. Outra contribuição deste estudo é a proposta de uma nova variável baseada na limitação de continuidade de comprimento de onda.

O uso do *PSR-DP* em redes ópticas requer duas fases: a fase de treinamento e a fase de operação. No treinamento, o algoritmo PSO encontra os coeficientes da função custo que minimiza a probabilidade de bloqueio da rede. Na fase operacional, o algoritmo *PSR-DP* usa a função custo otimizada durante a operação da rede.

A função custo *PSR* foi usada no algoritmo para ponderar os enlaces da rede. A distância física normalizada ($x_{i,j}$) e a disponibilidade dos enlaces normalizada ($y_{i,j}$) foram usadas como parâmetros de entrada, como descrito na Seção 3.2.6. A disponibilidade do enlace normalizada ($y_{i,j}$) é baseada na disponibilidade dos comprimentos de onda no enlace, mas essa variável não considera informações da continuidade desses canais em relação aos enlaces adjacentes. Neste estudo, é proposta uma nova variável de entrada que considera a continuidade local dos comprimentos de onda, chamada continuidade de comprimento de onda local (*LWC*, *Local Wavelength Continuity*). Para compor essa nova variável de entrada, duas informações são importantes a disponibilidade de cada comprimento de onda, representado por δ_λ , e a disponibilidade desses mesmos comprimentos de onda nos enlaces adjacentes ao enlaces analisado, na qual é representado por φ_* , e definidas pelas Eqs. (4.1) e (4.2). Com essas informações, pode-se contruir a nova variável de entrada.

$$\delta_\lambda = \begin{cases} 1, & \text{Se } \lambda \text{ está disponível entre os nós } i \text{ e } j; \\ 0, & \text{caso contrário.} \end{cases} \quad (4.1)$$

em que δ_λ representa a disponibilidade do λ -ésimo comprimento de onda entre os nós i e j

$$\varphi_* = \begin{cases} 1, & \text{Se } \delta_\lambda = 1 \text{ e } a_{*,\lambda} \geq 2; \\ 0, & \text{caso contrário.} \end{cases} \quad (4.2)$$

em que $*$ representa o nó analisado.

A variável LWC ($z_{i,j}$) computa a disponibilidade dos comprimentos de onda no enlace entre os nós i e j , como também a continuidade desses comprimentos de onda nos enlaces adjacentes. $z_{i,j}$ é definido em (4.3) como:

$$z_{i,j} = \frac{1}{\lambda_{i,j}^T (G_i^T + G_j^T)} \sum_{\lambda=1}^{\lambda_{i,j}^T} (\varphi_i a_{i,\lambda} + \varphi_j a_{j,\lambda}) \delta_\lambda, \quad (4.3)$$

em que $\lambda_{i,j}^T$ é o número total de comprimentos de onda no enlace entre os nós i e j ; G_i^T e G_j^T são, respectivamente, o número total de enlaces conectados aos nós i e j , isto é, o grau dos nós. O termo $\lambda_{i,j}^T (G_i^T + G_j^T)$ em (4.3) é usado como um fator de normalização de $z_{i,j}$. $a_{i,\lambda}$ e $a_{j,\lambda}$ representam o número de enlaces conectados aos nós i e j , respectivamente, com disponibilidade no λ -ésimo comprimento de onda; φ_i e φ_j (definidas na Eq. (4.2)) inibe a contribuição de $a_{i,\lambda}$ e/ou $a_{j,\lambda}$, respectivamente, no caso de não haver continuidade do λ -ésimo comprimento de onda nos enlaces adjacentes ao enlace $i-j$. Note que, na Eq. (4.2), a condição $\delta_\lambda = 1$ e $a_{*,\lambda} \geq 2$ garante a disponibilidade do λ -ésimo comprimento de onda entre os nós i e j , e a continuidade do λ -ésimo comprimento de onda em ao menos 2 enlaces em $a_{*,\lambda}$.

Quando a função custo do *PSR* usando a variável $z_{i,j}$ computa o custo do enlace, a informação da disponibilidade dos comprimentos de onda no enlace analisado e a continuidade desses comprimentos de onda nos enlaces adjacentes são consideradas no cálculo de custo do enlace. Com isso, o algoritmo *PSR-DP* escolhe os enlaces para compor os caminhos ópticos de trabalho e proteção que tenham um maior grau de disponibilidade e continuidade de comprimentos de onda, reduzindo a probabilidade de que o caminho escolhido não tenha um comprimento de onda livre fim a fim para atender a requisição. Por outro lado, a função custo *PSR* usando a variável $y_{i,j}$, na qual também calcula a disponibilidade dos comprimentos de onda no enlace, não leva em consideração a continuidade desses comprimentos de onda nos enlaces adjacentes, resultando em uma maior probabilidade de selecionar rotas sem continuidade de comprimento de onda.

A Figura 4.4 ilustra um exemplo de avaliação do custo de um enlace para um estado de disponibilidade específico do enlace $i - j$ e seus enlaces adjacentes. Para cada requisição de conexão, a avaliação dos enlaces da rede é realizada somente uma vez, embora os enlaces adjacentes a este enlace possam ser considerados no cálculo do custo de outro enlace. Na Figura 4.4 é considerado que o número total de comprimentos de onda é $\lambda_{i,j}^T = 3$, e são representados como: λ_1 (azul e linha contínua), λ_2 (verde e linha tracejada) e λ_3 (vermelha e linha pontilhada). Considerando os valores de $\lambda_{i,j}^T = 3$, $G_i^T = 3$ e $G_j^T = 4$, pode-se calcular o custo de $z_{i,j}$ como mostrado em (4.4). O comprimento das rotas de trabalho e proteção irão depender da importância que o *PSO* dará ao comprimento do enlace e sua disponibilidade e continuidade de comprimentos de onda, na qual resulta do ajuste dos coeficientes da fase de treinamento do *PSO*. Em alguns casos, *PSR-DP* pode escolher rotas longas, mas com alta disponibilidade e continuidade de comprimentos de onda fim-a-fim.

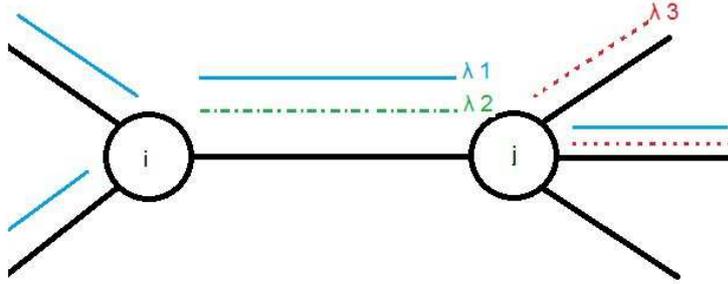


Figura 4.4: Exemplo de estado da rede e avaliação do custo de um enlace no *PSR-DP*.

$$z_{i,j} = \frac{1}{3(3+4)}[(3+2) + (0) + (0)] = \frac{5}{21}. \quad (4.4)$$

A função custo em termos de uma série de potências, como descrito na Seção 3.2.6, depois de definir o número de parâmetros de rede como variáveis de entrada, é apresentada na Eq. (4.5). A complexidade computacional da função custo *PSR* apresentada na Eq. (3.7) é $O(N^2)$, pode ser reduzida para $O(N)$ se for considerado que $b_{n_0, n_1} = b_{n_0} b_{n_1}$. Substituindo isso na Eq. (3.7), tem-se:

$$w_{i,j} = f(x_{i,j}, y_{i,j}) = \sum_{n_0=0}^N \sum_{n_1=0}^N b_{n_0} b_{n_1} x_{i,j}^{n_0} y_{i,j}^{n_1}, \quad \forall i \neq j \quad (4.5)$$

Organizando os termos em função de n_0 e n_1 na Eq. (4.5), resulta:

$$w'_{i,j} = f(x_{i,j}, y_{i,j}) = \left(\sum_{n_0=0}^N b_{n_0} x_{i,j}^{n_0} \right) \left(\sum_{n_1=0}^N b_{n_1} y_{i,j}^{n_1} \right), \quad \forall i \neq j. \quad (4.6)$$

A vantagem de avaliar o custo dos enlaces usando a Eq. (4.6) é a redução na dimensiona-

lidade que o processo de otimização deve lidar durante a fase de treinamento do *PSR-DP*. A Eq. (3.7) usa $(N + 1)^2$ coeficientes para avaliar os enlaces da rede, enquanto que na Eq. (4.6) há apenas $2(N + 1)$ coeficientes para serem otimizados. Pode-se observar que, durante o processo de treinamento do *PSO*, mostrado no Apêndice A, cada coeficiente é uma dimensão da partícula.

4.4.2 Fase operacional do *PSR-DP*

Durante a fase operacional, para cada requisição de conexão, o algoritmo *PSR-DP* encontra um par de rotas com enlaces disjuntos que apresentam o menor custo usando o algoritmo de *Suurballe* modificado. O *PSR-DP* pode agregar os benefícios de um *RWA* adaptativo pela consideração dos efeitos de camada física e informações sobre a disponibilidade dos comprimentos de onda.

O pseudocódigo do *PSR-DP* é apresentado no Algoritmo 11. O algoritmo avalia o custo dos enlaces da rede usando a função custo *PSR* para computar a matriz de custo da rede, M (passo 2). Em seguida, o algoritmo aplica alguns passos propostos pelo *Suurballe*, como descrito na Seção II de [98] e detalhado a seguir, de modo a lidar com o problema de *trap topology*. No passo 3, o *PSR-DP* encontra uma rota P_1 com menor custo em M . Em seguida, o algoritmo remove os enlaces de *uplink* de P_1 , considerando que a topologia de rede seja bidirecional, e busca uma nova rota, P_2 (passos 4 e 5). Se a rota P_2 não existir, na qual depende da topologia da rede, um rota vazia é retornada pelo algoritmo de *Dijkstra*. No passo 8, se a avaliação é falsa, seja por não compartilhar enlaces ou por não existir um par de rotas disjuntas, o *PSR-DP* executa os passos 20–22. Caso a avaliação seja verdadeira, o *PSR-DP* compara e remove os enlaces compartilhados entre as rotas P_1 e P_2 . Esses enlaces compartilhados devem ser evitados quando o algoritmo calcula as rotas de trabalho e proteção (passos 9–13), desde que o uso desses enlaces pela rota de trabalho pode torna impossível o algoritmo encontrar a rota de proteção [21].

4.4.3 Configuração das simulações do *PSR-DP*

Neste estudo, a probabilidade de bloqueio foi usada como indicador de desempenho das heurísticas. Para a requisição de conexão ser aceita na rede, o algoritmo de proteção de caminho dedicado precisa encontrar um par de rotas com enlaces disjuntos, e com recursos disponíveis (comprimentos de onda) e qualidade de transmissão suficiente. A Figura 4.5 mostra o fluxograma dos algoritmos de proteção de caminho dedicado nas simulações da rede. A ferramenta de simulação SIMTON [57] foi usada para estimar a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de proteção de caminho dedicado em redes ópticas WDM. Para cada simulação de rede, um conjunto de 10^5 requisições de conexão foi gerado com pares de nós distribuídos uniformemente para cada requisição.

Algoritmo 11 *Pseudocódigo do algoritmo PSR-DP.*

```

1: função ENCONTRARROTASPSRDP(rede, nó fonte, nó destino, função custo PSR, requisi-
   função)
2:   calcule a matriz de custo da rede ( $M$ ) usando a função custo PSR;
3:   encontre a rota ( $P_1$ ) de menor custo em  $M$  usando o algoritmo de Dijkstra;
4:   remova temporariamente os enlaces de uplink de  $P_1$  em  $M$ ;
5:   encontre a rota ( $P_2$ ) de menor custo em  $M$  usando o algoritmo de Dijkstra;
6:   restaure os enlaces de uplink de  $P_1$  em  $M$ ;
7:   se existe as rotas  $P_1$  e  $P_2$  então
8:     se  $P_1$  compartilha enlaces com  $P_2$  então
9:       remova os enlaces compartilhados entre  $P_1$  e  $P_2$  de  $M$ ;
10:      encontre a rota de trabalho em  $M$  usando o algoritmo de Dijkstra;
11:      remova os enlaces da rota de trabalho de  $M$ ;
12:      encontre a rota de proteção em  $M$  usando o algoritmo de Dijkstra;
13:      retorne as rotas de trabalho e proteção.
14:      se existe as rotas de trabalho e proteção então
15:        retorne as rotas de trabalho e proteção.
16:      senão
17:        requisição é bloqueada.
18:      fim se
19:    senão
20:      rota de trabalho  $\leftarrow P_1$ ;
21:      rota de proteção  $\leftarrow P_2$ ;
22:      retorne as rotas de trabalho e proteção.
23:    fim se
24:  senão
25:    requisição é bloqueada.
26:  fim se
27: fim função

```

Nas simulações de rede, foram consideradas três diferentes topologias, que são chamadas Topologia 1, Topologia 2 e Topologia 3, como mostram as Figuras 2.7, 2.8 e 2.9, respectivamente. Todos os enlaces da topologia 3 têm 100 km de comprimento. Conexões bidirecionais foram assumidas em duas fibras ópticas e não há capacidade de conversão de comprimento de onda. As degradações físicas consideradas neste estudo são: ruído ASE e efeito de saturação de ganho nos amplificadores. Os parâmetros de simulação usados são apresentados na Tabela 4.1. As potências de transmissão de saída (P_{laser}) para as topologias 1, 2 e 3 foram 0, -5 e -5 dBm, respectivamente. A P_{laser} tem sido ajustada para cada topologia tal que a probabilidade de bloqueio da rede tenha contribuições da falta de comprimentos de onda disponíveis e da falta de QoT. Nas simulações é assumido um formato de modulação apenas, o QPSK.

O comprimento do enlace ($x_{i,j}$), a disponibilidade do enlace ($y_{i,j}$) e a variável LWC ($z_{i,j}$) são usados como parâmetros de entrada nas simulações. O algoritmo *PSR-DP* foi usado

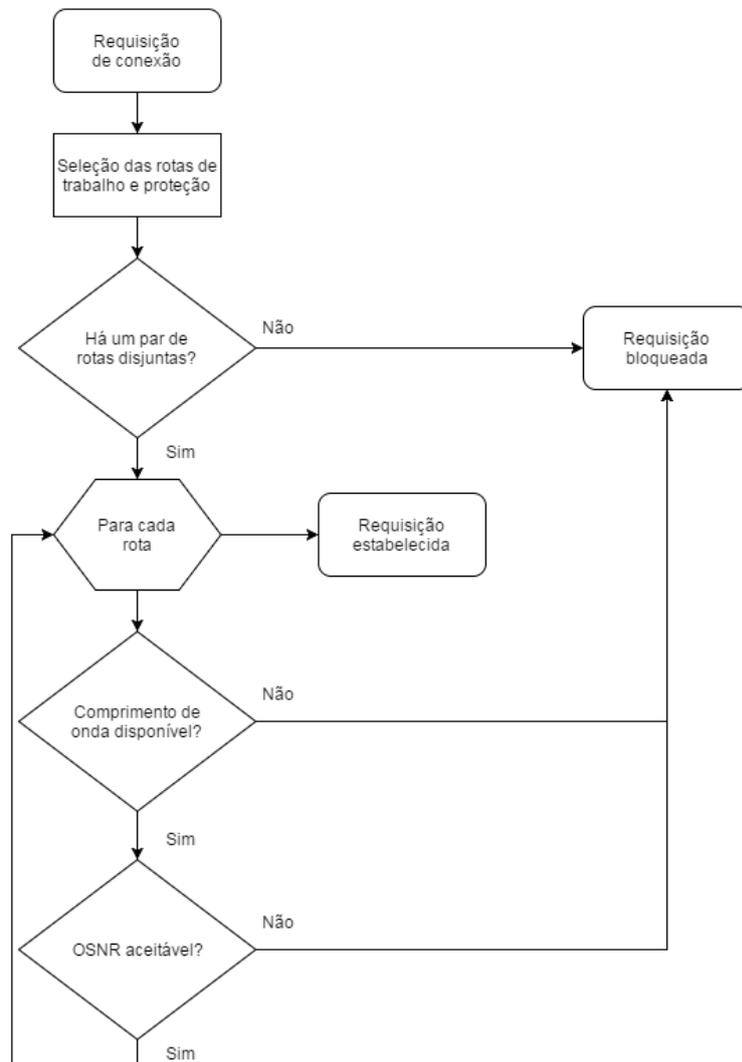


Figura 4.5: Fluxograma dos algoritmos de proteção de caminho dedicado empregados no SIMTON para redes ópticas WDM.

com diferentes combinações destes parâmetros de entrada, tais como $PSR-DP(x)$, $PSR-DP(y)$, $PSR-DP(x,y)$ e $PSR-DP(x,z)$. Neste estudo, duas versões do algoritmo de Suurballe foram usadas como algoritmo de comparação com nossa proposta. A primeira versão é o algoritmo clássico, na qual usa-se o comprimento do enlace normalizado $(x_{i,j})$ na função custo. Para a segunda versão, o algoritmo foi adaptado para usar a disponibilidade dos enlaces $(y_{i,j})$ como parâmetro de avaliação do custo dos enlaces da rede. Essas versões são referidas como $Suurballe(x)$ e $Suurballe(y)$, respectivamente. Como política de alocação de comprimento de onda, foi utilizado o algoritmo *first fit* (FF).

