



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

HENRIQUE ALVES DINARTE DA SILVA

**PROTEÇÃO MULTICAMINHO COM OTIMIZAÇÃO DE PARTICIONAMENTO DA
TAXA DE TRANSMISSÃO E DO ORDENAMENTO DE PRIORIDADE DO RMSA EM
REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS**

Recife
2023

HENRIQUE ALVES DINARTE DA SILVA

**PROTEÇÃO MULTICAMINHO COM OTIMIZAÇÃO DE PARTICIONAMENTO DA
TAXA DE TRANSMISSÃO E DO ORDENAMENTO DE PRIORIDADE DO RMSA EM
REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS**

Tese apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica da Universidade Federal de Pernambuco como requisito parcial para a obtenção do título de Doutor em Engenharia Elétrica.

Área de Concentração: Comunicações.

Orientador: Prof. Dr. Raul Camelo de Andrade Almeida Júnior.

Coorientador: Prof. Dr. Daniel Augusto Ribeiro Chaves.

Recife
2023

Catlogação na fonte
Bibliotecária Margareth Malta, CRB-4 / 1198

S586p

Silva, Henrique Alves Dinarte da.

Proteção multicaminho com otimização de particionamento da taxa de transmissão e do ordenamento de prioridade do RMSA em redes ópticas elásticas / Henrique Alves Dinarte da Silva – 2023.

118 f.: il., figs., tabs., abrev. e siglas.

Orientador: Prof. Dr. Raul Camelo de Andrade Almeida Júnior.

Coorientador: Prof. Dr. Daniel Augusto Ribeiro Chaves.

Tese (Doutorado) – Universidade Federal de Pernambuco. CTG. Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica, 2023.

Inclui Referências e Apêndice.

1. Engenharia Elétrica. 2. Redes ópticas elásticas. 3. Proteção multicaminho. 4. Particionamento assimétrico. 5. Ordenamento do RMSA. 6. Otimização. 7. Algoritmos evolucionários. I. Almeida Júnior, Raul Camelo de Andrade (Orientador). II. Chaves, Daniel Augusto Ribeiro (Coorientador). III. Título.

UFPE

621.3 CDD (22. ed.)

BCTG/2024-4

HENRIQUE ALVES DINARTE DA SILVA

**PROTEÇÃO MULTICAMINHO COM OTIMIZAÇÃO DE
PARTICIONAMENTO DA TAXA DE TRANSMISSÃO E DO ORDENAMENTO
DE PRIORIDADE DO RMSA EM REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS**

Tese apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica da Universidade Federal de Pernambuco, como requisito parcial para a obtenção do título de Doutor em Engenharia Elétrica, na área de concentração em Comunicações.

Aprovada em: 07/12/2023

BANCA EXAMINADORA

Prof. Dr. Raul Camelo de Andrade Almeida Júnior (Orientador e Examinador Interno)
Universidade Federal de Pernambuco

Prof. Dr. Carmelo José Albanez Bastos Filho (Examinador Interno)
Universidade de Pernambuco

Prof. Dr. Marcelo Luís Francisco Abbade (Examinador Externo)
Universidade de Paulista Júlio de Mesquita Filho

Prof. Dr. Iguatemi Eduardo da Fonseca (Examinador Externo)
Universidade Federal da Paraíba

Prof. Dr. Luiz Henrique Bonani do Nascimento (Examinador Externo)
Universidade Federal do ABC

RESUMO

As redes ópticas de transporte são largamente utilizadas para suportar os grandes volumes de tráfego demandados por diversos serviços utilizados pela sociedade. Pesquisas mostram um alto crescimento de tais demandas ao longo dos últimos anos. Nesse contexto, as redes ópticas elásticas (EON) permitem uma flexibilidade de utilização espectral e aumento da capacidade das redes ópticas de forma adequada para se atender às crescentes demandas de tráfego. A ocorrência de falha por causa humana ou por equipamentos da rede é um evento possível que, normalmente, gera grandes perdas de dados e de receita para as operadoras. Assim, a área de sobrevivência a falhas é um requisito essencial para as EONs. Dentre os mecanismos de sobrevivência encontrados na literatura, a proteção multicaminho utiliza a técnica de divisão espectral (*Split Spectrum*) para dividir a taxa de transmissão requisitada em partições menores e transmiti-las simultaneamente por caminhos ópticos disjuntos. A técnica de *squeezing*, que permite uma redução na largura de banda requisitada por uma conexão durante a ocorrência de falha, também é comumente investigada pelos trabalhos que abordam proteção multicaminho. Essas duas técnicas associadas permitem a aplicação de estratégias de otimização para a melhoria do desempenho de EONs. Esta tese apresenta algumas heurísticas e meta-heurísticas propostas para otimizar o desempenho de redes ópticas elásticas sob esquemas de proteção multicaminho e sob tráfego dinâmico. Primeiramente, propõem-se algumas estratégias de ordenamento de priorização de aplicação de recursos no RMSA e uma meta-heurística que utiliza algoritmo evolucionário para encontrar a melhor estratégia de ordenamento para cada par origem-destino de forma a reduzir a probabilidade de bloqueio de chamada da rede (PB). Em seguida, propõe-se o emprego de particionamento assimétrico da taxa de transmissão total das conexões nos esquemas de proteção multicaminho para melhorar a utilização dos recursos da rede. Para isso, é proposta uma otimização multiobjetivo que determina o melhor particionamento para cada par origem-destino capaz de mitigar a PB como também o *squeezing* médio das conexões. Além disso, essa pesquisa apresenta um algoritmo de roteamento que gera grupos de rotas disjuntas, ordenados estrategicamente, e os utiliza para executar o roteamento fixo-alternativo ou dinâmico das chamadas em redes com proteção multicaminho. Também é apresentada uma nova métrica que permite medir o percentual médio de redução da taxa de transmissão requisitada, em caso de falha, em redes protegidas que admitem *squeezing*. Os resultados das simulações mostraram que o uso de um ordenamento híbrido de prioridade do RMSA, aplicado individualmente a cada par origem-destino de forma otimizada, proporcionou redução na probabilidade de bloqueio da rede em todos os cenários analisados. Os resultados também mostraram que a utilização de um particionamento assimétrico da taxa de transmissão total, otimizado para cada par origem-destino, pode reduzir a fração média de banda espremida das conexões em caso de falha única de enlace e ainda melhorar a probabilidade de bloqueio da rede.

Palavras-chave: redes ópticas elásticas; proteção multicaminho; particionamento assimétrico; ordenamento do RMSA; otimização; algoritmos evolucionários.

ABSTRACT

Transport optical networks have been widely used to support the significant traffic volumes demanded by various services in the society. Researches have shown a high growth in such demands over the last years. In this context, elastic optical networks (EONs) provides flexibility on spectral utilization and an increase in optical networks' capacity adequately to meet the growing traffic demands. The occurrence of failures, usually due to human fault or network equipment breakdown, is a possible event that typically results in significant data and revenue losses for network operators. Thus, the network survivability area is an essential requirement for EONs. Among the survivability mechanisms found in the literature, multipath protection uses the split-spectrum technique to divide the requested transmission rate into smaller partitions and transmit them simultaneously throughout disjoint optical paths. The squeezing technique, which allows a reduction in the required bandwidth for a connection during a failure event, has also been commonly investigated in works addressing multipath protection. The association of these two techniques enable the application of optimization strategies for the improvement of EON performance. This thesis presents some proposed heuristics and metaheuristics to optimize the performance of elastic optical networks under multipath protection schemes and dynamic traffic. Firstly, some prioritization resource allocation ordering strategies in the Routing, Modulation and Spectrum Assignment (RMSA) process are proposed. Then, a metaheuristic that utilizes an evolutionary algorithm to find the best ordering strategy for each source-destination pair in order to reduce the network path-request blocking probability (PB) is introduced. Next, the use of asymmetric partitioning of the total transmission rate of connections in multipath protection schemes is proposed to enhance network resource utilization. For this, a multi-objective optimization is proposed to determine the best partitioning for each source-destination pair capable of mitigating the PB as well as the average squeezing factor of connections. Additionally, this research introduces a routing algorithm that generates groups of disjoint routes, strategically ordered, and uses them to perform fixed-alternate or dynamic routing in networks with multipath protection. A new metric is also presented, allowing the measurement of the average percentage reduction in the requested transmission rate in protected networks that admit traffic squeezing in the event of a failure. Simulation results showed that the use of a hybrid RMSA priority ordering, applied individually to each source-destination pair in an optimized manner, can provide a reduction in the network blocking probability in all analyzed scenarios. The results also demonstrated that the use of asymmetric partitioning of the total transmission rate, optimized for each source-destination pair, can reduce the average squeezed bandwidth fraction of connections under single link failure scenario and further improve network blocking probability.

Keywords: elastic optical networks; multipath protection; asymmetric partitioning; RMSA ordering; optimization; evolutionary algorithms.

LISTA DE FIGURAS

Figura 1 – Comparativo de utilização de espectro na alocação de 5 canais nas redes DWDM e EON.	24
Figura 2 – Categorias e disciplinas da área de resiliência em redes de comunicações. . .	25
Figura 3 – Processo de divisão de demanda de tráfego requisitado em sub-demandas. .	28
Figura 4 – Exemplo de módulo gerador de subportadora no caso de ML-SBVT, MW-SBVT e subportadoras geradas no espectro.	30
Figura 5 – Diagrama em blocos básico de um EOTP.	31
Figura 6 – Diagrama em blocos de um node SDH/SONET multi serviço.	32
Figura 7 – Proteção com atuação por enlace ou caminho.	33
Figura 8 – Exemplo de estabelecimento de uma conexão entre os nós 0 e 2 pelo esquema DPP 1+1 e DPP 1:1.	36
Figura 9 – Exemplo de funcionamento do esquema de proteção DPSS.	37
Figura 10 – Exemplo de funcionamento do esquema de proteção de caminho dedicado particionado para 2 ou 3 rotas.	37
Figura 11 – Exemplo de funcionamento do esquema de proteção PDPPS.	38
Figura 12 – Representação gráfica das topologias: (a) RING e (b) SMALLNET.	41
Figura 13 – Representação gráfica das topologias: (a) EON-RT, (b) TOROIDAL	42
Figura 14 – Representação gráfica das topologias: (a) NSFNET e (b) COST239.	42
Figura 15 – Estratégias R-SA e SA-R: (a) ordem sequencial de execução do RMSA, (b) exemplo de alocação de 3 chamadas que demandam 2 <i>slots</i> cada uma. . .	46
Figura 16 – Exemplo de representação do problema abordado pelo HRSA para uma rede de 4 nós. O indivíduo é representado por um vetor de 12 posições que contém a estratégia de ordenamento RSA selecionada para cada par origem-destino. . .	50
Figura 17 – Diagrama em blocos que representa como o <i>fitness</i> de cada indivíduo é avaliado. . .	50
Figura 18 – Probabilidade de bloqueio (<i>fitness</i>) em função do número de iterações do algoritmo genético para as topologias: (a) NSFNET (b) RING.	53
Figura 19 – Probabilidade de bloqueio em função da carga para as topologias: (a) NSFNET; (b) SMALLNET; (c) EON-RT; (d) TOROIDAL e (e) RING.	54
Figura 20 – Probabilidade de bloqueio de requisição de chamada apresentada pelos algoritmos R-SA, SA-R e HRSA em função de <i>k</i> na topologia NSFNET para carga oferecida de 300 erlangs (marcadores circulares) e 276 erlangs (marcadores quadrados).	55
Figura 21 – Número médio de saltos das estratégias R-SA, SA-R and HRSA para as topologias: NSFNET (264 erlangs), SMALLNET (480 erlangs), EON-RT (164 erlangs), TOROIDAL (420 erlangs) e RING (107 erlangs).	56

Figura 22 – Distribuição de carga entre os enlaces (tráfego alocado) apresentado como um gráfico do tipo <i>box plot</i> para: (a) NSFNET (264 erlangs), (b) SMALLNET (480 erlangs); (b) EON-RT (164 erlangs); (c) TOROIDAL (420 erlangs) and (d) RING (107 erlangs).	57
Figura 23 – <i>Box-plot</i> do índice de fragmentação da rede (avaliado como a média do índice de fragmentação de cada <i>link</i> na rede a cada 100 admissões/liberações de conexão) para: (a) NSFNET; (b) SMALLNET; (c) EON-RT; (d) TOROIDAL and (e) RING.	59
Figura 24 – Exemplo de grupos de rotas disjuntas gerados pelo algoritmo DPGR.	60
Figura 25 – Exemplos do procedimento de roteamento de requisição de chamada pelo DPGR usando as estratégias propostas para $P = 3$ e $K = 3$	65
Figura 26 – (a) Curvas de PB x Carga para os esquemas PDPP na topologia COST239, e (b) Curvas de PB em função de K para COST239 (235 erlang).	66
Figura 27 – (a) Exemplo do procedimento de roteamento de requisição de chamada pelo DPGR usando a estratégia proposta $DPGR_{MD}$ para $P = 3$ e $K = 3$, e (b) Curvas de PB x Carga para os esquemas PDPP na topologia COST239.	68
Figura 28 – Exemplo de procedimento de RMSA de uma requisição de chamada usando a estratégia $R - SA_H$ ou $R - SA_L$ para $P = 3$ and $K = 3$	69
Figura 29 – Exemplo de procedimento de RMSA de uma requisição de chamada usando a estratégia $SA - R_{MS}$ ou $SA - R_{LH}$ para $P = 3$ and $K = 3$	70
Figura 30 – Exemplo de representação do problema abordado pelo HPDPP para uma rede de 4 nós. O indivíduo é representado por um vetor de 12 posições que contém a estratégia de ordenamento RMSA selecionada para cada par origem-destino.	71
Figura 31 – Diagrama em blocos que representa como o <i>fitness</i> de cada indivíduo é avaliado.	72
Figura 32 – Fluxograma das interações entre o algoritmo e estratégias propostas para o HPDPP.	74
Figura 33 – Probabilidade de bloqueio (<i>fitness</i>) em função do número de interações do algoritmo genético, considerando $GB = 1$ e $P = 3$, para as topologias: (a) COST239 (150 erlang), (b) SMALLNET (120 erlang) e (c) NSFNET (25 erlang).	76
Figura 34 – Probabilidade de bloqueio em função da carga para a topologia COST239 assumindo: (a) $GB = 0$ e $P = 2$; (b) $GB = 0$ e $P = 3$; (c) $GB = 0$ e $P = 4$; (d) $GB = 1$ e $P = 2$, (e) $GB = 1$ e $P = 3$ e (f) $GB = 1$ e $P = 4$	78
Figura 35 – Probabilidade de bloqueio em função da carga para a topologia NSFNET assumindo: (a) $GB = 0$ e $P = 2$; (b) $GB = 0$ e $P = 3$; (c) $GB = 0$ e $P = 4$; (d) $GB = 1$ e $P = 2$, (e) $GB = 1$ e $P = 3$ e (f) $GB = 1$ e $P = 4$	79
Figura 36 – Probabilidade de bloqueio em função da carga para a topologia SMALLNET assumindo: (a) $GB = 0$ e $P = 2$; (b) $GB = 0$ e $P = 3$; (c) $GB = 0$ e $P = 4$; (d) $GB = 1$ e $P = 2$, (e) $GB = 1$ e $P = 3$ e (f) $GB = 1$ e $P = 4$	80

Figura 37 – Exemplo de estabelecimento de uma conexão de 100 Gb/s entre os nós 0 e 2 pelos esquemas DPP e PDPP para $\beta = 0$ e $\beta = 0,2$	82
Figura 38 – Exemplo de conexão entre os nós 0 e 6 ($B_r = 200$ Gb/s, $\beta = 0,25$ largura de banda de <i>slot</i> de 12.5 GHz), estabelecida por: (a) particionamento simétrico e (b) particionamento assimétrico.	85
Figura 39 – Visão geral da estrutura do OPDPP. A figura mostra um fluxograma que ilustra a interação entre os algoritmos e estratégias propostas neste capítulo.	89
Figura 40 – Exemplo de estrutura do indivíduo para o cenário de uma rede de 4 nós considerando três rotas disjuntas de enlace ($P = 3$) e três opções de taxas de serviço ($TR = 3$).	91
Figura 41 – Diagrama em blocos que representa como o <i>fitness</i> de cada indivíduo é avaliado.	91
Figura 42 – Exemplo de frentes de Pareto e critério de dominância no processo de otimização multiobjetivo.	92
Figura 43 – Convergência do algoritmo NSGA-II para (a) COST239 (250 erlang) and (b) NSFNET (50 erlang). As soluções encontradas são plotadas num gráfico de probabilidade de bloqueio de chamada versus fator de compressão média da taxa de transmissão de bits da rede. A população inicial e primeiras frentes de Pareto, são mostradas usando-se as cores e símbolos rotulados.	97
Figura 44 – COST239 probabilidade de bloqueio de chamada por carga oferecida de rede no cenário com restrição de particionamento decrescente (cenário 1) para (a) $\beta = 0,2/GB = 0$; (b) $\beta = 0,2/GB = 1$ e (c) $\beta = 0,3/GB = 0$ e no cenário sem restrição de particionamento decrescente (cenário 2) para (d) $\beta = 0,2/GB = 0$; (e) $\beta = 0,2/GB = 1$ e (f) $\beta = 0,3/GB = 0$	99
Figura 45 – NSFNET probabilidade de bloqueio de chamada por carga oferecida de rede para: (a) $\beta = 0,2/GB = 0$; (b) $\beta = 0,2/GB = 1$ e (c) $\beta = 0,3/GB = 0$	100
Figura 46 – Comparativo entre resultados obtidos por PDPP3S _{FM} e OPDPP em termos de $\bar{\beta}_N$, α_N e v_N , para a topologia COST239.	102
Figura 47 – Comparativo entre resultados obtidos por PDPP3S _{FM} e OPDPP em termos de $\bar{\beta}_N$, α_N e v_N , para a topologia NSFNET.	102
Figura 48 – Taxa de transmissão de bits entre as partições ($B_s^{\langle 1,i,j,B_r \rangle}$, $B_s^{\langle 2,i,j,B_r \rangle}$ e $B_s^{\langle 3,i,j,B_r \rangle}$) para cada opção de demanda de tráfego (100 Gb/s caixas azuis, 200 Gb/s caixas verdes e 400 Gb/s caixas vermelhas), definidas pela solução do GA, para $\beta = 0,2$ e $GB = 0$, plotadas como um gráfico <i>boxplot</i> para NSFNET (50 erlangs) e COST239 (250 Elangs).	103

LISTA DE TABELAS

Tabela 1 – Tabela de informações dos formatos de modulação	40
Tabela 2 – Informações das topologias	41
Tabela 3 – Definição do problema de otimização do HRSA	49
Tabela 4 – Informações das rotas usadas no exemplo da Figura 25	65
Tabela 5 – Parâmetros de simulação para o FARDgp	66
Tabela 6 – Definição do problema de otimização	72
Tabela 7 – Parâmetros de simulação para o HPDPP	75
Tabela 8 – Definição do problema de otimização.	88
Tabela 9 – Parâmetros de simulação para o OPDPP	96
Tabela 10 – Parâmetros e descrição dos algoritmos de proteção investigados nesta tese. Os algoritmos marcados com “*” são versões aprimoradas das suas contrapartes encontradas em (ASSIS; ALMEIDA; WALDMAN, 2012) e propostas nesta tese.	96
Tabela 11 – Visão geral dos resultados para as topologias COST239 e NSFNET.	101

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

APS	Automatic Protection Switching
ASE	Amplified Spontaneous Emission
BER	Bit Error Rate
BSP	Bandwidth Squeezing Protection
BSR	Best Among the Shortest Routes
DD	Differential Delay
DPP	Dedicated Path Protection
DRgdp	Dynamic Routing using Disjoint Groups of Paths
DSP	Digital Signal Processor
DPGR	Disjoint-Path-Group Routing
EON	Elastic Optical Networks
FAR	Fixed-Alternate Routing
Fargdp	Fixed-Alternate Routing using Groups of Disjoint Paths
FBGR	Full Bandwidth Guaranteed Recovery
GA	Genetic Algorithm
GB	Guard Band
HRSA	Hybrid Routing and Spectrum Assignment
HPDPP	Hybrid Partitioning Dedicated Path Protection
IM	Inverse Multiplexing
LD-MPR	Link-Disjoint Multipath Routing
MPP	Multipath Provisioning
MTBF	Mean Time Between Failures
MTTF	Mean Time To Failure
MTTR	Mean Time to Repair
NSGAI	Non-dominated Sorting Genetic Algorithm II
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
OPDPP	Optimized Partitioning Dedicated Path Protection
OSNR	Optical Signal-to-Noise Ratio
OTN	Optical Transport Networks
PB	Probabilidade de Bloqueio
PBGR	Partial Bandwidth Guaranteed Recovery
PDPP	Partitioning Dedicated Path Protection
PDPPS	Partitioning Dedicated Path Protection with Squeezing
RMSA	Routing, Modulation and Spectrum Assignment

SBVT	Sliceable Bandwidth Variable Transponders
SCgC	Spectral Contiguity Constraint
SCnC	Spectral Continuity Constraint
SF	Spectral Fragmentation
SLA	Service Level Agreement
SPP	Single-path Provisioning
SS	Split Spectrum
TRaP	Transmission-bit-rate Asymmetric Partitioning
TRsP	Transmission-bit-rate Symmetric Partitioning
WDM	Wavelength Division Multiplexing
DWDM	Dense Wavelength Division Multiplexing
UDWDM	Ultra Dense Wavelength Division Multiplexing
WSS	Wavelength Selective Switch

SUMÁRIO

1	INTRODUÇÃO	14
1.1	Principais propostas da Tese	19
1.2	Trabalhos Relacionados	20
1.3	Organização da Tese	22
2	REDES ÓPTICAS	23
2.1	Redes Ópticas Elásticas (EON - <i>Elastic Optical Networks</i>)	23
2.2	Resiliência	25
2.3	Conceitos Básicos de Sobrevivência	26
2.3.1	Classificação dos métodos de sobrevivência em redes ópticas	26
2.4	Técnicas e Dispositivos utilizados em Sobrevivência	27
2.4.1	<i>Split Spectrum, Optical Inverse Multiplexing e Virtual Concatenation</i>	27
2.4.2	Provisionamento de Caminho-único e Multicaminho para sobrevivência	29
2.4.3	<i>Sliceble Bandwidth Variable Transponders (SBVT)</i>	29
2.5	Proteção em Redes Ópticas	32
2.5.1	Escolha da proteção	33
2.5.2	<i>Bandwidth Squeezing Protection - (BSP)</i>	34
2.5.3	Proteção de Caminho Dedicado - (<i>Dedicated Path Protection - DPP</i>)	35
2.5.3.1	DPP 1+1 e DPP 1:1	35
2.5.3.2	DPPS	36
2.5.4	Proteção de Caminho Dedicado Particionado - (<i>Partitioning Dedicated Path Protection - PDPP</i>)	37
2.5.4.1	Proteção de Caminho Dedicado Particionado que admite <i>squeezing</i> (PDPPS)	38
2.6	Simulação da Rede Óptica	39
2.6.1	Simulador e informações da camada física	39
2.6.2	Topologias utilizadas nas simulações	41
3	PROTEÇÃO MULTICAMINHO COM OTIMIZAÇÃO DE ORDENAMENTO DE PRIORIDADE DO RMSA EM REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS	43
3.1	As estratégias de Ordenamento de prioridade do RMSA	44
3.1.1	Efeitos das estratégias de Ordenamento de prioridade do RMSA	47
3.2	Metaheurística <i>Hybrid Routing and Spectrum Assignment</i> (HRSA)	48
3.2.1	Algoritmo Genético aplicado à Ordem do RSA	49
3.2.2	Simulações e Resultados do HRSA	52
3.2.2.1	Convergência do GA	52
3.2.2.2	Probabilidade de bloqueio (PB)	53
3.2.2.3	Análise do desempenho das estratégias de RSA com número de rotas alternativas k	54

3.2.2.4	Número médio de saltos	56
3.2.2.5	Balanceamento de carga	57
3.2.2.6	Fragmentação espectral	58
3.3	Meta-heurística <i>Hybrid Partitioning Dedicated Path Protection</i> (HPDPP) . .	59
3.3.1	Algoritmo <i>Disjoint-path-Group Routing</i> (DGPR)	60
3.3.1.1	Roteamento fixo-alternativo usando grupos de caminhos disjuntos (FARgdp)	62
3.3.1.2	Roteamento dinâmico usando grupos de caminhos disjuntos (DRgdp)	67
3.3.2	Estratégias R-SA e SA-R utilizando DPGR	68
3.3.3	Algoritmo genético para otimização proposta pelo HPDPP	71
3.3.4	O funcionamento do HPDPP	72
3.3.5	Simulações e Resultados do HPDPP	75
3.3.5.1	Convergência do GA	76
3.3.5.2	Probabilidade de bloqueio (PB)	77
4	PROTEÇÃO MULTICAMINHO COM OTIMIZAÇÃO DE PARTICI- ONAMENTO DE TAXA DE TRANSMISSÃO EM REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS	81
4.1	Particionamento simétrico e assimétrico da taxa de transmissão de bits em MPP	81
4.1.1	Particionamento simétrico da taxa de transmissão (TRsP - <i>Transmission- bit-rate Symmetric Partitioning</i>)	82
4.1.2	Particionamento assimétrico de taxa de transmissão (TRaP - <i>Transmission- bit-rate Asymmetric Partitioning</i>).	83
4.2	METAHEURISTICA <i>Optimized Partitioning Dedicated Path Protection</i> (OPDPP)	87
4.2.1	Formulação do problema de otimização	87
4.2.2	Visão geral dos algoritmos e estratégias propostas	88
4.2.3	Estrutura do <i>Optimized Partitioning Dedicated Path Protection</i> (OPDPP)	89
4.2.4	Otimizador proposto para executar o particionamento assimétrico . . .	90
4.2.5	Combinações consideradas de particionamento de taxa de transmissão de bits	94
4.3	Simulações e Resultados do OPDPP	95
4.3.1	Análise de convergência (fase offline)	97
4.3.2	Análise de Probabilidade de Bloqueio (fase online)	98
4.3.3	Outras análises de desempenho de rede (fase online)	101
5	CONSIDERAÇÕES FINAIS	104
5.1	Sugestões para trabalhos futuros	107
	REFERÊNCIAS	108
	APÊNDICE A – LISTA DE PUBLICAÇÕES	116

1 INTRODUÇÃO

Sugere-se aos leitores, que estão iniciando os estudos na área de redes ópticas, iniciar a leitura pelo capítulo 2, em seguida fazer a leitura da introdução e dos demais capítulos da tese.

As redes ópticas elásticas (EON - *Elastic Optical Networks*) são redes que utilizam grade de frequência flexível que se adaptam às taxas de transmissão requisitadas por diferentes conexões, o que evita desperdício espectral e aumenta a capacidade de transmissão da rede em relação às redes ópticas do tipo *Wavelength Division Multiplexing* (WDM) que utilizam uma grade de frequência fixa (DATTA, 2021). Um problema clássico em redes ópticas elásticas (EON - *Elastic Optical Networks*) é o problema de roteamento, nível de modulação e atribuição de espectro (RMSA - *Routing, Modulation and Spectrum Assignment*) (CHATTERJEE; SARMA; OKI, 2015), que consiste em encontrar uma rota, um formato de modulação e uma faixa espectral para alocar adequadamente a taxa de transmissão de bits demandada por um serviço de rede (CAVALCANTE et al., 2018). Existem duas restrições que devem ser observadas por uma solução RMSA ao longo da rota escolhida: a) o uso de *slots* adjacentes na frequência e b) o uso da mesma faixa espectral ao longo dos enlaces da rota. Essas duas restrições são conhecidas, respectivamente, como restrição de contiguidade espectral (SCgC - *Spectral Contiguity Constraint*) e restrição de continuidade espectral (SCnC - *Spectral Continuity Constraint*) (CHATTERJEE; SARMA; OKI, 2015). A observância tanto do SCgC quanto do SCnC na alocação sucessiva de serviços heterogêneos (serviços que requerem diferentes taxas de transmissão de bits) na rede pode gerar um desalinhamento entre os *slots* de frequência disponíveis nos enlaces da rede, situação conhecida na literatura como fragmentação espectral (SF - *Spectral Fragmentation*) (LIU et al., 2021; PAIRA et al., 2020a). Uma rede espectralmente fragmentada pode ter vários *slots* disponíveis em seus links, mas não adjacentes entre si, o que pode impedir o estabelecimento de um grande número de serviços devido à imposição de SCgC e SCnC. Uma forma de mitigar o efeito deletério do SF é aplicar *Multipath Provisioning* (MPP) (MOURA; FONSECA, 2021; RUIZ et al., 2021). Nele, o SCgC é parcialmente relaxado, pois a taxa total de transmissão de bits exigida por um serviço pode ser dividida em vários fluxos independentes, cada um dos quais pode ser transmitido pela rede usando diferentes rotas com bandas espectrais individualmente contíguas (LIU et al., 2021). Uma possível desvantagem do uso do MPP é o uso de uma banda de guarda espectral (GB - *Guard Band*) separada para cada fluxo, em vez de usar uma única GB quando o provisionamento de caminho único é adotado (RUIZ et al., 2021). A estratégia de caminhos múltiplos em EONs é possibilitada principalmente pelo uso dos *Sliceable Bandwidth Variable Transponders* (SBVT) (UJJWAL; MAHALA; THANGARAJ, 2021). Na estratégia MPP, múltiplas P rotas (rotas r_1, \dots, r_P) são escolhidas para transmitir os P fluxos gerados pela divisão da taxa de transmissão de bits original do serviço. Essas rotas podem, ou não, ser disjuntas (RUIZ et al., 2021; TAKEDA et al., 2021). Chamamos o primeiro caso de *Link-Disjoint Multipath Routing* (LD-MPR) e ele tem aplicação direta para fornecer resiliência às redes ópticas (ASSIS et al., 2016; JUNYENT; COMELLAS, 2017).

As redes ópticas de transporte são utilizadas para suportar todas as transmissões de longa distância e alta capacidade, como os *backbones* de tráfego da Internet. Por isso, qualquer falha em um dos seus componentes, como um enlace de fibra óptica ou um nó óptico, pode causar a interrupção dos serviços e gerar enormes perdas de dados e de receita para as empresas provedoras de serviço. As falhas em redes ópticas não costumam ser frequentes, mas apresentam probabilidade relevante de ocorrerem e assim devem ser consideradas. Geralmente, as falhas são causadas por: erro humano, falha nos equipamentos ópticos, ou catástrofes (RAMASWAMI; SIVARAJAN; SASAKI, 2009). Por isso, resolver o problema de RMSA e ainda fornecer capacidade de sobrevivência para a rede é uma questão importante em redes ópticas de transporte (BHANDARI; MALHOTRA, 2015; HALDER et al., 2021; PAIRA et al., 2020b). O tráfego de dados na Internet tem apresentado um crescimento acentuado ao longo dos últimos anos e os serviços e demandas estão cada vez mais heterogêneos e variáveis no tempo (GOWD; THENAPPAN; GIRIPRASAD, 2021), por isso, as EONs representam uma boa opção para suportar tal tráfego, devido a sua capacidade de gerenciamento flexível de espectro. É esperado um número de 5,3 bilhões de usuários da Internet (GOŚCIEN, 2021), 891 milhões de aparelhos de televisão utilizando a tecnologia 4K e 5,7 bilhões de aparelhos móveis celulares conectados à Internet, até o fim do ano de 2023 (CISCO. . . , 2020).

A proteção é um dos mecanismos de sobrevivência mais utilizados em redes ópticas, pois proporciona uma recuperação de tráfego mais rápida quando comparada a outros métodos de sobrevivência, como por exemplo a restauração (JUNYENT; COMELLAS, 2017; OLIVEIRA; FONSECA, 2019a; FREITAS et al., 2012). Enquanto a estratégia de restauração busca rotas alternativas na ocorrência de uma falha, o esquema de proteção, por outro lado, reserva (antes da ocorrência dessa) recursos extras suficientes para garantir o serviço de cada conexão em caso de falha.

Em EONs sob tráfego dinâmico, dois tipos de provisionamento são normalmente utilizados pelos esquemas de proteção: o clássico *Single-Path Provisioning* (SPP) e o LD-MPR (TAKEDA et al., 2021; ASSIS; ALMEIDA; WALDMAN, 2012) previamente definido. No SPP, dois caminhos ópticos disjuntos, definidos como caminhos ópticos de trabalho e de proteção, são estabelecidos com capacidade suficiente para transmitir a taxa de transmissão de bits requisitada (BHANDARI; MALHOTRA, 2015). Nesse caso, a largura de banda reservada é o dobro da requisitada e, sempre que ocorrer uma falha no caminho óptico de trabalho, seu tráfego é totalmente comutado para o caminho óptico de proteção. Diferentemente do SPP, no LD-MPR não há caminho óptico exclusivo operando como trabalho ou proteção (ASSIS et al., 2016). Em vez disso, o LD-MPR propõe o particionamento da taxa de transmissão total em várias porções de taxas mais baixas, que são transmitidas simultaneamente através de vários caminhos ópticos disjuntos. No LD-MPR, a taxa de transmissão total B_t necessária para fornecer proteção para um serviço é avaliada a partir da taxa de transmissão requisitada pelo serviço (B_r). Então, B_t é dividida em P rotas disjuntas de modo que, se houver uma falha em uma das P rotas disjuntas, as rotas $P - 1$ restantes sejam capazes de transmitir pelo menos a taxa de

bits de transmissão B_r . Os esquemas de proteção baseados no provisionamento multicaminho têm despertado grande interesse dos pesquisadores, pois permitem diversas oportunidades de otimização e, conseqüentemente, de melhoria do desempenho da rede.

Uma das propostas deste trabalho considera que, uma vez que uma conexão é solicitada, numa rede de tráfego dinâmico, o roteamento e a alocação de espectro são realizadas separadamente e existem duas ordens de priorização nesse processo. Na primeira, uma rota é selecionada dentro de um conjunto de rotas candidatas por algum critério estratégico de roteamento, e então o algoritmo de alocação espectral procura um conjunto de *slots* disponíveis nessa rota, que atenda a largura de banda requisitada. O procedimento é repetido em cada uma das rotas candidatas até se encontrar uma rota com o espectro requerido disponível ou acabarem as rotas candidatas disponíveis. Nesse caso, a alocação de espectro é feita em função de uma rota pré-selecionada, ou seja, o roteamento é priorizado. Essa ordem é chamada de R-SA e é muito adotada na literatura (CORREIA et al., 2019; MESQUITA et al., 2018; ALYATAMA; ALRASHED; ALHUSAINI, 2017; BONANI et al., 2019). Na segunda forma, é feita a seleção de uma porção de espectro para a requisição, definida por algum critério estratégico de alocação espectral, e então, é procurada uma rota adequada, entre as rotas candidatas, que tenha tal faixa de espectro disponível (WANG; MUKHERJEE, 2014; CHRISTODOULOPOULOS; TOMKOS; VARVARIGOS, 2011). Nesse caso, a alocação espectral é priorizada em detrimento do roteamento. Refere-se a essa ordem como SA-R, sendo uma estratégia menos utilizada na literatura que a estratégia R-SA. Este trabalho demonstra que a aplicação de cada política, R-SA ou SA-R, melhora o aproveitamento dos recursos espectrais da rede em aspectos diferentes, o primeiro promovendo a redução da distância média dos saltos das conexões e o segundo melhorando a compactação espectral (conseqüentemente reduzindo a fragmentação espectral) e a distribuição de carga entre os enlaces das redes. Também foi demonstrado que, dado que alguns pares de nós podem disponibilizar rotas com características diferentes, existe uma escolha adequada de R-SA ou SA-R para cada par de nós origem-destino na rede. Por isso, é proposta uma estratégia híbrida, implementada por uma meta-heurística baseada em algoritmo genético, que define a estratégia (R-SA ou SA-R) mais adequada para cada par origem-destino buscando reduzir a probabilidade de bloqueio da rede (PB). Tal meta-heurística é chamada de *Hybrid Routing and Spectrum Assignment* (HRSA).

Inicialmente, as políticas R-SA e SA-R foram propostas para lidar com o cenário de provisionamento de caminho único (SPP). Assim, eles são aplicados considerando um conjunto de K rotas candidatas. Em seguida, é proposta a aplicação das políticas em um cenário de provisionamento multipath (MPP) associado ao esquema de proteção *Partitioning Dedicated Path Protection* (PDPP). Considerando que o PDPP utiliza sempre um grupo de P caminhos disjuntos para estabelecer cada requisição de chamada na rede, as políticas R-SA ou SA-R são aplicadas utilizando conjuntos de K grupos candidatos de rotas disjuntas em vez de K rotas candidatas, com cada grupo composto por P rotas disjuntas. Para isso, foi proposto, neste trabalho, o algoritmo *Disjoint-Path-Group Routing* (DPGR) que gera K grupos de P

rotas disjuntas para cada par origem-destino $i - j$. Com isso, foi proposta, neste trabalho, uma metaheurística baseada em algoritmo genético (GA - *Genetic Algorithm*) para definir a política de ordenação RMSA mais eficiente (R-SA ou SA-R) para cada origem-destino no cenário com proteção e utilizando MPP. O algoritmo proposto é chamado de *Hybrid Partitioning Dedicated Path Protection* (HPDPP).

Outra importante estratégia de sobrevivência em EONs é o *Bandwidth Squeezing*, em que a taxa de transmissão de bits requisitada pode ser reduzida (espremida) em no máximo um determinado fator (β) durante a falha de um dos enlaces utilizados pelo serviço. Sob *Bandwidth Squeezing Protection* (BSP), a taxa de transmissão de bits do serviço é reduzida para no máximo $(1 - \beta)B_r$ em caso de falha. Um valor adequado de β é importante e deve ser acordado entre a operadora de rede e o cliente do serviço via contrato de nível de serviço (SLA - *Service Level Agreement*). O BSP é uma estratégia atraente para as operadoras porque oferece um *trade-off* positivo entre receita e disponibilidade de rede (FREITAS et al., 2012).

A taxa de transmissão total, usando a abordagem LD-MPR, é influenciada por dois fatores: a permissão (ou não) de largura de banda espremida durante uma falha e a forma como a taxa de bits de transmissão é distribuída entre as rotas disjuntas (SHAHRIAR et al., 2020). A taxa de transmissão total exigida pelo serviço pode ser dividida igualmente entre os P caminhos ópticos disjuntos do serviço (Assis et al. (ASSIS; ALMEIDA; WALDMAN, 2012; ASSIS et al., 2016)) ou desigualmente dividida (Takeda et al. (TAKEDA et al., 2021; TAKEDA et al., 2019)). A primeira estratégia é denominada nesta tese como particionamento simétrico da taxa de transmissão de bits (TRsP - *Transmission-bit-rate Symmetric Partitioning*), enquanto a última é denominada particionamento assimétrico de taxa de transmissão de bits (TRaP - *Transmission-bit-rate Asymmetric Partitioning*).

Uma das estratégias mais utilizadas para resolver o problema de roteamento em redes ópticas é o roteamento fixo-alternativo (FAR - (*Fixed-Alternate Routing*)) (CHATTERJEE; SARMA; OKI, 2015). No FAR, um conjunto ordenado O , composto por K rotas candidatas ($O = \{r_1, \dots, r_K\}$), é calculado entre cada par origem (i) e destino (j) da rede (CHATTERJEE; SARMA; OKI, 2015). Por exemplo, o conjunto O pode ser composto pelos K caminhos mais curtos entre i e j , ordenados em ordem crescente. Para estabelecer uma requisição de serviço entre os nós $i - j$, as rotas em O são testadas sucessivamente (da primeira à K -ésima rota) até que uma rota com disponibilidade espectral suficiente para a alocação das taxas de transmissão parciais da requisição de serviço seja encontrada (CHATTERJEE; SARMA; OKI, 2015). O FAR é conhecido na literatura por fazer um boa relação entre a complexidade computacional e o desempenho da rede (CHATTERJEE; SARMA; OKI, 2015). O FAR otimiza a utilização de recursos ao redistribuir dinamicamente o tráfego por vários caminhos, aumentando assim a capacidade da rede e o desempenho geral.

Apesar de nenhuma estratégia FAR eficiente para resolver o roteamento em EONs considerando cenários multicaminho ou LD-MPR, ter sido proposta na literatura, a estratégia FAR também pode ser adaptada para permitir o estabelecimento de serviços protegidos que

utilizam LD-MPR. Essa estratégia é chamada, nesta tese, como *Fixed-Alternate Routing using Groups of Disjoint-Paths* (FARgdp). Na estratégia FARgdp, o conjunto originalmente de rotas candidatas é transformado em um conjunto de grupos de rotas candidatas, cada grupo contendo P rotas disjuntas. O conjunto de grupos candidatos de caminhos disjuntos entre $i - j$ agora é definido como $O = \{g_1, \dots, g_K\}$ em que $g_k = \{r_{1,k}, \dots, r_{P,k}\}$, desde que as rotas $r_{i,k}$ e $r_{j,k}$ sejam disjuntas para $i \neq j$ e $k \in \{1, \dots, K\}$.

Considere as rotas disjuntas $(r_{1,k}, \dots, r_{P,k})$ em um grupo g_k que pertença ao conjunto de grupos candidatos avaliados para um dado par origem-destino ($i - j$) sob a estratégia FARgdp. Tais rotas podem ter diferentes características topológicas (por exemplo, contagem de saltos ou comprimento físico) e operacionais (mais ou menos congestionamento de tráfego). Portanto, um particionamento desigual de B_t entre essas rotas, aplicando a estratégia TRaP, pode permitir uma divisão mais eficiente da taxa de transmissão de bits se comparada com a estratégia TRsP. Por exemplo, ao se utilizar o TRaP, maiores quantidades de taxa de transmissão podem ser alocadas nas rotas mais curtas do grupo, permitindo que grande parte da taxa de transmissão seja transmitida usando um formato de modulação espectralmente mais eficiente e, conseqüentemente, usando menos espectro da rede (TAKEDA et al., 2021). Por outro lado, nos mesmos cenários, a B_t exigida pela estratégia TRaP é sempre maior do que a exigida pela TRsP. Então, uma atribuição assimétrica adequada deve ser escolhida a fim de se obter uma melhor ocupação espectral e trazer benefícios para a rede.

Claramente, considerando uma rede óptica elástica sob tráfego dinâmico, não é uma tarefa fácil encontrar uma forma adequada de particionar a B_t de um serviço em um cenário de rede que considere simultaneamente as estratégias TRaP, FARgdp e BSP. Essa escolha impacta na ocupação do espectro da rede e, portanto, no desempenho da rede em termos de probabilidade de bloqueio, bem como na taxa de transmissão média espremida ($\bar{\beta}$) de um serviço em caso de falha. Sob TRaP, a taxa de transmissão espremida realmente experimentada por um serviço S depende, especificamente, de qual das rotas P que servem S falhou, o que não é o caso sob TRsP. É possível avaliar a taxa de transmissão média espremida (em caso de falha) de todos os serviços estabelecidos na rede pela maneira como B_t é particionada para cada serviço e pela probabilidade de falha das P rotas utilizadas por cada serviço. Observe que, do ponto de vista da operadora da rede, a taxa de transmissão média espremida a que os serviços são submetidos e a probabilidade de bloqueio da rede (PB) são objetivos de otimização conflitantes.

Um aumento no fator de redução da taxa de transmissão de um serviço durante falha (β) exige da rede porções de largura de banda mais baixas. Essa redução na largura de banda necessária leva a uma utilização mais eficiente dos recursos da rede (espectro da fibra), resultando em uma redução na probabilidade geral de bloqueio da rede. O raciocínio contrário também é verdadeiro. Portanto, uma ideia desenvolvida neste trabalho é propor/analisar formas de reduzir o fator médio de redução da taxa de transmissão experimentado pelas conexões ($\bar{\beta}$) da rede, mas com o compromisso de manter/diminuir a probabilidade de bloqueio da rede. Observe que esse é um problema de otimização multiobjetivo de grande interesse para as operadoras

de rede, pois sua solução permite encontrar o melhor *trade-off* entre o desempenho da rede (em termos de PB) e a resiliência da rede à falhas (em termos de $\bar{\beta}$). Além disso, esse também é um problema de otimização multiobjetivo não linear, o que impede o uso de algoritmos de otimização clássicos eficientes para resolvê-lo (HALDER; ACHARYA; BHATTACHARYA, 2022). Portanto, é necessário empregar heurísticas ou meta-heurísticas para encontrar soluções otimizadas (LOURENÇO; CÉSAR, 2022).

Nesse contexto, é proposto um algoritmo genético de otimização multiobjetivo que define um particionamento personalizado (assimétrico) da taxa de transmissão total para cada par origem-destino ($i - j$) da rede, com o objetivo de minimizar simultaneamente a probabilidade de bloqueio da rede e a taxa de transmissão média espremida experimentada pelos serviços na rede durante uma falha. Essa proposta considera um cenário de rede complexo sob tráfego dinâmico que admite simultaneamente largura de banda espremida (BSP), roteamento de múltiplos caminhos ópticos disjuntos (LD-MPR) e particionamento assimétrico da taxa de transmissão total (TRaP). A metaheurística proposta é chamada de *Optimized Partitioning Dedicated Path Protection* (OPDPP).

1.1 PRINCIPAIS PROPOSTAS DA TESE

A pesquisa realizada nessa tese apresenta as seguintes propostas para a área de redes ópticas:

- análise de uma nova abordagem para ordenamento de prioridade na execução do roteamento e alocação espectral de chamadas na rede;
- proposta de uma meta-heurística que utiliza algoritmo genético para definir a melhor ordem de prioridade de execução do roteamento e alocação espectral para cada par origem-destino da rede de forma a reduzir a probabilidade de bloqueio da rede;
- proposta de um novo algoritmo de roteamento adequado para proteção multicaminho, que gera grupos de rotas disjuntas e permite tanto o roteamento fixo-alternativo quanto roteamento dinâmico utilizando grupos de rotas em substituição à rotas individuais;
- análise de uma nova abordagem para particionamento personalizado assimétrico da taxa de transmissão total para redes com proteção multicaminho;
- apresentação de uma nova métrica para medir o fator de redução médio da taxa de transmissão experimentada por uma conexão durante uma falha, para redes com particionamento assimétrico da taxa de transmissão;
- proposta de uma meta-heurística que utiliza algoritmo genético multiobjetivo para definir um particionamento adequado da taxa de transmissão entre as rotas disjuntas utilizadas pelo esquema de proteção multicaminho com o objetivo de reduzir simultaneamente a

probabilidade de bloqueio da rede (PB) e o fator médio de redução da taxa de transmissão durante um falha da rede ($\bar{\beta}$).

1.2 TRABALHOS RELACIONADOS

A utilização de provisionamento multicaminho em redes ópticas elásticas abre diversas oportunidades de otimização que podem proporcionar consideráveis ganhos de desempenho para a rede, seja no cenário de redes sem proteção ou com proteção. Uma vez que a taxa de transmissão requisitada por uma chamada pode ser particionada em porções menores que podem ser transmitidas por caminhos ópticos diferentes, a probabilidade do algoritmo de RMSA encontrar buracos de espectro disponíveis para alocar as partições da taxa de transmissão da chamada é maior do que se a taxa de transmissão tivesse que ser alocada integralmente apenas em um caminho óptico. Isso contribui para a redução da probabilidade de bloqueio e também da fragmentação espectral da rede. É verdade que o provisionamento multicaminho apresenta algumas desvantagens, como a exigência do uso de banda de guarda entre as partições, o que aumenta a utilização de recursos da rede. Entretanto, estudos disponíveis na literatura mostram que, muitas vezes, a aplicação de boas estratégias de otimização baseadas em provisionamento multicaminho promovem vantagens para o desempenho da rede que superam as desvantagens dessa abordagem. Por isso, é possível encontrar trabalhos recentes na literatura que abordam o provisionamento multicaminho (LIU et al., 2023; YUAN et al., 2023; THANGARAJ et al., 2021; MOURA; FONSECA, 2021).

