



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

CLAYTON JOSÉ NATAL DE LIRA

**"MÉTODOS HEURÍSTICOS E BIO-INSPIRADOS PARA OTIMIZAÇÃO DE
ALOCÇÃO DE ESPECTRO E DE DIVISÃO ESPECTRAL EM REDES ÓPTICAS
ELÁSTICAS"**

Recife
2022

CLAYTON JOSÉ NATAL DE LIRA

**"MÉTODOS HEURÍSTICOS E BIO-INSPIRADOS PARA OTIMIZAÇÃO DE
ALOCAÇÃO DE ESPECTRO E DE DIVISÃO ESPECTRAL EM REDES ÓPTICAS
ELÁSTICAS"**

Tese submetida ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica da Universidade Federal de Pernambuco como requisito parcial para 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

2022

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

L768m	<p>Lira, Clayton José Natal de. Métodos heurísticos e bio-inspirados para otimização de alocação de espectro e de divisão espectral em redes ópticas elásticas / Clayton José Natal de Lira – 2022. 145 f.: il., figs., tabs., abrev. e siglas.</p> <p>Orientador: Prof. Dr. 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, 2022. Inclui Referências.</p> <p>1. Engenharia Elétrica. 2. Redes ópticas elásticas. 3. MSCL. 4. Algoritmos Evolucionários. 5. Divisão Espectral. 6. Roteamento. 7. Roteamento. I. Almeida Júnior, Raul Camelo de Andrade (Orientador). II. Chaves, Daniel Augusto Ribeiro (Coorientador). III. Título.</p>
	<p>UFPE</p> <p>621.3 CDD (22. ed.)</p> <p>BCTG/2023-217</p>

CLAYTON JOSÉ NATAL DE LIRA

“MÉTODOS HEURÍSTICOS E BIO-INSPIRADOS PARA OTIMIZAÇÃO DE ALOCAÇÃO DE ESPECTRO E DE DIVISÃO ESPECTRAL EM REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS”

Tese apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica da Universidade Federal de Pernambuco, Centro de Tecnologia e Geociências, como requisito parcial para a obtenção do título de Doutor em Engenharia Elétrica. Área de concentração: Comunicações.

Aprovada em: 22/12/2022.

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. José Augusto Suruagy Monteiro (Examinador Externo)
Universidade Federal de Pernambuco

Prof. Dr. André Castelo Branco Soares (Examinador Externo)
Universidade Federal do Piauí

Prof. Danilo Ricardo Barbosa de Araújo (Examinador Externo)
Universidade Federal Rural de Pernambuco

Prof. Daniel Augusto Ribeiro Chaves (Coorientador e Examinador Externo)
Universidade de Pernambuco

À minha família, que tanto me ajudou até aqui

AGRADECIMENTOS

Agradeço primeiramente a Deus, aos professores e a todos os alunos e integrantes do grupo de pesquisa em redes ópticas que contribuíram para elaboração deste trabalho.

Em especial, agradeço aos professores Dr. Raul Camelo de Andrade Almeida Júnior e Dr. Daniel Augusto Ribeiro Chaves, sendo respectivamente meu orientador e coorientador, por todo apoio e dedicação indispensáveis para a conclusão deste trabalho.

Ao meu pai José Natal, minha mãe, Iraci, meus irmãos, Dayvison e Ivyson, minha namorada, Sabrina e todos amigos, por toda paciência, compreensão e motivação.

Agradeço, por fim, ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica da UFPE, PPGEE, e à Capes pelo auxílio à pesquisa e a todos os que, apesar de não citados, contribuíram para o desenvolvimento deste trabalho.

RESUMO

As redes ópticas aparecem como uma das principais infraestruturas utilizadas no transporte de grande quantidade de dados nos tempos atuais. Dentre as tecnologias mais estudadas em trabalhos recentes podem-se citar as redes ópticas elásticas, que apresentam destacado aproveitamento de espectro devido à possibilidade de se trabalhar com requisições de larguras de banda variáveis. O presente trabalho aborda a utilização de heurísticas e meta-heurísticas para melhorias no roteamento e alocação do espectro em redes ópticas elásticas. É proposto inicialmente um esquema baseado em uma meta-heurística de otimização por enxame de partículas (PSO) com o objetivo de definir soluções para a alocação de espectro em redes ópticas elásticas, com a utilização do algoritmo conhecido como MSCL (*Min Slot-Continuity Capacity Loss*) e de uma metodologia de otimização por séries de funções. Tal esquema leva em consideração as peculiaridades de cada rota da rede, agrupando características em comum para que assim se possa obter matrizes com parâmetros de entrada otimizados de forma mais adequada para o cálculo da perda de capacidade pelo algoritmo, modificando também a forma de cálculo do custo de alocação em tais redes, observando as possibilidades de melhorias com a utilização de algoritmos de otimização. A utilização da heurística baseada na otimização por meio do PSO é capaz de reduzir consideravelmente a probabilidade de bloqueio das requisições quando comparada à técnica original. É proposto também um esquema de roteamento e alocação de espectro baseado em divisão espectral (do inglês *Split Spectrum*) por simples e múltiplos caminhos. Esse esquema é capaz de aumentar a disponibilidade da rede pela redução da perda de opções de inserção de chamadas na faixa espectral das rotas, com a consequente mitigação da probabilidade de bloqueio das próximas requisições. Por meio das heurísticas propostas com a utilização da técnica de *Split Spectrum* também foi possível obter reduções consideráveis na probabilidade de bloqueio das redes utilizadas, sendo possível também desenvolver mecanismos de prioridade na utilização de rotas e requisições.

Palavras-chave: Redes ópticas elásticas. MSCL. Algoritmos Evolucionários. Divisão Espectral. Roteamento. Alocação de espectro.

ABSTRACT

Optical networks appear as one of the main infrastructures used in the transport of large amounts of data in current times. Among most studied technologies in recent works we can mention elastic optical networks, which show outstanding use of spectrum due to the possibility of working with variable-bandwidth requests. The present work deals with the use of heuristics and meta-heuristics for improvements in routing and spectrum assignment in elastic optical networks. Initially, a scheme based on a particle swarm optimization (PSO) meta-heuristic is proposed in order to define solutions for spectrum allocation in elastic optical networks, using the algorithm known as MSCL (*Min Slot -Continuity Capacity Loss*) and an optimization methodology using series of functions. This scheme takes into account the peculiarities of each route in the network, grouping characteristics in common so that it is possible to obtain matrices with optimized input parameters in a more adequate way for the capacity loss calculation made by the algorithm, also modifying the way of calculating the allocation cost in such networks, observing the possibilities of improvements with the use of optimization algorithms. The use of heuristics based on the PSO optimization is able to considerably reduce the probability of blocking requests when compared to the original technique. A routing and spectrum allocation scheme based on split spectrum by single and multiple paths is also proposed. This scheme is capable of increasing network availability by reducing the loss of request insertion options in the band spectrum of the routes, with the consequent mitigation of the blocking probability of the next requests. With the use of the proposed heuristics that uses Split Spectrum technique, it was also possible to obtain considerable reductions in the blocking probability of the used networks, being also possible to develop mechanisms that gives priority in the use of routes and requests.

Keywords: Elastic optical networks. MSCL. Split Spectrum. Evolutionary Algorithms. Routing. Spectrum allocation.

LISTA DE FIGURAS

Figura 1 – Crescimento esperado de usuários da Internet, em bilhões, entre 2018 e 2023.	20
Figura 2 – Comparativo do percentual de usuários de Internet, número de dispositivos por pessoa e velocidade de transmissão de dados nos anos de 2018 e 2023. (Adaptado de (CISCO, 2020a))	20
Figura 3 – Alocação de sinais com utilização de grade fixa (Adaptado de (SILVA, 2013)).	25
Figura 4 – Economia espectral com utilização de grade flexível. Adaptada de (TAKAGI et al., 2011). Em a) mostra-se a utilização do espectro em uma rede WDM e em b) é mostrado o exemplo para EON.	26
Figura 5 – Esquema de rede mostrando a rota principal, em vermelho.	31
Figura 6 – Possibilidades de alocação da requisição no espectro da rota.	31
Figura 7 – Diagrama de fluxos para o algoritmo PSO adaptado de (LIRA, 2016)	38
Figura 8 – Diagrama de posição da partícula no processo de evolução com o uso do algoritmo PSO. Em a) é mostrado o esquema de evolução da posição e velocidade de uma partícula, variando de forma vetorial. Em b) observa-se a evolução do sistema após N iterações. Adaptado de (LIRA, 2016)	39
Figura 9 – Matriz para o cálculo da perda de capacidade, preenchida com a Eq. 2.1 do número de formas de alocação.	41
Figura 10 – Probabilidade de bloqueio obtida com a utilização do número de formas e uma matriz preenchida com valores aleatórios bons na topologia NSFNet. Fonte: (LIRA, 2016).	42
Figura 11 – Probabilidade de bloqueio obtida com a utilização do número de formas e uma matriz preenchida com valores aleatórios ruins na topologia NSFNet	42
Figura 12 – Resultados para as probabilidades de bloqueio na topologia Finland, com 12 nós e 38 links, comparando o MSCL tradicional e o MSCL com a matriz obtida pelo PSO.	43
Figura 13 – Topologias de rede utilizadas nas simulações computacionais (a) topologia NSFNet e (b) topologia Finlândia.	47
Figura 14 – Probabilidade de bloqueio em função da carga obtida pelos algoritmos FF, MSCL, MSCL-W e MSCL-WL	48
Figura 15 – Menor valor de probabilidade de bloqueio encontrado pelo algoritmo PSO, por iteração, durante o processo de otimização do algoritmo de atribuição de espectro MPAO-Wj proposto para a topologia NSFNet em (a) e topologia Finlândia em (b)	50
Figura 16 – Menor valor de probabilidade de bloqueio encontrado pelo algoritmo PSO, por iteração, durante o processo de otimização do algoritmo de atribuição de espectro MPAO-WLj proposto para a topologia NSFNet em (a) e topologia Finlândia em (b)	51

Figura 17 – Figura exemplificativa mostrando o cálculo da capacidade residual de alocação em uma rota.	57
Figura 18 – Representação adotada para cada partícula do PSO (caixa marrom) e como a posição de cada partícula é utilizada pelo algoritmo de alocação de espectro (caixa amarela) e pelo simulador de rede (caixa cinza) para determinar o valor de <i>fitness</i> da partícula.	61
Figura 19 – Probabilidade de bloqueio em função da carga da rede para os algoritmos de atribuição de espectro MSCL, First Fit e $\min \sum \omega \Delta R$ na topologia NSFNet com 64 slots por enlace.	65
Figura 20 – Probabilidade de bloqueio em função da carga da rede para os algoritmos de atribuição de espectro MSCL, First Fit e $\min \sum \omega \Delta R$ na topologia NSFNet com 128 slots por enlace.	66
Figura 21 – Probabilidade de bloqueio em função da carga de rede para as heurísticas MSCl, MSCL-W e MPAO-Wj para as topologias NSFNet em (a) e para a topologia Finlândia em (b).	67
Figura 22 – Probabilidade de bloqueio em função da carga de rede para as heurísticas MSCl, MSCL-WL e MPAO-WLj para as topologias NSFNet em (a) e para a topologia Finlândia em (b).	68
Figura 23 – Inserção de uma requisição no espectro de uma rota. Em (I) a técnica de SS não é utilizada e a solicitação não pode ser inserida na rota. Em (II), a solicitação é dividida e encontra <i>slots</i> disponíveis para sua alocação.	75
Figura 24 – Arquitetura das redes ópticas elásticas (EON).	76
Figura 25 – Funcionalidades do BVT e do SBVT. Adaptada de (COSTA, 2021)	77
Figura 26 – Exemplo de módulo gerador de subportadora no caso de (a) fonte multi-laser, (b) fonte multi-wavelength	78
Figura 27 – Esquema da aplicação do SS. a) O espectro da rota utilizada. Slots já ocupados em vermelho b) a requisição (em amarelo) com cinco possibilidades de inserção na rota escolhida.	80
Figura 28 – Esquema exemplificando a alocação de uma requisição utilizando a técnica de <i>Split Spectrum</i> com uma combinação das alocações contínua e exaustiva.	94
Figura 29 – Probabilidade de bloqueio da topologia NSFNet em função da carga de rede oferecida em erlang.	96
Figura 30 – Probabilidade de bloqueio da topologia Finland em função da carga de rede oferecida em erlang.	97
Figura 31 – Probabilidade de bloqueio da topologia NSFNet em função da carga de rede oferecida em erlang considerando um total de 128 slots por enlace.	98
Figura 32 – Simulação para a topologia NSFNet com banda de guarda de 6, 25 GHz.	100
Figura 33 – Simulação para a topologia NSFNet com banda de guarda de 12, 5 GHz.	100

Figura 34 – Simulação mostrando o algoritmo MSCL com SS e roteamento fixo (preto), MSCL com SS e a heurística PRF (vermelho) e o MSCL com SS e a heurística RCL (azul) na topologia NSFNet.	105
Figura 35 – Simulação mostrando o algoritmo MSCL com SS e roteamento fixo (preto), MSCL com SS e a heurística PRF (vermelho) e o MSCL com SS e a heurística RCL (azul) na topologia Finland.	106
Figura 36 – Probabilidade de bloqueio da topologia NSFNet em função da carga de rede oferecida em erlang.	110
Figura 37 – Probabilidade de bloqueio da topologia Finland em função da carga de rede oferecida em erlang.	111
Figura 38 – Simulação mostrando a curvas de Probabilidade de Bloqueio para as heurísticas MSCL (com $k = 3$ rotas alternativas), MSCL com SS dentro de uma mesma rota (com $k = 3$ mas sem permitir a utilização de mais de uma rota simultaneamente) e MPA-MSCL (também com $k = 3$).	119
Figura 39 – Simulação mostrando a curvas de Probabilidade de Bloqueio para as heurísticas MPA-MSCL e O_MPA-MSCL para a topologia NSFNet.	124
Figura 40 – Simulação mostrando a curvas de Probabilidade de Bloqueio para as heurísticas MPA-MSCL, O_MPA-MSCL e MPOR para a topologia NSFNet.	128
Figura 41 – Topologia EON utilizada nas simulações.	130

LISTA DE TABELAS

Tabela 1 – Redução média percentual da probabilidade de bloqueio de requisições de caminho das heurísticas analisadas.	49
Tabela 2 – Etapas para projetar os algoritmos baseados no MSCL utilizando a estrutura proposta.	54
Tabela 3 – Comparação do ganho na redução da probabilidade de bloqueio e tempo de simulação para as heurísticas abordadas.	70
Tabela 4 – Quadro resumo com vantagens e desvantagens das heurísticas propostas. . .	72
Tabela 5 – Estatísticas para topologia NSFNet.	107
Tabela 6 – Estatísticas de roteamento para topologia NSFNet.	107
Tabela 7 – Redução na probabilidade de bloqueio com o aumento na quantidade de rotas alternativas.	118
Tabela 8 – Matriz \mathcal{R} obtida	126
Tabela 9 – Comparação do ganho na redução da probabilidade de bloqueio e tempo de simulação para as heurísticas abordadas.	129
Tabela 10 – Quadro resumo com vantagens e desvantagens das heurísticas propostas no capítulo.	132

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

M2M	Máquina para máquina (<i>Machine-To-Machine</i>)
IOT	Internet das coisas (<i>Internet of Thing</i>)
IP	Protocolo de Internet (<i>Internet Protocol</i>)
WDM	Multiplexação por divisão de comprimento de onda (<i>Wavelength Division Multiplexing</i>)
Tbps	Terabits por segundo
EON	Redes ópticas elásticas (<i>Elastic Optical Networks</i>)
RWA	Roteamento e alocação de comprimento de onda (<i>Routing and Wavelength Assignment</i>)
RSA	Roteamento e alocação de espectro (<i>Routing and Spectrum Assignment</i>)
OXC	Conector óptico cruzado (<i>Optical Cross-Connect</i>)
DWDM	Multiplexação densa por divisão de comprimento de onda (<i>Dense Wavelength Division Multiplexing</i>)
ROADM	Multiplexador óptico add-drop reconfigurável (<i>Reconfigurable Optical Add-Drop Multiplexer</i>)
OFDM	Multiplexação por divisão de frequência ortogonal (<i>Orthogonal Frequency-Division Multiplexing</i>)
DJK	<i>Dijkstra</i>
BSR	Melhor entre as rotas mais curtas (<i>Best among the Shortest Routes</i>)
LCP	Roteamento pelo caminho menos congestionado (<i>Least-Congested-Path routing</i>)
FF	Primeiro encaixe (<i>First Fit</i>)
MU	Mais usado (<i>Most Used</i>)
MSCL	Mínima perda de capacidade de continuidade de <i>slot</i> (<i>Min Slot-continuity Capacity Loss</i>)
SA	Alocação de espectro (<i>Spectrum Assignment</i>)
MI	Multiplexagem Inversa

VCA	Concatenação virtual (<i>Virtual Concatenation</i>)
MF-TSP	Transponder de múltiplos fluxos (<i>Multi-Flow Transponder</i>)
BVT	Transponder de largura de banda variável (<i>Bandwidth Variable Transponders</i>)
SBVT	Transponder de largura de banda variável fatiável
DSP	Processador digital de sinais (<i>Digital Signal Processor</i>) (<i>Sliceable Bandwidth Variable Transponders</i>)
BV-WXC	Conector cruzado de comprimento de onda de largura variável (<i>Bandwidth Variable Wavelength Cross-Connect</i>)
ML-SBVT	Transponder de largura de banda variável fatiável com múltiplos lasers (<i>Multi Laser Sliceable Bandwidth Variable Transponder</i>)
MW-SBVT	Transponder de largura de banda variável fatiável com múltiplos comprimentos de onda (<i>Multi Wavelength Sliceable Bandwidth Variable Transponder</i>)
OTN	Redes ópticas de transporte (<i>optical Transport Network</i>)
FEC	Correção de erro de encaminhamento (<i>Forward Error Correction</i>)
SS	Divisão espectral (<i>Split Spectrum</i>)
PSO	Otimização por enxame de partículas (<i>Particle Swarm Optimization</i>)
SPA	Abordagem por caminho único (<i>Single Path Approach</i>)
MPA	Abordagem por múltiplos caminhos (<i>Multi Path Approach</i>)
PB	Probabilidade de Boqueio
PB _{ss}	Probabilidade de Boqueio após a realização do SS
PRF	Priorizando a rota principal (<i>Primary route first</i>)
RCL	Perda de capacidade reduzida (<i>Reduced Capacity Loss</i>)
NSFNet	Rede da Fundação Nacional de Ciência (<i>National Science Foundation Network</i>)
PSR	Roteamento por séries de potência (<i>Power Series Routing</i>)

MPOR	Roteamento ordenado por caminhos múltiplos (<i>Multi Path Ordered Routing</i>)
GA	Algoritmo genético (<i>Genetic Algorithm</i>)
ACO	Otimização por colônia de formigas (<i>Ant Colony Optimization</i>)
ANN	Redes neurais artificiais (<i>Artificial Neural Networks</i>)
ML	Mínimo Local
MG	Mínimo Global
W	Comprimento (<i>Width</i>)
WL	Comprimento e largura (<i>Width and Length</i>)
MPAO	Otimização de Atribuição de Múltiplos Parâmetros (<i>Multi Parameter Assignment Optimization</i>)

LISTA DE SÍMBOLOS

r	Rota selecionada pelo processo de roteamento.
R	Conjunto de todas as rotas presentes na topologia da rede.
I_r	Conjunto de todas as rotas interferentes com a rota r .
$h_m^{<r>}$	m -ésimo buraco no espectro da rota r .
$ h_m^{<r>} $	Tamanho do buraco $h_m^{<r>}$
Ψ	Estado da rede antes da alocação.
Ψ'	Estado da rede após a alocação.
$D^{<r>}(\Psi)$	Vetor de disponibilidade do espectro de frequências da rota r .
FS	número total de <i>slots</i> por <i>link</i> .
$S^{<p>}(\Psi, n)$	Número total de formas de alocação de uma requisição de tamanho n na rota r , considerando o estado da rede Ψ .
\mathcal{N}	Conjunto com todos os possíveis números de <i>slots</i> presentes no tráfego da rede.
$C^{<r>}(n)$	Perda de capacidade da rede para acomodar uma demanda de entrada n <i>slots</i> .
$C_N^{<r>}$	Perda total da capacidade da rede calculada em toda a gama de demandas de tráfego.
d	Número de divisões na requisição original.
k	Número de rotas dadas como alternativas de roteamento.
$ n $	Tamanho da requisição n .
$Rc^{<r,\nu,i>}$	Capacidade residual total.
\mathcal{R}	Matriz que relaciona o tamanho da requisição original o vetor de rotas ordenadas.
$\theta^{<r,\nu,i>}$	Custo de alocação para uma rota r .
$\mathcal{M}(i, j)$	Matriz utilizada para quantificar a importância que um buraco no espectro com tamanho j representa para uma requisição de i <i>slots</i> .
$\mathcal{M}(i, j, k)$	Matriz utilizada para quantificar a importância que um buraco no espectro com tamanho j representa para uma requisição de i <i>slots</i> considerando a quantidade de <i>slots</i> k da rede.
ν	Porção espectral utilizada para alocação da requisição na rota.
$\phi_{n_j}(x_j)$	Conjunto ortogonal completo de funções séries de potências.
b_{n_0, n_1, \dots, n_k}	Parâmetros de otimização do PSR.
G	Quantidade de partículas utilizadas no PSO.
$z_{g,\ell}$	Valor da ℓ -ésima dimensão da posição da partícula g .
$v_{g,\ell}$	Valor da ℓ -ésima dimensão do vetor velocidade da partícula g .
$z'_{g,\ell}$	Valor atualizado para cada dimensão da posição da partícula g .
$v'_{g,\ell}$	Valor atualizado para velocidade da partícula g .

γ	Constante de amortização.
$c_{1,2,3}$	Pesos associados à velocidade atual da partícula, aos mínimos locais individuais (LM_j) e mínimo global do grupo de partículas (GM_j).

SUMÁRIO

1	INTRODUÇÃO	20
1.1	Objetivos	22
1.1.1	Objetivos gerais	22
1.1.2	Objetivos específicos	22
1.2	Organização da Tese	23
2	FUNDAMENTOS DE REDES ÓPTICAS	24
2.1	Redes ópticas elásticas	25
2.2	Roteamento e alocação de espectro em redes ópticas elásticas	26
2.2.1	Roteamento fixo	27
2.2.2	Roteamento fixo-alternativo	28
2.2.3	Roteamento adaptativo	28
2.3	<i>Min Slot-Continuity Capacity Loss</i>	29
2.3.1	Rotas Interferentes	30
2.3.2	Identificando possibilidades de alocação	31
2.3.3	Cálculo da perda de capacidade	32
3	PROCESSOS DE OTIMIZAÇÃO NO ALGORITMO DE ALOCAÇÃO DE ESPECTRO MSCL	34
3.1	Algoritmos de otimização	34
3.1.1	Aplicação dos algoritmos de alocação em redes ópticas	35
3.1.2	<i>Particle swarm optimization (PSO)</i>	37
3.2	Otimização do MSCL usando PSO	39
3.3	PSO melhorado com análise de recursos da rede	43
3.3.1	MSCL-W	45
3.3.2	MSCL-WL	45
3.4	Resultados simulados	46
3.4.1	Conclusões e considerações sobre as heurísticas MSCL-W e MSCL-WL	49
3.5	Generalizando as estruturas baseadas no algoritmo MSCL	51
3.6	Alocação de espectro utilizando otimização multiparâmetro	53
3.6.1	Proposição de heurísticas de alocação de espectro com a utilização de múltiplos parâmetros	55
3.6.1.1	<i>Design</i> da heurística MPAO-Wj	57
3.6.1.1.1	<i>Implementação dos passos 1 e 2</i>	57
3.6.1.1.2	<i>Implementação do passo 3</i>	59
3.6.1.1.3	<i>Implementação do passo 4</i>	59
3.6.1.1.4	<i>Implementação do passo 5</i>	59

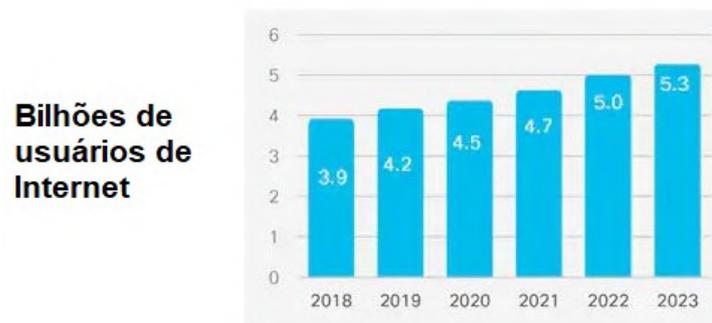
3.6.1.2	<i>Design</i> da heurística MPAO-WLj	61
3.6.1.2.1	<i>Implementações dos passos 1 e 2</i>	62
3.6.1.2.2	<i>Implementação do passo 3</i>	62
3.6.1.2.3	<i>Implementação dos passos 4 e 5</i>	63
3.6.2	Configuração da simulação	63
3.6.3	Resultados da simulação	64
3.6.4	Análise computacional dos resultados e heurísticas	69
3.6.5	Conclusões sobre os resultados encontrados	70
3.6.5.1	Classificação das heurísticas apresentadas	71
4	PARTICIONAMENTO DE REQUISIÇÕES	73
4.1	Divisão espectral	73
4.2	SBVT: Sliceable Bandwidth Variable Transponder	76
4.2.1	<i>Split Spectrum</i> aplicado a um caminho único (SPA)	79
4.2.2	<i>Split Spectrum</i> aplicado a mais de um caminho simultaneamente (MPA)	81
4.3	Tipos de alocação de sub-banda	82
4.3.1	Alocação de sub-banda do tipo exaustiva em uma única rota	82
4.3.2	Alocação do tipo contínua	83
5	HEURÍSTICAS COM SPLIT SPECTRUM	85
5.1	Heurísticas com roteamento através de uma única rota (Heurísticas com SPA)	86
5.2	Heurísticas com roteamento por múltiplas rotas (Heurísticas com abordagem MPA)	88
5.3	Generalizando a utilização da técnica de <i>Split Spectrum</i>	89
5.4	Descrição das heurísticas	95
5.4.1	Heurísticas com SPA	95
5.4.1.1	FF+SS e MSCL+SS	95
5.4.1.2	FF+SS e MSCL+SS com banda de guarda	97
5.4.2	Heurísticas com MPA	100
5.4.2.1	Priorizando a rota principal (<i>Primary route first</i> , PRF-MSCL)	101
5.4.2.2	Perda de capacidade reduzida (<i>Reduced capacity loss</i> , RCL)	103
5.4.2.3	Analisando o desempenho das heurísticas PRF MSCL e RCL MSCL	105
5.4.2.4	Priorizando divisões na utilização do <i>Split Spectrum</i>	107
5.5	Analisando o desempenho do Split Spectrum com múltiplas divisões na requisição (heurística MPA-MSCL)	112
5.5.1	Etapa de roteamento por rota única	112
5.5.2	Etapa com roteamento simultâneo por múltiplas rotas	114
5.5.3	Analisando o desempenho da heurística MPA-MSCL	117
5.6	Otimização do algoritmo MPA-MSCL	120
5.6.1	Ordenamento através da otimização por séries de funções	121

5.6.1.1	Heurística O_MPA-MSCL	123
5.6.1.1.1	<i>Analisando o desempenho da heurística O_MPA-MSCL</i>	124
5.6.1.2	Heurística MPOR-Allocation	125
5.6.1.2.1	<i>Analisando o desempenho da heurística MPOR-Allocation</i>	127
5.6.2	Análise computacional dos resultados e heurísticas	127
5.6.3	Conclusões sobre os resultados encontrados	129
5.6.3.1	Classificação das heurísticas apresentadas	131
6	CONCLUSÕES	133
6.1	Conclusões sobre as técnicas e heurísticas apresentadas	133
6.2	Trabalhos futuros	135
6.2.1	Combinação das heurísticas	136
	REFERÊNCIAS	137

1 INTRODUÇÃO

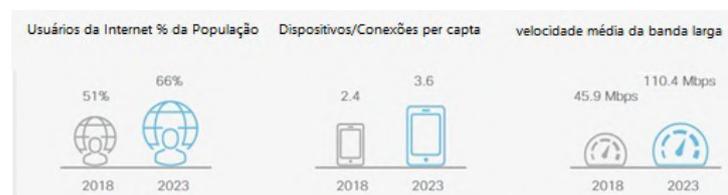
É cada vez mais notável a crescente demanda por largura de banda nas redes de transporte de sistemas de comunicação, requerida pelo maior uso de serviços através da Internet. Segundo a Cisco (CISCO, 2020b), 2/3 da população mundial terá acesso à Internet em 2023 (aproximadamente 5,1 bilhões de usuários) contra 51% da população mundial no ano de 2018 (aproximadamente 3,9 bilhões de usuários). Além disso, o número de dispositivos conectados a redes IP será mais que o triplo da população mundial, com as conexões M2M (*Machine-To-Machine*) totalizando mais da metade dessas conexões. A velocidade média da Internet mundial também deve aumentar de aproximadamente 45.9 Mbps em 2018 para mais de 110 Mbps em 2023. Serviços como televisão via Internet, *streaming*, vídeos *on demand*, aplicações *peer-to-peer*, redes virtuais privadas e de IOT (Internet das coisas, do inglês, *Internet of Things*) serão os principais responsáveis pelo crescimento do tráfego mundial.

Figura 1 – Crescimento esperado de usuários da Internet, em bilhões, entre 2018 e 2023.



Fonte: Adaptado de (CISCO, 2020b)

Figura 2 – Comparativo do percentual de usuários de Internet, número de dispositivos por pessoa e velocidade de transmissão de dados nos anos de 2018 e 2023. (Adaptado de (CISCO, 2020a))



Para atender a essa demanda, faz-se necessário um avanço tecnológico nos provedores de serviços de Internet, permitindo um aumento na capacidade de transmissão de dados. Atualmente, tem-se utilizado para as redes ópticas a tecnologia WDM (do inglês *Wavelength Division Multiplexing*), capaz de incrementar a capacidade de transmissão até alguns Tbps (TALEBI et al., 2014). No entanto, a rigidez na largura de banda de transmissão em cada comprimento de onda em WDM tem comprometido a sua eficiência, tornando necessário o surgimento de novas tecnologias (RUAN; ZHENG, 2014).

Recentemente, muitos estudos estão sendo realizados com uma nova estratégia para o planejamento de redes ópticas. Essa estratégia propõe um método mais flexível de alocação de espectro para tais redes. O método mostra que uma alocação de espectro com largura de banda variada, ou seja, *gridless*, é mais eficiente que o método tradicional utilizado. As redes que têm sido propostas para a utilização dessa tecnologia são conhecidas como redes ópticas elásticas (EON, do inglês *Elastic Optical Networks*), redes flexíveis ou SLICE (do inglês *spectrum-sliced elastic optical path network*). As principais características das redes elásticas são a segmentação mais fina e agregação dos recursos espectrais, acomodações eficientes de múltiplas taxas de dados, bem como a variação elástica dos recursos alocados. Além disso, a utilização de diferentes formatos de modulação (também observado nas redes WDM) tem contribuído para aumentar a eficiência espectral (JINNO et al., 2010).

O processo de gerência da alocação dos recursos na rede deve ser otimizado, pois com a adoção de melhores estratégias para a sua realização, tem-se um melhor atendimento às requisições, garantindo assim uma maior quantidade de recursos inseridos na rede. Um dos grandes problemas encontrados nas redes ópticas WDM é o do roteamento e alocação de comprimento de onda (RWA, do inglês *routing and wavelength assignment*), também conhecido como problema RSA (do inglês *routing and spectrum assignment*) nas redes elásticas, sendo este um pouco mais complexo por permitir a utilização de diferentes granularidades espectrais. Esse problema consiste na escolha de uma rota e uma porção de espectro que torne a conexão entre os pares de nós nas redes mais eficiente, por permitir uma maior quantidade de recursos alocados na mesma faixa espectral. Para o estudo do problema RSA, a restrição da continuidade de comprimento de onda presente nas redes WDM é transformada em continuidade do espectro, em que a porção espectral escolhida para a transmissão da requisição na rota selecionada deve ser a mesma em todos os enlaces da rota.

Outro fator que eleva a complexidade dos esquemas tradicionais de RSA é o problema da contiguidade dos slots requisitados, em que se deve garantir que a alocação dos slots no espectro aconteça de forma consecutiva, devendo manter os slots contíguos ao longo de todos os enlaces na rede. A presença de requisições com larguras distintas no tráfego da rede pode também ser citada como fator que eleva a dificuldade e a complexidade desses sistemas. Para um melhor desempenho na realização do RSA, são desenvolvidas técnicas e heurísticas que facilitam o roteamento e a alocação de espectro, a fim de proporcionar um melhor aproveitamento dos recursos e, desta forma, conseguir uma maior capacidade de transmissão através das fibras ópticas.

O problema do roteamento e alocação de espectro nas redes ópticas elásticas é comumente decomposto em duas partes separadas, em que a primeira procura por uma rota adequada para a requisição, enquanto a segunda procura por uma porção do espectro da rota selecionada que seja conveniente para atender os requerimentos de largura de banda. Dessa forma, trabalhos recentes apresentaram propostas para aumentar o desempenho das redes ópticas, estudando formatos de modulação e heurísticas que sejam mais eficientes. O RSA ainda pode ser classificado

em estático (*off-line*) e dinâmico (*on-line*). No RSA estático, as requisições são conhecidas *a priori* e, posteriormente, o problema a ser resolvido resume-se a definir por onde encaminhar as demandas, ou seja, qual a rota e a faixa de frequência (conjunto de slots) a serem utilizados para cada requisição. Nesse caso, pode-se ter como objetivo reduzir a quantidade de *slots* necessários para atender as demandas, ou atender a maior quantidade possível de demandas com a quantidade de recurso disponível. No RSA dinâmico, as requisições chegam dinamicamente, e os recursos espectrais são alocados e liberados com a rede óptica em operação. Nesse contexto, as requisições chegam sob demanda, e o objetivo geral é reduzir a probabilidade de bloqueio das requisições futuras (SANTOS, 2015).

Uma vez que o problema do RSA nas redes elásticas é do tipo NP-completo, apenas estratégias heurísticas e meta-heurísticas são capazes de encontrar soluções em um tempo razoável para médias e grandes topologias (JINNO et al., 2010). Alguns autores propõem mecanismos para melhor organizar a fragmentação do espectro em EON. Entre esses mecanismos, podem-se mencionar algoritmos de desfragmentação do espectro (SANTOS, 2015), conversão de comprimento de onda (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000), Multiplexagem Inversa (ZHAO et al., 2014; ITU, 2021) e *Split Spectrum* (SS), também denominada concatenação virtual por alguns autores (SILVA, 2013; CHEN et al., 2014; ZHANG et al., 2013a; JINNO et al., 2009).

O problema do RSA em redes ópticas elásticas passa pelo adequado conhecimento dos dispositivos disponíveis para cada tipo de problema a ser discutido. Dentre os componentes utilizados na transmissão e recepção dos sinais, será feito um estudo dos tipos de transponders que poderão ser utilizados, dentre eles os conhecidos como BVT's (*Bandwidth Variable Transponders*), que serão discutidos nos próximos capítulos.

1.1 OBJETIVOS

1.1.1 Objetivos gerais

Este trabalho tem como objetivo geral a proposição de técnicas que reduzam a probabilidade de bloqueio das requisições a serem inseridas na rede. Para alcançar esse objetivo são utilizadas ferramentas de otimização bio-inspirada em algoritmos de alocação de espectro e a aplicação da técnica de divisão espectral nas requisições a serem inseridas na rede.

1.1.2 Objetivos específicos

O objetivo geral proposto é alcançado por meio da obtenção de objetivos mais específicos, para tanto, é abordado o trabalho com algoritmos de alocação de espectro em redes elásticas com o auxílio de um algoritmo de otimização por enxame de partículas (PSO). Com o auxílio de algoritmos bio-inspirados, como o PSO, pretende-se também trabalhar com esquemas de alocação de espectro em redes elásticas, observando características específicas para cada rede e tráfego em questão, como comprimento das rotas utilizadas no roteamento e tamanho das requisições presentes no tráfego. Dessa forma, almeja-se obter resultados melhores do que aqueles obtidos

apenas com informações da rede que não levem em consideração aspectos característicos para cada rota e requisição. Também é abordado o procedimento de particionamento e roteamento de requisições por múltiplas rotas, com o auxílio do *split spectrum* e de transponders adequados, avaliando a possibilidade de priorização de determinadas formas de se dividir a requisição ou das rotas que devem ser utilizadas.

1.2 ORGANIZAÇÃO DA TESE

O restante do trabalho é dividido como se segue. O Capítulo 2 discute sobre as redes ópticas e seus principais componentes, tratando dos principais problemas no roteamento e alocação de espectro das requisições, tratando também do algoritmo de alocação de espectro conhecido como MSCL. O Capítulo 3 apresenta propostas para melhoria no desempenho da alocação de espectro em redes elásticas com a utilização de algoritmos bio-inspirados, em particular o PSO, contribuindo para uma redução na probabilidade de bloqueio das requisições. O objetivo da meta-heurística é o de melhorar o desempenho do MSCL, contribuindo para uma redução na probabilidade de bloqueio das requisições. O Capítulo 4 apresenta uma abordagem sobre divisão espectral nas redes elásticas e o Capítulo 5 apresenta heurísticas que combinam a técnica de *Split Spectrum* e perda de capacidade nas rotas, a fim de propiciar uma maior quantidade de opções para o roteamento e alocação das requisições na rede, quando considerado o roteamento através de múltiplas rotas ao mesmo tempo. O Capítulo 6, por fim, conclui o trabalho.