Os coeficientes b_n da função custo do $PSR-DP$ foram otimizados somente para a carga da rede de 30 erlangs na topologia 1, 70 erlangs na topologia 2 e 165 erlangs na topologia 3.

Tabela 4.1: Parâmetros de simulação usados para avaliação dos algoritmos de DPP em redes ópticas WDM.

parâmetro	Valor	Definição
P_{sat}	24 dBm	Potência de saturação do amplificador
$OSNR_{in}$	30 dB	OSNR de entrada
$OSNR_{QoS}$	14 dB	OSNR para critério de QoS
B_o	100 GHz	Largura de banda do canal
W	40	Número de comprimentos de onda
Δf	100 GHz	Espaçamento do canal
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}	12 dB	Perda do comutador
NF	5,5 dB	Figura de ruído do amplificador

Para cada topologia, a carga de rede escolhida usada durante a fase de treinamento refere-se a carga que provê uma probabilidade de bloqueio aproximadamente de 1% quando o algoritmo de $Suurballe(y)$ é executado. Os parâmetros de simulação do algoritmo de otimização PSO são apresentados na Tabela 3.2. O número de termos da expansão em série da função custo do $PSR-DP$ é $N = 4$, mesmo valor assumido em [3].

A complexidade computacional dos algoritmos investigados nas simulações é mostrada na Tabela 4.2, em que n representa o número de nós da rede, N é o número de termos na expansão em série de potência, e λ é o número total de comprimentos de onda na rede. Analisando as expressões de complexidade computacional, pode-se observar que, quanto maior a quantidade de informação usada para reduzir a probabilidade de bloqueio da rede, maior é o esforço do algoritmo para encontrar a solução.

Tabela 4.2: Complexidade computacional dos algoritmos de DPP em redes ópticas WDM.

Algoritmo	Complexidade computacional
$Suurballe(x)$	$O(n \log n)$
$Suurballe(y)$	$O(n^2 \lambda)$
$PSR - DP(x)$	$O(n^2 N)$
$PSR - DP(y)$	$O[n^2(\lambda + 2N)]$
$PSR - DP(x, y)$	$O[n^2(\lambda + 4N)]$
$PSR - DP(x, z)$	$O[n^2(n\lambda + 4N)]$

4.4.4 Resultados do *PSR-DP*

Nesta seção, são apresentados os resultados das simulações quando o algoritmo *PSR-DP* é usado para tratar o problema de proteção de caminho dedicado. Uma análise estatística dos resultados dos algoritmos propostos em ambas as fases de treinamento e operação é realizada. A análise estatística para a Topologia 2 é apresentada nas Seções 4.4.4.1 e 4.4.4.2.

4.4.4.1 Resultados da fase de treinamento do *PSR-DP*

O algoritmo *PSR-DP* requer uma fase de treinamento para encontrar os coeficientes b_n . O PSO foi executado para realizar a otimização. Desde que a requisição de conexão é somente aceita na rede quando ela está protegida, o objetivo do processo de otimização é minimizar a probabilidade de bloqueio da rede.

A Figura 4.6 mostra a representação em *Box* e *Whiskers* do processo de treinamento na Topologia 2 dos algoritmos: 4.6(a) *PSR-DP(x)*, 4.6(b) *PSR-DP(y)*, 4.6(c) *PSR-DP(x,y)* e 4.6(d) *PSR-DP(x,z)*. Para cada algoritmo, o PSO foi executado 30 vezes. Pode-se observar da Figura 4.6(a) que o *PSR-DP(x)* converge aproximadamente depois de 120 iterações e a probabilidade de bloqueio mínima alcançada é a mais alta dentre os algoritmos analisados, que pode ser explicada pelo fato do algoritmo considerar somente a informação de comprimento dos enlaces como parâmetro de entrada. Os algoritmos *PSR-DP(y)*, *PSR-DP(x,y)* e *PSR-DP(x,z)* convergem após 80 iterações, e eles apresentam os melhores resultados em termos de probabilidade de bloqueio. Isso ocorre porque cada algoritmo considera informações sobre a disponibilidade dos comprimentos de onda durante o processo de treinamento.

A Figura 4.7 mostra o traço de convergência do valor médio de 30 execuções diferentes e sua margem de erro para um intervalo de confiança de 95% dos algoritmos *PSR-DP(x)*, *PSR-DP(y)*, *PSR-DP(x,y)* e *PSR-DP(x,z)* nas topologias de rede consideradas: 4.7(a) Topologia 1, 4.7(b) Topologia 2 e 4.7(c) Topologia 3. Note que, em alguns gráficos, a margem de erro é menor que o símbolo. Pode-se observar que o algoritmo *PSR-DP(x)* obteve o pior resultado em todas as topologias consideradas. O algoritmo *PSR-DP(x,z)* obteve um desempenho similar do *PSR-DP(x,y)* na Topologia 1, como pode ser visto na fig. 4.7(a). Entretanto, o algoritmo *PSR-DP(x,z)* superou todos os outros algoritmos nas Topologias 2 e 3, como é mostrado nas Figuras 4.7(b) e 4.7(c), respectivamente. Isso ocorre porque o algoritmo *PSR-DP(x,z)* considera a mesma informação que o algoritmo *PSR-DP(x,y)*, mas também analisa a continuidade dos comprimentos de onda em uma região ao redor de cada enlace analisado.

Uma característica de rede importante é o grau do nó, que representa o número de enlaces conectados ao nó. O grau do nó impacta no número de rotas alternativas que o algoritmo de roteamento pode escolher. As Topologias 1, 2 e 3 têm um grau médio de nó de 2,7, 3 e 4, respectivamente. Na Topologia 1, os enlaces são concentrados em poucos nós da rede. Nas Topologias 2 e 3, os enlaces são mais distribuídos através de todos os nós. Uma das

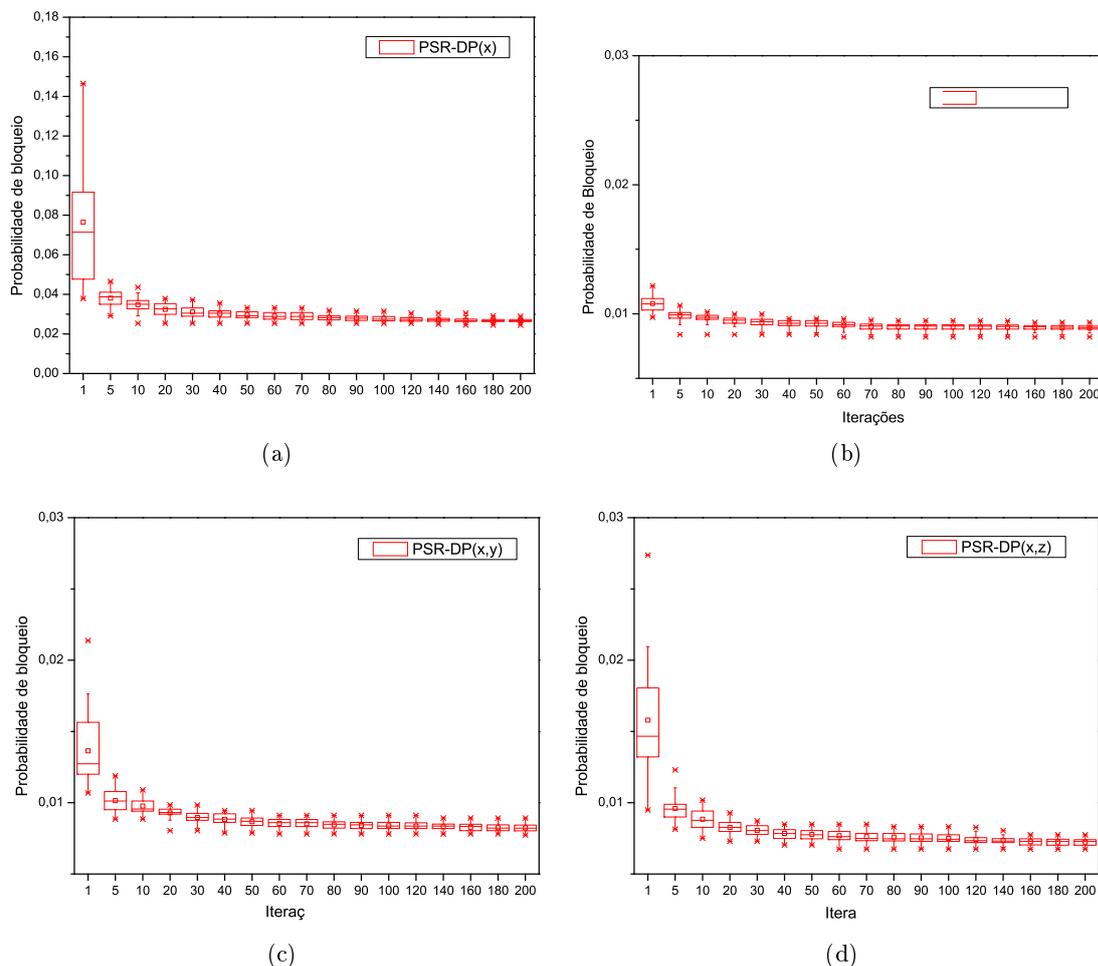


Figura 4.6: Representação em *Box* e *Whiskers* da análise estatística dos algoritmos propostos em função do número de iterações, obtidos para um conjunto de 30 execuções diferentes na Topologia 2 para o treinamento: (a) $PSR-DP(x)$, (b) $PSR-DP(y)$, (c) $PSR-DP(x,y)$ e (d) $PSR-DP(x,z)$.

razões para o desempenho similar dos algoritmos $PSR-DP(x,z)$ e $PSR-DP(x,y)$ na Topologia 1, como mostra a figura 4.7(a), é devido à alta concentração de enlaces em poucos nós desta rede. Na Topologia 1 existe muitos nós com conectividade igual a 2, quando uma requisição de conexão chega à rede, se o nó fonte e/ou destino desta requisição tiverem conectividade igual a 2, a informação sobre a continuidade dos comprimentos de onda no parâmetro z não provê muitos benefícios para reduzir a probabilidade de bloqueio da rede. Entretanto, quando os enlaces são bem distribuídos através de todos os nós da rede, como ocorre nas Topologias 2 e 3, o número de rotas alternativas na rede é aumentado e os benefícios da informação sobre a continuidade dos comprimentos de onda no parâmetro z aumentam, assim reduzindo a probabilidade de bloqueio da rede.

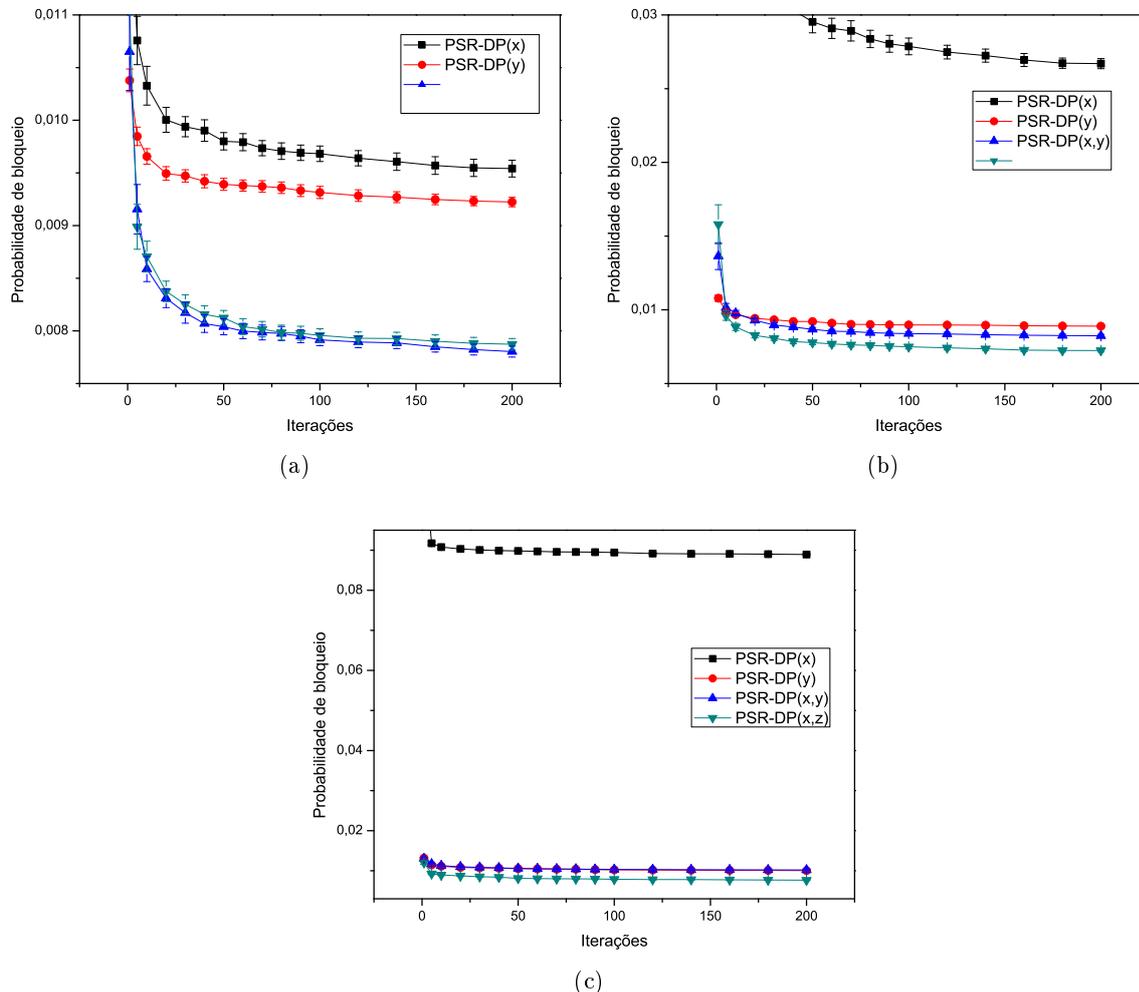


Figura 4.7: Traço de convergência do valor médio de 30 execuções diferentes e sua margem de erro para um intervalo de confiança de 95% dos algoritmos $PSR-DP(x)$, $PSR-DP(y)$, $PSR-DP(x,y)$ e $PSR-DP(x,z)$ nas topologias de rede consideradas: (a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 3.