Considerando o cenário de redes com proteção multicaminho, encontrar uma estratégia de RMSA que seja favorável à estratégia do esquema de proteção pode proporcionar considerável aumento na capacidade de proteção e no desempenho da rede. Por essa razão, são encontrados diversos trabalhos na literatura com propostas de estratégias de RSA com objetivo de prover sobrevivência e melhorar o desempenho da rede. Nas redes com proteção multicaminho, esse problema é definido por Ruan et al. (RUAN; XIAO, 2013) como problema de *Survivable Multipath Routing and Spectrum Allocation* - (SM-RSA).

Os autores Fonseca e Oliveira (OLIVEIRA; FONSECA, 2019b) apresentam 3 novas propostas de RSA com alocação de núcleo (*Routing, Spectrum and Core allocation* - RSCA para proteção de caminho contra falha única em EON sob tráfego dinâmico. Os 3 esquemas apresentam estratégias de RSA integradas com o esquema proteção de caminho compartilhado.

Paiva et al. (PAIVA et al., 2020a) propõem uma heurística de RSA com esquema de sobrevivência multicaminho, para conexões priorizadas em EON sob tráfego dinâmico chamada P-EM-RSA. O esquema tem os seguintes objetivos: a) prover sobrevivência contra falha única de enlace utilizando um esquema de proteção multicaminho, b) melhorar a ocupação espectral da rede, c) reduzir a probabilidade de bloqueio de banda da rede e d) minimizar o consumo total de potência da rede com a redução de elementos de rede. Esse esquema também admite a estratégia BSP (*bandwidth squeezing protection*).

Shahriar et al. (SHAHRIAR et al., 2020) apresentam um esquema capaz de estabelecer

redes ópticas virtuais para transportar o tráfego 5G, fornecendo proteção dedicada. Os autores apresentam uma formulação de Programação Linear Inteira (ILP) para minimizar o número de *slots* de frequência necessários e uma heurística para resolver o problema para tráfego dinâmico. Para reduzir a quantidade de recursos utilizados para proteção, os autores admitem *bandwidth squeezing* (BSP) e utilizam provisionamento multicaminho (LD-MPR). Os resultados mostraram que é possível garantir até 40% da taxa de transmissão requisitada, durante uma falha, consumindo apenas 10% de recursos espectrais adicionais.

Diferentemente dos artigos mencionados, que aplicam uma das estratégias (R-SA ou SA-R) para todos os pares origem-destino, as propostas HRSA e HPDPP apresentadas nesta tese, propõem a aplicação dessas estratégias de forma híbrida e otimizada individualmente para cada par origem-destino da rede. Com base em pesquisa na literatura, não foram encontrados trabalhos anteriores com tal abordagem híbrida de ordenamento de prioridade na aplicação de recursos do RMSA.

Dois principais dificuldades em fornecer serviços resilientes em Redes Ópticas Elásticas (EONs) são a fragmentação espectral e a alocação excessiva de largura de banda necessária para proporcionar tal resiliência. A aplicação conjunta das técnicas LD-MPR e BSP trabalha para mitigar essas duas dificuldades, pois possibilitam diversas oportunidades de otimização e, conseqüentemente, melhorias no desempenho da rede. Por esse motivo, esquemas de proteção baseados em LD-MPR ou BSP têm despertado grande interesse recentemente entre pesquisadores (TAKEDA et al., 2021; HALDER et al., 2021; LIU et al., 2021; OLSZEWSKI, 2020; PAIRA et al., 2020b; PAIRA et al., 2020a).

Assis *et al.* (ASSIS; ALMEIDA; WALDMAN, 2012; ASSIS et al., 2016) investigaram o esquema de proteção de caminho dedicado (DPP - *Dedicated Path Protection*) e propuseram um esquema de particionamento de tráfego, denominado *Partitioning Dedicated Path Protection* (PDPP). O PDPP não emprega o conceito isolado de caminho óptico de trabalho e de proteção, mas realiza o particionamento de tráfego entre vários caminhos ópticos disjuntos de enlace. Os autores mostram que o PDPP é capaz de economizar recursos substanciais da rede quando comparado ao DPP. O PDPP utiliza um particionamento simétrico de tráfego entre os caminhos disjuntos e também pode empregar BSP para maior economia de recursos de rede.

Os trabalhos de Halder *et al.* (HALDER et al., 2021; HALDER; ACHARYA; BHATTACHARYA, 2022; HALDER et al., 2020) investigaram o fornecimento de serviços protegidos no cenário LD-MPR e também utilizaram algoritmo genético para encontrar soluções otimizadas para seleção de caminhos e locais de regeneração (HALDER et al., 2021), roteamento de caminhos e seleção de núcleo de fibra (HALDER; ACHARYA; BHATTACHARYA, 2022) e decisão sobre quantas divisões (sejam 2 ou 3) o serviço é segmentado (HALDER et al., 2020).

Takeda et al. (TAKEDA et al., 2021; TAKEDA et al., 2019) aplicam um esquema de proteção baseado em LD-MPR e introduzem a estratégia de particionamento assimétrico da taxa de transmissão. Modelos de Programação Linear Inteira (ILP - *Integer Linear Programming*) são apresentados para encontrar a distribuição assimétrica ótima da taxa de transmissão de

bits entre as rotas. O ILP é aplicado considerando um conjunto dado de rotas disjuntas pré-computadas (FSA-NPS) ou computando rotas disjuntas junto com a distribuição assimétrica da taxa de transmissão de bits (RFSA-NPS). Os métodos de ILP descritos são capazes de encontrar a solução ótima apenas para um único serviço entrante na rede. Claramente, não é um cenário prático de rede no qual vários serviços são alocados simultaneamente (ou seja, tráfego dinâmico). Assis *et al.* (ASSIS et al., 2023) também investigam a aplicação de modelos de ILP assumindo particionamento assimétrico da taxa de transmissão, mas considerando tráfego estático e sem atribuição espectral. Todos os trabalhos consideram um cenário de tráfego estático.

Existem algumas diferenças conceituais entre a proposta OPDPP, apresentada nesta tese, e os artigos mencionados anteriormente. Em termos da aplicação da estratégia de particionamento assimétrico da taxa de transmissão, ao contrário de (TAKEDA et al., 2019; TAKEDA et al., 2021), é proposto um particionamento assimétrico otimizado da taxa de transmissão de bits dos serviços entre os caminhos disjuntos considerando um cenário de rede em que vários serviços competem por recursos. Além disso, o OPDPP proposto também leva em consideração problemas de balanceamento de carga entre os serviços, o que não é considerado em (TAKEDA et al., 2019; TAKEDA et al., 2021). Diferentemente de (ASSIS et al., 2023), a proposta OPDPP desta tese considera o tráfego dinâmico e atribuição espectral. Em termos da aplicação da estratégia de algoritmo genético, a otimização proposta pelo OPDPP, está focada em como otimizar a divisão das taxas de transmissão dos serviços entre os caminhos disjuntos de enlace, enquanto os trabalhos (HALDER et al., 2021; HALDER; ACHARYA; BHATTACHARYA, 2022; HALDER et al., 2020) estão focados na busca de caminhos ópticos. Com base em pesquisa, algumas das contribuições relacionadas à proposta do algoritmo OPDPP citadas no Capítulo 5, não foram encontradas em trabalhos anteriores disponíveis na literatura.

1.3 ORGANIZAÇÃO DA TESE

Este trabalho está estruturado em cinco capítulos. No capítulo 2, são apresentados importantes conceitos de redes ópticas relacionados com o tema deste trabalho, a saber, sobrevivência, dispositivos utilizados, métricas de qualidade de sinal e da rede, o simulador de redes ópticas utilizado nas análises e o modelo de camada física utilizado. No capítulo 3 são apresentadas as propostas da tese referentes a otimização de ordenamento de prioridade do RMSA em redes ópticas elásticas, aplicadas ao cenário de rede sem proteção e ao cenário de rede com proteção multicaminho. O capítulo 4 apresenta os detalhes da proposta desta tese para proteção multicaminho com otimização de particionamento de taxa de transmissão em redes ópticas elásticas. Por fim, o Capítulo 5 apresenta as considerações finais e propostas de trabalhos futuros relativos a esta tese.

2 REDES ÓPTICAS

Este capítulo apresenta a revisão de literatura que define os conceitos teóricos básicos necessários para o desenvolvimento e compreensão deste trabalho. A Seção 2.1 apresenta alguns conceitos a respeito das redes ópticas elásticas. A Seção 2.2 apresenta os conceitos básicos a respeito da área de resiliência de redes de telecomunicações, na qual a sobrevivência está inserida. A seção 2.3 apresenta algumas informações acerca de sobrevivência em redes ópticas. Na Seção 2.4 são apresentadas algumas técnicas e conceitos que geralmente são utilizadas na área de sobrevivência. Uma abordagem sobre proteção em redes ópticas e alguns de seus principais esquemas é apresentada na seção 2.5. Por fim, a Seção 2.5.2 apresenta informações sobre o conceito de *bandwidth squeezing* e como esse conceito pode ser aplicado aos esquemas de proteção apresentados.

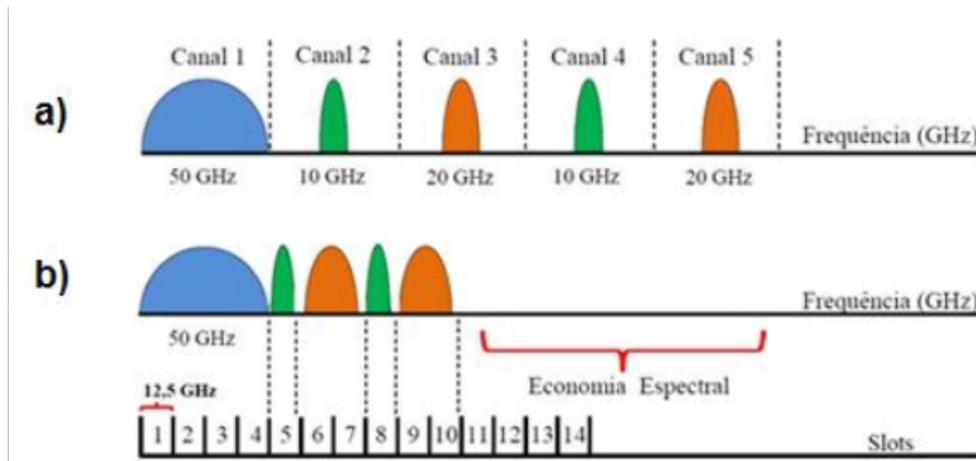
2.1 REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS (EON - *ELASTIC OPTICAL NETWORKS*)

Melhorar a eficiência espectral para aumentar a capacidade de transmissão das redes ópticas de transporte, é um desafio importante para que as crescentes e heterogêneas demandas de tráfego de usuários da Internet sejam suportadas. Atualmente, três estratégias são possíveis melhorar as capacidades das redes ópticas e adiar uma possível restrição de capacidade: 1) o desenvolvimento de fibras ópticas ultra-baixa perda e com baixa não linearidade, em conjunto com esquemas de amplificação híbridos (ou seja, concentrados e distribuídos); 2) a utilização da transmissão por multiplexação espacial e 3) a implementação de redes ópticas elásticas. As duas primeiras alternativas necessitam de uma implantação massiva de infraestrutura (necessária troca da malha de fibras ópticas e amplificadores da rede), levando a custos substanciais de rede (NAPOLI et al., 2015). Por outro lado, a utilização das redes ópticas elásticas necessita, basicamente, apenas da troca dos equipamentos terminais dos nós de origem e destino. Por isso, as EONs devem continuar em crescente implantação nos *backbones* das redes de abrangência *Metropolitan Area Network* (MAN) e *Wide Area Network* (WAN) durante um tempo considerável, pois oferece resultados industriais de curto a médio prazo.

As EONs oferecem flexibilidade com mínima interrupção nas infraestruturas existentes, pois pode suportar os conceitos inovadores de *Sliceable Bandwidth-Variable Transponder* (S-BVT) e *Flexible Optical Cross-Connect* (Flex-OXC) a custos competitivos. Esses elementos conferem às EONs uma maior flexibilidade na utilização do espectro disponível em função da demanda de largura de banda requerida pela conexão, se comparada com as redes do tipo WDM. Para isso, as EONs utilizam menores unidades de alocação espectral, ou seja, *slots* de largura de banda menores e múltiplos dos tradicionais comprimentos de onda de 100 GHz (WDM), 50 GHz (DWDM - *Dense Wavelength Division Multiplexing*) ou 25 GHz (UDWDM - *Ultra Dense Wavelength Division Multiplexing*) das redes do tipo WDM. Normalmente tais *slots* possuem largura de banda de 12,5 GHz ou 6,25 GHz. Assim, as EONs apresentam menor granularidade de largura de banda, o que permite alocar os recursos mais de acordo com a taxa de dados

a ser transmitida, reduzindo desperdícios na utilização do espectro disponível (CHEN et al., 2014). Nas EONs, a largura de banda total requerida por uma requisição de conexão, pode ser representada pela quantidade de *slots* demandados.

Figura 1 – Utilização de espectro na alocação de 5 canais nas redes: a) DWDM e b) EON.



Fonte: Adaptado de (TAKAGI et al., 2011)

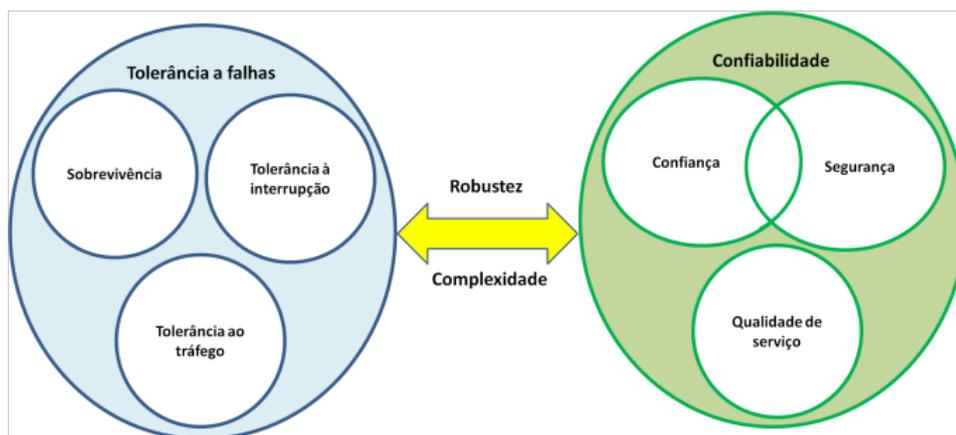
A Figura 1 apresenta uma comparação de utilização de espectro para a alocação de 5 canais numa rede DWDM e EON. Nas redes DWDM a multiplexação de sinais na fibra óptica é feita por comprimento de onda, em que cada comprimento de onda possui uma largura de banda fixa de 50 GHz, por isso, mesmo para uma demanda de largura de banda menor, um canal de 50 GHz é utilizado. Na tecnologia EON, por outro lado, são utilizados *slots* de 12,5 GHz, sendo selecionada apenas a quantidade de *slots* necessária atender a demanda de largura de banda de cada requisição. Tal flexibilidade resulta numa considerável economia na utilização de espectro alocado quando comparada à rede WDM.

As redes ópticas elásticas baseadas em multiplexação por divisão de frequência ortogonal (OFDM - *Orthogonal Frequency Division Multiplexing*) representam infraestruturas de telecomunicações utilizadas para realizar transmissão de serviços de dados via Internet devido à sua capacidade de gerenciamento flexível de espectro (PAIRA et al., 2020a). Nesse tipo de rede, um fluxo de dados é dividido em múltiplos fluxos de dados de menores taxas de bits, cada um modulado em subportadoras separadas. Com a alocação de um número adequado de subportadoras, A técnica OFDM pode implementar uma maior granularidade nas redes ópticas flexíveis, que resulta num desempenho superior sobre as convencionais redes do tipo *Wavelength Division Multiplexing* (WDM) convencionais, como mostrado em (WAN et al., 2011). A abordagem OFDM permite o uso de multiplexação e modulação mais eficientes nas redes ópticas (JINNO et al., 2009).

2.2 RESILIÊNCIA

O conceito de Resiliência em redes de telecomunicações pode ser entendido como a capacidade de uma infraestrutura de rede de dados de manter sua operação com nível de serviço aceitável na ocorrência de eventos de falha, tais como: acidentes, erros humanos, desastres naturais, ataques maliciosos, falhas de *software* ou *hardware* (SMITH et al., 2011). Esse conceito é abrangente e envolve disciplinas relacionadas com a robustez de um sistema de comunicações. A Sobrevivência é uma disciplina da área de estudos de Resiliência. Conforme mostrado na Figura 2, o estudo acerca da área de Resiliência em redes de comunicações, pode ser dividido em duas categorias: a) tolerância a falhas, que contempla disciplinas relacionadas ao projeto de estratégias que possibilitam que a rede de comunicações possa continuar a prover serviços na ocorrência de falhas; b) confiança, que abrange disciplinas que descrevem os aspectos de confiabilidade dos serviços providos pelos sistemas de comunicações (STERBENZ et al., 2010).

Figura 2 – Categorias e disciplinas da área de resiliência em redes de comunicações.



Fonte: (FREITAS, 2012)

Alguns dos principais tópicos relativos à área de resiliência em redes ópticas são apresentados a seguir.

- Sobrevivência é a capacidade do sistema de comunicações de resolver ou contornar os efeitos de uma eventual falha de forma que não haja interrupção dos serviços (STERBENZ et al., 2002). Em redes ópticas, geralmente a sobrevivência é implantada por meio de redundância de caminhos ópticos, equipamentos, ou pelo uso de mecanismos de recuperação.
- Tolerância à interrupção corresponde à capacidade de um sistema de tolerar interrupções na conectividade entre seus componentes, mobilidade dos dispositivos, com os atrasos longos na transmissão ou com a restrição de energia (STERBENZ et al., 2010).
- Tolerância ao tráfego consiste na capacidade de um sistema de tolerar uma demanda inesperada de tráfego (rajada), provendo mecanismos capazes de evitar uma perda significativa

de dados, e impedindo assim seu colapso (STERBENZ et al., 2010).

- A Confiança quantifica o nível de confiança que um serviço ou sistema apresenta (LAPRIE, 1992). As medidas básicas de confiança são: a) tempo médio até a próxima falha (MTTF - *Mean Time To Failure*), b) tempo médio para reparo (MTTR - *Mean Time to Repair*) e c) tempo médio entre falhas (MTBF - *Mean Time Between Failures*), que pode ser calculado por meio da equação 2.1:

$$MTBF = MTTF + MTTR. \quad (2.1)$$

A confiança tem dois aspectos: a disponibilidade (A - *Availability*) que diz respeito à rapidez na disponibilização do recurso para uso quando for requisitado, e a confiabilidade que está relacionada com a continuidade de serviço na ocorrência de algum problema. A disponibilidade pode ser calculada por:

$$A = \frac{MTTF}{MTBF}. \quad (2.2)$$

- Segurança é a propriedade de um sistema tomar medidas de precaução, baseado em políticas, que garantam sua proteção contra acessos não autorizados. As políticas de segurança devem atender aos seguintes critérios: autenticação, níveis de permissão e auditoria (FREITAS, 2012).
- Qualidade de serviço (QoS - *Quality of Service*) representa uma propriedade que avalia o desempenho de um determinado serviço. Métricas como: atraso, taxa de transferência, taxa de entrega de pacote de dados e taxa de erro de bit são comumente utilizadas para verificar a qualidade do serviço (STERBENZ et al., 2010).

2.3 CONCEITOS BÁSICOS DE SOBREVIVÊNCIA

De forma geral, a sobrevivência de uma rede óptica pode ser entendida como a capacidade que a rede tem de garantir a operação total ou parcial de suas conexões, de acordo com o nível de serviço definido entre operador e cliente, mesmo sob a ocorrência de eventos de falha em alguns de seus nós ou enlaces. Devido ao grande volume de tráfego transportado por redes ópticas, uma única falha pode acarretar a perda de uma grande quantidade de dados e a interrupção de vários canais de serviços. Por isso, o gerenciamento de falhas é, desde as primeiras arquiteturas de redes ópticas, um problema crítico para sobrevivência de redes ópticas que operam em taxas de transmissão elevadas.

2.3.1 Classificação dos métodos de sobrevivência em redes ópticas

Os mecanismos para solução do problema de sobrevivência em redes de telecomunicações podem ser classificados quanto à camada, ao mecanismo, ao compartilhamento de recursos, ao domínio e ao escopo (CHOLDA et al., 2007). A sobrevivência quanto à camada pode ser

do modelo camada única ou multicamadas. A maioria das redes de comunicações são do tipo multicamadas, sendo IP sobre WDM o modelo mais popular, no qual a camada de rede é baseada no *Internet Protocol* (IP) e a camada física é baseada na tecnologia WDM, entretanto as redes IP sobre EON vêm ganhando espaço. A classificação quanto ao mecanismo pode ser do tipo pró-ativo ou reativo. O mecanismo de proteção define previamente os recursos para prover a sobrevivência em uma eventual falha (pró-ativo), enquanto o mecanismo de restauração não faz reserva prévia de recursos da rede, ou seja, a tentativa de restabelecimento de uma chamada ocorre após a ocorrência de uma falha (reativo). Por isso, os esquemas de proteção restabelecem a conexão mais rapidamente do que os esquemas de restauração, entretanto, consomem mais recursos durante a operação normal da rede. A sobrevivência, quanto ao critério de compartilhamento de recursos, pode ser do tipo dedicada (os recursos necessários para sobrevivência são destinados exclusivamente para uma conexão) ou compartilhada (os recursos necessários para sobrevivência são compartilhados por duas ou mais conexões).

2.4 TÉCNICAS E DISPOSITIVOS UTILIZADOS EM SOBREVIVÊNCIA

Nesta seção, são apresentados algumas técnicas e conceitos importantes relacionados à sobrevivência em redes ópticas e conseqüentemente à pesquisa realizada nesta tese.

2.4.1 *Split Spectrum, Optical Inverse Multiplexing e Virtual Concatenation*

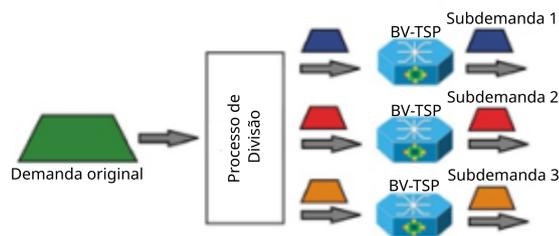
Considerando a área de sobrevivência, 3 técnicas são bastante utilizadas para implementar esquemas e otimizar o processo de RSA. A multiplexação inversa óptica (OIM - *Optical Inverse Multiplexing*) permite o particionamento do tráfego requisitado por uma conexão em parcelas menores que são deslocadas no espectro para fins de melhor adequação aos espaços de espectro disponíveis. Na prática, isso resulta na divisão do número total de *slots* contíguos requeridos em dois ou mais conjuntos menores de *slots* contíguos (LIRA; ALMEIDA; MARTINS-FILHO, 2017). Cada um desses conjuntos pode ser chamado de canal por ser uma alocação concatenada do mesmo espectro ao longo de um caminho de ponta a ponta. A divisão e deslocamento espectral do canal requisitado pode ser feita por meio de cópias realizadas pela técnica *four-wave-mixing* e seleção das porções espectrais a serem alocadas nos enlaces utilizando um *Wavelength Selective Switch* (WSS). Tal processo é descrito em (XU et al., 2014). No nó de destino, um WSS pode ser utilizado para selecionar as partições que pertencem à conexão e combiná-las na saída para o *transponder*. A técnica OIM pode ser executada em qualquer nó intermediários da rede óptica.

Em redes ópticas de transporte tradicionais como WDM, a técnica conhecida por concatenação virtual (VCAT - *Sub-band Virtual Concatenation*) propõe o particionamento da largura de banda requisitada por uma conexão em contêineres virtuais (VC - *Virtual Containers*), a transmissão deles por múltiplos caminhos ópticos e sua recombinação no nó de destino. Por outro lado, nas EONs foi verificado que a técnica *Split Spectrum* (SS) (WANG et al., 2015) pode

ser aplicada para particionar o tráfego requisitado e entregar múltiplas subportadoras (cada uma delas compõe uma partição ou sub-banda) por diferentes caminhos e então recombina-las em um receptor, ou seja, o particionamento ocorre no nó de origem e a recombinação no nó de destino.

Nesta pesquisa, é utilizada a técnica de *Split Spectrum* que permite o particionamento da taxa de transmissão requisitada por uma conexão no seu nó de origem e sua recombinação no nó de destino baseando-se nos princípios de OIM. Quando uma demanda de tráfego não pode ser alocada, seja por conta das restrições da camada física ou por indisponibilidade de espectro, a técnica SS pode ser usada para dividir o tráfego em partições menores permitindo o uso de formato de modulação mais eficiente, bem como facilitando a alocação dessas partições menores nos espaços de espectro disponíveis (XIA et al., 2012). Na prática, isso aumenta as possibilidades de alocação de espectro da conexão, pois as partições menores da taxa de transmissão requisitada podem ser alocadas em conjuntos de *slots* contíguos disponíveis (buracos) em diferentes posições do espectro dos enlaces de um caminho óptico único ou de múltiplos caminhos. A possibilidade de transmissão das partições por caminhos diferentes é muito utilizada na literatura para o provimento de sobrevivência a falhas.

Figura 3 – Processo de divisão de demanda de tráfego requisitado em sub-demandas.



Fonte: (LIRA; ALMEIDA; MARTINS-FILHO, 2017)

A técnica OIM permite a divisão da requisição nos nós intermediários (XU et al., 2014; DINARTE et al., 2019), enquanto na técnica SS, o particionamento da requisição acontece apenas nos nós de origem e destino, o que permite uma maior eficiência energética e menor complexidade dos nós intermediários, graças à transparência nos protocolos e taxas de dados. O SS ocasionalmente pode causar pequenos atrasos adicionais no estabelecimento do caminho óptico e na transmissão das partições, o que normalmente é tratado pelas camadas superiores (LIRA; ALMEIDA; CHAVES, 2020).

As partes resultantes do processo de divisão espectral podem ser transmitidas por meio de um único caminho óptico (SPA - *Single Path Approach*) ou por diferentes caminhos (MPA - *Multi Path Approach*) (PAGÈS et al., 2014). O uso de SPA é um processo de roteamento simples e por isso resulta em baixos atrasos no recebimento dos sinais. Por outro lado a utilização de MPA é capaz de produzir melhores resultados em termos de desempenho de rede, porém exige um processo de roteamento mais complexo.

2.4.2 Provisionamento de Caminho-único e Multicaminho para sobrevivência

Em redes ópticas elásticas, os esquemas de sobrevivência, comumente, utilizam dois tipos de provisionamento: o provisionamento de caminho-único (SPP - *Single-path Provisioning*) e o provisionamento multicaminho (MPP - *Multipath Provisioning*).

No primeiro, a taxa de transmissão requisitada (B_r), que consiste na taxa necessária para transportar o tráfego de informações demandado pela conexão, não é particionada, ou seja, ela é integralmente transmitida por um ou mais caminhos ópticos. Quando esse conceito é aplicado para proteção, um caminho óptico de trabalho é protegido por meio de um caminho óptico (disjunto) de proteção. Caso haja uma falha de enlace no caminho óptico de trabalho, o esquema de proteção comuta integralmente a taxa de transmissão para o caminho de proteção. Assim, o caminho de proteção possui uma taxa de transmissão incremental para prover a proteção (B_i) igual à taxa de transmissão requisitada.

O segundo tipo, o MPP, permite o particionamento de B_r em múltiplas parcelas de menores taxas de transmissão, ou taxas de transmissão parciais (B_s), e a transmissão delas é feita de forma simultânea por um ou múltiplos caminhos. Quando aplicado para prover proteção, o MPP utiliza a transmissão das taxas de transmissão parciais por múltiplos caminhos ópticos disjuntos. Por isso, todos os caminhos ópticos envolvidos podem ser usados para transmissão de dados da conexão, seja na operação normal da rede ou durante falha em um dos enlaces das rotas, assim todos as rotas utilizadas são de trabalho. O processo de roteamento, nível de modulação e alocação espectral (RMSA - *Routing, modulation and Spectrum Assignment*) baseado em MPP permite o roteamento do tráfego requisitado através de um conjunto de caminhos ópticos disjuntos entre o par origem-destino ($i - j$) de forma que se ocorrer uma falha em algum dos caminhos ópticos, uma parte significativa (parcial ou total) do tráfego demandado continua sendo transmitido pelos caminhos remanescentes (PAIRA et al., 2020a). Sobrevivência baseada em MPP em EON pode contribuir para a redução da fragmentação espectral, o que ajuda a reduzir a utilização do espectro e a probabilidade de bloqueio (PB) em ambientes de tráfego dinâmico (PAIRA et al., 2020c). Geralmente, as técnicas de *Split Spectrum* ou *Optical Inverse Multiplexing* podem ser utilizadas para implementar sobrevivência baseada em MPP, sendo a primeira mais comum.

Para a utilização de MPP em redes de grade flexível, faz-se necessário o uso de *transponders* de largura de banda variável elásticos (SBVT - *Sliceble Bandwidth Variable Transponders*).

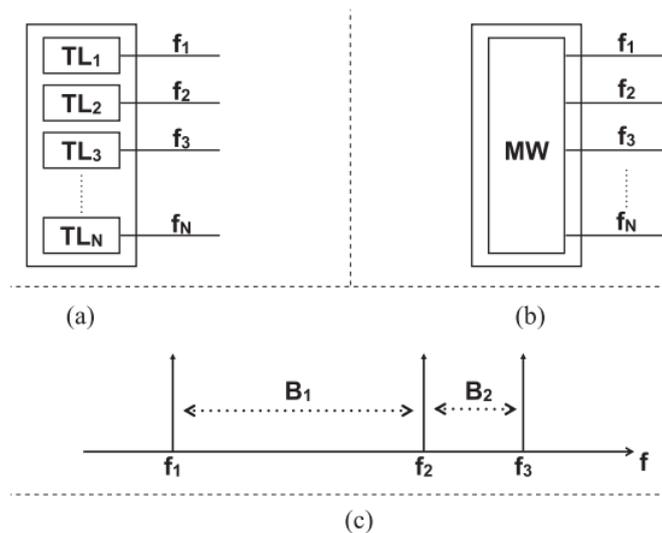
2.4.3 Sliceble Bandwidth Variable Transponders (SBVT)

Os SBVTs são dispositivos que possibilitam a operação com taxa de transmissão adaptável e alocação de espectro de acordo com as necessidades reais de tráfego. Em particular, os SBVTs suportam a configuração de múltiplas subportadoras, que podem ser co-roteadas ou, graças à capacidade de fatiamento (*slice-ability*), transmitidas ao longo de diferentes rotas. Além disso, cada subportadora pode ser configurada com parâmetros diferentes, como taxa de

transmissão, formato de modulação e codificação (PAOLUCCI et al., 2014).

Os SBVTs, geralmente apresentam dois tipo de tecnologia: a) múltiplos *lasers* dedicados para gerar cada portadora (ML-SBVT - *Multi Laser Sliceable Bandwidth Variable Transponder*) (DALLAGLIO et al., 2015) ou b) múltiplas portadoras geradas a partir de um único *laser* (MW-SBVT - *Multi Wavelength Sliceable Bandwidth Variable Transponders*) (SAMBO et al., 2014).

Figura 4 – Exemplo de módulo gerador de subportadora no caso de: (a) ML-SBVT, (b) MW-SBVT e (c) subportadoras geradas no espectro.

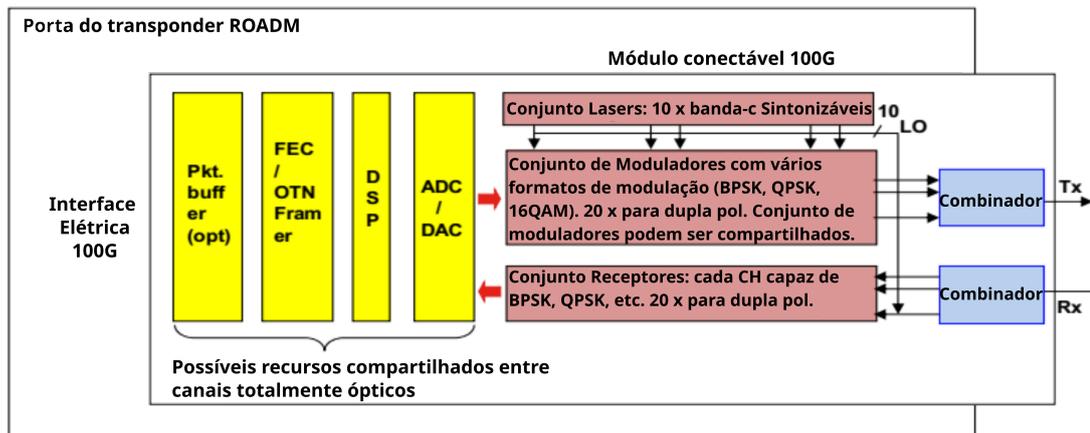


Fonte: (DALLAGLIO et al., 2015)

A Figura 4(a) apresenta um exemplo de módulo gerador de subportadoras de um ML-SBVT. Note que existe um *laser* sintonizável dedicado para gerar cada subportadora. Nesse caso, as frequências das subportadoras f_1, f_2, f_3 , mostradas na Figura 4(c) podem assumir qualquer valor na banda C, conseqüentemente as larguras de banda B_1 e B_2 têm a liberdade de assumir qualquer valor a depender da disponibilidade de espectro e política de alocação espectral. Por outro lado, Figura 4(b) mostra a o módulo gerador de subportadoras de um MW-SBVT. Nesse caso, um único *laser* sintonizável é utilizado para gerar as subportadoras. Assim, a primeira portadora (central) ativada pode ser sintonizada em qualquer posição no espectro da banda C, entretanto, os valores admitidos para B_1 e B_2 são limitados a depender da tecnologia adotada.

Os SBVTs pertencem à classe dos *transponders* ópticos elásticos. Essa classe de dispositivos apresentam um diagrama em blocos básico composto por módulos (SAMBO et al., 2015), conforme mostrada na Figura 5. São usados conjuntos de *lasers* sintonizáveis de banda C e conjuntos de moduladores para suportar diferentes formatos de modulação. A parte elétrica é composta por um módulo para o enquadramento da Rede de Transporte Óptico (OTN - *Optical Transport Networks*) com Correção de Erro (FEC - *Forward Error Correction*), um módulo de Processamento Digital de Sinal (DSP - *Digital Signal Processor*) e um módulo de Conversão Analógico para Digital/Digital para Analógico (ADC/DAC). Esses módulos são usados para permitir taxas de bits variáveis nos conjuntos de moduladores.

Figura 5 – Diagrama em blocos básico de um EOTP.

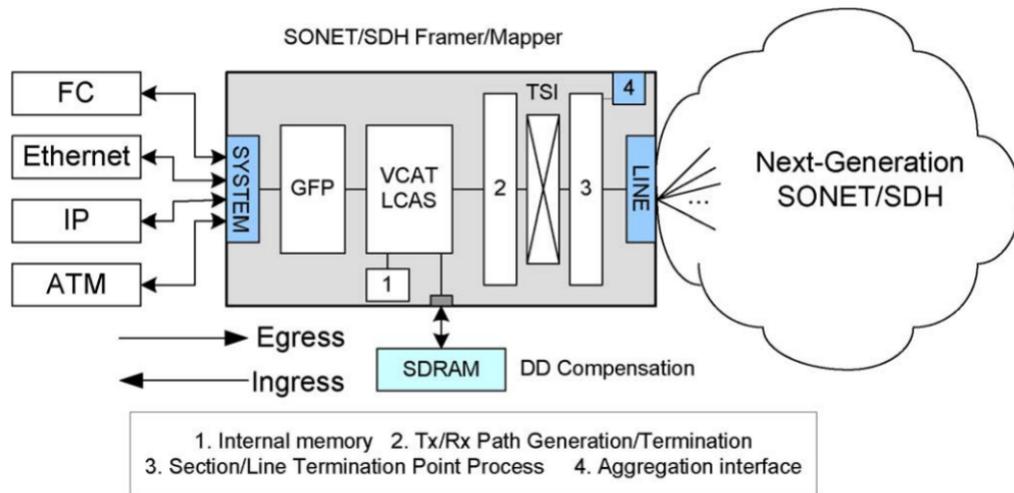


Fonte: (XIA et al., 2012)

Devido à função de fatiamento (*slice-ability*), as portadoras ópticas geradas podem ser usadas pela técnica *split spectrum* e transmitidas por diferentes caminhos ópticos (MPA). Quando os subcanais gerados num SBVT são direcionados por diferentes caminhos ópticos, é introduzido um atraso de propagação diferente entre eles, gerando um atraso diferencial (DD - *Differential Delay*) no nó de destino que precisa ser compensado. O atraso diferencial aceitável é limitado pela capacidade de compensação do nó de destino. Um nó simplificado com um dispositivo mapeador SONET/SDH, que permite entrada (destino) e saída (origem) de tráfego e compensação de DD, é mostrado na Figura 6. Multi-serviços de dados (*Fibre Channel* (FC), *Ethernet*, IP e ATM, provenientes de camadas superiores, estão conectados à interface do sistema. Na direção de saída, os dados do cliente são transmitidos para o mesmo nó de destino por P caminhos ópticos diferentes (multicaminho). Os quadros (canais) que chegam mais cedo são salvos em uma memória externa de alta velocidade ou memória interna. Depois que todos os quadros do grupo chegam, eles são restaurados para seus quadros de protocolo originais. Em um dispositivo típico de *framer/mapper*, a compensação de DD é possível por até 250 microssegundos usando memória interna e pode ser aumentada para 128 milissegundos com SDRAM externo (HUANG; MARTEL; MUKHERJEE, 2010).

As portadoras ópticas geradas por um SBVT também podem ser combinadas em um supercanal de taxa de bits única e transmitido por um único caminho óptico (SPA). Quando um ML-SBVT é usado, são necessárias bandas de guarda internas para evitar a sobreposição de subportadoras dentro do supercanal gerado. Como as subportadoras são geradas por *lasers* diferentes, as bandas de guarda entre elas precisam ser um pouco maiores que no caso das subportadoras serem geradas a partir de um único *laser*, o que gera um maior desperdício de espectro (DALLAGLIO et al., 2014). Por outro lado, com o uso de MW-SBVT, as subportadoras geradas são intrinsecamente referenciadas com seu único *laser* gerador, permitindo uma redução nas bandas de guarda internas, o que resulta em uma utilização de espectro mais eficiente.

Figura 6 – Diagrama em blocos de um node SDH/SONET multi serviço.



Fonte: (HUANG; MARTEL; MUKHERJEE, 2010)

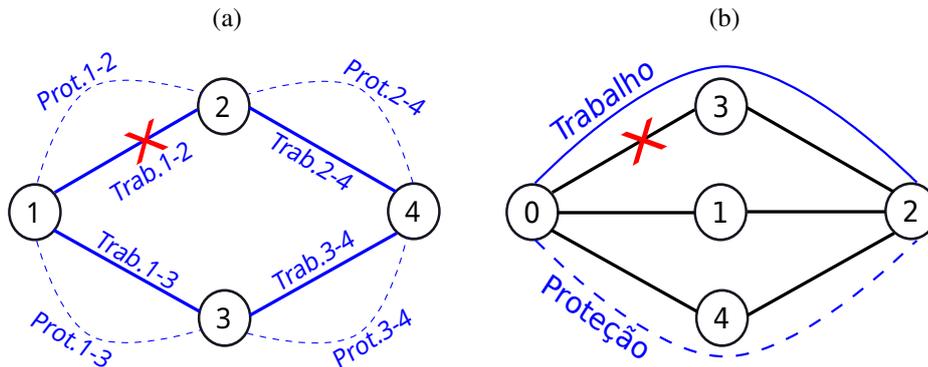
2.5 PROTEÇÃO EM REDES ÓPTICAS

A proteção é um mecanismo que reserva os recursos no momento do estabelecimento da conexão, antes da ocorrência de qualquer falha, por isso é classificado como proativo. Assim, quando uma conexão está assegurada por um esquema de proteção, a recuperação do seu tráfego de informações é rápida e garantida no caso de ocorrência de falhas previstas pelo esquema. Entretanto, a proteção exige a utilização de mais recursos durante a fase de operação da rede (ausência de falhas), se comparada com o mecanismo de restauração.

Geralmente a proteção pode ser implementada por 2 tipos de abordagens: atuação por enlace ou atuação por caminho. Na atuação por enlace (Figura 7a), é reservado um ou mais enlaces redundantes para cada enlace que compõe o caminho óptico. Na ocorrência de uma falha num enlace específico, é feita a comutação para seu respectivo enlace de proteção, ou seja, a comutação ocorre nos nós intermediários que compõem o enlace afetado pela falha. O cenário da Figura 7a mostra a comutação do tráfego para o enlace *Prot.1-2* devido a uma falha no enlace *Trab.1-2*, os demais enlaces do caminho permanecem inalterados. Na atuação por caminho (Figura 7b), é reservado um caminho óptico redundante e disjuncto para o caminho óptico principal. Na ocorrência de falha em algum enlace ou nó intermediário do caminho óptico principal, é feita uma comutação do tráfego, nos nós de origem e destino, para o caminho óptico redundante. A Figura 7b apresenta a comutação do tráfego para o caminho de proteção (linha azul tracejada) devido uma falha num dos enlaces do caminho óptico de trabalho (linha azul contínua).

A comutação dos esquemas de proteção pode ser do tipo reversível ou não-reversível. No primeiro tipo, o esquema de proteção redireciona automaticamente o tráfego da rota de proteção para a rota de trabalho, assim que a falha é corrigida. Por outro lado, no tipo não-reversível, o tráfego continua sendo transmitido pela rota de proteção, mesmo após a correção da falha na

Figura 7 – Proteção com atuação por: (a) enlace ou (b) caminho.



Fonte: (a) adaptada de (BHANDARI; MALHOTRA, 2015), (b) O Autor, 2023.

rota de trabalho (RAMASWAMI; SIVARAJAN; SASAKI, 2009). O mecanismo que gerencia a comutação entre os caminhos ópticos nos esquemas de proteção é chamado de protocolo de comutação de proteção automática (APS - *Automatic Protection Switching*) (CHENG et al., 2020).

Para o entendimento da classificação dos esquemas de proteção quanto ao compartilhamento de recursos, é preciso observar os conceitos de rota, canal e caminho óptico. Uma rota consiste num conjunto de enlaces sequenciais que permitem uma conexão entre um par de nós origem-destino. Um canal corresponde a um conjunto de *slots* ou porção de espectro de frequência. Um caminho óptico representa a associação dos recursos rota e canal, ou seja, uma rota com canais disponíveis em seus enlaces para atender uma demanda de tráfego de informações entre um par origem-destino. Os mecanismos de proteção podem ser classificados quanto ao critério de compartilhamento como: proteção de caminho dedicado ou de caminho compartilhado.

2.5.1 Escolha da proteção

A escolha de um esquema de proteção para a rede deve levar em consideração algumas características importantes, tais como:

- o tempo de restabelecimento do tráfego da conexão (normalmente deve ser o menor possível);
- a eficiência na utilização dos recursos (normalmente definida 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);
- a complexidade de controle da rede (o esforço do plano de controle da rede empregado nas técnicas de proteção).

2.5.2 Bandwidth Squeezing Protection - (BSP)

A largura de banda espremida para proteção foi inicialmente proposta por Jinno et al. (JINNO et al., 2009) e representa um conceito que diferentemente das redes WDM, pode ser aplicado às redes ópticas elásticas (SHEN; GUO; BOSE, 2016). BSP é um conceito no qual se admite uma redução na taxa de transmissão requisitada, definida por um fator de redução previamente definido, durante a ocorrência de uma falha em redes ópticas com proteção. Essa característica permite economia em termos de utilização de recursos espectrais, mesmo que a rede esteja com disponibilidade, e contribui para a melhoria da capacidade de proteção e do desempenho da rede (ASSIS; ALMEIDA; WALDMAN, 2012).

As redes de grade flexível, como a EON, não utilizam um algoritmo de controle de taxa de bits, mas sim o esquema BSP, que é baseado em 3 modelos de recuperação dos dados para atender o SLA acordado: a) modelo de recuperação total do tráfego (FBGR - *Full Bandwidth Guaranteed Recovery*), modelo de recuperação parcial do tráfego (PBGR - *Partial Bandwidth Guaranteed Recovery*) e modelo de melhor esforço (BER - *Best Effort Recovery*) (LOURENÇO, 2015).

Considerando os esquemas de proteção que admitem *squeezing*, dois parâmetros importantes β (ASSIS et al., 2019) e α , podem ser utilizados na análise do funcionamento desses esquemas. O parâmetro β corresponde ao fator percentual de redução da taxa de transmissão requisitada, por uma conexão, durante a ocorrência de uma falha única de enlace. Esse parâmetro, geralmente, é definido no acordo de nível de serviço (SLA - *Service Level Agreement* que define todas as questões referentes ao nível de serviço prestado pelo provedor para o cliente, tais como: desempenho e garantias do serviço, gerenciamento de falhas e segurança (LOURENÇO, 2015). O parâmetro β é utilizado para definir taxa de transmissão protegida (B_p), que representa a parcela de B_r que é mantida durante o tempo de permanência de uma falha. A B_p pode ser definida como:

$$B_p = (1 - \beta)B_r. \quad (2.3)$$

Por ser um fator percentual de redução, a faixa de valores possíveis para β é $0 \leq \beta \leq 1$, em que o extremo $\beta = 0$ significa nenhuma redução da taxa requisitada é permitida, em caso de falha (proteção total ou $B_p = B_r$); enquanto o extremo $\beta = 1$ significa redução total da taxa requisitada, em caso de falha (sem proteção $B_p = 0$).

A diferença $B_r - B_p$ corresponde ao valor absoluto da taxa espremida em caso de falhas B_{sq} , assim o parâmetro β também pode ser representado por:

$$\beta = \frac{B_{sq}}{B_r} = \frac{B_r - B_p}{B_r}. \quad (2.4)$$

Por outro lado, o parâmetro α é o fator percentual de incremento de taxa de transmissão para se prover proteção (α). Ele pode ser definido como a relação entre a taxa incremental devido à proteção (B_i) e a taxa requisitada (B_r). Esse parâmetro pode ser calculado por

$$\alpha = \frac{B_i}{B_r} = \frac{B_t - B_r}{B_r}. \quad (2.5)$$

Dado que α_n é o fator percentual de incremento de taxa de transmissão da n -ésima conexão estabelecida na rede, o parâmetro α_N representa o valor médio dos α 's de todas as conexões protegidas da rede, sendo definido por:

$$\alpha_N = \frac{\sum_{n=1}^{N_p} \alpha_n}{N_p}, \quad (2.6)$$

em que, N_p é o número de conexões protegidas estabelecidas na rede.

Considerando a Equação 4.4, pode-se concluir que o valor $\alpha = 1$ significa um incremento de 100% da taxa requisitada na taxa total ($B_i = B_r$), enquanto o valor $\alpha = 0$ significaria nenhum incremento na taxa total ($B_i = 0$), entretanto o segundo limite é apenas hipotético, uma vez que prover proteção implica necessariamente em aumento na utilização de recursos da rede.

O conceito BSP, ou simplesmente *squeezing*, pode ser aplicado à maioria dos esquemas de proteção, para EONs, encontrados na literatura. Neste trabalho, os esquemas que admitem (*squeezing*) são sinalizados com o sufixo "S", como por exemplo: DPPS para indicar o esquema DPP que admite *squeezing*.

2.5.3 Proteção de Caminho Dedicado - (*Dedicated Path Protection - DPP*)

O DPP corresponde a um esquema de atuação por caminho, no qual cada caminho óptico de proteção é reservado exclusivamente para um único caminho de trabalho, ou seja, não há compartilhamento do caminho (recursos) destinado para proteção. Geralmente, a implementação do DPP é feita baseada no SPP.