2 FUNDAMENTOS DE REDES ÓPTICAS

As redes ópticas são sistemas de comunicação que utilizam as fibras ópticas como meio de transmissão de dados. Na prática, a implementação dessas redes se deu principalmente devido a alguns eventos significativos ocorridos entre as décadas de 80 e 90 (O'MAHONY et al., 2006), são eles:

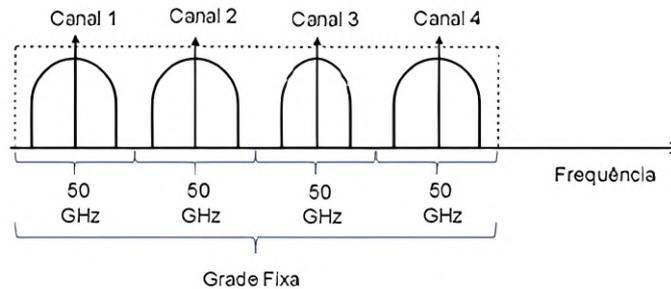
- Criação e desenvolvimento de amplificadores ópticos comercialmente viáveis.
- Viabilidade econômica e prática da utilização de sistemas WDM estudados na época.
- Demonstração de um comutador óptico (OXC, do inglês *Optical Cross-Connect*), tornando possível a configuração de rotas baseadas em comprimentos de onda.
- A convergência de serviços e demanda por taxas de transmissão elevadas.

Devido à elevada capacidade de transmissão, a utilização das redes ópticas vem se tornando a mais apropriada para suportar a atual demanda por largura de banda dos usuários. Porém, o crescimento exponencial do tráfego com diferentes requisitos e granularidades, causados por aplicações mais atuais em comunicações, serviços de armazenamento em nuvem, videoconferências, dentre outros, tem requerido um aumento na capacidade de transporte nas redes ópticas convencionais (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000). Uma solução encontrada para se tratar o problema da capacidade nas redes ópticas foi a utilização de formatos de modulação avançados, que passou a permitir a transmissão de vários canais com diferentes formas de modulação simultaneamente utilizadas em uma mesma fibra, cada qual de forma a melhor se adequar às restrições encontradas, como transmissão da elevada taxa de dados demandada, atingindo a maior distância possível, considerando ou não a regeneração do sinal.

Para atender à crescente demanda por tráfego nas redes ópticas, existe a necessidade de aperfeiçoamento da capacidade de transmissão nessas redes. A tecnologia DWDM (do inglês *Dense Wavelength Division Multiplexing*) aparece como uma evolução das redes WDM, permitindo uma redução no espaçamento entre os canais, aumentando o número de portadoras ópticas possíveis de serem transmitidas em uma única fibra para mais de 100. Desta forma, consegue-se uma elevada transmissão de bits combinada entre os canais, com a possibilidade de transmissões a taxas superiores a 100 Gbps (ZHAO et al., 2014). Entretanto, o uso da tecnologia WDM divide o espectro em faixas de largura de banda fixas, tornando a taxa de transmissão para cada comprimento de onda mais limitada em relação ao aproveitamento da banda disponível. A Figura 3 ilustra a alocação de sinais em uma rede WDM, com grade fixa de 50 GHz, seguindo o padrão ITU-T G.694.1 (ITU, 2021).

Nota-se que, no caso apresentado, os sinais não ocupam todo o espaço de frequência disponível para eles na grade fixa, fazendo com que o aproveitamento do espectro no enlace não seja otimizado, principalmente com o aparecimento de tráfegos heterogêneos. Como se pode perceber na Figura 3, o Canal 3 mostrado é utilizado por uma demanda com largura de

Figura 3 – Alocação de sinais com utilização de grade fixa (Adaptado de (SILVA, 2013)).



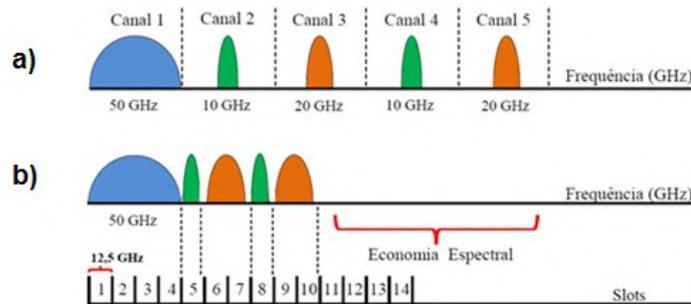
banda menor que as demais, no entanto, um canal com largura de 50 GHz é alocado para a sua transmissão, ocasionando uma baixa eficiência espectral. Adicionalmente, ao se requerer uma largura de banda que ultrapasse os 50 GHz estabelecidos para cada comprimento de onda, não será possível a sua alocação, já que os filtros presentes nas redes WDM estão fixados, exigindo uma largura máxima de 50 GHz para as conexões na rede.

As redes ópticas elásticas (EONs) têm aparecido com soluções eficientes para atender as demandas com elevadas taxas de transmissão e tráfegos cada vez mais heterogêneos. Isso decorre da sua maior eficiência em alocar os recursos espectrais, já que o espectro pode ser usado adaptativamente de forma a atender os diferentes requisitos de banda na rede, gerando canais com largura de banda variável e adaptada ao fluxo (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000). Este trabalho aborda as redes elásticas, as quais também adotam a multiplexação do sinal no domínio da frequência.

2.1 REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS

As redes ópticas elásticas têm aparecido como opção de arquitetura de rede para tratar de tráfegos da ordem de Gbps ou maiores, chegando à casa dos Tbps, comumente alcançados nas demandas atuais. Essa tecnologia busca alcançar uma maior eficiência espectral da rede, melhorando a sua utilização (CHEN et al., 2014). As EONs buscam utilizar menores granularidades (larguras de banda) na frequência dos *slots*, permitindo também a utilização de formatos de modulação variados, como os também utilizados em redes WDM, de forma a conseguir, dessa maneira, alocar os recursos de acordo com a taxa de dados a ser transmitida (ZHANG et al., 2013a). O formato de modulação a ser escolhido para o estabelecimento da conexão depende da distância entre os nós de origem e destino, podendo coexistir nesse tipo de rede diversos formatos de modulação distintos. A utilização de *slots* com menor largura de banda, juntamente com a possibilidade de se demandar mais de um *slot* por requisição, contribui para uma maior eficiência espectral, garantindo uma considerável economia na quantidade de espectro utilizado na rede. De maneira geral, nas EONs, a largura de banda total de uma requisição pode ser representada pela quantidade de *slots* demandados. Na Figura 4, é feita uma comparação entre a economia de espectro com a utilização da rede elástica e a tecnologia WDM.

Figura 4 – Economia espectral com utilização de grade flexível. Adaptada de (TAKAGI et al., 2011). Em a) mostra-se a utilização do espectro em uma rede WDM e em b) é mostrado o exemplo para EON.



Enquanto a tecnologia WDM seleciona um canal de 50 GHz (Figura 4 a), independente da largura da requisição, a rede elástica seleciona apenas a quantidade de slots necessária para cada requisição. Observa-se na figura acima (Figura 4 b) que a utilização das EONs permite alcançar uma economia espectral quando comparada à rede WDM. É importante também destacar o fato de que os filtros, que possuem largura fixa no canal nas redes WDM, não permitem requisições com largura maior que a do seu canal, de 50 GHz no exemplo mostrado, fato que não ocorre nas EON, por essas possuírem filtros com larguras variáveis.

2.2 ROTEAMENTO E ALOCAÇÃO DE ESPECTRO EM REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS

Ao se trabalhar com redes ópticas elásticas, faz-se conveniente o entendimento da evolução desse tipo de rede com relação às técnicas e dispositivos utilizados. A alocação do espectro em EONs é possível devido aos ROADMs (do inglês, *Reconfigurable Optical Add-Drop Multiplexer*) com capacidade de filtragem sintonizável e de transponders que permitem a agregação de taxas de dados e geração de sinais ópticos com diferentes larguras de banda. Um exemplo para tal fato é a modulação OFDM (do inglês *Orthogonal Frequency-Division Multiplexing*), que é uma técnica de multiportadora que transmite dados dividindo-os em canais ortogonais de transmissão de dados. Essa tecnologia foi considerada de grande importância para o desenvolvimento das redes ópticas, pois permite gerenciar sinais de diferentes taxas de dados e até mesmo com taxas variáveis (JINNO et al., 2009). Outra técnica que tem recebido interesse crescente é a Nyquist WDM, que reduz o espaçamento entre os canais para a banda de Nyquist, permitindo a transmissão em taxas elevadas em uma largura de banda próxima da ótima para o sinal requerido. A utilização de OFDM, aliada à ortogonalidade das subportadoras, permite a sobreposição sem que haja interferência.

Dentre as principais vantagens da utilização da modulação OFDM podem-se citar:

- Transmissão de dados em maiores taxas, aumentando a flexibilidade da rede com a divisão dos dados em subportadoras. Aumento do número de subportadoras utilizadas na conexão, podendo aumentar a taxa de transmissão no enlace de forma sistemática.

- Obtenção de alta eficiência de uso do espectro através da utilização de sobreposição de sub portadoras, com o conseqüente aumento da capacidade de transmissão geral da rede.
- Ativação e desativação de subportadoras de forma dinâmica, podendo, de acordo com a demanda da transmissão, contribuir para uma maior eficiência energética.

Com a utilização da OFDM, devido à sobreposição das subportadoras adjacentes, é interessante que as porções do espectro alocadas sejam adjacentes, a fim de utilizarem uma menor porção do espectro. No entanto, as propostas para a contigüidade de comprimentos de onda em redes WDM não são diretamente aplicáveis às redes elásticas, sendo que a inserção dessa restrição nas redes elásticas eleva consideravelmente a complexidade do problema (CHRISTODOULOPOULOS; TOMKOS; VARVARIGOS, 2011; WANG; CAO; PAN, 2011). Assim como em redes WDM há a restrição da continuidade de comprimento de onda, para redes ópticas elásticas tem-se a restrição na contigüidade de espectro. A complexidade do RSA tradicionalmente utilizado é superior àquela encontrada no problema do RWA, pois, além de garantir a continuidade do comprimento de onda, encontrada no RWA, deve-se também garantir a adjacência do espectro entre as subportadoras, fazendo com que todas as faixas alocadas sejam adjacentes no espectro (VELASCO et al., 2012).

O problema do RSA na sua forma dinâmica deve ser resolvido com a rede em operação, sendo que não se tem certeza sobre as requisições de caminhos que chegarão aos nós. Sendo o processo de chegada das requisições aleatório, caso os recursos disponíveis para o caminho óptico requisitado não sejam suficientes, a requisição será bloqueada. O problema dinâmico procura atender as atuais requisições demandadas, de forma a ocasionar uma probabilidade de bloqueio das requisições futuras que seja a menor possível.

O roteamento dinâmico é caracterizado pelo cálculo da rota para cada nova requisição (LI; SOMANI, 1999), geralmente apresentando um custo computacional maior por estar associado a roteamentos que necessitam de informações gerais da rede, e, por isso, necessitam de uma constante atualização de informação. A seguir serão apresentados os principais tipos de roteamento utilizados na atualidade.

2.2.1 Roteamento fixo

O roteamento fixo consiste na utilização de uma única rota para cada par de nó origem-destino da rede. Geralmente utiliza-se algum algoritmo de menor caminho, sendo o *Dijkstra* (DIJK) (DIJKSTRA, 1959) e o *Bellman-Ford* (BELLMAN, 1958) as opções mais conhecidas.

Esse tipo de roteamento, apesar de possuir a simplicidade como vantagem, possui também algumas desvantagens, sendo a principal delas a possibilidade de acarretar uma má gestão dos recursos da rede. Isso poderá ocorrer se a escolha feita para as rotas gerar congestionamento em partes específicas da rede enquanto outras partes ficam ociosas, isto é, as rotas com conexões ativas ficarão concentradas em um grupo de enlaces específicos, enquanto outros enlaces apresentam uma baixa ou até nenhuma utilização (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

Isso acarreta em um aumento na probabilidade de bloqueio para tráfego dinâmico, ou um alto uso de comprimentos de onda para o caso estático.

Essa desvantagem pode ser amenizada por meio da utilização de um algoritmo de roteamento fixo *offline* proposto em (DURAES et al., 2010) e denominado BSR (do inglês, *Best among the Shortest Routes*), em que uma nova distribuição de rotas é encontrada a cada iteração do algoritmo. Todo o processo iterativo é realizado na fase de pré-processamento do plano de controle. Para cada iteração, irá ocorrer uma variação no custo dos enlaces da rede, de acordo com suas frequências de uso nas rotas da rede. Esses custos determinam os desempates das menores rotas entre os pares de nós de rede, acarretando em um espalhamento na utilização das rotas entre os enlaces. Ao fim do processo iterativo, escolhe-se o conjunto de rotas que apresenta a melhor distribuição de carga na rede (DURAES et al., 2010).

2.2.2 Roteamento fixo-alternativo

Diferentemente do que ocorre no roteamento fixo, que apresenta uma única rota para cada par de nó origem-destino da rede, o roteamento fixo-alternativo apresenta uma quantidade k de rotas para cada um desses pares. Geralmente é também utilizado um algoritmo de menor caminho na escolha dessas rotas (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000). Havendo empate entre um conjunto das k rotas selecionadas, algum critério de desempate é usado para escolher as rotas a serem utilizadas.

No momento da escolha do caminho óptico, o plano de controle tentará usar a primeira rota do conjunto daquele par de nó e tentará encontrar um comprimento de onda disponível em toda essa rota, no caso das redes WDM. Não sendo possível a atribuição de comprimento de onda naquela rota, busca-se a rota seguinte e assim sucessivamente até encontrar uma em que seja possível a criação do caminho óptico. Se as k rotas forem testadas e não for encontrado um comprimento de onda disponível, a requisição é bloqueada por falta de recursos. O algoritmo YEN é o principal exemplo de algoritmo de menor caminho para roteamento fixo-alternativo (YEN, 1971).

Esse tipo de roteamento é conhecido por possuir uma significativa tolerância a falhas, pois se um enlace parar de funcionar por motivos diversos, as rotas que não compartilham desse enlace poderão efetuar a conexão da requisição. Mesmo possuindo tolerância a falhas e gerando ganho quando comparado com o roteamento fixo, esse tipo de roteamento não possui conhecimento do estado da rede para efetuar a construção do conjunto das k rotas utilizadas, podendo ainda assim resultar em uma má gestão dos recursos da rede (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

2.2.3 Roteamento adaptativo

Para uma rede que já se encontra bastante congestionada nas menores rotas entre pares de nós, os roteamentos fixo e fixo-alternativo de menor caminho apresentarão altas taxas de

bloqueio que poderiam ser diminuídas se rotas maiores, porém mais livres, fossem eventualmente utilizadas na tentativa de se alocar as conexões.

Dessa forma, o roteamento adaptativo leva em consideração o estado da rede no momento da solicitação da requisição, tentando alocá-la de maneira a diminuir a probabilidade de bloqueio por falta de recursos, além de utilizar métricas que proporcionem um uso mais igualitário dos recursos da rede. Por isso, esse tipo de roteamento consegue gerir os recursos de forma mais eficiente, visto que o plano de controle pode efetuar uma melhor distribuição das requisições na rede, geralmente obtendo um melhor desempenho em relação aos outros tipos de roteamento (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

Pode-se citar como exemplo de roteamento adaptativo aquele apresentado por Chan e Yum (CHAN; YUM, 1994), denominado LCP (do inglês, *Least-Congested-Path routing*), que utiliza da característica do roteamento fixo-alternativo para pré-processar um conjunto de rotas para cada par de nós da rede. A seleção da rota, dentre as estabelecidas na fase de pré-processamento, será realizada por meio da análise do estado da rede, mediante o cálculo do congestionamento em cada rota e dando preferência às que possuem menor valor. O grau de congestionamento de um enlace é determinado pelo número de canais livres. Quanto maior o número de canais livres, menos congestionado é o enlace (CHAN; YUM, 1994). Outro tipo de abordagem do LCP é a escolha das rotas de menor caminho e, nos casos de desempate, emprega-se a análise do congestionamento das rotas para seleção de uma delas.

As atividades descritas neste trabalho estão inclusas no campo da alocação de espectro em redes ópticas elásticas, considerando um tráfego dinâmico de chegada das requisições com um roteamento fixo ou fixo alternativo.

2.3 *MIN SLOT-CONTINUITY CAPACITY LOSS*

Em redes WDM, os algoritmos de alocação de comprimento de onda mais comumente utilizados pertencem à classe dos algoritmos First-Fit (FF), que alocam os recursos na primeira faixa de espectro disponível e com recursos suficientes para atender a demanda requisitada. Essa preferência leva em consideração o tempo de execução reduzido e a baixa complexidade computacional, sendo facilmente adaptado para outras tecnologias de redes ópticas, como as redes elásticas (TAKAGI et al., 2011).

Alguns outros algoritmos surgiram com a proposta mais elaborada de análise do estado da rede, como por exemplo, o algoritmo MU (do inglês *most used*) proposto para redes WDM, que procura alocar a requisição no comprimento de onda que esteja sendo mais utilizado na rede naquele instante. Esse algoritmo é capaz de alcançar menores níveis de probabilidade de bloqueio das requisições futuras, sendo mais eficiente que o FF. No entanto, a sua adaptação para redes elásticas não obteve os mesmos resultados (SONE et al., 2011). Alguns outros algoritmos específicos para redes ópticas elásticas têm sido propostos, procurando sempre a diminuição da probabilidade de bloqueio das requisições com base em heurísticas, como, por exemplo, evitar o aparecimento de *slots* isolados incapazes de fornecer um caminho óptico (DURAN et al.,

2012), a análise da fragmentação do espectro da rede ou a possibilidade de se trabalhar com a continuidade de espectro (SONE et al., 2011; WAN et al., 2011). Em (HOROTA GUSTAVO B. FIGUEIREDO, 2014), os autores propõem um algoritmo para minimizar o problema da fragmentação de espectro em redes ópticas elásticas por meio de algoritmos de RSA, medindo a fragmentação da rota em um passo anterior à alocação do espectro.

O algoritmo MSCL (do inglês, *Min slot-continuity Capacity Loss*) (ALMEIDA et al., 2013), desenvolvido para a alocação eficiente de espectro em redes ópticas elásticas, baseia-se na escolha do conjunto de slots disponíveis que acarreta na menor perda de capacidade para a rede. A perda de capacidade é calculada para a rota em questão, escolhida no processo de roteamento, e também para todo o conjunto de rotas interferentes, que são rotas que possuem ao menos um enlace em comum com a rota analisada. Para a análise do algoritmo, consideram-se as seguintes definições:

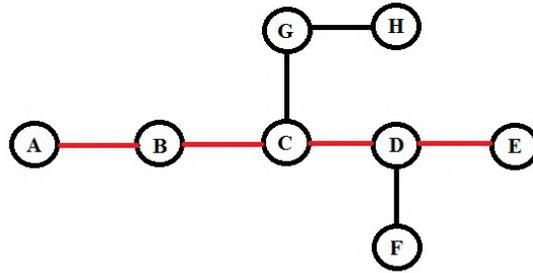
- r é a rota selecionada pelo processo de roteamento;
- R é o conjunto de todas as rotas presentes na topologia da rede;
- I_r é o conjunto de todas as rotas interferentes com a rota r ;
- Um buraco no espectro é definido como um conjunto de slots contíguos e disponíveis em todos os links de uma determinada rota, $h_m^{<r>}$ é o m -ésimo buraco no espectro da rota r ;
- Ψ e Ψ' representam o estado imediatamente antes e depois da alocação, respectivamente;
- $D^{<r>}(\Psi)$ é um vetor que representa a disponibilidade do espectro de frequências para cada rota r . A disponibilidade é apresentada para todos os slots i e informa quais *slots* estão disponíveis e ocupados na rota r para o estado representado por Ψ . O vetor é representado em forma booleana, assumindo o valor 1 se o slot estiver disponível em todos os enlaces da rota, e 0 caso contrário;
- FS é o número total de slots por link.

2.3.1 Rotas Interferentes

Considera-se o conjunto I_r de todas as rotas interferentes com a rota r em questão. Uma rota r' é dita interferir com uma rota r se r' possui ao menos um enlace em comum com r .

No caso ilustrado na Figura 5, em que a rota principal é representada pelo conjunto de enlaces em vermelho, a rota r é aquela formada pelos nós A-B-C-D-E. Algumas das rotas pertencentes ao conjunto de rotas interferentes são: A-B, B-C, C-D, D-E, A-B-C, A-B-C-D, A-B-C-G-H, A-B-C-D-F, F-D-E etc. Ao se analisar o estado da rede, o algoritmo MSCL busca soluções que proporcionem o menor impacto possível ao conjunto de todas essas rotas, pois é o conjunto da rota analisada com as rotas interferentes que efetivamente perdem capacidade de alocação com a utilização do espectro na rota r , por possuírem enlaces em comum.

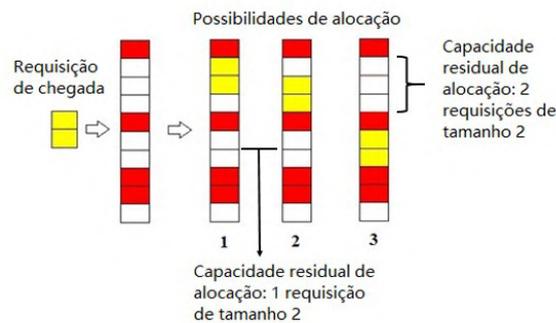
Figura 5 – Esquema de rede mostrando a rota principal, em vermelho.



2.3.2 Identificando possibilidades de alocação

Conforme definido na Seção 2.3, um buraco representa um conjunto de *slots* contíguos e disponíveis em toda a rota. Dessa forma, o vetor de disponibilidade $D^{<r>}(\Psi)$ informa a localização e o tamanho do conjunto de *slots* livres para cada rota analisada, sendo que o tamanho de um buraco é definido pela quantidade de *slots* que o compõem. Considerando que a rota r possua um total de n *slots* por link, cada buraco presente na rota com tamanho suficiente para alocar a requisição pedida representa algumas possibilidades de alocação. Tal fato é ilustrado na Figura 6:

Figura 6 – Possibilidades de alocação da requisição no espectro da rota.



A Figura 6 ilustra a chegada de uma requisição com tamanho 2 e a disponibilidade do espectro de uma determinada rota r . O espectro é representado pelo vetor de disponibilidade $D^{<r>}(\Psi)$ para a rota r , onde os *slots* em vermelho representam *slots* já ocupados por requisições presentes na rede. Nota-se que a requisição referida pode ser encaixada em qualquer buraco com tamanho maior ou igual a sua quantidade de *slots* demandados (2 *slots*). De maneira geral, uma requisição de n *slots* pode ser inserida em qualquer conjunto de *slots* disponíveis e contíguos, desde que $|h_m^{<r>}| \geq n$, em que $|h_m^{<r>}|$ representa o tamanho do buraco $h_m^{<r>}$ i.e., a quantidade de *slots* que o compõem. O vetor de disponibilidade para esta rota é escrito na forma $D^{<r>}(\Psi) = (1, 0, 0, 0, 1, 0, 0, 1, 1, 0)$. A Figura 6 mostra três possibilidades (1, 2 e 3) de se alocar a requisição de tamanho 2 no vetor $D^{<r>}$. Para o exemplo mostrado na Figura 6, o vetor $h_m^{<r>} = (h_1^{<r>} = 3, h_2^{<r>} = 2, h_3^{<r>} = 1)$. O buraco $h_1^{<r>}$ é o primeiro encontrado na rota.

Visto que ele tem tamanho 3, há 2 formas de se alocar a requisição de tamanho 2. Essas formas são representadas pelas possibilidades de alocação 1 e 2 na Figura 6. No buraco $h_2^{<r>}$, a mesma requisição pode ser encaixada apenas de uma forma, não podendo ser encaixada no buraco $h_3^{<r>}$, pois o mesmo, com tamanho de 1 *slot*, não possui largura suficiente para atender a requisição. Considerando-se todos os buracos presentes no vetor de disponibilidade para a rota r , tem-se que o número de formas de alocação para requisições de tamanho 2, considerando-se o estado da rede, é a soma das formas de alocação para os buracos de tamanho 3 e 2, totalizando 3 formas distintas de alocação para a requisição na rota r . O número de formas de alocação é a métrica utilizada para o cálculo da perda de capacidade de alocação na rede pelo MSCL tradicional, que é apresentado a seguir.

2.3.3 Cálculo da perda de capacidade

A medição da capacidade de alocação em uma determinada rede, conforme proposta em (ALMEIDA et al., 2013), é feita a partir do número de formas de alocação, descrito na Seção 2.3.2. Para cada buraco $h_m^{<r>}$ presente na rota, o número de possibilidades de alocação de uma requisição de tamanho n é dado por $|h_m^{<r>}| - n + 1$. Tal equação pode ser utilizada desde que $|h_m^{<r>}| \geq n$, o que implica dizer que o buraco possui tamanho igual ou superior ao tamanho da requisição. O número total de formas de se alocar uma requisição de tamanho n na rota r , considerando-se o estado da rede Ψ , é calculado da seguinte forma:

$$S^{<p>}(\Psi, n) = \sum_{m=1}^M \max(0, |h_m^{<p>}| - n + 1) \quad (2.1)$$

em que $\max(x, y)$ retorna o valor máximo entre x e y , e M é a quantidade de buracos presentes na rota em questão.

Observe que pode haver várias opções para se escolher $h_m^{<r>}$ e os conjuntos de *slots* contíguos em $h_m^{<r>}$ que podem ser usados para acomodar a requisição que demanda n *slots*. A seleção de cada opção pode afetar de forma diferente a capacidade da rede de lidar com as próximas solicitações, porque cada opção leva a diferentes estados da rede em termos de ocupação espectral futura. Para ajudar a avaliar como cada opção afeta a rede, Ψ e Ψ' representam, respectivamente, como o estado de ocupação espectral da rede imediatamente antes e depois da alocação de espectro de uma requisição de n *slots*. Ψ representa todos os *slots* em todos os *links*, ocupados e vazios, e Ψ' representa o estado da rede após uma determinada possibilidade de alocação. Usando esta notação, pode-se avaliar a perda de capacidade da rede para acomodar uma demanda de n *slots* ($n \in \mathcal{N}$) após a atribuição da solicitação de entrada com n *slots*, em que \mathcal{N} é um conjunto com todos os possíveis números de *slots* que podem ser demandados pela requisição, caracterizando classes de solicitações. Tem-se então que:

$$C^{<r>}(n) = \sum_{p \in I_r} S^{<p>}(\psi, n) - S^{<p>}(\psi', n), \quad (2.2)$$

em que $S^{<p>}(\Psi, n)$ é o número possível de alocações para atender solicitações de n slots em todos os slots disponíveis no caminho p considerando o estado da rede Ψ . I_r é o conjunto formado pela rota r em análise e todas as rotas que interferem com ela (qualquer caminho entre os pares de nós atuais). A perda total de capacidade da rede deve ser calculada em toda a gama de demandas de tráfego potencial de largura de banda heterogênea, que é fornecida por:

$$C_N^{<r>} = \sum_{n \in \mathcal{N}} C^{<r>}(n). \quad (2.3)$$

O algoritmo de atribuição de espectro MSCL verifica todos os buracos $h_m^{<r>}$ disponíveis e todas as alternativas possíveis para alocar a demanda atual de n slots em $h_m^{<r>}$ e seleciona aquela que retorna o menor valor para $C_N^{<r>}$.

Como pode ser inferido através da Equação 2.3, o cálculo da perda de capacidade para a alocação é feito não somente considerando o tamanho da requisição, mas todos os possíveis conjuntos de slots que podem ser requisitados na rota como um todo. Tal conjunto de slots depende do tipo de tráfego permitido na rede e dos formatos de modulação utilizados. De posse das equações apresentadas, pode-se dizer que o algoritmo MSCL realiza a alocação da requisição no conjunto de slots que produz o menor impacto na rede, levando em consideração o estado da rede para todas as rotas interferentes com a rota r , obtida através dos algoritmos de roteamento, com a utilização de roteamento fixo.

Também é importante ressaltar que o cálculo deve ser feito em todo o conjunto de rotas interferentes I_r , e a perda de capacidade $C(n)$ nessas rotas deve ser feita para todos os tamanhos n de requisições presentes no tráfego da rede, como mostrado na Equação 2.3. Uma proposta deste trabalho consiste em alterar algumas características do algoritmo MSCL, a fim de otimizar a forma como se quantifica a capacidade de um buraco de tamanho $|h_m^{<r>}| = h$ atender requisições de tamanho n por meio do uso de uma matriz de capacidades, e encontrar a ponderação adequada de como cada fator altera o cálculo da perda de capacidade de alocação, consequentemente alterando o cálculo do custo de alocação das requisições. É utilizado o algoritmo PSO para que o mesmo possa definir maneiras mais eficientes de se calcular a perda de capacidade, por exemplo, agrupando as rotas de acordo com seu tamanho e levando em consideração outras variáveis além da perda de capacidade no cálculo do custo de alocação.

Admitindo que a capacidade de alocação é uma métrica de análise do estado atual da rede, conclui-se que o algoritmo MSCL e um algoritmo de alocação de espectro proposto para redes ópticas elásticas que tem como objetivo propor soluções para otimizar esse problema, verificando opções de alocação que minimizam a perda de capacidade e consequentemente maximizam a capacidade da rede de alocar requisições. Essa habilidade de minimizar a perda de capacidade pode ser melhor explorada ao se abordar outros recursos mais específicos de cada topologia utilizada e é alvo de um estudo mais aprofundado no Capítulo 3.

3 PROCESSOS DE OTIMIZAÇÃO NO ALGORITMO DE ALOCAÇÃO DE ESPECTRO MSCL

Este capítulo trata sobre a forma de utilização dos algoritmos de alocação nas heurísticas propostas neste trabalho, notadamente o algoritmo MSCL, e nas formas usadas para otimizar o seu desempenho. Considerando que, como descrito na Seção 2.3, o algoritmo MSCL utiliza a métrica do número de formas de alocação para o cálculo da perda de capacidade em cada rota, e que essa métrica não é ótima (ou seja, outras métricas podem ser utilizadas de forma a melhor representar a perda de capacidade na rede), são propostas neste capítulo novas formas de se estruturar e otimizar os parâmetros de cálculo utilizados, bem como formas alternativas para o cálculo do custo de alocação realizado. Para tanto, são utilizadas ferramentas de otimização já testadas e discutidas na literatura.

3.1 ALGORITMOS DE OTIMIZAÇÃO

Um algoritmo de otimização tem como objetivo encontrar uma combinação de parâmetros e variáveis que maximizem ou minimizem uma determinada função. Um problema de otimização também pode ser caracterizado pela busca dos pontos extremos de uma função, ou seja, o maior ou o menor valor que a função pode assumir em um dado intervalo, sendo esses os pontos de máximo e mínimo da função, respectivamente. O problema a ser investigado é dito ser de otimização porque as soluções encontradas através do processo são as melhores possíveis dentre todas as soluções viáveis para cada caso, sendo então chamadas soluções ótimas.

A otimização é um processo de busca cujo objetivo é explorar o espaço de soluções de forma eficiente para encontrar a melhor solução. Ela engloba as mais diversas áreas do conhecimento, desde problemas matemáticos e de engenharia, até problemas de economia, administração e biologia (BARBOSA, 2017).

Dentre os problemas de otimização, podem-se citar os métodos exatos, que garantem a obtenção da solução ótima para o problema, porém possuem uso prático bastante restrito devido ao elevado tempo de execução, os métodos heurísticos, que são um conjunto de métodos e regras que levam à descoberta, invenção e resolução de diversos tipos de problemas, sendo capazes de encontrar boas soluções porém sem garantias de que esse desempenho será mantido em todas as soluções, e as meta-heurísticas, que são heurísticas generalizadas que podem ser capazes de resolver diversos tipos de problemas sem que sejam necessárias grandes alterações na estrutura de seu método. As meta-heurísticas se utilizam de uma combinação de escolhas aleatórias com um conhecimento prévio do problema, realizando buscas nas vizinhanças dentro do espaço de soluções, evitando paradas em pontos de ótimos locais e varrendo de forma mais eficiente o espaço de busca (BARBOSA, 2017).

Os algoritmos bio-inspirados, também conhecidos como computação natural, enquadram-se dentro dos métodos meta-heurísticos, procurando compreender padrões encontrados na natureza e aplicá-los no desenvolvimento de ferramentas computacionais capazes de auxiliar na

resolução de problemas complexos ou até mesmo aperfeiçoar sistemas já existentes. Como esses algoritmos utilizam uma abordagem baseada em população, cada um de seus indivíduos representa uma potencial solução para o problema de otimização que está sendo estudado. É utilizada uma métrica para determinar o quanto uma solução é boa para o problema em questão, sendo essa métrica chamada de função de aptidão ou função *fitness*. É através dela que se determina qual é o melhor indivíduo da população em um determinado momento (BARBOSA, 2017). Algumas das principais técnicas bio-inspiradas utilizadas são as Redes Neurais Artificiais e a Inteligência de enxames, esta por sua vez possui uma grande variedade de métodos de otimização, como a otimização por colônia de formigas e a otimização por enxame de partículas (PSO).

Já a computação evolucionária destaca-se como sendo uma das áreas da computação natural, compreendendo um conjunto de técnicas de busca e otimização baseados em mecanismos evolutivos encontrados na natureza, tais como reprodução, mutação e seleção natural. O principal método de computação evolucionária utilizado são os algoritmos genéticos, porém, outras técnicas evolutivas são também utilizadas, como a programação genética e a programação evolutiva (BARBOSA, 2017).

3.1.1 Aplicação dos algoritmos de alocação em redes ópticas

O problema do roteamento e alocação de espectro em redes ópticas elásticas é do tipo NP-Completo, tendo custo computacional extremamente elevado à medida que o número de soluções a serem analisadas aumenta. Como opção, heurísticas e meta-heurísticas são utilizadas com o objetivo de se encontrar soluções satisfatórias para tratar do problema proposto em um tempo hábil. Essas soluções, no entanto, não garantem a obtenção do ótimo global como resultado final, não garantindo também a convergência das soluções. Em geral, a ausência de propostas de soluções tratáveis computacionalmente que possuam convergência ao ótimo global é uma motivação suficiente para o emprego de meta-heurísticas, em que geralmente tem-se um custo computacional menor e grandes chances de conseguir encontrar uma boa solução, suficientemente próxima ao ótimo global (FRANCA, 2005).

Uma classe de meta-heurísticas que vem ganhando destaque nos últimos anos é a dos algoritmos bio-inspirados, que são algoritmos baseados no comportamento de certos animais e também em processos e modelos de sistemas e fenômenos biológicos (CASTRO; ZUBEN, 2005). Um dos primeiros algoritmos bio-inspirados originou-se da observação do funcionamento do sistema nervoso humano, resultando no primeiro modelo matemático do funcionamento de um neurônio biológico (CULLOCH; PITTS, 1943). Anos depois, em 1957, com o desenvolvimento do modelo, criou-se a primeira rede neural capaz de aprender e classificar padrões. Outro algoritmo bio-inspirado largamente utilizado atualmente teve origem do conceito de evolução das espécies segundo Darwin, onde cada espécie é capaz de evoluir através da sobrevivência e reprodução. Nesse caso, os indivíduos mais aptos possuem maiores probabilidades de propagação do material genético para as futuras gerações da espécie (KATAOKA, 2017).

Algoritmos Evolucionários são classificados como técnicas de otimização baseadas

na evolução natural (ZITZLER, 1999), inspirados em processos de otimização realizados por seres vivos na natureza, como recombinação e mutação. Dentre os algoritmos mais utilizados como meta-heurísticas para otimização de sistemas na atualidade podem-se citar os algoritmos genéticos (GA, do inglês *Genetic Algorithm*) e as Redes Neurais Artificiais (ANN, do inglês *Artificial Neural Networks*), estas normalmente utilizadas para aproximação de funções. Ainda podem-se citar os algoritmos de otimização por colônia de formigas (ACO, do inglês *Ant Colony Optimization*) (DORIGO, 1992), algoritmos baseados no Sistema Imunológico (DASGUPTA, 1999) e a Otimização por Enxame de Partículas (PSO, do inglês *Particle Swarm Optimization*), que será tratada neste trabalho. A base de um problema de otimização utilizando algoritmos evolucionários está em encontrar uma solução, definida através de uma função objetivo, a qual deve ser minimizada ou maximizada dependendo da característica do problema proposto. A otimização é feita de forma iterativa, analisando situações candidatas às soluções para o problema proposto e evoluindo as gerações seguintes, baseando-se nas informações dos indivíduos.

A escolha dentre os algoritmos citados deve ser feita levando-se em consideração determinadas características desejáveis para o problema de otimização estudado. Dentre elas podem-se citar a característica populacional de alguns algoritmos, que torna possível a busca por diversas soluções ao mesmo tempo, e a estratégia de busca local, capaz de realizar buscas aceleradas ao ótimo local mais próximo de cada proposta de solução. Algoritmos que realizam a busca de uma forma mais eficiente em relação ao consumo de memória também são desejáveis, levando-se em consideração os melhores indivíduos até o momento.