4.4.4.2 Resultados da fase operacional do $PSR-DP$

Após encontrar os coeficientes b_n , o algoritmo $PSR-DP$ pode ser usado para resolver o problema de proteção de caminho dedicado durante a fase operacional. Note que os coeficientes b_{n_i} foram otimizados somente para uma carga da rede em cada topologia de rede como descrito na seção 4.4.3. A Figura 4.8 mostra a representação em *box* e *whiskers* da análise estatística dos algoritmos considerados, obtidos para um conjunto de 30 execuções diferentes na Topologia 2: 4.8(a) $Suurballe(x)$, 4.8(b) $Suurballe(y)$, 4.8(c) $PSR-DP(x)$, 4.8(d) $PSR-DP(y)$, 4.8(e) $PSR-DP(x,y)$ e 4.8(f) $PSR-DP(x,z)$. Note que, para cada conjunto de coeficientes b_{n_i} obtido no treinamento, uma curva da probabilidade de bloqueio em função da carga

da rede foi gerada.

A Figura 4.9 mostra a comparação da probabilidade de bloqueio em função da carga da rede do valor médio de 30 execuções diferentes e sua margem de erro para um intervalo de confiança de 95% quando são utilizados os algoritmos $Suurballe(x)$, $Suurballe(y)$, $PSR-DP(x)$, $PSR-DP(y)$, $PSR-DP(x,y)$ e $PSR-DP(x,z)$ nas topologias de rede consideradas: 4.9(a) Topologia 1, 4.9(b) Topologia 2 e 4.9(c) Topologia 3. Pode-se observar da Figura 4.9(a) que o algoritmo $PSR-DP(x,z)$ obteve um desempenho similar ao $PSR-DP(x,y)$, mas o $PSR-DP(x,z)$ superou todos os outros algoritmos nas topologias 2 e 3, como mostram as Figuras 4.9(b) e 4.9(c). O $Suurballe(x)$ obteve o pior desempenho em todas as topologias testadas, mas se a função custo deste algoritmo considerar a disponibilidade dos comprimentos de onda (y), representado como $Suurballe(y)$, pode-se ver que o algoritmo alcançou uma melhora significativa na probabilidade de bloqueio. Deve-se observar que o algoritmo $Suurballe(y)$ é também uma proposta deste estudo. Os resultados na Figura 4.9 mostram que o gerenciamento dos comprimentos de onda é extremamente importante para diminuir a PB de todos os algoritmos. A Tabela 4.3 mostra um exemplo de coeficientes (b_{n_0}) da função custo dos algoritmos $PSR-DP(x)$, $PSR-DP(y)$, $PSR-DP(x,y)$ e $PSR-DP(x,z)$ na Topologia 2.

Tabela 4.3: Exemplo de coeficientes usados na função custo dos algoritmos $PSR-DP(x)$, $PSR-DP(y)$, $PSR-DP(x,y)$ e $PSR-DP(x,z)$ na Topologia 2.

Coeficiente	Valor			
	$PSR-DP(x)$	$PSR-DP(y)$	$PSR-DP(x,y)$	$PSR-DP(x,z)$
$b_{n_0=0}$	-0,00961336	0,0330064	-0,104686	0,0
$b_{n_0=1}$	0,10003	1,0	1,0	-0,133545
$b_{n_0=2}$	0,828099	-0,457045	0,0	-0,28043
$b_{n_0=3}$	0,801875	-0,953719	0,455067	-0,477958
$b_{n_0=4}$	-1,0	0,328791	-0,265176	-0,499926
$b_{n_1=0}$	-	-	0,372176	0,0
$b_{n_1=1}$	-	-	-0,0367177	-0,841827
$b_{n_1=2}$	-	-	0,653013	0,424049
$b_{n_1=3}$	-	-	0,607849	-0,792795
$b_{n_1=4}$	-	-	-0,159049	0,370047

4.5 Proposta de algoritmo de proteção dedicada em EONs: *SCDP*

Uma das principais restrições no gerenciamento de espectro em EONs é a continuidade e contiguidade dos *slots* de frequência. Os *slots* de frequência alocados para uma requisição de conexão deve ser o mesmo em todos os enlaces da rota encontrada para implementar essa requisição. Análogo ao processo de RWA em redes ópticas WDM, o desenvolvimento de algoritmos eficientes de roteamento e alocação de espectro (RSA, *Routing and Spectrum*

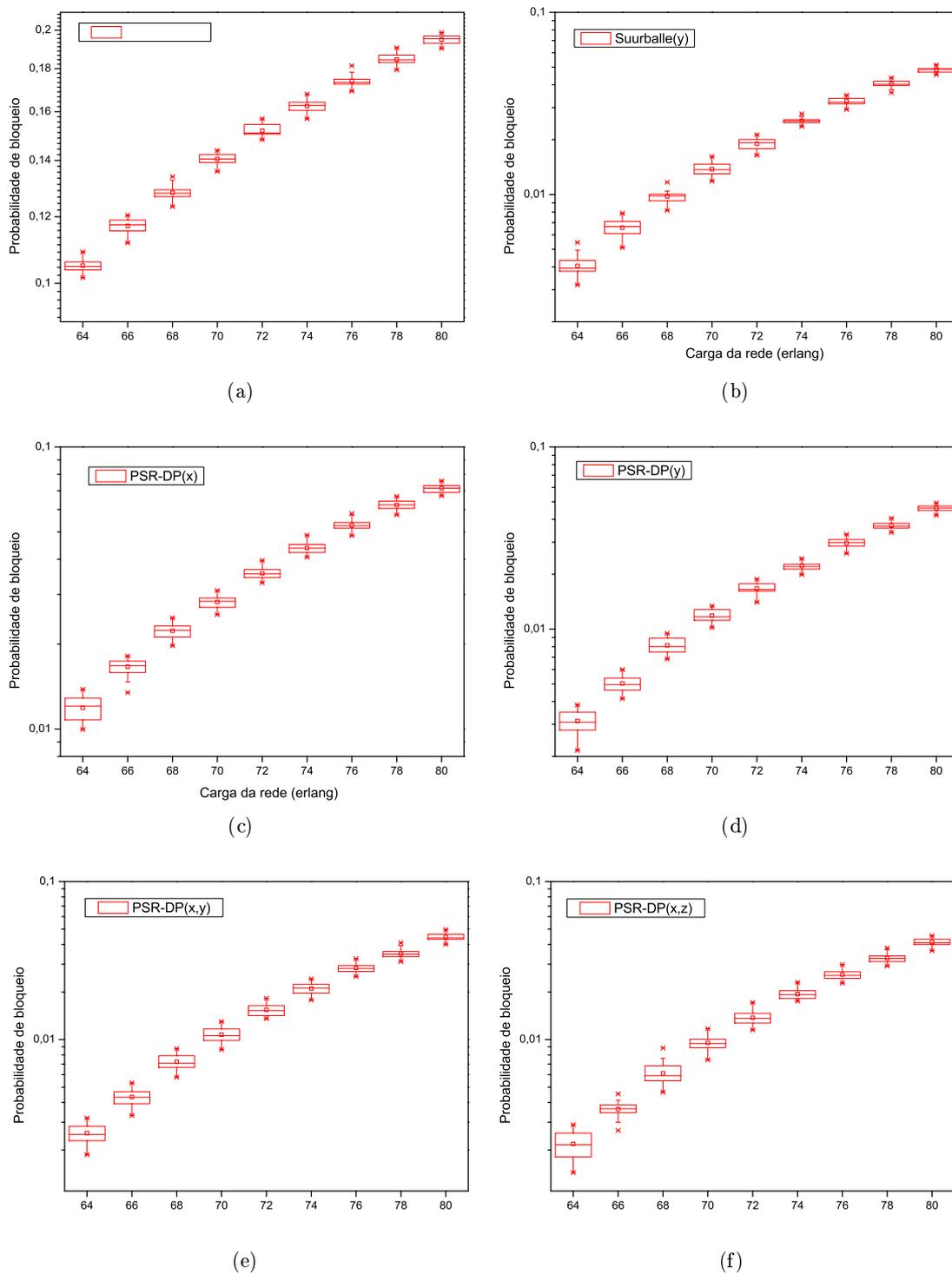


Figura 4.8: Representação de *box* e *whiskers* da análise estatística dos algoritmos considerados, obtidos para um conjunto de 30 execuções diferentes na Topologia 2: (a) *Suurballe*(x), (b) *Suurballe*(y), (c) *PSR-DP*(x), (d) *PSR-DP*(y), (e) *PSR-DP*(x,y) e (f) *PSR-DP*(x,z).

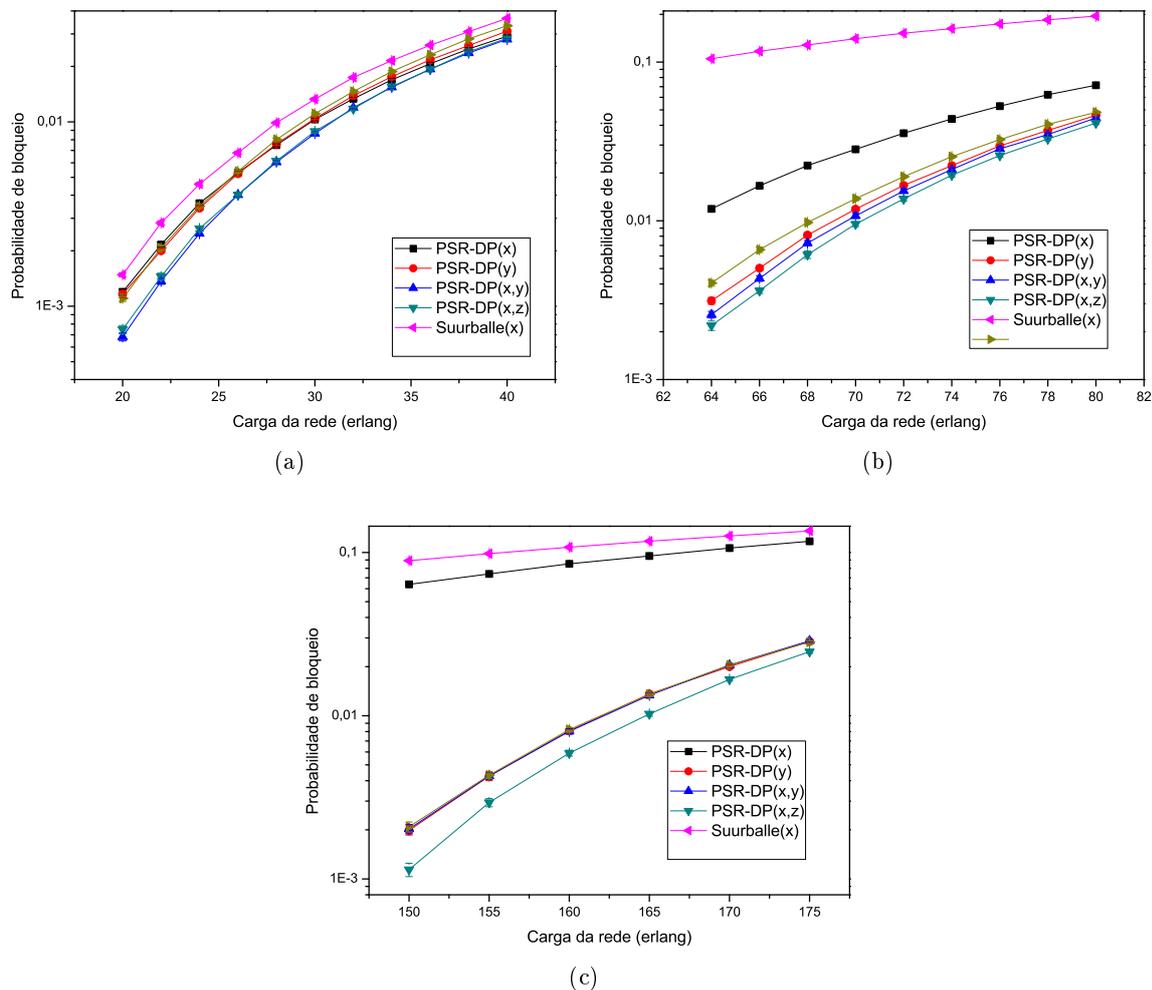


Figura 4.9: Comparação da probabilidade de bloqueio em função da carga da rede do valor médio de 30 execuções diferentes e sua margem de erro para um intervalo de confiança de 95% dos algoritmos $Suurballe(x)$, $Suurballe(y)$, $PSR-DP(x)$, $PSR-DP(y)$, $PSR-DP(x,y)$ e $PSR-DP(x,z)$ nas topologias de rede consideradas: (a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 3.

Assignment) é um importante desafio para EONs. Esses algoritmos têm uma influência direta na ocupação dos *slots* de frequência nos enlaces da rede e, como consequência, um impacto significativo no desempenho da rede. O RSA consiste de encontrar uma rota entre os nós fonte e destino com um número requerido de contínuos e contíguos de *slots* de frequência nos enlaces ao longo da rota [14]. Se for possível escolher um dentre diferentes formatos de modulação para cada requisição de conexão, então o processo de RSA é referido como roteamento e alocação de formato de modulação e espectro (RMLSA, *Routing, Modulation level and Spectrum Assignment*) [15]. Outro importante fator em EONs é prover mecanismos de sobrevivência contra falhas na rede. A ocorrência de uma simples falha em um ou mais

elementos da rede pode causar uma perda significativa de informação. Esquema de proteção de caminho dedicado assegura uma recuperação do tráfego garantido e rápido de falhas simples como bem uma implementação fácil. Por outro lado, esse esquema apresenta uma alta utilização de recursos quando comparado com outros mecanismos de sobrevivência, como proteção de caminho dedicado e esquemas de restauração.

Neste estudo é apresentado um novo algoritmo para lidar com a ocorrência de falha simples em EONs. Essa nova proposta é nomeada como proteção dedicada baseada na continuidade do espectro (*SCDP*, *Spectrum Continuity based Dedicated Protection*) [99]. O algoritmo *SCDP* encontra um par de rotas disjuntas na rede considerando a informação de continuidade durante o processo.

4.5.1 Descrição do *SCDP*

O algoritmo *SCDP* aplica alguns passos propostos pelo algoritmo de Suurballe, descrito na Seção 4.1.2, de modo a encontrar um par de rotas disjuntas e lidar com o problema de *trap topology*. O algoritmo *SCSP*, descrito na Seção 3.5, é responsável por encontrar uma rota de menor custo considerando a continuidade de espectro fim-a-fim.

O pseudocódigo do algoritmo *SCDP* é apresentado no Algoritmo 12. Na linha 2, o algoritmo encontra a rota P_1 com continuidade de espectro usando ao algoritmo de *SCSP*. Em seguida, os enlaces de *uplink* de P_1 são temporariamente removidos e uma nova rota P_2 é calculada pelo algoritmo *SCSP* (linhas 3 e 4). Os enlaces de *uplink* de P_1 são restaurados na linha 5. Na linha 6, o algoritmo verifica se as rotas P_1 e P_2 existem. Se uma dessas rotas não existir, a requisição é bloqueada (linha 24). Caso contrário, o algoritmo verifica se existir compartilhamento de enlaces entre as rotas P_1 e P_2 . Se houver compartilhamento de enlaces, os enlaces compartilhados são removidos e as rotas de trabalho e proteção são calculadas novamente (linhas 7-12). Caso não haja compartilhamento, as rotas P_1 e P_2 são definidas como as rotas de trabalho e proteção para atender a requisição (linhas 19-21).