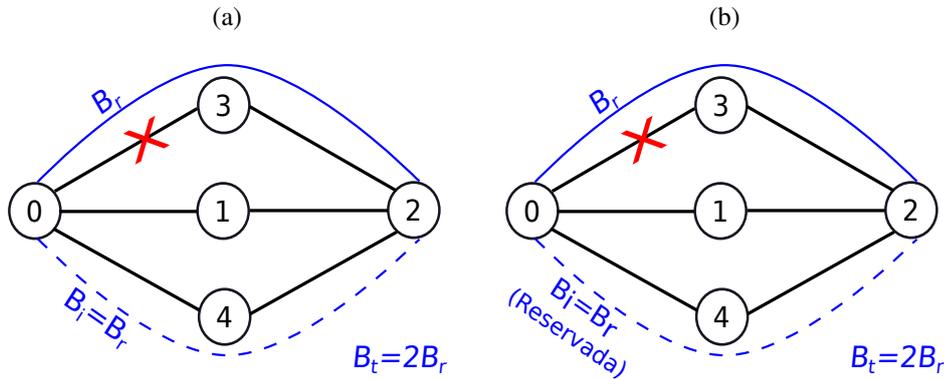
2.5.3.1 DPP 1+1 e DPP 1:1

No esquema de proteção dedicado 1+1, o caminho de trabalho é protegido com apenas um único caminho disjunto (TAKEDA et al., 2021) e o tráfego requisitado é transmitido simultaneamente pelos dois caminhos ópticos (CHOUDHURY; BHADRA; DE, 2019). Como o receptor recebe continuamente o tráfego pelos 2 caminhos, durante a operação normal da rede, ele seleciona o tráfego proveniente do caminho que apresenta melhor qualidade de sinal (QoS). Num momento de falha, apenas o receptor realiza a comutação (se necessário), por isso o restabelecimento do tráfego é praticamente instantâneo (em algumas dezenas de milissegundos). Esse tipo de esquema não requer a utilização de um protocolo de controle e sinalização, uma vez que transmissor e receptor não precisam se comunicar para redirecionar o tráfego (SIMMONS, 2014; MUKHERJEE, 2006).

A Figura 8a apresenta o estabelecimento de uma conexão utilizando o esquema DPP. Nesse caso, a taxa de transmissão incremental destinada à proteção (B_i) é igual à taxa de transmissão requisitada (B_r) e as duas são transmitidas simultaneamente tanto no caminho de trabalho como no caminho de proteção. Assim, a taxa total utilizada (B_t) para estabelecer a conexão protegida na rede ($B_t = B_r + B_i$) corresponde ao dobro de (B_r).

A configuração 1:1 (Figura 8b) transmite os dados da conexão apenas no caminho de trabalho e o caminho de proteção é reservado, mas sem tráfego, para utilização apenas em caso

Figura 8 – Exemplo de estabelecimento de uma conexão entre os nós 0 e 2 pelo esquema: (a) DPP 1+1 e (b) DPP 1:1.



Fonte: O Autor, 2023.

de falha. Assim, durante a ausência de falhas na rede, B_r é utilizada apenas no caminho de trabalho e B_i pode ser utilizada no caminho de proteção para a transmissão de tráfego de dados de baixa prioridade, o que melhora a eficiência da utilização de recursos da rede. Quando a conexão está sob a ocorrência de uma falha no caminho de trabalho, é feita a comutação de B_r para o caminho de proteção nos nós origem e destino. Por isso, a configuração 1:1 requer um protocolo de controle e sinalização, o que leva a um tempo de recuperação um pouco maior que o da configuração 1+1.

2.5.3.2 DPPS

Considerando que um esquema de proteção admite *squeezing*, o cálculo das taxas de transmissão parciais mínimas que são alocadas nas rotas disjuntas do esquema é dado por:

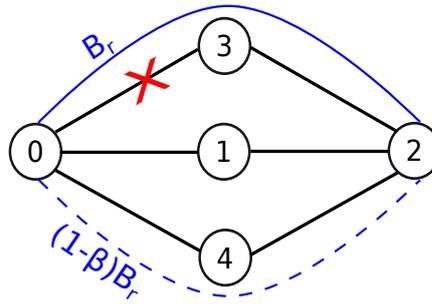
$$B_s = \frac{(1 - \beta)B_r}{P - 1}, \quad (2.7)$$

em que P é o número de rotas disjuntas utilizadas pelo esquema de proteção. Conforme definição, o esquema de proteção DPPS sempre apresenta $P = 2$, por isso, a Equação 2.11 pode ser simplificada para:

$$B_{ss} = (1 - \beta)B_r. \quad (2.8)$$

A Figura 9 mostra um exemplo de funcionamento do esquema DPPS, no qual a rota de trabalho utiliza a taxa de transmissão requisitada e a rota de proteção (linha azul tracejada) utiliza uma taxa de transmissão espremida em função do fator de compressão β . Assim, a taxa de transmissão é reduzida apenas durante o tempo de reparo de uma possível falha no qual o caminho de proteção é utilizado.

Figura 9 – Exemplo de funcionamento do esquema de proteção DPPS.

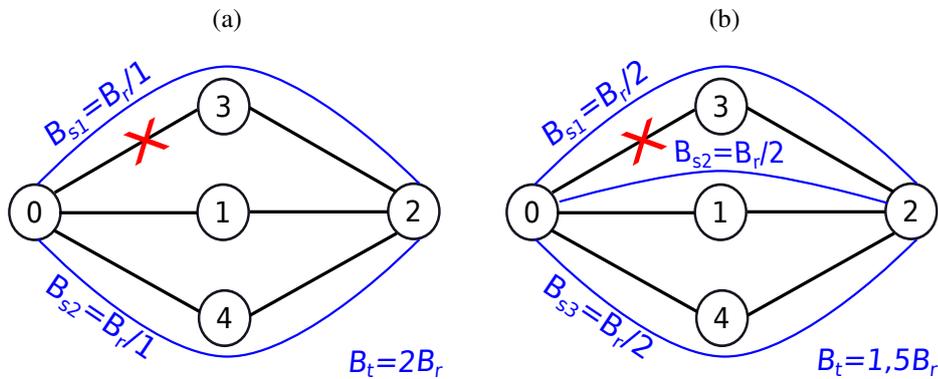


Fonte: O Autor, 2023.

2.5.4 Proteção de Caminho Dedicado Particionado - (*Partitioning Dedicated Path Protection - PDPP*)

O esquema de proteção PDPP é proposto por Assis *et al.* (ASSIS; ALMEIDA; WALDMAN, 2012; ASSIS et al., 2016) e, diferentemente do DPP, utiliza o provisionamento multicaminho para estabelecer as requisições de chamadas na rede.

Figura 10 – Exemplo de funcionamento do esquema de proteção de caminho dedicado particionado utilizando: (a) 2 rotas e (b) 3 rotas.



Fonte: O Autor, 2023.

O PDPP propõe o particionamento da taxa total necessária (B_t) para atender a demanda de tráfego requisitada e prover a proteção ($B_t = B_r + B_i$) em múltiplas parcelas de menores taxas de transmissão, ou taxas de transmissão parciais (B_s), e a sua transmissão de forma simultânea por múltiplos caminhos disjuntos. O valor da B_s utilizada no esquema PDPP é calculada por

$$B_s = \frac{B_r}{P - 1}, \quad (2.9)$$

em que P é o número de rotas utilizadas pelo esquema de proteção. O denominador ($P - 1$) é utilizado para garantir que, em caso de falha, o somatório das B_s das $P - 1$ rotas remanescentes resulte na B_r . Assim, a taxa total necessária pode ser calculada pelo somatório das taxas parciais

utilizadas no esquema, ou seja:

$$B_t = P \times \frac{B_r}{P-1}. \quad (2.10)$$

A Figura 10a apresenta o PDPP operando com 2 rotas (linhas azuis), enquanto a Figura 10b mostra a operação com 3 rotas. Note que B_t para o caso do PDPP com 2 rotas é a mesma do esquema DPP ($B_t = 2B_r$), entretanto quando se utilizam 3 rotas, a taxa total é reduzida para $B_t = 1,5B_r$, o que representa uma economia de 25% de largura de banda em relação ao DPP. Durante a operação sem falhas, a taxa de transmissão total é particionada entre as P rotas utilizadas no esquema, na ocorrência de falha única em algum enlace/nó de uma das rotas utilizadas, o tráfego requisitado é mantido pelas rotas remanescentes.

Diferentemente do DPP, no PDPP não há distinção entre caminho óptico de trabalho e de proteção, visto que todos os caminhos ópticos envolvidos são usados para transmissão de dados da conexão, seja na operação normal da rede ou sob falha em um dos enlaces das rotas. Neste trabalho, o PDPP que utiliza 2 rotas é chamado de PDPP2 e o que utiliza 3 rotas de PDPP3.

2.5.4.1 Proteção de Caminho Dedicado Particionado que admite *squeezing* (PDPPS)

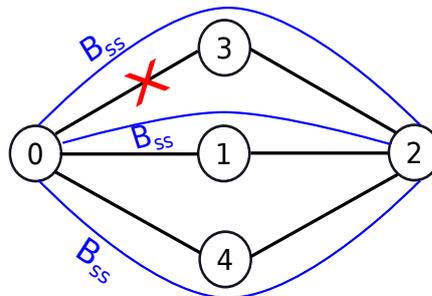
Considerando que o PDPP admite *squeezing*, o cálculo das taxas de transmissão parciais que são alocadas nas rotas disjuntas do esquema é dado por:

$$B_{ss} = \frac{(1-\beta)B_r}{P-1}, \quad (2.11)$$

em que P é o número de rotas disjuntas utilizadas pelo esquema de proteção.

A Figura 11 apresenta um exemplo de funcionamento do esquema PDPP3S. Verifica-se que as 3 taxas de transmissão parciais (B_{ss}) são reduzidas igualmente em função do fator β , cada uma delas vale $B_{ss} = \frac{(1-\beta)B_r}{2}$, pois $P = 3$. No caso de falha única, as duas rotas parciais remanescentes somadas resultam em $B_t = \frac{(1-\beta)B_r}{2} + \frac{(1-\beta)B_r}{2} = (1-\beta)B_r$, o que garante o valor da taxa protegida B_p acordada no SLA.

Figura 11 – Exemplo de funcionamento do esquema de proteção PDPP3S.



Fonte: O Autor, 2023.

2.6 SIMULAÇÃO DA REDE ÓPTICA

2.6.1 Simulador e informações da camada física

Um simulador de redes ópticas elásticas implementado na linguagem de programação C++, o SimEON (CAVALCANTE; PEREIRA; ALMEIDA, 2017), foi estendido para simular todas as estratégias e métricas propostas nesta tese e utilizado para se obter os resultados das simulações. O simulador é capaz de avaliar a probabilidade de bloqueio da rede sob condições de tráfego dinâmico. Sempre que uma requisição de chamada é gerada, o módulo de controle de admissão de chamadas analisa a capacidade da rede para aceitar a conexão da chamada, utilizando o processo de RMSA. A cada chamada aceita na rede, um caminho óptico (par de recursos rota-espectro) é estabelecido, caracterizando uma rede óptica comutada por circuito. O simulador assume que os enlaces são bidirecionais, ou seja, numa conexão física entre os nós i e j da rede, são utilizadas duas fibras ópticas diferentes, uma para a comunicação no sentido de i para j e outra para o sentido oposto.

O SimEON gera requisições de chamadas seguindo um processo estocástico. Para cada chamada, o par de nós origem-destino ($i - j$) são escolhidos usando uma distribuição de probabilidade uniforme. As requisições de serviço chegam aleatoriamente seguindo o processo de Poisson com intervalos de tempo de chegada e tempo de permanência distribuídos exponencialmente. Define-se $1/\mu_{i,j}$ como o intervalo de tempo médio entre chamadas com origem no nó i e destino no nó j , e $H_{i,j}$ como a duração média das chamadas que se originam no nó i e se findam no nó j . Neste caso, a carga $L_{i,j}$ das conexões que se originam em i e terminam em j é definida por $L_{i,j} = \mu_{i,j} \times H_{i,j}$ (CHAVES, 2012). Assim, a carga total da rede pode ser calculada utilizando

$$L_N = \sum_{i=1}^T \sum_{j=1, j \neq i}^T \mu_{i,j} \times H_{i,j}. \quad (2.12)$$

O simulador de rede óptica SimEON avalia a probabilidade das chamadas não encontrarem recursos disponíveis na rede para acomodá-las no momento de sua chegada, o que é denominado probabilidade de bloqueio da rede (PB) e avaliado por

$$PB = \frac{\Gamma_{Service_Blocked}}{\Gamma_{Service_Blocked} + \Gamma_{Service_Accepted}}. \quad (2.13)$$

Aqui, $\Gamma_{Service_Blocked}$ e $\Gamma_{Service_Accepted}$ representam os números de serviços bloqueados e aceitos, respectivamente, durante a simulação.

O acúmulo de ruído na camada óptica foi avaliado, utilizando o simulador, de acordo com o modelo descrito em (CAVALCANTE et al., 2015). Nesta tese, o ruído de emissão espontânea amplificada (ASE - *Amplified Spontaneous Emission*) gerado pelos amplificadores EDFA é considerado como penalidade da camada física para avaliação da relação sinal-ruído óptica (OSNR - *Optical Signal-to-Noise Ratio*). Os efeitos referentes a dispersão cromática, *Polarization Mode Dispersion* (PMD), modulação cruzada, *Four Wave Mixing* (FWM) e outros efeitos não lineares não são considerados no modelo de camada física utilizado nessa tese.

É assumido um valor de figura de ruído do EDFA de 5 dB para as simulações. Cada enlace é composto por vários vãos (80 km de fibra óptica monomodo mais um EDFA que compensa a perda de fibra) e é usado um coeficiente de atenuação de 0,2 dB/km. O ruído acumulado é avaliado para cada requisição de chamada. A OSNR mínima requerida para cada formato de modulação depende da taxa de transmissão de bits e do *Bit Error Rate* (BER) desejado após o *forward error correction* (FEC) (CAVALCANTE et al., 2015; CHAVES et al., 2016). Assume-se que o BER máximo aceitável é igual a 10^{-3} , que é um valor comum para FECs aplicados à comunicações ópticas. A relação sinal-ruído óptica mínima ($OSNR_{th}$) para cada formato de modulação (em unidades lineares) (ESSIAMBRE et al., 2010) é

$$OSNR_{th} = \frac{R_b \cdot SNR_b}{2 \cdot B_{Ref}}, \quad (2.14)$$

em que snr_b é a relação sinal-ruído por bit mínima aceitável, B_{Ref} é a largura de banda de referência ($B_{Ref} = 12,5$ GHz) e R_b , em bits por segundo (b/s), é a taxa de bits geral (em ambas as polarizações).

O simulador considera o processo de roteamento, modulação adaptativa e alocação espectral (RMSA) no processo de controle de admissão das chamadas. São considerados os formatos de modulação QAM- $\{4, 8, 16, 32, 64\}$. A Tabela 1 mostra mais informações sobre a modulação adaptativa adotada nesta tese. A cada requisição de chamada recebida, o simulador calcula o ruído ASE acumulado para alocar a taxa de transmissão requerida na primeira rota candidata selecionada e também o valor da snr_b . A definição do formato de modulação a ser utilizado é feita da seguinte forma: 64QAM para $snr_b \geq 14,77$ dB, 32QAM para $12,57 \leq snr_b < 14,77$ dB, 16QAM para $10,52 \leq snr_b < 12,57$ dB, 8QAM para $9,03 \leq snr_b < 10,52$ dB e 4QAM para $6,79 \leq snr_b < 9,03$ dB. Então o simulador calcula o número de *slots* necessários para a alocação da taxa de transmissão requisitada com base no formato de modulação permitido pela relação sinal ruído e o algoritmo de SA busca tal conjunto de *slots* disponíveis para alocar a chamada. Caso a rota selecionada não tenha disponibilidade espectral, a segunda rota candidata é selecionada, e o processo de cálculo do snr_b , verificação do formato de modulação permitido e cálculo do novo número de *slots* necessários, é reiniciado.

Tabela 1 – Tabela de informações dos formatos de modulação

Formato de Modulação	Capacidade Slot (Gb/s)	SNR_b (dB)	Alcance (Km) 100 GB/s	Alcance (Km) 200 GB/s	Alcance (Km) 400 GB/s
4QAM	25	6,79	9131	4384	2011
8QAM	37,5	9,03	5305	2471	1054
16QAM	50	10,52	3659	1648	643
32QAM	62,5	12,57	2146	891	264
64QAM	75	14,77	1149	393	15

Fonte: O Autor, 2023.

2.6.2 Topologias utilizadas nas simulações

Uma topologia de rede é denotada nessa tese pelo grafo $\mathcal{T}(N, L)$, composto por $|N|$ vértices (nós da rede) e $|L|$ arestas (enlaces bidirecionais da rede). O número de enlaces conectados a um nó define o seu grau e, quanto maior o grau dos nós de uma rede, mais conectada ela é. A métrica grau médio da rede (A_d) permite avaliar essa conectividade, que influencia na quantidade de rotas alternativas existentes entre os pares de nós, e pode ser calculada por

$$A_d = \frac{2L}{N}. \quad (2.15)$$

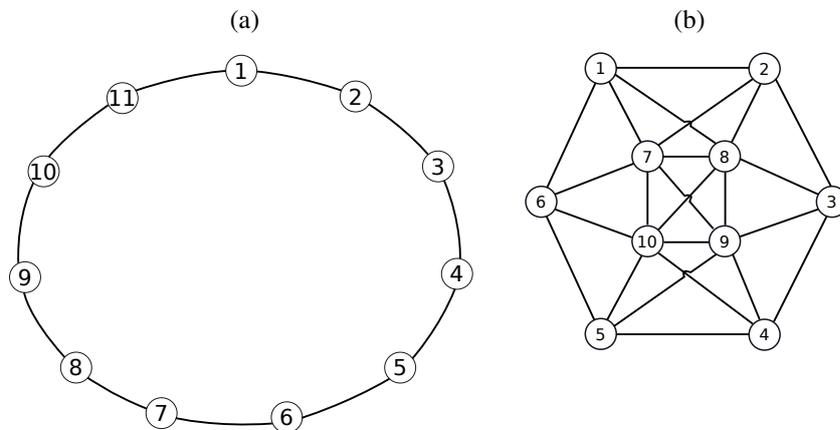
As topologias NSFNET, SMALLNET, EON-RT, TOROIDAL, RING e COST239, são utilizadas nas simulações desta tese, por apresentarem diferentes graus de conectividade e características diversificadas, representando as condições necessárias para a análise dos algoritmos propostos em cenários diferentes. Elas estão apresentadas nas Figuras 12, 13 e 14 e suas principais informações são mostradas na Tabela 2.

Tabela 2 – Informações das topologias

Topologia	N	L	Maior grau	Grau médio
NSFNET	14	21	4	3
SMALLNET	10	24	6	4,8
EON-RT	28	34	4	2,42
TOROIDAL	9	18	4	4
RING	11	11	2	2
COST239	11	26	6	4,72

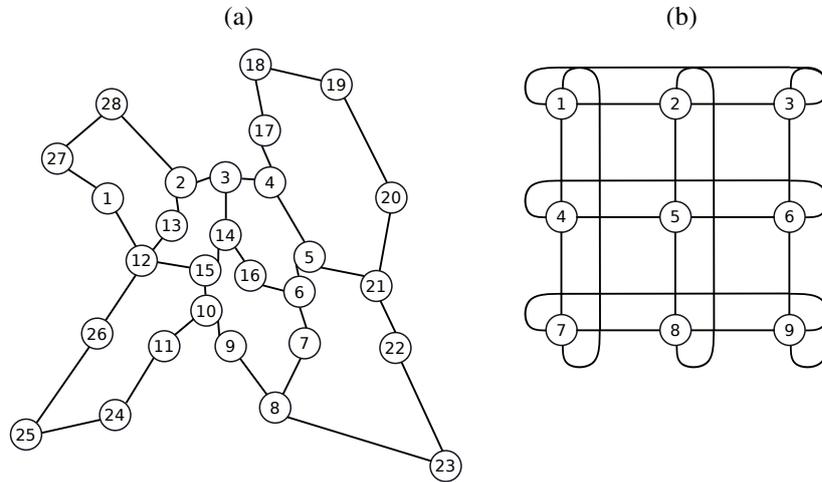
Fonte: O Autor, 2023.

Figura 12 – Representação gráfica das topologias: (a) RING e (b) SMALLNET.



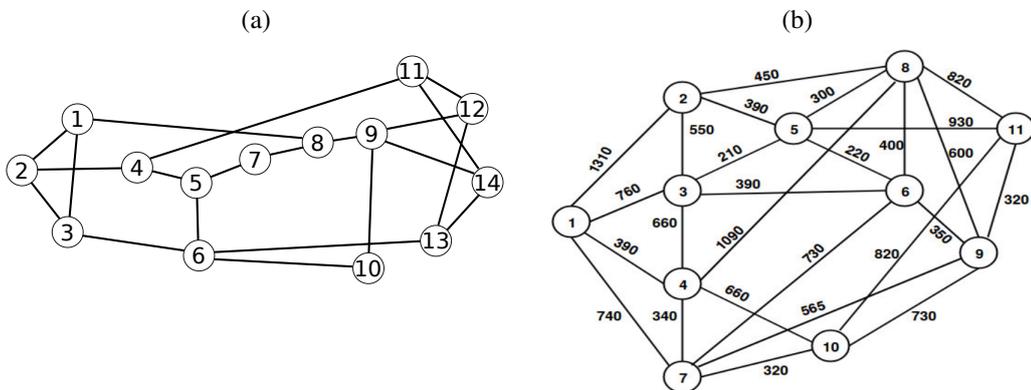
Fonte: (a) O Autor, 2023 e (b) (WU; YEUNG; HO, 2009)

Figura 13 – Representação gráfica das topologias: (a) EON-RT, (b) TOROIDAL



Fonte: (a) (VELASCO et al., 2012) e (b) O Autor, 2023.

Figura 14 – Representação gráfica das topologias: (a) NSFNET e (b) COST239.



Fonte: (PAIRA et al., 2020c)

3 PROTEÇÃO MULTICAMINHO COM OTIMIZAÇÃO DE ORDENAMENTO DE PRIORIDADE DO RMSA EM REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS

Em redes ópticas elásticas, por utilizarem canais de largura de banda variáveis, a alocação de recursos é tratada pelo problema de roteamento, nível de modulação e alocação de espectro (RMSA - *Routing, modulation and Spectrum Allocation*) (WAN et al., 2011; KLINKOWSKI; WALKOWIAK, 2012). Independente das características ou técnicas utilizadas pelos esquemas de proteção, todos eles utilizam o processo de RMSA para realizar a alocação dos 2 ou mais caminhos ópticos disjuntos utilizados para prover proteção. De fato, é durante o processo de RMSA da chamada que se implementa todos os detalhes estratégicos da conexão, incluindo as definições sobre sobrevivência. A estratégia de RMSA escolhida influencia diretamente na utilização dos recursos da rede, o que pode beneficiar ou prejudicar o desempenho do esquema de proteção, a depender da estratégia de atuação desse esquema. Por exemplo, se a estratégia de RMSA não prioriza o balanceamento de carga em detrimento de reduzir a ocupação média dos enlaces da rede, a sobrecarga de algumas rotas (as mais curtas) pode reduzir o número de caminhos ópticos disponíveis, o que prejudica o funcionamento dos esquemas de proteção baseados em multicaminho (MPP), principalmente aqueles que utilizam de 3 ou mais rotas disjuntas para proteger a conexão. Ruan et al. (RUAN; XIAO, 2013), definem esse problema de adequar corretamente as estratégias de sobrevivência e de RSA para uma abordagem multicaminho (MPP) como problema de *Survivable Multipath Routing and Spectrum Allocation* - (SM-RSA).

Neste capítulo, são apresentadas duas estratégias de RMSA chamadas de R-SA e SA-R e proposta uma estratégia híbrida que seleciona a estratégia mais adequada para cada par origem-destino de forma a reduzir a probabilidade de bloqueio da rede. Os experimentos e análises desta pesquisa foram divididos em duas partes.

Primeiramente, na Seção 3.2, é feita uma análise do algoritmo de RSA implementado com as estratégias R-SA, SA-R e híbrida considerando um cenário de provisionamento de caminho único (SPP), sem proteção e sem modulação adaptativa, estabelecendo rotas únicas para as conexões a fim de analisar as características e o desempenho das estratégias propostas para chamadas não protegidas. Esse cenário é propício para se verificar a influência das estratégias em diversos aspectos do desempenho da rede, tais como: probabilidade de bloqueio, fragmentação do espectro e distribuição de carga na rede, mostrando que elas influenciam no desempenho da rede. O objetivo é analisar as estratégias propostas e determinar a mais eficiente para a rede. A estratégia híbrida utilizada consiste numa nova metaheurística baseada em algoritmo genético que define a estratégia mais adequada (R-SA ou S-AR) para cada par origem-destino individualmente de forma a reduzir a probabilidade de bloqueio da rede. A estratégia híbrida nesse primeiro cenário é chamada de HRSA.

Na segunda parte (Seção 3.3), é feita uma análise das estratégias R-SA, SA-R e híbrida, considerando o cenário de proteção multicaminho com o esquema de proteção PDPP. O objetivo dessa análise é verificar o funcionamento das estratégias R-SA, SA-R ou híbrida operando no estabelecimento de chamadas protegidas com particionamento da taxa de transmissão total

(MMP) e também os impactos no desempenho tanto do esquema de proteção PDPP como da rede. A estratégia híbrida para esse segundo cenário é chamada de HPDPP.

3.1 AS ESTRATÉGIAS DE ORDENAMENTO DE PRIORIDADE DO RMSA

Executar os subproblemas de roteamento e de alocação de espectro simultaneamente é um trabalho complexo, especialmente para redes de tráfego dinâmico (ABKENAR; RAHBAR, 2017). Assim, uma vez que uma conexão é solicitada, o roteamento e a alocação de espectro são realizadas separadamente e existem duas ordens de priorização nesse processo. Na primeira (chamada aqui de R-SA), uma rota é selecionada dentro de um conjunto de rotas possíveis por algum critério estratégico de roteamento, e então o algoritmo de alocação espectral procura um conjunto de *slots* disponíveis nesta rota, que atenda a largura de banda requisitada. Uma rota de índice superior é selecionada apenas quando a porção de espectro não está disponível em uma das rotas de índices inferiores. Nesse caso, a alocação de espectro é feita em função de uma rota pré-definida, ou seja, o roteamento é priorizado (feito primeiro). Na segunda forma, é feita a seleção de uma porção de espectro para a requisição, definida por algum critério estratégico de alocação espectral, e então, é procurada uma rota que tenha tal faixa de espectro disponível (WANG; MUKHERJEE, 2014). Uma porção espectral de índice superior é selecionada apenas quando a porção de espectro de índice inferior não está disponível em nenhuma das rotas candidatas disponíveis. Neste trabalho, refere-se a essa última ordem como SA-R.

Os pseudo-códigos do R-SA e SA-R são respectivamente ilustrados nos Algoritmos 1 e 2. Eles são acionados de acordo com a escolha R-SA ou SA-R selecionada previamente para as requisições de conexão (chamadas). É assumido que, cada chamada solicitada é composta por um nó de origem i , um nó de destino j e uma taxa de transmissão requerida B_r . Esses são os parâmetros de entrada (i, j, B_r) mostrados nos Algoritmos 1 e 2. Os algoritmos R-SA e SA-R retornam o primeiro par válido e disponível, composto por uma rota e um conjunto de *slots* disponíveis para estabelecer a requisição atual entre i e j , ou uma falha (bloqueio), se nenhuma rota válida ou nenhuma faixa espectral válida puder ser encontrada.

Nos pseudocódigos, a função $\text{Routing-Ordering-Algorithm}(i, j)$ representa o procedimento de roteamento. Ela pode ser executada por qualquer algoritmo de roteamento conhecido e retorna uma ou várias rotas candidatas entre i e j . Essas rotas são classificadas na lista R . Da mesma forma, a função $\text{Spectrum-Ordering-Algorithm}()$ representa o procedimento de seleção de espectro e pode ser executado por qualquer algoritmo de atribuição de espectro, retornando um ou vários índices (um conjunto) de *slots* de frequência candidatos. Esses índices são classificados na lista F . A função $\text{Necessary-Frequency-Slots}(r_j, B_r)$ é responsável por retornar o número de *slots* de frequência necessários para alocar, na rota r_j , a taxa de transmissão de bits B_r .

Na abordagem R-SA (Algoritmo 1), um conjunto ordenado R de rotas candidatas é encontrado por um determinado algoritmo de roteamento (linha 2) e as rotas são verificadas sequencialmente nesse conjunto (laço na linha 3). Para cada rota r_j dada, o número B de *slots* necessários para acomodar a taxa de transmissão requisitada, na rota r_j , é avaliado (linha 4).

Algorithm 1 R-SA(i, j, B_r) Pseudo-código

Require: $R = \{r_1, r_2, \dots, r_K\}$:Lista de rotas candidatas; $F = \{f_1, f_2, \dots, f_M\}$:Lista de índices de *slots* de frequência candidatos;

- 1: $R \leftarrow \emptyset, F \leftarrow \emptyset$;
- 2: $R \leftarrow \text{Routing-Ordering-Algorithm}(i, j)$;
- 3: **for** ($j = 1$ **to** K) **do**
- 4: $B \leftarrow \text{Necessary-Frequency-Slots}(r_j, B_r)$
- 5: $F \leftarrow \text{Spectrum-Ordering-Algorithm}()$;
- 6: **for** ($i = 1$ **to** M) **do**
- 7: **if** (índices de frequência de f_i até f_{i+B-1} estão disponíveis na rota r_j) **then**
- 8: retorne a rota r_j e o índice de *slot* de frequência f_i como solução do R-SA e encerre o algoritmo.
- 9: **end if**
- 10: **end for**
- 11: **end for**
- 12: retorne nenhuma solução disponível;

Além disso, para cada rota r_j dada, um conjunto ordenado de índices de *slots* de frequência candidatos F é determinado pelo algoritmo de atribuição de espectro (linha 5) e um segundo laço é executado no conjunto F , para a busca por uma faixa espectral $f_i, f_{i+1}, \dots, f_{i+B-1}$ disponível na rota r_j para atender a demanda de B *slots*. A primeira solução disponível para r_j e f_i é retornada pelo algoritmo R-SA (linha 8). Se nenhuma solução for encontrada, a linha 12 é executada informando esta situação.

Na abordagem SA-R (Algoritmo 2) um conjunto ordenado F de índices *slots* candidatos é encontrado por um determinado algoritmo de atribuição de espectro (linha 2) e eles são verificados sequencialmente nesse conjunto (laço da linha 3). Para cada *slot* de frequência candidato f_i , um conjunto ordenado de rotas candidatas R é determinado pelo algoritmo de roteamento (linha 4) e um segundo laço é executado no conjunto R . Para cada rota r_j dada, o número B de *slots* necessários para acomodar a demanda atual na rota r_j é avaliado (linha 6). Em seguida, o algoritmo procura por uma rota r_j na qual o intervalo espectral $f_i, f_{i+1}, \dots, f_{i+B-1}$ está disponível para atender a demanda B de *slots* da requisição de conexão. A primeira solução disponível para f_i e r_j é retornada pelo algoritmo SA-R (linha 8). Se nenhuma solução for encontrada, a linha 12 é executada.

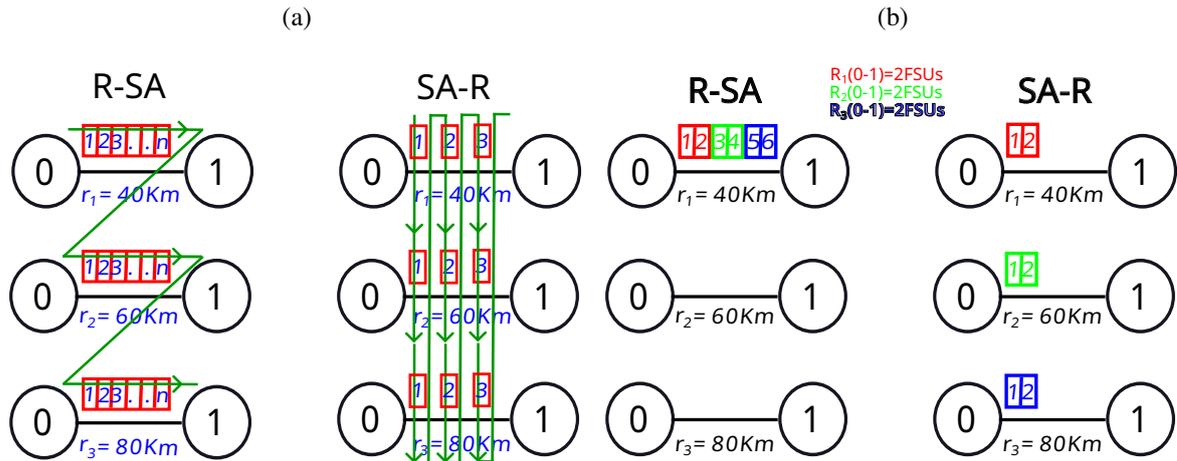
A Figura 15a ilustra a ordem sequencial de execução do RMSA para as duas estratégias. Note que na estratégia R-SA, o algoritmo esgota todas as possibilidades de alocação no espectro da rota r_1 (mais curta), independentemente do índice dos *slots*, antes de tentar a alocação na rota r_2 ; enquanto que na estratégia SA-R, o algoritmo esgota as possibilidades de alocação no *slot* de índice 1 (índice mais baixo) em todas as rotas candidatas, antes de tentar a alocação no índice 2. Assim, considerando que 3 chamadas sucessivas na rede (no exemplo, entre o mesmo par origem-destino), demandam 2 *slots* cada uma, o algoritmo R-SA alocaria as demandas sequencialmente nos *slots* de 1 a 6 da rota r_1 , enquanto o algoritmo SA-R alocaria as demandas nos *slots* 1 e 2 de cada rota disponível, conforme mostrado na Figura 15b. A utilização das ordens R-SA ou SA-R

Algorithm 2 SA-R(i, j, B_r) Pseudo-código

Require: $R = \{r_1, r_2, \dots, r_K\}$:Lista de rotas candidatas; $F = \{f_1, f_2, \dots, f_M\}$:Lista de índices de *slots* de frequência candidatos;

- 1: $R \leftarrow \emptyset, F \leftarrow \emptyset$;
- 2: $F \leftarrow \text{Spectrum-Ordering-Algorithm}()$;
- 3: **for** ($i = 1$ **to** M) **do**
- 4: $R \leftarrow \text{Routing-Ordering-Algorithm}(i, j)$;
- 5: **for** ($j = 1$ **to** K) **do**
- 6: $B \leftarrow \text{Necessary-Frequency-Slots}(r_j, B_r)$
- 7: **if** (índices de frequência de f_i até f_{i+B-1} estão disponíveis na rota r_j) **then**
- 8: retorne a rota r_j e o índice de *slot* de frequência f_i como solução do SA-R e encerre o algoritmo.
- 9: **end if**
- 10: **end for**
- 11: **end for**
- 12: retorne nenhuma solução disponível;

Figura 15 – Estratégias R-SA e SA-R: (a) ordem sequencial de execução do RMSA, (b) exemplo de alocação de 3 chamadas que demandam 2 *slots* cada uma.



Fonte: O Autor, 2023.

oferecem benefícios diferentes para a rede. A estratégia R-SA prioriza a ação de economia de recursos do algoritmo de roteamento, promovendo a redução da distância de saltos ou da distância física das conexões e consequentemente, a ocupação dos enlaces da rede (MESQUITA et al., 2018; WANG; GU; JI, 2016), pois, geralmente os algoritmos de roteamento tentam estabelecer as conexões primeiramente nas rotas mais curtas. Por outro lado, a estratégia SA-R prioriza a política de alocação de espectro, promovendo a compactação do espectro. A ordem SA-R também promove a distribuição de carga na rede (WANG; MUKHERJEE, 2014), uma vez que as rotas são definidas em função de conjunto de *slots* que geralmente são de mais baixo índice possível. Por isso, uma rota entre um par origem-destino, só é escolhida uma segunda vez se conjunto de *slots* definido não estiver disponível em nenhuma rota do conjunto de rotas possíveis entre esse par origem-destino.

Na literatura, artigos mostram a execução do roteamento e da alocação de espectro utilizando a estratégia R-SA ou SA-R isoladamente para o estabelecimento de todas as conexões requisitadas. Entretanto, pode-se comutar entre as duas estratégias a fim de se obter os maiores benefícios de ambas as estratégias de ordenamento no processo de estabelecimento das conexões. Em outras palavras, uma abordagem híbrida para a definição da estratégia de RMSA (ordem R-SA ou SA-R) mais adequada para cada par origem-destino da rede, uma vez que alguns pares de nós podem disponibilizar rotas com características de prover uma maior ou menor intensidade a ocupação dos enlaces. Considerando pesquisas nas principais bases de dados, tal estratégia híbrida não é encontrada na literatura.

3.1.1 Efeitos das estratégias de Ordenamento de prioridade do RMSA

Nesta subseção, são discutidos alguns aspectos importantes das estratégias R-SA e SA-R que afetam o desempenho da rede e podem ser benéficos para a atuação de esquemas de proteção multicaminho, como o PDPP.

Os aspectos geralmente buscados pelos algoritmos de RMSA contribuem positivamente para os esquemas de proteção multicaminho, entretanto, dois deles apresentam especial relevância:

1. reduzir a fragmentação do espectro: normalmente é conseguida pelo uso de algoritmos de atribuição de espectro que criam a compactação do espectro em alguma faixa de *slots* (YIN et al., 2013; CHEN et al., 2015). Alguns exemplos são *First-Fit* (Almeida et al., 2013a), *best-fit*, *first-last-fit* (Fadini; Oki, 2014) e MSCL (Almeida et al., 2013b; LIRA; ALMEIDA; MARTINS-FILHO, 2017);
2. promover o balanceamento de carga: é obtido pela definição de uma estratégia de roteamento que distribui de forma mais eficaz a carga entre os enlaces, durante a fase de planejamento da rede (BONANI et al., 2019; SOUZA et al., 2018), como executado, por exemplo, pelo algoritmo *Best Among the Shortest Routes* (BSR) (DURÃES et al., 2010); Isso também pode ser feito durante o estágio de operação da rede atribuindo baixo custo a enlaces com pouco uso de *slots* e executando um algoritmo de roteamento de custo mínimo (SZCZEŚNIAK; JAJSZCZYK; WOŻNA-SZCZEŚNIAK, 2019).

A utilização da estratégia SA-R, promove a compactação de espectro e balanceamento de carga. Isso ocorre porque os conjuntos de *slots* de índices mais baixos sempre são priorizados, por isso, não necessariamente o uso das rotas mais curtas é promovido, ocasionando uma maior tendência à distribuição de carga entre os enlaces (balanceamento de carga). Embora a compactação espectral e balanceamento de cargas sejam benéficos para os esquemas de proteção multicaminho, a priorização constante desses aspectos promovida pela estratégia SA-R, geralmente sacrifica um outro aspecto importante: a utilização de rotas com mínimo número de saltos ou mínima distância total, o que reduz a carga da rede. Isso pode aumentar a ocupação

média dos enlaces e prejudicar o desempenho da rede, principalmente em termo de probabilidade de bloqueio.

A redução de carga na rede é alcançada pela utilização de caminhos ópticos que usem rotas com mínimo número de saltos (YAN et al., 2018; DURÃES et al., 2010) ou rotas mais curtas em termos de distância total. Como na estratégia R-SA, o algoritmo prioriza essas métricas de roteamento, pois utiliza o critério de número mínimo de saltos ou mínima distância total para ordenar o conjunto de grupos de rotas disjuntas a serem utilizados no RMSA, a redução da ocupação média dos enlaces da rede é promovida. No entanto, a compactação do espectro e a distribuição de carga entre os enlaces da rede são geralmente sacrificados na estratégia R-SA.

Com base nessa análise, pode-se concluir que balanceamento de carga e a compactação de espectro promovidos pela estratégia SA-R são conflitantes com a redução do número de saltos das rotas e redução da ocupação média dos enlaces promovidas pela estratégia R-SA. Por isso a abordagem híbrida, aplicada individualmente a cada par origem-destino a depender de suas características, é capaz de promover o balanceamento desses aspectos e benefícios para o desempenho da rede de forma geral.

3.2 METAHEURISTICA *HYBRID ROUTING AND SPECTRUM ASSIGNMENT* (HRSA)

Numa topologia de rede, as rotas disponíveis entre diferentes pares origem-destino podem apresentar características muito diferentes. Quando as rotas disponíveis entre um par origem-destino apresentam distâncias ou número de saltos muito diferentes, priorizar a escolha de uma rota mais curta, para estabelecer uma conexão, causa grande impacto (economia) na utilização de recursos da rede, por isso, o uso da estratégia R-SA é mais adequado para esse cenário. Por outro lado, quando as rotas disponíveis possuem distâncias ou número de saltos similares, a escolha de uma rota em detrimento de outra não acarreta uma diferença tão significativa na economia de recursos, assim, a estratégia SA-R é mais indicada por promover a compactação espectral e balanceamento de cargas. Portanto, usar consistentemente a estratégia R-SA ou SA-R, independentemente dos pares de nós de origem-destino de uma determinada demanda, provavelmente não é a estratégia mais eficiente. Assim, esta pesquisa propõe que a estratégia de ordenação R-SA ou SA-R sejam definidas individualmente para os diferentes pares de nós origem-destino da rede, buscando melhorar o desempenho da rede em termos de probabilidade de bloqueio sem aumentar a complexidade do RSA. Esta independência provê uma maior flexibilidade para um algoritmo de otimização encontrar um conjunto de soluções que melhorem o desempenho da rede. A escolha da estratégia mais adequada para cada par origem-destino, que proporcione a menor probabilidade de bloqueio, é feita por uma meta-heurística baseada em algoritmo genético, conforme descrita na seção 3.2.1. A estratégia híbrida proposta mescla as estratégias de ordenação R-SA e SA-R com o objetivo de extrair o melhor de cada uma delas.

Os conceitos de R-SA, SA-R apresentados na Seção 3.1, a estratégia HRSA (híbrida), bem como as explicações e resultados obtidos nas simulações das estratégias propostas e

apresentados nesta seção foram publicados (de forma simplificada) no XXXVIII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações e Processamento de Sinais (SBrT), no ano de 2020 (artigo 1 do apêndice A), e de forma mais detalhada na revista *Computer Networks*, no ano de 2021 (artigo 2 do apêndice A).

3.2.1 Algoritmo Genético aplicado à Ordem do RSA

Inteligência artificial (IA) é uma disciplina científica abrangente que permite que sistemas computacionais resolvam problemas emulando processos biológicos complexos, como aprendizado, raciocínio e auto-correção. O aprimoramento do desempenho de redes de telecomunicações por meio da aplicação de técnicas baseadas em IA tornou-se uma área de extensa pesquisa nas últimas décadas, afetando áreas de transmissão, comutação e gerenciamento de rede. Redes e sistemas de comunicação óptica não ficaram à margem, mas começaram a adotar essa disciplina em direção a redes ópticas baseadas em IA (MATA et al., 2018).

Tabela 3 – Definição do problema de otimização do HRSA

Dado:	topologia física $\mathcal{T}(N, L)$, conjunto de K rotas candidatas entre cada par de nós origem-destino $i - j$ e conjunto de <i>slots</i> disponíveis.
Encontre:	estratégia adequada ($R - SA$ ou $SA - R$) para cada par de nós origem-destino $i - j$.
Minimize:	probabilidade de bloqueio de chamada da rede (PB).

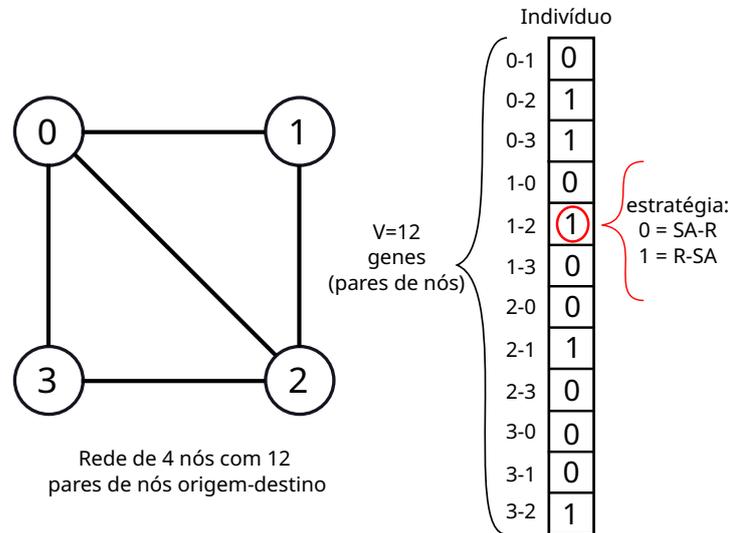
Fonte: O Autor, 2023.

Dentre as opções de algoritmos de IA, o algoritmo genético foi escolhido para resolver o problema de otimização do HRSA, descrito na Tabela 3, por ser um método de otimização combinatória eficaz para lidar com problemas que apresentam numerosas possibilidades de valores discretos (opções de estratégias de ordenamento do RSA). O algoritmo evolucionário utilizado para decidir a melhor estratégia de ordenação de prioridade do RSA para cada par origem destino é baseado no algoritmo genético mono-objetivo (*Single-Objective Genetic Algorithm*) proposto em (LECHOWICZ; WALKOWIAK, 2016a). Tal *Genetic Algorithm* (GA) utiliza uma população de indivíduos, também referenciados na literatura como cromossomos (REEVES, 2010), para determinar a melhor solução para o problema. O algoritmo genético propõe uma recombinação desses indivíduos, inspirada no cruzamento e na mutação genética, realizada com base na avaliação de resultados de uma função objetivo para cada indivíduo da população. Cada indivíduo possui um conjunto de genes que representam a solução para o problema em questão.

No algoritmo genético proposto, cada indivíduo corresponde a uma lista que representa todos os pares origem-destino da rede, cujos genes são a informação de escolha entre as estratégias R-SA ou SA-R de cada par origem-destino dessa lista. Esses indivíduos são representados por meio de um vetor binário de tamanho V , em que V corresponde ao número de pares origem-destino (genes) e os valores binários 1 ou 0 representam a escolha da estratégia R-SA ou

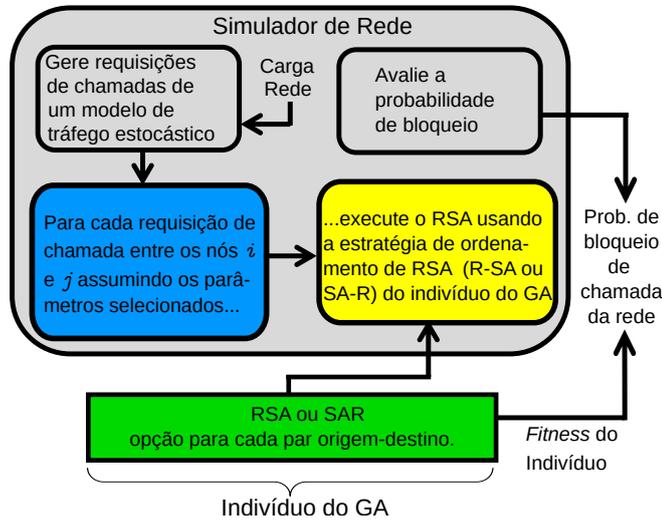
SA-R, respectivamente, a ser utilizada para cada par de nós. A Figura 16 mostra um exemplo de representação de um indivíduo para uma rede de 4 nós.

Figura 16 – Exemplo de representação do problema abordado pelo HRSA para uma rede de 4 nós. O indivíduo é representado por um vetor de 12 posições que contém a estratégia de ordenamento RSA selecionada para cada par origem-destino.



Fonte: O Autor, 2023.

Figura 17 – Diagrama em blocos que representa como o *fitness* de cada indivíduo é avaliado.



Fonte: O Autor, 2023.

A Figura 17 apresenta um diagrama em blocos que ilustra o procedimento para avaliação do *fitness* dos indivíduos. A cada iteração, um simulador de rede, descrito na Seção 2.6.1, gera uma quantidade pré-definida requisições de chamadas (bloco cinza) e simula o processo de RSA das chamadas (bloco amarelo), considerando as definições de cada indivíduo (bloco verde). Ao término do atendimento ou não das chamadas, é atribuído ao indivíduo um valor de *fitness* (probabilidade de bloqueio) para avaliação da solução pelo algoritmo genético no processo de seleção dos melhores indivíduos.