O uso de meta-heurísticas e de inteligência artificial tem ganhado destaque nos últimos anos como ferramenta para otimização de redes de comunicação, sendo propostos diversos trabalhos especializados nesse tema, como mostrado em (DRESSLER et al., 2010), (LIO; VERMA, 2010), (SAIF et al., 2022) e (LEITE et al., 2022). Esta tese propõe o uso de uma meta-heurística que visa uma ponderação adequada da perda de capacidade observada pela rede após determinada alocação. Isso é obtido por meio da criação de matrizes com coeficientes, de forma que o ajuste desses valores pela meta-heurística tem como objetivo o balanceamento da importância de cada alocação em determinado buraco, estabelecendo os pesos e utilizando-os no algoritmo de alocação de espectro MSCL. Dessa forma é possível alcançar melhores resultados que os obtidos pelo algoritmo tradicional, reduzindo os valores encontrados para a probabilidade de bloqueio na rede. Para tanto, foi utilizada a técnica de inteligência computacional conhecida como PSO (KENNEDY; EBERHART, 1995), (ENGELBRECHT, 2005). A escolha desse algoritmo foi feita levando-se em consideração a sua capacidade de tratar de problemas que envolvem um grande conjunto de variáveis contínuas (ENGELBRECHT, 2005), podendo ser utilizado para se encontrar valores mínimos ou máximos. A seguir, a técnica do PSO será tratada mais especificamente.

3.1.2 Particle swarm optimization (PSO)

O PSO, ou método de otimização por enxame de partículas, foi criado em 1995 e é baseado no comportamento social de grupos de animais, sendo um dos precursores da área hoje conhecida como inteligência de enxame ou coletiva (*Swarm intelligence*) (KENNEDY; EBERHART, 1995), (ENGELBRECHT, 2005). A ideia inicial do PSO foi obtida através do estudo e simulação do voo de pássaros, utilizando regras comportamentais para cada agente (pássaro) individual. Em um determinado ambiente, diversas partículas procuram percorrer seu espaço em busca da melhor posição (que ocasionará a melhor solução para o problema de otimização tratado). A cada instante, as partículas têm a sua direção de deslocamento composta pela combinação de um vetor de posição, que aponta para a melhor solução encontrada pela partícula até o momento (chamado mínimo individual), e de um vetor que aponta a melhor solução encontrada pelo grupo de partículas.

A inteligência coletiva utilizada no algoritmo PSO é tida como uma propriedade de sistemas compostos por agentes (partículas ou indivíduos) com pouca ou nenhuma inteligência, com capacidade individual limitada, mas capazes de apresentar comportamentos coletivos inteligentes. As partículas percorrem um espaço de busca com duas capacidades de raciocínio, a memória da sua melhor posição individual, ou mínimo local (*ML*), e o conhecimento do mínimo da sua vizinhança, o mínimo global (*MG*).

O espaço de busca é composto pelos vetores de melhor solução local e melhor solução global, considerando-se todas as partículas. Ele é atualizado segundo a seguinte equação:

$$x' = x + v, \quad (3.1)$$

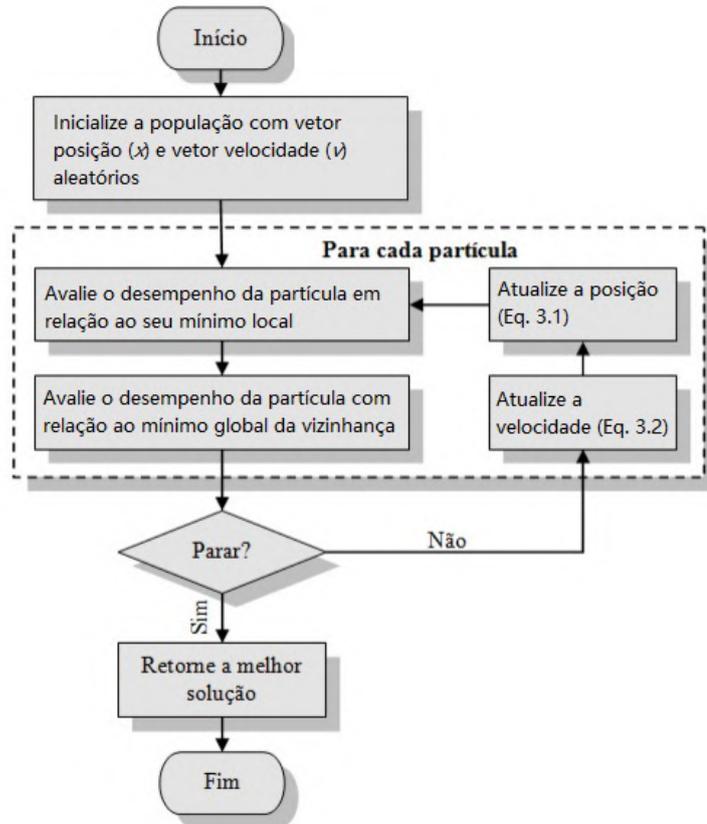
em que x representa a posição da partícula, v representa a sua velocidade e x' a sua posição após uma iteração. Como observado, a nova posição é função da posição anterior alterada por um deslocamento, que por sua vez é determinado através equação 3.18:

$$v = k[c_1v + c_2(ML - x) + c_3(MG - x)]. \quad (3.2)$$

k é uma constante de amortização, c_1 , c_2 e c_3 correspondem aos pesos atribuídos à velocidade atual da partícula, ao mínimo local individual (*ML*) e ao mínimo global do grupo de partículas (*MG*). Um diagrama representativo para o PSO é apresentado no fluxograma da Figura 7.

O algoritmo inicia gerando aleatoriamente as partículas (soluções) e seus correspondentes vetores de velocidade (v) e posição (x) no intervalo $[0 - 1]$. Em seguida, essas soluções são avaliadas por meio de alguma função ou métrica pré definida (*fitness*), sendo que o melhor valor obtido por essa função é atribuído ao vetor de melhor solução de cada partícula (*ML*), assim como o melhor valor dentre todas as partículas é atribuído a *MG*.

Figura 7 – Diagrama de fluxos para o algoritmo PSO adaptado de (LIRA, 2016)

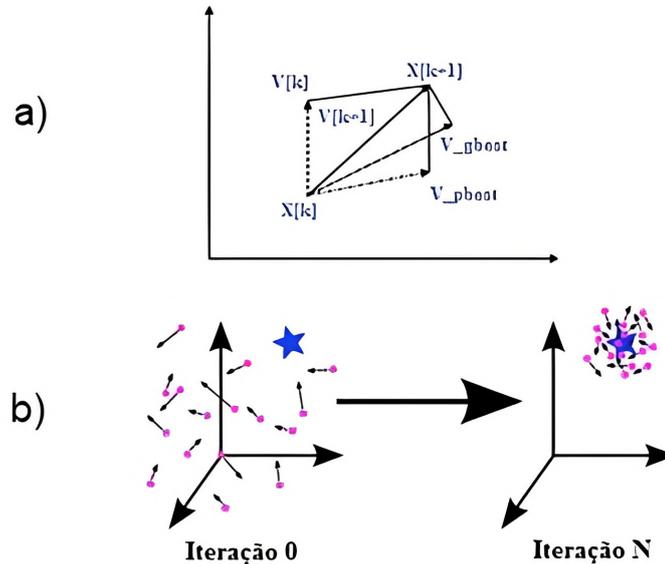


Após a inicialização, o algoritmo entra em seu laço principal, no qual é calculado o novo vetor de velocidade baseado na melhor solução da partícula e na melhor solução entre as demais partículas. O processo é repetido ao longo de G iterações. Os parâmetros utilizados são: k , constante de amortização para limitar o valor da velocidade; c_1 para representar a influência da velocidade atual na velocidade final da partícula; c_2 , referente à importância da informação local, c_3 , referente à importância da informação global e G , que representa a quantidade de iterações consideradas no algoritmo. Para que o conjunto de partículas se aproxime do objetivo, ao invés de se perder ou nunca alcançar o alvo focado, utiliza-se o indicador denominado *fitness* ou função de desempenho, que irá avaliar o desempenho das partículas e comparar os candidatos a soluções ótimas ou subótimas obtidas.

A Figura 8 ilustra o processo de obtenção da nova posição para a partícula, baseando-se nas informações de seu mínimo local e posição atual, como também do mínimo global. A figura mostra também a disposição das partículas no espaço de busca antes e após a realização dos passos descritos no algoritmo.

Existem algumas variantes bastante utilizadas na literatura para a escolha do critério de parada do algoritmo PSO. Uma delas é dada pelo número de iterações, ou seja, quando o algoritmo chega ao fim porque atingiu a última iteração. Uma outra é dada pela função de avaliação de desempenho (*fitness*), ou seja, quando o algoritmo chegou ao fim porque alcançou um valor muito próximo ao pré-definido para a função a qual se deseja minimizar ou maximizar seu valor. Neste trabalho foi utilizado o número de iterações como critério de parada, utilizando

Figura 8 – Diagrama de posição da partícula no processo de evolução com o uso do algoritmo PSO. Em a) é mostrado o esquema de evolução da posição e velocidade de uma partícula, variando de forma vetorial. Em b) observa-se a evolução do sistema após N iterações. Adaptado de (LIRA, 2016)



uma função de *fitness* para avaliar o desempenho do algoritmo. A função de desempenho utilizada foi a probabilidade de bloqueio das requisições, calculada através da divisão entre a quantidade de requisições bloqueadas e o total de requisições utilizadas durante a simulação. O objetivo da utilização dessa função de desempenho foi exatamente diminuir a quantidade de requisições bloqueadas na rede.

A depender de como as partículas se comunicam entre si e do problema a ser tratado, a busca pela solução otimizada pode priorizar a velocidade de convergência, a qualidade da solução ou ambas. Neste trabalho foi adotada a topologia em anel para comunicação das partículas. Um pseudocódigo genérico para o PSO utilizado no trabalho é mostrado a seguir.

3.2 OTIMIZAÇÃO DO MSCL USANDO PSO

Neste trabalho foi utilizado o algoritmo PSO como ferramenta de otimização para o MSCL. Uma das características do MSCL é calcular a perda de capacidade de alocação nas rotas interferentes à rota analisada, permitindo desta forma um menor impacto na alocação e, conseqüentemente, uma maior capacidade de transmissão de dados. A perda de capacidade em cada rota individual é calculada de acordo com a Equação 2.2 mostrada anteriormente.

No entanto, apesar de a heurística apresentada no MSCL obter bons resultados quando comparada à do *FirstFit* (FF), por exemplo, a forma do cálculo da perda de capacidade com a equação mostrada anteriormente e listada na Figura 9, embora tenha mostrado desempenho consistente e superior ao do FF para várias topologias e cenários analisados, pode não ser a

Algorithm 1 Pseudocódigo para o PSO.

```

1: Inicializa uma população aleatória;
2: for k=1 até G (até atingir o critério de parada) do
3:   for i=1 até P (fazer para cada partícula) do
4:     Calcula o valor do fitness da partícula
5:     if o novo valor do fitness encontrado for menor que o anterior (a partícula encontrou
    uma solução melhor) then
6:       Atualiza o melhor valor da partícula;
7:     end if
8:     Atualiza a velocidade da partícula utilizando a Equação 3.18;
9:     Atualiza a posição da partícula utilizando a Equação 3.17;
10:  end for
11:  Atualiza o valor do mínimo global encontrado;
12: end for
13: Retorna a partícula com menor valor de fitness;

```

mais eficiente. Desta forma, a utilização do PSO é justificada, onde se propõe neste trabalho a obtenção de valores mais eficientes para se quantificar o impacto da alocação de uma requisição em buracos no espectro das rotas, levando-se em consideração o tamanho da requisição analisada para grupos de rotas específicos.

A relação entre tamanho do buraco e o tamanho da requisição, utilizados para calcular a perda de capacidade do MSCL, pode ser apresentado em forma de matriz, em que as linhas representam o tamanho da requisição e as colunas o tamanho dos buracos. Cada posição referente à relação entre buraco e requisição na matriz explicita o número de formas de alocação da requisição no referido buraco. Em outras palavras, substituiu-se a equação para o cálculo do número de formas por uma matriz, em que seus valores serão utilizados na otimização através do PSO, para melhor representar a relação entre buraco e requisição. A Figura 9 mostra a relação entre tamanho do buraco e tamanho da requisição calculada através do número de formas.

Considerando uma matriz \mathcal{M} , com coluna j representando um espectro vazio de tamanho j e a linha i uma requisição de i slots, a relação entre um buraco m arbitrário em uma rota p , $h_m^{<p>}$, e uma requisição de conexão de largura de banda heterogênea de n slots pode ser representado na matriz $\mathcal{M}(i, j)$. Dessa forma, a matriz $\mathcal{M}(i, j)$ pode ser utilizada para quantificar a importância que um buraco no espectro com tamanho j representa para uma requisição de i slots. Ao fazer isso, a capacidade S para acomodar uma requisição de n slot pode ser avaliada da seguinte forma:

$$S^{<p>}(\psi, n) = \sum_{m=1}^M \mathcal{M}(n, |h_m^{<p>}|), \quad (3.3)$$

Definindo os elementos dessa matriz como o número de formas de como uma requisição de i slots pode ser alocada em um buraco de tamanho j , que, usando a Eq. (2.1), é dado por $j - i + 1$ sempre que $j \geq i$ e 0 caso contrário, a matriz \mathcal{M} pode ser usada como uma forma

Figura 9 – Matriz para o cálculo da perda de capacidade, preenchida com a Eq. 2.1 do número de formas de alocação.

		Tamanho do Buraco									
		1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Tamanho das requisições	2	X	1	2	3	4	5	6	7	8	9
	3	X	X	1	2	3	4	5	6	7	8
	4	X	X	X	1	2	3	4	5	6	7
	5	X	X	X	X	1	2	3	4	5	6
	6	X	X	X	X	X	1	2	3	4	5
	7	X	X	X	X	X	X	1	2	3	4
	8	X	X	X	X	X	X	X	1	2	3
	9	X	X	X	X	X	X	X	X	1	2
	10	X	X	X	X	X	X	X	X	X	1

Fonte: O Autor (2023)

alternativa de se calcular $S^{<p>}(\psi, n)$ no MSCL original. No entanto, como dito anteriormente, o número de formas é uma proposição heurística e, portanto, pode não descrever a maneira mais eficiente de relacionar a importância de um buraco no espectro às demandas de largura de banda heterogêneas futuras. É possível, então, que atribuições de espectro mais eficientes possam ser alcançadas pelo uso de valores alternativos para quantificar a função de importância $\mathcal{M}(i, j)$ de um buraco no espectro de tamanho j sobre uma requisição de tamanho i . Para encontrar valores otimizados para preencher a matriz, é proposto neste trabalho utilizar a técnica de otimização por enxame de partículas (PSO), que busca valores adequados para os elementos $\mathcal{M}(i, j)$ que atinjam a menor probabilidade de bloqueio global possível para requisições de caminho de rede.

Em um trabalho realizado anteriormente (LIRA, 2016), foram realizadas simulações como forma de estudo em que os valores das linhas e colunas da matriz mostrada na Fig. 9 eram preenchidos de forma aleatória. Notou-se que algumas matrizes foram capazes de obter melhores resultados que a matriz do número de formas apresentada (Fig. 10), confirmando que o cálculo do número de formas não é ótimo, podendo ser melhorado através da utilização do PSO.

Apesar de a redução na probabilidade de bloqueio obtida através da utilização da matriz aleatória ser pequena, a Figura 11 demonstra como a escolha de uma matriz errada pode ser desastrosa, elevando muito a probabilidade de bloqueio das requisições. As matrizes apresentadas nas Figuras 11 e 10 foram preenchidas com valores gerados de forma aleatória. Para o caso da Figura 10, foram realizadas simulações com o algoritmo MSCL para cada matriz aleatória gerada até que se obtivesse uma probabilidade de bloqueio menor do que a obtida com o uso da matriz original do MSCL, guardando assim os valores aleatórios encontrados. A busca por uma matriz otimizada fica mais uma vez justificada, onde se passa a utilizar a ferramenta de otimização PSO para alcançar os resultados esperados.

Figura 10 – Probabilidade de bloqueio obtida com a utilização do número de formas e uma matriz preenchida com valores aleatórios bons na topologia NSFNet. Fonte: (LIRA, 2016).

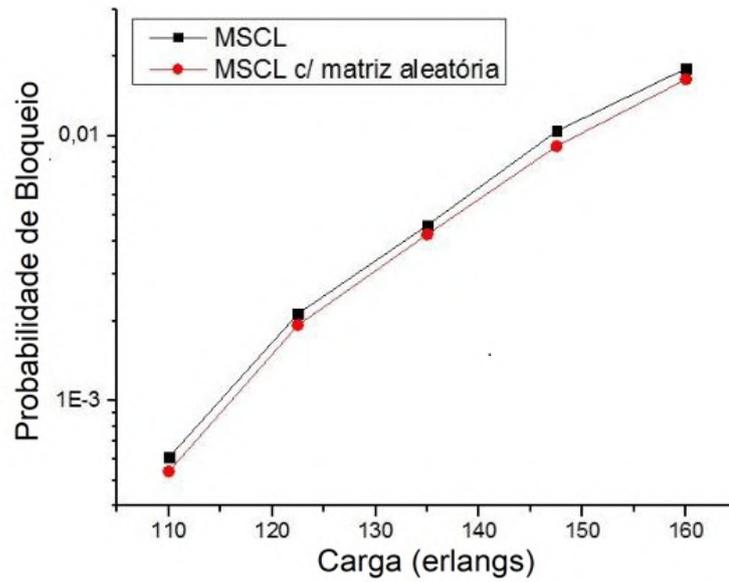


Figura 11 – Probabilidade de bloqueio obtida com a utilização do número de formas e uma matriz preenchida com valores aleatórios ruins na topologia NSFNet

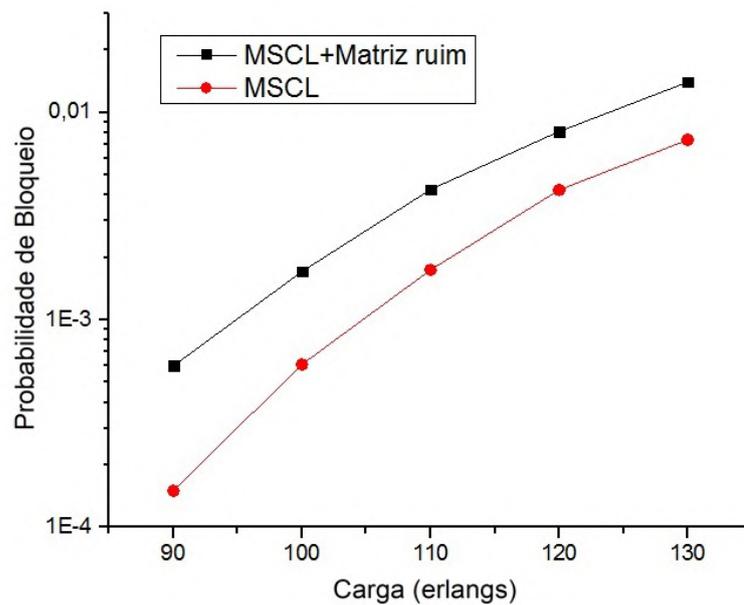
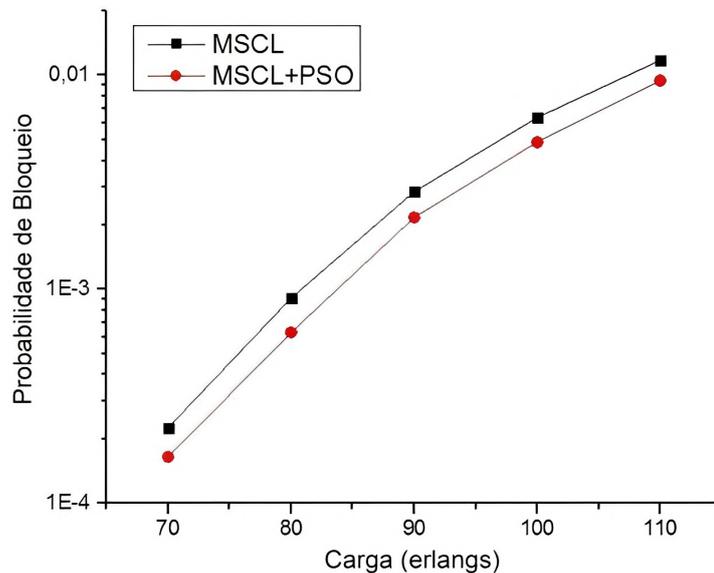


Figura 12 – Resultados para as probabilidades de bloqueio na topologia Finland, com 12 nós e 38 links, comparando o MSCL tradicional e o MSCL com a matriz obtida pelo PSO.



No trabalho realizado em (LIRA, 2016), cada indivíduo do PSO foi criado com posição e velocidade inicial atribuídas de forma aleatória, dentro do intervalo $[0 - 1]$. Cada indivíduo representa uma matriz $\mathcal{M} \times N$, em que \mathcal{M} representa o tamanho das requisições e N o tamanho dos buracos, e cada elemento da matriz representou uma posição da partícula do PSO que se deseja otimizar. Desta forma, cada partícula teve sua posição e velocidade iniciais dadas em forma de matriz. Após a atribuição da posição e velocidade inicial da partícula, feita de forma aleatória, a matriz gerada foi então utilizada no algoritmo MSCL para o cálculo do número de formas e perda de capacidade da partícula, resultando em uma probabilidade de bloqueio que serviu como função de avaliação. O procedimento foi repetido para todas as partículas utilizadas e o processo de evolução é iniciado, permitindo que cada partícula se comunicasse com suas vizinhas, variando sua posição e velocidade de acordo com as Equações 3.17 e 3.18.

A redução na probabilidade de bloqueio obtida através desse procedimento foi evidenciada nas topologias NSFNet, EON e Finland. A Figura 12 mostra a redução obtida na topologia Finland. Vale destacar que o MSCL já é um algoritmo que apresenta desempenho destacado em relação aos demais algoritmos presentes na literatura. As topologias utilizadas no trabalho são mostradas mais adiante na Figura 13.

3.3 PSO MELHORADO COM ANÁLISE DE RECURSOS DA REDE

Os resultados apresentados na seção 3.2 demonstram que ainda existem melhorias a serem feitas no cálculo da perda de capacidade das rotas pertencentes à rede. Esses resultados levaram em consideração apenas fatores globais da rede, como a probabilidade de bloqueio global e a perda de capacidade, assim como calculados pela Equação 2.2 mostrada anteriormente. Uma outra abordagem, que será adotada no presente trabalho, leva em consideração a observação

de fatores mais individualizados para cada rota em questão. Como rotas com diferentes números de saltos (*hops*, que são conexões entre dois nós em uma rota) possuem dificuldades distintas de encontrarem recursos disponíveis de forma contínua e contígua na rede, a distinção do impacto da perda de capacidade dessas rotas na rede deve ser levada também em consideração. A perda de capacidade de uma rota com muitos hops também é mais impactante para a rede do que a perda de capacidade de uma rota com poucos saltos, já que, ao se alocar uma requisição em uma rota longa, todos os saltos dessa rota e, conseqüentemente todas as rotas que possuem tal salto, perdem capacidade de alocar recursos nos slots utilizados. Apesar de existir a possibilidade de a utilização de uma métrica global no processo de otimização considerar implicitamente a influência do comprimento das rotas durante o procedimento, a inclusão explícita do número de *hops* das rotas potencializa a análise desse parâmetro, reduzindo ainda mais a probabilidade de bloqueio das requisições, como é mostrado na Seção 3.4.

A definição original de $S^{<p>}(\psi, n)$ como o número de formas de se alocar uma requisição com tamanho de n slots em uma rota p , conforme mostrado em 2.1 juntamente com a quantificação da perda de capacidade fornecida pelas Eqs. (2.2) e (2.3) fornecem uma forma conveniente de quantificar a importância da supressão de buracos de espectro sob requisições de largura de banda heterogênea. Isso é confirmado pelas convincentes reduções na probabilidade de bloqueio de requisições de caminho na rede quando o MSCL é comparado ao algoritmo de atribuição de espectro *First-Fit*, conforme discutido em (ALMEIDA et al., 2013). Apesar de sua eficiência comprovada, a quantificação da perda de capacidade como originalmente proposta na técnica MSCL é baseada em um procedimento heurístico e, portanto, pode estar sujeita a melhorias adicionais.

Outros recursos podem ser incluídos para contemplar não só a importância de um buraco para conexões com diferentes números de *slots*, como proposto originalmente pelo MSCL, mas também a dificuldade de alocar conexões com diferentes números de *slots* e *hops*, uma vez que a dificuldade de encontrar recursos na rede também aumenta com o número de hops presentes no caminho p escolhido pelo algoritmo de roteamento. Portanto, é proposto neste trabalho uma modificação na estrutura original do MSCL, incluindo o número de hops das rotas na avaliação da perda de capacidade da rede. Isso é feito com o uso de uma matriz $\mathcal{M}(i, j, k)$, onde o parâmetro extra k representa o número de hops na rota em questão. Portanto, agora, rotas de diferentes tamanhos devem quantificar de forma mais adequada a capacidade de buracos disponíveis para suas diferentes requisições de largura de banda heterogênea. Ao fazer isso, pode-se avaliar a capacidade de uma rota p , com um número de hops igual a $|p|$, em acomodar uma requisição com tamanho de n slots como:

$$S^{<p>}(\psi, n) = \sum_{m=1}^M \mathcal{M}(n, |h_m^{<p>}|, |p|) \quad (3.4)$$

Com esta estratégia, espera-se refinar a avaliação da fragmentação do espectro, incluindo características específicas de cada rede. Nesta forma de abordagem, este trabalho propõe duas

alternativas de atribuição de espectro que serão apresentadas com mais detalhes a seguir.

3.3.1 MSCL-W

Essa estratégia, denominada MSCL-W (do inglês, *MSCL-Width*), baseia-se na largura das requisições, mantém o mesmo procedimento proposto pelo MSCL original de inferir a capacidade de requisições de largura de banda heterogênea com base no tamanho do buraco e no número de slots solicitados. Entretanto, considerando que a métrica utilizada no MSCL não é ótima, a técnica MSCL-W busca aprimorar a eficiência na quantificação da capacidade da rede, ao invés de apenas defini-la heurísticamente através do cálculo do número de formas, como na Eq. 2.1. Portanto, a matriz $\mathcal{M}(i, j)$ e a Eq. 3.3 são utilizadas pelo MSCL-W e um processo de otimização é usado para ajustar os elementos da matriz $\mathcal{M}(i, j)$.

Existem duas fases de implementação desse procedimento de otimização do MSCL proposto: as fases de projeto e a operacional. Essas fases são definidas a seguir:

- A fase de projeto ocorre antes da operação da rede. O PSO é utilizado para encontrar valores otimizados para a matriz $\mathcal{M}(i, j)$. O processo de otimização é baseado no seguinte problema: dada a topologia da rede, um grande conjunto de solicitações de conexão geradas sob um processo estocástico de Poisson, um algoritmo de roteamento e o algoritmo de alocação de espectro MSCL (utilizando as equações 2.2, 2.3 e 3.3), deve-se retornar os valores para $\mathcal{M}(i, j)$ que atingirem a menor probabilidade de bloqueio de requisições de caminho de rede. A probabilidade de bloqueio é avaliada usando um simulador de rede que resolve a alocação de espectro utilizando o MSCL-W.
- A fase operacional utiliza os valores otimizados para os elementos $\mathcal{M}(i, j)$ ao longo do algoritmo de alocação MSCL (usando as equações 2.2, 2.3 e 3.3) para realizar a alocação de espectro para cada requisição de conexão recebida.

3.3.2 MSCL-WL

Essa abordagem, conhecida como otimização MSCL-WL (do inglês, *MSCL-Width and Length*) leva em consideração a largura e o comprimento das requisições, estendendo a percepção limitada de quantificar o impacto da supressão de buracos no espectro com base apenas na largura de banda solicitada das demandas, como no MSCL original e no MSCL-W, incluindo a consciência de que solicitações de em rotas com comprimentos diferentes também devem sofrer penalidades da supressão de buracos de espectro diferentes. Portanto, a supressão de buracos no espectro pode ser quantificada de forma diferente por conexões com a mesma largura de banda, mas alocadas em rotas com comprimentos diferentes. Neste caso, a avaliação da capacidade da rota é realizada usando a matriz $\mathcal{M}(i, j, k)$ e a Eq. 3.4, sendo que o mesmo processo de otimização do MSCL-W é usado para ajustar os elementos da matriz $\mathcal{M}(i, j, k)$.

Isso é motivado pelo fato de que a exigência de encontrar o mesmo grupo de slots livres em todos os enlaces de uma dada rota solicitada (restrição de continuidade) incorre em

dificuldades extras para estabelecer conexões em rotas com muitos hops. Portanto, a supressão de buracos no espectro deve ser vista com preocupação diferente por requisições de largura de banda e comprimentos distintos.

As duas fases de implementação desse procedimento de otimização são similares às discutidas na seção 3.3.1, sendo substituídas a matriz $\mathcal{M}(i, j)$ pela $\mathcal{M}(i, j, k)$ e a Eq. 3.3 sendo substituída pela Eq. 3.4 descrita anteriormente.

O algoritmo PSO é utilizado para encontrar valores otimizados para compor as matrizes a serem utilizadas para melhor avaliar a capacidade das duas heurísticas propostas, conforme mencionado anteriormente. O algoritmo PSO é um algoritmo de otimização iterativa meta-heurística que usa uma abordagem de inteligência de enxame de partículas. O algoritmo atualiza iterativamente a posição e a velocidade de um conjunto de partículas para minimizar uma função objetivo. A posição de uma partícula no espaço representa uma possível solução para o problema. No presente trabalho, a posição da partícula representa o valor dos elementos das matrizes $\mathcal{M}(i, j)$ (no caso do MSCL-W) ou $\mathcal{M}(i, j, k)$ (no caso do MSCL-WL), enquanto a função objetivo a ser minimizada é representada pela probabilidade geral de bloqueio das requisições de caminho na rede, retornada através de simulações. Na abordagem MSCL-W, cada partícula é composta pelos elementos de uma matriz $N \times M$, dispostos de forma vetorizada. A quantidade N representa o número de diferentes requisições com tamanho de n slots permitidas na rede e M é o número máximo de slots em um dado buraco no espectro. Uma representação semelhante é usada para MSCL-WL, mas agora existe uma quantidade K de matrizes do tipo $N \times M$, nas quais K é a contagem máxima de hops para qualquer rota na topologia investigada.

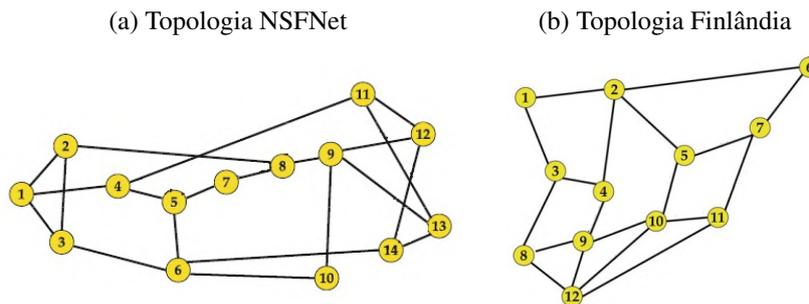
A comunicação de partículas PSO foi implementada com o modelo de melhor local (Lbest) em uma topologia em anel. Neste modelo, cada partícula se comunica com uma quantidade c de vizinhos. Neste trabalho, apesar de outros valores terem sido testados, foi definido o valor tradicional de $c = 2$, conforme adotado já em diversos outros trabalhos na literatura (CHAVES et al., 2011; BRATTON; KENNEDY, 2007), valor esse que resultou em um melhor resultado referente à redução na probabilidade de bloqueio. Além disso, foram utilizadas 30 partículas e 120 iterações como critério de parada. A equação de atualização da velocidade da partícula usada e o pseudocódigo PSO completo assumido são os mesmos descritos em (CHAVES et al., 2011).

3.4 RESULTADOS SIMULADOS

O desempenho dos dois métodos propostos para melhoria da metodologia MSCL foi verificado por meio de simulações numéricas. O algoritmo de roteamento de Dijkstra foi utilizado para a seleção do caminho mais curto. O cenário de rede dinâmico adotado ao longo deste trabalho considera que a chegada de requisições de largura de banda heterogêneas ao sistema acontece seguindo um processo de Poisson com seu tempo de permanência gerado aleatoriamente seguindo uma distribuição Exponencial. Os pares de nós de origem e destino são escolhidos aleatoriamente e com igual probabilidade. A Figura 14 mostra a probabilidade de

bloqueio das requisições *versus* a carga oferecida à rede (em erlang) quando as heurísticas *First-Fit* (FF), MSCL (ALMEIDA et al., 2013) ou uma das extensões MSCL propostas (MSCL-W e MSCL-WL) (LIRA et al., 2020) são utilizadas como heurísticas de alocação de espectro. As simulações mostradas neste trabalho não consideram restrições na camada física, sendo que o bloqueio das requisições se dá pela falta de *slots* disponíveis para a alocação das requisições. As topologias utilizadas são mostradas na Figura 13.

Figura 13 – Topologias de rede utilizadas nas simulações computacionais (a) topologia NSFNet e (b) topologia Finlândia.



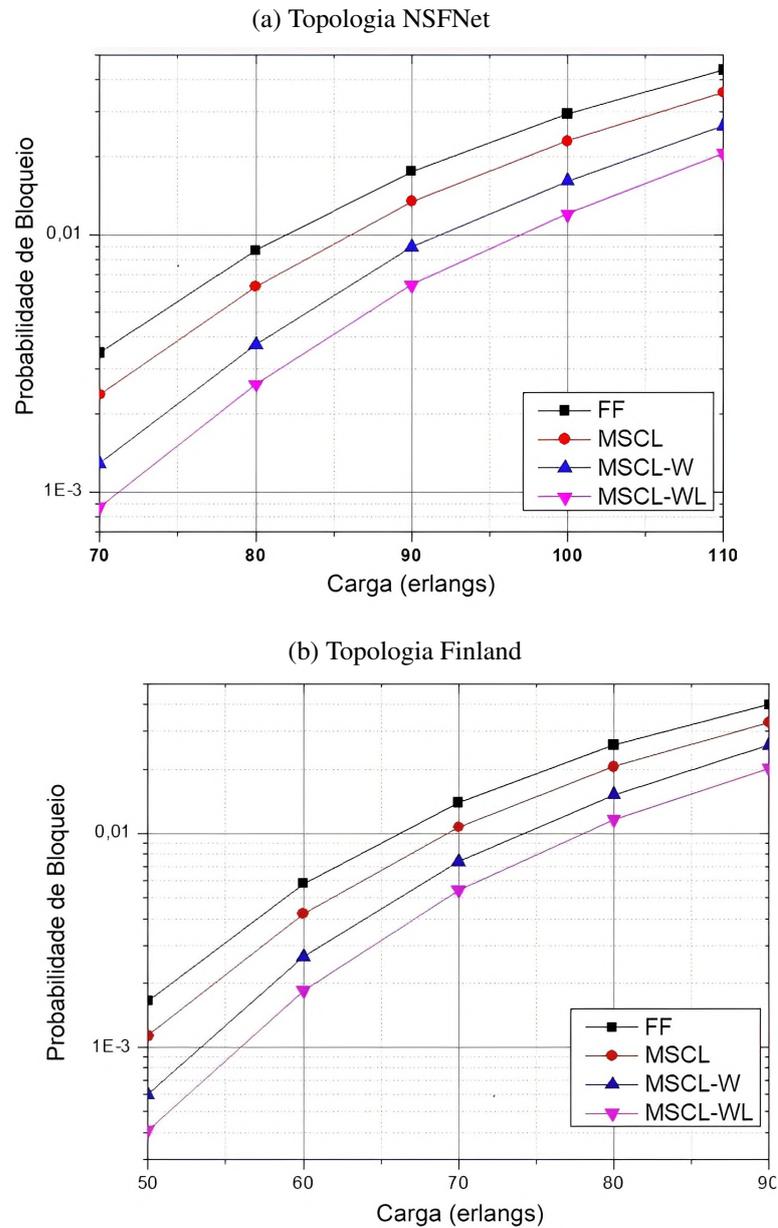
Foi comparado o desempenho das heurísticas de alocação para as topologias NSFNet (Fig. 14a) e Finlândia (Fig. 14b), que são compostas por 14 nós e 42 enlaces e 12 nós e 38 enlaces, respectivamente. Foram utilizados 64 slots por enlace, com cada *slot* possuindo uma largura de 12,5 GHz, com tráfego de requisições variando uniformemente entre 2, 3, 4, 5 e 6 slots.

A otimização dos processos iterativos utilizando a ferramenta PSO nas heurísticas MSCL-W e MSCL-WL foi realizada considerando o valor de carga de 110 erlangs para a topologia NSFNet e 90 erlangs para a topologia Finland. Em seguida, a solução otimizada (ou seja, os valores armazenados nos elementos da matriz \mathcal{M}) obtidos para a carga de tráfego em questão são utilizados para obter os valores das probabilidades de bloqueio da rede nas heurísticas de extensão do MSCL propostas.

Como citado em (ALMEIDA et al., 2013), o uso da heurística MSCL proporciona uma notável redução na probabilidade de bloqueio de requisições de caminho quando comparado à atribuição de espectro FF. No entanto, observa-se que uma redução adicional considerável nessa probabilidade de bloqueio é alcançada quando as heurísticas MSCL-W ou MSCL-WL são utilizadas (LIRA et al., 2020). O uso do MSCL-W ou MSCL-WL resulta em valores de probabilidade de bloqueio bem inferiores aos encontrados pelos algoritmos FF e MSCL originais em toda a faixa de carga e em ambas as topologias investigadas. As barras de erro nos resultados de probabilidade de bloqueio são para um intervalo de confiança de 95%, e são muito pequenas para serem percebidas nos gráficos.