4.5.2 Configuração das simulações do *SCDP*

Neste estudo, a ferramenta de simulação SIMTON [57] foi adaptada para avaliar a probabilidade de bloqueio e a vazão do algoritmo de proteção de caminho dedicado em EONs. Para cada simulação da rede, um conjunto de 100.000 requisições é gerado com pares de nós fonte-destino selecionado usando uma distribuição uniforme. Entretanto, cada requisição tem sua demanda de taxa de transmissão definida aleatoriamente através de uma distribuição uniforme. As taxas de transmissão permitidas são 40, 100, 200 e 400 Gbps.

A Figura 4.10 mostra o fluxograma dos algoritmos de proteção de caminho dedicado, alocação de formato de modulação e espectro empregados nas simulações da rede. Para cada requisição de conexão, o algoritmo de proteção de caminho dedicado tenta encontrar um par de

Algoritmo 12 *Pseudocódigo do algoritmo SCDP.*

```

1: função ENCONTRARROTASCDP(rede, nó fonte, nó destino, requisição)
2:   Encontre a rota ( $P_1$ ) usando o algoritmo SCSP na rede;
3:   Remova temporariamente os enlaces de uplink de  $P_1$  da rede;
4:   Encontre uma nova rota ( $P_2$ ) usando o algoritmo SCSP;
5:   Restaure os enlaces de uplink de  $P_1$  na rede;
6:   se existe as rotas  $P_1$  e  $P_2$  então
7:     se  $P_1$  compartilha enlaces com  $P_2$  então
8:       Remova temporariamente os enlaces compartilhados entre  $P_1$  e  $P_2$  da rede;
9:       Encontre a rota de trabalho usando o algoritmo SCSP na rede;
10:      Remova os enlaces da rota de trabalho da rede;
11:      Encontre a rota de proteção usando o algoritmo SCSP na rede;
12:      Restaure os enlaces removidos da rede;
13:      se existe as rotas de trabalho e proteção então
14:        Retorne as rotas de trabalho e proteção.
15:      senão
16:        requisição é bloqueada.
17:      fim se
18:    senão
19:      rota de trabalho  $\leftarrow P_1$ ;
20:      rota de proteção  $\leftarrow P_2$ ;
21:      Retorne as rotas de trabalho e proteção.
22:    fim se
23:  senão
24:    requisição é bloqueada.
25:  fim se
26: fim função

```

rotas disjuntas. Se não existir o par de rotas disjuntas para atender a requisição, a requisição é bloqueada. Caso contrário, o processo tenta escolher um formato de modulação apropriado para cada rota, começando do formato de modulação com maior eficiência espectral. É possível observar que o formato de modulação determina o número de *slots* de frequência contíguos e contínuos necessários para cada requisição. Se a rota não tem *slots* de frequência contíguos e contínuos para atender a requisição, a requisição é bloqueada. No caso de haver *slots* de frequência disponíveis, a qualidade de transmissão (QoT, *Quality of Transmission*) é avaliada. Se a rota tem QoT abaixo do limiar aceitável, o segundo formato de modulação mais eficiente é testado, e este processo continua até o formato de modulação mais robusto ser avaliado. Ambas os caminhos ópticos de trabalho e proteção podem ser alocados com diferentes formatos de modulação.

Os indicadores de desempenho usados para avaliar os algoritmo de proteção de caminho dedicado neste estudo são a probabilidade de bloqueio da rede e a vezão da rede. Para a requisição de conexão para ser aceita na rede, o algoritmo de proteção de caminho dedicado

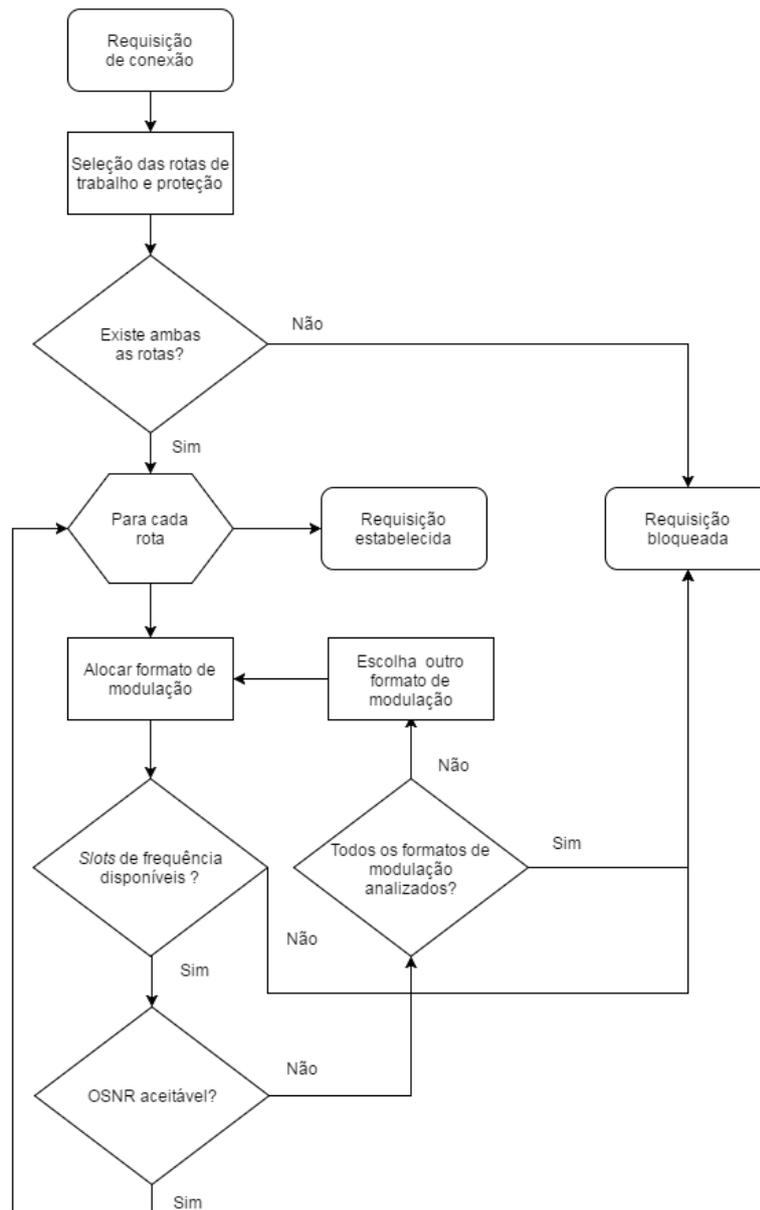


Figura 4.10: Fluxograma dos algoritmos de proteção de caminho dedicado empregados no SIMTON para EONs.

tem que encontrar um par de rotas disjuntas na rede, recursos disponíveis (*slots* de frequência contíguos e contínuos) em ambas as rotas e QoT suficientes.

A Tabela 4.4 mostra a quantidade de *slots* para cada combinação de formato de modulação e taxa de transmissão. A degradação de camada física considerada neste estudo é o ruído ASE (*Amplified Spontaneous Emission*). Por fim, o SIMTON avalia a OSNR da rota e compara com a OSNR requerida ($OSNR_{th}$) do formato de modulação. Se a OSNR da rota é maior que a OSNR requerida, a conexão é estabelecida. Caso contrário, outro formato de modulação

é avaliado. A OSNR requerida para cada formato de modulação depende somente da taxa de transmissão e da relação sinal-ruído (SNR, *Signal to Noise Ratio*) por bit do formato de modulação para uma BER de $3,8 \times 10^{-3}$. A SNR por bit do formato de modulação e as equações usadas para o cálculo da $OSNR_{th}$ podem ser encontradas em [85]. A Tabela 4.5 mostra a $OSNR_{th}$ (em dB) para cada combinação de formato de modulação e taxa de transmissão. Os parâmetros ópticos usado nas simulações são mostrados na Tabela 4.6.

Tabela 4.4: Número de *slots* de frequência para cada combinação de formato de modulação e taxa de transmissão usado nos algoritmos de DPP em EONs.

Modulação/Taxa	Números de <i>slots</i> de frequência			
	40 Gbit/s	100 Gbit/s	200 Gbit/s	400 Gbit/s
QPSK	2	4	8	16
8-QAM	2	3	6	11
16-QAM	1	2	4	8
32-QAM	1	2	4	7

Tabela 4.5: $OSNR_{th}$ para cada combinação de formato de modulação e taxa de transmissão usado nos algoritmos de DPP em EONs.

Modulação/Taxa	$OSNR_{th}$			
	40 Gbit/s	100 Gbit/s	200 Gbit/s	400 Gbit/s
QPSK	8,83	12,81	15,82	18,83
8-QAM	12,04	16,02	19,03	22,04
16-QAM	12,56	16,54	19,55	22,56
32-QAM	14,61	18,59	21,60	24,61

Tabela 4.6: Parâmetros de simulação dos algoritmos de DPP em EONs.

Parâmetro	Valor	Definição
P_{sat}	26 dBm	Potência de saturação do amplificador
P_{laser}	0 dBm	Potência de transmissão de saída
$OSNR_{in}$	40 dB	OSNR de entrada
S	320	Número de <i>slots</i> de frequência
Δf	12,5 GHz	Espaçamento do <i>slot</i> de frequência
α	0,2 dB/km	Coefficiente de perda da fibra
L_{Mux}	3 dB	Perda do multiplexador
L_{Demux}	3 dB	Perda do demultiplexador
L_{Switch}	10 dB	Perda do comutador óptico
NF	5,5 dB	Figura de ruído do amplificador

Nas simulações, três diferentes topologias de rede foram consideradas, como mostrado nas

Figuras 2.7, 2.8 e 2.9, e nomeadas como Topologia 1, Topologia 2 e Topologia 3, respectivamente. Os enlaces são bidirecionais, ou seja, os enlaces são formados por um par de fibras, uma para cada direção. Ambos os caminhos ópticos de trabalho e proteção são bidirecionais, e não há capacidade de conversão de espectro nos nós intermediários.

Como o algoritmo *SCDP* precisa da informação sobre o número de *slots* de frequência requeridos para calcular as rotas antes de determinar o formato de modulação, foi assumido que o algoritmo considere o número de *slots* de frequência usados no formato de modulação mais robusto (QPSK), na qual é o pior caso. Embora o processo de roteamento use o número de *slots* de frequência requeridos pela formato de modulação QPSK para encontrar a rota para atender a requisição, durante a etapa de seleção do formato de modulação, um formato mais eficiente pode ser usado.

A função custo usada pelo algoritmo *SCDP* para avaliar os enlaces da rede são: distância física normalizada (x) e a disponibilidade dos *slots* de frequência contíguos (y), conforme descrito na Seção 3.5. Neste estudo, foi considerado três versões do algoritmo: $SCDP(x)$, na qual determina o par de rotas disjuntas com objetivo de minimizar a distância física e, além disso, as rotas deve ter espectro suficiente para atender a requisição. Nesta versão do *SCDP*, a informação da continuidade do espectro tem uma influência indireta no cálculo das rotas. A segunda versão, $SCDP(y)$, procura o par de rotas disjuntas com alta disponibilidade de espectro contínuo e contíguo, e a terceira versão, $SCDP(x,y)$, usa ambas as informações durante a procura do par de rotas disjuntas. A função custo das versões do *SCDP* são apresentados nas Eqs. (4.7), (4.8) e (4.9).

$$SCDP(x) \longrightarrow w_{i,j} = \frac{d_{i,j}}{d_{max}}, \quad (4.7)$$

em que $d_{i,j}$ é a distância física do enlace entre os nós i e j , d_{max} é a distância física do maior enlace da rede.

$$SCDP(y) \longrightarrow w_{i,j} = \frac{1}{s_{i,j}^r + 1}, \quad (4.8)$$

em que $s_{u,v}^r$ é a disponibilidade de *slots* de frequência contíguos, conforme descrito na Seção 3.5.

$$SCDP(x,y) \longrightarrow w_{i,j} = \frac{d_{i,j}}{d_{max}} + \frac{1}{s_{i,j}^r + 1}, \quad (4.9)$$

em que $d_{i,j}$ é a distância física do enlace entre os nós i e j , d_{max} é a distância física do maior enlace da rede; $s_{i,j}^r$ é a disponibilidade de *slots* de frequência contíguos, conforme descrito na Seção 3.5.

Duas versões do algoritmo de *Suurballe* foram usadas na comparação com as propostas deste estudo. A primeira versão é o algoritmo clássico, descrito na Seção 4.1.2, na qual usa a

distância física (x) como variável para a função custo dos enlaces. A outra versão, o algoritmo de *Suurballe* foi adaptado para usar a informação a disponibilidade dos *slots* de frequência contíguos (y) como variável para avaliar o custo dos enlaces da rede. Cada uma das versões são referidas como *Suurballe*(x) and *Suurballe*(y), respectivamente. Após o processo de proteção de caminho dedicado, a alocação de espectro é feita pelo algoritmo *First Fit* (*FF*).

4.5.3 Resultados do *SCDP*

Nesta Seção, os resultados são apresentados em termos da probabilidade de bloqueio da rede e da vezão da rede para os algoritmos *Suurballe*(x), *Suurballe*(y), *SCDP*(x), *SCDP*(y) e *SCDP*(x,y), todos eles usando o algoritmo de alocação de espectro *FF*.

As Figuras 4.11(a), 4.11(b) and 4.11(c) mostram a comparação da probabilidade de bloqueio de rede em função da carga da rede do valor médio de 30 execuções diferentes e sua margem de erro no intervalo de confiança de 95% dos algoritmos *SCDP*(x), *SCDP*(y), *SCDP*(x,y), *Suurballe*(x) e *Suurballe*(y) nas topologias de rede: Topologia 1, Topologia 2 e Topologia 3, respectivamente. Os símbolos representam a probabilidade de bloqueio média alcançada por cada algoritmo, e a barra de erro representa o intervalo de confiança de 95%. Em alguns casos, a barra de erro é coincide com o tamanho do símbolo, e portanto, não pode ser percebido no gráfico. Na Fig. 4.11(b), *SCDP*(y) superou os outros algoritmos, porque o algoritmo *SCDP*(y) conseguiu distribuir o tráfego na rede mais eficientemente quando comparado aos algoritmos *SCDP*(x) e *SCDP*(x,y). Embora os algoritmos *SCDP*(x) e *SCDP*(x,y) considerem a informação da disponibilidade do espectro durante o processo de roteamento, a influência da distância física (x) faz os algoritmos escolherem o par de rotas disjuntas mais curtas mais frequentemente, ocasionando uma redução mais rápida dos recursos (*slots* de frequência). Além disso, a maioria dos nós na Topologia 2 tem uma conectividade igual a três, isto é, existem apenas três rotas disjuntas para cada par de nós com conectividade três. Se o algoritmo utilizar somente duas das três rotas disjuntas existentes para atender as requisições, em um determinado momento no futuro, a rede não será capaz de fornecer recursos para atender novas requisições.