O pseudocódigo que resume o funcionamento do algoritmo genético mono-objetivo, para estratégia híbrida de ordenação do RSA, é mostrado no Algoritmo 3. A primeira parte do algoritmo consiste na criação e inicialização da população inicial, mostrado entre as linhas 2 e 7 do Algoritmo 3, em que são criados N indivíduos com valores aleatórios, 0 (SA-R) ou 1 (R-SA), de seus V genes. Após a criação da população inicial o processo de evolução (entre as linhas 9 e 17) é iniciado, com um número fixo G de geração (iterações).

Algorithm 3 $GA(N, V, G, P_c, P_m)$

Require: N : Tamanho da população; V : Número de pares de nós da topologia; G : Número de gerações; p_c : Probabilidade de cruzamento; p_m : Probabilidade de mutação.

Ensure: I_{final} : Melhor indivíduo da última geração.

```

1:  $P_1 \leftarrow \emptyset$ 
   {inicialização da população  $P_1$  de tamanho  $N$ , em que cada indivíduo possui  $V$  genes}
2: for  $n = 1$  to  $N$  do
3:   for  $v = 1$  to  $V$  do
4:      $I_n^v \leftarrow \text{ALEATÓRIO}(0, 1)$ ;
5:   end for
6:    $P_1 \leftarrow P_1 \cup I_n$ ;
7: end for
8: {gerações}
9: for  $g = 1$  to  $G$  do
10:   $Q_g \leftarrow \text{CRUZAMENTO}(P_g, p_c)$ ;
11:   $Q_g \leftarrow \text{MUTAÇÃO}(Q_g, p_m)$ ;
12:  for Todos  $I_n \in Q_g$  do
13:    Use a ordem proposta para o indivíduo atual  $I_n$ , sob análise, como a estratégia de
    RMSA no simulador de rede e encontre a probabilidade de bloqueio retornada;
14:    Atribua a PB encontrada ao  $I_n$  (a PB é o fitness de  $I_n$ );
15:  end for
16:   $P_{g+1} \leftarrow \text{SELEÇÃO}(Q_g)$ ;
17: end for
18:  $I_{final} \leftarrow$  Melhor indivíduo de  $P_{g+1}$ 

```

A cada iteração do processo evolutivo são aplicados três operadores na população de indivíduos. O operador de cruzamento (linha 10) recebe a população ativa atual e executa uma série de operações de *crossover* até que um conjunto de N novos indivíduos sejam gerados na população. Esse conjunto é mesclado com a população atual P_{g-1} , de modo que uma população temporária, Q_g , duas vezes maior que P_g ($|Q_g| = 2|P_g|$) é criada, em que $|X|$ representa o número de elementos em X . Os indivíduos pais de cada operação de cruzamento são selecionados usando a técnica *Weighted Roulette Wheel* (REEVES, 2010). Nessa técnica, é feito um sorteio no qual cada indivíduo candidato possui uma probabilidade de ser sorteado proporcional à sua aptidão (*fitness*), ou seja, os indivíduos que apresentam melhores valores de *fitness* terão uma maior probabilidade de serem sorteados e serão escolhidos mais vezes para o processo de cruzamento. O cruzamento uniforme (REEVES, 2010) é usado: cada gene do novo indivíduo tem uma probabilidade p_c de herdar o conteúdo do gene do pai 1 e $1 - p_c$ de herdar do pai 2.

Então, é aplicada mutação na população Q_g com uma probabilidade fixa (p_m) de mudança de genes (linha 11), apenas aos novos indivíduos gerados pelo processo de cruzamento. Na última etapa de cada geração (linha 16), são selecionados N indivíduos para compor a próxima geração ($g + 1$) por meio de avaliação de seus valores de *fitness*, conforme procedimento mostrado na Figura 17. Dos N indivíduos da geração ($g + 1$), 80% correspondem aos melhores indivíduos, os que apresentam os melhores valores de probabilidade de bloqueio (*fitness*), e os 20% restantes são selecionados aleatoriamente da população Q_g . Ao fim de G gerações, o melhor indivíduo obtido (linha 18) representa a solução que contém a estratégia mas adequada (R-SA ou SA-R) para cada par origem-destino de forma a se obter a menor probabilidade de bloqueio de chamada.

3.2.2 Simulações e Resultados do HRSA

Nesta seção, é comparado o desempenho das estratégias de ordenação R-SA, SA-R e híbrida (HRSA), num cenário de tráfego não protegido, para as topologias NSFNET, SMALLNET, EON-RT, TOROIDAL e RING, detalhadas na Seção 2.3. O objetivo é apenas mostrar que o uso das estratégias R-SA, SA-R ou híbrida influenciam no desempenho da rede. Também é mostrada uma análise do número médio de saltos, a distribuição da carga entre os enlaces da rede, bem como a fragmentação do espectro.

Nas simulações, foram utilizados 128 *slots* por enlace, formato de modulação fixo QAM-8, 10^7 requisições de chamada, tráfego dinâmico com distribuição exponencial para a duração das chamadas, taxas de bit das requisições de conexões de 100, 200 e 400 Gb/s uniformemente distribuídas. Os pontos de carga mínimo e máximo foram definidos de modo a obter-se a probabilidade de bloqueio de chamadas aproximadamente entre 10^{-5} e 10^{-2} .

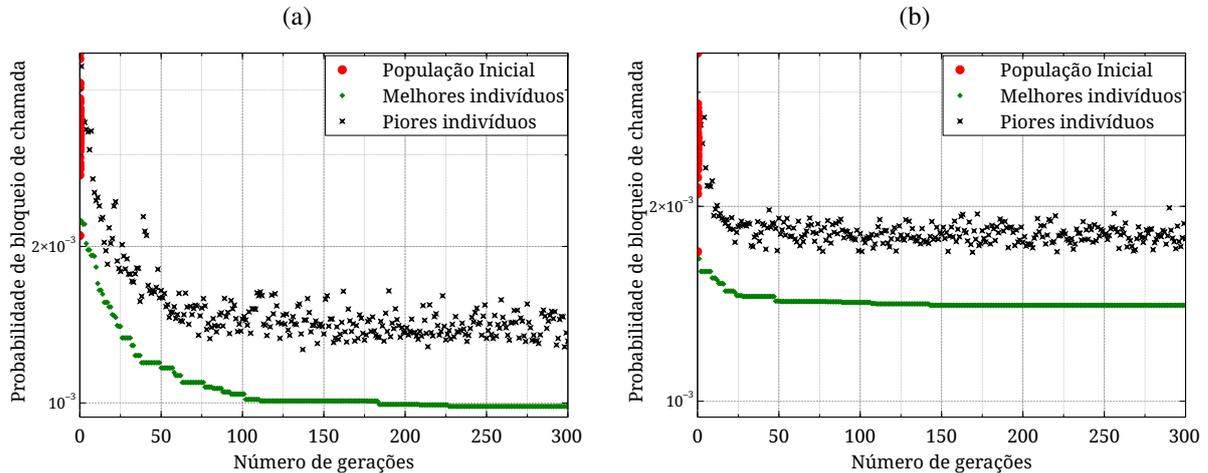
O algoritmo de roteamento *YEN k-shortest-path* foi utilizado com salto como métrica de custo, por isso, o parâmetro k , citado nos resultados, indica o número de rotas alternativas possíveis para cada par origem-destino obtidas pelo algoritmo de roteamento YEN. Para a alocação espectral, foi utilizado o algoritmo *First Fit* (FF) (Almeida et al., 2013a).

3.2.2.1 Convergência do GA

A Figura 18 apresenta os resultados para a evolução da probabilidade de bloqueio (*fitness*) dos melhores (pontos verdes) e dos piores (pontos pretos) indivíduos na população ao longo das gerações, para topologias NSFNET e RING. A população inicial (gerada aleatoriamente) também é mostrada (pontos vermelhos). Observe que, para ambos os casos, a solução converge ao longo das gerações. A convergência do algoritmo na topologia RING ocorreu num menor número de iterações do que na NSFNET. Na topologia RING, melhorias significativas não são notadas após 150 iterações (Figura 18b), enquanto na NSFNET apenas após 250 iterações (Figura 18a). Comportamento de convergência semelhante foi observado na topologia TOROIDAL. Assim, os resultados sugerem que o HRSA tende a convergir mais rápido em

topologias regulares. As demais topologias de malha analisadas apresentaram comportamento de convergência semelhante ao verificado na topologia NSFNET.

Figura 18 – Probabilidade de bloqueio (*fitness*) em função do número de interações do algoritmo genético para as topologias: (a) NSFNET (b) RING. Os gráficos representam as probabilidades de bloqueio mais altas (pontos pretos) e mais baixas (pontos verdes) encontradas pelos indivíduos na população do GA por iteração. A população inicial (aleatória) é representada por pontos vermelhos.



Fonte: O Autor, 2023.

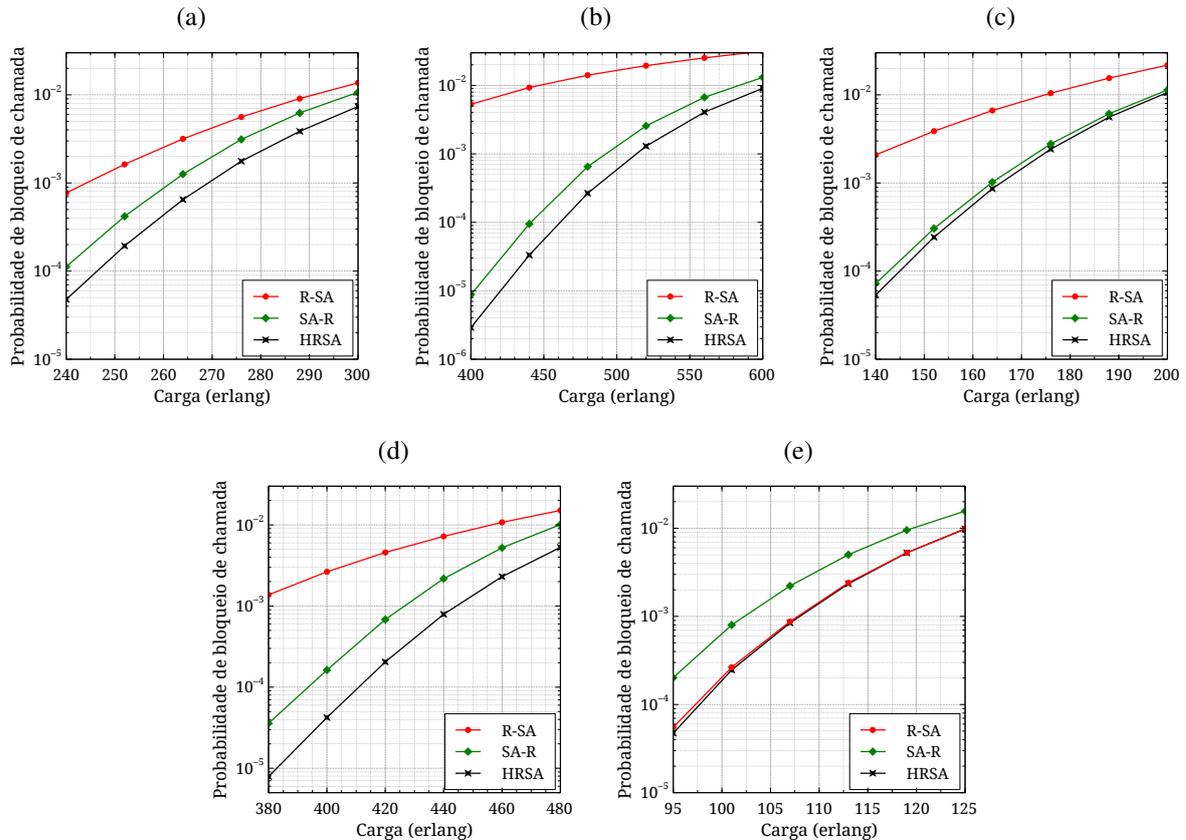
3.2.2.2 Probabilidade de bloqueio (PB)

A Figura 19 mostra a probabilidade de bloqueio de chamada obtida pela simulação de cada estratégia de RSA. Nas topologias de malha, NSFNET (Figura 19a) e EON-RT (Figura 19c), a PB das estratégias R-SA e SA-R são consideravelmente diferentes, com SA-R apresentando valores de PB mais baixos em todos os casos investigados. As topologias do tipo malha, quando bem conectadas, apresentam um grande número de rotas entre um par origem-destino e, geralmente, as k rotas mais curtas (para k pequenos, como 3) apresentam pequena diferença em termos de número de saltos. Por isso, o benefício da estratégia R-SA de utilizar o menor número de enlaces é menor em comparação com as vantagens do SA-R, que atingiu resultados de PB superiores em relação ao R-SA.

As duas topologias regulares nas Figuras 12a e 13b apresentam características muito diferentes quanto ao número de saltos nas rotas alternativas. Enquanto a topologia TOROIDAL apresenta rotas alternativas com o mesmo ou muito próximo número de saltos. A topologia RING tem apenas duas rotas possíveis entre quaisquer pares de nós origem-destino e, algumas delas, com rotas alternativas muito diferentes em termos de número de saltos, como nos pares de nós adjacentes. Isso explica parcialmente porque o uso de SA-R resulta em um PB mais baixo do que o uso de R-SA na topologia TOROIDAL (como mostrado na Figura 19d) e o comportamento oposto na topologia ANEL (como mostrado na Figura 19e).

No entanto, os resultados mostram que, de fato usar apenas R-SA ou SA-R para todos os pares de nós origem-destino não é, normalmente, a melhor alternativa. Isso pode ser verificado observando que a estratégia HRSA proposta neste trabalho atingiu valores de probabilidade

Figura 19 – Probabilidade de bloqueio em função da carga para as topologias: (a) NSFNET; (b) SMALLNET; (c) EON-RT; (d) TOROIDAL e (e) RING.



Fonte: O Autor, 2023.

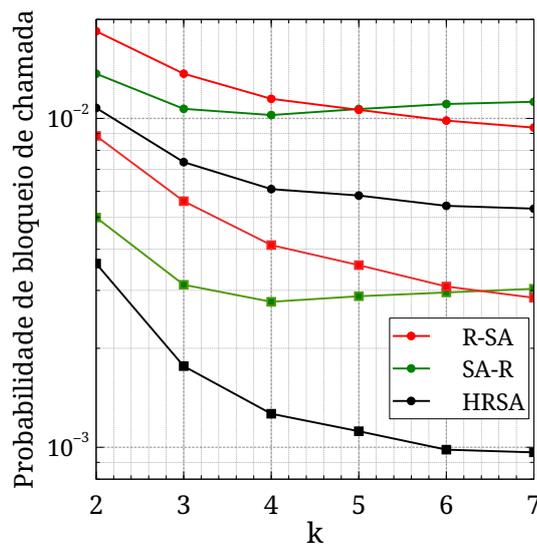
de bloqueio menores que R-SA e SA-R em todos os casos investigados e em toda a faixa de carga considerada. Uma redução significativa na probabilidade de bloqueio (em comparação com SA-R) é alcançada pelo HRSA nas topologias NSFNET e TOROIDAL, enquanto uma redução modesta de PB é verificada para a topologia EON-RT e ANEL.

3.2.2.3 Análise do desempenho das estratégias de RSA com número de rotas alternativas k

O número de rotas alternativas possíveis (k) entre os pares origem-destino tem influência direta sobre os resultados de desempenho das estratégias SA-R, R-SA e, conseqüentemente, da HRSA. Quanto maior o valor de k , maior é a quantidade de rotas longas (em termos de número de saltos) no conjunto de rotas candidatas disponíveis. Normalmente, o uso de rotas longas resulta em alta probabilidade de bloqueio, uma vez que tais rotas ocupam mais recursos da rede. Para cada par de nós, a estratégia SA-R tende a distribuir equitativamente a carga oferecida entre suas k rotas alternativas. Assim, as rotas longas são usadas praticamente com a mesma frequência que as curtas, uma vez que a atribuição de espectro é priorizada. Por esse motivo, a probabilidade de bloqueio obtida pela estratégia SA-R pode ser afetada ao ponto de crescer com o aumento do valor de k . Por outro lado, a estratégia R-SA usa as rotas longas apenas se as curtas não estiverem disponíveis para a requisição. Isso ocorre porque a rota disponível com

número de saltos mais baixo ou menor distância física é sempre selecionada prioritariamente, evitando as rotas longas. Assim, a probabilidade de bloqueio da estratégia R-SA tende a diminuir com a disponibilidade de rotas alternativas adicionais, embora também aconteça de aumentar para algumas topologias e valores de k (ALVES et al., 2020) muito elevados. Apesar do aumento do valor de k contribuir para a melhoria distribuição de carga na rede, o efeito de aumento de número de saltos está sendo mais deletério para a rede do que os benefícios da estratégia SA-R.

Figura 20 – Probabilidade de bloqueio de requisição de chamada apresentada pelos algoritmos R-SA, SA-R e HRSA em função de k na topologia NSFNET para carga oferecida de 300 erlangs (marcadores circulares) e 276 erlangs (marcadores quadrados).



Fonte: O Autor, 2023.

Foi analisado o impacto das mudanças de k na probabilidade de bloqueio de solicitação de chamada para todas as topologias consideradas, exceto o anel, uma vez que possui no máximo uma rota alternativa para qualquer par origem-destino. As topologias analisadas apresentaram um comportamento muito semelhante, portanto, a topologia NSFNET foi escolhida para demonstrar tal análise. A Figura 20 mostra a probabilidade de bloqueio em função de k (variando de 2 a 7) para R-SA (curva vermelha), SA-R (curva verde) e HRSA (curva preta), em dois pontos de carga oferecida $L = 276$ (marcadores vazios) e $L = 300$ (marcadores sólidos) erlangs. Pode-se notar na Figura que a estratégia híbrida atinge os menores valores de PB em todos os casos investigados. Além disso, os valores de PB obtidos pelos algoritmos híbrido e R-SA tendem a diminuir com o aumento do valor de k . Eventualmente, para um valor suficientemente alto de k , a PB alcançada por esses algoritmos atinge um platô. Por outro lado, o algoritmo SA-R mostra uma tendência diferente: começando em $k = 2$, conforme o valor de k aumenta, a PB diminui até $K = 4$, a partir deste ponto, a PB passa a aumentar.

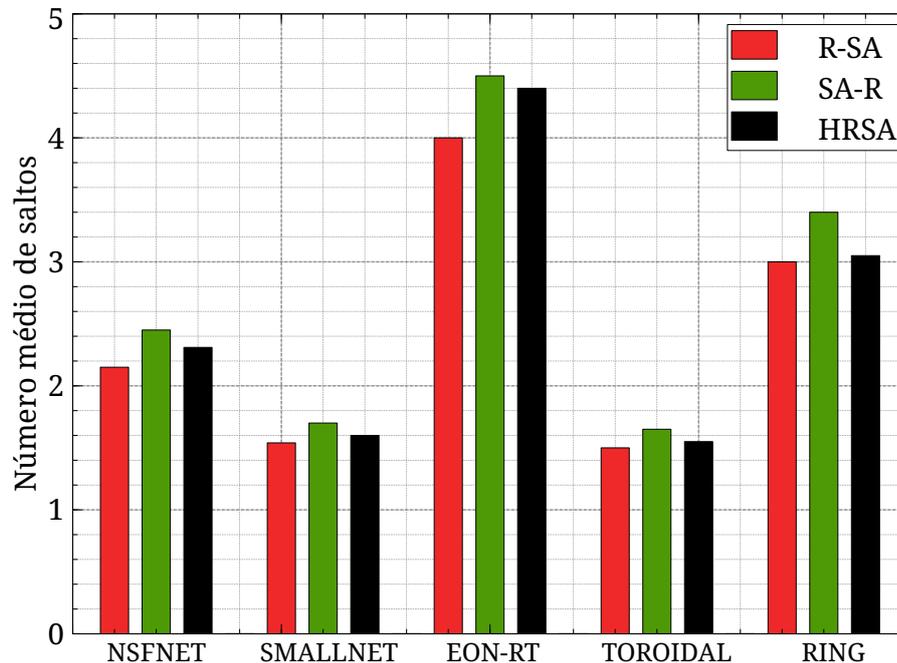
A Figura 20 mostra que existe um ponto de inversão no desempenho de SA-R e R-SA que depende da carga oferecida, ele é menor ($k = 5$) sob uma carga de $L = 300$ erlangs do que sob $L = 276$ erlangs ($k = 6$). Comportamento semelhante foi observado em todas as topologias analisadas: quanto maior a carga oferecida, menor o valor de k que leva o desempenho do SA-R ser superado pelo do R-SA. Isso pode ser explicado pelo fato da ocupação da rede aumentar

sob cargas maiores, pois quando são utilizadas rotas com número de saltos muito diferentes, um algoritmo que não prioriza o uso de rotas mais curtas, como o SA-R faz, resulta em uma ocupação ainda maior dos enlaces da rede, o que compromete seu desempenho.

3.2.2.4 Número médio de saltos

Com objetivo de validar a argumentação anterior a respeito do comprimento das rotas (em termos de número de saltos), foi feita uma análise do número médio de saltos das rotas obtido pelas estratégias investigadas. Foi considerado, para cada topologia, o mesmo intervalo de seis pontos de carga considerados na subseção 3.2.2.2 (Figura 19). Assim, a Figura 21 mostra o número médio de saltos obtido por cada algoritmo no ponto médio de carga de todas as topologias consideradas (264 erlangs para NSFNET, 480 para SMALLNET, 164 para EON-RT, 420 para TOROIDAL e 107 para RING). Observa-se que a aplicação da estratégia R-SA resulta no menor número médio de saltos utilizados pelas rotas, enquanto a estratégia SA-R proporciona o maior valor. Por outro lado, a estratégia HRSA, ao alternar o uso de R-SA e SA-R, resulta em um número médio de saltos intermediário.

Figura 21 – Número médio de saltos das estratégias R-SA, SA-R and HRSA para as topologias: NSFNET (264 erlangs), SMALLNET (480 erlangs), EON-RT (164 erlangs), TOROIDAL (420 erlangs) e RING (107 erlangs).



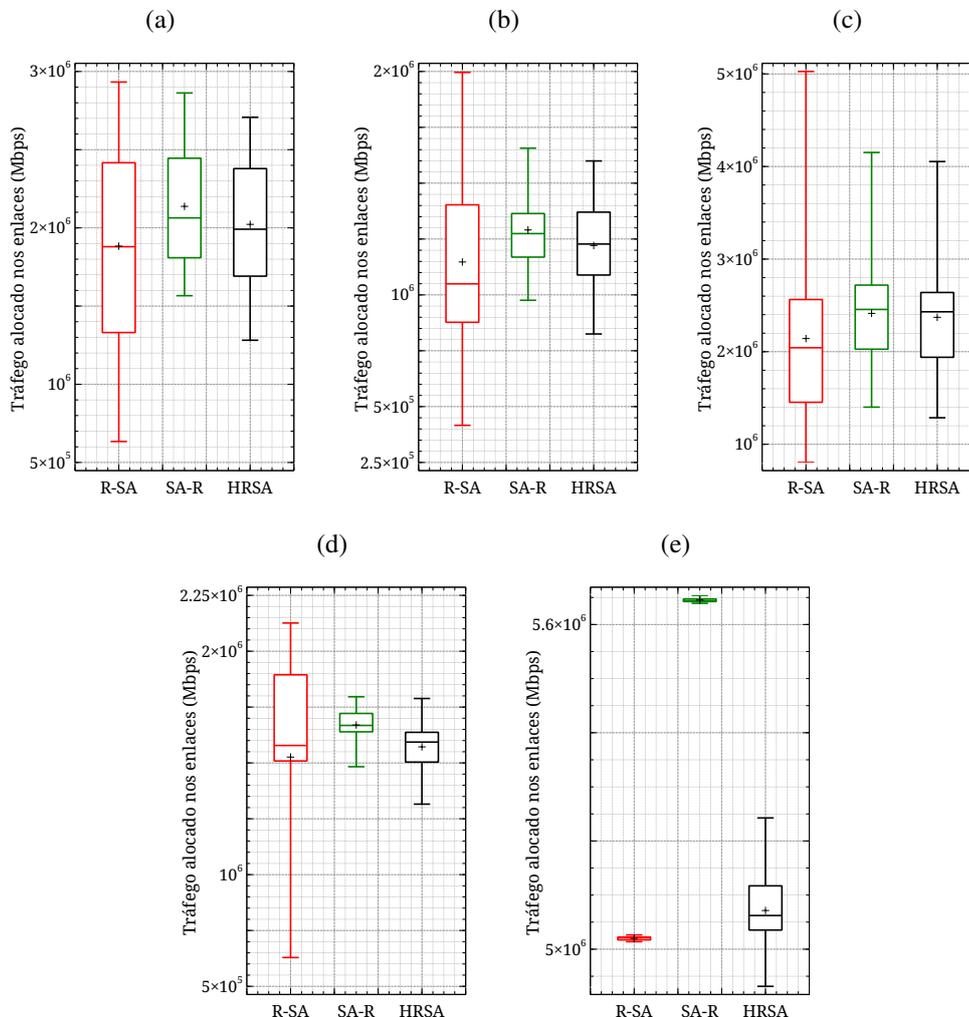
Fonte: O Autor, 2023.

Podemos então concluir que o algoritmo híbrido proposto é capaz de encontrar soluções RSA que sacrificam a métrica de número médio de saltos para promover uma melhor distribuição de carga de rede e compactação de espectro, atingindo o objetivo principal de redução da probabilidade geral de bloqueio da rede.

3.2.2.5 Balanceamento de carga

Para analisar a distribuição de carga entre os *links* da rede, foram gerados os gráficos da Figura 22, que mostram, por meio de gráficos *box-plot*, como o tráfego alocado é distribuído entre os enlaces da rede. Foi assumido $k = 3$ nesta análise. A representação do gráfico pode ser feita da seguinte forma: a caixa para o intervalo entre o fim do 1º e do 3º quartil, os bigodes para o intervalo de dados, a linha dentro da caixa para a mediana e a cruz para o valor médio. O comprimento da caixa e os bigodes informam a distribuição de carga (tráfego) entre os enlaces da rede. Quanto mais comprida a caixa e os bigodes, mais desequilibrada é a distribuição de carga entre os enlaces.

Figura 22 – Distribuição de carga entre os enlaces (tráfego alocado) apresentado como um gráfico do tipo *box plot* para: (a) NSFNET (264 erlangs), (b) SMALLNET (480 erlangs); (b) EON-RT (164 erlangs); (c) TOROIDAL (420 erlangs) and (d) RING (107 erlangs).



Fonte: O Autor, 2023.

Pode-se notar em todos os casos investigados que a estratégia SA-R (caixas verdes nos gráficos) apresenta a maior mediana e a média de tráfego alocado nos *links* entre as estratégias analisadas. Isso significa que o SA-R usa, em média, mais recursos de rede (*slots*) do que os outros algoritmos, o que é sua principal desvantagem. No entanto, os comprimentos curtos das

caixas e dos bigodes revelam que a estratégia SA-R (caixas verdes) é capaz de fornecer uma distribuição de carga mais eficiente entre os links da rede. Ao se comparar o HRSA (caixas pretas) com as outras estratégias, é verificado um balanceamento (*trade-off*) entre reduzir a ocupação dos enlaces (R-SA) e distribuir melhor a carga entre os enlaces (SA-R). Esse controle é realizado de forma adequada pelo HRSA o que resulta numa menor PB, conforme demonstrado na Figura 19.

3.2.2.6 Fragmentação espectral

A redução da fragmentação do espectro é um aspecto muito importante para reduzir a probabilidade de bloqueio de chamada da rede e, portanto, tal redução é muito buscada pelos algoritmos de alocação espectral (Almeida et al., 2013a; Fadini; Oki, 2014; LIRA; ALMEIDA; MARTINS-FILHO, 2017).

O índice de fragmentação (ϕ) proposto por Wang et al. (WANG; MUKHERJEE, 2014), mensura a fragmentação do espectro atual de toda a rede, considerando a situação de fragmentação média de cada enlace em um determinado estado da rede. Como é considerando o tráfego dinâmico, o estado da rede muda toda vez que ocorre um evento de admissão ou liberação de chamada. Por isso, o ϕ é avaliado a cada 100 eventos (conexão ou desconexão) para cada estratégia de RSA.

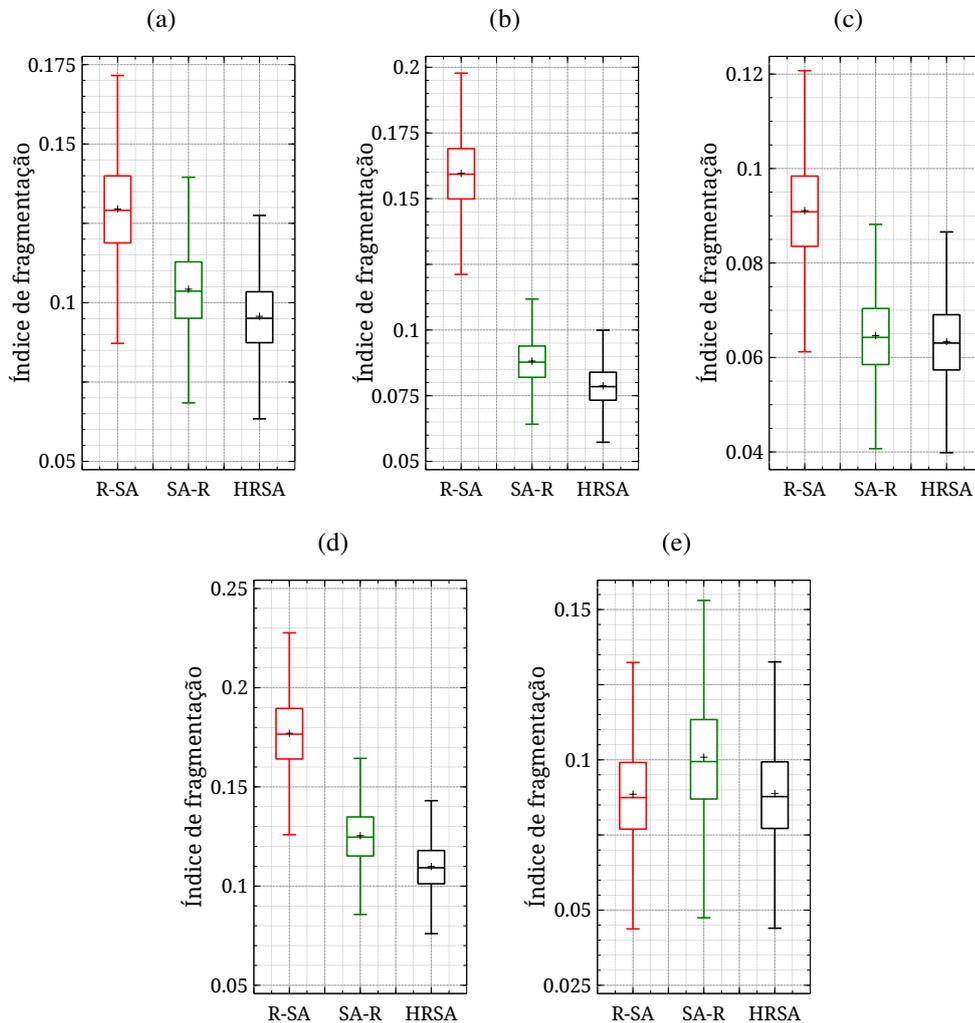
Para se conseguir uma comparação justa entre os índices de fragmentação das estratégias RSA, as estratégias são avaliadas sob a mesma carga efetiva (alocada), em vez da mesma carga oferecida. A carga efetiva representa o tráfego efetivamente inserido na rede. Seja OL_i a carga oferecida e PB_i a razão de bloqueio dos caminhos de i saltos. A carga efetiva da rede pode ser calculada como

$$EL = \sum_{i=1}^H OL_i PB_i, \quad (3.1)$$

em que H é o número máximo de saltos em um caminho. Tal metodologia é necessária porque, sob a mesma carga oferecida, um algoritmo A que tem por objetivo a redução da fragmentação do espectro ao realizar tal redução, admite mais conexões à rede do que um algoritmo B que não tem redução da fragmentação como objetivo. Como consequência, no algoritmo A, a carga efetiva da rede é obviamente maior e os *links* ficam mais congestionados. Uma vez que a fragmentação do espectro aumenta com o aumento do congestionamento dos enlaces, pode-se ter uma falsa percepção de que o algoritmo B é mais eficaz na redução da fragmentação do espectro.

A Figura 23 mostra o índice de fragmentação resultante das estratégias de RSA analisadas em uma representação por gráfico *box-plot*. Pode-se observar que, exceto para a topologia RING, a estratégia R-SA apresenta maiores valores de mediana e índice de fragmentação médio do que as estratégias SA-R e HRSA. Quando o HRSA é comparado com o SA-R, observa-se que o HRSA atinge valores mais baixos tanto da mediana quanto dos valores do índice de fragmentação médio.

Figura 23 – *Box-plot* do índice de fragmentação da rede (avaliado como a média do índice de fragmentação de cada *link* na rede a cada 100 admissões/liberações de conexão) para: (a) NSFNET; (b) SMALLNET; (c) EON-RT; (d) TOROIDAL and (e) RING.



Fonte: O Autor, 2023.

3.3 META-HEURÍSTICA *HYBRID PARTITIONING DEDICATED PATH PROTECTION* (HPDPP)

Nesta seção, as políticas R-SA, SA-R e híbrida são aplicadas em um cenário de proteção multipath utilizando o esquema de proteção PDPP, por isso, a metaheurística proposta é chamada de *Hybrid Partitioning Dedicated Path Protection* (HPDPP). Para se estabelecer uma chamada com proteção multicaminho, é necessário pelo menos um grupo de $P \geq 2$ caminhos ópticos disjuntos e não apenas um único caminho. Por esta razão, as estratégias R-SA e SA-R são aplicadas a grupos candidatos de P rotas disjuntas em vez de rotas individuais. Para isso, esse trabalho propõe um novo algoritmo de roteamento *Disjoint-path-group Routing* (DPGR) que gera K grupos de P rotas disjuntas para cada par origem-destino $i - j$ da rede e pode executar um roteamento fixo-alternativo ou dinâmico para as chamadas, utilizando tais grupos, conforme mostrado na Seção 3.3.1.

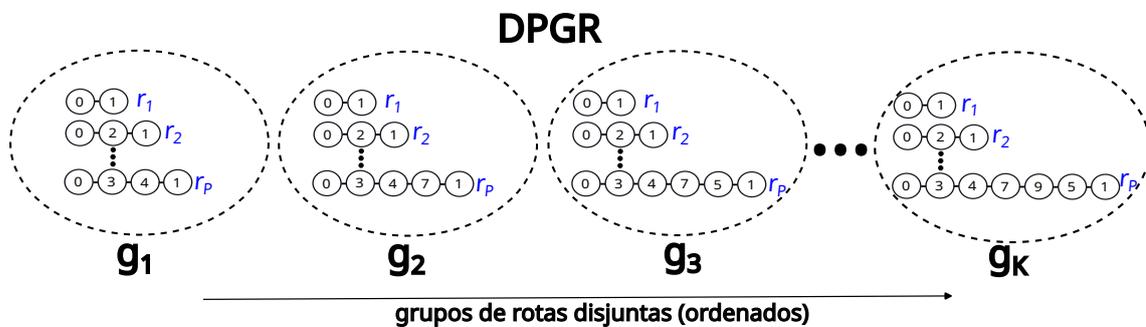
As explicações sobre a implementação das estratégias R-SA, SA-R e da meta-heurística proposta HPDPP (híbrida) no cenário de proteção multicaminho, bem como os resultados obtidos nas simulações das estratégias propostas e apresentados nesta seção foram compartilhados com a comunidade científica por meio de publicações no 20º Simpósio Brasileiro de Micro-Ondas e Optoeletrônica (SBMO), no ano de 2022 (artigo 4 do apêndice A), e na 23rd *International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)*, no ano de 2023 (artigo 6 do apêndice A). O novo algoritmo de roteamento proposto nesta tese e suas explicações e resultados apresentados especificamente na Seção 3.3.1 foram publicados no 20th *SBMO/IEEE MTT-S International Microwave and Optoelectronics Conference (IMOC)*, no ano de 2023 (artigo 7 do apêndice A).

3.3.1 Algoritmo *Disjoint-path-Group Routing (DGPR)*

A ideia central do algoritmo de roteamento DPGR é gerar K grupos de P rotas disjuntas de enlace ($P \geq 2$) para cada par origem-destino $i - j$ da rede e executar um roteamento fixo-alternativo ou roteamento dinâmico, para as chamadas, utilizando tais grupos gerados. Nesta tese, foram consideradas rotas disjuntas de enlace, ou seja, duas rotas disjuntas podem compartilhar um mesmo nó.

A primeira etapa do algoritmo visa gerar um conjunto de K grupos de P caminhos disjuntos, conforme mostrados na Figura 24. Em trabalhos encontrados na literatura (PAIRA et al., 2020a; PAIRA et al., 2020b), alguns autores utilizam o algoritmo de Bhandari (BHANDARI, 1999) para encontrar os grupos de P rotas disjuntas. A estratégia consiste em executar o algoritmo de Bhandari para encontrar um número Q ($Q > P$) de rotas disjuntas de enlace e então combinar essas Q rotas para formar grupos de P rotas disjuntas de enlace. Claramente esta estratégia não é capaz de encontrar todos os grupos possíveis de P rotas disjuntas de *link* disponíveis na topologia, o que limita a aplicabilidade da estratégia de roteamento das chamadas. Esse problema é abordado, nesta tese, avaliando todos os grupos possíveis de P rotas disjuntas de *link* entre cada par origem-destino $i - j$ da rede.

Figura 24 – Exemplo de grupos de rotas disjuntas gerados pelo algoritmo DPGR.



Fonte: O Autor, 2023.

O algoritmo usado para gerar tais grupos é descrito no Algoritmo 4 e representa uma nova estratégia para gerar grupos candidatos de caminhos disjuntos. Este algoritmo re-

torna o conjunto ordenado $\mathcal{G}^{(i,j)} = \{g_1^{(i,j)}, \dots, g_k^{(i,j)}, \dots, g_K^{(i,j)}\}$. Cada grupo candidato $g_k^{(i,j)} = \{r_{1,k}^{(i,j)}, r_{2,k}^{(i,j)}, \dots, r_{P,k}^{(i,j)}\}$ é composto por um conjunto ordenado de P rotas disjuntas em $\mathcal{T}(N, L)$, em que $\mathcal{T}(N, L)$ é um grafo, que representa a rede, composto por $|N|$ vértices (nós da rede) e $|L|$ arestas (enlaces da rede). Esses grupos podem ser ordenados por ordem crescente de contagem total de saltos de suas rotas, por somatório dos comprimentos de suas rotas ou por algum outro critério. A linha 1 do algoritmo 4 calcula todas as rotas entre cada par de nós de

Algorithm 4 GroupsGeneration($\mathcal{T}, P, K, i, j, c$)

Require: Topologia $\mathcal{T}(N, L)$; número de grupos K ; custo do enlace c

- 1: Encontre o conjunto $\mathcal{A}^{(i,j)}$ contendo todas as possibilidades de rotas sem *loop* entre os pares $i - j$ em \mathcal{T} ;
 - 2: Calcule o conjunto $\mathcal{W}_P^{(i,j)} = \{w_1^{(i,j)}, w_2^{(i,j)}, \dots, w_W^{(i,j)}\}$ contendo todos W grupos de P caminhos disjuntos entre o par $i - j$ por teste de todas as possíveis combinações de P rotas em $\mathcal{A}^{(i,j)}$;
 - 3: Calcule a soma dos saltos h_x de todas as rotas disjuntas que compõem o grupo $w_x^{(i,j)}$
 - 4: Calcule a soma das distâncias d_x de todas as rotas disjuntas que compõem o grupo $w_x^{(i,j)}$
 - 5: Ordene os grupos $w_x^{(i,j)}$ dentro de $\mathcal{W}_P^{(i,j)}$ em ordem crescente de h_x (desempates são feitos por ordenação em ordem crescente de d_x);
 - 6: $\mathcal{G}_h^{(i,j)} \leftarrow$ os primeiros K grupos em $\mathcal{W}_P^{(i,j)}$;
 - 7: Ordene os grupos $w_x^{(i,j)}$ dentro de $\mathcal{W}_P^{(i,j)}$ em ordem crescente de d_x (desempates são feitos por ordenação em ordem crescente de h_x);
 - 8: $\mathcal{G}_l^{(i,j)} \leftarrow$ os primeiros K grupos em $\mathcal{W}_P^{(i,j)}$;
 - 9: Ordene, em ordem crescente de contagem de saltos, as rotas dentro de todos os grupos $g_k^{(i,j)} \in \mathcal{G}_h^{(i,j)}$ (desempates são feitos por ordenação em ordem crescente da distância da rota)
 - 10: Ordene, em ordem crescente de distância, as rotas dentro de todos os grupos $g_k^{(i,j)} \in \mathcal{G}_l^{(i,j)}$ (desempates são feitos por ordenação em ordem crescente da contagem de saltos da rota)
 - 11: **if** $c = \text{hop}$ **then**
 - 12: $\mathcal{G}^{(i,j)} \leftarrow \mathcal{G}_h^{(i,j)}$
 - 13: **else**
 - 14: $\mathcal{G}^{(i,j)} \leftarrow \mathcal{G}_l^{(i,j)}$
 - 15: **end if**
 - 16: **return** $\mathcal{G}^{(i,j)}$;
-

origem-destino ($i - j$) em $\mathcal{T}(N, L)$ usando a técnica *Depth-First Search* (complexidade de tempo $O(N + L)$), em que N é o número de nós e L é o número de *links* na topologia. A linha 2 forma todos os grupos possíveis de P caminhos disjuntos de *link* entre $i - j$ (complexidade de tempo $O((A!)/[(A - P)! \cdot P!])$). As linhas 3 e 4 calculam a soma de saltos e distâncias para todos os W grupos encontrados de P rotas (ambas as linhas mostram a complexidade de tempo $O(W \cdot P)$). A linha 5 classifica os grupos em ordem crescente do número total de saltos (complexidade de tempo $O(W^2)$). Nas linhas 6 e 8 são selecionados os primeiros K grupos após a classificação (complexidade de tempo $O(K)$). As linhas 9 e 10 classificam as rotas dentro de cada grupo em ordem crescente de número de saltos ou de distância total (complexidade de tempo $O(K \cdot P^2)$). Observe que a maior complexidade de tempo é verificada na linha 2. Porém, esta complexidade de tempo combinatória é polinomial para pequenos valores de P

(baixo número de divisões de taxa de transmissão de bits), que é o caso das aplicações deste trabalho. Além disso, o Algorithm 4 pode ser executado de forma offline fazendo uma tabela de consulta nos grupos de rotas durante a operação de roteamento das chamadas. Assim, ao construir tal tabela de consulta, a alta complexidade de tempo exigida pelo Algoritmo 4 não impacta a resposta rápida exigida pelo procedimento RMSA em um tráfego dinâmico de rede.

O Algorithm 4 é executado, sucessivamente, para $\{P, P-1, P-2, \dots, 2\}$ com o objetivo de criar os conjuntos $\{\mathcal{G}_{(P)}^{(i,j)}, \mathcal{G}_{(P-1)}^{(i,j)}, \dots, \mathcal{G}_{(2)}^{(i,j)}\}$ para serem utilizados na segunda etapa do DPGR que consiste no processo de roteamento das chamadas.

A segunda etapa do DPGR é o roteamento de requisições de chamadas dinâmicas como parte do procedimento de RMSA. Esse processo pode ser executado utilizando-se a estratégia de roteamento fixo-alternativo por grupos de rotas disjuntas (FARgdp - *Fixed-Alternate Routing using groups of Disjoint Paths*) ou a estratégia de roteamento dinâmico baseado em alguma métrica de desempenho da rede, como, por exemplo, a fragmentação ou o consumo de *slots*, usando grupos de caminhos disjuntos (DRgdp - *Dynamic routing using groups of disjoint paths*). Essas estratégias do DPGR para o roteamento das chamadas são apresentadas nas Seções 3.3.1.1 e 3.3.1.2. Neste trabalho, a segunda etapa do DPGR é utilizada para implementar a estratégia SA-R por meio de roteamento dinâmico com objetivo de reduzir os índices de *slots* utilizados (compactação espectral) e a estratégia R-SA por meio do roteamento fixo-alternativo com grupos ordenados por somatório de saltos ou distâncias de seus caminhos. Essas implementações são mostradas na seção 3.3.2.

3.3.1.1 Roteamento fixo-alternativo usando grupos de caminhos disjuntos (FARgdp)

Nos esquemas clássicos de roteamento fixo-alternativo, a rota a ser usada para alocar cada serviço de entrada é selecionada a partir de uma lista ordenada de K rotas pré-calculadas. Tenta-se alocar o serviço de entrada na primeira rota dessa lista, caso não haja recursos nesta primeira rota, tenta-se a segunda rota da lista e assim por diante.

No cenário de proteção multicaminho considerado neste trabalho (LD-MPR), cada serviço de entrada é alocado não apenas por uma rota, mas por um conjunto de P rotas disjuntas. Nesse cenário, grupos de rotas *link*-disjuntas candidatas devem ser tentados sequencialmente, em vez de uma única rota. Considerando buscas recentes realizadas na literatura, é a primeira vez que está sendo proposto um algoritmo de roteamento fixo-alternativo que considera tal conjunto de grupos candidatos de caminhos disjuntos de enlace.

Seja o serviço de entrada $R(i, j, B_r, \beta)$ dividido nos seguintes P fluxos de taxa de transmissão independentes: $\mathcal{B} = \{B_s^{(1,i,j,B_r)}, B_s^{(2,i,j,B_r)}, \dots, B_s^{(P,i,j,B_r)}\}$. O conjunto candidato de grupos de caminhos disjuntos de link $\mathcal{G}^{(i,j)} = \{g_1^{(i,j)}, \dots, g_k^{(i,j)}, \dots, g_K^{(i,j)}\}$ é então considerado para alocar $R(i, j, B_r, \beta)$. Cada grupo candidato $g_k^{(i,j)} = \{r_{1,k}^{(i,j)}, r_{2,k}^{(i,j)}, \dots, r_{P,k}^{(i,j)}\}$ é composto por um conjunto ordenado de P rotas disjuntas em $\mathcal{T}(N, L)$. Após a chegada de uma requisição $R(i, j, B_r, \beta)$, o algoritmo tenta usar as rotas que pertencem ao primeiro (ou seja, $k = 1$) grupo $g_1^{(i,j)}$ em $\mathcal{G}^{(i,j)}$. Isso significa que $B_s^{(1,i,j,B_r)}$ está atribuído à rota $r_{1,1}^{(i,j)}$, $B_s^{(2,i,j,B_r)}$ é atribuído à

rota $r_{2,1}^{(i,j)}$ e assim por diante. Se $g_1^{(i,j)}$ falhar na alocação de rota para $R(i, j, B_r, \beta)$, então o segundo ($k = 2$) grupo $g_2^{(i,j)}$ em $\mathcal{G}^{(i,j)}$ é selecionado para tentativa de alocação e então $B_s^{(1,i,j,B_r)}$ é atribuído à rota $r_{1,2}^{(i,j)}$, $B_s^{(2,i,j,B_r)}$ é atribuído à rota $r_{2,2}^{(i,j)}$ e assim por diante. Observe que o processo descrito consiste no procedimento de roteamento, podendo ser utilizado qualquer algoritmo de atribuição de espectro para realizar a alocação espectral.