Além disso, pode-se notar que o MSCL-WL supera o MSCL-W nas topologias e faixas de carga investigadas. Este fato se deve à inclusão do comprimento das rotas no processo de otimização, pois a dificuldade de se encontrar recursos na rede também depende dessa

Figura 14 – Probabilidade de bloqueio em função da carga obtida pelos algoritmos FF, MSCL, MSCL-W e MSCL-WL



característica. A inclusão do número de hops como variável no processo possibilita encontrar valores mais adequados para o preenchimento de cada matriz e, conseqüentemente, um cálculo mais eficiente do custo de alocação em cada rota.

É importante ressaltar o desempenho dos resultados das heurísticas MSCL-W e MSCL-WL obtidos, pois são derivados de um processo de otimização de um algoritmo já considerado eficiente na literatura para atribuição de espectro em redes ópticas elásticas. Isso indica que as estratégias propostas podem quantificar melhor a gravidade do efeito de um espectro fragmentado para requisições com diferentes números de *slots* solicitados. Além disso, quando o número de *hops* é combinado com o número de *slots* solicitados, obtém-se uma avaliação ainda mais eficiente.

A Tabela 1 mostra a redução da probabilidade de bloqueio média do MSCL quando comparada à atribuição de espectro FF, e a das heurísticas MSCL-W e MSCL-WL nas topologias NSFNet e Finlândia. Os resultados mostram o valor médio de redução sob todas as cargas consideradas. Calculou-se a redução percentual subtraindo as probabilidades de bloqueio das heurísticas e dividindo-se esse valor pelo da maior probabilidade de bloqueio. Comparando-se as topologias simuladas, observa-se que o melhor ganho médio é obtido para a NSFNet, com reduções na probabilidade de bloqueio de requisições de caminho de cerca de 53%, enquanto uma redução média de 50% foi obtida para a topologia Finland.

Tabela 1 – Redução média percentual da probabilidade de bloqueio de requisições de caminho das heurísticas analisadas.

Algoritmos	NSFNet	Finland
FF/MSCL	24%	24%
MSCL/MSCL-W	35%	32%
MSCL/MSCL-WL	53%	50%

Como se pode observar, reduções significativas são alcançadas pelas heurísticas MSCL-W e MSCL-WL em relação à heurística MSCL. Vale destacar que há um esforço computacional para se encontrar a matriz otimizada para MSCL-W e MSCL em tempo de projeto, contudo, o tempo de execução é idêntico ao da heurística original MSCL.

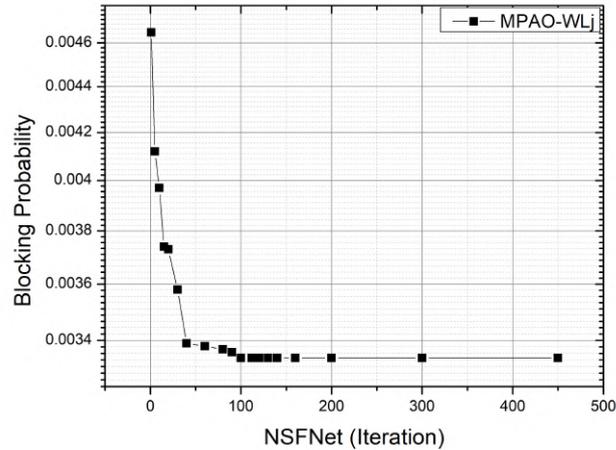
Para que se possa analisar a convergência do processo de otimização realizado pelas heurísticas MSCL-W_j e MSCL-WL_j, são mostrados os resultado de probabilidade de bloqueio ao longo de várias iterações realizadas pelo algoritmo PSO para ambas as heurísticas e para as topologias NSFNet e Finlândia. As Figuras 15 e 16 mostram o menor valor de probabilidade de bloqueio (entre os das partículas existentes) encontrado pelo PSO em cada iteração para os algoritmos MPAO-W_j e MPAO-WL_j propostos, respectivamente. As Figuras 15a e 16a mostram a análise de convergência para topologia NSFNet (sob uma carga de 80 erlangs), enquanto as Figuras 15b e 16b mostram a análise de convergência para a topologia da Finlândia (sob uma carga de 60 erlangs). Pode-se notar que o processo de otimização do PSO convergiu em todos os cenários investigados com aproximadamente o uso de aproximadamente 100 iterações.

3.4.1 Conclusões e considerações sobre as heurísticas MSCL-W e MSCL-WL

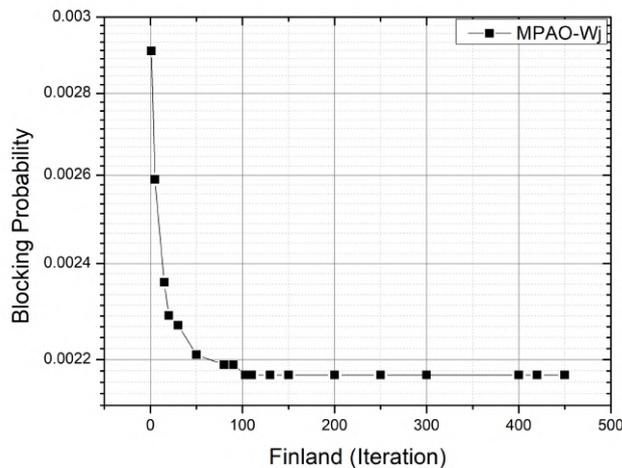
Neste capítulo foram propostas duas heurísticas para resolver o problema de atribuição de espectro em redes ópticas elásticas: MSCL-W e MSCL-WL. As heurísticas são projetadas para melhorar a avaliação da perda de capacidade da rede quando consideradas demandas de largura de banda heterogênea, como originalmente proposto pelo MSCL. Enquanto o MSCL-W mantém a estrutura do MSCL original e ajusta adequadamente a forma como a capacidade deve ser avaliada para melhorar o desempenho da rede, o MSCL-WL adiciona à avaliação de capacidade o número de hops da rota em análise, otimizando o problema também de acordo com a inclusão dessa característica.

Figura 15 – Menor valor de probabilidade de bloqueio encontrado pelo algoritmo PSO, por iteração, durante o processo de otimização do algoritmo de atribuição de espectro MPAO-Wj proposto para a topologia NSFNet em (a) e topologia Finlândia em (b)

(a) Topologia NSFNet



(b) Topologia Finlândia

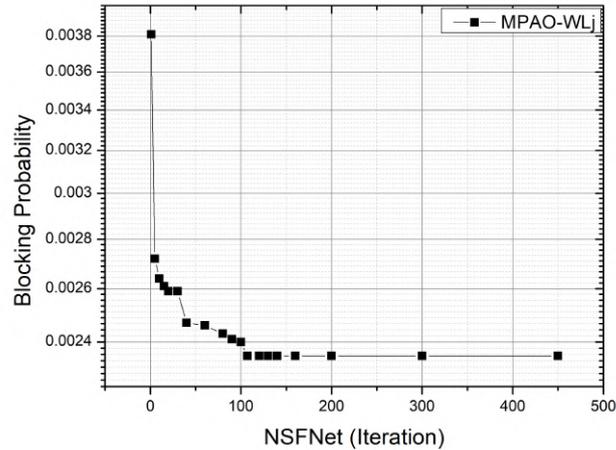


O processo de otimização das heurísticas é realizado pelo procedimento meta-heurístico de teoria de inteligência de enxames denominado otimização por enxame de partículas (PSO). Foram realizadas simulações para validar as propostas de atribuição de espectro nas topologias NSFNet e Finlândia, e os resultados da simulação mostraram que as heurísticas MSCL-W e MSCL-WL proporcionam uma redução na probabilidade de bloqueio de requisições de caminho de rede que varia em média entre 32% para o algoritmo MSCL-W na topologia Finlândia e 53% para a MSCL-WL na topologia NSFNet, quando ambos são comparados ao MSCL original.

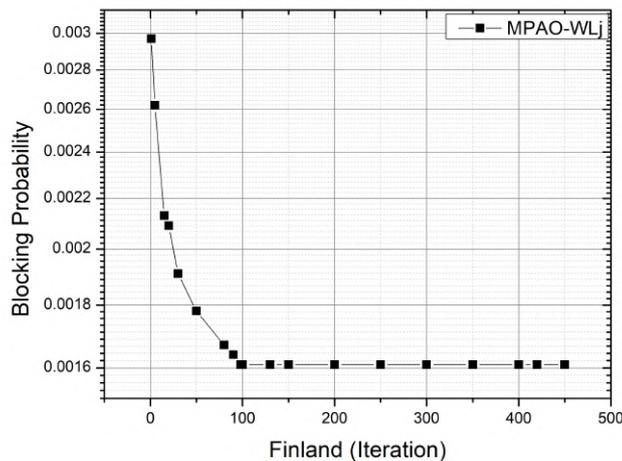
Apesar das melhorias alcançadas e descritas neste capítulo, há ainda espaço para progresso na determinação dos algoritmos de atribuição de espectro, conforme abordado nas próximas seções.

Figura 16 – Menor valor de probabilidade de bloqueio encontrado pelo algoritmo PSO, por iteração, durante o processo de otimização do algoritmo de atribuição de espectro MPAO-WLj proposto para a topologia NSFNet em (a) e topologia Finlândia em (b)

(a) Topologia NSFNet



(b) Topologia Finlândia



3.5 GENERALIZANDO AS ESTRUTURAS BASEADAS NO ALGORITMO MSCL

Considerando as heurísticas apresentadas até então, tanto as heurísticas MSCL-W e MSCL-WL quanto as que ainda serão mostradas mais adiante possuem um ponto em comum, o fato de serem heurísticas baseadas no algoritmo MSCL. Essas heurísticas aproveitam as características de análise do estado da rede e de cálculo da perda de capacidade do MSCL em ferramentas de otimização, a fim de se encontrar soluções melhoradas que obtenham um melhor desempenho referente à redução na probabilidade de bloqueio das requisições.

Com o aumento na quantidade de heurísticas baseadas no MSCL, faz-se necessário representá-las de uma forma generalizada, fazendo com que a estrutura de cada uma das heurísticas seja observada em uma única forma de representação, que pode ser comparada com as

demais, facilitando assim o estudo da importância de cada característica analisada. As heurísticas apresentadas seguem a mesma estrutura básica de avaliação dos seguintes custos de alocação: 1) capacidade e 2) perda de capacidade total na rede.

Matematicamente, a capacidade de uma rede é avaliada em cada heurística dentro dos argumentos de cada somatório mostrado nas Eqs. 2.1, 3.3 e 3.4. Isso significa que a capacidade é avaliada em tais equações pelo número de formas (Eq. 2.1) ou usando os valores na matriz \mathcal{M} (Eqs. 3.3 e 3.4). Assim, pode-se generalizar a avaliação da capacidade da seguinte forma:

$$S^{<p>}(\psi, n) = \sum_{m=1}^M \mathcal{M}(\cdot), \quad (3.5)$$

em que $\mathcal{M}(\cdot)$ é propositalmente deixado com um argumento indeterminado para enfatizar o fato de que virtualmente vários parâmetros de rede diferentes podem ser considerados para a formação da matriz \mathcal{M} . Os parâmetros de rede relevantes podem ser selecionados livremente pelo projetista do algoritmo. Observe que a perda de capacidade geral ainda pode ser avaliada através da Eq. 2.2.

Para ajudar na avaliação de como cada opção de alocação afeta a rede, foram atualizados, agora de forma mais genérica, os estados ψ e $\psi^{<r,\nu,i>}$, respectivamente, como o estado de ocupação espectral da rede imediatamente antes e após a alocação de espectro de uma requisição com tamanho de i slots na rota r e posições espectrais $\nu, \nu + 1, \dots, \nu + i - 1$. Usando esta notação, pode-se agora avaliar a perda de capacidade em acomodar uma futura demanda de entrada com tamanho de n slots ($n \in \mathcal{N}$) após a atribuição da solicitação de entrada atual com tamanho de i slots generalizando a Eq. 2.2 da seguinte forma:

$$\Delta C^{<r,\nu,i>}(n) = \sum_{p \in I_r} S^{<p>}(\psi, n) - S^{<p>}(\psi^{<r,\nu,i>}, n). \quad (3.6)$$

A perda total de capacidade da rede deve ser calculada em toda a gama de potenciais demandas de tráfego de largura de banda heterogênea (ou seja, considerando todos os valores possíveis para n), que é fornecida, de forma generalizada, por:

$$\Delta C_N^{<r,\nu,i>} = \sum_{n \in \mathcal{N}} \Delta C^{<r,\nu,i>}(n) \quad (3.7)$$

com a variável $\Delta C_N^{<r,\nu,i>}$ na Eq. 3.7 representando perda total de capacidade da rede. Essa perda será então utilizada para avaliar o custo de alocação da requisição atual de entrada com tamanho de i slots no intervalo espectral do índice de slot ν ao índice de slot $\nu + i - 1$ usando uma determinada rota r . O procedimento de alocação consiste em avaliar o custo de alocação $\Delta C_N^{<r,\nu,i>}$ para todas as faixas espectrais disponíveis em r que se ajustam à requisição de entrada atual de i slots e, em seguida, selecionar aquela que apresentar o menor valor de custo de alocação.

No entanto, esse custo de alocação pode considerar não apenas a perda total de capacidade da rede, mas também outras variáveis da mesma. Assim, pode-se generalizar o custo de alocação espectral do esquema de heurísticas baseadas no MSCL usando a variável $\theta^{<r,\nu,i>}$ como:

$$\theta^{<r,\nu,i>} = f(x_0, x_1, \dots, x_k). \quad (3.8)$$

A Equação 3.8 estabelece que o custo de alocação $\theta^{<r,\nu,i>}$ é agora uma função genérica de um conjunto arbitrário de variáveis/parâmetros (ou seja, diferentes parâmetros de rede) e não apenas dependente de $\Delta C_N^{<r,\nu,i>}$. Como a ideia é generalizar um algoritmo que leve em conta a perda de capacidade da rede (MSCL), uma das variáveis consideradas deve ser, justamente, a perda de capacidade da rede. Assim, $x_0 = \Delta C_N^{<r,\nu,i>}$ é fixado. Resumindo, $\theta^{<r,\nu,i>}$ representa o custo de alocação do pedido em uma determinada posição no espectro da rota r . Assumindo esta forma para $\theta^{<r,\nu,i>}$, virtualmente vários parâmetros de rede diferentes podem ser considerados na avaliação de f . Novamente, o projetista do algoritmo pode selecionar o parâmetro relevante que deve ser levado em consideração para a função de alocação espectral. Observe que o algoritmo MSCL original define $x_0 = \Delta C_N^{<r,\nu,i>}$ como a variável exclusiva para a função f . Neste trabalho serão propostas novas formas para se avaliar o $\theta^{<r,\nu,i>}$ considerando outras variáveis para a função f . Continuando com a ideia de estabelecer uma estrutura generalizada baseada no MSCL, a Seção 3.6 aborda a proposta de utilização de múltiplos parâmetros no processo de otimização.

3.6 ALOCAÇÃO DE ESPECTRO UTILIZANDO OTIMIZAÇÃO MULTIPARÂMETRO

Esta seção abordará a adaptação do algoritmo proposto em (CHAVES et al., 2011), que apresenta uma abordagem de otimização utilizando múltiplos parâmetros. Essa metodologia foi originalmente proposta para otimizar a função usada na avaliação dos custos de enlace em um processo de roteamento. Em vez disso, é aplicada aqui a metodologia para otimizar a função utilizada na avaliação do custo de cada alocação espectral. A principal ideia proposta em (CHAVES et al., 2011) é abordar a seguinte questão no processo de roteamento da rede: os parâmetros de rede que devem ser levados em consideração ao avaliar os custos do link são conhecidos, porém, a melhor função para calcular os custos a partir dos parâmetros utilizados é desconhecida. A metodologia de otimização por séries de funções ajuda a descobrir qual é essa melhor função. Aplica-se nessa seção a mesma ideia para descobrir a função otimizada f (Eq. 3.8) a ser usada na alocação de espectro.

A discussão agora continua sobre como se obter a função otimizada mostrada na Eq. 3.8. É já conhecido que as funções podem ser representadas em termos de uma série de funções, como mostrado em (ARFKEN; WEBER, 2012). Por exemplo, pode-se representar uma função $f(x)$ de uma única variável em uma série de funções da forma:

$$f(x) = \sum_{n=-\infty}^{\infty} b_n \phi_n(x), \quad (3.9)$$

em que $\phi_n(x)$, com $n \in \mathbb{Z}$, é um conjunto completo de funções de bases ortogonais (ARFKEN; WEBER, 2012). Representações em série para funções com mais de uma variável também são possíveis, sendo calculadas em geral da seguinte forma:

$$f(x_0, x_1, \dots, x_k) = \sum_{n_0=-\infty}^{\infty} \sum_{n_1=-\infty}^{\infty} \dots \sum_{n_k=-\infty}^{\infty} b_{n_0, n_1, \dots, n_k} \prod_{j=0}^k \phi_{n_j}(x_j). \quad (3.10)$$

Para que se possa realizar avaliações computacionais de forma mais prática, pode-se truncar a série para uma soma finita, escolhendo o parâmetro T que mantém a representação da função aceitável

$$f(x_0, x_1, \dots, x_k) = \sum_{n_0=-T}^T \sum_{n_1=-T}^T \dots \sum_{n_k=-T}^T b_{n_0, n_1, \dots, n_k} \prod_{j=0}^k \phi_{n_j}(x_j). \quad (3.11)$$

Como o conjunto ortogonal completo $\phi_{n_j}(x_j)$ é selecionado, tanto a Eq. 3.10 quanto a Eq. 3.11 podem ser usadas para representar qualquer função f arbitrária na Eq. 3.8. Os valores b_{n_0, n_1, \dots, n_k} são obtidos por um algoritmo de otimização. O objetivo da otimização pode ser qualquer indicador geral de desempenho da rede. Observe que são os coeficientes b_{n_0, n_1, \dots, n_k} que realmente determinam o comportamento da função f . Portanto, encontrar os valores dos coeficientes significa encontrar uma aproximação da função f real.

A Tabela 2 sistematiza o que é discutido nesta seção em 5 passos necessários para projetar um algoritmo baseado em MSCL utilizando a estrutura proposta.

Tabela 2 – Etapas para projetar os algoritmos baseados no MSCL utilizando a estrutura proposta.

Etapa	Descrição	Implementação
1	Seleção de variáveis para avaliação da matriz de capacidade \mathcal{M} .	Escolhido pelo projetista do algoritmo.
2	A escolha das variáveis de entrada para avaliação do custo de alocação espectral $\theta^{<r, \nu, i>}$.	Escolhido pelo designer do algoritmo.
3	Expansão da função de custo de alocação espectral $\theta = f(x_0, x_1, \dots, x_k)$ em uma série de funções.	Seleção de um dos conjuntos ortogonais completos conhecidos $\phi_{n_j}(x_j)$ de funções. Exemplos: série de potências, Legendre, Fourier, Hermite, etc.
4	A escolha de um indicador geral de desempenho da rede como alvo de otimização.	Alguns exemplos são: probabilidade de bloqueio da rede, <i>throughput</i> da rede e atraso médio.
5	A determinação da matriz \mathcal{M} e dos coeficientes de entrada b_{n_0, n_1, \dots, n_k} por meio de um procedimento para otimizar o indicador de desempenho escolhido na Etapa 4.	O uso de alguma técnica de otimização. Alguns exemplos são: busca exaustiva, algoritmo genético, otimização por enxame de partículas, etc.

Uma vez que todas as etapas descritas na Tabela 2 forem concluídas, a heurística projetada pode ser usada nas redes para realizar a alocação espectral para cada requisição de chamada de rede. As heurísticas que podem ser derivadas da estrutura generalizada baseada no MSCL podem ser representadas pelo pseudocódigo mostrado no Algoritmo 2.

A aplicação da estrutura como um todo ocorre em duas fases: a fase de projeto do algoritmo, doravante denominada fase *offline*, e a fase operacional, que será daqui para frente denominada como fase *online*:

- Fase *offline* - As etapas mostradas na Tabela 2 são etapas que ocorrem na fase offline. Nessa fase, o Algoritmo 2 e a função $\theta^{<r,\nu,i>}$ são utilizados para realizar a atribuição espectral das chamadas, mas usando os parâmetros não otimizados b_{n_0,n_1,\dots,n_k} e a matriz \mathcal{M} . Nesta fase, o algoritmo de otimização selecionado faz várias tentativas para diferentes valores de b_{n_0,n_1,\dots,n_k} e \mathcal{M} para identificar seus valores otimizados. Esta otimização é realizada com o objetivo de melhorar o parâmetro de rede escolhido pelo projetista do algoritmo no Passo 5 da Tabela 2. Para realizar esta avaliação de desempenho da rede, podem ser considerados simuladores de rede e padrões de tráfego estimados para a rede. Observe que, se o algoritmo de otimização demorar muito para realizar sua tarefa, isso não afetará as operações cotidianas da rede, pois essa fase ocorre antes que o algoritmo de atribuição de espectro projetado seja integrado ao plano de controle da rede para ser usado sob demanda para cada chegada de requisição da rede.
- Fase *online* - Após a fase *offline*, os valores mais adequados (otimizados) para os valores b_{n_0,n_1,\dots,n_k} e a matriz \mathcal{M} já são encontrados. O Algoritmo 2 pode ser integrado ao plano de controle da rede, mas agora utilizando valores fixos (otimizados) para os parâmetros b_{n_0,n_1,\dots,n_k} e também para \mathcal{M} .

Com base no pseudocódigo apresentado, alguns pontos de sua estrutura podem ser modificados a fim de proporcionar um melhor desempenho quanto à probabilidade de bloqueio de requisições. Os principais pontos da estrutura do algoritmo que devem ser estudados são a geração e representação da matriz \mathcal{M} e o cálculo do custo de alocação. É importante destacar que otimizar a matriz \mathcal{M} afeta a capacidade de um buraco de tamanho m atender a uma requisição arbitrária de tamanho n , e mudar a forma de calcular o custo de alocação significa obter uma ponderação de como cada fator altera essa alocação. As heurísticas que serão discutidas na próxima seção terão como objetivo mostrar algumas opções de otimização, bem como apresentar as ferramentas de otimização utilizadas e discutir seu desempenho.

3.6.1 Proposição de heurísticas de alocação de espectro com a utilização de múltiplos parâmetros

Os algoritmos baseados no MSCL propostos nas seções anteriores utilizam apenas a perda de capacidade da rede como parâmetro para determinar a melhor alocação espectral para

Algorithm 2 Algoritmo de atribuição de espectro geral usado na estrutura baseada no MSCL

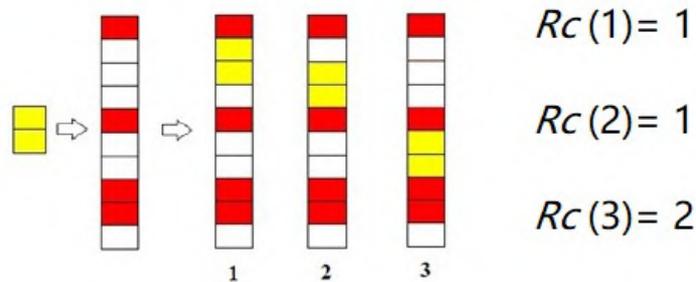
- 1: Para uma determinada requisição de chegada com tamanho de i slots, encontra o caminho mais curto (r) entre o par de nós de origem e destino (s, d)
 - 2: Defina a matriz \mathcal{M} usada para avaliação da capacidade.
 - 3: Defina a função $\theta^{<r,\nu,i>}$ usada para avaliação do custo de alocação espectral.
 - 4: $MinCost \leftarrow \infty$
 - 5: $Aloc_\nu \leftarrow -1$
 - 6: **if** (existe algum buraco $h_m^{<r>}$ na rota r tal que $|h_m^{<r>}| \geq i$) **then**
 - 7: **for** (cada m tal que $|h_m^{<r>}| \geq i$) **do**
 - 8: **for** (cada índice de slot ν , tal que o índice de slot $(\nu + i - 1)$ está dentro de $h_m^{<r>}$) **do**
 - 9: $AlocCost \leftarrow \theta^{<r,\nu,i>}$
 - 10: **if** ($AlocCost < MinCost$) **then**
 - 11: $MinCost \leftarrow AlocCost$
 - 12: $Aloc_\nu \leftarrow \nu$
 - 13: **end if**
 - 14: **end for**
 - 15: **end for**
 - 16: Aloca a requisição no range espectral do slot de índice ($Aloc_\nu$) até ($Aloc_\nu + i - 1$) na rota r
 - 17: **else**
 - 18: Bloqueia a requisição
 - 19: **end if**
-

as requisições. Conforme discutido na Seção 3.6, a inclusão de outras variáveis como parâmetros de entrada pode ajudar na otimização da solução para o problema de alocação de espectro. As heurísticas MSCL-W e MSCL-WL apresentadas na Seção 3.3 podem ser classificadas no grupo de heurísticas derivadas do MSCL que promovem otimização na matriz utilizada para calcular a perda de capacidade da rede. Nas heurísticas que serão propostas aqui, além da otimização na matriz \mathcal{M} , será considerada também a otimização na forma de cálculo do custo de alocação espectral $\theta^{<r,\nu,i>}$.

Nesta seção, serão aplicadas as etapas propostas na estrutura baseada no algoritmo MSCL para projetar duas novas funções de custo com multiparâmetros de atribuição de espectro capazes de combinar outras variáveis, como capacidade residual e número de hops das rotas, na busca pela melhor maneira de se alocar uma requisição em uma determinada rota. Essas heurísticas serão então chamadas de MPAO (do inglês, *Multi Parameter Assignment Optimization*).

A primeira heurística projetada, denominada MPAO-Wj, é uma melhoria da heurística MSLC-W. O sufixo "j" incluído deriva da palavra inglesa "joint" e indica que a heurística MPAO-Wj otimiza conjuntamente a matriz \mathcal{M} e os coeficientes b_{n_0, n_1, \dots, n_k} usados na composição do custo de alocação espectral $\theta^{<r,\nu,i>}$. Uma heurística chamada MPAO-W em que primeiro se otimizava a matriz \mathcal{M} e posteriormente se utilizava essa matriz já otimizada no processo de otimização dos coeficientes b_{n_0, n_1, \dots, n_k} foi inicialmente projetada, porém observou-se que a otimização conjunta da matriz e dos parâmetros era mais eficiente pois permitia que os dois

Figura 17 – Figura exemplificativa mostrando o cálculo da capacidade residual de alocação em uma rota.



processos de otimização guiassem um ao outro na busca de um melhor resultado, obtendo assim menores níveis de probabilidade de bloqueio. A segunda heurística projetada é denominada MPAO-WLj, sendo uma melhoria da heurística MSLC-WL. A inclusão do sufixo "j" tem o mesmo significado da heurística MPAO-Wj. Novamente o processo de otimização conjunta da matriz e dos coeficientes obteve melhores resultados, fazendo com que a utilização da heurística MPAO-WL fosse descartada por ser superada pela MPAO-WLj.

As heurísticas MPAO-Wj e MPAO-WLj propostas incluem outras características na avaliação de $\theta^{<r,\nu,i>}$, se comparadas com suas contrapartes, que são detalhadas nas seções a seguir.

3.6.1.1 Design da heurística MPAO-Wj

Foi aplicada a estrutura proposta na Seção 3.5 para construir a heurística MPAO-Wj seguindo os passos propostos na Tabela 2.

3.6.1.1.1 Implementação dos passos 1 e 2

Para cumprir o Passo 1, optou-se por usar a matriz \mathcal{M} tal que $\mathcal{M}(i, j) = \mathcal{M}(n, |h_m^{<p>}|)$ conforme discutido na Sec. 3.3.1. Para a implementação do Passo 2, decidiu-se usar duas variáveis de entrada para a avaliação do custo de alocação espectral. Isso significa que f agora é uma função de duas variáveis em vez de usar apenas a variável de entrada $\Delta C_N^{<r,\nu,i>}$ conforme discutido na Sec. 2.3. A segunda variável introduzida é a capacidade residual da rede. O raciocínio para a introdução desta nova variável será discutido a seguir.

Conforme mostrado na Sec. 3.2, a otimização da matriz utilizada no cálculo da capacidade da rota traz benefícios na alocação do espectro. No entanto, embora a inclusão do comprimento das rotas tenha se mostrado benéfica na alocação, outros parâmetros além da perda de capacidade podem ser importantes a serem considerados. Um desses parâmetros é a capacidade residual das rotas, que é a capacidade restante em cada rota após a alocação de uma determinada solicitação.

A Figura 17 exemplifica o cálculo da capacidade residual de alocação em uma determinada rota. A figura mostra três diferentes possibilidades de alocação para uma requisição

com tamanho de 2 slots que deve ser inserida no espectro da rota em questão, que possui os slots ocupados mostrados na cor vermelha. Para cada uma das possibilidades de alocação, a capacidade residual é representada pela capacidade que a rota possui de alocar requisições com tamanho n após a inserção da requisição em questão. Em outras palavras, a capacidade residual é calculada observando-se de quantas formas distintas uma requisição com tamanho de n slots pode ser inserida em uma rota após a alocação da requisição original, também com tamanho n . Dessa forma, observa-se na Figura 17 que as possibilidades de alocação 1 e 2 podem alocar uma requisição com tamanho de 2 slots de apenas uma forma após a alocação da requisição original, já a possibilidade de alocação 3 permite a alocação de outra requisição com tamanho de 2 slots de duas formas distintas (as formas representadas pelas possibilidades de alocação 1 e 2). Tem-se então que a capacidade residual para as possibilidades de alocação 1 e 2 é dada por 1, e a capacidade residual de alocação para a possibilidade 3 é dada por 2.

Duas rotas que têm a mesma redução de capacidade, mas suas capacidades residuais são diferentes, são impactadas de forma diferente pela alocação em questão. De fato, espera-se que uma rota com baixa capacidade residual esteja com seu estado mais crítico do que se sua capacidade não fosse tão baixa. Em outras palavras, espera-se que a perda de capacidade por si só, como na proposta original do MSCL, possa não ser a melhor forma de determinar o conjunto de slots mais adequado para atender uma requisição dentro de uma determinada rota. Ao incluir, no custo de alocação de cada fatia de espectro, a condição de estado residual de cada uma dessas rotas, espera-se que o MSCL possa evitar que essas rotas fiquem em um estado crítico (com baixa capacidade residual) onde não possam mais aceitar qualquer requisição. A capacidade residual é simplesmente a capacidade da rota após a alocação de uma determinada requisição. Novamente, supondo que o estado da rede ψ represente a condição dos slots (ocupados ou vazios) nos links da rede e que $\psi^{<r,\nu,i>}$ represente o estado ψ atualizado pela alocação de uma requisição com tamanho de i slots na rota r nas posições espectrais $\nu, \nu + 1, \dots, \nu + i - 1$, pode-se então avaliar a capacidade residual total da rede $R_C^{<r,\nu,i>}$ como

$$R_C^{<r,\nu,i>} = \sum_{n \in \mathcal{N}} \sum_{p \in I_r} S^{<p>}(\psi^{<r,\nu,i>}, n), \quad (3.12)$$

em que

$$S^{<p>}(\psi^{<r,\nu,i>}, n) = \sum_{m=1}^M \mathcal{M}(n, |h_m^{<p>}|). \quad (3.13)$$

Uma forma alternativa de se avaliar a Eq. 3.12 é possivelmente através da troca na ordem de aplicação das somas, definindo-se então

$$R_C^{<r,\nu,i>}(p) = \sum_{n \in \mathcal{N}} S^{<p>}(\psi^{<r,\nu,i>}, n) \quad (3.14)$$

e, então, reescrevendo a Eq. 3.12 como

$$R_C^{<r,\nu,i>} = \sum_{p \in I_r} R_C^{<r,\nu,i>}(p). \quad (3.15)$$

Assim, formalizando as variáveis de entrada selecionadas na Eq. 3.11 para preencher o Passo 2, define-se $x_0 = \Delta C_N^{<r,\nu,i>}$ e $x_1 = Rc^{<r,\nu,i>}$.

3.6.1.1.2 Implementação do passo 3

Para completar o Passo 3, optou-se por utilizar a expansão da função baseada em uma série de potências (ou seja, usando o conjunto ortogonal completo $\phi_{n_j}(x_j) = x_j^{n_j}$), bem como, usando a forma truncada da expansão em série como mostrado na Eq. 3.11. É sabido que as funções podem ser expressas em termos de uma série, portanto a escolha da representação do custo por meio de uma expansão baseada em uma série de potências permite a cobertura de qualquer função de mapeamento entre as variáveis de entrada e o custo da alocação. Portanto, a forma selecionada para o custo de alocação espectral $\theta^{<r,\nu,i>} = f(x_0, x_1)$ é

$$\theta^{<r,\nu,i>} = f(\Delta C_N^{<r,\nu,i>}, Rc^{<r,\nu,i>}) = \sum_{n_0=-T}^T \sum_{n_1=-T}^T b_{n_0,n_1} (\Delta C_N^{<r,\nu,i>})^{n_0} (Rc^{<r,\nu,i>})^{n_1}, \quad (3.16)$$

em que a perda de capacidade da rede $\Delta C_N^{<r,\nu,i>}$ é calculada usando as Eqs. 2.2, 2.3 e 3.3.

3.6.1.1.3 Implementação do passo 4

Na Etapa 4, deve-se selecionar o indicador de desempenho da rede. Neste trabalho as avaliações são feitas em redes ópticas elásticas sob padrão de tráfego dinâmico. Em tais redes, as solicitações de chamadas não seguem um padrão determinístico, sendo que as novas requisições são regidas por um processo estocástico. Essas solicitações de chamadas chegam e, após um certo tempo de estabelecidas na rede, são liberadas. As particularidades referentes à modelagem estocástica de tráfego utilizada são melhor detalhadas na seção que tratará sobre os parâmetros utilizados na simulação. À medida que as requisições são sucessivamente estabelecidas e liberadas na rede, as chamadas ativas atuais ocupam uma certa quantidade dos recursos espectrais da rede. Assim, na chegada de cada requisição, ela pode ser estabelecida na rede ou bloqueada por falta de recursos espectrais disponíveis para acomodá-la. Idealmente, o número de requisições bloqueadas deve ser zero e, portanto, a probabilidade de bloqueio de chamadas pode ser usada como um indicador de desempenho da rede (alocação eficiente na rede). Este é o indicador de desempenho da rede escolhido para a implementação do passo 4. Lembrando que a definição de bloqueio nesse ponto é dada pela camada de rede, não se considerando recursos da camada física.

3.6.1.1.4 Implementação do passo 5

A etapa 5 é aplicada para determinar os coeficientes de ponderação b_{n_0,n_1} das entradas da série de potências e da matriz \mathcal{M} por meio de um procedimento de otimização. O algoritmo

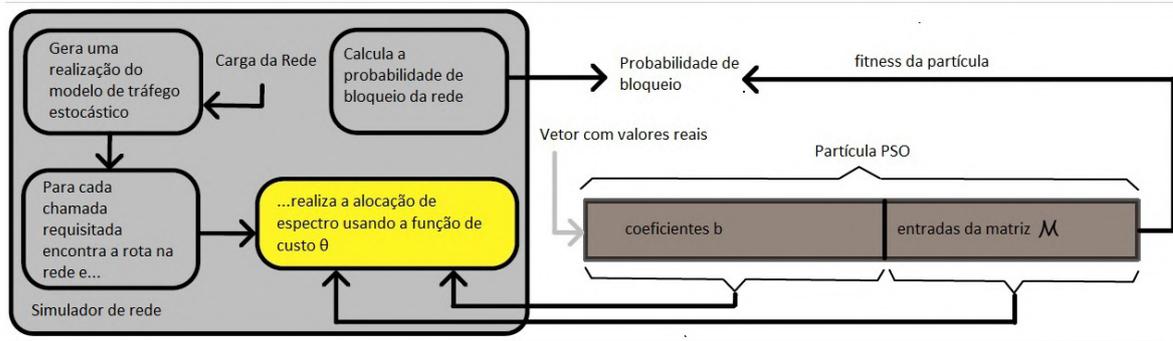
de otimização por enxame de partículas (PSO) foi o escolhido para realizar essa otimização. A escolha do PSO nos algoritmos MPAO-Wj e MPAO-WLj foi feita por este permitir atingir um desempenho adequado em problemas de alta dimensionalidade com espaço de busca contínuo, mais do que outras técnicas de otimização baseadas em meta-heurísticas, como por exemplo os algoritmos genéticos (ENGELBRECHT, 2005), (CHAVES et al., 2011). O PSO também tem sido bastante utilizado na otimização de algoritmos relacionados às redes ópticas elásticas e outros tipos de redes ópticas estudadas na atualidade, como mostram alguns trabalhos recentes, o que fortalece a escolha pelo algoritmo (YU et al., 2020; ALVES et al., 2021; CAVALCANTE et al., 2018; KUMAMATH; BATRI, 2021; AGUIAR; SOUSA; MELO, 2023). A metaheurística PSO otimiza conjuntamente a matriz de capacidade \mathcal{M} e os coeficientes b_{n_0, n_1} da série de potências em uma única etapa combinada. Desta forma, ambos os procedimentos, a otimização da matriz \mathcal{M} e a dos coeficientes b_{n_0, n_1} influenciam-se mutuamente, podendo orientar um ao outro na busca de uma melhor combinação de parâmetros e, assim, tornam o processo geral de otimização mais eficaz.

O algoritmo PSO é um algoritmo metaheurístico de otimização iterativa que usa uma abordagem de inteligência de enxame. O algoritmo atualiza iterativamente a posição e a velocidade de cada partícula em um enxame para minimizar uma dada função objetivo. A posição de uma partícula no espaço de busca representa uma possível solução para o problema em questão.