Nas Figuras 4.11(a) e 4.11(c), os algoritmos *SCDP*(x), *SCDP*(y) e *SCDP*(x,y) obtiveram desempenho similar em ambas as topologias. Na Fig. 4.11(a), o bloqueio devido a falta de qualidade de transmissão é predominante na rede. O algoritmo *SCDP*(y) conseguiu um desempenho um pouco melhor em relação aos algoritmos *SCDP*(x) e *SCDP*(x,y), devido ao fato de alguns nós da rede terem alta conectividade em relação a maioria dos nós desta topologia. Esses nós com alta conectividade permitiram um margem de manobra para o algoritmo *SCDP*(y). Na Fig. 4.11(c), os algoritmos *SCDP*(x), *SCDP*(y) e *SCDP*(x,y) obtiveram desempenho similar. Embora a Topologia 3 possua um grau médio dos nós igual a quatro. Essa característica permite aos algoritmos *SCDP*(x), *SCDP*(y) e *SCDP*(x,y), na qual considera a continuidade dos *slots* de frequência fim-a-fim de forma direta ou indiretamente, a encontra-

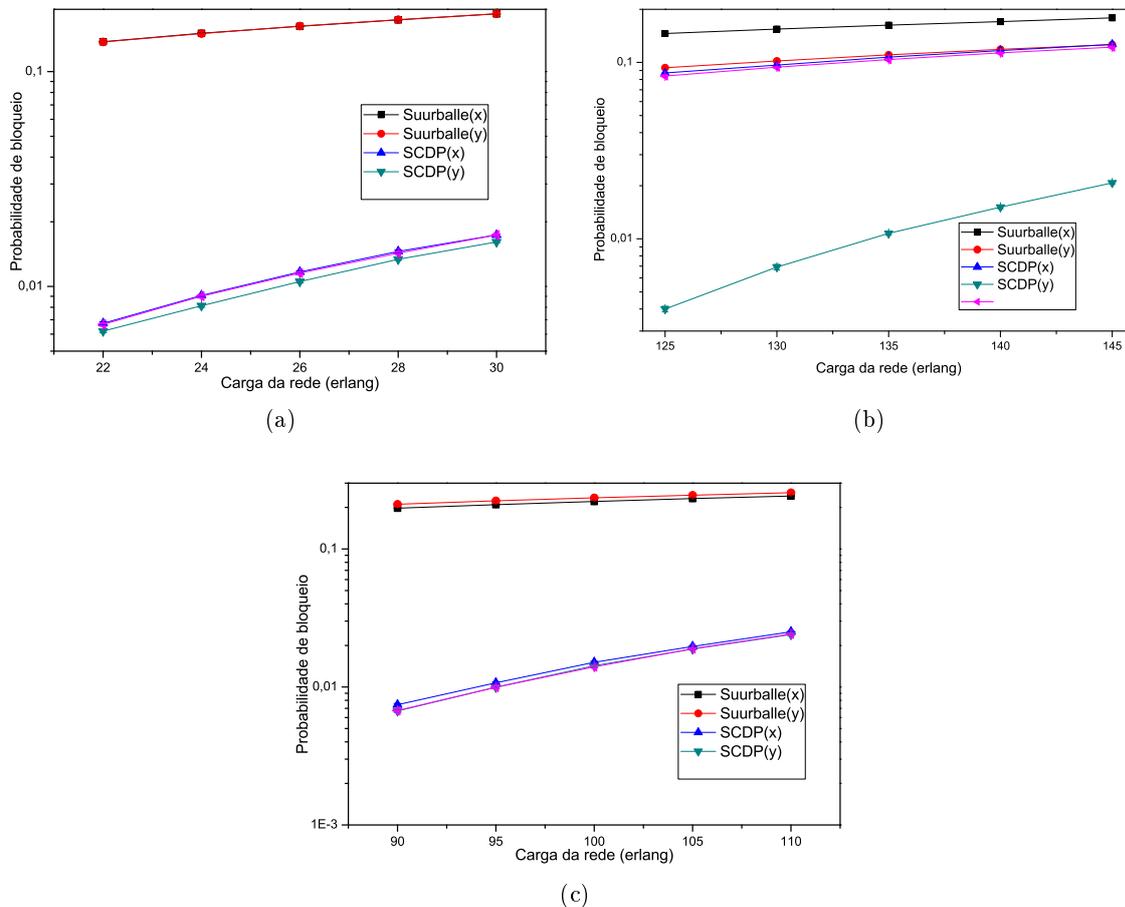


Figura 4.11: Comparação da probabilidade de bloqueio de rede em função da carga da rede do valor médio de 30 execuções diferentes e sua margem de erro no intervalo de confiança de 95% dos algoritmos $SCDP(x)$, $SCDP(y)$, $SCDP(x,y)$, $Suurballe(x)$ e $Suurballe(y)$ nas topologias de rede: (a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 3.

rem até dois pares de rotas disjuntas na rede. Isso possibilita uma boa distribuição de carga dos algoritmos. É importante enfatizar que, em todas as topologias analisadas, as duas versões do algoritmo de *Suurballe* obtiveram os piores resultados. Isso ocorre porque o algoritmo $Suurballe(x)$ sempre escolhe o mesmo par de rotas disjuntas independente do estado atual da rede. O roteamento fixo não permite superar a possível falta de recursos (*slots* de frequência) nas rotas escolhidas, o que contribui para aumentar a ocorrência de bloqueio de requisição. Embora o algoritmo $Suurballe(y)$ possa analisar e avaliar o estado dos enlaces relativo a continuidade dos *slots* de frequência, na qual resulta num processo de roteamento adaptativo. Esse processo não consegue inferir na informação sobre a continuidade dos *slots* de frequência fim-a-fim. Isso resulta em um mecanismo não muito eficiente para diminuir a probabilidade de bloqueio de requisições, devido a falta de informação sobre o casamento da disponibilidade dos *slots* de frequência nos enlaces das rotas encontradas. Em outras palavras, o algoritmo

de alocação de espectro não consegue encontrar os *slots* de frequência contínuos e contíguos fim-a-fim para atender a requisição.

As Figuras 4.12(a), 4.12(b) and 4.12(c) mostram a comparação da vazão da rede em função da carga da rede do valor médio de 30 execuções diferentes e sua margem de erro no intervalo de confiança de 95% dos algoritmos $SCDP(x)$, $SCDP(y)$, $SCDP(x,y)$, $Suurballe(x)$ e $Suurballe(y)$ nas topologias de rede: (a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 3. Os símbolos representam a vazão média alcançada por cada algoritmo, e a barra de erro representa o intervalo de confiança de 95%. Em alguns casos, a barra de erro é menor que o tamanho do símbolo, e portanto, não pode ser percebido no gráfico. Em cada simulação, os algoritmos de proteção de caminho dedicado investigados tiveram que transmitir uma quantidade de informação requerida em torno de 1,49 Exabit.

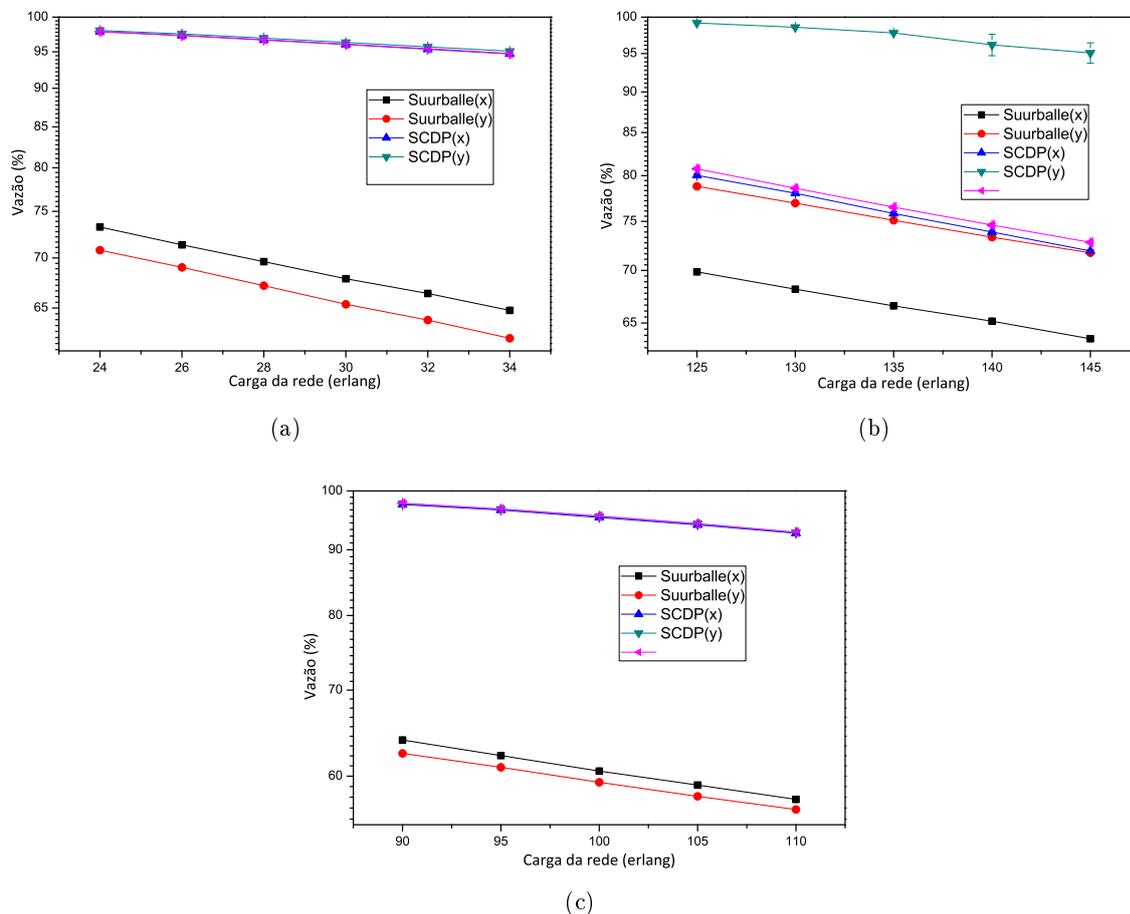


Figura 4.12: Comparação da vazão da rede em função da carga da rede do valor médio de 30 execuções diferentes e sua margem de erro no intervalo de confiança de 95% dos algoritmos $SCDP(x)$, $SCDP(y)$, $SCDP(x,y)$, $Suurballe(x)$ e $Suurballe(y)$ nas topologias de rede: (a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 3.

Na Figura 4.12(b), o algoritmo $SCDP(y)$ foi apto a transmitir entre 95%-100% da infor-

mação total requerida pela rede, enquanto os algoritmos $SCDP(x)$, $SCDP(x,y)$ e $Suurballe(y)$ tiveram o desempenho em torno de 72%-82%. Nas Figuras 4.12(a) and 4.12(c), os algoritmos $SCDP(x)$, $SCDP(y)$ e $SCDP(x,y)$ obtiveram desempenho similar entre 95%-100%.

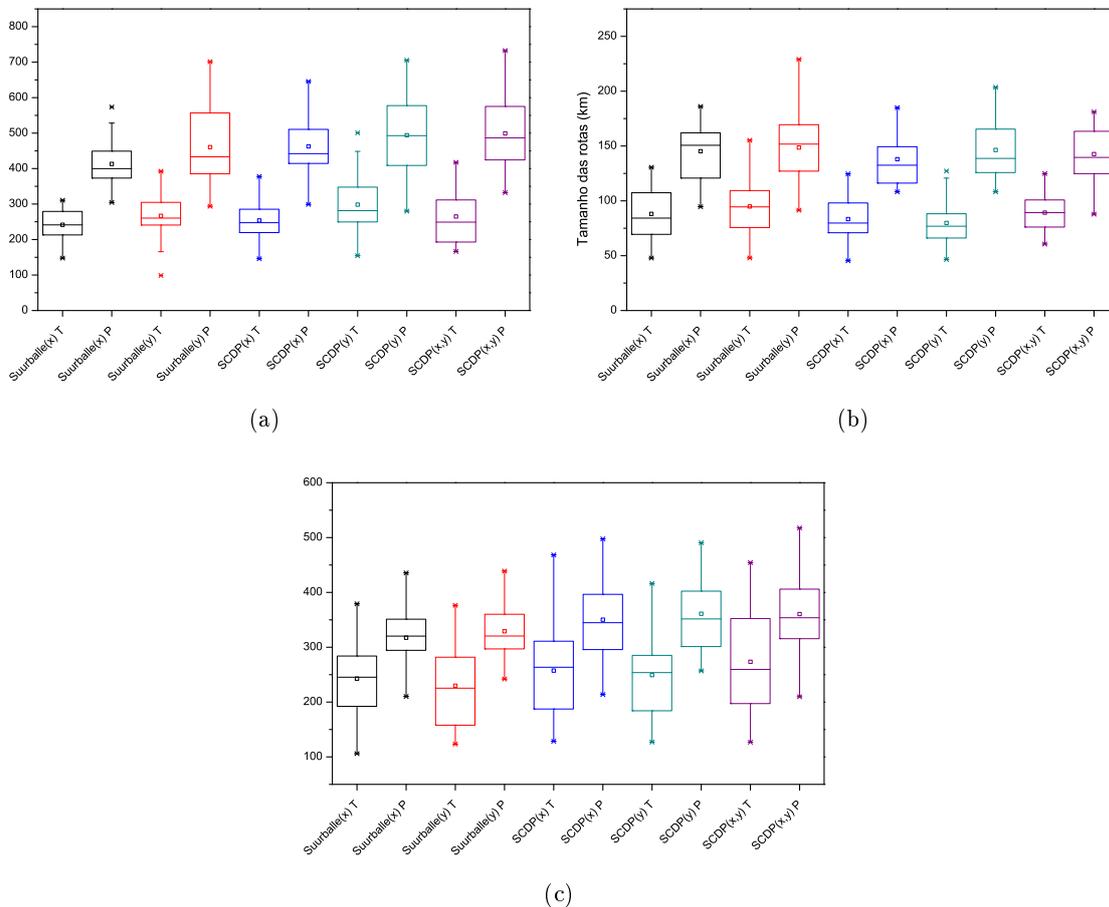


Figura 4.13: Representação de *box* e *whiskers* da análise estatística do tamanho médio das rotas de trabalho e proteção de 30 execuções diferentes dos algoritmos $SCDP(x)$, $SCDP(y)$, $SCDP(x,y)$, $Suurballe(x)$ e $Suurballe(y)$ nas topologias de rede: (a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 3.

Figura 4.13 mostra a representação de *box* e *whiskers* da análise estatística do tamanho médio das rotas de trabalho e proteção de 30 execuções diferentes dos algoritmos $SCDP(x)$, $SCDP(y)$, $SCDP(x,y)$, $Suurballe(x)$ e $Suurballe(y)$ nas topologias de rede: (a) Topologia 1, (b) Topologia 2 e (c) Topologia 3. O *Box* representa 50% dos resultados obtidos, enquanto o *whiskers* corresponde a 100% dos resultados adquiridos. O símbolo aberto informa o valor médio dos resultados e a linha horizontal dentro do *box* representa a mediana. Os valores obtidos neste gráfico foram obtidos das simulações para as cargas de rede 26, 135 e 100 erlangs nas topologias: Topologia 1, Topologia 2 e Topologia 3, respectivamente. Nas Figuras 4.13(a), 4.13(b) e 4.13(c), o tamanho dos caminhos ópticos de proteção (P) tende a ser maior do que

os caminhos ópticos de trabalho (T). Na Figura 4.13(c), a diferença entre o tamanho dos caminhos ópticos é menor.

4.6 Resumo e contribuições do capítulo

Neste capítulo, os conceitos e contribuições na área de proteção de caminho dedicado foram abordados. Na proteção de caminho dedicado, dois caminhos ópticos com enlaces disjuntos (caminho óptico de trabalho e caminho óptico de proteção) são alocados para atender cada requisição de conexão. As principais vantagens deste esquema de proteção em relação a outros esquemas são: tempo de restauração e complexidade de controle da rede. Na literatura, dois algoritmos baseados em grafos são normalmente usado para encontrar o par de rotas disjuntas na rede, são eles: O algoritmo de *Dijkstra* de dois passos e o algoritmo de *Suurballe*.