Algorithm 5 DPGR($\mathcal{B}, P, K, i, j, B_r$) pseudo-code

```

1: obtenha o conjunto  $\mathcal{G}^{(i,j)}$  considerando  $P$  e  $K$ ;
2:  $Success \leftarrow false$ ;
3:  $k, p \leftarrow 1$ ;
4: while ( $(k \leq K)$  and not ( $Success$ )) do
5:    $Success \leftarrow true$ ;
6:   while ( $(p \leq P)$  and ( $Success$ )) do
7:     if ( $SA(B_s^{(p,i,j,B_r)}, r_{p,k}^{(i,j)})$  obteve sucesso) then
8:       Aloque  $B_s^{(p,i,j,B_r)}$  usando a rota  $r_{p,k}^{(i,j)}$  e o formato de modulação de maior eficiência espectral disponível que satisfaça os requisitos de QoT;
9:        $p \leftarrow p + 1$ ;
10:    else
11:      Desaloque todas as rotas previamente alocadas;
12:       $Success \leftarrow false$ ;
13:       $p \leftarrow 1$ ;
14:    end if
15:  end while
16:   $k \leftarrow k + 1$ ;
17: end while
18: if ( $Success$ ) then
19:   return  $Service\_Accepted$ ;
20: else
21:   return  $Service\_Blocked$ ;
22: end if

```

Os detalhes do procedimento FARgdp são apresentados no Algoritmo 5. A função $SA(B_s^{(p,i,j,B_r)}, r_{p,k}^{(i,j)})$ é qualquer algoritmo de atribuição de espectro usado para alocar a taxa de transmissão de bits $B_s^{(p,i,j,B_r)}$ usando a rota $r_{p,k}^{(i,j)}$. Nesta tese, assume-se que o algoritmo de atribuição de espectro está ciente dos formatos de modulação de transmissão disponíveis e de seus requisitos de qualidade de transmissão (QoT), a fim de determinar o número necessário de *slots* de frequência e o alcance máximo de transmissão. Considerando que o conjunto $\mathcal{G}^{(i,j)}$ é pré-computado e disponível, a parte que demanda maior consumo de tempo do Algoritmo 5 é o $SA(B_s^{(p,i,j,B_r)}, r_{p,k}^{(i,j)})$ da chamada, o que significa que a complexidade de tempo do algoritmo é $O(K \cdot P)$.

O parâmetro P é o número de caminhos disjuntos usados para estabelecer conexões protegidas. No entanto, devido às características topológicas da rede (por exemplo, grau dos nós e topologia física dos enlaces), alguns pares de nós $i - j$ admitem um número máximo de rotas disjuntas possíveis ($MaxP_{ij}$) menor que P (ou seja, $MaxP_{ij} < P$). Para tais pares de nós

Algorithm 6 DPGR-multi-P($\mathcal{B}, P, K, i, j, B_r$) pseudo-code

```

1: for ( $p = 0$  to  $P - 2$ ) do
2:   if (DPGR( $\mathcal{B}, P - p, K, i, j, B_r$ ) = Service_Blocked) then
3:     Continue para o próximo  $p$ ;
4:   else
5:     return Service_Accepted;
6:   end if
7: end for
8: return Service_Blocked;

```

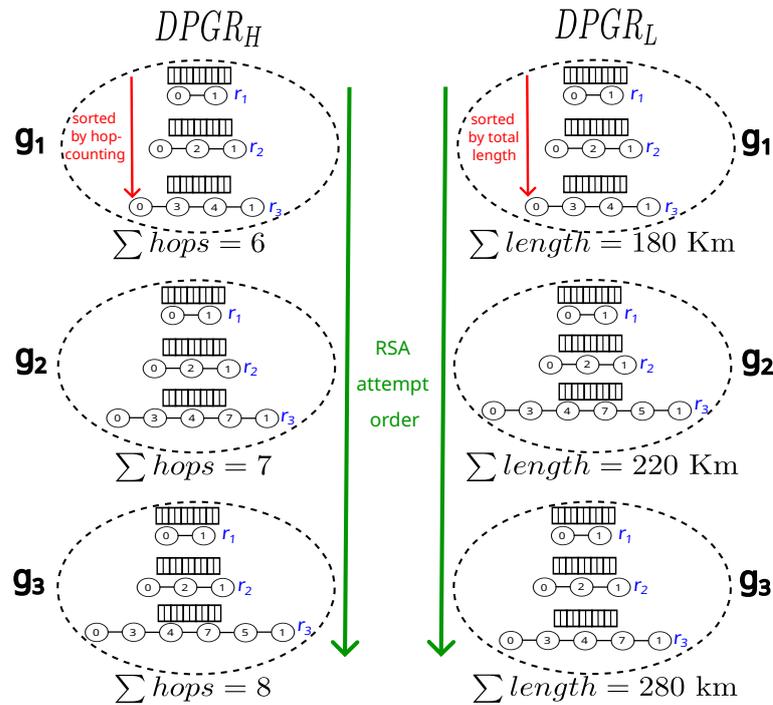
$i - j$, $MaxP_{ij}$ rotas disjuntas são consideradas em vez de P . Duas estratégias de roteamento são consideradas pelo algoritmo. Na primeira, o algoritmo tenta encontrar sequencialmente, entre os K grupos candidatos de P caminhos disjuntos (conjunto $\mathcal{G}_{(P)}^{(i,j)}$), um grupo capaz de acomodar a requisição de chamada atual entre os nós i e j . Se esta tentativa falhar para todos os K grupos candidatos, a chamada será bloqueada. Na segunda estratégia, se nenhum grupo no conjunto $\mathcal{G}_{(P)}^{(i,j)}$ for capaz de acomodar a requisição de chamada atual, o algoritmo também tenta seu estabelecimento investigando sucessivamente os conjuntos $\{\mathcal{G}_{(P-1)}^{(i,j)}, \mathcal{G}_{(P-2)}^{(i,j)}, \dots, \mathcal{G}_{(2)}^{(i,j)}\}$. Nesse caso, somente se todas essas possibilidades forem esgotadas a chamada será bloqueada. Esse procedimento é apresentado no Algoritmo 6 e é chamado de DPGR-multi-P, pois consiste em fazer chamadas sucessivas ao DPGR (Algoritmo 5), começando com $p = P$ e decrementando o valor de p em cada tentativa até que uma solução seja encontrada. Observe que a chamada para DPGR($\mathcal{B}, 1, K, i, j, B_r$), ou seja, $P = 1$, não é considerada porque tal caso não fornece proteção. A complexidade de tempo do DPGR-multi-P é $O(K \cdot P^2)$. A estratégia DPGR-Multi-P é identificada pelo subíndice M associado ao nome do esquema de proteção (ex.: $PDPP_M$) para indicar a aplicação da característica Multi-P. Nesta pesquisa, também é colocado um sufixo numérico no nome do esquema de proteção para indicar o valor selecionado de P e no nome do algoritmo de roteamento para representar o valor selecionado de K . Por exemplo, PDPP3 significa $P = 3$ e DPGR4 significa $K = 4$.

Nesta tese, são propostas duas estratégias de ordenação de rotas/grupos a serem utilizadas com DPGR: 1) $DPGR_H$, em que a ordenação intergrupos é feita em ordem crescente da soma da contagem de saltos de seus caminhos e a ordenação intragrupo é feita em ordem crescente da contagem de saltos de seus caminhos. Os empates entre dois grupos são quebrados pela menor soma do comprimento de seus caminhos; e 2) $DPGR_L$, em que tanto a classificação intergrupos quanto a classificação interna de cada grupo, são feitas de forma semelhante à estratégia anterior, mas com base no comprimento. Na segunda estratégia, os empates entre dois grupos são resolvidos pela menor soma de contagem de saltos de seus caminhos.

A Figura 25 ilustra um exemplo de uma requisição de chamada entre o par origem-destino 0-1 e o procedimento de RMSA executado pelo PDPP3 e DPGR3 ($P = 3$ e $K = 3$) quando a estratégia $DPGR_H$ ou $DPGR_L$ é selecionada. A Tabela 4 mostra as informações das rotas usadas nos exemplos da Figura 25. Observe que, para $DPGR_H$ (lado esquerdo), o primeiro

grupo candidato de 3 caminhos disjuntos é aquele que apresenta a menor soma de contagem de saltos de seus caminhos. O procedimento semelhante é realizado para $DPGR_L$, mas os grupos são ordenados pela soma dos comprimentos de seus caminhos (lado direito). O mecanismo de SA sempre tenta alocar B_{s1} em r_1 , B_{s2} em r_2 e B_{s3} em r_3 .

Figura 25 – Exemplos do procedimento de roteamento de requisição de chamada pelo DPGR usando as estratégias propostas para $P = 3$ e $K = 3$.



Fonte: O Autor, 2023.

Tabela 4 – Informações das rotas usadas no exemplo da Figura 25

Rota	Distância (Km)	Nº saltos
0-1	20	1
0-2-1	60	2
0-3-4-1	100	3
0-3-4-7-1	200	4
0-3-4-7-5-1	140	5

Fonte: O Autor, 2023.

O mecanismo de RSA original do PDPP (ASSIS et al., 2016) considera apenas um grupo de P caminhos disjuntos. Tal grupo é aquele que apresenta a menor soma de contagem de saltos de seus caminhos ($PDPP - DPGR_{1H}$) ou aquele que apresenta a menor soma de comprimento de seus caminhos ($PDPP - DPGR_{1L}$). Como o $PDPP$ original não executa Multi-P nem FARgdp, se seu mecanismo de RSA não tiver sucesso em alocar uma solicitação de chamada no grupo de P caminhos disjuntos, a chamada é bloqueada.

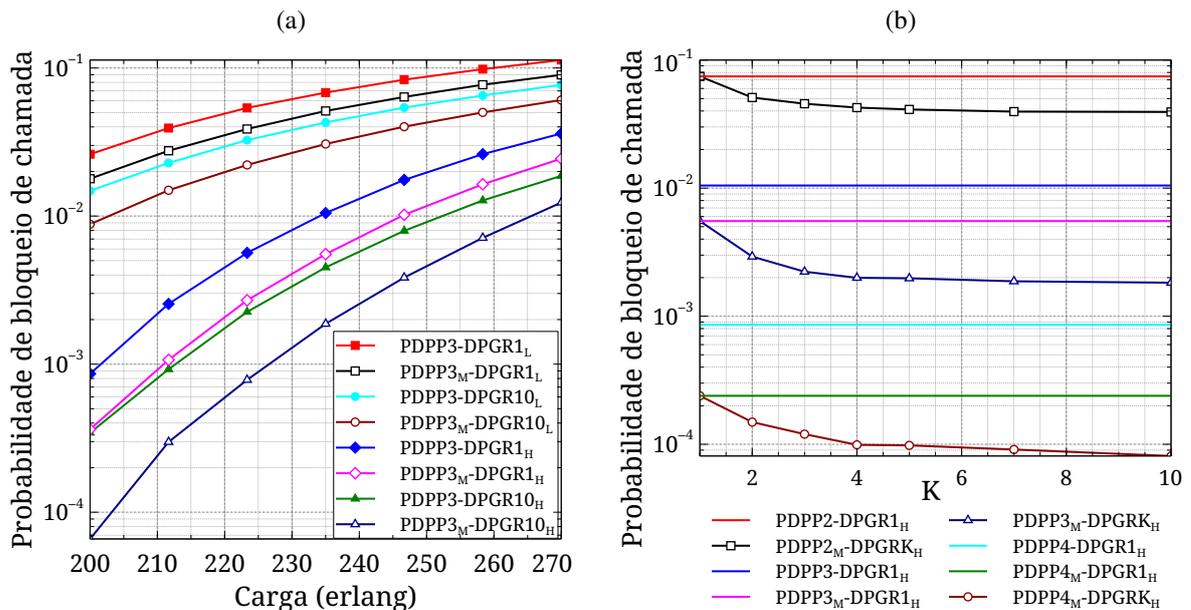
Para comprovar a ação das estratégias FARgdp e Multi-P, foram realizadas simulações utilizando a topologia COST239 e os parâmetros mostrados na Tabela 5.

Tabela 5 – Parâmetros de simulação para o FARdgp

Parâmetros Gerais	Símbolo	Valor
Número de requisições de chamadas	R_n	10^7
Opções de demanda de tráfego	\mathcal{B}_r	{100, 200, 400} [Gb/s]
Fator de compressão da taxa de transmissão	β	0
Número de <i>Slots</i> de Frequência por enlace	S	128
Número de banda de guarda	GB	0 [slot]
Parâmetros físicos	Símbolo	Valor
Figura de ruído	NF	5 [dB]
Coefficiente de atenuação	D_{fiber}	0,2 [dB/km]
Potência de sinal de entrada	E_{in}	30 [dBm]
OSNR do sinal de entrada	$OSNR_{in}$	30 [dB]
Comprimento do <i>Span</i>	LS	80 [Km]
Formatos de modulação	-	{64, 32, 16, 8, 4} QAM

Fonte: O Autor, 2023.

A Figura 26a mostra as curvas de probabilidade de bloqueio da rede (PB) em função da carga da rede obtida para as estratégias DPGR investigadas sob PDPP3. Pode-se notar que os esquemas DPGR com grupos ordenados pela soma da contagem de saltos ($DPGR_H$) superam aqueles com grupos DPGR ordenados pela soma do comprimento. O esquema $PDPP3_M - DPGR10_H$, que utiliza Multi-P e FARdgp aplicado a um conjunto de dez grupos de $P = 3$ ou $P = 2$ caminhos disjuntos e são ordenados pela soma da contagem de saltos de seus caminhos, apresentou os menores valores de PB entre os algoritmos analisados.

Figura 26 – (a) Curvas de PB x Carga para os esquemas PDPP na topologia COST239, e (b) Curvas de PB em função de K para COST239 (235 erlang).

Fonte: O Autor, 2023.

A Figura 26b mostra as curvas de PB em função de K para diferentes valores de P . As curvas horizontais representam o PDPP (ASSIS et al., 2016) original, que assume o valor

constante $K = 1$ (DPGR1) em seu algoritmo de roteamento, portanto, o FARgdp não é possível, pois são necessários pelo menos 2 grupos de caminhos disjuntos para sua aplicação, e por isso não apresenta variação da PB com variações em K . Por outro lado, as curvas $DPGRK_H$ correspondem às estratégias propostas pelo FARgdp aplicadas aos K grupos ordenados pela soma da contagem de saltos de seus caminhos. Tais curvas mostram uma redução da PB à medida que K aumenta. Porém, a taxa de redução da PB diminui conforme o incremento de K , levando a um ponto de saturação do valor K . A Figura 26b mostra também que o desempenho da PB do PDPP4 supera o PDPP3 e o PDPP2, ou seja, a PB diminui à medida que P aumenta. Na verdade, quando a banda de guarda não é considerada na proteção multicaminho, aumentar o número de quebras nas quais a taxa de transmissão requisitada é dividida pode reduzir a utilização de recursos (conforme discutido na Introdução), bem como mitigar os efeitos da fragmentação espectral, uma vez que partições de menores valores de taxa de transmissão podem ser mais facilmente alocadas pelo algoritmo de RMSA.

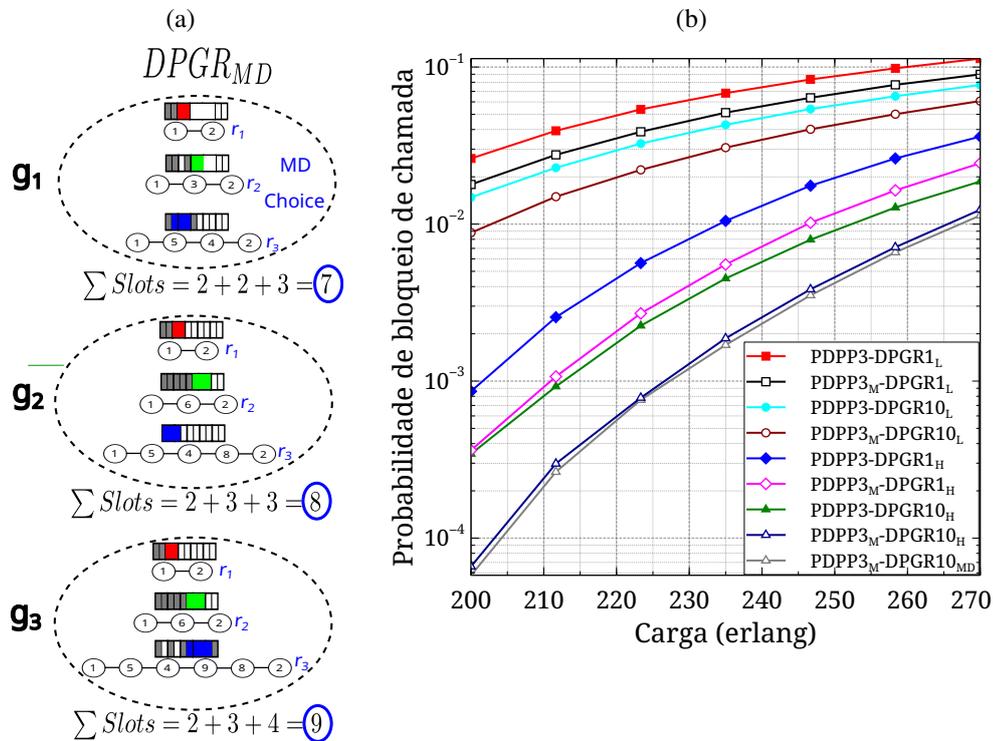
3.3.1.2 Roteamento dinâmico usando grupos de caminhos disjuntos (DRgdp)

O DPGR pode ser adaptado para também realizar o roteamento das chamadas utilizando alguma métrica baseada no estado da rede como custo de roteamento, ou seja, um roteamento dinâmico utilizando grupos de caminhos disjuntos. Para isso, a cada requisição de serviço de entrada $R(i, j, B_r, \beta)$, o conjunto os grupos contidos no conjunto $\mathcal{G}^{(i,j)}$ são ordenados por uma métrica baseada no estado da rede e então o primeiro grupo (melhor custo) é selecionado para o roteamento da chamada, trata-se de um procedimento do tipo de lista dinâmica.

Um exemplo de estratégia de roteamento dinâmico é a $DPGR_{MD}$. Ela propõe que a cada requisição de chamada de entrada $R(i, j, B_r, \beta)$, o algoritmo calcule o número total de *slots* necessários para alocar a chamada em cada um dos K grupos de caminhos disjuntos disponíveis, ordena o conjunto $\mathcal{G}^{(i,j)}$ com base nos valores calculados e seleciona aquele que requer o menor número total de *slots* (menor demanda), a fim de economizar recursos da rede. A Figura 27a ilustra um exemplo de solicitação de chamada entre 1-2 pares origem-destino. A soma do número de *slots* necessários para alocar, respectivamente, as taxas de transmissão parciais B_{s1} , B_{s2} e B_{s3} nas rotas r_1 , r_2 e r_3 de cada grupo, é destacado com um círculo azul. Assim, o $DPGR_{MD}$ seleciona o grupo g_1 por apresentar o menor número total de *slots* necessários para atender a requisição de chamada.

Com o objetivo de avaliar a aplicação da estratégia $DPGR_{MD}$, uma simulação foi realizada utilizando os mesmos parâmetros que foram utilizados para o FARgdp, conforme mostrados na Tabela 5. O resultado da simulação gerou a curva $PDPP3_M - DPGR10_{MD}$ (na cor cinza) mostrada na Figura 27b. Comparando a estratégias, percebe-se que $PDPP3_M - DPGR10_{MD}$ (do tipo DRgdp) apresentou um resultado de probabilidade de bloqueio ligeiramente melhor que a melhor estratégia $PDPP3_M - DPGR10_H$ (do tipo FARgdp).

Figura 27 – (a) Exemplo do procedimento de roteamento de requisição de chamada pelo DPGR usando a estratégia proposta $DPGR_{MD}$ para $P = 3$ e $K = 3$, e (b) Curvas de PB x Carga para os esquemas PDPP na topologia COST239.



Fonte: O Autor, 2023.

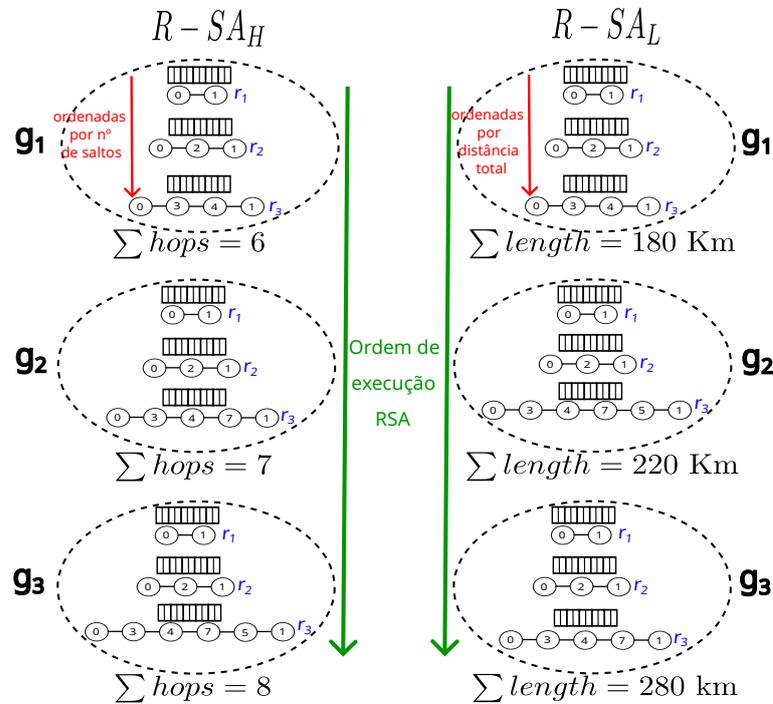
3.3.2 Estratégias R-SA e SA-R utilizando DPGR

Considerando o cenário com proteção multicaminho e utilizando roteamento por grupos de rotas disjuntas, é possível se implementar as estratégias R-SA ou SA-R por mais de uma maneira. A estratégia R-SA, para o cenário de proteção multicaminho, pode ser implementada pelo DPGR através da adaptação de estratégias de *Fixed-Alternate Routing* (FAR) clássicas para *Fixed-Alternate Routing using Groups of Disjoint Paths* (FARgdp), ou seja, considerando grupos candidatos de caminhos disjuntos em vez de caminhos únicos candidatos, conforme definido na Seção 3.3.1. A estratégia R-SA pode ser implementada aplicando-se o FARgdp ao conjunto ordenado de grupos de caminhos disjuntos ordenados por somatório de saltos $DPGR_H$ ou ordenados por somatório de distâncias $DPGR_L$, conforme mostrado na subseção 3.3.1.1. Assim, existem dois tipos de implementação da estratégia R-SA utilizando o FARgdp, a $R-SA_H$ e $R-SA_L$.

A Figura 28 ilustra um exemplo de uma requisição de chamada entre o par de nós origem-destino 0-1 e o procedimento RMSA executado considerando PDPP3 e DPGR3 ($P = 3$ e $K = 3$) quando a estratégia $R-SA_H$ ou $R-SA_L$ é usada. Observe que, para $R-SA_H$ (lado esquerdo), o primeiro grupo candidato de 3 caminhos disjuntos é aquele que apresenta a menor soma de contagem de saltos de seus caminhos. Um procedimento semelhante é realizado para $R-SA_L$, mas os grupos são ordenados pela soma dos comprimentos de seus caminhos (lado

direito). O mecanismo de *Spectrum Assignment* (SA) sempre tenta alocar B_{s1} em r_1 , B_{s2} em r_2 e B_{s3} em r_3 .

Figura 28 – Exemplo de procedimento de RMSA de uma requisição de chamada usando a estratégia $R - SA_H$ ou $R - SA_L$ para $P = 3$ and $K = 3$.



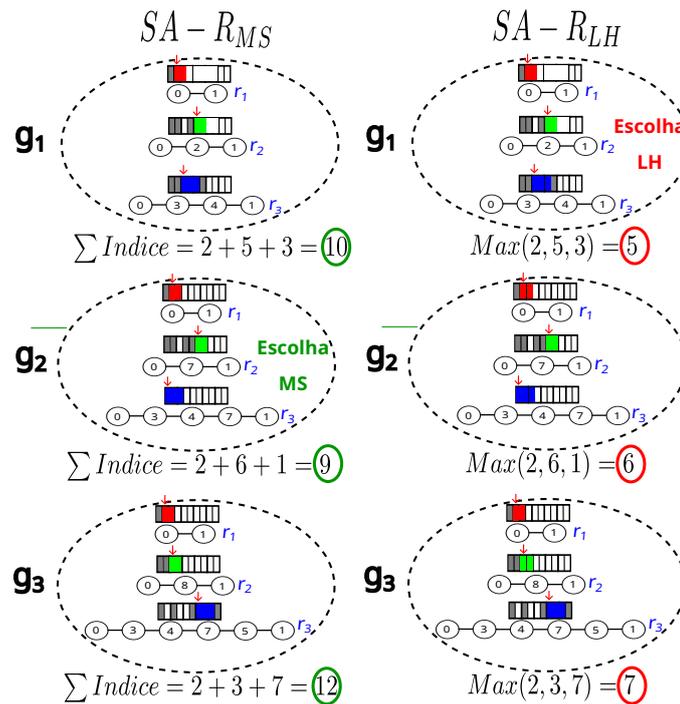
Fonte: O Autor, 2023.

A estratégia SA-R precisa ser adaptada ao problema de proteção com provisionamento multicaminho. Conforme mostrado, na Seção 3.3.1.2, o DPGR pode realizar o roteamento das requisições de chamadas utilizando alguma métrica baseada no estado da rede como custo, ou seja, um roteamento dinâmico utilizando grupos de caminhos disjuntos. Uma vez que a estratégia SA-R prioriza a organização espectral, ela pode ser adaptada/implementada ao problema de proteção multicaminho por meio do DRgdp, considerando os índices dos *slots* como métrica de custo. Nesta pesquisa, são propostas duas formas de implementação da estratégia SA-R.

- Na primeira, o algoritmo calcula a soma dos menores índices de *slots* que apresentam um buraco de espectro disponível para alocar as demandas das P partições da requisição de chamada em cada caminho de cada grupo candidato. Então, o grupo que apresentar a menor soma de índices de *slots* é selecionado para alocar a chamada, por isso, a estratégia é chamada SAR_{MS} (mínima soma). Os desempates são feitos priorizando o grupo que apresenta menor valor de índice de *slot*.
- A segunda estratégia é chamada SAR_{LH} e visa minimizar os índices de *slots* utilizados para alocação de chamadas na rede. Inicialmente, o algoritmo registra os menores índices de *slots* que apresentam um buraco de espectro disponível para alocar as demandas das P partições da requisição de chamada em cada caminho de cada grupo candidato. Em

seguida, é identificado o maior índice entre os P índices de *slots* registrados de cada grupo candidato. Então o algoritmo compara esses maiores índices e seleciona grupo que apresentar o menor deles, para alocar a chamada. Assim, o menor entre os maiores índices dos grupos é utilizado no RMSA, o que minimiza os índices de *slots* usados na rede. Os desempates são feitos priorizando o grupo que apresenta o menor entre os segundos maiores índices de *slots*.

Figura 29 – Exemplo de procedimento de RMSA de uma requisição de chamada usando a estratégia $SA - R_{MS}$ ou $SA - R_{LH}$ para $P = 3$ and $K = 3$.



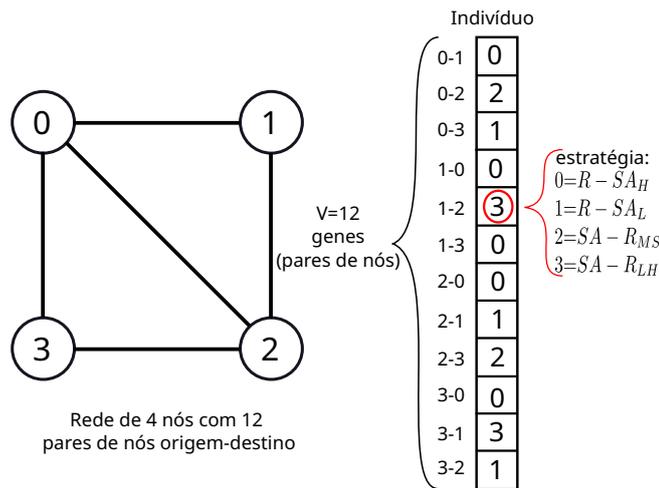
Fonte: O Autor, 2023.

A Figura 29 mostra um exemplo de aplicação das estratégias $SA - R_{MS}$ e $SA - R_{LH}$ considerando uma chamada entre o par origem-destino 0-1 com partições que exigem $B_{s1} = 2$, $B_{s2} = 2$ e $B_{s3} = 3$ *slots* de frequência. Nesse exemplo, são assumidos o PDPP3 e DPGR3 ($P = 3$ e $K = 3$). As somas dos índices de *slots* mais baixos disponíveis para atender às demandas de *slots* exigidos por B_{s1} , B_{s2} e B_{s3} nas rotas r_1 , r_2 e r_3 , respectivamente, de cada grupo, são destacadas por um círculo verde. Assim, o algoritmo da estratégia $SA - R_{MS}$ seleciona g_2 para alocar a chamada, por apresentar a menor soma entre os três grupos. Considerando os índices de *slots* mais baixos que compõe as parcelas da soma, o mais alto entre eles, em cada grupo, está destacado por um círculo vermelho. Portanto, o grupo g_1 é selecionado pela estratégia $SA - R_{LH}$ para alocar a chamada, pois possui o menor valor entre os grupos. Note que, apesar de os dois tipos de estratégias SA-R priorizarem a organização/compactação espectral, elas selecionariam grupos diferentes.

3.3.3 Algoritmo genético para otimização proposta pelo HPDPP

O algoritmo genético foi escolhido para resolver o problema de otimização do HPDPP, por ser um método de otimização combinatória eficaz para lidar com problemas que apresentam numerosas possibilidades de valores discretos (opções de estratégias de ordenamento do RMSA). Considerando o cenário de proteção MPP e o uso do algoritmo de roteamento DPGR, é possível se realizar duas implementações diferentes para a estratégia R-SA ($R - SA_H$ e $R - SA_L$), bem como para a estratégia SA-R ($SA - R_{MS}$ e $SA - R_{LH}$), conforme mostrado na subseção 3.3.2. Por isso, no algoritmo genético proposto, cada indivíduo é representado por meio de um vetor inteiro de tamanho V , em que V corresponde ao número de pares origem-destino (genes) e os valores inteiros 0, 1, 2 e 3 representam a escolha da estratégia $R - SA_H$, $R - SA_L$, $SA - R_{MS}$ e $SA - R_{LH}$, respectivamente, a ser utilizada para cada par origem-destino. A Figura 30 mostra um exemplo de representação de um indivíduo para uma rede de 4 nós.

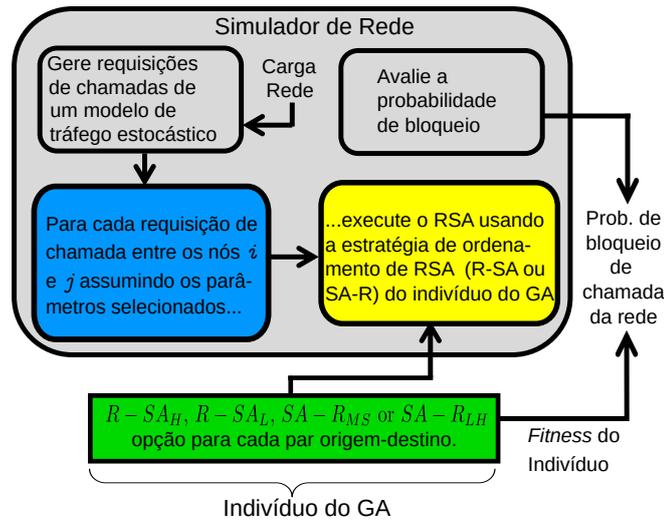
Figura 30 – Exemplo de representação do problema abordado pelo HPDPP para uma rede de 4 nós. O indivíduo é representado por um vetor de 12 posições que contém a estratégia de ordenamento RMSA selecionada para cada par origem-destino.



Fonte: O Autor, 2023.

O processo de otimização do HPDPP utiliza um algoritmo genético de mono-objetivo e segue a mesma sequência de ações descritas no Algoritmo 3. Entretanto, o procedimento de simulação e avaliação de *fitness*, descrito na linha 13, é diferente, conforme mostrado na Figura 31. A figura mostra como as informações dos indivíduos são usadas para obter os valores de suas funções de *fitness*. O retângulo em verde compreende as opções de estratégias de ordenamento do RMSA para cada par origem-destino contidas em cada indivíduo. A função de *fitness* de cada indivíduo é avaliada utilizando um simulador de rede (mostrado na caixa cinza), que simula um grande conjunto de requisições de chamadas sob regime de tráfego dinâmico (mostrado na caixa azul). O algoritmo RMSA (bloco do simulador mostrado na caixa amarela) é executado para cada requisição de chamada de entrada usando as informações de cada indivíduo. Então, após a geração de diversas solicitações de serviço, o simulador retorna a probabilidade de bloqueio da rede resultante (PB).

Figura 31 – Diagrama em blocos que representa como o *fitness* de cada indivíduo é avaliado.



3.3.4 O funcionamento do HPDPP

Conforme mencionado anteriormente, a metaheurística utiliza algoritmo genético para resolver o problema de otimização (descrito na Tabela 6) que corresponde definir a melhor estratégia ($R - SA_H$, $R - SA_L$, $SA - R_{MS}$ ou $SA - R_{LH}$) para cada par origem-destino de forma a equilibrar os benefícios dessas estratégias promovendo uma menor probabilidade de bloqueio.

Tabela 6 – Definição do problema de otimização

Dado:	topologia física $\mathcal{T}(N, L)$, K grupos candidatos de P caminhos disjuntos entre cada par de nós origem-destino $i - j$ e conjunto de <i>slots</i> disponíveis.
Encontre:	estratégia adequada ($R - SA_H$, $R - SA_L$, $SA - R_{MS}$ ou $SA - R_{LH}$) para cada par de nós origem-destino $i - j$.
Minimize:	probabilidade de bloqueio de chamada da rede (PB).

Fonte: O Autor, 2023.

O funcionamento do HPDPP é dividido em duas fases: otimização (*offline*) e operação (*online*). O Algoritmo 7 mostra o pseudocódigo da fase de otimização do OPDPP. Nessa fase *offline*, o Algoritmo 4 (função $\text{GroupsGeneration}(\mathcal{T}, p, K, i, j, c)$) é executado sucessivas vezes para gerar K grupos candidatos de P rotas disjuntas para todos os pares origem-destino da topologia (laço da linha 1). Quando $P > 2$, esse procedimento é realizado para $\{P, P - 1, \dots, 2\}$ (laço da linha 2) para que sejam gerados os grupos necessários para a aplicação da técnica Multi-P, conforme explicada na seção 3.3.1. Ainda na fase *offline*, o Algoritmo 3 (função $\text{GA}(N, V, G, P_c, P_m)$) é executado (linha 7) para realizar o processo de otimização por meio de algoritmo genético descrito na Subseção 3.3.3 que fornece a solução que define a estratégia mais adequada para cada par origem-destino (I_{final}).

Algorithm 7 Pseudocódigo da fase de otimização (*offline*) do HPDPP

Require: \mathcal{T} : Topologia; P : Número de rotas disjuntas utilizadas pelo esquema de proteção.

```

1: for todos os pares origem-destino  $i - j$  em  $\mathcal{T}$  do
2:   for  $p = P$  to  $p = 2$  do
3:      $\mathcal{G} \leftarrow$  Algoritmo 4 (função GroupsGeneration( $\mathcal{T}, p, K, i, j, c$ ));
4:      $p = p - 1$ ;
5:   end for
6: end for
7: Execute o Algoritmo 3 (GA( $N, V, G, P_c, P_m$ ));

```

Algorithm 8 Pseudocódigo da fase de operação (*online*) do HPDPP

Require: $R(i, j, B_r)$: requisição de conexão; \mathcal{G} : conjunto de grupos candidatos de rotas disjuntas para todos os pares $i - j$; P : Número de rotas disjuntas utilizadas pelo esquema de proteção.

```

1: for cada requisição  $R(i, j, B_r)$  recebida do
2:   if CheckRSAOrdering( $R(i, j, B_r), I_{final}$ ) = 1 then
3:      $RSA - O(B_s, \mathcal{G}) = R - SA_H(B_s, \mathcal{G})$ ;
4:   else if CheckRSAOrdering( $R(i, j, B_r), I_{final}$ ) = 2 then
5:      $RSA - O(B_s, \mathcal{G}) = R - SA_L(B_s, \mathcal{G})$ ;
6:   else if CheckRSAOrdering( $R(i, j, B_r), I_{final}$ ) = 3 then
7:      $RSA - O(B_s, \mathcal{G}) = SA - R_{MS}(B_s, \mathcal{G})$ ;
8:   else if CheckRSAOrdering( $R(i, j, B_r), I_{final}$ ) = 4 then
9:      $RSA - O(B_s, \mathcal{G}) = SA - R_{LH}(B_s, \mathcal{G})$ ;
10:  end if
11:   $p = P$ 
12:   $B_s \leftarrow$  CreatePartition( $R(i, j, B_r), p$ );
13:  if  $RSA - O(B_s, \mathcal{G})$  retorna grupo válido then
14:     $R(i, j, B_r)$  é aceita;
15:    encerre o algoritmo;
16:  else
17:    if  $p > 2$  then
18:       $p = p - 1$ ;
19:      retorne para linha 12;
20:    end if
21:     $R(i, j, B_r)$  é bloqueada;
22:  end if
23: end for

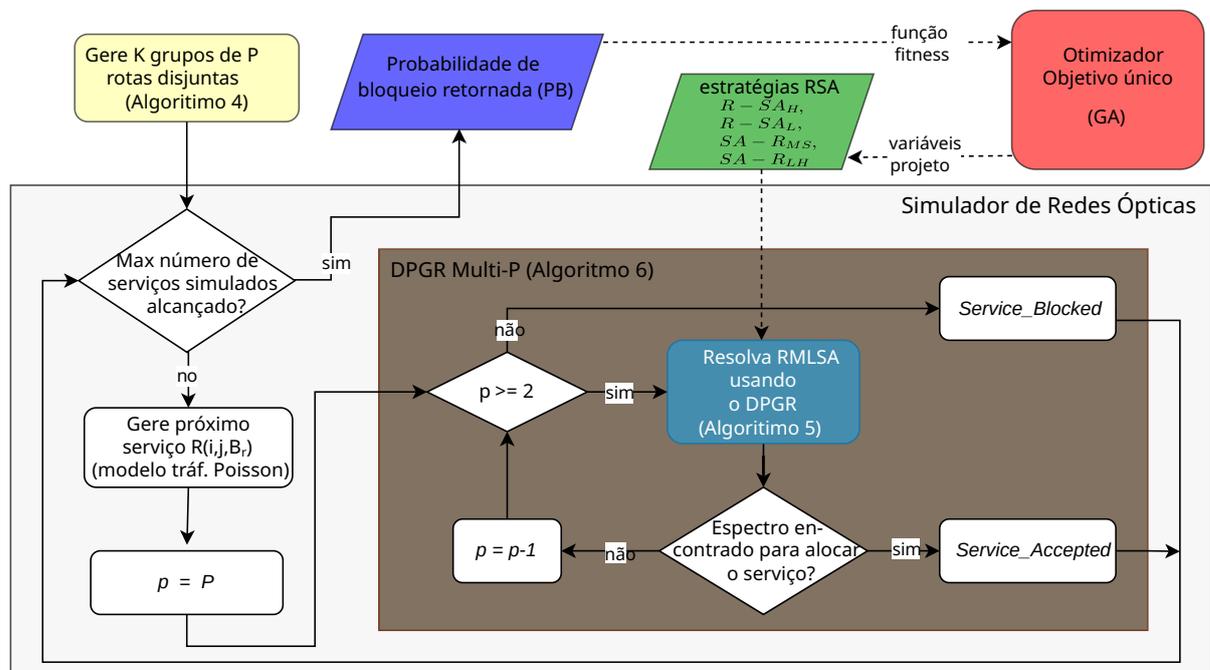
```

Na fase *online*, requisições de conexão $R(i, j, B_r)$ com suas respectivas informações de nó de origem (i), nó de destino (j) e taxa de transmissão requisitada (B_r) são recebidas pelo controle de admissão de chamadas, conforme mostrado no Algoritmo 8. O algoritmo executa a função $\text{CheckRSAOrdering}(R(i, j, B_r), I_{final})$ para buscar a informação da estratégia definida para o par origem-destino da requisição, na solução fornecida pelo GA. Se a função $\text{CheckRSAOrdering}(R(i, j, B_r), I_{final})$ retornar os valores 1 ou 2, o algoritmo atribui uma das estratégias $R - SA_H$ ou $R - SA_L$, mostradas na Figura 28, à função $RSA - O(B_s, \mathcal{G})$. Caso os valores retornados da função $\text{CheckRSAOrdering}(R(i, j, B_r), I_{final})$ sejam 3 ou 4, a função $RSA - O(B_s, \mathcal{G})$ recebe a estratégia $SA - R_{MS}$ ou $SA - R_{LH}$, apresentadas na Figura 29. Em

seguida, o algoritmo executa a função $\text{CreatePartition}(R(i, j, B_r), P)$ (linha 12) que particiona a chamada em P partições (multicaminhos) e atribui um valor de taxa de transmissão parcial B_s para cada uma delas, de acordo com a Equação 2.11. Supondo que $P = 3$, o conjunto $B_s = \{B_{s1}, B_{s2}, B_{s3}\}$ seria criado. O próximo passo é a tentativa de alocação do conjunto de partições B_s em um dos grupos de rotas disjuntas do conjunto \mathcal{G} utilizando uma das estratégias definidas para a função $\text{RSA} - O(B_s, \mathcal{G})$. Se for possível alocar as P partições da chamada em um dos grupos de P rotas disjuntas do conjunto \mathcal{G} , utilizando a estratégia R-SA ou SA-R definida pelo GA, a chamada é aceita (linha 14). Caso contrário, o algoritmo tenta aplicar o recurso Multi-P, que consiste na possibilidade de alocar a chamada com um número menor de partições quando não é possível fazer com as P partições pré-definidas, conforme descrito na Seção 3.3.1. Por isso, é verificado se $P > 2$ (linha 17), caso positivo o algoritmo reparticiona a chamada em $P - 1$ partições (os valores de taxa de transmissão parcial são recalculados) (linhas 18 e 19) e tenta alocá-las em um dos grupos de $P - 1$ caminhos disjuntos do conjunto \mathcal{G} . Quando o algoritmo não consegue alocar a chamada para $P = 2$, então, não é possível utilizar o recurso multi-P e nem prover proteção, por isso a chamada é bloqueada.

A distribuição espacial do tráfego pode sofrer pequenas alterações da fase *offline* para a *online*, o que pode ocasionar alguma redução no desempenho na fase de operação. Entretanto, os resultados obtidos pelos algoritmos propostos mostraram melhorias significativas para a rede, mesmo considerando essa questão.

Figura 32 – Fluxograma das interações entre o algoritmo e estratégias propostas para o HPDPP.



Fonte: O Autor, 2023.

A Figura 32 apresenta um fluxograma que ilustra a interação entre os algoritmos

e estratégias empregadas para construir a estrutura proposta pelo HPDPP. O problema de otimização definido na Tabela 6 é resolvido pelo algoritmo genético de objetivo único (bloco vermelho). O bloco de otimização assume as estratégias $R - SA_H$, $R - SA_L$, $SA - R_{MS}$ e $SA - R_{LH}$ como variáveis de projeto (bloco verde), enquanto o objetivo de otimização (mostrado no bloco azul) é a probabilidade de bloqueio da rede (PB), obtida a partir de um simulador de rede óptica (bloco cinza). O simulador de rede gera um grande número de requisições de chamadas a serem alocadas na rede (assumindo um padrão de tráfego dinâmico/estocástico) que simula o processo conexão e desconexão de uma rede real.

3.3.5 Simulações e Resultados do HPDPP

Nesta seção, é comparado o desempenho das estratégias de ordenação R-SA, SA-R e híbrida, num cenário de tráfego protegido e provisionamento multicaminho, para as topologias COST239, SMALLNET e NSFNET, detalhadas na Seção 2.6.2. O objetivo é mostrar as novas questões que precisam ser consideradas quando se aplica as estratégias R-SA, SA-R ou híbrida num cenário MPP com proteção de tráfego e como o uso dessas estratégias influenciam no desempenho da rede.

Tabela 7 – Parâmetros de simulação para o HPDPP

Parâmetros Gerais	Símbolo	Valor
Número de requisições de chamadas	R_n	10^7
Opções de demanda de tráfego	B_r	{100, 200, 400} [Gb/s]
Fator de compressão da taxa de transmissão	β	0
Número de <i>Slots</i> de Frequência por enlace	S	128
Número de banda de guarda	GB	0/1 [slot]
Parâmetros físicos	Símbolo	Valor
Figura de ruído	NF	5 [dB]
Coefficiente de atenuação	D_{fiber}	0,2 [dB/km]
Potência de sinal de entrada	E_{in}	30 [dBm]
OSNR do sinal de entrada	$OSNR_{in}$	30 [dB]
Comprimento do <i>Span</i>	LS	80 [Km]
Formatos de modulação	-	{64, 32, 16, 8, 4} QAM
Parâmetros do GA	Símbolo	Valor
Número de gerações	A	200
Número de indivíduos	N	50
Probabilidade de cruzamento	p_c	0,4
Probabilidade de mutação	p_m	0,0182 (COST239), 0,022 (SMALLNET), 0,011 (NSFNET)

Fonte: O Autor, 2023.

O ruído de emissão espontânea amplificada (ASE) foi utilizado como parâmetro físico para avaliação do OSNR no modelo de camada física (CAVALCANTE et al., 2018) descrito na Seção 2.6.1. Nas simulações, foram utilizados 128 *slots* por enlace, 10^7 requisições de chamada, tráfego dinâmico com distribuição exponencial para a duração das chamadas, taxas de bit das

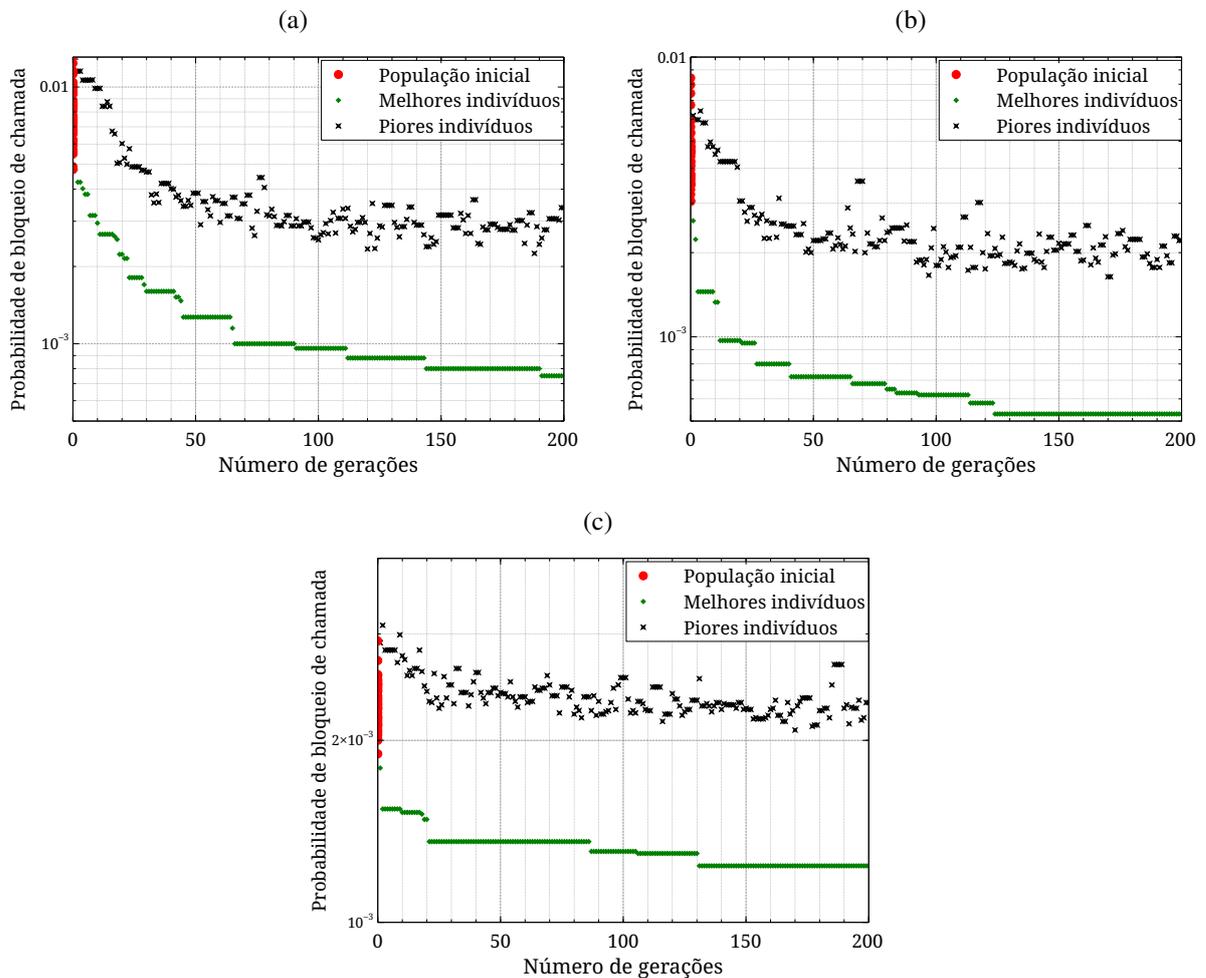
requisições de conexões de 100, 200 e 400 *Gbps* uniformemente distribuídas. Os pontos de carga mínimo e máximo foram definidos de modo a obter-se a probabilidade de bloqueio de chamadas aproximadamente entre 10^{-5} e 10^{-2} .