O quão bem uma partícula resolve o problema é determinado pela avaliação de sua função de *fitness* (função objetivo). As iterações do PSO são realizadas para melhorar as funções de *fitness* das partículas do enxame. A Fig. 18 mostra como uma partícula é representada no problema de otimização e como sua adequação (*fitness*) é avaliada. O retângulo de cor marrom compreende um vetor $Z = \{z_\ell\}$ de entradas de valor real com o número de entradas necessárias para armazenar os coeficientes de entrada b_{n_0, n_1} e toda a matriz \mathcal{M} . Este vetor representa as posições das partículas do PSO. A função objetivo de cada partícula é a probabilidade de bloqueio da rede resultante da aplicação da estratégia de atribuição de espectro baseada no parâmetro $\theta^{<r, \nu, i>}$ definido na Eq. 3.16. Um simulador de rede é usado para avaliar a probabilidade de bloqueio da rede. O algoritmo de atribuição de espectro é representado na caixa amarela da Fig. 18 e é um bloco de construção do simulador de rede (mostrado na caixa cinza na figura). Conforme mostrado na figura, os valores vetoriais são inseridos no algoritmo de atribuição de espectro que é usado pelo simulador de rede para calcular a probabilidade de bloqueio resultante e, portanto, a função objetivo da partícula.

De acordo com a seleção feita nos Passos 1 e 2 (Sec.3.6.1.1.1), o PSO é utilizado aqui para otimizar conjuntamente os valores da matriz $\mathcal{M}(i, j)$ (que é uma matriz $|\mathcal{N}| \times FS$) e os coeficientes b_{n_0, n_1} (que pode ser representado por uma matriz $(2T + 1) \times (2T + 1)$). Assim, a posição da partícula do PSO, representada pelo vetor $Z = \{z_\ell\}$, compreende um espaço com $|\mathcal{N}|FS + (2T + 1)^2$ dimensões (ou seja, $\ell \in 1, \dots, |\mathcal{N}|FS + (2T + 1)^2$). O refinamento da solução (partícula) de uma iteração para a próxima é realizado pelas mudanças na posição e na velocidade das partículas. A velocidade e a posição de cada partícula são atualizadas em

Figura 18 – Representação adotada para cada partícula do PSO (caixa marrom) e como a posição de cada partícula é utilizada pelo algoritmo de alocação de espectro (caixa amarela) e pelo simulador de rede (caixa cinza) para determinar o valor de *fitness* da partícula.



cada iteração usando uma equação pré-definida, visando minimizar uma determinada função objetivo (neste trabalho a probabilidade de bloqueio das requisições é o indicador de desempenho selecionado no Passo 4). Se o enxame de partículas PSO é composto por G diferentes partículas, o valor da l -ésima dimensão da posição da partícula g ($g \in 1, 2, \dots, G$) é notado por $z_{g,\ell}$. Assim, cada dimensão da posição de uma partícula é atualizada entre as iterações de PSO de acordo com

$$z'_{g,\ell} = z_{g,\ell} + v_{g,\ell}, \quad (3.17)$$

em que $z_{g,\ell}$ e $z'_{g,\ell}$ são, respectivamente, os valores atuais e atualizados para cada dimensão da posição da partícula g , e $v_{g,\ell}$ é o valor da l -ésima dimensão do vetor velocidade da partícula g . Usando a mesma notação, cada dimensão da velocidade das partículas é atualizada da seguinte forma

$$v'_{g,\ell} = \gamma [c_1 v_{g,\ell} + c_2 (LM_g - z_{g,\ell}) + c_3 (GM_g - z_{g,\ell})], \quad (3.18)$$

em que γ é a constante de amortização, c_1 , c_2 e c_3 correspondem aos pesos associados à velocidade atual da partícula, com valores de mínimos locais individuais (LM_j) e mínimo global do grupo de partículas (GM_j). Este trabalho considera a topologia LBest do PSO (Local Best), em que cada partícula é influenciada apenas por suas duas partículas vizinhas, minimizando assim as chances de o processo ficar preso em um mínimo local. O PSO assumido foi o mesmo utilizado no Algoritmo 1.

3.6.1.2 Design da heurística MPAO-WLj

Foi aplicada aqui a estrutura proposta na Seção 3.5 para construir a heurística MPAO-WLj seguindo os passos propostos na Tabela 2.

3.6.1.2.1 Implementações dos passos 1 e 2

As heurísticas aprendidas nas Seções 3.3.1 e 3.6.1.1 consistem na ideia de que a matriz de capacidade $\mathcal{M}(i, j) = \mathcal{M}(n, |h_m^{<p>}|)$ é otimizada pelo PSO e utilizada no cálculo dos parâmetros para a otimização do custo de alocação da rede, dado por $\theta^{<r, \nu, i>}$. No entanto, outras funcionalidades podem ser incluídas para contemplar não só a importância que um buraco tem para conexões com diferentes números de slots, mas também a dificuldade de se alocar conexões em rotas com diferentes números de hops. Para isso, pode-se adotar então a estratégia discutida na Seção 3.3.2, que discutiu sobre a inclusão do comprimento das rotas como variável de entrada no cálculo do custo de alocação, resultando em benefícios para o desempenho da rede uma vez que foi capaz de ajudar a reduzir a probabilidade de bloqueio geral das requisições. Isso é realizado através do uso de uma matriz $\mathcal{M}(i, j, k) = \mathcal{M}(n, |h_m^{<p>}|, |p|)$. Portanto, rotas de diferentes tamanhos devem quantificar mais adequadamente a capacidade de buracos disponíveis para suas diferentes solicitações de largura de banda heterogênea. Fazendo isso, pode-se avaliar a capacidade de uma rota p , com número de hops dado por $|p|$, em acomodar uma solicitação de n slots usando a Eq. 3.4. Com esta estratégia, espera-se refinar a avaliação da fragmentação do espectro, incluindo características específicas de cada rede. Desta forma, a supressão de buracos de espectro pode ser quantificada de forma diferente por conexões com a mesma largura de banda, mas alocadas em rotas com diferentes comprimentos.

Foi considerada aqui a influência do número de hops $|r|$ da rota r não apenas na avaliação da matriz $\mathcal{M}(i, j, k)$, mas também na avaliação do custo de alocação de rede $\theta^{<r, \nu, i>}$ em si. Assim, a heurística proposta nesta seção melhora ainda mais a avaliação $\theta^{<r, \nu, i>}$ adotada na Sec 3.6.1.1 usando como variáveis de entrada a perda de capacidade da rede, a capacidade residual e o número de hops da referida rota, o que significa que $x_0 = \Delta C_N^{<r, \nu, i>}$, $x_1 = Rc^{<r, \nu, i>}$ e $x_2 = |r|$. Além disso, como mencionado anteriormente, foi escolhida para esta heurística $\mathcal{M}(i, j, k) = \mathcal{M}(n, |h_m^{<p>}|, |p|)$. Essas escolhas concluem as etapas 1 e 2 da estrutura proposta.

3.6.1.2.2 Implementação do passo 3

Novamente, para se completar o passo 3, optou-se por usar a expansão da função baseada em uma série de potências (ou seja, usando o conjunto ortogonal completo $\phi_{n_j}(x_j) = x_j^{n_j}$), bem como a forma truncada da expansão em série como mostrado na Eq. 3.11. Portanto, a forma selecionada para o custo de alocação espectral $\theta^{<r, \nu, i>} = f(x_0, x_1, x_2)$ é dada por

$$\begin{aligned} \theta^{<r, \nu, i>} &= f(\Delta C_N^{<r, \nu, i>}, Rc^{<r, \nu, i>}, |r|) = \\ &= \sum_{n_0=-T}^T \sum_{n_1=-T}^T \sum_{n_2=-T}^T b_{n_0, n_1, n_2} (\Delta C_N^{<r, \nu, i>})^{n_0} (Rc^{<r, \nu, i>})^{n_1} (|r|)^{n_2}, \end{aligned} \quad (3.19)$$

em que a perda de capacidade da rede $\Delta C_N^{<r, \nu, i>}$ é calculada usando as Eqs. 2.2, 2.3 e 3.4, a capacidade residual total da rede $Rc^{<r, \nu, i>}$ é avaliada usando as Eqs. 3.12 e 3.20

$$S^{<p>}(\psi^{<r,\nu,i>}, n) = \sum_{m=1}^M \mathcal{M}(n, |h_m^{<p>}|, |p|). \quad (3.20)$$

3.6.1.2.3 Implementação dos passos 4 e 5

O passo 4 é implementado com as mesmas suposições discutidas na Seção 3.6.1.1.3. Da mesma forma, o passo 5 é implementado usando as mesmas suposições discutidas na Seção 3.6.1.1.4, mas substituindo os coeficientes de ponderação b_{n_0, n_1} pelos coeficientes b_{n_0, n_1, n_2} e a matriz $\mathcal{M}(i, j) = \mathcal{M}(n, |h_m^{<p>}|)$ pela matriz $\mathcal{M}(i, j, k) = \mathcal{M}(n, |h_m^{<p>}|, |p|)$. De acordo com essas seleções feitas nos Passos 1 e 2 (Seção 3.6.1.2.1), o PSO é usado para otimizar conjuntamente os valores da matriz $\mathcal{M}(i, j, k)$ (que é uma matriz $|\mathcal{N}| \times FS \times H$) e dos coeficientes b_{n_0, n_1, n_2} (que podem ser representados por uma matriz $(2T + 1) \times (2T + 1) \times (2T + 1)$). O parâmetro H é o número de diferentes quantidades de *hops* dentre os caminhos mais longo e mais curto na rede. Assim, a posição da partícula PSO, representada pelo vetor $Z = \{z_\ell\}$, compreende um espaço com $H|\mathcal{N}|FS + (2T + 1)^3$ dimensões (ou seja, $\ell \in 1, \dots, H|\mathcal{N}|FS + (2T + 1)^3$).

3.6.2 Configuração da simulação

Para que se possa avaliar o desempenho, em termos de probabilidade de bloqueio de rede, da estrutura proposta e das heurísticas dela derivadas, foram realizadas simulações numéricas. Essa seção apresentará as particularidades do cenário de simulação que foi assumido durante a realização do trabalho. O simulador de rede utilizado é derivado do simulador SimeON (CAVALCANTE; PEREIRA; ALMEIDA, 2017). As topologias de rede utilizadas nas simulações são a NSFNet, com 14 nós e 42 links, e a Finlândia, com 12 nós e 38 links. Essas topologias são mostradas nas Figs. 13a e 13b. Foram comparados os resultados de probabilidade de bloqueio obtidos pelos algoritmos MPAO-Wj e MPAO-WLj propostos com os seguintes algoritmos previamente propostos na literatura: MSCL original, como também os algoritmos MSCL-W e MSCL-WL propostos em (LIRA et al., 2020) e descritos nas Seções 3.3.1 e 3.3.2, bem como o algoritmo $\min \sum \omega \Delta R$. O algoritmo $\min \sum \omega \Delta R$ foi proposto por (YUAN et al., 2019), sendo utilizado neste trabalho por apresentar bom desempenho além de tratar diretamente com o problema da fragmentação/perda de capacidade da rede, sendo portanto passível de uma comparação mais crítica com o algoritmo MSCL que também apresenta essas características. No artigo original, a heurística é aplicada em um cenário que considera rotas alternativas fixas. Para comparar com a proposta desse trabalho, que considera apenas uma rota candidata por requisição de chamada, optou-se por adaptar o algoritmo $\min \sum \omega \Delta R$ para este cenário. Comparou-se os resultados da heurística $\min \sum \omega \Delta R$ apenas na topologia NSFNet porque o algoritmo $\min \sum \omega \Delta R$ possui parâmetros que devem ser otimizados para cada topologia, sendo que a única topologia comum em ambos os estudos foi a NSFNet. A utilização dessa topologia se deu pelo fato de a simulação do algoritmo $\min \sum \omega \Delta R$ necessitar de parâmetros específicos

para serem utilizados em cada topologia, dessa forma o parâmetro referente à topologia NSFNet foi retirado diretamente do artigo (YUAN et al., 2019).

As simulações envolvendo o algoritmo MSCL são intensivas e demoradas. Por isso, por simplicidade e redução no tempo necessário para as simulações, um total de $FS = 64$ slots por link, cada um com 12,5 GHz de largura foi assumido. As probabilidades de bloqueio que serão mostradas na seção contendo os resultados obtidos apresentam barras de erro muito pequenas para um intervalo de confiança de 95% (sendo praticamente imperceptível a sua visualização nos gráficos). Por esse motivo, optou-se por suprimi-las dos gráficos. Para obter o intervalo de confiança, foram realizadas 10 simulações independentes. O padrão de tráfego dinâmico assumido é descrito a seguir. A chegada da requisição segue um processo de Poisson com tempo de espera da chamada sendo distribuído exponencialmente. Os pares de nós de origem e destino são escolhidos aleatoriamente usando uma distribuição de probabilidade uniforme (tráfego uniforme). Foi assumido que cada solicitação de chamada demanda um número inteiro aleatório de slots de frequência, distribuídos uniformemente dentro do intervalo de 2 a 6 slots (ou seja, $\mathcal{N} = \{2, 3, 4, 5, 6\}$). Isso corresponde, respectivamente, a demandas de tráfego de 50 Gb/s, 75 Gb/s, 100 Gb/s, 125 Gb/s e 150 Gb/s utilizando o formato de modulação QAM-8 (o único que foi considerado nessas simulações pelo fato de não serem consideradas restrições na camada física e o comprimento das rotas ser utilizado em *hops*, o que culmina com a indiferença do formato de modulação utilizado nas simulações).

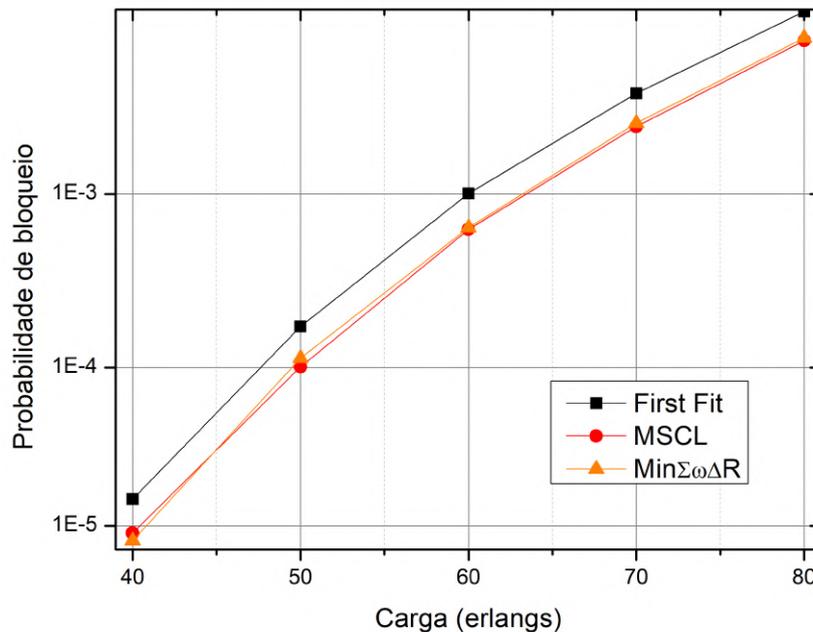
A otimização do algoritmo PSO usa um total de $G = 30$ partículas ao longo de 120 iterações. Cada partícula é criada com uma posição inicial atribuída aleatoriamente (distribuída uniformemente no espaço de busca) e velocidade uniformemente distribuída dentro do intervalo $[0 - 1]$. Os valores das variáveis mostradas na Eq. 3.18 são: $\gamma = 0,73$ e $c_1 = c_2 = c_3 = 2,05$. Usou-se $T = 2$ nas Eqs. 3.16 e 3.19. Como discutido em (CHAVES et al., 2011), o aumento no valor de T implica no aumento da dimensionalidade do problema, conseqüentemente aumentando sua complexidade, porém, para todos os valores de T observa-se uma tendência de convergência para os valores de probabilidade de bloqueio mais baixos, variando a velocidade de convergência e a quantidade de iterações necessárias (quanto maior o valor de T menos iterações são necessárias). É mostrado também que os níveis de probabilidade de bloqueio obtidos para diferentes valores de T são bastante próximos. Portanto, valendo-se de um compromisso entre o tempo computacional gasto para resolver o problema e o valor de probabilidade de bloqueio obtido, foi utilizado o valor de $T = 2$ nas simulações deste trabalho, valor este que é suficiente para representar bem as funções. Foi observado que a convergência do algoritmo PSO foi alcançada para os valores de parâmetros utilizados.

3.6.3 Resultados da simulação

Nesta seção serão discutidos os resultados da simulação sobre o desempenho da rede obtidos para os algoritmos discutidos e propostos. Para que se pudesse ter uma boa base de dados para comparações, foram mostrados nas Figuras. 19 e 20 os resultados de probabilidade

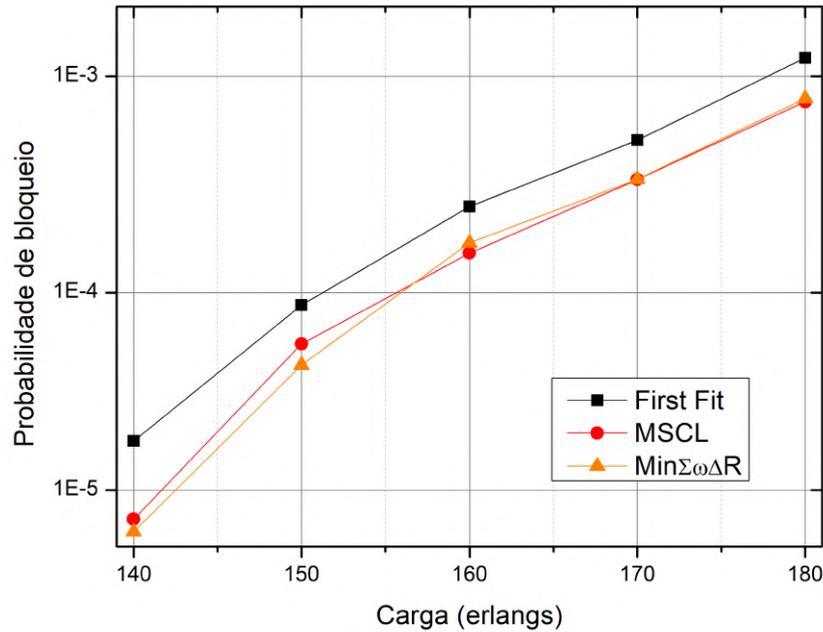
de bloqueio encontrados para os seguintes algoritmos de atribuição de espectro na topologia NSFNet: First Fit, MSCL original (ALMEIDA et al., 2013) e $\min \sum \omega \Delta R$ (YUAN et al., 2019). Os gráficos mostram a probabilidade de bloqueio em função da carga total oferecida à rede para a topologia NSFNet considerando um total de 64 e 128 slots por enlace, respectivamente. Observe que os algoritmos MSCL e $\min \sum \omega \Delta R$ alcançaram quase os mesmos valores para a probabilidade de bloqueio. Além disso, observe que o FF, embora conhecido por fornecer uma compactação eficiente do espectro, apresenta desempenho inferior ao MSCL e ao $\min \sum \omega \Delta R$, pois esses últimos lidam diretamente com a redução da fragmentação do espectro.

Figura 19 – Probabilidade de bloqueio em função da carga da rede para os algoritmos de atribuição de espectro MSCL, First Fit e $\min \sum \omega \Delta R$ na topologia NSFNet com 64 slots por enlace.



A Fig. 21 mostra os resultados para probabilidade de bloqueio das requisições, comparando as heurísticas MPAO-Wj e MSCL-W, ou seja, aquelas que não utilizam a contagem do número de hops das rotas como informação de entrada na matriz \mathcal{M} , contra a heurística MSCL para as topologias NSFNet (Fig. 21a) e Finlândia (Fig. 21b), respectivamente. Lembre-se de que a heurística MSCL-W e a MPAO-Wj utilizam o mesmo processo de obtenção da matriz \mathcal{M} , mas diferentes funções de custo de alocação espectral $\theta^{<r,\nu,i>}$. Pode-se notar que o MSCL-W atinge valores de probabilidade de bloqueio mais baixos do que o MSCL, enquanto o MPAO-Wj atinge níveis de probabilidade de bloqueio ainda mais baixos do que o MSCL-W. Isso corrobora com o fato de que a consideração tanto da perda total de capacidade da rede ($\Delta C_N^{<r,\nu,i>}$) quanto da capacidade residual ($Rc^{<r,\nu,i>}$) de forma otimizada na avaliação do custo de alocação espectral ($\theta^{<r,\nu,i>}$) (como faz a heurística MPAO-Wj) permite uma melhoria do desempenho da rede se comparado com a estratégia que considera apenas o parâmetro de perda de capacidade da rede na avaliação do custo de alocação espectral (como faz a heurística MSCL-W).

Figura 20 – Probabilidade de bloqueio em função da carga da rede para os algoritmos de atribuição de espectro MSCL, First Fit e $\min \sum \omega \Delta R$ na topologia NSFNet com 128 slots por enlace.

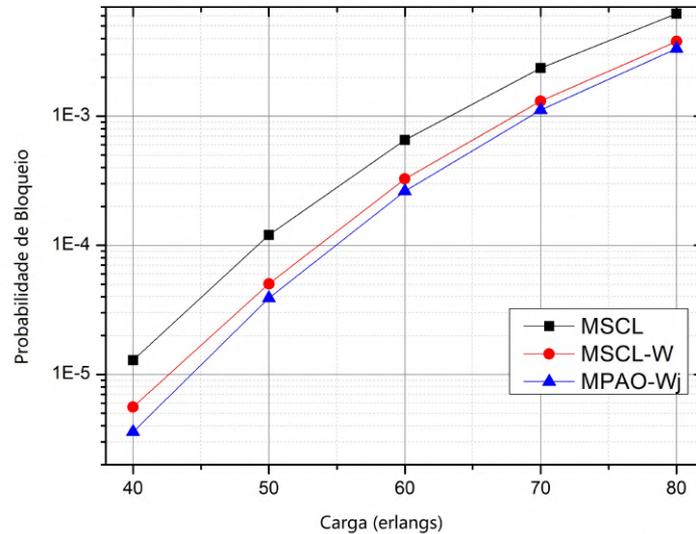


A Fig. 22 mostra os resultados fornecidos pelas heurísticas MPAO-WLj e MSCL-WL, ou seja, aquelas que utilizam o número de hops das rotas como informação de entrada na matriz \mathcal{M} , comparados com a heurística MSCL para as topologias NSFNet (Fig. 22a) e Finlândia (Fig. 22b). Lembre-se de que tanto a heurística MSCL-WL quanto a MPAO-WLj usam o mesmo processo de obtenção da matriz \mathcal{M} , mas diferentes $\theta^{<r,\nu,i>}$. Pode-se notar pelos gráficos que o MSCL-WL atinge valores de probabilidade de bloqueio menores do que o MSCL, enquanto o MPAO-WLj atinge níveis de probabilidade de bloqueio ainda menores do que o MSCL-WL. Isso corrobora com o fato de que se considerar simultaneamente a perda total de capacidade da rede ($\Delta C_N^{<r,\nu,i>}$), capacidade residual ($Rc^{<r,\nu,i>}$) e contagem do número de hops (r) de maneira otimizada na avaliação do custo de alocação espectral ($\theta^{<r,\nu,i>}$) (como a heurística MPAO-WLj faz) permite uma melhoria do desempenho da alocação de recursos da rede se comparado com a estratégia que considera apenas o parâmetro de perda de capacidade da rede na avaliação do custo de alocação espectral (como faz a heurística MSCL-WL).

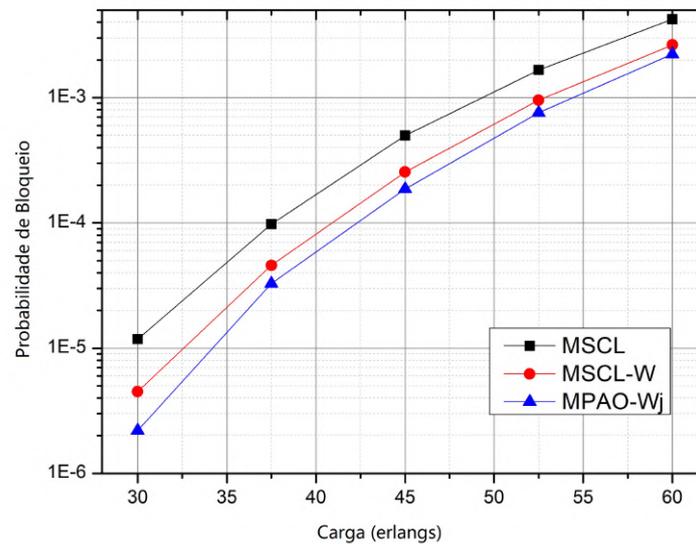
Como pode ser visto a partir das Figs. 21 e 22, o uso do MSCL otimizado com a função de custo obtida pela otimização do PSO é capaz de proporcionar uma redução na probabilidade de bloqueio das requisições. É necessário também se destacar a importância do resultado obtido uma vez que a melhoria foi obtida em um algoritmo que já é considerado muito eficiente na literatura como algoritmo de alocação de espectro para redes ópticas elásticas. Isso indica que a estratégia proposta pode melhor quantificar a gravidade do efeito de fragmentação do espectro para requisições com diferentes tamanhos de largura de banda. Outro detalhe importante a ser destacado é a otimização feita na matriz de capacidade de contiguidade de slot \mathcal{M} . A avaliação e

Figura 21 – Probabilidade de bloqueio em função da carga de rede para as heurísticas MSCL, MSCL-W e MPAO-Wj para as topologias NSFNet em (a) e para a topologia Finlândia em (b).

(a) Topologia NSFNet



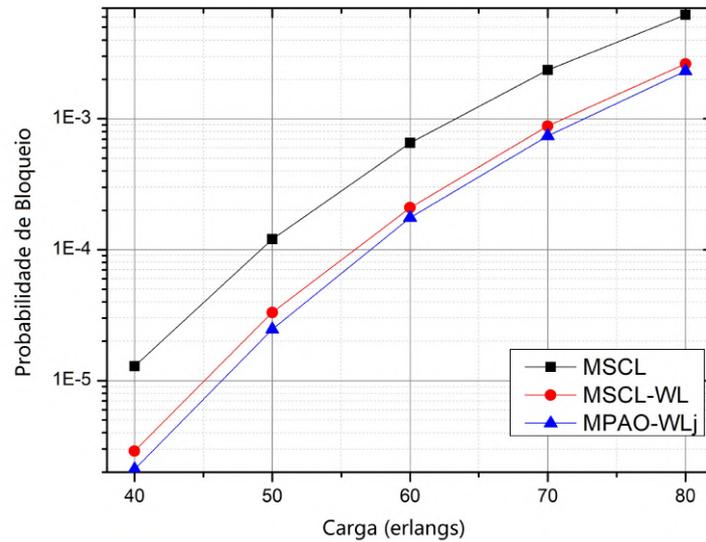
(b) Topologia Finlândia



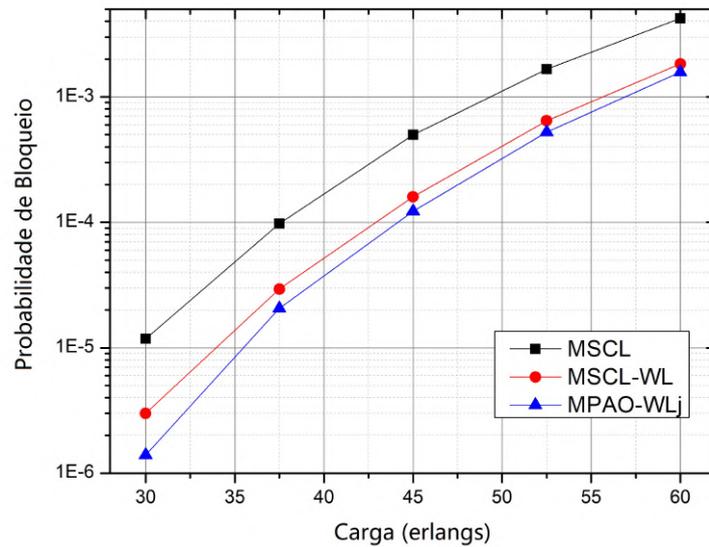
otimização da matriz \mathcal{M} bem como a função de custo de alocação espectral, feita conjuntamente pela heurística PSO em um único passo (como proposto nesta seção), é eficiente conforme mostrado nas Figs. 21 e 22, sendo evidenciada pela redução da probabilidade de bloqueio proporcionada pelas heurísticas nomeadas com o sufixo "j". O procedimento de otimização conjunta é capaz de encontrar valores ainda melhores para compor a matriz \mathcal{M} e os coeficientes da função θ , sendo testado pelo PSO e também permitindo que a otimização da matriz seja influenciada pela otimização dos coeficientes da função θ e vice-versa.

Figura 22 – Probabilidade de bloqueio em função da carga de rede para as heurísticas MSCL, MSCL-WL e MPAO-WLj para as topologias NSFNet em (a) e para a topologia Finlândia em (b).

(a) Topologia NSFNet



(b) Topologia Finlândia



Além disso, a inclusão da análise da capacidade residual total da rede (conforme feito pelas heurísticas MPAO-Wj e MPAO-WLj) contribui para uma melhor adequação no cálculo do custo de alocação, uma vez que passa a ser considerada a capacidade após a alocação das requisições em cada rota. Dessa forma, a escolha de um determinado conjunto de slots para alocação leva em consideração não apenas a perda de capacidade que essa alocação causa na rede como um todo, já que o algoritmo MSCL utiliza as rotas interferentes nas análises, mas

também o quanto isso afeta as rotas que se encontram com sua capacidade de alocação reduzida. Da mesma forma, o mesmo comentário pode ser estendido para a heurística que considera, além da capacidade residual, a contagem do número de hops da rota na avaliação do custo de alocação espectral (θ) (como feito pelo MPAO-WLj). A inclusão do comprimento das rotas na análise mostra que o uso desta variável como entrada torna a otimização mais específica para cada rota em análise, conforme mostrado pelos níveis de probabilidade de bloqueio alcançados pelas heurísticas MPAO-WLj na Fig. 22.

3.6.4 Análise computacional dos resultados e heurísticas

As heurísticas apresentadas ao longo do capítulo apresentam um desempenho bastante satisfatório quando comparadas a outras heurísticas tradicionais da literatura, como *First Fit* e MSCL, porém são fruto de processos de otimização que podem ser computacionalmente complexos. É importante lembrar que o processo de otimização das heurísticas é feito de forma *offline*, ou seja, é realizado uma única vez para a obtenção das matrizes e parâmetros necessário para a simulação das heurísticas. Após a realização do processo de otimização e obtenção dos parâmetros, as heurísticas são simuladas de forma *online* e o custo computacional da simulação *online* é o que deve ser levado em consideração nas comparações com outras heurísticas.

Essa seção compara os resultados de ganho obtidos para as heurísticas propostas ao longo do capítulo, analisando também o seu desempenho relativo ao tempo de simulação necessário. As heurísticas são comparadas com a heurística MSCL original. O computador utilizado durante as simulações foi um Intel Core I7 – 4789 com CPU 3.60GHz x 4, com placa de vídeo NVIDIA GT 218 [GEFORCE 210] e sistema operacional Linux Mint 18.1 *Cinnamon* 64 - bit. Para que fosse realizada a comparação do desempenho das heurísticas, foi escolhida um carga específica na topologia de rede NSFNet (carga de 65 erlangs) e realizadas 5 simulações para cada heurística nessa carga específica, cada uma com 10^6 requisições. A escolha pela utilização de um ponto de carga específico se deu pelo fato da necessidade de obtenção de um tempo de simulação para cada heurística, portanto, o ponto de carga descrito foi o escolhido para se calcular o desempenho e tempo de simulação e realização das comparações entre as heurísticas, sendo esse um ponto de carga que resulta em uma probabilidade de bloqueio intermediária para a heurística MSCL original. Após esse procedimento foi realizada a média aritmética das 5 simulações realizadas e calculado o ganho relativo à redução na probabilidade de bloqueio obtida. O tempo de simulação de cada heurística também foi obtido através da média obtida após a realização de 5 simulações. A simulação do MSCL original na carga definida resultou em um tempo de simulação de 4 minutos e 16 segundos. O processo total de otimização descrito na seção 3.6.2 (etapa *offline*) durou 51 h e 14 m para a heurística MSCL-W, 53h e 27 m para a heurística MSCL-WL, 55h e 21 min para a MPAO-Wj e 56h e 14m para a heurística MPAO-WLj (as simulações durante o processo de otimização foram realizadas com 10^5 requisições). A Tabela 3 a seguir mostra a comparação do ganho (redução na probabilidade de bloqueio) obtida por cada heurística e o tempo de simulação (simulação da etapa *online*).

Tabela 3 – Comparação do ganho na redução da probabilidade de bloqueio e tempo de simulação para as heurísticas abordadas.

Heurísticas	Redução na PB	Tempo de simulação
MSCL-W	47%	4m e 23s
MSCL-WL	64%	5m e 49s
MPAO-Wj	54%	5m e 12s
MPAO-WLj	72%	5m e 38s

Observa-se por meio da Tabela 3 que, apesar de a redução na probabilidade de bloqueio das requisições para a carga em questão variar bastante, os tempos de simulação são bem próximos. Isso se deve ao fato de que, após o procedimento *offline* de otimização, a etapa *online* de simulação é bem parecida, variando nas matrizes e parâmetros utilizados. Os resultados, destacando a redução na probabilidade de bloqueio utilizada pelas heurísticas propostas, confirmam a eficiência dos procedimentos desenvolvidos, apresentando propostas que oferecem resultados bastante promissores com tempo de simulação (*online*) próximo da heurística original.

3.6.5 Conclusões sobre os resultados encontrados

Nesta seção foi revisitado o algoritmo *Min Slot-Continuity Capacity Loss* (MSCL) e suas extensões MSCL-W e MSCL-WL, propostas anteriormente na seção 3.3. O algoritmo MSCL é listado na literatura como um poderoso algoritmo para resolver o problema de atribuição de espectro (SA) em redes ópticas elásticas (EONs). Isso porque o algoritmo incorpora, em sua resolução de alocação espectral, uma metodologia de avaliação de como uma alocação espectral impacta a rota candidata bem como suas rotas interferentes, o que está intrinsecamente relacionado à capacidade da rede de alocar com sucesso demandas futuras.

Foram discutidas as características do MSCL e proposta uma estrutura que permite um projeto sistemático de algoritmos heurísticos de alocação de espectro baseados nos princípios do MSCL. A estrutura proposta consiste na aplicação de 5 passos básicos, que permitem ao projetista de rede construir um algoritmo de alocação de espectro otimizado que leve em consideração os parâmetros de rede que possam se adequar às premissas de desempenho da operadora de rede. Os principais blocos de construção da estrutura são os princípios do MSCL, uma função genérica expandida em uma série de funções e a utilização de um algoritmo de otimização metaheurística como mecanismo de otimização. Foram aplicados os 5 passos da estrutura proposta para projetar duas novas heurísticas de alocação de espectro denominadas MPAO-Wj e MPAO-WLj. Elas são projetadas para fornecer uma melhor avaliação do impacto da alocação de requisições de largura de banda heterogênea (conjunto de diferentes demandas de taxa de dados) em um determinado conjunto de slots quando comparado com as heurísticas MSCL-W e MSCL-WL propostas nas seções anteriores e também com a heurística MSCL original. Para se escolher o conjunto de slots mais adequado, as heurísticas propostas nesta seção consideram, no custo

de alocação espectral $\theta^{<r,\nu,i>}$, não apenas a perda de capacidade na rota candidata e em suas rotas interferentes (como MSCL, MSCL-W e MSCL-WL já fizeram), mas também a capacidade residual de cada uma dessas rotas. Isso aumenta a capacidade da heurística de diferenciar quão críticas são as rotas em diferentes estados, o que aumenta a capacidade da heurística de alocar futuras solicitações recebidas. As heurísticas propostas também incorporam uma otimização conjunta da quantificação da perda de capacidade e/ou capacidade residual com os coeficientes da expansão da série da função projetada. Por fim, a heurística MPAO-WLj proposta também inclui em $\theta^{<r,\nu,i>}$ informações sobre a contagem do número de *hops* nas rotas, o que permitiu reduzir a probabilidade de bloqueio da rede, demonstrando assim o impacto da inclusão dessa variável no cálculo da perda de capacidade e capacidade residual em rotas com diferentes comprimentos.

Foram realizadas simulações computacionais considerando duas topologias de rede diferentes para avaliar o desempenho dos algoritmos MPAO-WL e MPAO-WLj propostos, comparando com cinco outras heurísticas de referência na literatura: MSCL, MSCL-W, MSCL-WL, First-Fit e $\min \sum \omega \Delta R$ (YUAN et al., 2019). Os resultados da simulação indicam que, em todos os cenários considerados, os algoritmos propostos obtiveram desempenho de rede superior (em termos de redução de probabilidade de bloqueio) aos dos demais algoritmos de referência investigados.

3.6.5.1 Classificação das heurísticas apresentadas

As heurísticas apresentadas neste capítulo podem ser classificadas como meta-heurísticas que utilizam o algoritmo PSO como base do processo de otimização e possuem como objetivo a melhoria e incremento do algoritmo de alocação de espectro MSCL. As heurísticas MSCL-W e MPAO-Wj consideram a utilização de matrizes otimizadas para o cálculo dos custos de alocação, levando em consideração nesse cálculo a largura das requisições. As heurísticas MSCL-WL e MPAO-WLj consideram adicionalmente a inclusão do comprimento das rotas no cálculo dos custos de alocação. As heurísticas MPAO-Wj e MPAO-WLj consideram uma otimização multiparamétrica, com otimização conjunta das matrizes utilizadas no cálculo dos custos de alocação. A Tabela 4 a seguir apresenta um quadro resumo com as possíveis vantagens e desvantagens da utilização das heurísticas apresentadas neste capítulo.