4.6.1 Contribuições do capítulo

Na Seção 4.4 é apresentado um novo algoritmo de proteção de caminho dedicado em redes ópticas WDM, chamado *PSR-DP*. O algoritmo usa a função custo baseada em uma expansão em série de potência para avaliar o custo dos enlaces da rede. Uma ou mais informações da rede são usadas nesta função custo. Essas variáveis são informações importantes da rede para a alocação dos recursos, como distância física e/ou disponibilidade dos comprimentos de onda. Além disso, uma nova variável baseada na limitação de continuidade de comprimento de onda é proposta neste estudo. O uso do *PSR-DP* em redes ópticas requer duas fases: fase de treinamento e fase de operação. No treinamento, o algoritmo PSO encontra a função custo que minimiza a probabilidade de bloqueio da rede. Na fase operacional, o algoritmo *PSR-DP* usa a função custo otimizada durante a operação da rede. Conforme a combinação de variáveis da rede usada no algoritmo *PSR-DP*, algumas versões do algoritmo foram usadas nas simulações e comparado com outro algoritmo bem conhecido na literatura.

Na Seção 4.5, um novo algoritmo para lidar com a ocorrência de falha simples em EONs é proposto. Esse algoritmo, nomeado como proteção dedicada baseada na continuidade do espectro (SCDP, *Spectrum Continuity based Dedicated Protection*), encontra um par de rotas disjuntas na rede considerando a informação de continuidade e contiguidade durante o processo de roteamento. Algumas versões desse algoritmo foram propostas conforme a informação da rede usada na função custo e, essas versões foram comparadas com o algoritmo de *Suurballe* em três diferentes topologias. No Capítulo 5 serão discutidos os conclusões e trabalhos futuros relativos a esta Tese.

Capítulo 5

Considerações finais

Nesta Tese são abordados dois importantes tópicos concernentes às redes ópticas WDM e EONs: roteamento e proteção de caminho dedicado. Como descrito ao longo do texto, projetar algoritmos de roteamento eficientes e redes resilientes a falhas em enlaces da rede são fundamentais. Portanto, desenvolver algoritmos eficientes que garantam rotas adequadas em termos de qualidade de transmissão e forneçam capacidade de recuperação das conexões ativas na ocorrência de falhas são importantes para reduzir o bloqueio de requisições futuras que cheguem à rede e/ou evitar a perda significativa de informação na ocorrência de uma falha.

5.1 Contribuições da Tese

A primeira proposta desta tese é um novo algoritmo de roteamento baseado na relação sinal-ruído óptico (OSNR) para tratar o problema de RWA em redes ópticas WDM, chamado $NrPSR(OSNR)$. O algoritmo $NrPSR(OSNR)$ usa o $NrPSR$ para encontrar as Nr rotas que apresentam menor custo, na qual os enlaces da rede são avaliados com base numa função custo baseada em uma série de potências. Essa função custo é uma equação que permite combinar diferentes informações da rede para avaliar melhor os enlaces da rede. Na etapa seguinte, uma das rotas encontradas é escolhida para atender a requisição, conforme uma política de seleção. O $NrPSR(OSNR)$ é constituído por duas etapas: fase de treinamento e fase de operação. Na fase de treinamento, um algoritmo de otimização baseado em população (PSO) é usado para encontrar os coeficientes da função custo. Na fase de operação, o $NrPSR(OSNR)$ é usado como algoritmo de roteamento. Neste estudo, duas políticas são propostas, dando origem a dois algoritmos diferentes, referidos como $NrPSR(OSNR-Just\ Enough)$ e $NrPSR(OSNR-MAX)$.

A segunda contribuição é um novo algoritmo de roteamento para tratar o problema de RSA em EONs, chamado $NrPSR-Elastic$. Esse algoritmo emprega os conceitos propostos no algoritmo $NrPSR$ e uma função custo que considera a disponibilidade de *slots* de frequência para requisições de conexão com larguras de banda distintas. Neste estudo, também é proposta

uma nova variável para avaliar a disponibilidade do espectro nos enlaces em EONs, chamada disponibilidade de *slots* de frequência contíguos (CFSA). Como ocorre no *NrPSR*, uma política é usada para selecionar uma das rotas encontradas pelo *NrPSR-Elastic* para atender a requisição de conexão. Neste estudo, os efeitos de camada física não foram considerados.

A última contribuição em roteamento desta tese é um novo algoritmo de roteamento que considera a continuidade e contiguidade dos *slots* durante o processo de cálculo das rotas, chamado *Spectrum Continuity based Shortest path* (SCSP). O algoritmo *SCSP* usa uma versão modificada do algoritmo de *Dijkstra* para encontrar uma rota de menor custo. A informação de continuidade do espectro é armazenada ao longo da rota analisada e essa informação acumulada é usada para compor o custo do enlace através da variável CFSA. O *SCSP* foi comparado com outros algoritmos de roteamento.

Além das proposta na área de roteamento, duas contribuições foram feitas na área de proteção dedicada. A primeira proposta é um novo algoritmo de proteção de caminho dedidido em redes ópticas WDM, chamado *PSR-DP*. O algoritmo usa a função custo baseada em uma expansão em série de potência para avaliar o custo dos enlaces da rede. Uma ou mais informações da rede são usadas nesta função custo. Essas variáveis são informações importantes da rede, como distância física e/ou disponibilidade dos comprimentos de onda. Além disso, uma nova variável é a proposta neste estudo baseada na limitação de continuidade de comprimento de onda. O uso do *PSR-DP* em redes ópticas requer duas fases: a fase de treinamento e a fase de operação. No treinamento, o algoritmo PSO encontra a função custo que minimiza a probabilidade de bloqueio da rede. Na fase operacional, o algoritmo *PSR-DP* usa a função custo otimizada durante a operação da rede. Conforme a combinação de variáveis da rede usada no algoritmo *PSR-DP*, algumas versões do algoritmo foram usadas nas simulações.

Por fim, a segunda proposta em proteção dedicada e última proposta desta tese é um novo algoritmo para lidar com a ocorrência de falha simples em EONs. Esse algoritmo, nomeado como proteção dedicada baseada na continuidade do espectro (SCDP, *Spectrum Continuity based Dedicated Protection*), encontra um par de rotas disjuntas na rede considerando a informação de continuidade e contiguidade durante o processo de roteamento. A variável de custo *CFSA* é usada para ponderar o custo dos enalces da rede. Algumas versões desse algoritmo foram propostas conforme a informação da rede usada na função custo.

5.2 Discussões

A partir da análise dos resultados obtidos pelos algoritmos de roteamento *NrPSR(OSNR-Just Enough)* e *NrPSR(OSNR-MAX)* em redes ópticas WDM, é possível concluir que selecionar uma rota com menor margem de OSNR para atender a requisição permite disponibilizar as rotas de maior margem de OSNR para atender conexões futuras. Contudo, nos cenários onde os efeitos não lineares são considerados, priorizar atender as requisições com rotas de menor

margem de OSNR pode causar a reprovação da QoT dessa conexão pela chegada de uma nova conexão à rede, pois caso uma nova conexão interfira nas conexões ativas, sua OSNR pode ser reduzida a nível abaixo do limiar aceitável pelo receptor.

Os resultados obtidos pelo algoritmo *NrPSR-Elastic* para resolver o problema de RSA em EONs mostram a importância de usar a variável CFSA que leva em consideração a informação de contiguidade dos *slots* de frequência durante o processo de roteamento. No problema de RMLSA, o algoritmo *SCSP* combinou a capacidade do algoritmo de armazenar a continuidade dos *slots* de frequência com a variável CFSA. No pior caso, o algoritmo *SCSP* manteve um desempenho similar em relação ao algoritmo *SP* no cenário onde a probabilidade de bloqueio por falta de QoT é predominante. Entretanto, nos cenários onde o bloqueio por falta de recursos é maior, o algoritmo *SCSP* obteve desempenho superior, chegando inclusive para alguns valores de tráfego a uma ordem de grandeza em relação aos demais algoritmos considerados na comparação. Por exemplo, na Topologia NSFNet, o algoritmo *SCSP* obteve uma probabilidade de bloqueio de 0,6% na carga de 540 erlang, já os algoritmos *SP*, *MH* e *CASP* obtiveram probabilidade de bloqueio de 3,6%, 1,07% e 3,7%, respectivamente, para a mesma carga de rede. Em cenários que possuem tanto bloqueio por falta de QoT quanto bloqueio por falta de recursos, o algoritmo *SCSP* tende a ter um desempenho pior em relação ao algoritmo *SP* nas cargas mais baixas, onde o bloqueio por falta de QoT é maior. Isso é explicado pelo fato de que o *SCSP* leva a informação de camada de rede enquanto o algoritmo *SP*, mesmo sendo muito simples, leva em consideração a informação de camada física. Esse problema pode ser contornado, ao realizar uma melhor ponderação das variáveis na função custo, por exemplo, através do uso de uma função em série de potências que utilize informações de camada física e de rede.

O algoritmo *PSR-DP* tratou o problema de proteção dedicada em redes ópticas WDM. Na Topologia NSFNet, o algoritmo *PSR-DP* usando a nova variável de custo, *LWC*, conseguiu obter uma probabilidade de bloqueio de 0,2% para uma carga de rede de 64 erlang, enquanto o algoritmo de *Suurballe* obteve uma probabilidade de bloqueio em torno de 10% para mesma carga de rede. Na Topologia Pacific Bell, a probabilidade de bloqueio devido a falta de QoT é predominante, o algoritmo *PSR-DP* conseguiu obter uma probabilidade de bloqueio de 0,0007% enquanto o algoritmo de *Suurballe* obteve 0,001% para a carga de rede de 20 erlang. Quanto aos resultados obtidos pela proposta de proteção de caminho dedicado em EONs, chamada *SCDP*, foi possível combinar a capacidade de evitar enlaces críticos na rede com a habilidade do algoritmo *SCSP* de encontrar rotas com continuidade e contiguidade de espectro fim-a-fim na rede. Na Topologia Pacific Bell, o algoritmo *SCSP* obteve desempenho similar com o algoritmo de *Suurballe*. Nas Topologias NSFNet e Manhattan, o algoritmo *SCDP* obteve probabilidade de bloqueio de 0,6% e 0,8%, respectivamente, para as cargas de 125 e 90 erlang, respectivamente, enquanto que o algoritmo de *Suurballe* resultou numa probabilidade de bloqueio superior a 10%.

5.3 Sugestões para trabalhos futuros

Alguns temas podem ser estudados como continuação desta tese, como:

1. Adequar os algoritmos propostos nesta tese em redes com capacidade de regeneração do sinal. A expectativa é que os algoritmos de roteamento e proteção possam reduzir o número de regeneradores na rede;
2. Anexar aos algoritmos de proteção de caminho dedicado nesta tese, aos esquemas de restauração para considerar o cenário de múltiplas falhas em redes ópticas WDM e EONs;
3. Adaptar os algoritmos propostos para redes ópticas multifibras;
4. Acrescer ao simulador um novo modelo de camada física que considere efeitos não-lineares, como o modelo GN (*Gaussian Noise*) [100];
5. Implementar outros mecanismos para ponderar diferentes variáveis na função custo dos algoritmos de roteamento e proteção dedicada, como os polinômios de Lagrange;
6. Adaptar os algoritmos propostos nesta tese para redes ópticas com restrição de consumo de energia e demandas com classes de serviços.

Apêndice A

Otimização por enxame de partículas

Neste apêndice, são apresentados o conceito e os fundamentos do algoritmo de otimização por enxame de partículas (PSO, *Particle Swarm Optimization*). O PSO é uma técnica de inteligência de enxames proposta por Kennedy e Eberhart em 1995 [72]. O PSO é um algoritmo de otimização baseado na simulação do comportamento social emergente de um bando de pássaros. Essa técnica é eficiente para resolver problemas de alta dimensionalidade e complexidade num espaço de busca com variáveis contínuas e reais. O PSO é aplicado em problemas nos quais é viável se saber o grau de adequação de uma solução arbitrária, mas determinar a melhor solução para o problema-alvo é uma tarefa complexa [74].

O uso do PSO vem rapidamente crescendo, e hoje ele é usado para resolver os mais diversos problemas em vários campos do conhecimento devido à sua simplicidade e alto desempenho [101]. O PSO é composto por um conjunto de partículas denominado enxame. A posição de cada partícula representa uma possível solução do problema. Uma partícula i é composta de três vetores: sua posição no espaço de busca d -dimensional representada por $\vec{x}_i = (x_{i,1}, x_{i,2}, \dots, x_{i,d})$, a melhor posição encontrada por esta partícula $\vec{p}_i = (p_{i,1}, p_{i,2}, \dots, p_{i,d})$ e sua velocidade $\vec{v}_i = (v_{i,1}, v_{i,2}, \dots, v_{i,d})$. Inicialmente, as partículas são geradas de forma aleatória, uniformemente distribuídas no PSO, ao longo do espaço de busca. Ou seja, tanto a velocidade \vec{v}_i como a posição inicial \vec{x}_i são aleatórios em cada partícula no início do algoritmo PSO. Uma vez criadas, estas partículas movem-se ao longo do espaço de busca regidas por equações muito simples de atualização de posição e velocidade.

Nas implementações do PSO, as partículas se movem no espaço de busca usando uma combinação de atração para a melhor solução encontrada pela própria partícula e atração para a melhor solução encontrada por uma partícula situada na vizinhança. Ou seja, cada partícula aprende com sua própria experiência (a melhor solução encontrada por ela) e com a experiência do grupo (a melhor solução encontrada na vizinhança). No PSO, a vizinhança de uma dada partícula i é definida por todas as partículas do enxame com as quais a partícula i pode se comunicar. No primeiro modelo de PSO. As vizinhanças mais comuns são: a vizinhança

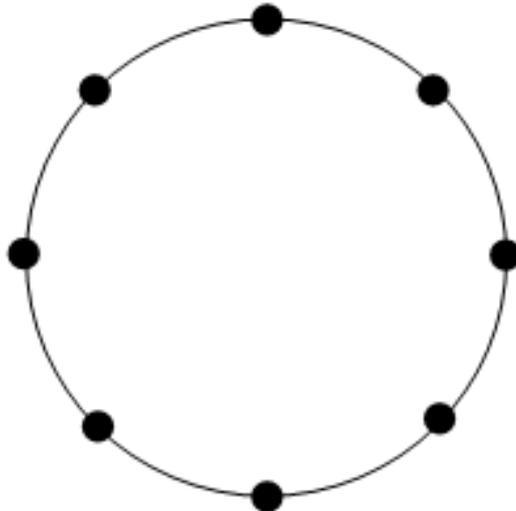


Figura A.1: Topologia de comunicação das partículas do PSO.

global (conhecida também como g_{best}), na qual cada partícula pode se comunicar com todas as outras partículas do enxame; e a vizinhança local (conhecida também como l_{best}) na qual as partículas que formam o enxame são numeradas de 1 até o número de partículas no enxame, e as partículas vizinhas à partícula i são as partículas cujos índices na lista são $i-1$ e $i+1$. Nesta Tese, o algoritmo PSO usa a vizinhança local; já que esta apresenta uma menor probabilidade do enxame ficar preso em ótimos locais [74]. A Figura A.1 ilustra a topologia de comunicação l_{best} usada nesta Tese.