A probabilidade de mutação usada no GA (p_m) é calculada para fornecer cerca de 2 mutações genéticas (em média) por indivíduo, por ser um valor típico para esse tipo de algoritmo. Assim, $p_m = \frac{2}{N \times (N-1)}$ o que leva a $p_m = 0,0182$ para a topologia COST239, $p_m = 0,022$ para a topologia SMALLNET e $p_m = 0,011$ para a topologia NSFNET. A Tabela 7 apresenta o resumo os parâmetros de simulação da proposta apresentada nessa seção.

3.3.5.1 Convergência do GA

A análise de convergência é um fator importante para analisar o funcionamento do algoritmo genético, pois ela pode confirmar que o processo evolutivo está progredindo para uma solução sub-ótima.

Figura 33 – Probabilidade de bloqueio (*fitness*) em função do número de interações do algoritmo genético, considerando $GB = 1$ e $P = 3$, para as topologias: (a) COST239 (150 erlang), (b) SMALLNET (120 erlang) e (c) NSFNET (25 erlang). Os gráficos representam as probabilidades de bloqueio mais altas (pontos pretos) e mais baixas (pontos verdes) encontradas pelos indivíduos na população do GA por iteração. A população inicial (aleatória) é representada por pontos vermelhos.



Fonte: O Autor, 2023.

A Figura 33 mostra a evolução da probabilidade de bloqueio (*fitness*) ao longo das gerações, para os melhores (pontos verdes) e piores (pontos pretos) indivíduos. A população inicial, gerada aleatoriamente, também é mostrada (pontos vermelhos). As simulações que geraram tais gráficos de convergência, consideraram o uso de 1 *slot* de banda de guarda, $P = 3$ e foi considerado o ponto médio de carga (COST239 150 erlang, SMALLNET 120 erlang e NSFNET 25 erlang) como referência para o processo de aprendizagem do GA. Pode-se observar, para todas as topologias analisadas, que a solução converge ao longo das gerações. As topologias COST239 e SMALLNET, que possuem maior grau médio, apresentaram uma maior amplitude na evolução da PB que a topologia NSFNET. Os gráficos de convergência dos demais cenários simulados nesta seção não foram incluídos, pois apresentaram comportamento similares aos gráficos apresentados na Figura 33.

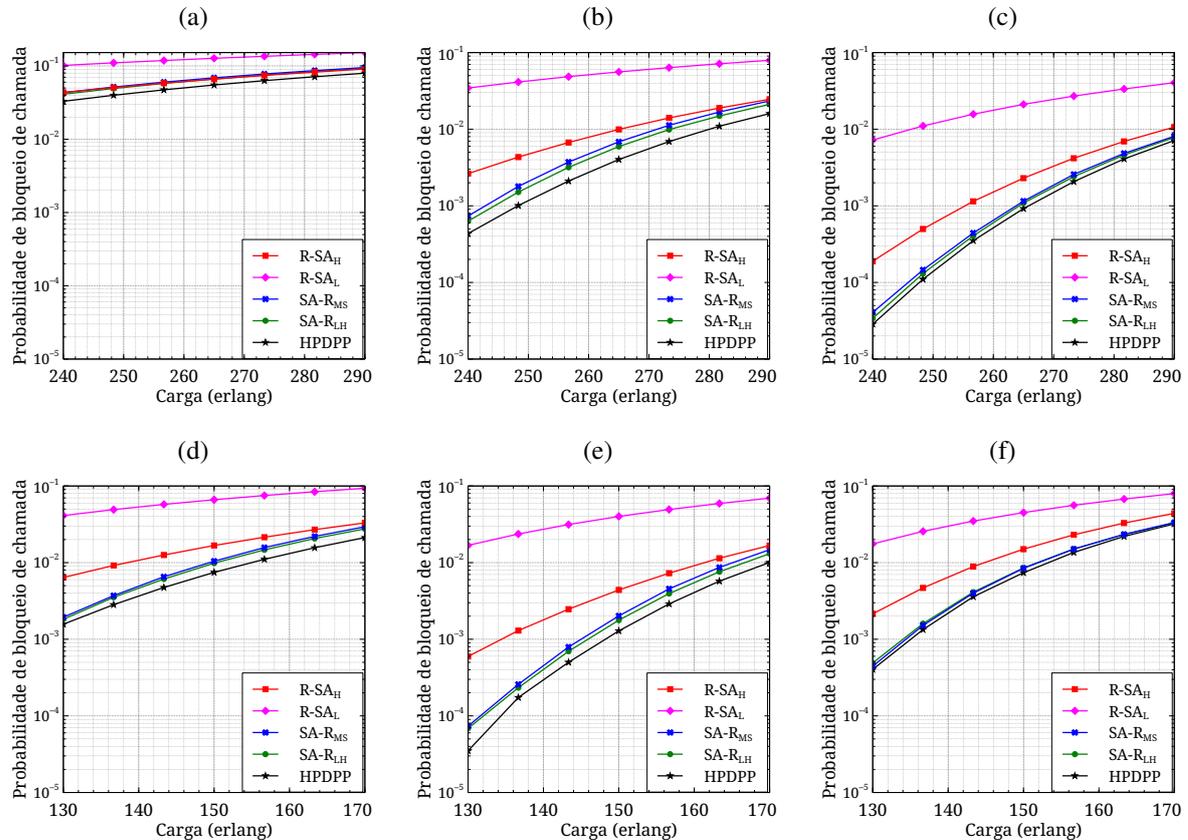
3.3.5.2 Probabilidade de bloqueio (PB)

Nesta seção, é apresentada uma análise dos resultados das estratégias propostas, em termos de probabilidade de bloqueio.

A Figura 34 apresenta os resultados de probabilidade de bloqueio da aplicação das estratégias na topologia COST239. A primeira informação que pode ser visualizada nos gráficos é que a metaheurística híbrida proposta HPDPP conseguiu otimizar os benefícios do uso das implementações das estratégias R-SA ou SA-R para cada par origem-destino individualmente e, por isso, obteve melhores resultados de probabilidade de bloqueio em relação à aplicação das estratégias individuais para todos os pares de nós origem-destino, em todos os cenários analisados. Observa-se também que o HPDPP obteve resultados menos expressivos no cenário no qual $P = 4$ que nos cenários nos quais $P = 2$ e $P = 3$. Outra verificação é que as estratégias SA-R, que priorizam a organização espectral forçando o uso dos índices mais baixos de *slots*, obtiveram melhores resultados que as estratégias R-SA que priorizam o uso das menores rotas, seja em termos de saltos ou distância total. Entre as estratégias R-SA, a estratégia $R - SA_H$ superou a estratégia $R - SA_L$, mostrando que, na ordenação dos grupos de rotas disjuntas, é mais interessante priorizar o menor somatório de número de saltos e desempatar pelo menor somatório de distância das rotas, que o oposto. Por outro lado, as estratégias SA-R apresentaram diferenças menores entre seus resultados, em termos de PB, com a estratégia $SA - R_{LH}$ ligeiramente melhor que a estratégia $SA - R_{MS}$ na maioria das simulações.

As Figuras 34a, 34b e 34c mostram os resultados para $P = 2$, $P = 3$ e $P = 4$, respectivamente, para o cenário de não uso de banda de guarda entre as partições. Nesse cenário, observa-se uma redução de PB com o aumento de P para todas as estratégias analisadas. Esse resultado é esperado, pois, quando o uso de banda de guarda não é considerado, estabelecer uma chamada utilizando o PDPP com P caminhos requer uma menor taxa de transmissão total que estabelecê-la com $P - 1$ caminhos. Além disso, todos os nós da topologia COST239 tem grau igual ou maior que 4, e as simulações utilizaram a estratégia Multi-P, que permite a tentativa de conexão de uma chamada com $P - 1$ caminhos, caso não seja possível estabelecê-la com P

Figura 34 – Probabilidade de bloqueio em função da carga para a topologia COST239 assumindo: (a) $GB = 0$ e $P = 2$; (b) $GB = 0$ e $P = 3$; (c) $GB = 0$ e $P = 4$; (d) $GB = 1$ e $P = 2$, (e) $GB = 1$ e $P = 3$ e (f) $GB = 1$ e $P = 4$.

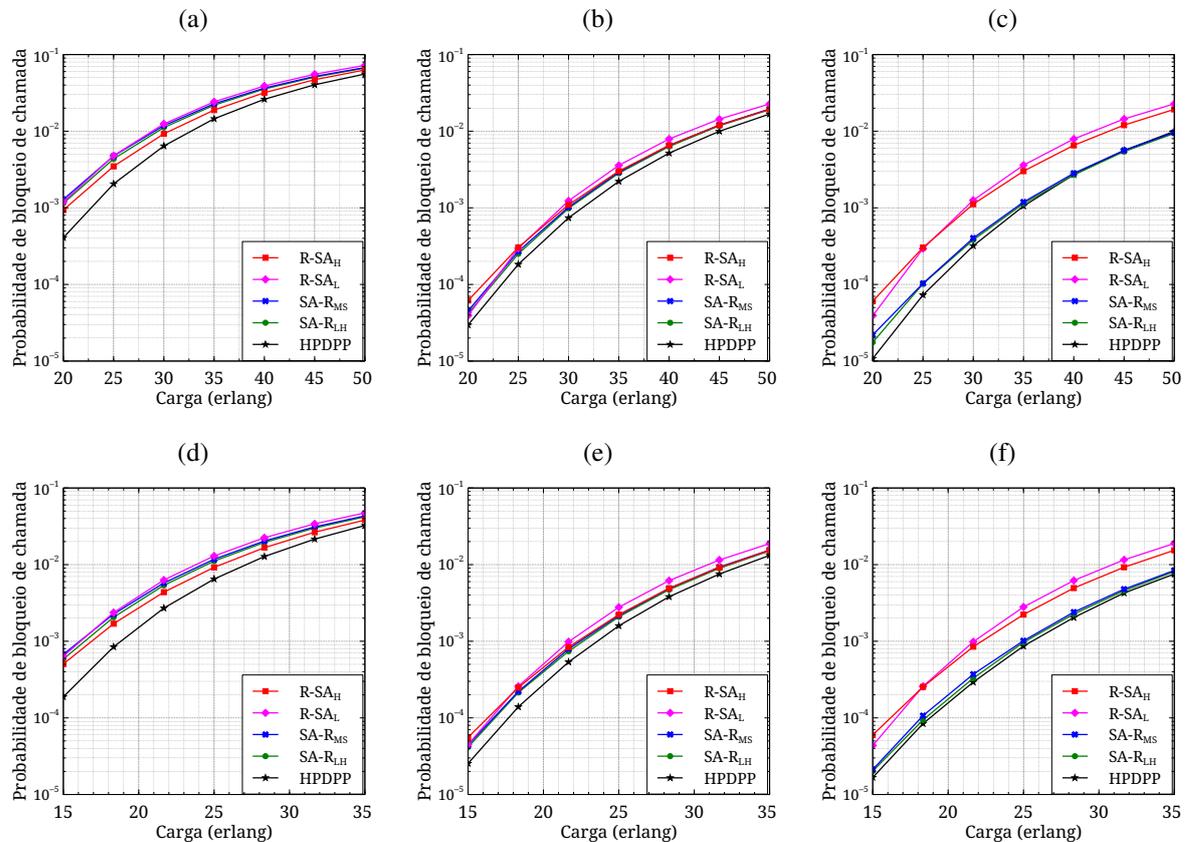


Fonte: O Autor, 2023.

caminhos disjuntos.

Por outro lado, as figuras 34d, 34e e 34f apresentam os resultados de probabilidade de bloqueio considerando o uso de banda de guarda entre duas partições diferentes, para $P = 2$ (1 slot), $P = 3$ (2 slots) e $P = 4$ (3 slots), respectivamente. Verifica-se que, o uso de banda de guarda ocasiona um maior consumo de recurso pelas conexões, por isso, a faixa de carga na qual iniciam-se os bloqueios é mais baixa (130 a 170 erlang) que o cenário anterior (240 a 290 erlang), no qual não foi considerado o uso de banda de guarda. Pode-se observar que, todas as estratégias analisadas obtiveram os melhores resultados de probabilidade de bloqueio no cenário $P = 3$. Isso permite perceber que a vantagem de economia na taxa de transmissão total que o PDPP proporciona ao utilizar 3 caminhos ópticos em vez de 2, conforme mostrado na Seção 2.5.4, supera a desvantagem do cenário $P = 3$ utilizar um slot de banda de guarda a mais por conexão que o cenário $P = 2$. Com base no resultado, pode-se verificar que o oposto ocorre quando compara-se os cenários $P = 3$ e $P = 4$, por isso há uma piora em termos de PB quando o esquema de proteção multicaminho utiliza 4 caminhos ópticos em vez de 3. Verifica-se, que também no cenário que considera o uso de banda de guarda entre as partições, a aplicação da estratégia híbrida HPDPP gerou melhores resultados de PB que a aplicação das outras estratégias

Figura 35 – Probabilidade de bloqueio em função da carga para a topologia NSFNET assumindo: (a) $GB = 0$ e $P = 2$; (b) $GB = 0$ e $P = 3$; (c) $GB = 0$ e $P = 4$; (d) $GB = 1$ e $P = 2$, (e) $GB = 1$ e $P = 3$ e (f) $GB = 1$ e $P = 4$.



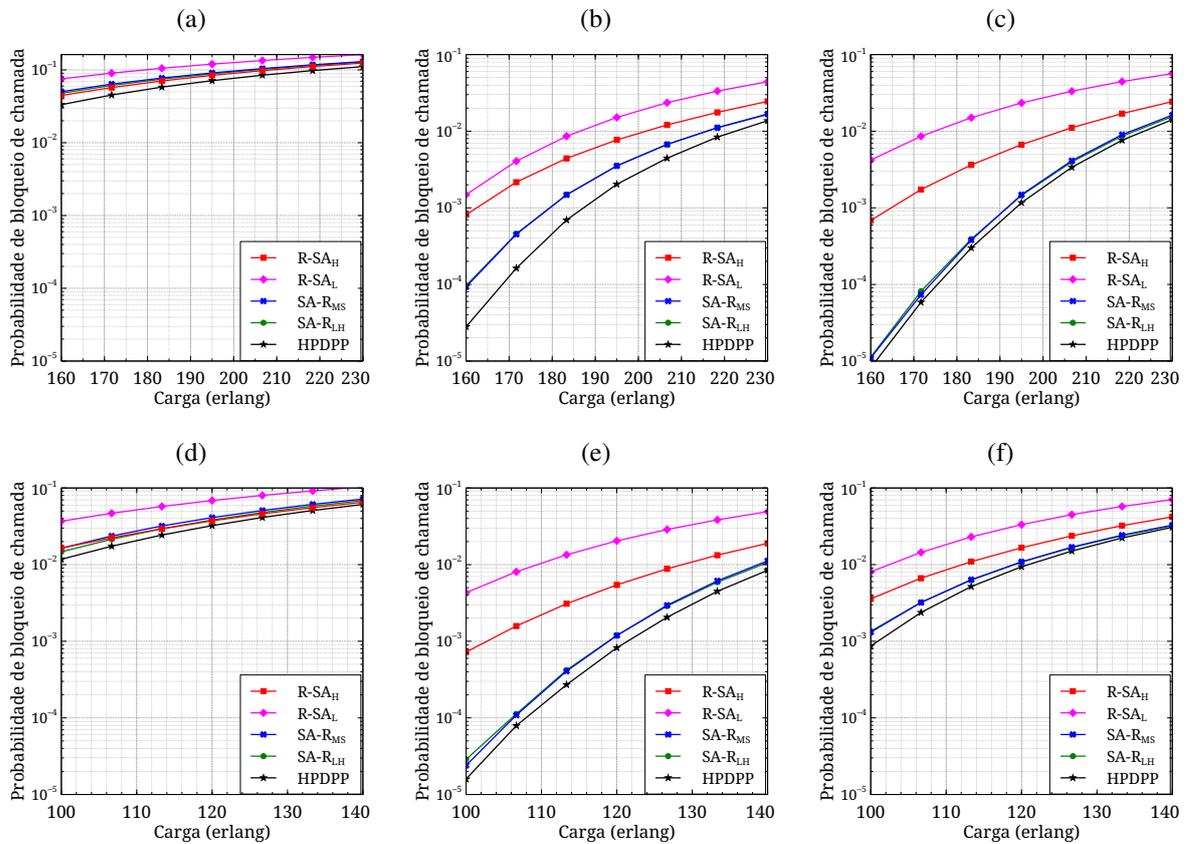
Fonte: O Autor, 2023.

individualmente.

A Figura 35 apresenta os resultados de probabilidade de bloqueio da aplicação das estratégias na topologia NSFNET. Diferentemente da topologia COST239, nota-se que a aplicação das estratégias R-SA ou SA-R, nos cenários nos quais $P = 2$ e $P = 3$, produzem resultados mais próximos e que, em alguns casos como no cenário no qual $P = 2$, a estratégia $R - SA_H$ obteve melhor resultado que as duas implementações da estratégia SA-R. Entretanto, no cenário no qual $P = 4$ as estratégias SA-R apresentaram valores de probabilidade de bloqueio expressivamente mais baixos que os valores das estratégias R-SA, o que indica que as estratégias SA-R são mais adequadas aos cenários nos quais se tem a possibilidade de uso de maiores valores de P . Percebe-se também que a amplitude da melhora na PB do cenário $P = 4$ em relação ao cenário $P = 3$ não é tão expressiva quanto na topologia COST239, isso porque a topologia NSFNET possui poucos nós com grau 4, o que permite o estabelecimento de poucas conexões protegidas com 4 caminhos disjuntos.

Foram realizadas simulações para a topologia SMALLNET que apresenta características físicas similares à topologia COST239, entretanto é um pouco mais voltada para uma topologia regular. A Figura 36 apresenta seus resultados em termos de Probabilidade de bloqueio. Os

Figura 36 – Probabilidade de bloqueio em função da carga para a topologia SMALLNET assumindo: (a) $GB = 0$ e $P = 2$; (b) $GB = 0$ e $P = 3$; (c) $GB = 0$ e $P = 4$; (d) $GB = 1$ e $P = 2$, (e) $GB = 1$ e $P = 3$ e (f) $GB = 1$ e $P = 4$.



Fonte: O Autor, 2023.

resultados obtidos permitem inferir as mesmas análises e conclusões obtidas na topologia COST239. Entretanto, é possível verificar que a taxa de aumento da probabilidade de bloqueio com o aumento da carga na rede é mais alta, se comparada à topologia COST239, para todas as estratégias analisadas. Uma possível explicação é o fato da topologia SMALLNET apresentar características mais regulares que a topologia COST239.

4 PROTEÇÃO MULTICAMINHO COM OTIMIZAÇÃO DE PARTICIONAMENTO DE TAXA DE TRANSMISSÃO EM REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS

O PDPP apresentado por Assis *et al.* (ASSIS; ALMEIDA; WALDMAN, 2012; ASSIS et al., 2016) propõe o particionamento de taxa de transmissão requisitada (B_t) igualmente por caminhos disjuntos, com o objetivo de reduzir os recursos consumidos da rede em relação ao DPP. Os autores também abordam o conceito de BSP (Seção 2.5.2) que consiste na possibilidade de, sob a ocorrência de falha, a taxa de transmissão requisitada ser reduzida (espremida). Tal conceito pode ser aplicado tanto ao DPP quanto ao PDPP. Nessa pesquisa, foi feita uma adaptação dos esquemas de proteção para redes de tráfego estático, apresentados em (ASSIS et al., 2016), para redes de tráfego dinâmico.

Considerando uma rede óptica elástica de tráfego dinâmico, o percentual de *squeezing* ao qual uma chamada pode ser submetida (β) e a probabilidade de bloqueio de chamada da rede (PB) podem se vistos como parâmetros de otimização conflitantes entre si. Isso porque o aumento do β faz as conexões demandarem menos largura de banda da rede, o que provoca uma redução da PB . A recíproca também se verifica.

Esta investigação propõe uma meta-heurística multi-objetivo baseada em algoritmo genético para definir os valores de taxas de transmissão parciais (partições de B_t) que devem ser alocadas a cada rota disjunta entre cada par origem-destino $i - j$ que resultem em menores probabilidades de bloqueio e um menor fator médio de banda espremida da rede. Assume-se o provimento de proteção multicaminho contra falha única de enlace e o particionamento de B_t tanto de forma simétrica como assimétrica.

As explicações acerca do particionamento simétrico e assimétrico da taxa de transmissão, descritos na Seção 4.1, e a metaheurística proposta para otimização do particionamento assimétrico com suas definições e resultados obtidos, apresentados na Seção 4.2, foram publicados no XXXIX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações e Processamento de Sinais (SBrT), no ano de 2021 (artigo 3 do apêndice A). Além disso, um artigo com as propostas apresentadas nesse capítulo foi submetido à revista *Applied Soft Computing* (Elsevier) e está sob revisão (artigo 9 do apêndice A). Um *preprint* desse artigo está compartilhado com a comunidade científica na base de *preprints* TechRxiv da IEEE (*preprint* 8 do apêndice A).

4.1 PARTICIONAMENTO SIMÉTRICO E ASSIMÉTRICO DA TAXA DE TRANSMISSÃO DE BITS EM MPP

Para discutir adequadamente as particularidades sobre a aplicação das estratégias TRsP e TRaP sob o regime LD-MPR, são apresentados exemplos de ambas as estratégias nas Seções 4.1.1 e 4.1.2. Na Seção 4.1.1, os esquemas de proteção DPP e PDPP (ASSIS et al., 2016) são utilizadas como ponto de partida para tal comparação. Esse último é baseado em SPP e o primeiro esquema em uma estratégia LD-MPR, enquanto que na Seção 4.1.2, os esquemas são adaptados para implementar o TRaP.

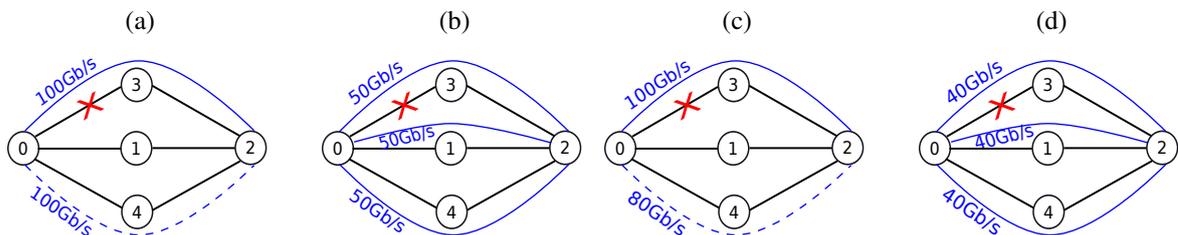
4.1.1 Particionamento simétrico da taxa de transmissão (TRsP - *Transmission-bit-rate Symmetric Partitioning*)

A Figura 37 mostra um exemplo de uma conexão de 100 Gb/s entre o par de nós 0 – 2, estabelecida usando DPP (Figuras. 37a e 37c) e PDPP3 (Figuras 37b e 37d). A linha sólida em azul representa o caminho de trabalho, enquanto a linha tracejada representa o caminho de proteção. O DPP (Figura 37a), que não faz particionamento da taxa de transmissão requisitada, aloca $B_r = 100$ Gb/s no caminho de trabalho e 100 Gb/s adicionais no caminho de proteção, resultando em $B_t = 200$ GB/s. Por outro lado, PDPP3 (Figura 37b) divide B_t igualmente em 3 partições de 50 Gb/s e as transmite por três caminhos disjuntos, levando a $B_t = 150$ Gb/s. Observe que, em ambos os casos, é alcançado o mesmo nível de proteção contra uma falha única de *link*, mas o uso do esquema PDPP leva a uma redução de 25% na B_t alocada quando comparada ao DPP. Essas taxas de transmissão de bits parciais são chamadas de *split bandwidth* (B_s) (ASSIS et al., 2016):

$$B_s = \frac{B_r}{P - 1}, \quad (4.1)$$

em que P é o número de caminhos disjuntos usados pelo esquema de proteção (neste capítulo, assume-se $P = 2$ ou $P = 3$ para o PDPP). Em caso de falha única de enlace, a proteção total do tráfego é garantida, uma vez que as taxas de bits somadas das $P - 1$ rotas restantes é B_r . Durante a operação normal, B_r é a taxa de bits efetivamente necessária, o que permite que a taxa de transmissão incremental $B_i = B_t - B_r$ seja usada para transmissão de dados adicionais ou melhora da robustez da conexão por meio do uso de codificação mais eficiente do *forwarding error correction* (FEC). Esta vantagem não é possível no DPP, uma vez que os seus tráfegos de trabalho e de proteção não são combinados, mas apenas comutados nos nós finais.

Figura 37 – Exemplo de estabelecimento de uma conexão de 100 Gb/s entre os nós 0 e 2 pelos esquemas: (a) DPP ($\beta = 0$), (b) PDPP ($\beta = 0$), (c) DPPS ($\beta = 0, 2$) e (d) PDPPS ($\beta = 0, 2$).



Fonte: O Autor, 2023.

Para avaliar o uso de LD-MPR com BSP, Assis *et al.* (ASSIS et al., 2016) introduziu dois parâmetros: fator de compressão de taxa de transmissão (β) e fator de incremento de taxa de transmissão (α). O fator de compressão da taxa de transmissão corresponde à redução percentual máxima da taxa de transmissão de bits do serviço sob uma falha de única de enlace. Esse fator geralmente é definido no acordo de nível de serviço (SLA) e define a quantidade máxima de taxa de transmissão de bits que pode ser suprimida durante uma falha ($B_{sq} = \beta B_r$)

ou, analogamente, a parcela do tráfego, B_p , que permanece ativo durante uma falha, em que $B_p = B_r - B_{sq} = (1 - \beta)B_r$. Ao permitir o BSP, o parâmetro β é levado em consideração e a avaliação de B_s é atualizada para:

$$B_s = \begin{cases} \frac{(1 - \beta) \cdot B_r}{P - 1}, & \text{se } \beta \leq \frac{1}{P} \\ \frac{B_r}{P}, & \text{caso contrario.} \end{cases} \quad (4.2)$$

O valor de β está relacionado a B_{sq} , B_r e B_p por

$$\beta = \frac{B_{sq}}{B_r} = \frac{B_r - B_p}{B_r}. \quad (4.3)$$

Observe na Equação 4.3 que o valor de β está dentro do intervalo $0 \leq \beta \leq 1$. Quanto menor for o valor de β , menor é a taxa de transmissão de bits suprimida do serviço durante um evento de falha. Em particular, $\beta = 0$ significa $B_r = B_p$, o que corresponde ao cenário no qual nenhuma compressão é aplicada durante uma falha. Da Equação 4.2, pode-se notar que $\beta = 1/P$ é alcançado automaticamente se nenhuma taxa de transmissão extra for alocada (ou seja, definindo $B_t = B_r$). Portanto, valores β no intervalo $1/P < \beta \leq 1$ não são objeto de interesse.

O fator de incremento de taxa de transmissão está relacionado à taxa de transmissão adicional necessária (B_i) alocada para garantir o nível de proteção/compressão desejado. O valor específico do parâmetro α é consequência da escolha feita pelo valor de β , e pode ser calculado por

$$\alpha = \frac{B_i}{B_r} = \frac{B_t - B_r}{B_r}. \quad (4.4)$$

As Figuras 37c e 37d mostram um exemplo de estabelecimento de conexão usando esquemas DPSS e PDPP3S, respectivamente, assumindo em ambos os casos a compressão máxima de 20% ($\beta = 0,2$). O DPSS estabelece um único caminho de proteção considerando tal redução, o que leva a $B_t = 180$ Gb/s e $\alpha = 0,8$. Por outro lado, para o mesmo fator de compressão de $\beta = 0,2$, PDPP3S particiona o tráfego entre três caminhos e aplica o BSP para operar com $B_s = 40$ Gb/s em cada caminho disjuncto, levando a $B_t = 120$ Gb/s e $\alpha = 0,2$ (Figura 37d). Observe que, em ambas as referidas políticas que permitem compressão, $B_p = 80$ Gb/s é garantido em caso de falha única de enlace. Além disso, as políticas que aplicam particionamento de tráfego, como no PDPP e no PDPPS, utilizam menos recursos que o DPP e o DPSS, respectivamente.

4.1.2 Particionamento assimétrico de taxa de transmissão (TRaP - *Transmission-bit-rate Asymmetric Partitioning*).

Embora o PDPP3 com particionamento simétrico apresente algumas vantagens no uso de recursos em relação ao DPP e ao PDPP2, a execução desse particionamento de forma assimétrica pode oferecer oportunidades adicionais para otimização do desempenho da rede. Na

abordagem TRsP, taxas de transmissão iguais são distribuídas entre os multipercursos disjuntos de enlace, independentemente de suas características físicas ou de suas eficiências espectrais (η [(b/s)/Hz]). Como cada um desses caminhos pode ter comprimentos físicos diferentes (ou seja, a permissão de formatos de modulação com diferentes eficiências espectrais) e/ou diferentes contagens de saltos, pode ser interessante alocar a taxa de bits de transmissão do serviço de forma assimétrica (TRaP) entre as rotas, atribuindo maiores frações de taxas de bits em caminhos que empregam eficiências espectrais e/ou contagem de saltos mais altas; e vice versa.

Portanto, sob TRsP, as P rotas *link*-disjuntas $r_1, \dots, r_p, \dots, r_P$ atribuídas para um serviço recebem o mesmo valor de B_s (avaliado pela Equação 4.2). Por outro lado, no TRaP, é alocado um valor diferente de taxa de transmissão a cada rota r_p , referido como $B_s^{(p)}$. Existem várias escolhas/combinções possíveis diferentes para os valores de $B_s^{(p)}$. Para garantir o valor máximo de compressão permitido (β) para quaisquer possíveis falhas únicas de enlace (ou seja, conformidade com SLA), a restrição na Equação 4.5 deve ser satisfeita.

$$\left(\sum_{p=1}^P B_s^{(p)} \right) - B_s^{(q)} \geq (1 - \beta) B_r \quad \forall q \in \{1, \dots, P\}. \quad (4.5)$$

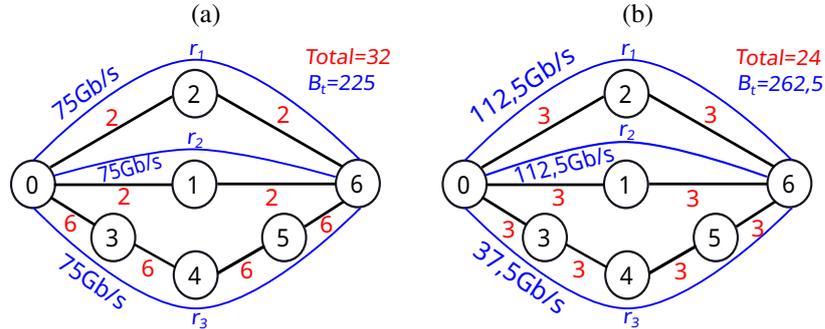
Além disso, observe que, assumindo TRaP, falhas de enlace em rotas distintas geram diferentes níveis de compressão na taxa de transmissão de bits resultante. Assim, é apresentada neste trabalho a porcentagem efetiva de redução da taxa de transmissão do serviço ($\beta_{eff}^{(p)}$) durante uma falha única de enlace na rota r_p . O valor de $\beta_{eff}^{(p)}$ pode ser avaliado por

$$\beta_{eff}^{(p)} = \begin{cases} 0 & , se \quad \sum_{\substack{q=1 \\ q \neq p}}^P B_s^{(q)} \geq B_r \\ \frac{B_r - \sum_{\substack{q=1 \\ q \neq p}}^P B_s^{(q)}}{B_r} & , caso \text{ contrario.} \end{cases} \quad (4.6)$$

O somatório na Equação 4.6 representa a soma total da taxa de transmissão de bits que permanece ativa quando ocorre uma falha única de *link* na rota r_p . Verifica-se que, sob TRaP, a avaliação de α para um serviço permanece inalterada daquela mostrada na Equação 4.4 exceto pelo fato de que agora $B_t = B_s^{(1)} + \dots + B_s^{(P)}$.

A Figura 38 ilustra um exemplo de como o TRaP pode ser eficiente para melhorar o uso da largura de banda da fibra disponível (*slots* de frequência), onde assume-se LD-MPR ($P = 3$), BSP (com $\beta = 0,25$) e o estabelecimento de um serviço com $B_r = 200$ Gb/s entre os nós 0 e 6. As três rotas selecionadas r_1, r_2 e r_3 são mostradas em linhas azuis. No exemplo, assume-se que as rotas r_1 e r_2 admitem $\eta_1 = \eta_2 = 3$ (b/s)/Hz, enquanto a rota r_3 admite apenas $\eta_3 = 1$ (b/s)/Hz, pois tem maior comprimento que r_1 e r_2 . Assume-se que cada *slot* de frequência têm largura de 12,5 GHz. As Figuras 38a e 38b correspondem, respectivamente, ao particionamento simétrico (TRsP) e a um possível particionamento assimétrico (TRaP).

Figura 38 – Exemplo de conexão entre os nós 0 e 6 ($B_r = 200 \text{ Gb/s}$, $\beta = 0.25$ largura de banda de *slot* de 12.5 GHz), estabelecida por: (a) particionamento simétrico e (b) particionamento assimétrico.



Fonte: O Autor, 2023.

Na Figura 38a, a mesma quantidade de taxa de transmissão de bits ($B_s = 75 \text{ Gb/s}$, avaliada usando a Equação 4.2) é alocada nas rotas r_1 , r_2 e r_3 , o que significa a ocupação de 2 *slots* por *link* nas rotas r_1 e r_2 e 6 *slots* por *link* na rota r_3 (observando B_s e η para cada rota). Assim, o número total de *slots* utilizados é $(4 \times 2) + (4 \times 6) = 32$. Por outro lado, no particionamento assimétrico mostrado na Figura 38b, uma maior quantidade de taxa de transmissão de bits ($B_s^{(1)} = B_s^{(2)} = 112,5 \text{ Gb/s}$) é alocada nas rotas mais curtas e que usam formatos de modulação mais eficientes (r_1 e r_2), enquanto uma porção de taxa de bits mais baixa ($B_s^{(3)} = 37,5 \text{ Gb/s}$) é alocada em r_3 . Nesse caso, o uso da largura de banda é de 3 *slots* por *link* para todas as rotas. Portanto, o número de *slots* usados é $(8 \times 3) = 24$. Este exemplo simples mostra que alocações espectrais no TRaP podem de fato reduzir o uso de *slots* na rede quando comparadas ao TRsP. Observe que a Equação 4.5 ainda vale para $B_s^{(1)}$, $B_s^{(2)}$ e $B_s^{(3)}$, e que existem várias combinações diferentes para escolher valores adequados para $B_s^{(1)}$, $B_s^{(2)}$ e $B_s^{(3)}$ (que ainda satisfazem a Equação 4.5), cada uma levando a diferentes usos de largura de banda total e taxa de compressão efetiva. Não é uma tarefa fácil escolher uma combinação otimizada e adequada de particionamento assimétrico de tráfego, uma vez que existem vários pares de nós origem-destino, com rotas com características diferentes e sob congestionamentos distintos em um cenário de tráfego dinâmico. Esse problema é abordado na Seção 4.2.3.

Como mencionado anteriormente, no LD-MPR com TRaP, quebras de *links* distintos podem gerar diferentes compressões resultantes na taxa de transmissão. Por exemplo, na Figura 38b enquanto uma falha de *link* nas rotas r_1 ou r_2 gera um $\beta_{eff}^{(1)} = \beta_{eff}^{(2)} = 0,25$, uma falha de *link* em r_3 gera um $\beta_{eff}^{(3)} = 0$, de acordo com a Equação 4.6. Observe que o valor de β (máximo) foi satisfeito em todas as hipóteses de falha única de enlace nas rotas da conexão. Esta característica pode ser usada estrategicamente para minimizar a compressão média da taxa de transmissão de bits experimentada pelos serviços alocados durante um evento de falha de *link*.

Para estimar essa característica, uma nova métrica é introduzida nesta tese, que é o fator de compressão média da taxa de transmissão ($\bar{\beta}$) para cada serviço alocado na rede. Esse parâmetro corresponde ao valor esperado de β_{eff} quando ocorre uma falha em alguma das rotas atribuídas a um determinado serviço. Isto é avaliado ponderando a compressão efetiva de tráfego

relacionada a uma falha em uma rota específica e a probabilidade de episódio de falha nessa rota, conforme mostrado em

$$\bar{\beta} = \frac{\sum_{p=1}^P \beta_{eff}^{(p)} \times P(p)}{\sum_{p=1}^P P(p)}, \quad (4.7)$$

em que $P(p)$ é a probabilidade condicional de ocorrência de uma falha na rota r_p dado que ocorreu uma falha de *link* único. Considerando o cenário em que todos os L *links* da rede têm a mesma probabilidade de falha ($1/L$) e as falhas nos *links* ocorrem de forma independente, então $P(p)$ é

$$P(p) = 1 - \prod_{h=0}^{h_p-1} \left(1 - \frac{1}{L-h}\right), \quad (4.8)$$

em que h_p é a contagem de saltos da rota r_p .

O cenário mostrado na Fig 38 é usado novamente para avaliar, como exemplo ilustrativo, o impacto do uso de estratégias TRsP ou TRaP em $\bar{\beta}$. Por exemplo, sob regime TRsP, o serviço na Fig 38a apresenta $\bar{\beta} = 0,25$, uma vez que uma falha de *link* único em qualquer rota de serviço resulta na mesma taxa de bits de transmissão ($B_p = 150$ Gb/s), como $\beta_{eff}^{(1)} = \beta_{eff}^{(2)} = \beta_{eff}^{(3)} = 0,25$. Já no regime TRaP, o serviço mostrado na Figura 38b apresenta a seguinte avaliação para $\bar{\beta}$:

$$\bar{\beta} = 2 \times 0,25 \times \left[1 - \left(1 - \frac{1}{8}\right) \left(1 - \frac{1}{7}\right)\right] + 0 \times \left[1 - \left(1 - \frac{1}{8}\right) \left(1 - \frac{1}{7}\right) \left(1 - \frac{1}{6}\right)\right] = 0,125.$$

O valor $L = 8$ é considerado para a avaliação já que a rede do exemplo possui 8 *links*. Observe que o valor do último termo no numerador é nulo, o que é resultado do fato de que uma falha em r_3 não impõe compressão da taxa de transmissão de bits do serviço, uma vez que o tráfego dos dois caminhos restantes (r_1 e r_2) somam 225 Gb/s, que é maior que B_r . Assim, o exemplo mostra que um particionamento de tráfego eficiente, tal como proposto pelo TraP, pode resultar numa menor compressão média do tráfego, o que é benéfico para melhorar a qualidade de serviço dos operadores de rede. Isso motiva o desenvolvimento de uma técnica de otimização eficiente para melhorar o valor esperado de compressão de taxa de transmissão sob falhas de *link* único, como na Figura 38b.

As métricas $\bar{\beta}$ e α apresentadas até agora são usadas para avaliar um único serviço específico. No entanto, como cada serviço z apresenta valores diferentes para ambos os parâmetros, define-se essa dependência escrevendo esses parâmetros como $\bar{\beta}^{(z)}$ e $\alpha^{(z)}$. Então, é possível calcular $\bar{\beta}_N$ e α_N como a média dessas métricas para todos os serviços estabelecidos na rede como:

$$\bar{\beta}_N = \frac{\sum_{z=1}^Z \bar{\beta}^{(z)}}{Z} \quad \text{e} \quad \alpha_N = \frac{\sum_{z=1}^Z \alpha^{(z)}}{Z}, \quad (4.9)$$

em que Z é o número de serviços protegidos estabelecidos.

As características e análises de particionamento simétrico e assimétrico apresentadas nos exemplos da Figura 38 também são válidas para valores mais elevados de taxa de transmissão, possíveis para conexões em redes ópticas, como 400 e 800 Gb/s.

4.2 METAHEURISTICA *OPTIMIZED PARTITIONING DEDICATED PATH PROTECTION* (OPDPP)

O esquema de proteção proposto nesta pesquisa visa realizar um adequado particionamento da B_t entre as rotas de trabalho para cada par origem-destino $i - j$ com o objetivo de reduzir, simultaneamente, a PB e o $\bar{\beta}_N$. Por isso, o esquema recebe o nome de OPDPP (*Optimized Partitioning Dedicated Path Protection*). Seu principal objetivo é encontrar e alocar uma parcela adequada de taxa de transmissão B_s para cada rota utilizada pelo esquema de proteção, de forma a utilizar as possibilidades de otimização apresentadas na Seção 4.1.2. Para realizar a otimização, foi utilizado um algoritmo genético (*Genetic Algorithm* - GA) baseado no algoritmo NSGA-II (DEB et al., 2002) utilizado em diversos trabalhos de otimização em redes ópticas encontrados na literatura (CAVALCANTE et al., 2018; CORREIA et al., 2019; ROA; LUGO, 2018; EIRA et al., 2014).

4.2.1 Formulação do problema de otimização

Nesta seção, o problema de otimização considerado neste capítulo é descrito. Inicialmente, são definidos os símbolos usados na formulação. A rede é representada pelo grafo $\mathcal{T}(N, L)$, composto por $|N|$ vértices (nós da rede) e $|L|$ arestas (enlaces da rede). Todos os diferentes tipos possíveis de serviço de rede são representados pela tupla $R(i, j, B_r, \beta)$, que representa o nó de origem do serviço i ($i \in \{1, \dots, |N|\}$), nó de destino j ($j \in \{1, \dots, |N|\}$), sua taxa de transmissão de bits requisitada B_r ($B_r \in \mathcal{B}_r = \{b_1, \dots, b_{TR}\}$ (em que \mathcal{B}_r representa o conjunto de taxas de transmissão permitidas para o serviço, e TR sua cardinalidade), e o fator máximo de compressão de tráfego permitido, β . Há um conjunto ordenado disponível de K grupos candidatos de P caminhos disjuntos de *link* pré-computados entre cada par de nós de origem e destino $i - j$, definidos como $\mathcal{G}^{(i,j)} = \{g_1^{(i,j)}, \dots, g_k^{(i,j)}, \dots, g_K^{(i,j)}\}$, em que $g_k^{(i,j)}$ é composto por um conjunto ordenado de P rotas *link*-disjuntas em $\mathcal{T}(N, L)$, ou seja, $g_k^{(i,j)} = \{r_{1,k}^{(i,j)}, \dots, r_{p,k}^{(i,j)}, \dots, r_{P,k}^{(i,j)}\}$, em que $r_{p,k}^{(i,j)}$ e $r_{q,k}^{(i,j)}$ são rotas *link*-disjuntas para $p \neq q$, $\forall i, j, k$. A maneira como o conjunto \mathcal{G} é gerado e usado no procedimento de roteamento é descrita em Sec 3.3.1.1.

O procedimento de otimização descobre como a taxa de transmissão de bits de cada serviço $R(i, j, B_r, \beta)$ deve ser dividida assimetricamente entre as P rotas pré-computadas. Isso significa encontrar os valores para $B_s^{(p,i,j,B_r)} \forall p, i, j, B_r$. Observe que os índices i, j e B_r , previamente definidos, foram incluídos ao $B_s^{(p)}$ para expressar o fato de que o particionamento assimétrico da taxa de transmissão considerado aqui é dependente no par de nós $i - j$ de origem

Tabela 8 – Definição do problema de otimização.

Dado:	Topologia física $\mathcal{T}(N, L)$, a modelagem estatística do tráfego dinâmico, a matriz de tráfego, conjunto de taxas de transmissão de bits permitidas (\mathcal{B}_r), K grupos candidatos de P caminhos disjuntos de <i>link</i> entre cada par de nós de origem e destino $i - j$ ($\mathcal{G}^{(i,j)}$), e o fator de compressão (β) definido no SLA.
Encontre:	$B_s^{(p,i,j,B_r)} \forall p, i, j, B_r$
Sujeito à restrição:	$\sum_{\substack{p=1 \\ p \neq q}}^P B_s^{(p,i,j,B_r)} \geq (1 - \beta) B_r$
Minimize:	$\forall q \in \{1, \dots, P\}$ (Da Equação 4.5). Simultaneamente, a probabilidade geral de bloqueio da rede (PB) e o fator médio de compressão da taxa de transmissão de bits da rede ($\bar{\beta}_N$).

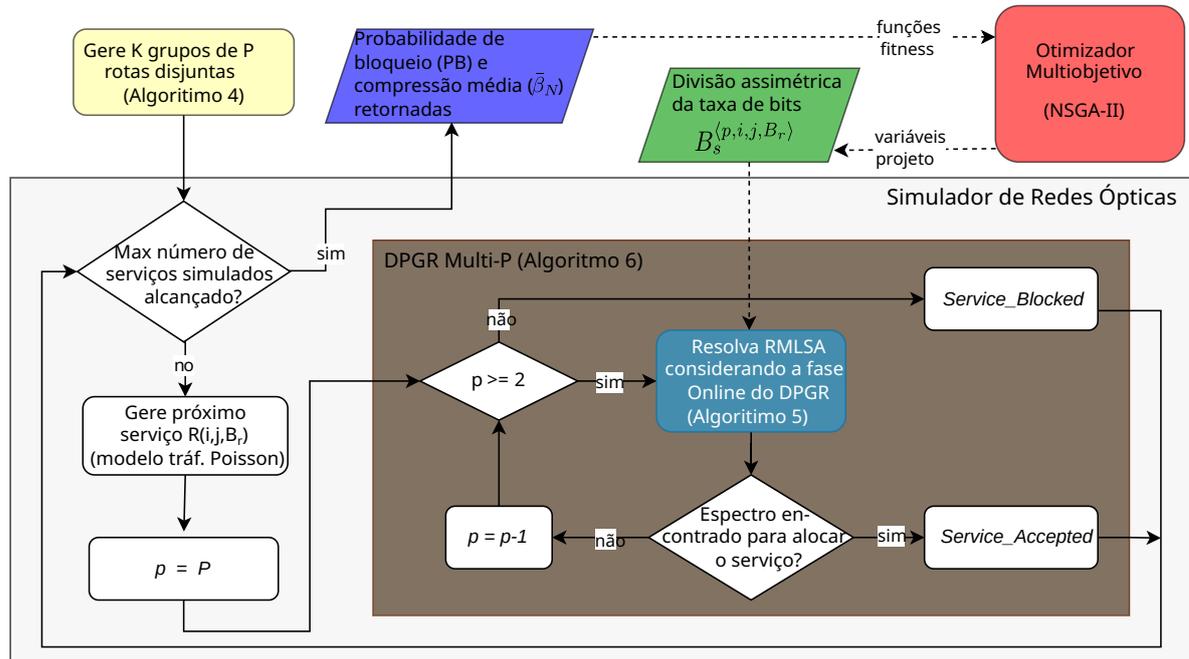
Fonte: O Autor, 2023.

e destino e da taxa de transmissão de bits requisitada. Portanto, a otimização considerada neste trabalho pode ser definida como na Tabela 8.