Os resultados discutidos neste capítulo foram publicados em (LIRA et al., 2020) e (LIRA; ALMEIDA; CHAVES, 2023).

Tabela 4 – Quadro resumo com vantagens e desvantagens das heurísticas propostas.

Heurísticas	Vantagens	Desvantagens
MSCL-W	Heurística semelhante à original, com utilização de matriz otimizada. Tempo de simulação equivalente.	Não aborda outros aspectos da rede, como comprimento das rotas. Necessidade de otimização específica para cada topologia feita de forma <i>offline</i> .
MSCL-WL	Reduz consideravelmente a PB com a inclusão de outros aspectos da rede, como o comprimento das rotas. Utilização de matrizes específicas para cada comprimento de rota existente.	Necessidade de otimização específica para cada topologia feita de forma <i>offline</i> .
MPAO-W _j	Maior redução na PB com a otimização conjunta das matrizes de capacidade e ponderação dos parâmetros utilizados pelo PSO. Utilização de uma função custo para o cálculo da melhor alocação. Tempo de simulação não muito superior ao da heurística original.	Não aborda outros aspectos da rede, como comprimento das rotas. Necessidade de otimização específica para cada topologia feita de forma <i>offline</i> .
MPAO-WL _j	Maior redução na PB dentre as heurísticas abordadas no capítulo. Analisa o comprimento das rotas e permite a otimização conjunta das matrizes de capacidade e ponderação dos parâmetros utilizados pelo PSO.	Maior tempo de simulação dentre as heurísticas apresentadas no capítulo. Necessidade de otimização específica para cada topologia feita de forma <i>offline</i> .

4 PARTICIONAMENTO DE REQUISIÇÕES

Como citado em capítulos anteriores, as redes ópticas elásticas têm sido o alvo de diversos estudos devido à sua habilidade de transmitir informação em diferentes larguras de banda, de forma adaptada à demanda. Conforme é citado ao longo desta seção, alguns trabalhos recentes apresentaram propostas para aumentar o desempenho dessas redes ópticas. Estudos sobre formatos de modulação e heurísticas mais eficientes foram desenvolvidos na tentativa de resolver o problema de roteamento e atribuição de espectro em EONs. Para resolver esse problema vários algoritmos foram propostos a fim de reduzir a probabilidade de bloqueio e controlar ou diminuir a fragmentação espectral nessas redes.

Alguns autores propõem mecanismos para melhor organizar a fragmentação espectral em EON. Entre esses mecanismos, podem-se mencionar algoritmos de desfragmentação do espectro (ZHANG et al., 2013b), algoritmos de conversão de comprimento de onda (WANG; BRANDT-PEARCE; SUBRAMANIAM, 2015), multiplexagem inversa (XU et al., 2014; GUO et al., 2014) e *Split Spectrum* (SS), também denominada concatenação virtual por alguns autores (MING et al., 2012; DAHLFORT et al., 2012; ZHANG et al., 2017; PAGES et al., 2014). Neste capítulo, a técnica de SS é apresentada em diferentes cenários para que, no Cap. 5 seja possível comparar os benefícios obtidos com a combinação de SS e algoritmos de alocação de espectro (SA, do inglês *Spectrum Assignment*). Principalmente são apresentadas heurísticas com a proposta de combinar os benefícios de desempenho trazidos pela aplicação da técnica de SS com o algoritmo MSCL (ALMEIDA et al., 2013). Este último, como citado na Seção 2.3, é projetado para analisar, para cada requisição, o estado da rede com rotas que interferem entre si, a fim de encontrar a porção do espectro na rede que leva à menor perda de capacidade de alocação.

4.1 DIVISÃO ESPECTRAL

O *Split Spectrum*, também conhecido pelo termo divisão espectral, tem recebido interesse na literatura, pois permite o aumento nas possibilidades de alocação. Isso é obtido através da divisão do número de *slots* exigidos em mais de um conjunto de *slots* contíguos. Essa técnica utiliza como princípio alguns dos conceitos da multiplexagem inversa (MI) e da concatenação virtual (VCAT), porém considera a aplicação desses conceitos em um roteamento de ponta a ponta.

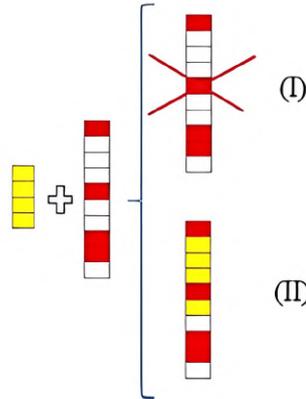
O SS possui algumas vantagens imediatas quando é aplicado em uma rede. Entre elas, pode-se citar o uso de taxas mais baixas do que a demanda original (resultante do processo de particionamento, que transforma uma solicitação grande em várias menores). Esse procedimento facilita a acomodação dos pedidos na rede, pois permite o uso de buracos menores (MING et al., 2012). A técnica de multiplexagem inversa, que também é utilizada para particionar uma requisição em outras requisições menores porém em nós intermediários, utiliza alguns princípios da conversão de comprimento de onda para se evitar a colisão das partes resultantes da divisão

da requisição original com outras requisições ativas (XU et al., 2014). Quando comparada com a técnica de MI, o uso do SS pode proporcionar maior eficiência energética, uma vez que o particionamento da solicitação ocorre apenas nos nós de origem, com a vantagem de fornecer uma solução completa para a camada óptica, reduzindo a complexidade dos nós intermediários graças à transparência nos protocolos e taxas de dados (MING et al., 2012). O uso do SS, no entanto, promove a inserção de custos e requisitos adicionais na rede, principalmente nos elementos físicos que fornecem a divisão da solicitação e no plano de controle da rede. O SS pode ocasionalmente causar pequenos atrasos adicionais no estabelecimento do caminho óptico, notadamente para se compensar a diferença de tempo de transmissão quando se considera a utilização da técnica usando rotas distintas, podendo assim exigir um armazenamento prévio do tráfego recebido para um recondicionamento de requisição (DAHLFORT et al., 2012).

Diversas análises já foram feitas com o intuito de se investigar o desempenho da técnica de *split spectrum* em diversos tipos de rede. Em (PAGES; PERELLO; SPADARO, 2012), os autores utilizam a técnica em redes ópticas elásticas, analisando a quantidade máxima de particionamentos que podem ser utilizados em uma requisição, levando em consideração os recursos disponíveis na rede para a transmissão das subdemandas resultantes do processo. Já os autores em (LU et al., 2013a), (ZHU et al., 2013) e (ZHANG et al., 2017) analisam o transporte dessas subdemandas resultantes do processo de *splitting* através de múltiplas rotas, analisando os melhores formatos de modulação para cada conjunto de requisições. Em (XU et al., 2014) é introduzido o conceito de MF-TSP (do inglês *Multi-Flow Transponder*) e a sua utilização na viabilização da técnica de *split spectrum*. Tais transponders são hoje bastante relevantes no estudo da utilização da técnica de SS como discutido na Seção 4.2 deste trabalho. Em (CHEN; JUKAN; GUMASTE, 2013) foi proposta uma análise da técnica aplicando uma otimização usando a programação linear inteira, em que foram analisados mecanismos para tratar dos problemas decorrentes do atraso no estabelecimento das conexões no processo de *Split Spectrum* quando utilizado no roteamento de requisições por meio de múltiplas rotas. Os autores em (KITSUWAN; PAVARANGKON; NAG, 2020) realizaram estudos com heurísticas e programação linear inteira a fim de demonstrar a relevância da utilização de nós ópticos com a habilidade de fatiamento das requisições na redução da probabilidade de bloqueio das requisições, mostrando também um melhor aproveitamento na utilização do espectro nas redes. Em (WEI et al., 2018) os autores analisam a utilização da técnica de *Split Spectrum* com esquema *anycast* em *datacenters*. Nesse contexto específico, os autores buscam analisar o problema do *delay* decorrente da transmissão por múltiplas rotas com a utilização de um esquema que permite escolher os caminhos ópticos com menor *delay* para transmissão *anycast*.

Nota-se que a maior parte dos trabalhos encontrados que utilizam a técnica de *Split Spectrum* buscam analisar algum aspecto particular da aplicação dessa técnica nas redes ópticas elásticas, como o *delay*, o roteamento por múltiplas rotas a otimização dos transponders e outros componentes físicos, sem abordar profundamente heurísticas de roteamento e utilização de diferentes algoritmos de alocação de espectro e formatos de modulação. Este trabalho possui o

Figura 23 – Inserção de uma requisição no espectro de uma rota. Em (I) a técnica de SS não é utilizada e a solicitação não pode ser inserida na rota. Em (II), a solicitação é dividida e encontra *slots* disponíveis para sua alocação.



diferencial de se propor a apresentar diferentes heurísticas que tratam do roteamento e alocação de espectro em redes elásticas com a utilização da técnica de SS combinada com diferentes algoritmos de alocação (notadamente os algoritmos *First Fit* e MSCL), preocupando-se com fatores como o aumento no custo computacional e algumas características também abordadas em outros trabalhos, como o *delay*, roteamento *multipath* e utilização de banda de guarda em alguns casos.

Em geral, pode-se ilustrar o uso da técnica SS na alocação de espectro em uma única rota, observando-se a Figura 23. A figura mostra o esquema de chegada de uma solicitação com uma largura de quatro *slots*, em amarelo, em uma rota cujo espectro tem um total de 10 *slots* por *link*. Os *slots* em vermelho representam aqueles que já estão em uso em ao menos um dos enlaces da rota, i.e. a solicitação não pode utilizá-los. Observa-se que o espectro da rota não possui um conjunto de quatro *slots* disponíveis de forma contígua (fala-se em um buraco com tamanho 4 *slots*) para alocar a solicitação, que deve, portanto, ser bloqueada (Figura 23 (I)). No entanto, com a utilização da técnica de SS (Figura 23 (II)), a largura de banda da requisição original pode ser dividida em mais de uma faixa de espectro, para que, dessa forma, seja possível encontrar buracos disponíveis na rede nos quais seja possível acomodar a nova demanda. No exemplo apresentado, a requisição original com tamanho de 4 *slots* foi dividida em duas outras menores, com larguras de 1 e 3 *slots*. Dessa maneira, a solicitação pode ser atendida por sua divisão e inserção em dois buracos vazios disponíveis no espectro da rede.

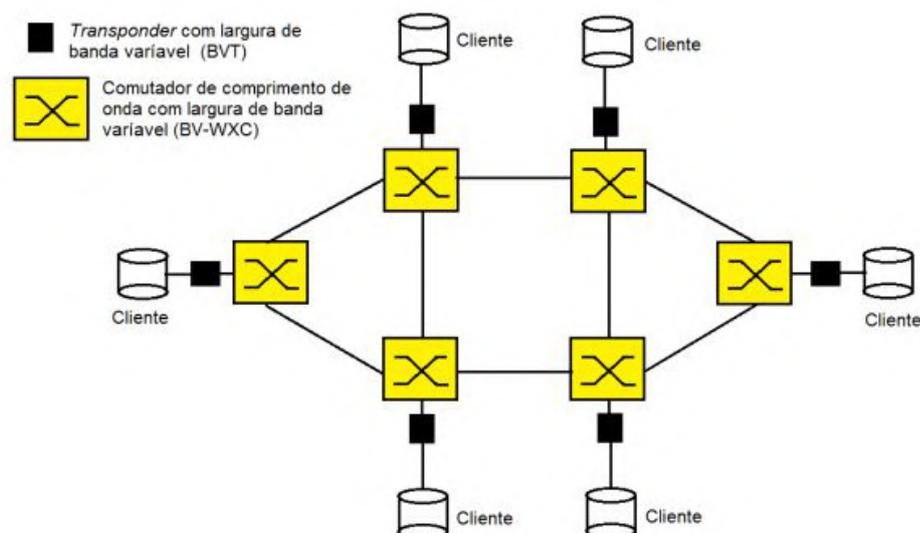
Considerando o roteamento, as partes resultantes do processo de divisão podem ser roteadas por meio da utilização de um caminho único (*Single Path Approach*, SPA) ou simultaneamente por meio de caminhos diferentes (*Multi Path Approach*, MPA) (ZHANG et al., 2017). O uso do SPA tem a vantagem de obter um processo de roteamento simplificado, com menores diferenças de atraso na recepção de sinais. O uso do MPA é capaz de obter melhores resultados com relação à diminuição na probabilidade de bloqueio das requisições, mas culmina

em roteamento e processamento de sinal mais complexos. No procedimento de divisão espectral são utilizados transponders conhecidos como transponders de largura de banda variável elásticos (SBVT, do inglês *Sliceable Bandwidth Variable Transponders*), capazes de formar subportadoras internas independentes entre si. Esses transponders formam a base para a utilização da técnica de SS e o seu funcionamento é detalhado na Seção 4.2.

4.2 SBVT: SLICEABLE BANDWIDTH VARIABLE TRANSPONDER

As redes ópticas elásticas são conhecidas por utilizar em sua arquitetura os transponders de largura de banda variável, conhecidos como BVT (do inglês, *Bandwidth-Variable Transponder*). Esse dispositivo permite o estabelecimento de caminhos ópticos com larguras espectrais flexíveis. Os BVT's são responsáveis por alocar espectro suficiente para acomodar cada demanda. Várias subportadoras OFDM podem ser usadas para formar um canal para transporte de dados. Esse canal tem seu tamanho alocado mediante o ajuste do número de subportadoras utilizadas. Dessa forma, os BVTs podem criar caminhos ópticos com largura de banda flexível permitindo seu melhor ajuste aos recursos ópticos disponíveis na rede e melhor adaptados aos requisitos da demanda (ZHANG et al., 2013a). A Figura 24 mostra a arquitetura de uma EON, a qual é composta principalmente de transponders com largura de banda variável (BVT, *Bandwidth Variable Transponder*) e comutadores de comprimento de onda de banda variável (BV-WXC, *Bandwidth Variable Wavelength Cross-Connect*), responsáveis por fazer a comutação em um nó de uma rede óptica, conectando fibras de entrada e saída.

Figura 24 – Arquitetura das redes ópticas elásticas (EON).

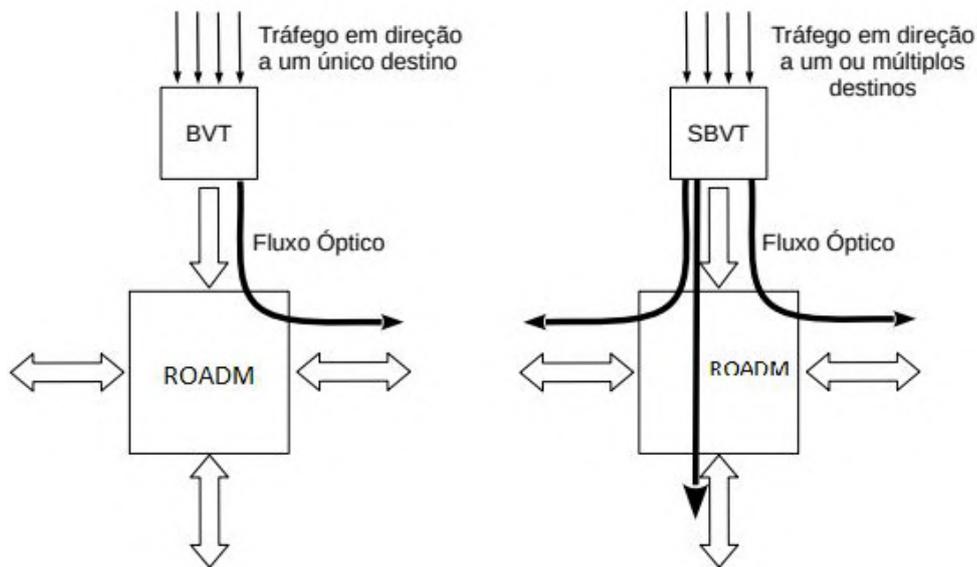


A aplicação da técnica de *Split Spectrum* considera a utilização de transponders conhecidos como SBVT (do inglês, *Sliceable Bandwidth Variable Transponders*). Esses transponders são capazes de formar subportadoras internas e independentes. Uma rede óptica que possui SBVT's habilitados para utilização é chamada SBVT-EON (ZHU et al., 2019). A colocação dos SBVT's na rede pode acontecer por meio do uso de duas tecnologias principais. A primeira utiliza vários

lasers para transmissão em um transponder, conhecido como *Multi Laser Sliceable Bandwidth Variable Transponder* (ML-SBVT). A segunda tecnologia trabalha com vários comprimentos de onda transmitindo em um único laser, que é conhecido como *Multi Wavelength Sliceable Bandwidth Variable Transponders* (MW-SBVT) (DALLAGLIO et al., 2015; SAMBO et al., 2014a). Para ambos os tipos de transponders, cada dispositivo pode ser separado internamente em vários subtransponders, e cada um deles pode estabelecer um caminho entre um par de nós de origem e de destino, desde que o espectro usado por esses caminhos não se sobreponha. Essa capacidade é conhecida como *sliceability*.

Um SBVT permite alocar sua capacidade em um ou vários fluxos ópticos que são transmitidos a um ou vários destinos. Portanto, quando um SBVT é usado para gerar um caminho óptico de baixa taxa de bits, a sua capacidade não utilizada pode ser explorada para a transmissão de outros fluxos de dados independentes. Um SBVT pode gerar múltiplos caminhos ópticos que podem ser flexivelmente associados com a demanda de tráfego que vem a partir das camadas superiores de acordo com as exigências das demandas. Por conseguinte, os caminhos ópticos podem ser agregados ou podem ser divididos em função das necessidades da demanda de tráfego. A Figura 25 mostra a distinção das funcionalidades dos BVTs e dos SBVT's.

Figura 25 – Funcionalidades do BVT e do SBVT. Adaptada de (COSTA, 2021)



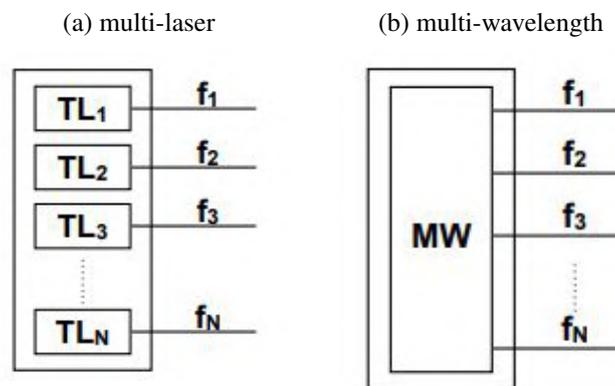
Um supercanal é definido como uma solução de alocação capaz de reduzir as bandas de guarda entre canais, o que leva à disposição de canais de comprimento de onda em grades flexíveis ou estrutura sem grade, em vez do espaçamento de comprimento de onda fixo convencional, tendo sido proposto para reduzir/remover as lacunas entre os portadores ópticos (SAIF et al., 2022).

A eficiência espectral de um supercanal é melhorada com a utilização de MW-SBVT's dado que, usando um único *laser*, as portadoras ópticas são intrinsecamente fechadas, fazendo portanto com que, dentro de um supercanal, as bandas de guarda entre operadoras possam ser significativamente reduzidas. Um transponder do tipo MW-SBVT tipicamente requer filtros

para extrair as portadoras geradas, sendo que essas são intrinsecamente contíguas no espectro e também possuem o mesmo espaçamento entre os canais (SAMBO et al., 2014b). Dessa forma, ao se estabelecer um novo caminho óptico usando um transponder do tipo MW-SBVT, o algoritmo de RSA aplicado deve considerar cuidadosamente o transponder a ser selecionado porque alguns deles, embora parcialmente disponíveis, podem ser incapazes de suportar algumas porções do espectro devido à limitação de sintonização intrínseca (a definição de onde será formada a primeira portadora limita a escolha para a formação das demais a uma faixa de espectro próxima à primeira portadora gerada). Por exemplo, se apenas uma portadora é usada em um MW-SBVT e alocada para uma parte do espectro, todas as outras portadoras geradas por este transponder estarão restritas a serem utilizadas dentro de uma determinada faixa de espectro em torno do espectro alocado para a primeira operadora alocada (as portadoras devem ser alocadas de forma contígua no espectro). (DALLAGLIO et al., 2015; SAMBO et al., 2014b).

Por outro lado, considerando a utilização de ML-SBVTs, a capacidade de fatiamento (*sliceability*) pode aumentar a utilização da rede (ou seja, reduzir a probabilidade de bloqueio alcançável pelo estabelecimento de caminhos ópticos). Os resultados demonstrados em (DALLAGLIO et al., 2014) mostram que o MW-SBVT provê benefícios em relação ao ML-SBVT apenas quando o cenário de fatiamento não é permitido.

Figura 26 – Exemplo de módulo gerador de subportadora no caso de (a) fonte multi-laser, (b) fonte multi-wavelength



Os SBVT's são em geral compostos por diversos módulos. No lado do transmissor, um primeiro módulo consiste em adicionar FEC (do inglês, *Forward Error Correction*) e adaptar os clientes de dados à camada óptica. Em seguida, uma matriz de comutação distribui os clientes codificados aos moduladores apropriados para a modulação da portadora óptica. O módulo gerador de subportadora gera N portadoras ópticas não moduladas (que são as subportadoras). No caso do ML-SBVT, o módulo gerador de subportadora consiste em uma matriz de *lasers* sintonizáveis (sendo um *laser* para cada subportadora) mostrado na Fig. 26a. Já no caso do MW-SBVT, este módulo consiste em uma fonte capaz de gerar múltiplos comprimentos de onda (fonte *multi-wavelength*), como mostrado na Fig. 26b.

Considerando-se agora a aplicação nas abordagens de roteamento discutidas, SPA ou MPA, uma vantagem de se utilizar o ML-SBVT é a liberdade de escolha entre as subportadoras,

uma vez que cada uma delas utiliza um *laser* diferente. No caso da utilização do MW-SBVT, o uso de um único *laser* cria a restrição adicional de que as subportadoras alocadas devem ser contíguas ou próximas umas das outras (o espaçamento entre as subportadoras é limitado a no máximo 50 GHz) (DALLAGLIO et al., 2015). No entanto, como já mencionado nessa seção, essa técnica apresenta a possibilidade de formar supercanais capazes de economizar largura de banda quando utilizados, em comparação com o ML-SBVT. No MPA, uma limitação a ser considerada é o atraso de chegada entre as partes da solicitação transmitida e a necessidade de um possível armazenamento prévio dessas solicitações.

Este trabalho considera a transmissão utilizando o transponder do tipo ML-SBVT, que oferece maior liberdade para alocar requisições no espectro da rede, uma vez que as partes resultantes do processo de SS podem ser alocadas em qualquer faixa de espectro dentro das rotas com o custo de se utilizar vários *lasers* para a formação das sub-bandas.

Considerando a camada de rede, o ML-SBVT é o tipo de transponder mais recomendado para uso na MPA, sendo o mais comumente usado em trabalhos que utilizam a técnica de *Split Spectrum* (SAMBO et al., 2014a; WANG et al., 2016; YUAN; SHEN, 2014).

Considerando a apresentação das heurísticas consideradas neste trabalho, suas implementações incluem as abordagens já mencionadas, sendo elas a SPA, que trata do roteamento e utilização do SS em uma única rota, e a abordagem MPA, que considera o roteamento e utilização do SS por mais de uma rota simultaneamente. Algumas das heurísticas são relacionadas apenas com a abordagem SPA e outras consideram uma abordagem conjunta com a utilização das etapas SPA e MPA. Nas seções 4.2.1 e 4.2.2 são discutidos os detalhes de implementação das abordagens SPA e MPA utilizadas nas heurísticas propostas neste trabalho.

4.2.1 *Split Spectrum* aplicado a um caminho único (SPA)

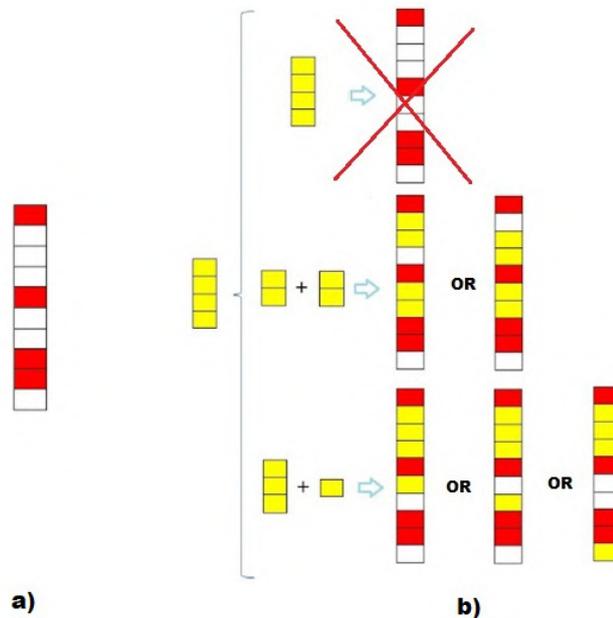
A utilização da técnica de SS permite um aumento nas possibilidades de alocação das requisições, uma vez que determinada demanda pode ser subdividida em várias demandas menores. Após o procedimento de divisão da requisição original por meio da heurística SS, as requisições resultantes da divisão necessitam ser alocadas na rede. Para isso é utilizado um algoritmo de alocação de espectro. Uma possível utilização da técnica de SS combinada com algum algoritmo de alocação pode ser feita com a simples divisão da requisição original em duas ou mais requisições menores e a posterior utilização do algoritmo de alocação, que é utilizado separadamente para cada parte da requisição dividida. Esse procedimento de utilização pode ser resumido nos seguintes passos:

- A requisição original pode ser dividida d vezes, fazendo com que a requisição original transforme-se em $d + 1$ requisições menores. Um algoritmo de alocação deve ser selecionado para a utilização em conjunto com a técnica de SS. As características do algoritmo de alocação escolhido devem ser levadas em consideração e possíveis adaptações podem ser necessárias.

- Após a divisão da requisição original com a utilização do SS, as partes resultantes do processo de divisão são alocadas separadamente, porém dentro de uma mesma rota. Caso seja considerada mais de uma rota como opção de roteamento, a rota alternativa pode ser utilizada, porém todas as partes da requisição dividida devem ser alocadas dentro da mesma rota.

O processo de SS pode ser exemplificado na Figura 27. A rota ilustrada na figura possui 10 *slots* e seu vetor de disponibilidade de *slots*, com buracos de tamanhos 3, 2 e 1, é mostrado na Figura 27 (a). Na Figura 27 (b) uma única requisição, em amarelo, que após o procedimento de modulação exigia quatro *slots*, deve ser inserida. Observa-se que a requisição pode ser inserida com tamanhos diferentes, assumindo as combinações 4 + 0, 3 + 1 e 2 + 2.

Figura 27 – Esquema da aplicação do SS. a) O espectro da rota utilizada. Slots já ocupados em vermelho b) a requisição (em amarelo) com cinco possibilidades de inserção na rota escolhida.



É mostrado no exemplo da Figura 27 que o processo de SS ajuda a melhorar o uso do espectro, já que algumas conexões ainda podem ser estabelecidas mesmo quando não há espectro vazio contíguo maior ou igual à largura espectral solicitada pela conexão em voga. Além disso, no espectro mostrado na Figura 27, considerando que o tráfego na rede não fornece demandas por *slots* com tamanho menor que 2 *slots*, o último *slot* do espectro mostrado na Figura 27, com tamanho de 1 *slot*, não pode ser usado. Esse fenômeno é conhecido como *deadlock* (WALDMAN et al., 2014). Utilizando a técnica de *Split Spectrum*, uma subdemanda com o tamanho do *deadlock* pode então ser alocada na rede.

Para a implementação dos passos descritos em uma heurística, na primeira iteração após a chegada da requisição, uma variável i é iniciada com o valor zero, e será incrementada para formar as diferentes possibilidades de divisão. Considerando S como sendo o tamanho original da requisição e considerando como exemplo que a requisição original pode ser dividida

em 2 outras menores, uma delas terá tamanho i e a outra $S - i$. O processo seguirá a ordem: $(0, S), (1, S - 1), (2, S - 2), (3, S - 3)$ até $(S - 1, 1)$. A alocação da requisição na forma $(0, S)$ representa a alocação no tamanho original, sem divisão. O exemplo mostrando as possíveis divisões a serem utilizadas na alocação considera apenas a possibilidade de uma única divisão na requisição original, transformando-a em 2 requisições menores. Caso opte-se por escolher uma quantidade de divisões $d = 2$, o procedimento será similar ao descrito nos passos anteriores, porém é considerada mais uma divisão na porção da requisição que sobrar após a realização da primeira divisão.

Considerando a implementação desses passos e para generalizar a descrição das heurísticas que são propostas neste trabalho, a etapa SPA da técnica de *Split Spectrum*, também chamada de abordagem SPA ou rotina SPA, é considerada como uma etapa interna da etapa MPA, que é descrita na seção seguinte (Seção 4.2.2). SPA é responsável pela alocação dentro de uma única rota, não tendo conhecimento da existência de outras rotas ou do funcionamento geral das heurísticas (o que se faz após o bloqueio ou alocação da requisição em questão). Dessa forma, SPA receberá as variáveis de entrada necessárias para a alocação de uma determinada requisição dentro de uma rota específica.

4.2.2 *Split Spectrum* aplicado a mais de um caminho simultaneamente (MPA)

Na abordagem que considera o roteamento e utilização do *Split Spectrum* por múltiplos caminhos, um primeiro passo a se considerar é a quantidade de caminhos simultâneos a serem considerados (quantidade de rotas alternativas).

Assim como é feito com a abordagem SPA, a abordagem por múltiplos caminhos, MPA, adota alguns passos em sua execução. A utilização de *buffers* ópticos pode ser adotada para mitigar os problemas no atraso e recebimento do sinal (UJJWAL; MAHALA; THANGARAJ, 2020) (SRIVASTAVA; SRIVASTAVA, 2006), porém sua utilização foge ao escopo deste trabalho. Os passos considerados na etapa MPA são descritos a seguir.

- É escolhida a quantidade de rotas alternativas consideradas como possibilidade de utilização no roteamento. A quantidade de rotas alternativas é definida como k ;
- É considerado um ordenamento inicial nas rotas definidas como alternativa de roteamento. O ordenamento inicial das rotas entre os pares de nó origem e destino considera a sequência da rota mais curta para a mais longa;
- Considerando o ordenamento das rotas e a quantidade de rotas alternativas consideradas na heurística, é dada prioridade à alocação nas primeiras rotas da sequência ordenada;
- A alocação da requisição na rota, inteira ou dividida, é feita com a utilização do algoritmo de alocação considerado em cada heurística. Nesse ponto é possível se considerar a alocação da requisição inteira ou dividida dentro de cada rota, ou de parte da requisição dentro de uma dada rota e outra parte em uma rota diferente.

Para se evitar os problemas com o atraso no recebimento das partes provenientes da requisição dividida, algumas limitações podem ser implementadas. Neste trabalho foi adotada a limitação de que a rota alternativa não pode ter mais de um *hop* de diferença para a rota principal. Caso os caminhos alternativos possuam mais de um *hop* de diferença para o caminho original eles não serão considerados na simulação. Essa limitação é imposta para minimizar os efeitos do atraso no recebimento dos sinais transmitidos por diferentes rotas, pois quanto maior a diferença entre os comprimentos das rotas consideradas, maior o atraso na transmissão. A limitação também reduz a necessidade de utilização de *buffers*.

Ao se considerar a possibilidade de utilização de SS na rede, um próximo passo é a determinação das formas de se dividir a requisição, encontrando também a melhor opção para alocá-la, considerando o espectro disponível na rede.

Tratando-se da implementação e para generalizar o entendimento das heurísticas que são propostas no decorrer da tese, a etapa MPA, também chamada abordagem MPA ou rotina MPA, é considerada como uma camada de controle das funcionalidades do procedimento heurístico. MPA é então responsável pelo recebimento dos dados gerais relativos ao funcionamento da heurística, como quantidade de rotas a serem alocadas, tipo de alocação de sub-banda, algoritmo de alocação de espectro entre outros. Com as informações relativas ao funcionamento da heurística em questão, sempre que deva ser testada a alocação de uma determinada requisição em uma rota, MPA enviará os dados necessários para essa alocação para a rotina SPA, que será a responsável por essa alocação na rota em questão.

De forma geral, os trabalhos referenciados e citados como inspiração para o desenvolvimento deste trabalho neste capítulo não consideram a possibilidade de tratar conjuntamente a perda de capacidade da rede e a alocação adequada da divisão espectral e das alocações individualizadas das sub-bandas geradas pelo processo de SS. As heurísticas propostas neste trabalho possuem o diferencial de considerar essas possibilidades e são discutidas no Capítulo 5.

4.3 TIPOS DE ALOCAÇÃO DE SUB-BANDA

Ao se considerar a utilização de *Split Spectrum* nas rotas, são propostos neste trabalho dois tipos de alocação de espectro, sendo eles a alocação do tipo contínua e exaustiva. Esses tipos de alocação variam a forma de interação da técnica de SS com a requisição analisada e a rota em questão.

4.3.1 Alocação de sub-banda do tipo exaustiva em uma única rota

Na alocação de sub-banda exaustiva, a requisição deve ser inteiramente alocada dentro de uma única rota. Se considera a aplicação da técnica de SS, que particiona a requisição original seguindo uma sequência para que todas as possibilidades de alocação da requisição em questão sejam testadas. A utilização de SS considera inclusive a rota inteira, sem ser particionada, durante os testes, seguindo, para uma determinada requisição com tamanho S , a sequência

$(S, 0), (S - 1, 1), (S - 2, 2), (S - 3, 3), \dots, (1, S - 1)$ em que $(S, 0)$ representa a alocação da requisição sem nenhum particionamento (a requisição é "particionada" em duas outras requisições menores, uma com tamanho S e outra com tamanho de 0 slots). Para a realização desse tipo de alocação, MPA enviará para SPA os dados relativos à alocação da requisição com tamanho S na rota r em questão. SPA então prossegue testando todas as possibilidades de divisão da requisição e a alocação na rota r . Durante a testagem das possibilidades de alocação da requisição, inteira ou particionada, SPA utiliza as informações recebidas de MPA referentes ao algoritmo de alocação de espectro a ser utilizado e a quantidade d de divisões permitidas na requisição original. Após a testagem, SPA retorna para MPA o resultado da alocação da requisição na rota r (slots utilizados, quantidade de divisões realizadas e desempenho da alocação com relação ao algoritmo de alocação de espectro utilizado). Cada algoritmo de alocação de espectro utilizado para a alocação a requisição dentro da rota pode considerar uma métrica específica para se avaliar o seu desempenho. Caso o algoritmo de alocação utilizado seja o MSCL o desempenho retornado para MPA é referente à alocação que proporcionou a menor perda de capacidade na rede. Caso o algoritmo seja o *First Fit*, a primeira possibilidade de alocação que conseguir alocar a requisição completamente dentro da rota r é retornada (outra métrica pode ser utilizada quando o algoritmo *First Fit* é utilizado, porém este trabalho considerou apenas a primeira alocação bem sucedida com a utilização do *First Fit*).

Caso alguma heurística considere a busca pela melhor forma de se alocar a requisição em k rotas distintas com a utilização da alocação exaustiva, MPA irá gerenciar a realização da alocação exaustiva em cada uma das k rotas (a rotina SPA exaustiva é utilizada k vezes, uma para cada rota), podendo também realizar a alocação do tipo contínua, que é descrita na próxima seção. De posse dos valores relativos à alocação em cada uma das rotas, MPA decide pela alocação que proporcionar o melhor desempenho com relação ao algoritmo de alocação de espectro utilizado. Caso a requisição não possa ser inserida completamente dentro da rota r , mesmo tendo sido particionada, SPA retorna para MPA informação de insucesso da alocação. Caso nenhuma das k rotas consiga alocar a requisição, MPA envia essa informação para o algoritmo referente à heurística utilizada e a requisição será bloqueada. Esse tipo de alocação é chamada alocação exaustiva em uma única rota por abordar os passos referentes à alocação exaustiva da requisição dentro de uma dada rota em questão (uma única rota r de cada vez).

4.3.2 Alocação do tipo contínua

Na alocação do tipo contínua, ao receber os dados referentes à alocação de uma requisição com tamanho S em uma determinada rota r , a etapa SPA tenta alocar a maior fração possível da requisição com tamanho S na rota em questão. A fração da requisição alocada na rota r deve conter seus slots contíguos, ou seja, formando um único bloco de slots. Por exemplo, caso uma requisição com tamanho de $S = 8$ slots seja testada em uma determinada rota r_1 com alocação contínua, SPA tenta primeiro a requisição dos 8 slots juntos, ou seja, sem particionar a requisição. Caso essa alocação não obtenha sucesso, SPA tenta a alocação de 7 slots, seguindo a tentativa de

alocação em r_1 até tentar alocar a quantidade de 1 *slot*. SPA retorna para MPA a quantidade de *slots* alocados (inclusive informando caso nenhum *slot* tenha sido alocado em r_1). De posse dessa informação, MPA envia a quantidade de *slots* que não puderam ser alocados em r_1 novamente para SPA, que tentará a alocação desses slots na próxima rota, r_2 , repetindo o processo anterior na tentativa de alocar a maior fração da requisição recebida para ser alocada com *slots* contíguos na rota r_2 . O procedimento segue até que todos os *slots* da requisição original tenham sido alocados ou até que não existam mais rotas para serem utilizadas, o que implicaria no bloqueio da requisição.