O pseudocódigo do PSO é apresentado no Algoritmo 13. O PSO é um algoritmo iterativo. A cada iteração do PSO, a posição e a velocidade de todas as partículas do enxame são atualizadas (passos 4 e 5). Essa atualização da velocidade e posição é feita para cada partícula em todas as suas dimensões, seguindo as Equações (A.2) e (A.1), respectivamente. No passo 6, cada partícula analisa e compara a aptidão da posição atual e da nova posição. No passo 9, encontra-se a melhor partícula da iteração. As equações de velocidade e posição são definidas por (A.1) e (A.2), respectivamente.

$$\vec{v}_i^{t+1} = \chi[\vec{v}_i^t + c_1\varepsilon_1(\vec{p}_i^t - \vec{x}_i^t) + c_2\varepsilon_2(\vec{n}_i^t - \vec{x}_i^t)], \quad (\text{A.1})$$

na qual χ é o fator de restrição [73], ε_1 e ε_2 são números gerados por uma função de distribuição de probabilidade uniforme dentro do intervalo 0 e 1, e c_1 e c_2 são constantes que representam o peso da contribuição social e cognitiva, respectivamente.

$$\vec{x}_i^{t+1} = (\vec{v}_i^{t+1} + \vec{x}_i^t), \quad (\text{A.2})$$

Algoritmo 13 Pseudocódigo do algoritmo PSO.

```

1: Gere as partículas aleatoriamente;
2: para cada iteração de  $I_{PSO}$  faça
3:   para todas as partículas  $i$  faça
4:     Avalie a velocidade usando (A.1);
5:     Atualize a posição usando (A.2);
6:     se  $f(\vec{p}_i) > f(\vec{x}_i)$  então
7:        $\vec{p}_i := \vec{x}_i$ ;
8:     fim se
9:     se  $f(\vec{n}_i) < f(\vec{p}_i)$  então
10:       $\vec{n}_i := \vec{p}_i$ ;
11:    fim se
12:  fim para
13: fim para
14: Retorne a melhor partícula.
  
```

A.1 Fase de treinamento dos algoritmos propostos nesta Tese

A fase de treinamento dos algoritmos propostos nesta Tese consiste em encontrar os coeficientes da função custo através de um processo de otimização. O algoritmo PSO foi usado neste processo. As principais etapas do processo de otimização são mostradas na Figura A.2.

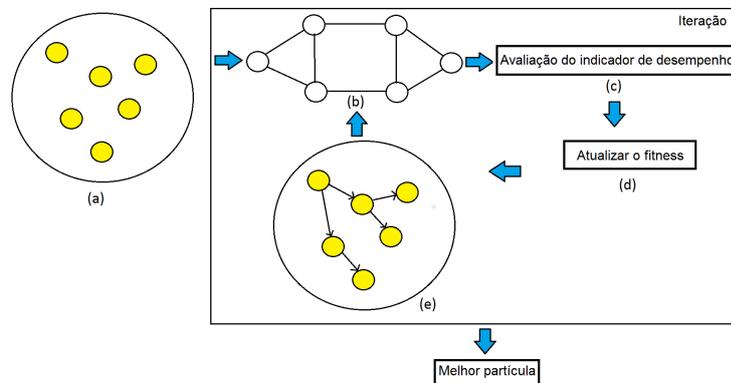


Figura A.2: Principais etapas do processo de otimização do algoritmo PSO.

Na Figura A.2(a), um conjunto de partículas é gerado aleatoriamente no espaço de busca do problema. Nas Figuras A.2(b–d), os algoritmos propostos avaliam os coeficientes da partícula na topologia de rede e atualiza o *fitness* dessas partículas com o valor obtido do indicador de desempenho escolhido. Nas simulações desta Tese, o indicador de desempenho é a probabilidade de bloqueio resultante da ferramenta de simulação usando o algoritmo proposto com os coeficientes da partícula. Na Figura A.2(e), a partícula com a melhor informação armazenada influencia e atrai as outras partículas do enxame para sua região no espaço de busca. As etapas (b), (c), (d) e (e) são realizadas de forma iterativa para todas as partículas até que

a convergência do algoritmo é alcançada ou finalize a quantidade de iterações. Ao final, a melhor partícula do processo de otimização é escolhida como a partícula com coeficientes que maximiza o desempenho da rede.

Apêndice B

Lista de publicações

B.1 Artigos publicados

1. R. C. L. Silva, A. V. S. Xavier, D. A. R. Chaves, C. J. A. Bastos-Filho, J. F. Martins-Filho, OSNR based Adaptive-Alternative IA-RWA Algorithm for All-Optical Networks, *15o SBMO Simpósio Brasileiro de Micro-ondas e Optoeletrônica e o 10o CBMag Congresso Brasileiro de Eletromagnetismo*, v. 1, p. 1-5, 2012.
2. C. J. A. Bastos-Filho, R. C. L. Silva, D. A. R. Chaves, A. V. S. Xavier, J. F. Martins-Filho, Comparing OSNR based policies for an adaptive-alternative IA-RWA algorithm applied to all-optical networks, *Journal of Microwaves, Optoelectronics and Electromagnetic Applications*, v. 12, p. 694-706, 2013.
3. A. V. S. Xavier, R. C. L. Silva, D. A. R. Chaves, C. J. A. Bastos-Filho, R. C. A. Almeida Jr., J. F. Martins-Filho, The NrPSR-Elastic routing algorithm for flexible grid optical networks, *2013 SBMO/IEEE MTT-S International Microwave Optoelectronics Conference (IMOC)*, p. 1-5, Agosto, 2013.
4. A. V. S. Xavier, R. C. Almeida Jr., H. A. Pereira, D. A. R. Chaves, C. J. A. Bastos-Filho, J. F. Martins-Filho, Algoritmo de Roteamento Baseado na Continuidade de Formas de Conexões em Redes Ópticas Elásticas, *16o SBMO Simpósio Brasileiro de Micro-ondas e Optoeletrônica e o 11o CBMag Congresso Brasileiro de Eletromagnetismo*, v. 1, p. 1-5, 2014.
5. A. V. S. Xavier, R. C. A. Almeida Jr., D. A. R. Chaves, C. J. A. Bastos-Filho, J. F. Martins-Filho, Spectrum Continuity based Routing Algorithm for Flexible Grid Optical Networks, *2015 SBMO/IEEE MTT-S International Microwave Optoelectronics Conference (IMOC)*, Novembro, 2015.

6. A. V. S. Xavier, R. C. A. Almeida Jr., D. A. R. Chaves, C. J. A. Bastos-Filho, J. F. Martins-Filho, Power series-based algorithm for dedicated protection in WDM optical networks, *Photonic Network Communications*, p. 1-14, 2015.

B.2 Artigos submetidos

1. A. V. S. Xavier, R. C. A. Almeida Jr., D. A. R. Chaves, C. J. A. Bastos-Filho, J. F. Martins-Filho, Spectrum Continuity based Dedicated Protection for Flexible Optical Networks, *Journal of Optical Communication and Networking*.

Referências Bibliográficas

- [1] GERSTEL, O. et al. Elastic optical networking: a new dawn for the optical layer? *Communications Magazine, IEEE*, v. 50, n. 2, p. s12–s20, Fevereiro 2012. ISSN 0163-6804.
- [2] CHAVES, D. A. R. et al. Multiobjective sparse regeneration placement algorithm in optical networks considering network performance and capex. In: *2010 12th International Conference on Transparent Optical Networks*. [S.l.: s.n.], 2010. p. 1–4. ISSN 2162-7339.
- [3] CHAVES, D. A. R. et al. A methodology to design the link cost functions for impairment aware routing algorithms in optical networks. *Photonic Network Communications*, Springer US, v. 22, n. 2, p. 133–150, 2011. ISSN 1387-974X. Disponível em: <<http://dx.doi.org/10.1007/s11107-011-0314-2>>.
- [4] MUKHERJEE, B. Optical communication networks: Progress and challenges. *Journal of Selected Areas in Communications*, v. 18, n. 10, p. 1810–1824, 2000.
- [5] SALEH, A.; SIMMONS, J. M. Technology and architecture to enable the explosive growth of the internet. *Communications Magazine, IEEE*, v. 49, n. 1, p. 126–132, Janeiro 2011. ISSN 0163-6804.
- [6] DESURVIRE, E. B. Capacity demand and technology challenges for lightware systems in the next two decades. *Journal Lightware Technology*, v. 24, n. 12, p. 4697–4710, 2006.
- [7] RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K. N. *Optical Networks: A Practical Perspective*. 3. ed. San Diego: Morgan Kaufmann, 2009.
- [8] ZHANG, G. et al. A survey on OFDM-based elastic core optical networking. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, v. 15, n. 1, p. 65–87, 2013. ISSN 1553-877X.
- [9] GURUSAMY, M.; MURTHY, C. S. R. *WDM Optical Networks: Concepts, Design, and Algorithms*. 1. ed. San Diego: Prentice Hall, 2002.
- [10] ZANG, H.; JUE, J. P. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical WDM networks. *Optical Networks Magazine*, v. 1, n. 1, p. 47–60, 2000.

- [11] YUAN, X.; ZHOU, J. A study of dynamic routing and wavelength assignment with imprecise network state information. *International Conference on Parallel Processing Workshop*, p. 207–213, 2002.
- [12] AZODOLMOLKY, S. et al. A survey on physical layer impairments aware routing and wavelength assignment algorithms in optical networks. *Computer Networks*, v. 53, n. 7, p. 926 – 944, 2009. ISSN 1389-1286. Disponível em: <<http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1389128608003964>>.
- [13] JINNO, M. et al. Spectrum-efficient and scalable elastic optical path network: architecture, benefits, and enabling technologies. *Communications Magazine, IEEE*, v. 47, n. 11, p. 66–73, Novembro 2009. ISSN 0163-6804.
- [14] TALEBI, S. et al. Spectrum management techniques for elastic optical networks: A survey. *Optical Switching and Networking*, v. 13, p. 34 – 48, 2014. ISSN 1573-4277. Disponível em: <<http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1573427714000253>>.
- [15] LU, W.; ZHU, Z. Dynamic service provisioning of advance reservation requests in elastic optical networks. *Lightwave Technology, Journal of*, v. 31, n. 10, p. 1621–1627, Maio 2013. ISSN 0733-8724.
- [16] RAMAMURTHY, S.; MUKHERJEE, B. Survivable WDM mesh networks. part I-protection. In: *INFOCOM '99. Eighteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*. [S.l.: s.n.], 1999. v. 2, p. 744–751 vol.2. ISSN 0743-166X.
- [17] RAMAMURTHY, S.; MUKHERJEE, B. Survivable WDM mesh networks. II. restoration. In: *Communications, 1999. ICC '99. 1999 IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 1999. v. 3, p. 2023–2030 vol.3.
- [18] AGRELL, E. et al. Roadmap of optical communications. *Journal of Optics*, v. 18, n. 6, p. 063002, 2016. Disponível em: <<http://stacks.iop.org/2040-8986/18/i=6/a=063002>>.
- [19] AGRAWAL, G. P. *Nonlinear Fiber Optics*. 5. ed. [S.l.]: Academic Press, 2012.
- [20] BHANDARI, R. *Survivable Networks: Algorithms for Diverse Routing*. Norwell, MA, USA: Kluwer Academic Publishers, 1998. ISBN 0792383818.
- [21] GROVER, W. D. *Mesh-based Survivable Transport Networks: Options and Strategies for Optical, MPLS, SONET and ATM Networking*. Upper Saddle River, NJ, USA: Prentice Hall PTR, 2003. ISBN 013494576X.

- [22] CHAVES, D. *Algoritmos Rápidos de IRWA para Redes Totalmente Ópticas*. Dissertação (Mestrado) — Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica, Universidade Federal de Pernambuco, Fevereiro 2008.
- [23] ARANTES, E. A. J. *Contribuições ao Algoritmo de Roteamento para Redes ópticas baseado na Figura de Ruído e nas Penalidades Físicas*. Dissertação (Mestrado) — Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica, Universidade Federal de Pernambuco, Março 2006.
- [24] AMAZONAS, J. R. A. *Projeto de sistemas de comunicações ópticas*. 1. ed. [S.l.]: Manole, 2002.
- [25] SINGH, J. *Semiconductor Optoelectronics - Physics and Technology*. 1. ed. [S.l.]: McGraw-Hill, 1995.
- [26] MIYA, T. et al. Ultimate low-loss single-mode fibre at 1.55 μm . *Electronics Letters*, Institution of Engineering and Technology, v. 15, p. 106–108(2), February 1979. ISSN 0013-5194.
- [27] DESURVIRE, E. B. Capacity demand and technology challenges for lightwave systems in the next two decades. *Journal of Lightwave Technology*, v. 24, n. 12, p. 4697–4710, Dezembro 2006. ISSN 0733-8724.
- [28] ZYSKIND, J. *Optically Amplified WDM Networks*. 1. ed. [S.l.]: New York: Academic, 2011.
- [29] DESURVIRE, E. *Erbium-Doped Fiber Amplifiers*. 1. ed. [S.l.]: New York: Wiley, 2002.
- [30] BECKER, P. C.; OLSSON, N. A.; SIMPSON, J. R. *Erbium doped fiber amplifiers*. 1. ed. [S.l.]: Academic Press, 1999.
- [31] JINNO, M. et al. Elastic and adaptive optical networks: possible adoption scenarios and future standardization aspects. *Communications Magazine, IEEE*, v. 49, n. 10, p. 164–172, Outubro 2011. ISSN 0163-6804.
- [32] CHEN, Z. et al. Key technologies for elastic optical networks. In: *Optical Communications and Networks (ICOON), 2014 13th International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2014. p. 1–3.
- [33] IDZIKOWSKI, F. et al. A survey on energy-aware design and operation of core networks. *IEEE Communications Surveys Tutorials*, v. 18, n. 2, p. 1453–1499, Secondquarter 2016. ISSN 1553-877X.
- [34] FRASCELLA, P. et al. Unrepeated field transmission of 2 tbit/s multi-banded coherent WDM over 124 km of installed SMF. *Opt. Express*, OSA, v. 18, n. 24, p. 24745–24752, Novembro 2010. Disponível em: <<http://www.opticsexpress.org/abstract.cfm?URI=oe-18-24-24745>>.

- [35] SHIEH, W.; BAO, H.; TANG, Y. Coherent optical OFDM: theory and design. *Opt. Express*, OSA, v. 16, n. 2, p. 841–859, Janeiro 2008. Disponível em: <<http://www.opticsexpress.org/abstract.cfm?URI=oe-16-2-841>>.
- [36] GEISLER, D. J. et al. Bandwidth scalable, coherent transmitter based on the parallel synthesis of multiple spectral slices using optical arbitrary waveform generation. *Opt. Express*, OSA, v. 19, n. 9, p. 8242–8253, Abril 2011. Disponível em: <<http://www.opticsexpress.org/abstract.cfm?URI=oe-19-9-8242>>.
- [37] YOO, S. B. et al. Software defined elastic optical networking in temporal, spectral, and spatial domains. *Photonic Network Communications*, Springer US, v. 28, n. 1, p. 19–33, 2014. ISSN 1387-974X. Disponível em: <<http://dx.doi.org/10.1007/s11107-014-0448-0>>.
- [38] CHATTERJEE, B. C.; SARMA, N.; OKI, E. Routing and spectrum allocation in elastic optical networks: A tutorial. *IEEE Communications Surveys Tutorials*, v. 17, n. 3, p. 1776–1800, thirdquarter 2015. ISSN 1553-877X.
- [39] JINNO, M. et al. Multiflow optical transponder for efficient multilayer optical networking. *IEEE Communications Magazine*, v. 50, n. 5, p. 56–65, May 2012. ISSN 0163-6804.
- [40] SAMBO, N. et al. Sliceable transponder architecture including multiwavelength source. *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, v. 6, n. 7, p. 590–600, July 2014. ISSN 1943-0620.
- [41] LÓPEZ, V. et al. Finding the target cost for sliceable bandwidth variable transponders. *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, v. 6, n. 5, p. 476–485, May 2014. ISSN 1943-0620.
- [42] ZHANG, J. et al. Dynamic traffic grooming in sliceable bandwidth-variable transponder-enabled elastic optical networks. *Journal of Lightwave Technology*, v. 33, n. 1, p. 183–191, Jan 2015. ISSN 0733-8724.
- [43] LÓPEZ, V. et al. Target cost for sliceable bandwidth variable transponders in a real core network. In: *Future Network and Mobile Summit (FutureNetworkSummit), 2013*. [S.l.: s.n.], 2013. p. 1–9.
- [44] DALLAGLIO, M. et al. Add and drop architectures for multi-carrier transponders in eons. *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, v. 8, n. 7, p. A12–A22, Julho 2016. ISSN 1943-0620.
- [45] AMAYA, N.; ZERVAS, G.; SIMEONIDOU, D. Introducing node architecture flexibility for elastic optical networks. *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, v. 5, n. 6, p. 593–608, June 2013. ISSN 1943-0620.