4.2.2 Visão geral dos algoritmos e estratégias propostas

A Figura 39 apresenta um fluxograma que ilustra a interação entre os algoritmos e estratégias propostas neste capítulo empregadas para construir a estrutura da proposta OPDPP. O problema de otimização definido na Tabela 8 é resolvido usando o otimizador multiobjetivo NSGA-II (bloco vermelho na Figura 39). Detalhes sobre a configuração do processo de otimização são descritos na Seção 4.2.3. O bloco de otimização assume $B_s^{(p,i,j,B_r)}$ como variáveis de projeto (bloco verde na Figura 39), enquanto os objetivos de otimização (funções de *fitness* mostradas no bloco roxo) são o fator de compressão média da taxa de transmissão ($\bar{\beta}_N$, calculado usando a Equação 4.9) e a probabilidade de bloqueio da rede (PB), obtida a partir de um simulador de rede óptica (bloco cinza na Figura 39 e descrito na Seção 2.6.1). O simulador de rede gera um grande número de serviços a serem alocados na rede (assumindo um padrão de tráfego dinâmico/estocástico) que simula o processo de conexão e desconexão de serviços de uma rede real e avalia a probabilidade de bloqueio de chamada, conforme mostrado na Seção 2.6.1. As contribuições/novidades propostas nesta pesquisa relativas à viabilidade de implementação do novo conceito FARgdp estão detalhadas na Seção 3.3.1.1 através dos Algoritmos 4, 5 e 6, bem como representadas na Figura 39 através dos blocos que representam a geração de grupos candidatos de rotas disjuntas de link (bloco amarelo, Algoritmo 4), roteamento FARgdp (bloco ciano, Algoritmo 5) e o algoritmo DPGR-multi-P (bloco marrom, Algoritmo 6).

Figura 39 – Visão geral da estrutura do OPDPP. A figura mostra um fluxograma que ilustra a interação entre os algoritmos e estratégias propostas neste capítulo.



Fonte: O Autor, 2023.

4.2.3 Estrutura do *Optimized Partitioning Dedicated Path Protection* (OPDPP)

A estrutura de proteção otimizada proposta visa realizar um particionamento cuidadoso da taxa de transmissão de bits requisitada pelos serviços entre o grupo de rotas disjuntas de enlace para cada par de nós origem-destino, a fim de reduzir simultaneamente a PB e o $\bar{\beta}_N$, conforme definido na Tabela 8. A implementação do OPDPP proposto ocorre em duas fases: a fase de otimização, doravante denominada fase offline, e uma fase operacional, doravante denominada fase online.

- Fase offline - o problema de otimização mostrado na Tabela 8 é resolvido na fase offline. O Algoritmo 6 e valores não otimizados de $B_s^{(p,i,j,B_r)}$ são usados para resolver o problema RMSA para cada requisição de serviço de entrada, conforme mostrado na Figura 39. O algoritmo de otimização selecionado (o NSGA-II) faz diversas tentativas para diferentes valores de $B_s^{(p,i,j,B_r)}$ para identificar seus valores otimizados. Esta otimização é realizada de forma multiobjetivo com os objetivos de reduzir, simultaneamente, os valores de mérito de desempenho da rede apresentados na linha “Minimizar” da Tabela 8. Para encontrar valores para essas figuras de mérito, o simulador de rede óptica é empregado (conforme Seções 4.2.2 a e 2.6.1). Note que, se o algoritmo de otimização demorar muito para executar seu trabalho, isso não afetará o tempo necessário para executar o algoritmo RMSA durante a fase de operação da rede (online). Uma vez que a otimização ocorre antes da fase de operação da rede em tempo real quando seu plano de controle precisa

resolver rapidamente o RMSA para cada chegada de requisição de serviço de rede.

- Fase online - Após a fase offline, os valores mais adequados (otimizados) para $B_s^{(p,i,j,B_r)}$ já foram encontrados. O Algoritmo 6 é integrado ao plano de controle da rede, mas usando valores únicos e fixos (otimizados) para os parâmetros $B_s^{(p,i,j,B_r)}$. A fase online funciona conforme mostrado na Figura 39, mas sem o bloco otimizador multiobjetivo.

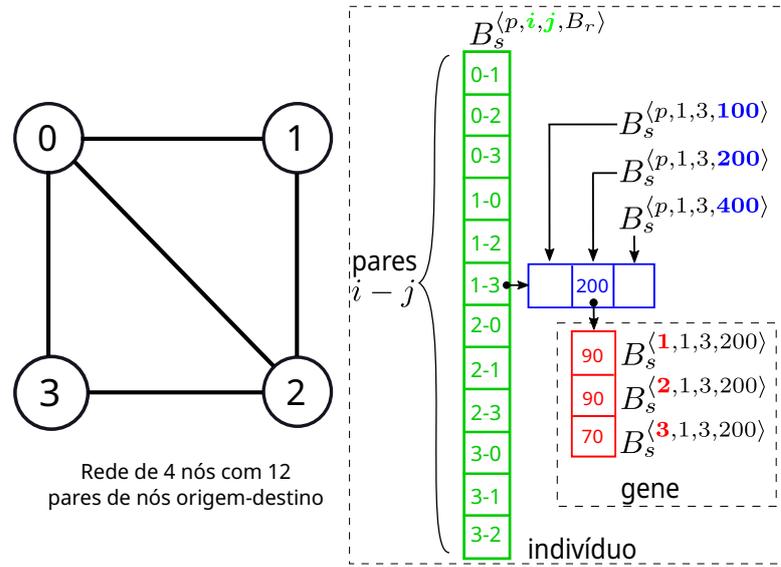
Os detalhes sobre como o procedimento de otimização é executado na fase offline são discutidos na Seção 4.2.4, enquanto a fase online usa apenas o Algoritmo 6 para soluções de RMSA. Por uma questão de clareza e simplicidade, refere-se ao algoritmo RMSA de proteção sub-ótimo, derivado da aplicação da estrutura OPDPP, como algoritmo OPDPP ao longo deste capítulo.

4.2.4 Otimizador proposto para executar o particionamento assimétrico

O algoritmo genético foi escolhido para resolver o problema de otimização desta pesquisa, por ser um método de otimização combinatória eficaz para lidar com problemas que apresentam numerosas possibilidades de valores discretos (possibilidades de particionamento assimétrico da taxa de transmissão). Para resolver o problema de otimização multiobjetivo definido na Tabela 8, é utilizado o procedimento de otimização *Non-dominated Sorting Genetic Algorithm* (NSGA-II) (DEB et al., 2002). O NSGA-II é conhecido por ser adequado para encontrar soluções sub-ótimas para vários problemas de otimização diferentes (CAVALCANTE et al., 2018; CORREIA et al., 2019; ROA; LUGO, 2018; EIRA et al., 2014; VERMA; PANT; SNASEL, 2021). Várias outras meta-heurísticas de otimização poderiam ser utilizadas, mas está fora do escopo desta pesquisa encontrar a melhor meta-heurística para resolver o problema definido na Tabela 8.

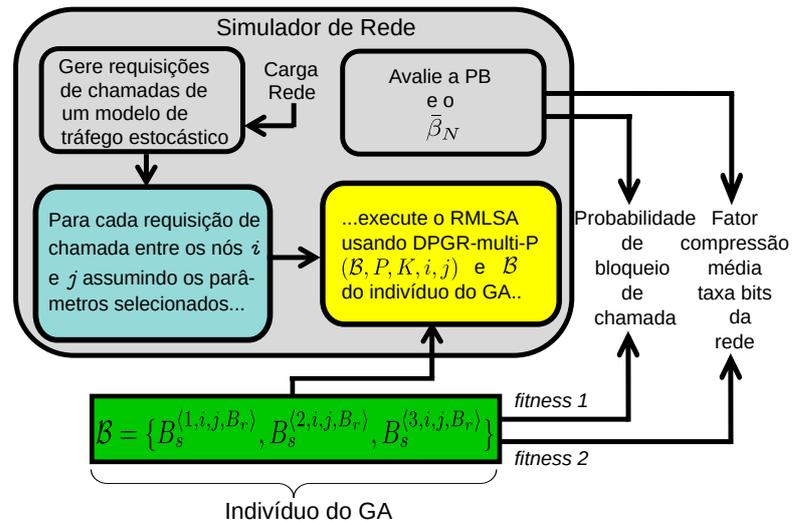
NSGA-II é um tipo de algoritmo genético que evolui iterativamente um conjunto de indivíduos para a otimização simultânea das múltiplas funções objetivo. No caso do NSGA-II usado nesse trabalho, cada indivíduo representa uma escolha possível para $\mathcal{B} = \{B_s^{(1,i,j,B_r)}, B_s^{(2,i,j,B_r)}, \dots, B_s^{(P,i,j,B_r)}\}$. A Figura 40 mostra um exemplo de representação de um indivíduo para o cenário de uma rede de 4 nós considerando a disponibilidade de três rotas disjuntas de enlace ($P = 3$) e três taxas de transmissão do serviço ($TR = 3$). Cada indivíduo é representado por um tensor tridimensional. A primeira dimensão representa as entradas correspondentes a cada par origem-destino (em verde), a segunda representa as entradas correspondentes às taxas de transmissão de bits do serviço (em azul) e a terceira representa as entradas correspondentes aos valores de taxas de transmissão parciais designadas para cada caminho disjunto de *link* (em vermelho). Esse último vetor é selecionado como o gene do indivíduo. Assim, cada gene na verdade armazena uma divisão assimétrica válida, entre P rotas disjuntas de *link*, da taxa de transmissão de bits requerida por uma requisição de serviço (B_r) que também satisfaz o valor de β designada em caso de falha de um *link*. O conjunto discreto de possibilidades para cada gene e a geração de tal conjunto é discutido na Seção 4.2.5.

Figura 40 – Exemplo de estrutura do indivíduo para o cenário de uma rede de 4 nós considerando três rotas disjuntas de enlace ($P = 3$) e três opções de taxas de serviço ($TR = 3$).



Fonte: O Autor, 2023.

Figura 41 – Diagrama em blocos que representa como o *fitness* de cada indivíduo é avaliado.

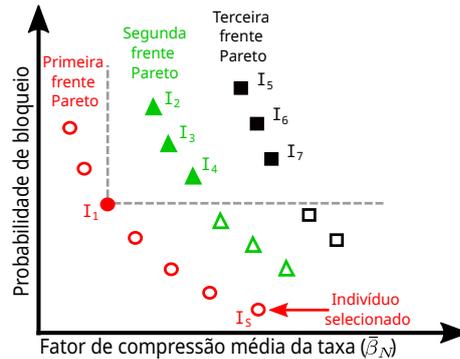


Fonte: O Autor, 2023.

Note que cada indivíduo representa uma solução possível para o problema e quão bem um indivíduo resolve o problema de otimização é determinado pela avaliação de suas funções de *fitness*. A Figura 41 mostra como cada informação do indivíduo (nessa abordagem) é usada para obter-se os valores de suas funções de *fitness*. O retângulo preenchido em verde compreende as partições de taxas de transmissão de bits discutidas anteriormente $\mathcal{B} = \{B_s^{(1,i,j,B_r)}, B_s^{(2,i,j,B_r)}, \dots, B_s^{(P,i,j,B_r)}\}$ “armazenadas” por cada indivíduo. As duas funções de *fitness* de cada indivíduo são avaliadas utilizando um simulador de rede (mostrado na caixa cinza) que simula um grande conjunto de requisições de serviço sob regime de tráfego dinâmico (mostrado na caixa azul claro). O algoritmo RMSA (que é um bloco de construção do próprio

simulador de rede e é representado na caixa amarela) é executado para cada serviço de entrada simulado usando as informações \mathcal{B} do indivíduo junto com o Algoritmo 6. Então, após a geração de diversas requisições de serviço, o simulador retorna tanto a probabilidade de bloqueio da rede (PB) quanto o fator de compressão média da taxa de transmissão da rede ($\bar{\beta}_N$) (avaliado usando a Equação 4.9) para serem atribuídos como o *fitness* do indivíduo.

Figura 42 – Exemplo de frentes de Pareto e critério de dominância no processo de otimização multiobjetivo.



Fonte: O Autor, 2023.

O processo iterativo do otimizador NSGA-II utilizado neste trabalho é similar ao utilizado em (CAVALCANTE et al., 2018), com modificações nos operadores de inicialização, cruzamento e mutação, conforme mostrado no Algoritmo 9. A população inicial é composta por N indivíduos e eles são inicializados aleatoriamente, ou seja, cada um de seus genes é selecionado aleatoriamente (distribuição uniforme) dentre as opções disponíveis em $\tilde{\mathcal{C}}^{(P,\beta,\alpha,B_r)}$ (linha 5) (ver Seção 4.2.5).

Dois indivíduos I_1 e I_2 são selecionados para operação de cruzamento usando a abordagem da roda de roleta (*roulette wheel*) (LECHOWICZ; WALKOWIAK, 2016b). Em cada operação, é aplicado o cruzamento uniforme entre os indivíduos I_1 e I_2 para gerar os novos indivíduos descendentes I_3 e I_4 . Os genes dos indivíduos originários são trocados, com probabilidade p_c , para gerar os descendentes I_3 e I_4 . Em cada iteração do algoritmo, N operações de cruzamento são executadas para gerar N novos indivíduos (linha 11). Esta população criada por múltiplas operações de cruzamento também está sujeita à operação de mutação. Cada gene de cada indivíduo desta população sofre mutação com a probabilidade p_m (linha 12). Cada gene mutado é preenchido com um novo conteúdo aleatório (distribuição uniforme), selecionado entre as possibilidades disponíveis em $\tilde{\mathcal{C}}^{(P,\beta,\alpha,B_r)}$.

Após a execução dos operadores do GA, é criada uma nova população (Q_g) com $2N$ indivíduos. Neste ponto, as funções objetivo são avaliadas, os critérios de dominância são aplicados sobre os indivíduos de Q_g e um conjunto de frentes de Pareto é criado ($\mathcal{F}_g = \{\mathcal{F}_1, \mathcal{F}_2, \dots, \mathcal{F}_{ng}\}$) (linha 16). Diz-se que uma solução I_x domina uma solução I_y quando I_x é melhor que I_y em pelo menos um dos objetivos e não é pior nos outros objetivos. Assim, um indivíduo I_x é dito "não dominado" se não existe nenhum indivíduo I_y na população atual, com $y \neq x$, tal que I_y domine I_x . Os indivíduos não dominados da população são colocados na

Algorithm 9 MGA(N, V, G, P_c, P_m)

Require: N : Tamanho da população; V : Número de pares de nós da topologia; T : Número de opções de demanda de tráfego; G : Número de gerações; p_c : Probabilidade de cruzamento; p_m : Probabilidade de mutação; $\tilde{\mathcal{C}}^{(P,\beta,\alpha,B_r)}$: conjunto de combinações válidas que distribuem assimetricamente a B_r .

```

1:  $P_g \leftarrow \emptyset$ 
   {inicialização da população  $P_1$  de tamanho  $N$ , em que cada indivíduo possui  $V$  genes}
2: for  $n = 1$  to  $N$  do
3:   for  $v = 1$  to  $V$  do
4:     for  $t = 1$  to  $T$  do
5:        $I_n^v \leftarrow \text{ALEATÓRIO}(\tilde{\mathcal{C}}^{(P,\beta,\alpha,B_r)})$ ;
6:     end for
7:   end for
8:    $P_1 \leftarrow P_1 \cup I_n$ ;
9: end for{gerações}
10: for  $g = 1$  to  $G$  do
11:    $Q_g \leftarrow \text{CRUZAMENTO}(P_g, p_c)$ ;
12:    $Q_g \leftarrow \text{MUTAÇÃO}(Q_g, p_m)$ ;
13:   for Todos  $I_n \in Q_g$  do
14:     Calcule as funções objetivo (Use os particionamentos assimétricos propostos para o indivíduo atual  $I_n$ , sob análise, no simulador de rede e encontre a  $PB$  e o  $\bar{\beta}_N$  retornados);
15:   end for
16:   Aplique o critério de dominância a  $Q_g$  e crie o conjunto de frentes de Pareto  $\mathcal{F}_g = \{\mathcal{F}_1, \mathcal{F}_2, \dots, \mathcal{F}_{n_g}\}$ ;
   {início da criação da população  $Q_{g+1}$ }
17:    $Q_{g+1} \leftarrow \emptyset$ ;
18:    $k \leftarrow 1$ ;
19:   while  $|P_{g+1}| + |\mathcal{F}_k| \leq N$  do
20:      $P_{g+1} \leftarrow P_{g+1} \cup \mathcal{F}_k$ ;
21:      $k \leftarrow k + 1$ ;
22:   end while
23:   if  $|P_{g+1}| < N$  then
24:     Avalie o crowding distance de cada indivíduo da frente de Pareto  $\mathcal{F}_k$ ;
25:      $\mathcal{R} \leftarrow$  os  $N - |P_{g+1}|$  indivíduos com os mais altos crowding distance;
26:      $P_{g+1} \leftarrow P_{g+1} \cup \mathcal{R}$ ;
27:   end if
28: end for

```

primeira frente de Pareto \mathcal{F}_1 , que fornece as melhores soluções (apresentam melhor balanço entre as várias funções objetivo) encontradas pelo processo de otimização multiobjetivo (NSGA-II) até a iteração atual. Note que, diferentemente do GA mono-objetivo, existe um conjunto de soluções otimizadas e não apenas uma. Se o conjunto \mathcal{F}_1 for removido da população Q_g , então um novo conjunto de soluções não dominadas \mathcal{F}_2 (segunda frente de Pareto) irá surgir em Q_g e assim sucessivamente. Três frentes de Pareto são exemplificadas na Figura 42. Nessa figura, os indivíduos encontrados pelo NSGA-II são plotados de acordo com seus PB e $\bar{\beta}_N$. O indivíduo

I_1 apresenta valor inferior em pelo menos uma função de *fitness* e valor não superior na outra função de *fitness* que os indivíduos I_2 a I_7 . Assim, por definição, diz-se que I_1 “domina” I_2 a I_7 (o que significa que a solução I_1 mostra um melhor *trade-off* nas funções de *fitness* consideradas do que I_2 a I_7). Como pretende-se minimizar simultaneamente PB e $\bar{\beta}_N$, fica claro no gráfico que os indivíduos que alcançam o melhor *trade-off* entre PB e $\bar{\beta}_N$ pertencem a a primeira frente de Pareto. A divisão em frentes de Pareto é importante pois o NSGA-II usa o índice da frente à qual o indivíduo pertence como sua função aptidão (*fitness*).

Então, N dos indivíduos em Q_g são selecionados de acordo com o menor índice de frente de Pareto ao qual pertencem, em que $|F_k|$ é o número de indivíduos na frente de Pareto F_k (laço da linha 19). O NSGA-II considera que todas as soluções pertencentes a uma mesma frente de Pareto F_k têm a mesma aptidão, por isso, é necessário a utilização de um outro critério de comparação para os indivíduos dentro de uma mesma frente. O critério denominado de *crowding distance* (DEB et al., 2002) é utilizado pelo NSGA-II para essa comparação. Pode-se dizer, de forma simplificada, que o *crowding distance* de um indivíduo é sua distância para seus dois vizinhos mais próximos no espaço de objetivos. O valor de *crowding distance* é diretamente proporcional à distância, ou seja, possuir vizinhos distantes significa valores mais altos de *crowding distance* e vice-versa. Como é interessante se ter soluções igualmente espaçadas em uma determinada frente de Pareto, indivíduos que estão muito próximos de seus vizinhos (valores baixos de *crowding distance*) devem ser penalizados. Assim, quanto maior o valor do *crowding distance*, melhor é o indivíduo. Então, caso os indivíduos selecionados pertençam à mesma frente de Pareto, é levado em consideração o *crowding distance* dentro da frente de Pareto (linha 24). Isso forma a população Q_{g+1} que iniciará a próxima iteração. O processo finaliza-se quando o número escolhido de iterações (G) é atingido.

Ao final das G iterações, a primeira frente de Pareto da última iteração oferece as melhores soluções encontradas pelo NSGA-II. Neste trabalho, o indivíduo com menor valor de PB (I_s no gráfico da Figura 42) é utilizado como solução otimizada obtida ao final da fase offline. Note que, como a otimização é feita de forma multiobjetivo, essa solução escolhida representa não apenas aquela que fornece o menor PB , mas também aquela que fornece o menor $\bar{\beta}_N$ disponível para um valor tão baixo de PB .

4.2.5 Combinações consideradas de particionamento de taxa de transmissão de bits

Cada gene de um indivíduo NSGA-II armazena uma combinação válida que distribui assimetricamente a B_r para uma determinada requisição de serviço $R(i, j, B_r, \beta)$ entre as P rotas disjuntas de *link* e ainda obedecendo à restrição de β imposta pelo SLA. É evidente que existem diversas possibilidades para tais combinações. Seja $\mathcal{C}^{(P, \beta, \alpha, B_r)} = \{c_1, c_2, \dots, c_C\}$ o conjunto de todas essas combinações, enquanto c_x é composto por um conjunto de P taxas de bits $c_x = \{B^{(1)}, B^{(2)}, \dots, B^{(P)}\}$. Para reduzir o número de combinações disponíveis para cada gene (e consequentemente acelerar a convergência NSGA-II), foram aplicadas as seguintes

restrições em $B^{(p)}$ e β .

$$\begin{aligned}
 & \beta \leq 1/P \\
 & B^{(1)} = B^{(2)} = B_r(1 - \beta) \text{ se } P = 2 \\
 & \gamma_i B_r \leq B^{(p)} \leq \gamma_f B_r \text{ se } P > 2 \\
 & B^{(p)} \in \{\gamma_i B_r, \gamma_i B_r + \gamma_s, \gamma_i B_r + 2\gamma_s, \dots, \gamma_f B_r\} \text{ se } P > 2
 \end{aligned} \tag{4.10}$$

em que γ_i e γ_f definem, respectivamente, os valores mais baixos e mais altos permitidos para $B^{(p)}$, enquanto γ_s define o passo de discretização. Ao aplicar tais restrições, obtém-se o conjunto reduzido $\tilde{\mathcal{C}}^{(P,\beta,\alpha,B_r)} = \{\tilde{c}_1, \tilde{c}_2, \dots, \tilde{c}_{\tilde{C}}\}$ tal que $\tilde{\mathcal{C}}^{(P,\beta,\alpha,B_r)} \subset \mathcal{C}^{(P,\beta,\alpha,B_r)}$. Neste trabalho, foram consideradas como combinações de genes válidas aquelas do conjunto $\tilde{\mathcal{C}}^{(P,\beta,\alpha,B_r)}$, construído usando $\gamma_i = 0, 2$, $\gamma_f = 0, 8$ e $\gamma_s = 0, 05$ Gbits/s.

4.3 SIMULAÇÕES E RESULTADOS DO OPDPP

Nesta seção, são apresentadas diversas simulações com objetivo de comparar o desempenho de esquemas de proteção baseados na estratégia TRsP com o esquema OPDPP que utiliza TRaP otimizado considerando o provisionamento multicaminho. O objetivo é mostrar como o particionamento assimétrico otimizado da taxa de transmissão pode influenciar no desempenho da rede. Também é mostrado o efeito da aplicação das estratégias FARgdp e Multi-P aos esquemas de proteção multicaminho apresentados neste trabalho.

As requisições de serviço chegam aleatoriamente seguindo o processo de Poisson com tempo de permanência distribuído exponencialmente. O ruído de emissão espontânea amplificada (ASE) foi utilizado como parâmetro físico para avaliação do OSNR no modelo de camada física (CAVALCANTE et al., 2018) descrito na Seção 2.6.1.

Os resultados foram obtidos para as topologias físicas de rede COST239 (grau médio de 4,72) e NSFNET (grau médio de 3), detalhadas na Seção 2.6.2. Essas topologias foram utilizadas porque apresentam graus médios de nós diferentes. Tal métrica é simplesmente a média de todos os graus dos nós de uma rede e tem forte influência em algoritmos baseados em provisionamento multicaminho.

Nas simulações, foram utilizados 128 *slots* por enlace, 10^6 requisições de chamada, tráfego dinâmico com distribuição exponencial para a duração das chamadas, opções de demanda de tráfego $\mathcal{B}_r \in \{100.200.400\}$ Gb/s uniformemente distribuídas. Os pontos de carga mínimo e máximo foram definidos de modo a obter-se a probabilidade de bloqueio de chamadas aproximadamente entre 10^{-5} e 10^{-2} .

A probabilidade de mutação usada no GA (p_m) é calculada para fornecer cerca de 2 mutações genéticas (em média) por indivíduo, por ser um valor típico para esse tipo de algoritmo. Assim, $p_m = \frac{2}{N \times (N-1) \times 3}$ o que leva a $p_m = 0, 006$ para a topologia COST239 e $p_m = 0, 0037$ para a topologia NSFNET. A Tabela 9 apresenta o resumo das configurações de simulação da proposta apresentada nessa seção.

Tabela 9 – Parâmetros de simulação para o OPDPP

Parâmetros Gerais	Símbolo	Valor
Número de requisições de chamadas	R_n	10^6
Opções de demanda de tráfego	\mathcal{B}_r	{100, 200, 400} [Gb/s]
Fator de compressão de taxa de transmissão	β	0,2/0,3
Número de <i>Slots</i> de Frequência por enlace	S	128
Número de banda de guarda	GB	0/1 [slot]
Parâmetros físicos	Símbolo	Valor
Figura de ruído	NF	5 [dB]
Coefficiente de atenuação	D_{fiber}	0,2 [dB/km]
Potência de sinal de entrada	E_{in}	30 [dBm]
OSNR do sinal de entrada	$OSNR_{in}$	30 [dB]
Comprimento do <i>Span</i>	LS	80 [Km]
Formatos de modulação	-	{64, 32, 16, 8, 4} QAM
Parâmetros do GA	Símbolo	Valor
Número de gerações	A	200
Número de indivíduos	N	50
Probabilidade de cruzamento	p_c	0,5
Probabilidade de mutação	p_m	0,006(COST239) e 0,0037(NSFNET)

Fonte: O Autor, 2023.

Os resultados obtidos pelo OPDPP proposto são comparados com 5 outros algoritmos detalhados na Tabela 10. O algoritmo PDPP3S é o mesmo proposto por Assis et al. (ASSIS; ALMEIDA; WALDMAN, 2012). Os algoritmos DPPS_F, PDPP2S_F e PDPP3S_F são propostos nesta tese e são versões aprimoradas (pela consideração da abordagem FARgdp) de suas contrapartes propostas em (ASSIS; ALMEIDA; WALDMAN, 2012). PDPP3S_{FM} também é proposto nesta tese e é um aprimoramento do PDPP3S que usa a abordagem FARgdp e o algoritmo DPGR-multi-P(). Conforme mostrado na Tabela 10, todos os 5 algoritmos podem ser implementados como

Tabela 10 – Parâmetros e descrição dos algoritmos de proteção investigados nesta tese. Os algoritmos marcados com “*” são versões aprimoradas das suas contrapartes encontradas em (ASSIS; ALMEIDA; WALDMAN, 2012) e propostas nesta tese.

Algoritmo	RMSA	Aplica FARgdp?	P	K	Partições \mathcal{B}	Proposto em
DPPS _F	DPGR()	sim	2	10	$B_s^{(1,i,j,B_r)} = B_r$ e $B_s^{(2,i,j,B_r)} = (1 - \beta)B_r \forall i, j$.	nesta tese*
PDPP2S _F	DPGR()	sim	2	10	$B_s^{(p,i,j,B_r)} = B_s \forall p, i, j, B_s$ da Equação 4.2.	nesta tese*
PDPP3S	DPGR()	não	3/2	1	$P = 3$ se existir 3 rotas disjuntas entre os nós i, j e $P = 2$ caso contrário. $B_s^{(p,i,j,B_r)} = B_s \forall p, B_s$ da Equação 4.2.	(ASSIS; ALMEIDA; WALDMAN, 2012)
PDPP3S _F	DPGR()	sim	3/2	10	A mesma da linha anterior.	nesta tese*
PDPP3S _{FM}	DPGR-multi-P()	sim	3	10	$B_s^{(p,i,j,B_r)} = B_s \forall p, B_s$ da Equação 4.2.	nesta tese*
OPDPP	DPGR-multi-P()	sim	3	10	$B_s^{(p,i,j,B_r)}$ otimizadas e diferentes para cada par $i - j$	nesta tese

Fonte: O Autor, 2023.

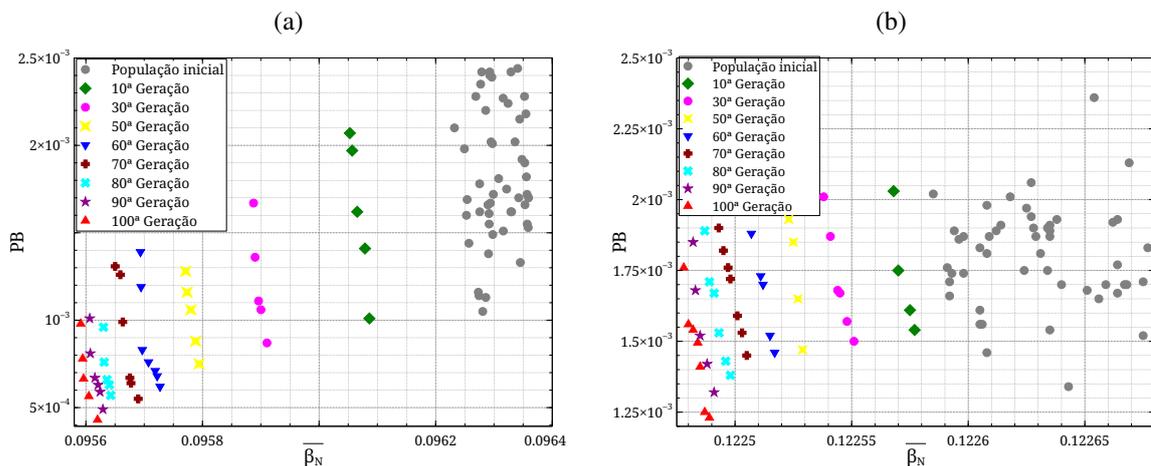
casos especiais de DPGR() (Algoritmo 5) ou DPGR-multi-P() (Algoritmo 6). Particularmente, observe que PDPP3S pode ser implementado como um caso especial do algoritmo DPGR()

proposto assumindo TRsP, $K = 1$ (ou seja, nenhuma aplicação da estratégia FARgdp), $P = 3$ para os pares de nós que possuem 3 rotas de disjuntas de *link* e $P = 2$ caso contrário. Todos os algoritmos simulados usam, como processo de alocação de espectro ($SA(B_s^{(p,i,j,B_r)}, r_{p,k}^{(i,j)})$), a política *first-fit* (Almeida et al., 2013a).

4.3.1 Análise de convergência (fase offline)

Na abordagem proposta, o primeiro passo para resolver o problema de otimização definido na Seção 4.2.1 é a aplicação do otimizador NSGA-II na fase *offline* (conforme mencionado na Seção 4.2.4). O NSGA-II é um algoritmo iterativo e pode-se analisar a convergência do algoritmo ao longo de seu processo iterativo (denominado gerações) conforme mostrado na Figura 43. O resultado para a topologia COST239 considerando uma carga oferecida de 250 erlangs é mostrado na Figura 43a e para NSFNET considerando 50 erlangs de carga oferecida, na Figura 43b. A Figura 43 relaciona a probabilidade de bloqueio de chamada com o fator de compressão média da taxa de transmissão da rede para algumas soluções encontradas pelo NSGA-II durante seu processo de otimização: população inicial (símbolos cinza) e primeira frente de Pareto ao final de uma determinada geração. Os símbolos com a mesma forma/cor pertencem à primeira frente de Pareto encontrada pelo NSGA-II após o número de gerações definido.

Figura 43 – Convergência do algoritmo NSGA-II para (a) COST239 (250 erlang) and (b) NSFNET (50 erlang). As soluções encontradas são plotadas num gráfico de probabilidade de bloqueio de chamada versus fator de compressão média da taxa de transmissão de bits da rede. A população inicial e primeiras frentes de Pareto, são mostradas usando-se as cores e símbolos rotulados.



Fonte: O Autor, 2023.

Observe que as soluções da primeira frente de Pareto de uma determinada geração dominam as soluções da primeira frente de Pareto das gerações anteriores, o que mostra a tendência convergente do algoritmo. Além disso, uma baixa melhoria pode ser observada entre as gerações 90 e 100 em ambas as topologias. Portanto, a solução com o menor valor de PB após 100 gerações é fixada para ser utilizada pelo OPDDP durante a fase online (resultados mostrados nas próximas subseções).

4.3.2 Análise de Probabilidade de Bloqueio (fase online)

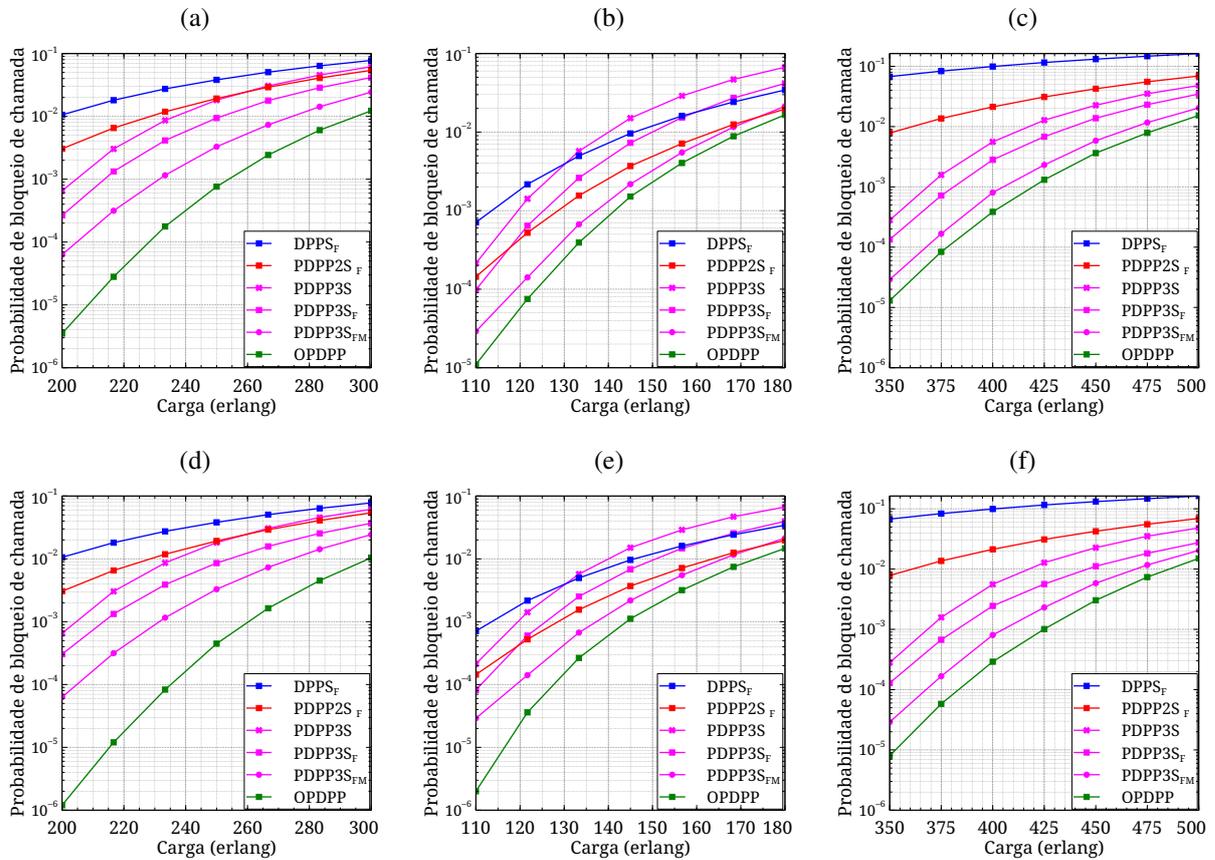
Foram propostos dois cenários para as simulações, com o objetivo de avaliar em qual deles a otimização do GA produziria melhores resultados em termos de probabilidade de bloqueio. O primeiro cenário considera o fato de que o DPGR ordena as rotas internas dos grupos por custo de comprimento de forma crescente, então $r_1 < r_2 < \dots < r_P$. Como a última rota de cada grupo é mais longa, é interessante que ela receba menores parcelas da taxa de transmissão particionada, devido à sua menor eficiência espectral em relação às rotas mais curtas, a fim de economizar recursos da rede. Por isso, as restrições da Equação 4.10 foram ajustadas para que as opções de particionamento geradas, para serem utilizadas pelo GA, apresentassem suas partições em ordem decrescente, ou seja, $B_s^{(1,i,j,B_r)} \geq B_s^{(2,i,j,B_r)} \geq \dots \geq B_s^{(P,i,j,B_r)}$. O segundo cenário proposto permite que as opções de particionamento geradas, para a utilização pelo GA, assumam valores sem a restrição anterior, ou seja, tanto crescentes como decrescentes.

A Figura 44 mostra os gráficos de probabilidade de bloqueio de chamada (PB) em função da carga de rede oferecida para todos os algoritmos de proteção investigados e descritos na Tabela 10 para a topologia COST239. Inicialmente foram realizadas simulações para o cenário 1 (com restrição de partições decrescentes), descrito no parágrafo anterior, assumindo $\beta = 0,2$ e $GB = 0$ (Figura 44a) como referência, então foram realizadas simulações assumindo $\beta = 0,2$ e $GB = 1$ (Figura 44b) para se comparar e avaliar o impacto do uso de banda de guarda, e por fim foram realizadas simulações assumindo $\beta = 0,3$ e $GB = 0$ (Figura 44c) a fim de se comparar e avaliar o efeito do aumento no valor do β . Em seguida, a mesma sequência de simulações foram realizadas para o cenário 2 (sem restrição de partições decrescentes), conforme mostradas nas Figuras 44d, 44e e 44f. Comparando-se os resultados obtidos das simulações equivalentes nos dois cenários, é possível verificar que as curvas de probabilidade de bloqueio do cenário 2 apresentam valores menores. Isso mostra que, num cenário de proteção multicaminho, não se deve priorizar apenas a economia de recursos da rede, mas também proporcionar o balanceamento de cargas e a organização espectral para que existam rotas com espectro disponível para o provimento de proteção, mesmo que isso implique, em alguns casos, em alocar taxas mais altas nas rotas mais longas, ocasionando maior utilização de recursos. Por isso, o GA conseguiu evoluir para um *trade-off* adequado, obteve uma melhor otimização e, conseqüentemente, um melhor resultado, quando operou tanto com particionamento crescente como decrescente, proposto no cenário 2. Como o cenário 2 apresentou melhores resultados, ele foi considerado para as demais simulações e análises realizadas neste capítulo.

As probabilidades de bloqueio mostradas são o valor médio para 10 simulações independentes. Também foram avaliadas, para cada ponto simulado, as barras de erro associadas para um intervalo de confiança de 95%. Essas barras de erro foram suprimidas dos gráficos porque são muito estreitas e difíceis de se visualizar nos gráficos. Uma Análise semelhante para a topologia NFSNET é mostrada na Figura 45.

As Figuras 44 e 45 mostram que o OPDPP proposto supera todos os esquemas de proteção investigados independentemente da topologia, β e do número considerado de *slots* de

Figura 44 – COST239 probabilidade de bloqueio de chamada por carga oferecida de rede no cenário com restrição de particionamento decrescente (cenário 1) para (a) $\beta = 0.2/GB = 0$; (b) $\beta = 0.2/GB = 1$ e (c) $\beta = 0.3/GB = 0$ e no cenário sem restrição de particionamento decrescente (cenário 2) para (d) $\beta = 0.2/GB = 0$; (e) $\beta = 0.2/GB = 1$ e (f) $\beta = 0.3/GB = 0$.

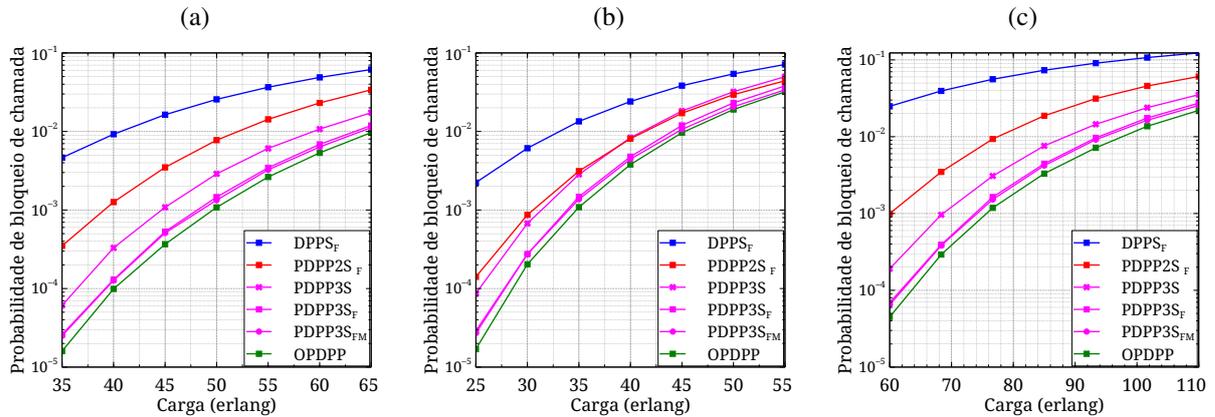


Fonte: O Autor, 2023.

banda de guarda. Além disso, o OPDPP supera em muito a estratégia PDPP3S original (mostrada nas curvas de símbolos rosa/x nos gráficos) proposta em (ASSIS et al., 2016). Também pode ser notado nos gráficos que as diferenças relativas entre as PB obtidas pelo OPDPP e PDPP3S_{FM} (segundo melhor algoritmo em todos os gráficos) são mais acentuadas na topologia COST239 do que na topologia NSFNET. Possivelmente este resultado se deve ao fato da rede COST239 ser uma topologia mais conectada (alto grau médio de nós) que a NSFNET, o que resulta em uma maior diversidade no número de rotas disjuntas disponíveis e, conseqüentemente, em mais oportunidades de otimização a serem exploradas tanto pelo OPDPP quanto pela estratégia de múltiplos caminhos.

As Figuras 44 e 45 também podem ser usadas para quantificar as melhorias nas PB s alcançadas por ambas as estratégias: *fixed-alternate routing by groups of disjoint paths* (FARgdp) e tentativas sucessivas de número de rotas disjuntas consideradas (Multi-P). Em todos os cenários simulados, é possível notar que a PB encontrada pelo PDPP3S é significativamente reduzido quando a estratégia FARgdp é adotada, ou seja, utilizando o algoritmo PDPP3S_F. Além disso, verifica-se uma redução adicional da PB quando as estratégias FARgdp e Multi-P são adota-

Figura 45 – NSFNET probabilidade de bloqueio de chamada por carga oferecida de rede para: (a) $\beta = 0.2/GB = 0$; (b) $\beta = 0.2/GB = 1$ e (c) $\beta = 0.3/GB = 0$.



Fonte: O Autor, 2023.

das simultaneamente, embora a redução seja mais expressiva na topologia COST239 e quase insignificante na topologia NSFNET (compare a PB alcançada pelos algoritmos $PDPP3S_F$ e $PDPP3S_{FM}$ em cada gráfico).

Uma das principais desvantagens do uso do roteamento multicaminho é a possível necessidade de adicionar *slots* de banda de guarda para cada caminho considerado. O impacto na PB de considerar GB *slots* como banda de guarda pode ser analisado, em nossas simulações, comparando os resultados alcançados por $PDPP2S_F$ e $PDPP3S_F$ nas Figuras 44d e 44e (para topologia COST239) e nas Figuras 45a e 45b (para topologia NSFNET). Para $GB = 0$ (Figuras 44d e 45a), $PDPP3S_F$ supera em muito o $PDPP2S_F$ em ambas as topologias. Da mesma forma, para $GB = 1$ (Figuras 44e e 45b) $PDPP3S_F$ ainda supera $PDPP2S_F$ na topologia NSFNET. No entanto, o oposto é verificado na topologia COST239 para cargas oferecidas superiores a 120 erlangs. Embora o $PDPP3S_F$ permita economia de recursos de espectro em comparação ao $PDPP2S_F$, ele requer um número maior de *slots* de banda de guarda. Assim, as curvas de PB obtidas para $PDPP3S_F$ e $PDPP2S_F$ aproximam-se para $GB = 1$ quando comparadas ao cenário $GB = 0$. Isso pode ser notado na NSFNET, mas o efeito é mais evidente na topologia COST239 em que até mesmo uma inversão de desempenho entre os algoritmos é percebida. Uma possível explicação para tal inversão é: como o COST239 possui maior grau médio de nós que o NSFNET, mais conexões são alocadas com três do que com dois caminhos, o que requer um número maior de *slots* de banda de guarda. Pode-se notar que em cerca de 120 erlangs verifica-se uma inversão nas curvas de PB encontradas por $PDPP3S_F$ e $PDPP2S_F$ na topologia COST239.

Finalmente, como esperado, para um certo nível de PB , a operação da rede assumindo $\beta = 0,3$ e $GB = 0$ suporta mais carga do que a operação da rede sob $\beta = 0,2$ e $GB = 0$, que suporta mais carga do que a operação de rede em $\beta = 0,2$ e $GB = 1$. Usando como exemplo OPDPP na topologia COST239 e o nível de PB de 10^{-3} , a rede suporta aproximadamente: 425 erlangs para $\beta = 0.3$ e $GB = 0$ (Figura 44f), 260 erlangs para $\beta = 0,2$ e $GB = 0$ (Figura 44d) e 145 erlangs para $\beta = 0,2$ e $GB = 1$ (Figura 44e).

4.3.3 Outras análises de desempenho de rede (fase online)

A Tabela 11 mostra os resultados para $\bar{\beta}_N$, α_N e a utilização média dos recursos da rede v_N em todos os cenários simulados obtidos para os algoritmos PDPP3S, PDPP3S_{FM} e OPDPP nas topologias COST239 (250 erlang) e NSFNET (50 erlang). A tabela também mostra a porcentagem de pares origem-destino designados para usar estratégias simétrica (TRsP) ou assimétrica (TRaP) (linhas “Sim. %” e “Assim. %”). No caso do OPDPP proposto, esta designação é feita durante a fase offline.

A métrica v_N é um fator de utilização de recursos da rede e pode ser calculada como a razão entre a soma dos *slots* utilizados por todas as chamadas aceitas multiplicada pelo seu respectivo tempo de permanência na rede e o total de *slots* disponíveis na rede multiplicado pelo tempo de simulação.

Tabela 11 – Visão geral dos resultados para as topologias COST239 e NSFNET.