5 HEURÍSTICAS COM UTILIZAÇÃO DE *SPLIT SPECTRUM*

O Capítulo 4 discutiu as possibilidades de utilização da técnica de *Split Spectrum* juntamente com a alocação de espectro e um roteamento por meio de uma ou mais rotas de forma simultânea. Este capítulo trata da descrição das heurísticas propostas e apresentação dos resultados obtidos com a utilização dessa técnica.

Como discutido na Seção 4.2.1, a utilização da técnica de SS permite um aumento nas possibilidades de alocação das requisições, permitindo que determinada demanda possa ser subdividida em outras demandas menores, evitando assim o bloqueio quando não há disponibilidade de *slots*. Ao se discutir a escolha do algoritmo de alocação a ser utilizado em conjunto com a técnica de SS, o MSCL, discutido na Seção 2.3, destaca-se por ser um algoritmo de alocação que propõe o cálculo da perda de capacidade na determinação do melhor conjunto de *slots* para atender a requisição, fato que pode ser explorado na escolha da forma de divisão de uma requisição e na escolha do buraco em que a requisição será alocada, bem como no grupo de *slots* que será escolhido dentro do buraco para ser realizada a alocação. Nesse ponto é importante se destacar que as heurísticas discutidas no Cap. 3, que tratam sobre otimização dos algoritmos de alocação de espectro, foram desenvolvidas simultaneamente com as apresentadas neste capítulo, portanto, optou-se pela utilização dos algoritmos de alocação originais na combinação com a técnica de divisão espectral. Para cada parte da requisição dividida, é calculada a perda de capacidade ao se alocar a requisição nas possibilidades de buracos do vetor de disponibilidade de *slots* (vetor com os grupos de *slots* disponíveis para a alocação na rota). A perda de capacidade combinada é calculada através da soma das perdas de capacidade individuais de cada parte dividida.

Considera-se a utilização das formas de alocação discutidas nas Seções 4.3.1 e 4.3.2 quando se trata da alocação das partes provenientes da requisição dividida: a alocação de subbanda na forma contínua ou a alocação exaustiva em uma única rota. Esses tipos de alocação são gerenciados pela etapa MPA mas executados pela rotina SPA, discutidas nas Seções 5.2 e 5.1, respectivamente. A alocação contínua evita o aumento demasiado no tempo de simulação, ao mesmo tempo em que dá prioridade ao ordenamento definido para as rotas alternativas. A alocação exaustiva, por sua vez, possui um custo computacional maior quando comparada à forma de alocação contínua, porém é capaz de reduzir ainda mais a probabilidade de bloqueio na rede, uma vez que possui maior liberdade para escolher a forma de divisão, a rota e o buraco que trazem maior benefício quando considerados na alocação de espectro. Na alocação exaustiva existe a possibilidade de calcular a melhor forma de divisão e os melhores *slots* para a alocação das partes da requisição em uma ou mais rotas, bem como, dependendo da heurística, adotar algum critério de parada antes do término da simulação de todas as possibilidades de divisão. A princípio, o algoritmo permite o cálculo da melhor forma de divisão para cada uma das k rotas dadas como opções de roteamento, permitindo a comparação dos resultados obtidos para cada uma das rotas e, conseqüentemente, a escolha da rota, forma de divisão e conjunto de *slots*

que proporcionarem o melhor desempenho relativo à alocação dentre as k rotas. Já a forma de alocação contínua surge como uma alternativa de alocação em que a requisição original é dividida entre rotas distintas, sendo que cada rota recebe uma única fração da requisição. Esse procedimento é mais simples quando comparado à alocação exaustiva, não testando todas as possibilidades de alocação possíveis, porém tem um custo computacional menor. É possível combinar as duas formas de alocação, tentando primeiramente a alocação exaustiva em uma rota e, em caso de insucesso, tentando a alocação da parcela não alocada de forma contínua nas demais rotas. Também é possível fazer alocação contínua em uma rota (r_1), levando o restante dos *slots* para serem alocados em outra rota (r_2) e fazer a alocação exaustiva com o restante da requisição a ser alocada em r_2 .

Este capítulo aborda a utilização da técnica de divisão espectral em redes ópticas elásticas, analisando as possibilidades de adaptação de algoritmos de alocação de espectro para a utilização conjunta com a técnica apresentada. Também é considerado o desempenho e as limitações da aplicação da técnica de *Split Spectrum* por um ou mais rotas alternativas, bem como as formas de divisão da requisição original e a possibilidade de utilização de algoritmos de otimização para aprimorar o desempenho da utilização dos recursos quando alocados em determinada rede. Ao longo do capítulo são apresentadas diversas heurísticas que propõem um equilíbrio entre desempenho com relação à redução na probabilidade de bloqueio obtida e o custo computacional envolvido no procedimento.

5.1 HEURÍSTICAS COM ROTEAMENTO ATRAVÉS DE UMA ÚNICA ROTA (HEURÍSTICAS COM SPA)

A alocação do tipo SPA, descrita na Seção 4.2.1, é agora combinada com algum algoritmo de alocação para o desenvolvimento das heurísticas propostas neste trabalho. Ao se aplicar os passos descritos na Seção 4.2.1, combinando-se o algoritmo MSCL com a técnica de SS através de uma única rota, adota-se o seguinte procedimento:

- A etapa SPA, quando utilizada com alocação contínua, tenta a alocação da maior fração da requisição original possível de ser alocada na rota em questão. A porção que não for alocada será enviada para que seja tentada a sua alocação em outra rota. Quando utilizada com alocação exaustiva, SPA divide a requisição original d vezes, fazendo com que a requisição original transforme-se em $d + 1$ requisições menores. Os algoritmos de alocação utilizados nas simulações foram o *First Fit* e o MSCL. Caso o algoritmo escolhido para alocar as demandas na rede seja o *First Fit*, a primeira forma de divisão da requisição original que possibilitar a alocação de toda a requisição na rede será escolhida. Caso o algoritmo de alocação escolhido seja o MSCL, avaliam-se todas as possibilidades de divisão para a requisição original. A análise acontece inicialmente avaliando a alocação da requisição com seu tamanho original, ou seja, fazendo $d = 0$ (nenhuma divisão é feita na requisição original), e continua com a divisão da demanda até que todas as possibilidades

sejam percorridas. Tal procedimento fornece mais opções de alocação e permite explorar com mais eficiência os buracos presentes na rede. É importante destacar que, considerando a abordagem SPA, quando se trata de testar todas as possibilidades de alocação na forma de alocação do tipo exaustiva, considera-se todas as possibilidades de alocação apenas na rota em questão, já que a etapa SPA considera a possibilidade de roteamento por meio de uma única rota. Para se testar as possibilidades de alocação em outras rotas, a etapa MPA deve ser utilizada, como é descrito na Seção 5.2.

- A partir do cálculo da perda de capacidade, para o caso da alocação utilizando o algoritmo MSCL, é escolhida a melhor porção espectral na rede para atender a requisição, escolhendo-se os tamanhos de subdemandas e posições espectrais que fornecem a menor perda de capacidade combinada na rede. Dentro do buraco escolhido, a requisição é alocada no grupo de *slots* que ocasionar a menor perda de capacidade total na rede.
- Caso o algoritmo de alocação escolhido seja o FF ou algum outro que não faça análise do estado da rede ou de perda de capacidade de alocação, as etapas dos itens anteriores serão simplificadas retirando-se toda a parte de escolha de buracos e de menor perda de capacidade, alocando a requisição inteira ou dividida na primeira porção do espectro que tiver recurso suficiente para atender a demanda seguindo a mesma ordem de divisão abordada anteriormente, ou adotando algum outro critério específico do algoritmo de alocação utilizado.

A implementação das heurísticas com a abordagem SPA segue o procedimento de divisão das requisições proposto na Seção 4.2.1. Após a chegada da requisição, uma variável i é iniciada com o valor zero, e é utilizada para formar as diferentes possibilidades de divisão. O tamanho original da requisição é dado pela variável S . Considerando uma única divisão na requisição original, o cálculo da perda de capacidade através do algoritmo MSCL é feito para todas as opções de tamanhos, incluindo a divisão da requisição na forma $(0, S)$, que representa a alocação no tamanho original, sem divisão, seguindo até a divisão $(S - 1, 1)$. O procedimento é feito considerando a repetição das subdivisões de tamanhos $(1, S - 1)$ e $(S - 1, 1)$, que representam os mesmos tamanhos para as subdemandas, para que seja possível analisar as possíveis diferenças que podem ocorrer ao se alocar primeiro a maior ou a menor parte da requisição. Com o processo de divisão percorrendo todas as possibilidades de alocação das requisições, incluindo as que possuem tamanhos repetidos para as subdemandas, porém com ordem de alocação trocadas, garante-se a análise da perda de capacidade para todas as opções possíveis.

5.2 HEURÍSTICAS COM ROTEAMENTO POR MÚLTIPLAS ROTAS (HEURÍSTICAS COM ABORDAGEM MPA)

A abordagem com roteamento por múltiplos caminhos (nesse texto a palavra caminho é utilizada com o mesmo sentido de rota), descrita na Seção 4.2.2, é também combinada com algoritmos de alocação de espectro para o desenvolvimento das heurísticas. É importante se destacar que a etapa MPA funciona como uma etapa de controle da SPA. Portanto, o algoritmo de alocação de espectro que é informado na etapa MPA será repassado para a etapa SPA, para que seja aplicado nas rotas a serem testadas. Um primeiro passo a ser considerado é a escolha da quantidade de caminhos alternativos a serem considerados, sendo representado pela variável k . Para se evitar o aumento demasiado da complexidade computacional das heurísticas apresentadas neste trabalho, bem como para se minimizar os possíveis problemas decorrentes do atraso na recepção do sinal, a quantidade máxima de rotas alternativas consideradas nas heurísticas deste trabalho será $k = 3$.

É importante mais uma vez destacar que, neste trabalho, as abordagens MPA e SPA são complementares, uma vez que na maioria das heurísticas propostas procura-se dar prioridade à alocação em uma única rota, para se evitar os conhecidos problemas com o atraso e a complexidade na recepção do sinal dividido proveniente de diferentes rotas. Os passos considerados na etapa MPA são descritos a seguir.

- Define-se a quantidade de rotas alternativas k que serão consideradas como possibilidade de utilização no roteamento;
- Ordenam-se as k rotas alternativas seguindo algum critério preestabelecido;
- Escolhe-se o algoritmo de alocação de espectro que será utilizado nas simulações;
- Considerando o ordenamento que foi definido, é dada prioridade à alocação nas primeiras rotas da sequência ordenada;
- A alocação da requisição na rota, de responsabilidade da etapa SPA, é feita com o uso do algoritmo de alocação considerado na heurística (a etapa SPA funciona como uma etapa interna). Dessa forma, caso alguma heurística proponha calcular a melhor forma de divisão e alocação da requisição seguindo uma alocação exaustiva em k rotas, a etapa SPA é responsável pela alocação e cálculo da melhor forma de divisão e alocação em cada rota individualmente, sendo que a etapa MPA fica responsável pelo agrupamento e comparação dos valores referentes à alocação de cada rota;
- É definido o tipo de alocação de sub-banda que será utilizado. Dois são os tipos propostos neste trabalho: a alocação de sub-banda de forma contínua e exaustiva por uma única rota, que foram definidas nas Seções 4.3.2 e 4.3.1 respectivamente;

Da mesma forma como foi feito para a abordagem SPA, ao se considerar a possibilidade de utilização de SS na rede, o próximo passo é a determinação da melhor maneira de se dividir a requisição, encontrando também a melhor opção para alocá-la, considerando o espectro disponível na rede.

5.3 GENERALIZANDO A UTILIZAÇÃO DA TÉCNICA DE *SPLIT SPECTRUM*

Como apresentado nas Seções 5.1 e 5.2, as heurísticas propostas neste trabalho consideram a utilização das abordagens de alocação exaustiva, contínua ou ambas (considerando primeiro a tentativa de alocação com um dos tipos de alocação em uma dada rota e, em caso de não conseguir alocar a requisição por completo dentro dessa rota, tentando a outra forma de alocação). Dessa forma, será apresentada nesta seção uma estrutura capaz de generalizar a utilização dessas heurísticas, definindo os possíveis passos que cada uma delas pode utilizar. É importante se destacar que a estrutura apresentada utiliza os passos descritos anteriormente nas Seções 4.2.1 e 4.2.2, bem como nas Seções 5.1 e 5.2, para a alocação em uma única rota ou em múltiplas rotas. Para cada heurística apresentada definem-se os seguintes parâmetros:

- método de roteamento, considerando as abordagens SPA ou MPA;
- quantidade k de rotas alternativas a serem consideradas no processo de roteamento;
- ordenamento das k rotas escolhidas;
- quantidade d de divisões permitidas na requisição original. Lembrando que d divisões na requisição original resultam em $d + 1$ sub-bandas que devem ser alocadas.
- utilização da alocação de sub-banda pela forma do tipo contínua ou exaustiva;
- escolha do algoritmo de alocação de espectro a ser utilizado.

Os pseudocódigos mostrados nos Algoritmos 3, 4, e 5 generalizam as heurísticas que usam SS e que são propostas neste trabalho. As rotinas MPA e SPA são complementares, com a rotina SPA recebendo informações de MPA para a alocação em uma determinada rota e retornando o resultado dessa alocação para MPA. A rotina MPA, descrita no Algoritmo 3, é responsável por gerenciar as rotas dadas como alternativas na recepção da requisição, a quantidade total de divisões realizadas, bem como definir o tipo de alocação, se contínua ou exaustiva, funcionando dessa forma como uma camada de controle relativa à rotina SPA. Se $k = 1$, a rotina resume-se à etapa SPA. Caso a alocação escolhida seja contínua, a rotina MPA recebe a informação da fração da requisição original que foi alocada na primeira rota da sequência, r_1 , repassando a informação da fração da requisição que falta ser alocada para a etapa SPA tentar a alocação na próxima rota da sequência, se existir. Se a alocação for exaustiva, MPA receberá a informação sobre os *slots* que forneceram o melhor desempenho de alocação em

Algorithm 3 Etapa MPA de roteamento e alocação de espectro utilizando Split Spectrum

```

1: Estabelece a quantidade  $k$  de caminhos a serem utilizados, de divisões  $d$  permitidas e o tipo de
   alocação de sub-banda (contínua ou exaustiva).
2: Para uma requisição com tamanho  $i$ , encontra  $k$  caminhos mais curtos entre o par de nós  $(s, d)$ ;
3: Ordena as  $k$  rotas encontradas pelo critério adotado;
4: Inicializa o custo das alocações exaustiva e contínua como sendo  $AllocMin = \infty$ ;
5: if (Alocação exaustiva) then
6:   for ( $r = 0, r < k, r ++$ ) do
7:     Envia para SPA as informações sobre  $d, i$  e tipo de alocação das sub-bandas;
8:     if (alocação exaustiva concluída) then ▷ informação recebida de SPA
9:       Recebe  $Alloc_r$  ▷ Custo da alocação em  $r$ 
10:      if  $Alloc_r < AllocMin$  then
11:         $AllocMin = Alloc_r$ ; ▷ Atualiza o valor do menor custo de alocação encontrado
12:        Recebe de SPA a informação sobre  $der$  e conjunto de slots utilizados;
13:      end if
14:    end if
15:  end for
16:  if ( $AllocMin \neq \infty$ ) then ▷ Alocação exaustiva com êxito
17:    Return (slots utilizados na alocação);
18:  else
19:    Bloqueia a requisição;
20:  end if
21: end if
22: if (Alocação contínua) then
23:   for ( $r = 0, r < k, r ++$ ) do
24:     Envia para SPA os parâmetros para alocação contínua em  $r$ ;
25:     Recebe  $Alloc_r$  ▷ Custo da alocação da maior fração possível da requisição em  $r$ 
26:     if  $Alloc_r < \infty$  then
27:       Recebe  $dcr$  e  $icr$ ; ▷ divisões realizadas e slots escolhidos pela alocação contínua em  $r$ .
28:        $d = d - dcr$ ;
29:        $i = i - icr$ ;
30:     end if
31:   end for
32:   if ( $i = 0$ ) then ▷ todos os slots foram alocados pela alocação contínua
33:     Return (Quantidade de divisões realizadas e os slots utilizados em cada rota  $r$ );
34:   else
35:     Bloqueia a requisição;
36:   end if
37: end if

```

cada rota. Ao final da simulação, MPA tem a informação sobre as rotas que foram utilizadas, bem como os *slots* em que foram alocadas as partes da requisição.

As variáveis utilizadas no Algoritmo 3 são as seguintes:

- k é a quantidade de caminhos possíveis de serem utilizados;
- d é a quantidade total de divisões permitidas na requisição original;
- i é o tamanho da requisição;
- r é a rota em análise;
- $Alloc_r$ é o custo da alocação da requisição na rota r ;
- $AllocMin$ é o menor valor encontrado para a alocação em questão. Para o caso do uso do MSCL como algoritmo de alocação de espectro, o custo é definido pela perda de capacidade de alocação;
- der é a quantidade de divisões realizadas na rota r quando utilizada a alocação exaustiva.
- dcr e icr são as divisões realizadas e os *slots* alocados na rota r , quando a alocação contínua é utilizada.

O Algoritmo 4 mostrado representa de forma genérica a combinação da técnica de SS combinada com um algoritmo de alocação de espectro, mostrando as etapas de utilização das alocações do tipo contínua e exaustiva e as rotinas SPA e MPA. No caso desse algoritmo especificamente o algoritmo de alocação utilizado é o MSCL.

A rotina SPA, descrita no Algoritmo 5, é responsável pela alocação da requisição dentro de uma determinada rota. Ela recebe informação de MPA sobre a requisição de entrada que deve ser alocada dentro da rota e do tipo de alocação que deve realizar, se contínua ou exaustiva, bem como do algoritmo de alocação de espectro que deve ser aplicado. Caso a alocação seja contínua, SPA tenta alocar a maior porção de *slots* da requisição na rota em questão (maior bloco de *slots* contíguos), repassando para MPA a informação dos *slots* utilizados e da fração da requisição que não conseguiu alocar na rota.

Definidos os parâmetros k e d , bem como o algoritmo de alocação a ser utilizado e da forma de alocação (contínua ou exaustiva), são propostas heurísticas cuja intenção é identificar condições adequadas para a utilização dos recursos disponíveis na rede.

Após a definição dos parâmetros, cada heurística pode conter duas etapas em sua implementação. A primeira etapa consiste na utilização da abordagem MPA, que fica responsável por armazenar as informações recebidas por meio dos parâmetros de entrada. MPA tem acesso à quantidade k de rotas que podem ser utilizadas e à quantidade total de divisões d permitidas. Após a alocação em cada rota r , MPA será atualizada com as informações referentes à alocação, como os *slots* utilizados para a alocação em r , a quantidade de divisões realizadas e, em caso de alocação contínua, o tamanho do bloco de *slots* que foi alocado na rota r . De posse dessas

Algorithm 4 Algoritmo de roteamento e atribuição de espectro geral usado na combinação da técnica de SS com o algoritmo MSCL

```

1: Define a quantidade  $k$  de caminhos alternativos a serem utilizados.
2: Para uma determinada requisição de entrada com tamanho de  $i$  slots, encontra os  $k$  caminhos
   mais curtos entre o par de nós de origem e destino  $(s, d)$ 
3: Ordena as  $k$  rotas encontradas pelo critério adotado;
4: Define a quantidade  $d$  de divisões permitidas na requisição original
5: Define o tipo de alocação, contínua ou exaustiva
6: Atualiza a rotina MPA com todos os parâmetros de entrada recebidos;
7: for ( $r = 0, r < k, r++$ ) do
8:   MPA envia para SPA a informação da rota  $r$  que será utilizada para a alocação, o tamanho
   da requisição, o tipo de alocação (contínua ou exaustiva) a ser utilizada durante a tentativa
   de alocação da requisição e a quantidade de divisões  $d$  que podem ser realizadas;
9:   Utiliza a rotina da abordagem SPA dentro da rota  $r$ ;   ▷ A informação sobre o tipo de
   alocação a ser realizada está implícita dentro de SPA
10:  Recebe de MPA a quantidade  $d$  de divisões que ainda podem ser realizadas;
11:  reserva o range espectral de slots para a alocação da requisição;
12:  Repassa para MPA a quantidade de divisões  $d'$  realizadas;   ▷ Caso outra rota seja
   utilizada ela só poderá utilizar uma quantidade  $(d - d')$  de divisões, independente da forma
   de alocação
13:   $d = (d - d')$ ;
14:  if ( $d = 0$ ) then
15:    break;
16:  end if
17: end for
18: if (encontrou buracos suficientes para alocar a requisição nas  $k$  rotas) then
19:   Return (rotas utilizadas e conjunto de slots utilizados em cada rota);
20: else
21:   Bloqueia a requisição;
22: end if

```

informações MPA dá prosseguimento ao processo com base na heurística de alocação de espectro utilizada.

A próxima etapa da implementação consiste justamente na utilização da abordagem SPA para a alocação dentro de cada rota selecionada. SPA recebe as informações sobre a rota r na qual deve ser tentada a alocação, o tipo de alocação a ser utilizado e a quantidade de divisões permitidas durante o processo (linhas 1 e 2 do Algoritmo 5). No final da alocação em r , SPA retorna para MPA as informações sobre o sucesso ou não da alocação, os *slots* utilizados, a quantidade de divisões realizadas e o melhor desempenho da alocação realizada com base no algoritmo de alocação utilizado (caso o MSCL seja o algoritmo, SPA envia para MPA a alocação que proporcionou a menor perda de capacidade na rede. Caso o algoritmo seja o *First Fit*, SPA retorna o primeiro conjunto de *slots* que foi capaz de alocar a requisição em questão). Com essas informações repassadas por SPA (linhas 5 a 7 ou linha 13), a rotina MPA é capaz de gerenciar a alocação na próxima rota, repassando informações como a quantidade de divisões que ainda podem ser realizadas e a quantidade de *slots* que ainda faltam ser alocados. Dessa forma tem-se

Algorithm 5 Etapa SPA de roteamento e alocação de espectro usando Split Spectrum

```

1: Recebe informação sobre o tamanho  $n$  da requisição a ser alocada, a rota  $r$  a ser utilizada, o
   tipo de alocação das sub-bandas (contínua ou exaustiva) e, no caso de alocação exaustiva, a
   quantidade  $d$  de divisões permitidas;
2: Recebe informação sobre o algoritmo de alocação de espectro a ser utilizado na rota;
3: if (Alocação exaustiva) then
4:   Testa todas as possibilidades de alocação da requisição, seja ela inteira ou dividida,
   utilizando o algoritmo de alocação de espectro definido;
5:   if (encontrou buracos suficientes para alocar todos os  $n$  slots da requisição na rota  $r$ ) then
6:     Return(slots utilizados que proporcionaram o melhor desempenho na alocação da
   requisição, juntamente com a quantidade  $d1$  de divisões realizadas durante o processo e o
   custo da alocação); ▷ Alocação exaustiva concluída em  $r$ 
7:   end if
8:   return  $\infty$ ; ▷ não conseguiu alocar a requisição completa em  $r$ 
9: end if
10: if (Alocação contínua) then
11:   Seleciona a maior porção possível de ser alocada na rota  $r$  com os slots contíguos;
12:   Return (para MPA o tamanho  $n1$  da porção alocada e os slots que proporcionaram o
   melhor desempenho com relação ao algoritmo de alocação de espectro utilizado); ▷  $n1$  pode
   ter tamanho 0, o que é equivalente a dizer que nenhum slot foi alocado em  $r$ 
13: end if

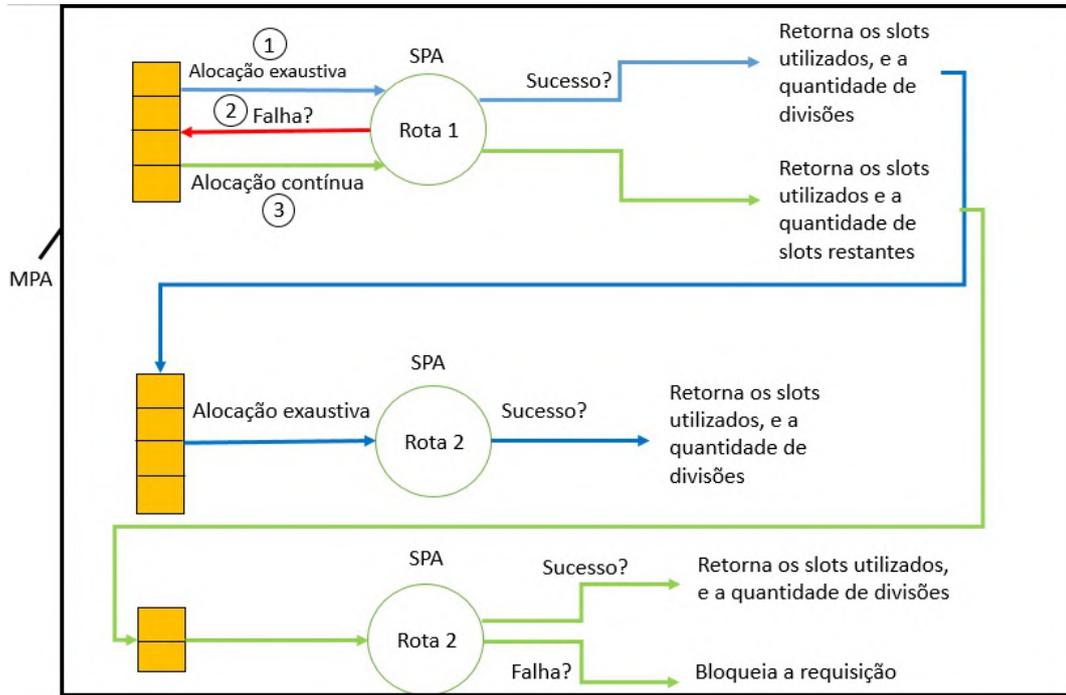
```

o seguinte procedimento:

- A rotina MPA funciona como uma camada de controle, dividindo a requisição original entre as rotas selecionadas como alternativas, recebendo e repassando as informações referentes à alocação nas rotas para SPA. A alocação seguirá a sequência de rotas melhores colocadas no ordenamento realizado previamente, seguindo algum critério estabelecido.
- A etapa SPA é responsável pela alocação interna dentro de uma dada rota. Dessa forma, ao se tentar alocar a requisição original na primeira rota da sequência, a etapa SPA é a responsável pelas tentativas de alocação da requisição inteira ou dividida dentro da rota.
- Caso a requisição não consiga ser alocada inteiramente na primeira rota da seqência (r_1) e com base na heurística utilizada, MPA informa SPA sobre o próximo passo a ser tentado, MPA pode repassar para SPA as variáveis para a realização da alocação exaustiva em outra rota, ou pode solicitar que SPA realize a alocação contínua ainda na primeira rota do ordenamento (rota r_1). Nesse caso SPA é responsável por alocar a maior parte possível da requisição original na rota r_1 . Seguindo a alocação dessa parte realizada pela rotina SPA, a etapa MPA é acionada para levar o restante da requisição que não foi capaz de ser alocada em r_1 para as outras rotas alternativas.

A Figura 28 exemplifica um cenário de alocação utilizando a técnica de SS e as alocações exaustiva e contínua.

Figura 28 – Esquema exemplificando a alocação de uma requisição utilizando a técnica de *Split Spectrum* com uma combinação das alocações contínua e exaustiva.



O exemplo da Figura 28 mostra a chegada de uma requisição originalmente com tamanho de 4 *slots*. A rotina MPA irá gerenciar a alocação da requisição em questão, mostrada na figura, tendo a possibilidade de se utilizar até 2 rotas, a Rota 1 (r_1) e a Rota 2 (r_2) no roteamento da solicitação. No exemplo mostrado, a rotina MPA define que o primeiro passo consiste na utilização da alocação exaustiva em r_1 , definido pelo passo com o número 1 circulado na figura. Dessa forma, a alocação exaustiva segue o caminho traçado em azul na figura. A alocação exaustiva em r_1 é realizada pela rotina SPA, que recebe as informações sobre o algoritmo de espectro a ser utilizado, bem como a quantidade de divisões permitidas. Caso a alocação exaustiva em r_1 seja bem sucedida (conseguiu alocar toda a requisição na rota r_1 , seja inteira ou particionada), a rotina SPA irá retornar os *slots* utilizados na alocação da requisição a quantidade de divisões realizadas. No exemplo, MPA define que a requisição original seja testada na próxima rota, r_2 . Dessa forma, mesmo que a alocação da requisição em r_1 seja bem sucedida, MPA aciona a rotina SPA para testar também a alocação em r_2 , seguindo o caminho em azul da alocação exaustiva após a alocação bem sucedida em r_1 . Caso a alocação em r_2 seja bem sucedida, a rotina SPA realizada nessa rota retorna os *slots* utilizados na alocação da requisição e a quantidade de divisões realizadas. De posse das informações relativas às duas rotas utilizadas, MPA define qual a melhor opção para alocar a requisição (segundo o critério adotado pelo algoritmo de alocação de espectro. Caso esse algoritmo seja o MSCL, a melhor opção para a alocação é a que retorna a menor perda de capacidade. Caso o algoritmo seja o *First Fit*, algum outro critério pode ser adotado, como optar por utilizar a alocação que utilizou os *slots* de menor índice na rota, por exemplo). Considerando o exemplo, caso o passo 1 não consiga alocar a requisição seguindo a alocação exaustiva em r_1 , o próximo passo, (passo 2 na figura, definido como falha e seguindo o

caminho mostrado em vermelho na figura) é voltar à requisição original para realizar a alocação contínua. Destaca-se que a decisão de voltar à requisição original para se tentar a alocação contínua trata-se de um exemplo mostrado na figura, outras decisões poderiam ser tomadas após a falha na alocação em r_1 (MPA poderia, por exemplo, definir que seria testada a alocação exaustiva em r_2). O passo 3 é seguir a alocação contínua, alocando a maior fração possível na rota r_1 . A etapa SPA é também responsável por essa alocação, que é mostrada seguindo o caminho mostrado na cor verde na figura. O exemplo considera que a rota r_1 foi capaz de alocar 2 *slots* da requisição original, restando outros 2 para serem roteados pela próxima rota. SPA retorna para MPA a informação sobre os *slots* utilizados na alocação da fração da requisição em r_1 e dos que sobraram para serem transmitidos pela próxima rota. MPA então segue o caminho na cor verde enviando essa informação para SPA tentar a alocação contínua agora na rota r_2 . Caso a alocação dos 2 *slots* restantes em r_2 seja bem sucedida, MPA recebe a alocação dos *slots* utilizados, caso não seja bem sucedida, já que não existem outras rotas como alternativas, a requisição é bloqueada. É importante destacar que a Figura 28 representa apenas um exemplo de aplicação das técnicas de SS combinadas com os tipos de alocação apresentados. As heurísticas implementadas podem seguir outros passos durante a alocação da requisição, inclusive não adotando um dos tipos de alocação existentes (a alocação contínua ou a exaustiva).

A Seção 5.4 trata da descrição das heurísticas que consideram a utilização da técnica de *Split Spectrum* propostas neste trabalho.

5.4 DESCRIÇÃO DAS HEURÍSTICAS

A seguir são apresentadas heurísticas que utilizam a técnica de *Split Spectrum* associada com o algoritmo de alocação de espectro MSCL na aplicação com abordagem SPA (LIRA; ALMEIDA; MARTINS-FILHO, 2017), (LIRA; CHAVES; JR, 2020).

5.4.1 Heurísticas com SPA

Nesta seção são descritas as heurísticas desenvolvidas com a utilização das técnicas de *Split Spectrum* apresentadas.

5.4.1.1 FF+SS e MSCL+SS

No trabalho publicado em (LIRA; ALMEIDA; MARTINS-FILHO, 2017) foi considerada a aplicação da técnica de SS para alocação de espectro, juntamente com o MSCL no roteamento através de uma única rota. Nesse caso, pode-se reduzir o impacto da restrição imposta pelo atraso na chegada das partes da requisição no nó de destino, uma vez que as partes do processo de divisão trafegam pela mesma rota (ZHANG et al., 2010; WANG et al., 2016).

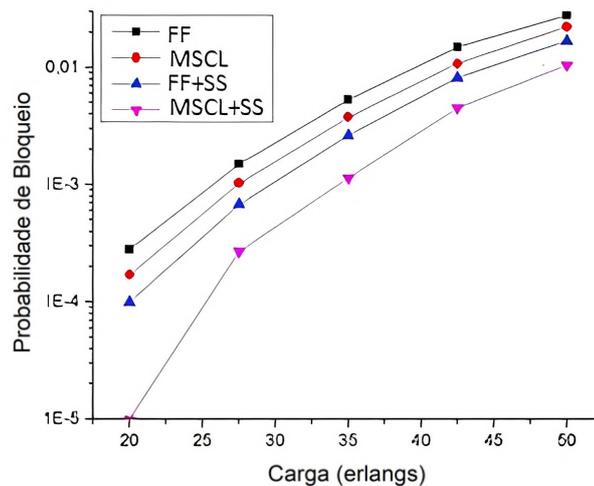
Para a implementação dessa heurística, foram escolhidos como parâmetros de entrada $d = 1$ e $k = 1$, ou seja, permite-se apenas uma divisão na requisição original, transformando-a em duas outras menores e apenas uma rota a ser considerada para o roteamento. Nesse caso não

se considera a utilização da alocação do tipo contínua para essa heurística pois só existe uma rota como opção de roteamento.

Com o objetivo de avaliar o desempenho da heurística apresentada, foram realizadas simulações e os resultados foram comparados para as heurísticas com e sem a utilização de SS. Os testes foram feitos com os algoritmos MSCL e *First Fit*. Para as simulações, foram utilizadas as topologias NSFNet, com 14 nós e 42 enlaces, e a topologia Finland com 12 nós e 38 enlaces. Foram consideradas simulações com 64 e 128 *slots* por enlace na rede. Para cada simulação, foram utilizadas 10^6 requisições, sendo o processo de chegada Poissoniano e a duração das requisições exponencialmente distribuída. Foi considerado um tráfego com requisições assumindo larguras de banda variando uniformemente entre 2 e 10 *slots*. Os pares de nós origem e destino foram escolhidos de forma aleatória e com igual probabilidade.

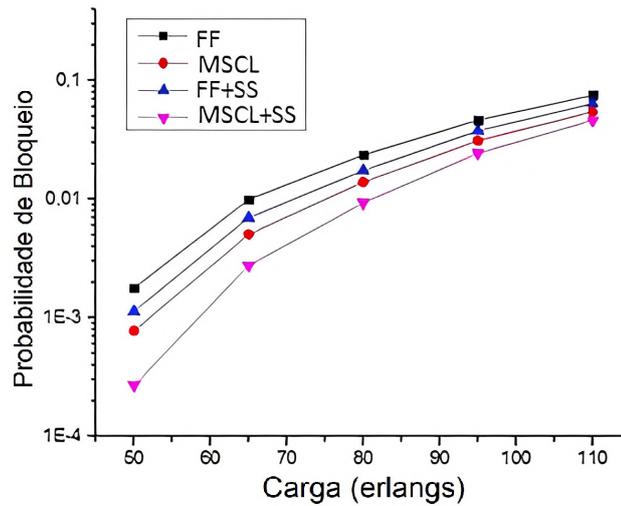
A combinação da técnica de SS segue os mesmos passos descritos anteriormente na Seção 4.2.1, seguindo a ordem $(0, S), (1, S - 1), (2, S - 2), (3, S - 3), \dots$, sendo que o processo é finalizado assim que conseguir alocar a requisição completa.

Figura 29 – Probabilidade de bloqueio da topologia NSFNet em função da carga de rede oferecida em erlang.



Em todas as figuras apresentadas (Figuras 29 e 30) pode-se observar que o MSCL foi capaz de obter melhores resultados que o FF, seja com ou sem SS. Além disso, quando se assume a utilização de SS, observa-se uma redução considerável na probabilidade de bloqueio de requisições de caminho para ambas as heurísticas (MSCL + SS e FF + SS), notadamente para a topologia NSFNet. Isso se deve ao fato de que heurísticas que usam SS encontram uma quantidade maior de opções para a alocação. Note que buracos na rede que não puderam ser preenchidos com a requisição original podem então ser preenchidos após a divisão das solicitações em duas partes com larguras menores. Mesmo com esses benefícios, este trabalho considera a utilização da técnica de SS apenas quando não é possível alocar a requisição inteira, exceto nos casos em que se usa a alocação exaustiva buscando-se a melhor forma de se alocar a requisição, seja ela completa ou particionada. Quando se compara a diferença de desempenho entre a utilização de SS considerando os algoritmos FF e MSCL, é importante destacar o ganho

Figura 30 – Probabilidade de bloqueio da topologia Finland em função da carga de rede oferecida em erlang.



obtido pela utilização da técnica de SS quando um algoritmo de alocação mais elaborado e que verifica a perda de capacidade de cada forma de divisão da requisição e sua posição no espectro é utilizado (MSCL). Foram calculados os valores referentes à redução na probabilidade de bloqueio levando-se em consideração a média da redução obtida em todos os pontos considerados na simulação. Esse cálculo foi feito utilizando a Equação 5.1 em que PB é a probabilidade de bloqueio sem a utilização do SS, PB_{ss} é a probabilidade de bloqueio com a utilização de SS e Red é a redução percentual na probabilidade de bloqueio. A redução foi calculada para todos os pontos da simulação e uma média aritmética dos valores obtidos foi calculada.

$$Red = (PB - PB_{ss})/PB; \quad (5.1)$$

Observa-se dessa forma que, enquanto o SS com FF pode reduzir a probabilidade de bloqueio de requisições de caminho quando comparado ao FF sozinho em 51% e 41% para as topologias NSFNet e Finland, respectivamente, o MSCL com SS pode proporcionar uma redução ainda mais expressiva quando comparado ao MSCL sozinho, uma vez que reduções de 70% e 49% foram alcançadas.