- [46] STRASSER, T.; WAGENER, J. Wavelength-selective switches for ROADM applications. *Selected Topics in Quantum Electronics, IEEE Journal of*, v. 16, n. 5, p. 1150–1157, Setembro 2010. ISSN 1077-260X.
- [47] SINKIN, O. et al. Optimization of the split-step fourier method in modeling optical-fiber communications systems. *Lightwave Technology, Journal of*, v. 21, n. 1, p. 61–68, Janeiro 2003. ISSN 0733-8724.
- [48] KILPER, D. et al. Optical performance monitoring. *Lightwave Technology, Journal of*, v. 22, n. 1, p. 294–304, Janeiro 2004. ISSN 0733-8724.
- [49] PAN, Z.; YU, C.; WILLNER, A. E. Optical performance monitoring for the next generation optical communication networks. *Optical Fiber Technology*, v. 16, n. 1, p. 20 – 45, 2010. ISSN 1068-5200. Disponível em: <<http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1068520009000686>>.
- [50] MARKIDIS, G. et al. Impairment-constraint-based routing in ultralong-haul optical networks with $2R$ regeneration. *Photonics Technology Letters, IEEE*, v. 19, n. 6, p. 420–422, Março 2007. ISSN 1041-1135.
- [51] PEREIRA, H. A. et al. OSNR model to consider physical layer impairments in transparent optical networks. *Photonic Network Communications*, Springer US, v. 18, n. 2, p. 137–149, 2009. ISSN 1387-974X. Disponível em: <<http://dx.doi.org/10.1007/s11107-008-0178-2>>.
- [52] ARAÚJO, D. R. B. de; BASTOS-FILHO, C. J. A.; MARTINS-FILHO, J. F. Methodology to obtain a fast and accurate estimator for blocking probability of optical networks. *J. Opt. Commun. Netw., OSA*, v. 7, n. 5, p. 380–391, May 2015. Disponível em: <<http://jocn.osa.org/abstract.cfm?URI=jocn-7-5-380>>.
- [53] BANEY, D. M.; GALLION, P.; TUCKER, R. S. Theory and measurement techniques for the noise figure of optical amplifiers. *Optical Fiber Technology*, v. 6, n. 2, p. 122 – 154, 2000. ISSN 1068-5200. Disponível em: <<http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1068520000903274>>.
- [54] ZHU, K.; MUKHERJEE, B. Traffic grooming in an optical WDM mesh network. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, v. 20, n. 1, p. 122–133, Janeiro 2002. ISSN 0733-8716.
- [55] BANERJEE, N.; KUMAR, R. Multiobjective network design for realistic traffic models. In: *Proceedings of the 9th Annual Conference on Genetic and Evolutionary Computation*. New York, NY, USA: ACM, 2007. (GECCO '07), p. 1904–1911. ISBN 978-1-59593-697-4. Disponível em: <<http://doi.acm.org/10.1145/1276958.1277341>>.

- [56] BARRY, R.; HUMBLET, P. Models of blocking probability in all-optical networks with and without wavelength changers. In: *INFOCOM '95. Fourteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Bringing Information to People. Proceedings. IEEE*. [S.l.: s.n.], 1995. p. 402–412 vol.2. ISSN 0743-166X.
- [57] CHAVES, D. A. R. et al. SIMTON: A simulator for transparent optical networks. *Journal of Communication and Information Systems*, v. 25, n. 1, p. 1–10, 2010.
- [58] TANENBAUM, A. S.; WETHERALL, D. J. *Computer Networks*. 5. ed. [S.l.]: Prentice Hall, 2010.
- [59] CHAVES, D. A. R. *Projeto de redes Ópticas de alta capacidade utilizando técnicas de otimização bioinspiradas*. Tese (Doutorado) — Universidade Federal de Pernambuco, 2012.
- [60] WEN, B.; SHENAI, R.; SIVALINGAM, K. Routing, wavelength and time-slot-assignment algorithms for wavelength-routed optical WDM/TDM networks. *Lightwave Technology, Journal of*, v. 23, n. 9, p. 2598–2609, Sept 2005. ISSN 0733-8724.
- [61] BHIDE, N.; SIVALINGAM, K.; FABRY-ASZTALOS, T. Routing mechanisms employing adaptive weight functions for shortest path routing in optical WDM networks. *Photonic Network Communications*, Kluwer Academic Publishers, v. 3, n. 3, p. 227–236, 2001. ISSN 1387-974X. Disponível em: <<http://dx.doi.org/10.1023/A3A1011495129926>>.
- [62] CORMEN, T. H. et al. *Algoritmos*. Rio de Janeiro - RJ - Brasil: Elsevier Editora Ltda, 2012. ISBN 978-85-352-3699-6.
- [63] LEE, P.; GONG, Y.; GU, W. Adaptive routing and wavelength assignment algorithm for WDM networks with uniform and non-uniform traffic model. *Communications Letters, IEEE*, v. 8, n. 6, p. 397–399, Junho 2004. ISSN 1089-7798.
- [64] ALFOUZAN, I.; JAYASUMANA, A. An adaptive wavelength assignment algorithm for WDM networks. *Optical Networking Magazine*, v. 4, n. 2, p. 46–55, 2003.
- [65] XAVIER, A. V. S. *Um Algoritmo de Roteamento Adaptativo–Alternativo para Redes Ópticas*. Dissertação (Mestrado) — Universidade de Pernambuco, Novembro 2011.
- [66] XAVIER, A. V. S. et al. An adaptive-alternative routing algorithm for all-optical networks. In: *Microwave Optoelectronics Conference (IMOC), 2011 SBMO/IEEE MTT-S International*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 719–723. ISSN Pending.
- [67] YEN, J. Finding the k shortest loopless paths in a network. *Management Science*, v. 17, n. 11, p. 712–716, 1971.

- [68] SAVORY, S. J. Congestion aware routing in nonlinear elastic optical networks. *IEEE Photonics Technology Letters*, v. 26, n. 10, p. 1057–1060, May 2014. ISSN 1041-1135.
- [69] POLLACK, M. The k th best route through a network. *Opns. Res.*, v. 9, n. 4, p. 578, 1961.
- [70] SAKAROVITCH, M. The k shortest routes and the k chains in a graph. *Opns. Res. Center*, 1966.
- [71] YEN, J. Y. Finding the lengths of all shortest paths in N -node nonnegative-distance complete networks using $12n^3$ additions and n^3 comparisons. *Journal of Association Computing Machinery*, ACM, New York, NY, USA, v. 19, p. 423–424, Julho 1972. ISSN 0004-5411. Disponível em: <<http://doi.acm.org/10.1145/321707.321712>>.
- [72] KENNEDY, J.; EBERHART, R. Particle swarm optimization. In: *Neural Networks, 1995. Proceedings., IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 1995. v. 4, p. 1942–1948 vol.4.
- [73] CLERC, M.; KENNEDY, J. The particle swarm - explosion, stability, and convergence in a multidimensional complex space. *Evolutionary Computation, IEEE Transactions on*, v. 6, n. 1, p. 58–73, Fevereiro 2002. ISSN 1089-778X.
- [74] BRATTON, D.; KENNEDY, J. Defining a standard for particle swarm optimization. In: *Swarm Intelligence Symposium, 2007. SIS 2007. IEEE*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 120–127.
- [75] BASTOS-FILHO, C. J. A. et al. Hopfield neural networks for routing in all-optical networks. In: *Transparent Optical Networks (ICTON), 2010 12th International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2010. p. 1–4.
- [76] SILVA, R. C. L. et al. OSNR based adaptive-alternative IA-RWA algorithm for all-optical networks. In: *15o SBMO Simpósio Brasileiro de Micro-ondas e Optoeletrônica e o 10o CBMag Congresso Brasileiro de Eletromagnetismo*. [S.l.: s.n.], 2012. v. 1, p. 1–5.
- [77] BASTOS-FILHO, C. J. A. et al. Comparing OSNR based policies for an adaptive-alternative IA-RWA algorithm applied to all-optical networks. *Journal of Microwaves, Optoelectronics and Electromagnetic Applications*, scielo, v. 12, p. 694 – 706, Dezembro 2013. ISSN 2179-1074.
- [78] LEHMANN, E. L. *Nonparametrics: Statistical methods based on Ranks*. [S.l.]: Springer-Verlag New York, 2006. ISBN 978-0-387-35212-1.
- [79] TRIOLA, M. F. et al. *Elementary Statistics*. 3. ed. [S.l.]: Pearson, 2002.

- [80] XAVIER, A. V. S. et al. The NrPSR-elastic routing algorithm for flexible grid optical networks. In: *Microwave Optoelectronics Conference (IMOC), 2013 SBMO/IEEE MTT-S International*. [S.l.: s.n.], 2013. p. 1–5.
- [81] WAN, X. et al. Dynamic routing and spectrum assignment in flexible optical path networks. In: *Optical Fiber Communication Conference and Exposition (OFC/NFOEC), 2011 and the National Fiber Optic Engineers Conference*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 1–3. ISSN pending.
- [82] JINNO, M. et al. Distance-adaptive spectrum resource allocation in spectrum-sliced elastic optical path network [topics in optical communications]. *Communications Magazine, IEEE*, v. 48, n. 8, p. 138–145, Agosto 2010. ISSN 0163-6804.
- [83] XAVIER, A. V. S. et al. Algoritmo de roteamento baseado na continuidade de formas de conexões em redes Ópticas elásticas. In: *16o SBMO Simpósio Brasileiro de Micro-ondas e Optoeletrônica e o 11o CBMag Congresso Brasileiro de Eletromagnetismo*. [S.l.: s.n.], 2014. v. 1, p. 1–5.
- [84] XAVIER, A. V. S. et al. Spectrum continuity based routing algorithm for flexible grid optical networks. In: *Microwave Optoelectronics Conference (IMOC), 2015 SBMO/IEEE MTT-S International*. [S.l.: s.n.], 2015.
- [85] ESSIAMBRE, R. et al. Capacity limits of optical fiber networks. *Lightwave Technology, Journal of*, v. 28, n. 4, p. 662–701, Feb 2010. ISSN 0733-8724.
- [86] SUURBALLE, J. W. Disjoint paths in a network. *Networks*, Wiley Subscription Services, Inc., A Wiley Company, v. 4, n. 2, p. 125–145, 1974. ISSN 1097-0037. Disponível em: <<http://dx.doi.org/10.1002/net.3230040204>>.
- [87] ZHAI, Y. et al. Performance of dedicated path protection in transmission-impaired DWDM networks. In: *Communications, 2007. ICC '07. IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 2342–2347.
- [88] LIU, M.; TORNATORE, M.; MUKHERJEE, B. New strategies for connection protection in mixed-line-rate optical WDM networks. *Optical Communications and Networking, IEEE/OSA Journal of*, v. 3, n. 9, p. 641–650, Setembro 2011. ISSN 1943-0620.
- [89] MONTI, P. et al. Energy-efficient lightpath provisioning in a static WDM network with dedicated path protection. In: *Transparent Optical Networks (ICTON), 2011 13th International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 1–5. ISSN 2161-2056.
- [90] SOPRONI, P. et al. A meta-heuristic approach for non-bifurcated dedicated protection in WDM optical networks. In: *Design of Reliable Communication Networks (DRCN), 2011 8th International Workshop on the*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 110–117.

- [91] BESHIR, A. et al. Survivable routing and regenerator placement in optical networks. In: *Ultra Modern Telecommunications and Control Systems and Workshops (ICUMT), 2012 4th International Congress on*. [S.l.: s.n.], 2012. p. 684–690. ISSN 2157-0221.
- [92] TAKAGI, T. et al. Algorithms for maximizing spectrum efficiency in elastic optical path networks that adopt distance adaptive modulation. In: *36th European Conference and Exhibition on Optical Communication*. [S.l.: s.n.], 2010. p. 1–3. ISSN 1550-381X.
- [93] KLINKOWSKI, M. An evolutionary algorithm approach for dedicated path protection problem in elastic optical networks. *Cybern. Syst.*, Taylor & Francis, Inc., Bristol, PA, USA, v. 44, n. 6-7, p. 589–605, out. 2013. ISSN 0196-9722. Disponível em: <<http://dx.doi.org/10.1080/01969722.2013.803885>>.
- [94] VIZCAINO, J. L. et al. Protection in optical transport networks with fixed and flexible grid: Cost and energy efficiency evaluation. *Optical Switching and Networking*, v. 11, Part A, p. 55 – 71, 2014. ISSN 1573-4277. Disponível em: <<http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1573427713000568>>.
- [95] WALKOWIAK, K. et al. Routing and spectrum allocation algorithms for elastic optical networks with dedicated path protection. *Optical Switching and Networking*, v. 13, p. 63 – 75, 2014. ISSN 1573-4277. Disponível em: <<http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1573427714000150>>.
- [96] SHEN, G.; WEI, Y.; BOSE, S. K. Optimal design for shared backup path protected elastic optical networks under single-link failure. *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, v. 6, n. 7, p. 649–659, July 2014. ISSN 1943-0620.
- [97] XAVIER, A. V. S. et al. Power series-based algorithm for dedicated protection in WDM optical networks. *Photonic Network Communications*, Springer US, p. 1–14, 2015. ISSN 1387-974X. Disponível em: <<http://dx.doi.org/10.1007/s11107-015-0568-1>>.
- [98] SUURBALLE, J. W.; TARJAN, R. E. A quick method for finding shortest pairs of disjoint paths. *Networks*, Wiley Subscription Services, Inc., A Wiley Company, v. 14, n. 2, p. 325–336, 1984. ISSN 1097-0037. Disponível em: <<http://dx.doi.org/10.1002/net.3230140209>>.
- [99] XAVIER, A. V. S. et al. Spectrum continuity based dedicated protection for flexible optical networks. *Journal of Optical Communication and Networking*, Submetido.
- [100] POGGIOLINI, P. The gn model of non-linear propagation in uncompensated coherent optical systems. *Journal of Lightwave Technology*, v. 30, n. 24, p. 3857–3879, Dezembro 2012. ISSN 0733-8724.

- [101] HU, X.; SHI, Y.; EBERHART, R. Recent advances in particle swarm. In: *Evolutionary Computation, 2004. CEC2004. Congress on*. [S.l.: s.n.], 2004. v. 1, p. 90–97 Vol.1.