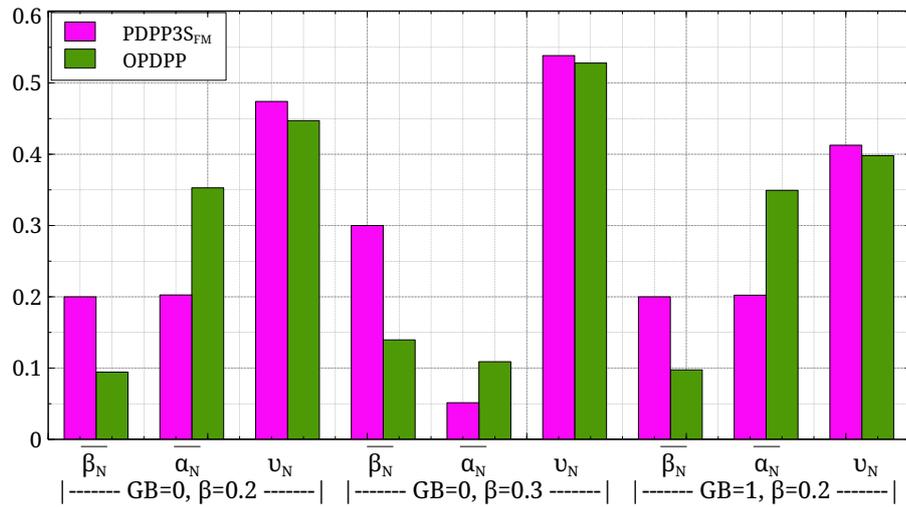
COST239	$\beta = 0,2$ $GB = 0$ 250 erlangs			$\beta = 0,2$ $GB=1$ 145 erlangs			$\beta = 0,3$ $GB=0$ 425 erlangs		
	PDPP3S	PDPP3S _{FM}	OPDPP	PDPP3S	PDPP3S _{FM}	OPDPP	PDPP3S	PDPP3S _{FM}	OPDPP
PB	0,018157	0,00329	0,000447	0,01506	0,002176	0,001113	0,012776	0,002311	0,001011
$\bar{\beta}_N$	0,2	0,2	0,092084	0,2	0,2	0,097271	0,3	0,3	0,13657
α_N	0,2	0,202617	0,352868	0,2	0,202269	0,349325	0,05	0,051418	0,108953
v_N	0,462457	0,474066	0,447148	0,40548	0,412686	0,39805	0,528305	0,538407	0,527921
Sim.%	100	100	1,1	100	100	3,03	100	100	8,2
Assim.%	0	0	98,9	0	0	96,97	0	0	91,8
NSFNET	$\beta = 0,2$ $GB = 0$ 50 erlangs			$\beta = 0,2$ $GB=1$ 40 erlangs			$\beta = 0,3$ $GB=0$ 85 erlangs		
	PDPP3S	PDPP3S _{FM}	OPDPP	PDPP3S	PDPP3S _{FM}	OPDPP	PDPP3S	PDPP3S _{FM}	OPDPP
PB	0,002887	0,001336	0,001081	0,008337	0,004448	0,003797	0,007605	0,004206	0,003306
$\bar{\beta}_N$	0,2	0,2	0,119673	0,2	0,2	0,12069	0,3	0,3	0,172654
α_N	0,309359	0,30973	0,420479	0,308341	0,309113	0,419017	0,144676	0,145355	0,271179
v_N	0,233944	0,235014	0,232793	0,252776	0,255146	0,253846	0,298958	0,302418	0,301811
Sim.%	100	100	1,93	100	100	2,48	100	100	5,31
Assim.%	0	0	98,07	0	0	97,52	0	0	94,69

Fonte: O Autor, 2023.

Em todos os cenários e topologias simulados, o algoritmo OPDPP encontra valores mais baixos para PB , $\bar{\beta}_N$ e v_N em comparação com PDPP3S_{FM} ou PDPP3S. Há duas exceções para esta afirmação (marcadas em negrito na tabela) na topologia NSFNET na qual o PDPP3S atinge valores v_N mais baixos (por uma margem muito baixa) se comparado com o OPDPP. Isso significa que o OPDPP fornece uma solução que, ao mesmo tempo, apresenta menos eventos de bloqueio, menor (ou quase sempre menor) ocupação espectral média da rede e menor compressão média da taxa de transmissão de bits na ocorrência de falha única de *link*. Por outro lado, em todos os casos investigados, o OPDPP precisa alocar uma quantidade maior de taxa de transmissão de bits total (ou seja, maior α_N) em comparação com PDPP3S_{FM} ou PDPP3S.

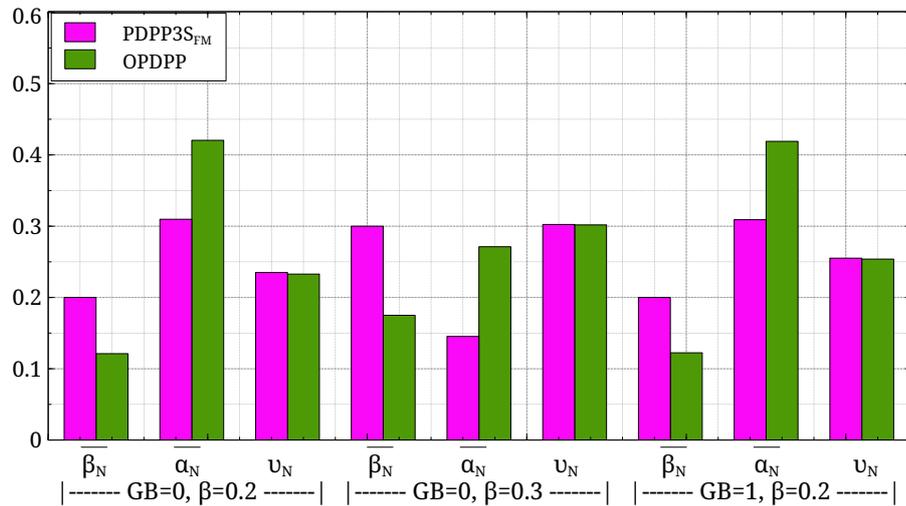
Essa característica do OPDPP de ocasionar um maior α_N não necessariamente representa uma desvantagem, pois a taxa de transmissão incremental pode ser utilizada para a transmissão de tráfego de baixa prioridade ou para melhorar a codificação de sistemas de detecção e correção de erros, como o FEC.

Figura 46 – Comparativo entre resultados obtidos por PDPP3S_{FM} e OPDPP em termos de $\bar{\beta}_N$, α_N e v_N , para a topologia COST239.



Fonte: O Autor, 2023.

Figura 47 – Comparativo entre resultados obtidos por PDPP3S_{FM} e OPDPP em termos de $\bar{\beta}_N$, α_N e v_N , para a topologia NSFNET.



Fonte: O Autor, 2023.

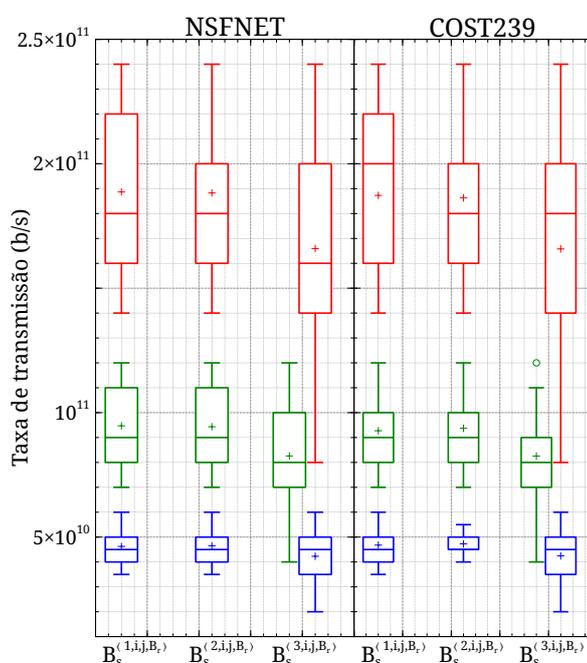
Os gráficos mostrados nas Figuras 46 e 47 apresentam uma melhor visualização da comparação dos resultados obtidos pelas simulações das estratégias PDPP3S_{FM} e OPDPP, em termos de $\bar{\beta}_N$, α_N e v_N , respectivamente, para a topologia COST239 e NSFNET.

Pode-se observar, também na tabela, que a solução otimizada encontrada pelo OPDPP (para COST239, $\beta = 0, 2$ e $GB = 0$) designou a distribuição assimétrica da taxa de transmissão

de bits entre as três rotas para 98,9% dos pares de nós origem-destino, enquanto a distribuição simétrica é adotada para apenas 1,1% dos pares origem-destino da rede. Além disso, observe que um resultado semelhante é verificado nos demais cenários simulados, ou seja, a solução OPDPP designou a distribuição assimétrica para mais de 90% dos pares de nós origem-destino em todos os casos simulados.

Além da porcentagem de pares de nós de origem-destino que usam estratégias simétricas ou assimétricas, também foram investigadas as estatísticas relativas à quantidade de taxa de transmissão de bits designada pelo OPDPP (otimização NSGA-II) para cada uma das três partições de cada par de nós de origem-destino. A análise para as duas topologias é mostrada no

Figura 48 – Taxa de transmissão de bits entre as partições ($B_s^{(1,i,j,B_r)}$, $B_s^{(2,i,j,B_r)}$ e $B_s^{(3,i,j,B_r)}$) para cada opção de demanda de tráfego (100 Gb/s caixas azuis, 200 Gb/s caixas verdes e 400 Gb/s caixas vermelhas), definidas pela solução do GA, para $\beta = 0.2$ e $GB = 0$, plotadas como um gráfico *boxplot* para NSFNET (50 erlangs) e COST239 (250 Erlangs).



Fonte: O Autor, 2023.

gráfico *box-and-whisker* na Figura 48. O eixo vertical representa a taxa de transmissão de bits designada para cada uma das três partições rotuladas no eixo horizontal. Cada caixa é desenhada do primeiro ao terceiro quartil, a linha horizontal e o símbolo desenhado dentro da caixa denotam, respectivamente, a mediana e a média, os bigodes são desenhados com base em 1,5 vezes a regra do intervalo interquartil e os círculos são os pontos de dados discrepantes (*outliers*). As caixas vermelhas, verdes e azuis representam, respectivamente, os serviços de 400 Gb/s, 200 Gb/s e 100 Gb/s. Observe que há uma tendência na escolha do OPDPP de alocar maior quantidade de taxa de transmissão de bits nas duas primeiras partições do que na terceira partição. Tal ação faz sentido porque as rotas que atendem às partições são classificadas em ordem decrescente de eficiência espectral, com a rota de maior eficiência espectral disponível sendo alocada para atender a primeira partição e assim por diante.

5 CONSIDERAÇÕES FINAIS

Nesta tese são propostas estratégias que podem ser aplicadas em sobrevivência de redes ópticas elásticas, especialmente em esquemas de proteção com provisionamento multicaminho. Tais propostas são capazes de gerar a economia na utilização de recursos da rede, redução da PB e do fator médio de compressão da taxa de transmissão da rede em caso de falhas. Além disso, a aplicação de proteção contra falhas em redes ópticas elásticas aumentam a disponibilidade da Internet para valores muito próximos de 100%. Esses benefícios impactam positivamente na vida dos usuários das grandes redes de telecomunicações, como a Internet, melhorando suas experiências na utilização dos serviços da Internet.

O provimento de proteção sempre implica em incremento de recursos utilizados, por isso, prover proteção com o mínimo de incremento de recursos é um desafio na área de sobrevivência de redes ópticas. Nesse contexto, foram abordadas duas linhas de pesquisa que visam contribuir para a área de sobrevivência em redes ópticas. A primeira avaliou os impactos das estratégias de ordenamento de priorização do RSA na proteção multicaminho e no desempenho da rede. Para isso, foram propostos esquemas de proteção multicaminho que utilizam as estratégias de ordenamento R-SA, SA-R e híbrida. Foram realizadas simulações para chamadas não protegidas a fim de mostrar os benefícios de cada estratégia e que uma abordagem híbrida das estratégias impactam positivamente no desempenho da rede. Em seguida, as estratégias foram adaptadas para o cenário de chamadas protegidas com provisionamento multicaminho e foram feitas simulações para se avaliar os seus desempenhos e verificar qual estratégia é mais adequada para tal cenário. A segunda linha da pesquisa propôs uma estratégia para otimizar o particionamento da taxa de transmissão que é transmitida pelos multicaminhos das conexões de chamadas protegidas. Os resultados mostraram a que as estratégias propostas podem proporcionar melhoras significativas no desempenho da rede.

A primeira contribuição desta tese é a apresentação de uma análise acerca de ordem de prioridade na execução do RSA, que mostra as características, vantagens e desvantagens das duas estratégias possíveis (R-SA ou SA-R), para o desempenho da rede (Seção 3.1). Em seguida, é apresentada uma contribuição por meio da proposta de uma estratégia híbrida (HRSA), que utiliza algoritmo genético de único objetivo para aplicar R-SA para alguns pares de nós origem-destino e SA-R para outros, de forma otimizada de acordo com as características físicas de cada par origem-destino (Seção 3.2). Os resultados mostraram que a estratégia SA-R apresentou maior eficiência que a estratégia R-SA na maioria dos cenários analisados. Foi comprovado também, por meio de simulações, que o uso da estratégia híbrida proposta produz um melhor desempenho, em termos de probabilidade de bloqueio, para a rede se comparado com o uso individual de apenas uma das estratégias (R-SA ou SA-R) para todos os pares origem-destino.

A segunda contribuição dessa tese é a aplicação da estratégia híbrida de ordenamento de prioridade na execução do RSA, num cenário de rede com proteção por provisionamento multicaminho (Seção 3.3). Para isso, foi desenvolvido um novo algoritmo que utiliza algoritmo genético

para definir a melhor ordem de prioridade de execução do roteamento e alocação espectral para cada par origem-destino da rede de forma a reduzir a probabilidade de bloqueio, considerando grupos de rotas disjuntas entre os pares e não rotas individuais (HPDPP). É apresentada uma análise mostrando todas as questões que influenciam e precisam ser consideradas para a aplicação da estratégia híbrida no cenário de rede com proteção multicaminho, como, por exemplo, o número de caminhos disjuntos utilizados. Os resultados mostraram que no cenário de proteção multicaminho, de forma geral, as estratégias SA-R apresentaram melhores desempenhos que as estratégias R-SA, no qual o algoritmo *SAR – LH* apresentou o melhor desempenho individual. Entretanto, assim como no cenário sem proteção, a estratégia híbrida foi mais eficiente que as estratégias aplicadas individualmente, no cenário com proteção multicaminho e proporcionou melhoria no desempenho das redes analisadas.

Outra contribuição desta tese é a apresentação de um algoritmo de roteamento (DPGR) que gera grupos de rotas disjuntas e permite tanto o roteamento fixo-alternativo quanto roteamento dinâmico utilizando grupos de P rotas candidatas disjuntas em substituição à rotas candidatas individuais (Seção 3.3.1). O algoritmo de roteamento proposto foi inicialmente desenvolvido para permitir a implementação das estratégias R-SA e SA-R no cenário de proteção multicaminho, aplicando o roteamento fixo-alternativo à grupos candidatos de rotas disjuntas (FARgdp) em substituição à rotas candidatas individuais, comumente utilizadas no roteamento fixo-alternativo clássico. Entretanto, esse algoritmo de roteamento pode ser utilizado para qualquer tipo de algoritmo de RSA que utiliza provisionamento multicaminho. O novo conceito de roteamento fixo-alternativo FARgdp foi aplicado para propor dois algoritmos de proteção (DPGR e DPGR-Multi-P), bem como para aprimorar quatro algoritmos encontrados na literatura. Em todos os cenários investigados, os algoritmos que aplicam os conceitos FARgdp e Multi-P alcançaram valores mais baixos de probabilidades de bloqueio quando comparados com os seus algoritmos homólogos que não os aplicam. Os resultados e análises obtidos nesta pesquisa, mostram que o uso do DPGR possibilita diversas possibilidades de implementação de estratégias de otimização para redes ópticas com provisionamento multicaminho.

Mais uma contribuição é uma abordagem dos conceitos de particionamento simétrico (TRsP) e assimétrico (TRaP) da taxa de transmissão requerida num cenário de redes ópticas com proteção multicaminho e admitância de compressão da taxa de transmissão requerida (BSP). São mostradas as características vantagens, desvantagens e oportunidades de otimização referente à utilização do particionamento simétrico ou assimétrico (Seção 4.1). Essa análise permitiu a visualização de que, num cenário de particionamento assimétrico da taxa de transmissão que admite BSP, a ocorrência de uma falha única de enlace em diferentes caminhos disjuntos utilizados na conexão, ocasiona diferentes níveis de compressão na taxa de transmissão resultante da soma das taxas de transmissão dos caminhos remanescentes. Por isso, foi proposta uma nova métrica para medir o fator de compressão média da taxa de transmissão experimentada por uma conexão durante uma falha única de enlace, para redes com particionamento assimétrico da taxa de transmissão que admitem BSP.

Por fim, uma importante contribuição é a apresentação de um novo esquema de proteção para redes ópticas elásticas sob tráfego dinâmico denominado OPDPP. Ele considera o cenário de roteamento multicaminho no qual a taxa de transmissão de bits dos serviços é dividida assimetricamente entre vários caminhos disjuntos de enlace, bem como pode ser comprimida (reduzida) quando os serviços são afetados por uma falha única de enlace. O OPDPP consiste numa meta-heurística que utiliza algoritmo genético multiobjetivo para definir, para cada par de nós da rede, um particionamento adequado da taxa de transmissão entre os caminhos disjuntos utilizados pelo esquema de proteção multicaminho na conexão (OPDPP), conforme mostrado na Seção 3.3.1. O objetivo do procedimento de otimização é minimizar, simultaneamente, a probabilidade de bloqueio da rede (PB) e o fator de compressão média da taxa transmissão de bits ($\bar{\beta}$) experimentada pelos serviços sob uma falha única de enlace. Foram realizadas diversas simulações para avaliar o desempenho do OPDPP. Em todos os cenários investigados (topologias COST239/NSFNET, fator de compressão máximo permitido β de 0,2 e 0,3 e caminhos com e sem bandas de guarda), o OPDPP conseguiu encontrar valores mais baixos de probabilidades de bloqueio quando comparado com outros 5 algoritmos (um algoritmo é da literatura, enquanto os outros quatro são versões aprimoradas de algoritmos propostos anteriormente).

Apesar de não ter sido incluída nesta tese, uma proposta do OPDPP para redes de tráfego estático foi realizada em parceria com pesquisadores da Universidade Federal da Bahia (BR) e da *University of Bristol* (UK). Tal proposta foi publicada como artigo na revista *Optical Fiber Technology* (Elsevier), no ano de 2023 (artigo 5 do apêndice A). Esse artigo propõe uma formulação de programação linear inteira mista (MILP) para encontrar um particionamento assimétrico otimizado da taxa de transmissão das conexões entre múltiplos caminhos disjuntos, a fim de fornecer proteção dedicada e redução no número máximo de *slots* na rede e na compressão média da largura de banda. A solução é analisada em uma série de redes realistas, mostrando que a formulação proposta reduz significativamente o uso espectral em comparação com os mecanismos de proteção tradicionais e reduz a quantidade de compressão necessária em comparação com a antiga abordagem PDPP.

Um outro desdobramento desta tese foi uma abordagem que propõe a reutilização da taxa de transmissão incremental, necessária para prover proteção no esquema de proteção multicaminho PDPP, para tráfego de baixa prioridade, num cenário de tráfego heterogêneo (conexões protegidas e outras que não requerem proteção). Essa proposta gerou um artigo que foi submetido na revista *Communications Letters* (IEEE), no ano de 2023 (artigo 10 do apêndice A). O artigo investiga um cenário em que serviços protegidos e desprotegidos coexistem em uma rede óptica elástica sob tráfego dinâmico. No cenário investigado, os serviços desprotegidos podem reutilizar a largura de banda ociosa reservada para fornecer proteção aos serviços protegidos. Nesse cenário, é proposto um novo algoritmo heurístico que permite tal reutilização, bem como é definido e introduzido um novo problema de alocação em redes ópticas elásticas denominado *Transmission Spectrum Assignment problem* (TSA).

5.1 SUGESTÕES PARA TRABALHOS FUTUROS

A seguir, são listadas algumas propostas que podem ser investigadas em trabalhos futuros:

1. analisar as estratégias HPDPP e OPDPP, propostas nesta tese, substituindo o mecanismo de otimização baseado em algoritmo genético, por uma otimização adaptativa baseada em *Reinforcement Learning* (RL);
2. realizar uma abordagem que utiliza um rotas disjuntas de mínima interferência e não apenas rotas totalmente disjuntas, nas estratégias propostas, o que permite incluir outros conceitos na otimização, como a vulnerabilidade;
3. incluir o número de rotas P a ser utilizado nas otimizações das estratégias HPDPP e OPDPP propostas e analisar o consumo de energia obtido com o uso das estratégias propostas;
4. investigar possíveis mecanismos para acelerar a convergência dos algoritmos propostos;
5. adaptar os algoritmos propostos para redes ópticas elásticas com *Space Division Multiplexing* (SDM);
6. elaborar uma meta-heurística que combine as duas otimizações propostas, ou seja, encontre a melhor opção de particionamento da taxa de transmissão total (OPDPP) e defina a estratégia de ordem de prioridade de execução do RMSA mais adequada (HPDPP) para cada par origem-destino a fim de melhorar o desempenhos da rede;
7. investigar formas de utilizar a taxa de transmissão incremental, representada por α , para melhorar o desempenho da rede, como o aumento da vazão de tráfego das conexões o que pode reduzir seu tempo ativo na rede, a melhoria da eficiência de códigos corretores de erros como o *Forward Error Correction* (FEC) para permitir a utilização de formatos de modulação mais eficientes em distâncias mais curtas ou se alcançar distâncias maiores com um mesmo formato de modulação, ou o uso para transmissão de tráfego de baixa prioridade (não requerem proteção) num cenário de tráfego heterogêneo.

REFERÊNCIAS

- ABKENAR, F. S.; RAHBAR, A. G. Study and analysis of routing and spectrum allocation (rsa) and routing, modulation and spectrum allocation (rmsa) algorithms in elastic optical networks (eons). **Optical Switching and Networking**, Elsevier, v. 23, p. 5–39, 2017. Citado na página 44.
- Almeida, R. C. et al. An evolutionary spectrum assignment algorithm for elastic optical networks. In: **2013 15th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)**. [S.l.: s.n.], 2013. p. 1–3. Citado 4 vezes nas páginas 47, 52, 58 e 97.
- Almeida, R. C. et al. Slot assignment strategy to reduce loss of capacity of contiguous-slot path requests in flexible grid optical networks. **Electronics Letters**, v. 49, n. 5, p. 359–361, February 2013. ISSN 0013-5194. Citado na página 47.
- ALVES, M. M. et al. Impairment-aware fixed-alternate bsr routing heuristics applied to elastic optical networks. **Journal of Supercomputing**, Springer, 2020. Citado na página 55.
- ALYATAMA, A.; ALRASHED, I.; ALHUSAINI, A. Adaptive routing and spectrum allocation in elastic optical networks. **Optical Switching and Networking**, Elsevier, v. 24, p. 12–20, 2017. Citado na página 16.
- ASSIS, K. et al. Protection by diversity in elastic optical networks subject to single link failure. **Optical Fiber Technology**, v. 75, p. 103208, 2023. ISSN 1068-5200. Disponível em: <https://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1068520022003935>. Citado na página 22.
- ASSIS, K. et al. Sla formulation for squeezed protection in elastic optical networks considering the modulation format. **Journal of optical communications and networking**, Optical Society of America, v. 11, n. 5, p. 202–212, 2019. Citado na página 34.
- ASSIS, K. et al. Network virtualization over elastic optical networks with different protection schemes. **Journal of Optical Communications and Networking**, Optical Society of America, v. 8, n. 4, p. 272–281, 2016. Citado 10 vezes nas páginas 14, 15, 17, 21, 37, 65, 66, 81, 82 e 99.
- ASSIS, K. D.; ALMEIDA, R. C.; WALDMAN, H. Milp formulation for squeezed protection in spectrum-sliced elastic optical path networks. In: IEEE. **2012 International Symposium on Performance Evaluation of Computer & Telecommunication Systems (SPECTS)**. [S.l.], 2012. Citado 8 vezes nas páginas 9, 15, 17, 21, 34, 37, 81 e 96.
- BHANDARI, A.; MALHOTRA, J. A review on network survivability in optical networks. **International Journal of Engineering Research and Applications**, v. 5, n. 12, p. 97–101, 2015. Citado 2 vezes nas páginas 15 e 33.
- BHANDARI, R. **Survivable networks: algorithms for diverse routing**. [S.l.]: Springer Science & Business Media, 1999. Citado na página 60.
- BONANI, L. et al. Load balancing in fixed-routing optical networks with weighted ordering heuristics. **IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking**, IEEE, v. 11, n. 3, p. 26–38, 2019. Citado 2 vezes nas páginas 16 e 47.
- CAVALCANTE, M. et al. Applying power series routing algorithm in transparent elastic optical networks. In: **SBMO/IEEE MTT-S International Microwave and Optoelectronics Conference**. [S.l.: s.n.], 2015. p. 1–5. Citado 2 vezes nas páginas 39 e 40.

CAVALCANTE, M. et al. Optimizing the cost function of power series routing algorithm for transparent elastic optical networks. **Optical Switching and Networking**, v. 29, p. 57 – 64, 2018. ISSN 1573-4277. Citado 2 vezes nas páginas 14 e 92.

CAVALCANTE, M. A.; PEREIRA, H. A.; ALMEIDA, R. C. Simeon: an open-source elastic optical network simulator for academic and industrial purposes. **Photonic Network Communications**, Springer, v. 34, n. 2, p. 193–201, 2017. Citado na página 39.

CAVALCANTE, M. A. et al. Evolutionary multiobjective strategy for regenerator placement in elastic optical networks. **IEEE Transactions on Communications**, IEEE, v. 66, n. 8, p. 3583–3596, 2018. Citado 4 vezes nas páginas 75, 87, 90 e 95.

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, 2015. Citado 2 vezes nas páginas 14 e 17.

CHAVES, D. A. R. Projeto de redes ópticas de alta capacidade utilizando técnicas de otimização bioinspiradas. Universidade Federal de Pernambuco, 2012. Citado na página 39.

CHAVES, D. A. R. et al. A case study of regenerator placement and regenerator assignment in dynamic translucent elastic optical networks. In: **2016 18th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)**. [S.l.: s.n.], 2016. p. 1–4. Citado na página 40.

CHEN, X. et al. Fragmentation-aware routing and spectrum allocation scheme based on distribution of traffic bandwidth in elastic optical networks. **IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking**, IEEE, v. 7, n. 11, p. 1064–1074, 2015. Citado na página 47.

CHEN, Z. et al. Key technologies for elastic optical networks. In: IEEE. **2014 13th International Conference on Optical Communications and Networks (ICOON)**. [S.l.], 2014. p. 1–3. Citado na página 24.

CHENG, J. et al. Configuration of automatic protection switches in data center interconnect systems. In: IEEE. **2020 Opto-Electronics and Communications Conference (OECC)**. [S.l.], 2020. p. 1–3. Citado na página 33.

CHOLDA, P. et al. A survey of resilience differentiation frameworks in communication networks. **IEEE Communications Surveys & Tutorials**, IEEE, v. 9, n. 4, p. 32–55, 2007. Citado na página 26.

CHOUDHURY, P. D.; BHADRA, S.; DE, T. A brief review of protection based routing and spectrum assignment in elastic optical networks and a novel p-cycle based protection approach for multicast traffic demands. **Optical Switching and Networking**, Elsevier, v. 32, p. 67–79, 2019. Citado na página 35.

CHRISTODOULOPOULOS, K.; TOMKOS, I.; VARVARIGOS, E. A. Elastic bandwidth allocation in flexible ofdm-based optical networks. **Journal of Lightwave Technology**, IEEE, v. 29, n. 9, p. 1354–1366, 2011. Citado na página 16.

CISCO Annual Internet Report (2018–2023) White Paper. 2020. Disponível em: <https://www.cisco.com/c/en/us/solutions/collateral/executive-perspectives/annual-internet-report/white-paper-c11-741490.html>. [Acesso em Junho 2021]. Citado na página 15.

CORREIA, B. V. et al. Optical inverse multiplexing technique applied to elastic optical networks. In: IEEE. **2019 21st International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)**. [S.l.], 2019. Citado 3 vezes nas páginas 16, 87 e 90.

DALLAGLIO, M. et al. Impact of sbvts based on multi-wavelength source during provisioning and restoration in elastic optical networks. In: IEEE. **2014 The European Conference on Optical Communication (ECOC)**. [S.l.], 2014. p. 1–3. Citado na página 31.

DALLAGLIO, M. et al. Routing, spectrum, and transponder assignment in elastic optical networks. **Journal of Lightwave Technology**, IEEE, v. 33, n. 22, p. 4648–4658, 2015. Citado na página 30.

DATTA, D. 537Elastic Optical Networks. In: **Optical Networks**. Oxford University Press, 2021. ISBN 9780198834229. Disponível em: <<https://doi.org/10.1093/oso/9780198834229.003.0014>>. Citado na página 14.

DEB, K. et al. A fast and elitist multiobjective genetic algorithm: Nsga-ii. **IEEE transactions on evolutionary computation**, IEEE, v. 6, n. 2, p. 182–197, 2002. Citado 3 vezes nas páginas 87, 90 e 94.

DINARTE, H. A. et al. Review of translucent elastic optical networks under dynamic traffic: Enabling devices, design strategies and operational strategies. In: IEEE. **2019 21st International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)**. [S.l.], 2019. p. 1–4. Citado na página 28.

DURÃES, G. M. et al. The choice of the best among the shortest routes in transparent optical networks. **Computer Networks**, Elsevier, v. 54, n. 14, p. 2400–2409, 2010. Citado 2 vezes nas páginas 47 e 48.

EIRA, A. et al. Multi-objective design of survivable flexible-grid dwdm networks. **Journal of Optical Communications and Networking**, Optical Society of America, v. 6, n. 3, p. 326–339, 2014. Citado 2 vezes nas páginas 87 e 90.

ESSIAMBRE, R.-J. et al. Capacity limits of optical fiber networks. **Journal of Lightwave Technology**, IEEE, v. 28, n. 4, p. 662–701, 2010. Citado na página 40.

Fadini, W.; Oki, E. A subcarrier-slot partition scheme for wavelength assignment in elastic optical networks. In: **2014 IEEE 15th International Conference on High Performance Switching and Routing (HPSR)**. [S.l.: s.n.], 2014. p. 7–12. ISSN 2325-5560. Citado 2 vezes nas páginas 47 e 58.

FREITAS, R. C. Estratégias para sobrevivência em redes Ópticas considerando penalidades da camada física. **Tese de Doutorado**, UFPE, 2012. Citado 2 vezes nas páginas 25 e 26.

FREITAS, R. C. et al. A path protection algorithm based on osnr for all-optical networks with wavelength sharing limitation. In: **2012 14th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)**. [S.l.: s.n.], 2012. p. 1–4. Citado 2 vezes nas páginas 15 e 17.

GOŚCIEŃ, R. On the efficient design of network resilient to electro-magnetic pulse attack—elastic optical network case study. **Computer Communications**, Elsevier, v. 179, p. 272–284, 2021. Citado na página 15.

GOWD, R. B. R.; THENAPPAN, S.; GIRIPRASAD, M. A traffic delay and bandwidth based multipath scheduling approach for optimal routing in underwater optical network. **Wireless Personal Communications**, Springer, v. 116, n. 2, p. 1009–1023, 2021. Citado na página 15.

HALDER, J.; ACHARYA, T.; BHATTACHARYA, U. On crosstalk aware energy and spectrum efficient survivable rsca scheme in offline SDM-EON. **Journal of Network and Systems Management**, Springer, v. 30, n. 1, p. 1–35, 2022. Citado 3 vezes nas páginas 19, 21 e 22.

HALDER, J. et al. On spectrum and energy efficient survivable multipath routing in off-line Elastic Optical Network. **Computer Communications**, v. 160, p. 375–387, 2020. Publisher: Elsevier. Citado 2 vezes nas páginas 21 e 22.

HALDER, J. et al. E-S-RSM-RSA: a novel energy and spectrum efficient regenerator aware multipath based survivable RSA in offline EON. **IEEE Transactions on Green Communications and Networking**, v. 5, n. 3, p. 1451–1466, 2021. Citado 3 vezes nas páginas 15, 21 e 22.

HUANG, S.; MARTEL, C. U.; MUKHERJEE, B. Survivable multipath provisioning with differential delay constraint in telecom mesh networks. **IEEE/ACM Transactions On Networking**, IEEE, v. 19, n. 3, p. 657–669, 2010. Citado 2 vezes nas páginas 31 e 32.

JINNO, M. et al. Spectrum-efficient and scalable elastic optical path network: architecture, benefits, and enabling technologies. **IEEE communications magazine**, IEEE, v. 47, n. 11, p. 66–73, 2009. Citado 2 vezes nas páginas 24 e 34.

JUNYENT, G.; COMELLAS, J. Using dual-path allocation for partial traffic protection in elastic optical networks. In: **2017 19th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)**. [S.l.: s.n.], 2017. p. 1–4. Citado 2 vezes nas páginas 14 e 15.

KLINKOWSKI, M.; WALKOWIAK, K. Offline rsa algorithms for elastic optical networks with dedicated path protection consideration. In: IEEE. **2012 IV International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems**. [S.l.], 2012. p. 670–676. Citado na página 43.

LAPRIE, J.-C. Dependability: Basic concepts and terminology. In: **Dependability: Basic Concepts and Terminology**. [S.l.]: Springer, 1992. p. 3–245. Citado na página 26.

LECHOWICZ, P.; WALKOWIAK, K. Genetic algorithm for routing and spectrum allocation in elastic optical networks. In: IEEE. **2016 Third European Network Intelligence Conference (ENIC)**. [S.l.], 2016. p. 273–280. Citado na página 49.

LECHOWICZ, P.; WALKOWIAK, K. Genetic algorithm for routing and spectrum allocation in elastic optical networks. In: IEEE. **2016 Third European Network Intelligence Conference (ENIC)**. [S.l.], 2016. p. 273–280. Citado na página 92.

LIRA, C. J.; ALMEIDA, R. C.; CHAVES, D. A. Estratégias de rsa utilizando split spectrum e o algoritmo mscl em eons. **Simpósio Brasileiro de Telecomunicações e Processamento de Sinais**, 2020. Citado na página 28.

LIRA, C. J. de; ALMEIDA, R. C.; MARTINS-FILHO, J. F. On combining split spectrum technique with a slot-continuity capacity loss heuristic in elastic optical networks. In: IEEE. **2017 IEEE 18th International Conference on High Performance Switching and Routing (HPSR)**. [S.l.], 2017. p. 1–6. Citado 4 vezes nas páginas 27, 28, 47 e 58.

LIU, C. et al. Multi-Path Routing Spectrum Allocation Algorithm Based on Fragment Sensing and Energy Saving. In: **2021 5th International Conference on High Performance Compilation, Computing and Communications**. [S.l.]: ACM, 2021. p. 50–54. ISBN 978-1-4503-8964-8. Citado 2 vezes nas páginas 14 e 21.

LIU, H. et al. A survivable multipath resource allocation strategy based on fragmentation-sensitive fragmentation-aware in space division multiplexing elastic optical networks. **Computer Communications**, Elsevier, v. 204, p. 78–88, 2023. Citado na página 20.

LOURENÇO, A. L. Técnicas de proteção e restauração em redes ópticas elásticas. **Dissertação de Mestrado**, EESC/USP, 2015. Citado na página 34.

LOURENÇO, A. L. F.; CÉSAR, A. C. A deep neural network with a fuzzy multi-objective optimization model for fault analysis in an elastic optical network. **Optical Switching and Networking**, Elsevier, v. 43, p. 100644, 2022. Citado na página 19.

MATA, J. et al. Artificial intelligence (ai) methods in optical networks: A comprehensive survey. **Optical switching and networking**, Elsevier, v. 28, p. 43–57, 2018. Citado na página 49.

MESQUITA, L. et al. A routing and spectrum assignment heuristic for elastic optical networks under incremental traffic. In: IEEE. **2018 SBFoton International Optics and Photonics Conference (SBFoton IOPC)**. [S.l.], 2018. p. 1–5. Citado 2 vezes nas páginas 16 e 46.

MOURA, P.; FONSECA, N. L. S. da. Multipath routing in elastic optical networks with space-division multiplexing. **IEEE Communications Magazine**, v. 59, n. 10, p. 64–69, 2021. Citado 2 vezes nas páginas 14 e 20.

MUKHERJEE, B. **Optical WDM networks**. [S.l.]: Springer Science & Business Media, 2006. Citado na página 35.

NAPOLI, A. et al. Next generation elastic optical networks: The vision of the european research project idealist. **IEEE communications magazine**, IEEE, v. 53, n. 2, p. 152–162, 2015. Citado na página 23.

OLIVEIRA, H. M.; FONSECA, N. L. da. Multipath routing, spectrum and core allocation in protected SDM elastic optical networks. In: **2019 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)**. [S.l.]: IEEE, 2019. p. 1–6. Citado na página 15.

OLIVEIRA, H. M.; FONSECA, N. L. da. Routing, spectrum and core assignment algorithms for protection of space division multiplexing elastic optical networks. **Journal of Network and Computer Applications**, Elsevier, v. 128, p. 78–89, 2019. Citado na página 20.

OLSZEWSKI, I. Modified Dual-Path Allocation Algorithm in Elastic Optical Networks. **Journal of Network and Systems Management**, v. 28, n. 4, p. 1036–1054, out. 2020. ISSN 1064-7570, 1573-7705. Citado na página 21.

PAGÈS, A. et al. Optimal route, spectrum, and modulation level assignment in split-spectrum-enabled dynamic elastic optical networks. **Journal of Optical Communications and Networking**, Optical Society of America, v. 6, n. 2, p. 114–126, 2014. Citado na página 28.

PAIRA, S. et al. A novel fragmentation-aware and energy-efficient multipath routing and spectrum allocation for prioritized traffic in protected eons. In: IEEE. **2020 11th International Conference on Computing, Communication and Networking Technologies (ICCCNT)**. [S.l.], 2020. Citado 6 vezes nas páginas 14, 20, 21, 24, 29 e 60.

PAIRA, S. et al. On energy efficient survivable multipath based approaches in space division multiplexing elastic optical network: Crosstalk-aware and fragmentation-aware. **IEEE Access**, v. 8, p. 47344–47356, 2020. Publisher: IEEE. Citado 3 vezes nas páginas 15, 21 e 60.

PAIRA, S. et al. On energy efficient survivable multipath based approaches in space division multiplexing elastic optical network: Crosstalk-aware and fragmentation-aware. **IEEE Access**, IEEE, v. 8, p. 47344–47356, 2020. Citado 2 vezes nas páginas 29 e 42.

PAOLUCCI, F. et al. Multipath restoration and bitrate squeezing in sdn-based elastic optical networks. **Photonic network communications**, Springer, v. 28, n. 1, p. 45–57, 2014. Citado na página 30.

RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K.; SASAKI, G. **Optical networks: a practical perspective**. [S.l.]: Morgan Kaufmann, 2009. Citado 2 vezes nas páginas 15 e 33.

REEVES, C. R. Handbook of metaheuristics – genetic algorithms. In: _____. 2. ed. [S.l.]: Springer, 2010. v. 146, cap. 5, p. 109–139. Citado 2 vezes nas páginas 49 e 51.

ROA, D. P. P.; LUGO, R. Sub-graph based multicast protection in wdm networks: A multi/many-objective evolutionary algorithms approaches. In: **XXIV Congreso Argentino de Ciencias de la Computación (La Plata, 2018)**. [S.l.: s.n.], 2018. Citado 2 vezes nas páginas 87 e 90.

RUAN, L.; XIAO, N. Survivable multipath routing and spectrum allocation in ofdm-based flexible optical networks. **Journal of Optical Communications and Networking**, Optical Society of America, v. 5, n. 3, p. 172–182, 2013. Citado 2 vezes nas páginas 20 e 43.

RUIZ, L. et al. Routing, modulation and spectrum assignment algorithm using multi-path routing and best-fit. **IEEE Access**, v. 9, p. 111633–111650, 2021. Citado na página 14.

SAMBO, N. et al. Next generation sliceable bandwidth variable transponders. **IEEE Communications Magazine**, IEEE, v. 53, n. 2, p. 163–171, 2015. Citado na página 30.

SAMBO, N. et al. First demonstration of sdn-controlled sbvt based on multi-wavelength source with programmable and asymmetric channel spacing. In: IEEE. **2014 The European Conference on Optical Communication (ECOC)**. [S.l.], 2014. p. 1–3. Citado na página 30.

SHAHRIAR, N. et al. Reliable slicing of 5G transport networks with bandwidth squeezing and multi-path provisioning. **IEEE Transactions on Network and Service Management**, IEEE, v. 17, n. 3, p. 1418–1431, 2020. Citado 2 vezes nas páginas 17 e 20.

SHEN, G.; GUO, H.; BOSE, S. K. Survivable elastic optical networks: survey and perspective. **Photonic Network Communications**, Springer, v. 31, n. 1, p. 71–87, 2016. Citado na página 34.

SIMMONS, J. M. **Optical network design and planning**. [S.l.]: Springer, 2014. Citado na página 35.

SMITH, P. et al. Network resilience: a systematic approach. **IEEE Communications Magazine**, IEEE, v. 49, n. 7, p. 88–97, 2011. Citado na página 25.

SOUZA, P. J. et al. A proposed bsr heuristic considering physical layer awareness. In: IEEE. **2018 SBFoton International Optics and Photonics Conference (SBFoton IOPC)**. [S.l.], 2018. p. 1–5. Citado na página 47.

STERBENZ, J. P. et al. Resilience and survivability in communication networks: Strategies, principles, and survey of disciplines. **Computer networks**, Elsevier, v. 54, n. 8, p. 1245–1265, 2010. Citado 2 vezes nas páginas 25 e 26.

STERBENZ, J. P. et al. Survivable mobile wireless networks: issues, challenges, and research directions. In: **Proceedings of the 1st ACM workshop on Wireless security**. [S.l.: s.n.], 2002. p. 31–40. Citado na página 25.

SZCZEŚNIAK, I.; JAJSZCZYK, A.; WOŻNA-SZCZEŚNIAK, B. Generic dijkstra for optical networks. **J. Opt. Commun. Netw.**, OSA, v. 11, n. 11, p. 568–577, Nov 2019. Citado na página 47.

TAKAGI, T. et al. Dynamic routing and frequency slot assignment for elastic optical path networks that adopt distance adaptive modulation. In: IEEE. **2011 Optical Fiber Communication Conference and Exposition and the National Fiber Optic Engineers Conference**. [S.l.], 2011. p. 1–3. Citado na página 24.

TAKEDA, K. et al. Fault-tolerant multipath provisioning in elastic optical networks. In: **2019 24th OptoElectronics and Communications Conference (OECC) and 2019 International Conference on Photonics in Switching and Computing (PSC)**. [S.l.: s.n.], 2019. p. 1–3. Citado 3 vezes nas páginas 17, 21 e 22.

TAKEDA, K. et al. Multipath provisioning scheme for fault tolerance to minimize required spectrum resources in elastic optical networks. **Computer Networks**, Elsevier, v. 188, p. 107895, 2021. Citado 7 vezes nas páginas 14, 15, 17, 18, 21, 22 e 35.

THANGARAJ, J. et al. Multi-path provisioning in elastic optical network with dynamic on-request optimal defragmentation strategy. **Optical Switching and Networking**, Elsevier, v. 41, p. 100607, 2021. Citado na página 20.

UJJWAL, U.; MAHALA, N.; THANGARAJ, J. Dynamic adaptive spectrum allocation in flexible grid optical network with multi-path routing. **IET Communications**, v. 15, n. 2, p. 211–223, 2021. Citado na página 14.

VELASCO, L. et al. Statistical approach for fast impairment-aware provisioning in dynamic all-optical networks. **Journal of Optical Communications and Networking**, Optical Society of America, v. 4, n. 2, p. 130–141, 2012. Citado na página 42.

VERMA, S.; PANT, M.; SNASEL, V. A comprehensive review on NSGA-II for multi-objective combinatorial optimization problems. **IEEE Access**, IEEE, v. 9, p. 57757–57791, 2021. Citado na página 90.

WAN, X. et al. Dynamic routing and spectrum assignment in flexible optical path networks. In: OPTICAL SOCIETY OF AMERICA. **Optical Fiber Communication Conference**. [S.l.], 2011. p. JWA055. Citado 2 vezes nas páginas 24 e 43.

WANG, R.; MUKHERJEE, B. Spectrum management in heterogeneous bandwidth optical networks. **Optical Switching and Networking**, Elsevier, v. 11, p. 83–91, 2014. Citado 4 vezes nas páginas 16, 44, 46 e 58.

WANG, X.; GU, R.-T.; JI, Y.-F. Rsa for the hybrid unicast and network coding based multicast services over the flexible optical networks. In: IEEE. **2016 25th Wireless and Optical Communication Conference (WOCC)**. [S.l.], 2016. p. 1–4. Citado na página 46.

WANG, X. et al. Benefits of sub-band virtual concatenation for enhancing availability of elastic optical networks. **Journal of Lightwave Technology**, IEEE, v. 34, n. 4, p. 1098–1110, 2015. Citado na página 27.

WU, B.; YEUNG, K. L.; HO, P.-H. Monitoring cycle design for fast link failure localization in all-optical networks. **Journal of lightwave technology**, IEEE, v. 27, n. 10, p. 1392–1401, 2009. Citado na página 41.

XIA, M. et al. Split spectrum: a multi-channel approach to elastic optical networking. **Optics Express**, Optical Society of America, v. 20, n. 28, p. 29143–29148, 2012. Citado 2 vezes nas páginas 28 e 31.

XU, Y. et al. Demonstration of all-optical inverse multiplexing in elastic optical networks. In: IEEE. **OFC 2014**. [S.l.], 2014. p. 1–3. Citado 2 vezes nas páginas 27 e 28.

YAN, B. et al. Tidal-traffic-aware routing and spectrum allocation in elastic optical networks. **Journal of Optical Communications and Networking**, Optical Society of America, v. 10, n. 11, p. 832–842, 2018. Citado na página 48.

YIN, Y. et al. Spectral and spatial 2d fragmentation-aware routing and spectrum assignment algorithms in elastic optical networks. **IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking**, IEEE, v. 5, n. 10, p. A100–A106, 2013. Citado na página 47.

YUAN, J. et al. A single–multi-path combinatorial rnsa algorithm with least resource consumption in semi-filterless optical networks. In: MDPI. **Photonics**. [S.l.], 2023. v. 10, n. 9, p. 1042. Citado na página 20.

APÊNDICE A – LISTA DE PUBLICAÇÕES

ARTIGOS PUBLICADOS

1. DINARTE, Henrique A. et al. Metaheurística para ordenamento do Roteamento e Alocação de Espectro em Redes Ópticas Elásticas. **XXXVIII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações e Processamento de Sinais (SBrT)**, 2020.
2. DINARTE, Henrique A. et al. Routing and spectrum assignment: A metaheuristic for hybrid ordering selection in elastic optical networks. **Computer Networks**, p. 108287, 2021.
3. DINARTE, Henrique A. et al. Provisionamento Multicaminho com Otimização de Particionamento de Taxa de Transmissão para Proteção Dedicada em Redes Ópticas Elásticas. **XXXIX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações e Processamento de Sinais (SBrT)**, 2021.
4. DINARTE, Henrique A. et al. Proteção Multicaminho com Otimização de Ordenamento de RSA em Redes Ópticas Elásticas. **20º Simpósio Brasileiro de Micro-Ondas e Optoeletrônica (SBMO)**, 2022.
5. ASSIS, K. D. R. et al. Protection by diversity in elastic optical networks subject to single link failure. **Optical Fiber Technology**, v. 75, p. 103208, 2023.
6. DINARTE, Henrique A. et al. Multipath provisioning for survivable elastic optical networks with optimized RSA ordering selection. **23rd International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)**. IEEE, 2023.
7. DINARTE, Henrique A. et al. Disjoint-path groups routing for multipath protection in elastic optical networks. **20th SBMO/IEEE MTT-S International Microwave and Optoelectronics Conference (IMOC)**, IEEE, 2023.

PREPRINTS DISPONIBILIZADOS

8. DINARTE, Henrique et al. Multi-objective Optimization of Asymmetric Bit Rate Partitioning for Multipath Protection in Elastic Optical Networks. **techrxiv.org**, 2023.

ARTIGOS SUBMETIDOS

9. DINARTE, Henrique A. et al. Multi-objective Optimization of Asymmetric Bit Rate Partitioning for Multipath Protection in Elastic Optical Networks. **ELSEVIER Applied Soft Computing**.

10. CAVALCANTI, Michael M. L. et al. Enhancing Efficiency of Resilient Multipath Routed Elastic Optical Networks: A Novel Approach for Coexisting Protected and Unprotected Services with Idle Slot Reuse. **IEEE Communications Letters**.