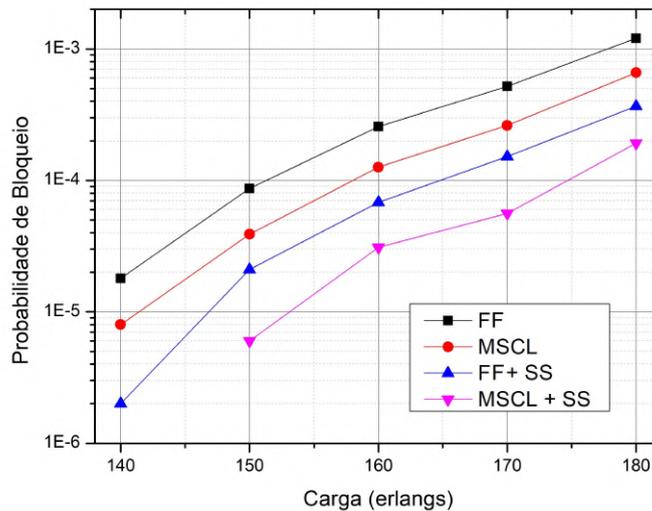
Para melhor analisar os efeitos do uso do *Split Spectrum*, foi repetido o mesmo cenário de simulação feito na Figura 29, para a mesma topologia (NSFNet) porém considerando um total de 128 *slots* por enlace. O resultado é mostrado na Figura 31.

Observa-se que a combinação da técnica de *Split Spectrum* com o algoritmo MSCL também produziu bons resultados para esse cenário. O ponto de carga de 140 erlangs não obteve nenhum bloqueio para o cenário simulado com o algoritmo MSCL com SS.

5.4.1.2 FF+SS e MSCL+SS com banda de guarda

As limitações encontradas nos transponders e nos custos de filtragem podem exigir do plano de controle a inclusão de uma banda de guarda entre as demandas para uma operação

Figura 31 – Probabilidade de bloqueio da topologia NSFNet em função da carga de rede oferecida em erlang considerando um total de 128 slots por enlace.



adequada. Consequentemente, pode ser necessário que cada caminho óptico seja assumido nas redes ópticas elásticas de forma a ser separado dos adjacentes por frequências de banda de guarda reservadas para garantir a qualidade do sinal e a capacidade de filtragem nos receptores.

A largura espectral da banda de guarda depende de algumas características, como a inclinação da resposta do filtro na região de transição da banda passante dos filtros ópticos. Portanto, é analisado também o efeito na probabilidade de bloqueio de requisições de caminho quando é necessária a adição de um *slot* de banda de guarda. Ao se usar a técnica de SS, é importante destacar que, se a requisição não for dividida, apenas uma banda de guarda é necessária, enquanto que, se a requisição for dividida em duas partes, por exemplo, duas bandas de guarda devem ser utilizadas. Não há consenso sobre a banda de guarda necessária a ser adicionada a cada caminho óptico. Portanto, além das simulações realizadas anteriormente, o que equivale a um sistema com bandas de guarda estreitas quando comparadas à largura de banda do sinal, analisa-se aqui o efeito na probabilidade de bloqueio de requisições de caminho quando diferentes larguras de bandas de guarda são requeridas após a requisição original ou após cada parte da solicitação de divisão se o SS for usado. Também são discutidos os benefícios do SS com a inclusão de diferentes bandas de guarda e os benefícios do MSCL em relação ao FF. Para quantificar tais influências, foram assumidas as mesmas demandas de tráfego das simulações anteriores, sendo agora analisados dois cenários. Primeiro foram mantidas a largura dos *slots* e as bandas de guarda em 12,5 GHz. Este é essencialmente o cenário de simulação anterior com a inclusão de uma banda de guarda ao lado de cada requisição. Em seguida, foram utilizados *slots* e bandas de guarda de 6,25GHz. Isso gera requisições de larguras 4, 6, 8, ...20. Como, nesse último caso, cada demanda de tráfego requer o dobro de *slots*, a fim de fornecer uma comparação justa e apenas analisar o desempenho da redução na largura da banda de guarda no desempenho do SS, um total de 128 *slots* por *link* (ou seja, o dobro em termos de *slots*, mas a mesma faixa

de espectro) foi utilizado na rede. Em todos os casos assume-se que um *slot* é suficiente para atender aos requisitos de filtragem, o que significa que o cenário com 6,25 GHz exige filtros de melhor qualidade.

As Figs. 32 e 33 mostram a probabilidade de bloqueio das requisições nas simulações realizadas para a topologia NSFNet quando são assumidos *slots* e bandas de guarda de 6,25 GHz e 12,5 GHz, respectivamente. Quando se compara a probabilidade de bloqueio de requisições de caminho na topologia NSFNet com e sem banda de guarda, observa-se que a inclusão de banda de guarda aumenta a probabilidade de bloqueio, pois há um aumento na largura de espectro requerida de cada demanda. Além disso, pode-se observar que a inclusão de uma banda de guarda mais estreita (ou seja, 6,25 GHz) proporciona uma menor influência no aumento da probabilidade de bloqueio de requisições de caminho quando comparado a quando uma banda de guarda de 12,5 GHz é necessária.

Por exemplo, na carga de 40 erlangs, a heurística FF sem SS apresenta uma probabilidade de bloqueio de solicitação de caminho de 10^{-2} quando nenhuma banda de guarda é usada (Figura 29), $1,8 \times 10^{-2}$ com *slots* e banda de guarda de 6,25 GHz (Figura 32) e $2,2 \times 10^{-2}$ com *slots* e banda de guarda de 12,5 GHz (Figura 33). Comportamentos semelhantes na probabilidade de bloqueio são observados para FF com SS e MSCL com e sem SS. Por fim, quando se compara o ganho do uso de MSCL com SS, observa-se um ganho de 32% ao comparar FF e FF + SS e 37% ao se comparar MSCL e MSCL + SS, quando se utiliza 12,5 GHz como largura de banda do *slot* e banda de guarda. Ao analisar o cenário com *slots* e banda de guarda de 6,25 GHz, obtiveram-se ganhos de 36% entre FF e FF + SS e 39% entre MSCL e MSCL + SS. Foram observados ganhos menores entre FF+SS e MSCL+SS no cenário com banda de guarda do que quando comparadas às versões sem uso de banda de guarda, mas a heurística MSCL+SS ainda apresenta diferença perceptível para a FF+SS, o que confirma a eficiência da técnica utilizada. Ressalta-se que, para simplificar o processamento do SS, principalmente no que diz respeito ao custo, processamento no DSP (Processador digital de sinais) e gerenciamento da complexidade, foi permitida apenas uma divisão ao processo do SS.

Apesar da importância da análise do impacto da utilização da banda de guarda no processo de alocação de espectro, notadamente quando aplicada a técnica de *Split Spectrum*, as demais heurísticas apresentadas neste trabalho não consideram a aplicação dos conceitos de camada física. A utilização desses conceitos culminaria em uma complexidade ainda maior nas heurísticas propostas, elevando a necessidade de análises adicionais na utilização da divisão espectral e roteamento por rotas distintas, culminando na modificação das heurísticas propostas e dificultando sua generalização. A análise da camada física, então, foge ao escopo deste trabalho e fica como proposta para trabalhos futuros. Os resultados obtidos e apresentados nesta seção, referentes à utilização de bandas de guarda, foram publicados durante o doutorado em (LIRA; ALMEIDA; MARTINS-FILHO, 2017).

Figura 32 – Simulação para a topologia NSFNet com banda de guarda de 6,25 GHz.

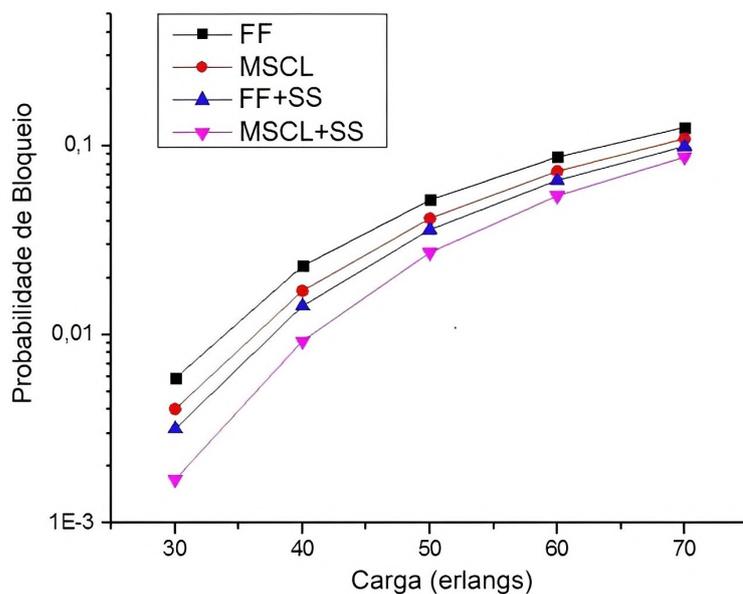
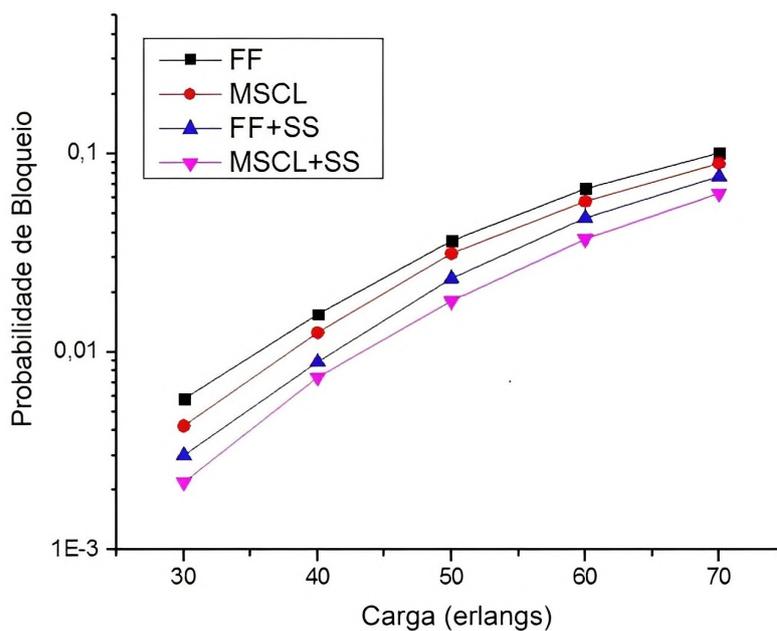


Figura 33 – Simulação para a topologia NSFNet com banda de guarda de 12,5 GHz.



5.4.2 Heurísticas com MPA

Nesta seção são apresentadas as heurísticas que consideram o roteamento através de múltiplas rotas e com possibilidade de uma ou mais divisões na requisição. No geral, os passos descritos em cada heurística atendem à sequência já apresentada na Seção 4.2.2 e no Algoritmo 4.

5.4.2.1 Priorizando a rota principal (*Primary route first*, PRF-MSCL)

Essa heurística tem como objetivo priorizar a alocação nas primeiras rotas da sequência de rotas ordenadas, tentando dessa forma alocar a requisição nas rotas mais curtas (considerando que o ordenamento das rotas é inicialmente feito da rota mais curta para a mais longa), principalmente quando a técnica de SS é utilizada.

O algoritmo de alocação de espectro escolhido é o MSCL, uma vez que um dos objetivos da heurística proposta é a de se aproveitar da maior quantidade de opções de alocação proporcionada pela utilização do SS, fato esse que é aproveitado pelo MSCL para escolha da melhor forma de divisão e escolha do conjunto de slots que irá proporcionar a menor perda de capacidade de alocação. Os parâmetros de entrada são $d = 1$ e $k = 2$, ou seja, é permitida apenas uma divisão na requisição original, transformando-a em duas outras menores, e a utilização de um total de duas rotas dadas como alternativas de roteamento (a rota principal mais uma rota alternativa). O esquema de roteamento e alocação segue as etapas abaixo:

- Tenta-se alocar a requisição na rota principal sem considerar o particionamento. Se não for possível estabelecer a alocação, tenta-se a rota alternativa também sem particionar a requisição original.
- Se a etapa anterior não for suficiente, a técnica de SS é utilizada e a requisição é particionada, considerando-se inicialmente apenas a rota principal como opção de utilização. Esta etapa é equivalente a utilizar-se a alocação do tipo exaustiva na rota principal. Caso a requisição possa ser inteiramente aceita na rota principal, a requisição é alocada e encerra-se o processo.
- Considerando a possibilidade de divisão na requisição original, caso a alocação exaustiva em r_1 não seja suficiente para alocar a requisição de forma completa, para o caso dessa heurística, continua-se priorizando a alocação na rota principal por meio da alocação da maior fração possível da requisição original capaz de ser alocada nessa rota, o que é equivalente a dizer que a alocação do tipo contínua é então adotada a partir desse ponto na rota principal. Essa heurística não considera a utilização da alocação de sub-bandas do tipo exaustiva na rota secundária r_2 , pois o objetivo é maximizar a utilização da rota principal. A não tentativa de alocação exaustiva em r_2 reduz os testes de alocação, contribuindo também para a redução da complexidade computacional durante a simulação. Após a alocação de parte da requisição na rota principal, a fração restante da requisição dividida é transmitida para a rota secundária e será alocada na faixa do espectro que fornecer a menor perda de capacidade para a rede. Note que se nenhum *slot* puder ser alocado na rota r_1 por meio da alocação contínua, a requisição será bloqueada pois a heurística não permite alocação exaustiva na rota r_2 e a alocação da requisição nessa rota sem considerar o particionamento já foi testada no primeiro passo descrito.

- Caso a fração restante para a alocação na rota secundária não seja possível de ser alocada nessa rota, a requisição deve ser bloqueada já que não existe outra rota como opção para o roteamento.

As etapas de implementação das heurísticas consideram o pseudocódigo mostrado no Algoritmo 4 com a utilização dos parâmetros descritos nesta seção, com a diferença de que a etapa MPA não leva em consideração a alocação do tipo exaustiva feita apenas na rota alternativa (rota r_2). Um esquema em pseudocódigo mais detalhado para essa heurística, mostrando as etapas de implementação e funcionamento da heurística PRF descrita é apresentado a seguir no Algoritmo 6 (PRF MSCL). A descrição de cada variável e símbolo utilizado no pseudocódigo será também apresentada de forma mais detalhada.

Algorithm 6 Algoritmo PRF-MSCL

```

1: for  $i = 1; i \leq 2; i++$  do ▷ Sem Split Spectrum
2:   if  $\text{MSCL}(r_i, |n|, s_i) < \infty$ ; then
3:     return  $\text{Alocar}(r_i, |n|, s_i)$ ;
4:   end if
5: end for
6: for  $n_1 = 1; n_1 \leq \lfloor |n|/2 \rfloor; n_1++$  do ▷ SS exaustivo em  $r_1$ 
7:    $n_2 \leftarrow |n| - n_1$ ;
8:   if  $\text{MSCL}(r_1, n_1, s_1, r_1, n_2, s_2) < \infty$  then
9:     return  $\text{Alocar}(r_1, n_2, s_1, r_1, n_1, s_2)$ ;
10:  end if
11: end for
12: for  $n_1 = |n| - 1; n_1 \geq 1; n_1--$  do ▷ SS contínuo
13:  if  $\text{MSCL}(r_1, n_1, s_1) < \infty$  then
14:     $n_2 = |n| - n_1$ ;
15:    if  $\text{MSCL}(r_2, n_2, s_2) < \infty$  then
16:      return  $\text{Alocar}(r_1, n_1, s_1, r_2, n_2, s_2)$ ;
17:    end if
18:  end if
19: end for
20: return 0; ▷ Insucesso

```

Os símbolos/variáveis utilizados no Algoritmo 6 são os seguintes:

- r é uma rota, r_1 é a rota primária ou principal e r_2 é a rota alternativa ou secundária;
- n é a requisição em questão;
- n_1 e n_2 são partes da requisição após o processo de SS;
- s é um buraco e s_1 e s_2 são buracos para se alocar a requisição particionada;
- $|n|$ é o tamanho da requisição n ;

- MSCL é o algoritmo de alocação, responsável por encontrar a posição no espectro que proporciona a menor perda de capacidade. Esta parte (alocação da requisição inteira, dividida ou de parte da requisição original dentro da rota em questão) é de responsabilidade da etapa SPA.

A rotina $MSCL()$ mostrada no Algoritmo 6 e mais adiante no Algoritmo 7 é referente à utilização da etapa SPA com a utilização do algoritmo de alocação de espectro MSCL na rota que está sendo analisada. A etapa $MSCL(r_i, n_1, s_1, r_j, n_2, s_2)$ aloca primeiro a fração n_1 da requisição em r_i por meio do algoritmo MSCL e depois aloca a fração n_2 da requisição em r_j . Observe que $i = j$ equivale à forma de alocação exaustiva por SPA, enquanto se $i \neq j$ é equivalente à forma de alocação contínua por SPA.

A heurística PRF foi proposta com o objetivo de se evitar o aumento na complexidade computacional, uma vez que o objetivo é se minimizar a quantidade de testes de alocação ao evitar o uso de SS, mediante a tentativa de alocar inteiramente em r_1 ou r_2 , e, em caso de necessidade da aplicação do SS, priorizar a alocação em uma única rota, a rota principal, encontrando a forma que proporcione menor perda de capacidade para essa rota. A quantidade de testes de alocação realizados é reduzida por não utilizar a técnica de SS apenas na rota secundária, priorizando assim a utilização do SS na rota principal.

5.4.2.2 Perda de capacidade reduzida (*Reduced capacity loss*, RCL)

Como as rotas consideradas como opções de roteamento na Seção 5.4.2.1 têm diferentes capacidades e estados de fragmentação, pode haver situações em que priorizar a rota principal não seja a melhor alternativa.

Uma outra estratégia adotada em (LIRA; CHAVES; JR, 2020) é a de dar ao MSCL total liberdade para escolher a melhor forma de alocação entre todas as possibilidades, considerando a alocação da requisição em qualquer parte do espectro na rota principal ou alternativa. Dessa forma, todas as possibilidades de dividir a requisição devem ser testadas, escolhendo-se aquela que permitir a menor perda total de capacidade. Os parâmetros de entrada para essa heurística são os mesmos descritos para a heurística PRF MSCL, sem a limitação de não considerar a alocação apenas em r_2 apresentada anteriormente. A heurística RCL MSCL modifica parcialmente o Algoritmo 4, uma vez que a heurística deve permitir o teste de todas as alocações possíveis e selecionar aquela que resultar na menor perda de capacidade. O Algoritmo 7 descreve com mais detalhes o procedimento em questão. Observa-se que o uso da técnica MPA facilita a inserção da solicitação na rede pois existe mais de uma opção para escolha da rota de transmissão. Assim, espera-se que a probabilidade de bloqueio de solicitações seja drasticamente reduzida.

Para a implementação do algoritmo RCL, a etapa MPA inicia transmitindo para SPA a informação sobre a rota a ser utilizada e a requisição a ser testada, bem como a quantidade máxima de divisões permitidas ($d = 1$) e o algoritmo de alocação de espectro a ser utilizado (MSCL). A etapa SPA é realizada duas vezes, uma para cada rota alternativa ($k = 2$), utilizando

Algorithm 7 Algoritmo RCL MSCL

```

1:  $minCost = \infty$ ;
2: for  $i = 1; i \leq 2; i++$  do ▷ Sem quebra
3:   if  $MSCL(r_i, n, s) < minCost$  then
4:      $minCost := MSCL(r_i, n, s)$ ;
5:      $r_{1-opt} = r_i, n_{1-opt} = n, s_{1-opt} = s$ ;
6:   end if
7: end for
8: for  $i = 1; i \leq 2; i++$  do ▷ SS exaustivo em  $r_i$ 
9:   for  $n_1 = 1; n_1 \leq |n| - 1; n_1++$  do
10:     $n_2 = |n| - n_1$ ;
11:    if  $MSCL(r_i, n_1, s_1, r_i, n_2, s_2) < minCost$  then
12:       $minCost := MSCL(r_i, n_1, s_1, r_i, n_2, s_2)$ ;
13:       $r_{1-opt} = r_i; n_{1-opt} = n_1; s_{1-opt} = s_1$ ;
14:       $r_{2-opt} = r_i; n_{2-opt} = n_2; s_{2-opt} = s_2$ ;
15:    end if
16:  end for
17: end for
18: for  $n_1 = 1; n_1 \leq |n| - 1; n_1++$  do ▷ SS contínuo
19:   $n_2 = |n| - n_1$ ;
20:  if  $MSCL(r_1, n_1, s_1, r_2, n_2, s_2) < minCost$  then
21:     $minCost := MSCL(r_1, n_1, s_1, r_2, n_2, s_2)$ ;
22:     $r_{1-opt} = r_1, n_{1-opt} = n_1, s_{1-opt} = s_1$ ;
23:     $r_{2-opt} = r_2, n_{2-opt} = n_2, s_{2-opt} = s_2$ ;
24:  end if
25: end for
26: if  $minCost < \infty$  then ▷ Alocar a melhor opção
27:    $Alocar(r_{1-opt}, s_{1-opt}, n_{1-opt}, r_{2-opt}, s_{2-opt}, n_{2-opt})$ ;
28:   return 1;
29: end if
30: return 0; ▷ Insucesso

```

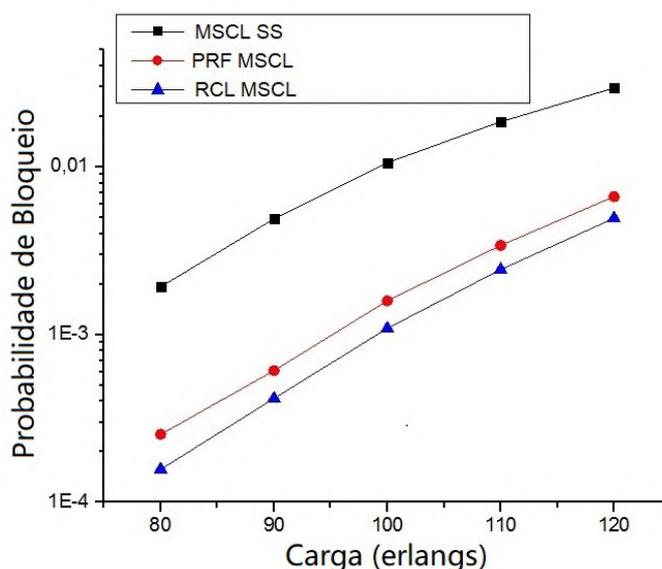
inicialmente a tentativa que não considera a quebra da requisição, seguida da alocação exaustiva, repassando para MPA o resultado da alocação em cada uma dessas rotas. Após a aplicação da alocação exaustiva nas rotas r_1 e r_2 , MPA particiona a requisição original em duas outras menores, enviando para SPA a informação referente à alocação exaustiva da primeira parte da requisição dividida na rota r_1 , recebendo a informação sobre a alocação realizada nessa rota. A segunda parte da requisição é enviada para SPA para tentativa de alocação na rota r_2 . É importante lembrar que as alocações realizadas em r_1 e r_2 nessa etapa do processo não permitem mais divisões na fração da requisição enviada para cada uma dessas rotas. Isso decorre do fato de que a heurística como um todo só permite uma única divisão na requisição original ($d = 1$) e essa divisão já foi realizada por MPA quando separou a requisição em duas partes que seriam enviadas para r_1 e r_2 . Em outras palavras, a alocação exaustiva nessas rotas corresponde à aplicação do algoritmo de alocação MSCL para cada uma das partes da requisição. Recebendo a informação sobre a alocação realizada nas duas rotas, MPA calcula a perda de capacidade conjunta para a

alocação por múltiplos caminhos. Ao fim do procedimento, MPA opta pela divisão e alocação da requisição original que ocasionou a menor perda de capacidade total na rede.

5.4.2.3 Analisando o desempenho das heurísticas PRF MSCL e RCL MSCL

Para avaliar o desempenho das heurísticas apresentadas, foram realizadas simulações e os resultados foram comparados para heurísticas com e sem a utilização da técnica de *Split Spectrum*. Os testes foram feitos com o algoritmo de alocação MSCL. A Topologia NSFNet com 14 nós e 42 *links* e a topologia Finlândia, com 12 nós e 38 *links* foram utilizadas. Para cada simulação, foram realizadas 10^6 requisições, com o processo de chamada Poissoniano e a duração das requisições distribuídas exponencialmente. Foi considerado um tráfego com solicitações assumindo larguras de banda variando uniformemente entre 2 e 6 *slots* por requisição e os pares de nós de origem e de destino sendo escolhidos aleatoriamente com igual probabilidade.

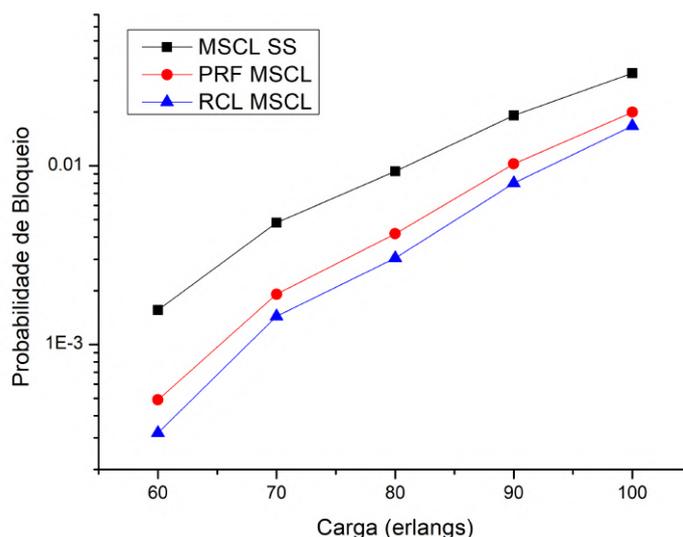
Figura 34 – Simulação mostrando o algoritmo MSCL com SS e roteamento fixo (preto), MSCL com SS e a heurística PRF (vermelho) e o MSCL com SS e a heurística RCL (azul) na topologia NSFNet.



As Figuras 34 e 35 mostram os resultados da comparação entre as heurísticas utilizadas. A curva MSCL SS (em preto) representa a heurística MSCL original com a utilização da técnica de SS, porém sem considerar-se rotas alternativas, fazendo com que a técnica de SS seja utilizada apenas dentro da rota primária obtida através do processo de roteamento. As curvas PRF MSCL (em vermelho) e RCL MSCL (em azul), representam as heurísticas PRF MSCL e RCL MSCL, respectivamente.

Observa-se que, apesar de as duas curvas que utilizam o SS superarem o MSCL tradicional, o algoritmo RCL MSCL, por dar total liberdade para o MSCL escolher a rota, a forma de divisão e os slots usados para a alocação de espectro (RCL MSCL), obtém melhores resultados em relação à probabilidade de bloqueio da heurística PRF MSCL, que, quando utiliza a técnica de SS, prioriza a alocação na rota principal. Dessa forma, temos a possibilidade de escolher entre um algoritmo que obtém uma redução considerável na probabilidade de bloqueio com menor

Figura 35 – Simulação mostrando o algoritmo MSCL com SS e roteamento fixo (preto), MSCL com SS e a heurística PRF (vermelho) e o MSCL com SS e a heurística RCL (azul) na topologia Finland.



custo computacional ou um algoritmo que é capaz de reduzir ainda mais a probabilidade de bloqueio, porém com o custo de demandar uma maior complexidade computacional.

A Tabela 5 mostra a frequência com que a técnica de SS é utilizada pelas heurísticas propostas, bem como a taxa de sucesso obtida em cada uma das versões para a topologia NSFNet. Pode-se perceber que a versão RCL MSCL usa a técnica SS com mais frequência do que a versão PRF MSCL e alcança uma melhor utilização da técnica (sendo bem sucedida em 91,05% das tentativas contra 87,2% da heurística PRF MSCL). Embora a versão RCL MSCL use a técnica SS com mais frequência, a porcentagem de vezes usada não é muito maior (5,51% contra 5,2%). Assim, pode-se dizer que a maior redução na probabilidade de bloqueio das requisições obtida pela versão RCL MSCL supera o custo de se utilizar a técnica de SS algumas vezes a mais, quando comparada com a versão PRF MSCL. A Tabela 6 mostra a distribuição do tráfego entre as rotas r_1 e r_2 obtidas para a topologia NSFNet. As colunas r_1 apenas e r_2 apenas mostram a porcentagem de solicitações que usam apenas a rota r_1 ou a rota r_2 no processo de roteamento, respectivamente, com ou sem a técnica SS. A coluna r_1 & r_2 mostra a porcentagem das solicitações que usam as rotas r_1 e r_2 . Pode-se notar que a versão heurística RCL MSCL equilibra melhor o uso das rotas, distribuindo o tráfego entre r_1 e r_2 e aumentando o número de vezes que ambas as rotas são usadas ao mesmo tempo. Pode-se concluir que esta versão heurística encontra soluções com menor perda de capacidade para solicitações futuras, que não são consideradas na versão PRF MSCL, atingindo valores mais baixos para a probabilidade de bloqueio. É interessante mencionar que RCL MSCL dá igual chance entre todas as possíveis alocações, ou seja, sem quebra em r_1 , sem quebra em r_2 , com duas quebras somente em r_1 , com duas quebras somente em r_2 e com quebra com parte da requisição em r_1 e parte em r_2 . E escolhe a opção que provê a menor perda de capacidade. Contudo, normalmente (em torno de

94%) a escolha de menor perda de capacidade é a que não quebra a conexão.

Tabela 5 – Estatísticas para topologia NSFNet.

Heurística	Split Spectrum	Sucesso do SS
PRF MSCL	5,20%	87,2%
RCL MSCL	5,51%	91,05%

Tabela 6 – Estatísticas de roteamento para topologia NSFNet.

Heurística	r_1 apenas	r_2 apenas	r_1 & r_2
PRF MSCL	55,3%	31%	13,7%
RCL MSCL	49,3%	32,06%	18,64%

Conclui-se a partir dos resultados expostos que o uso combinado da técnica de *Split Spectrum* e o algoritmo de alocação MSCL fornece uma grande redução na probabilidade de bloqueio quando comparado com a versão sem *Split Spectrum*. O algoritmo MSCL é mais uma vez escolhido por causa dessa capacidade de análise de estado do espectro, fornecendo variadas formas de alocação para o estabelecimento das requisições.

Os resultados apresentados para a topologia NSFNet mostram que a técnica SS combinada com a capacidade de análise de estado da rede do MSCL fornece uma grande redução na probabilidade de bloqueio das requisições, especialmente quando a versão heurística RCL MSCL é utilizada. Como descrito nesta seção, essa heurística usa a técnica de SS com frequência um pouco superior à da versão PRF MSCL, no entanto, é mais eficiente em seu uso e obtém uma maior redução na probabilidade de bloqueio das requisições.

Os trabalhos descritos nesta seção foram publicados em (LIRA; CHAVES; JR, 2020).

5.4.2.4 Priorizando divisões na utilização do *Split Spectrum*

Esta seção considera a realização de modificações na implementação do algoritmo PRF-MSCL, com o objetivo de melhorar o desempenho das heurísticas modificadas. São feitas comparações com a heurística PRF-MSCL, apresentada na Seção 5.4.2.1, uma vez que essa heurística tem o objetivo de dar prioridade à alocação na rota principal, notadamente quando a técnica de SS é utilizada. Uma análise inicial que pode ser feita considera a possibilidade de, diferentemente do algoritmo PRF que prioriza a alocação em determinada rota, priorizar a escolha de divisão, ou seja, priorizar a sequência de divisões a ser considerada em detrimento da rota a ser utilizada. Dessa forma, a partir do ponto em que se considera utilizar o SS na rede, ao se testar a alocação de uma requisição com tamanho original de 6 slots, por exemplo, considerando a sua divisão, na forma (5, 1), ou seja, dividida em duas requisições menores com tamanhos 5 e 1, será testado primeiro todas as possibilidades de se alocar a requisição dessa forma independente de qual rota seja utilizada.

São propostas duas heurísticas que dão prioridade à forma de se dividir a requisição original. A primeira heurística considera priorizar a forma de divisão da requisição original

(testar todas as possibilidades de se alocar a requisição originalmente com tamanho de 6 slots dividida na forma $(5, 1)$, por exemplo) porém sem considerar a possibilidade de se utilizar a técnica de *multipath* logo no início dos testes (a alocação por múltiplas rotas só será considerada após não se conseguir alocar a requisição em uma única rota). Essa medida tem como objetivo evitar ao máximo a utilização dessa técnica e assim minimizar os danos provenientes do aumento na complexidade computacional e dos atrasos na recepção do sinal. É considerada para essa heurística, chamada de PRF Priorizando divisão, assim como na heurística PRF-MSCL, a utilização de 2 rotas como alternativas de roteamento e a divisão da requisição original em até 2 outras menores. Dessa forma, para utilização da técnica de SS, o processo seguirá a ordem $(S, 0)$, $(S - 1, 1)$, $(S - 2, 2)$, $(S - 3, 3)$, ..., $(1, S - 1)$, sendo finalizado assim que conseguir alocar a requisição completa, i.e., de todos os slots requisitados. Para cada uma dessas possibilidades de alocação será tentada a inserção da requisição primeiramente na rota r_1 e posteriormente na rota r_2 antes de se tentar a próxima forma de se dividir a requisição original. Somente após se percorrer todas as opções de divisão da requisição original tentando alocar a requisição, mesmo que dividida, em uma única rota, caso não tenha sido possível alocar a requisição, é considerada a alocação em mais de uma rota simultaneamente. O processo retorna a tentar a divisão da requisição seguindo a ordem $(S - 1, 1)$, $(S - 2, 2)$, $(S - 3, 3)$, ..., $(\lfloor (S/2) \rfloor)$ para o caso de S par, ou até $(\lfloor (S + 1/2) \rfloor)$ para o caso de S ímpar, tentando a alocação de uma parte na rota r_1 e a outra parte na rota r_2 e depois tentando a alocação inversa (alocar a primeira parte em r_2 e a segunda em r_1) antes de passar para a próxima forma de dividir a requisição na sequência. O algoritmo de alocação de espectro considerado é o MSCL, sendo que a primeira rota ou forma de divisão da requisição que primeiro conseguir alocar a requisição completa é selecionada, sendo escolhidos os *slots* que proporcionarem a menor perda de capacidade na rede. Considerando que a divisão da requisição seja da forma $(S - 2, 2)$ e esteja na etapa de se considerar a alocação em duas rotas, o MSCL é acionado para primeiramente alocar a porção com tamanho $S - 2$ em r_1 , selecionando o melhor conjunto de *slots* para atender essa demanda. Caso obtenha sucesso na alocação, o MSCL é utilizado para alocar a porção com tamanho 2 em r_2 , selecionando o melhor conjunto para atender essa fração. Caso obtenha sucesso, o MSCL retorna o melhor conjunto de *slots* para a sua alocação e a forma de divisão $(S - 2, 2)$ é a que será utilizada para alocar a demanda na rede. Assim, caso a requisição seja alocada na forma $(S - 2, 2)$, com $(S - 2)$ *slots* na rota r_1 e 2 *slots* na rota r_2 , não será testada a alocação $(2, S - 2)$, com 2 *slots* na rota r_1 e $(S - 2)$ *slots* em r_2 . Os passos dessa heurística são descritos a seguir.

- O algoritmo dá prioridade a alocar a requisição seguindo um ordenamento de formas de divisão da requisição original. Primeiro se dá prioridade a alocar a requisição inteira, testando a alocação na rota r_1 e depois em r_2 . Em qualquer momento, caso a requisição consiga ser alocada, o processo é finalizado.
- Caso a requisição não consiga ser alocada no passo anterior, adota-se a utilização do SS, dividindo-se a requisição original com tamanho de S *slots* em 2 partes $(S - 1, 1)$, ou seja,

uma com tamanho $(S - 1)$ e outra com tamanho de 1 *slot*. Fixando essa forma de divisão da requisição, testa-se a alocação das duas partes da requisição dividida na rota r_1 e, caso não seja possível, testa-se a alocação das duas partes na rota r_2 .

- Caso a etapa anterior não seja suficiente para alocar a requisição completamente, ela será repetida com outras formas de divisão, seguindo a ordem $(S - 2, 2), (S - 3, 3), \dots, (1, S - 1)$. Em qualquer momento, caso a requisição consiga ser alocada, o processo é finalizado. Esse passo equivale à utilização da alocação exaustiva por SPA, porém com alternância de rotas para cada possibilidade de divisão da requisição.
- Se a requisição, mesmo dividida, não puder ser alocada em uma única rota, o procedimento de *multipath* com alternância nas rotas é iniciado, com a possibilidade de se alocar uma parte da divisão em uma rota e a outra parte em uma rota distinta. Assim, o processo volta a seguir a sequência de divisão $(S - 1, 1), (S - 2, 2), (S - 3, 3), \dots, (1, S - 1)$, tentando alocar a primeira parte da requisição na rota r_1 e a segunda parte na rota r_2 para cada uma das formas de divisão. O processo só continua para a próxima forma de divisão se testar todas as formas de se alocar a requisição com a forma de divisão em voga (caso esteja testando a alocação na forma $(S - 2, 2)$, primeiro será testada a alocação de $(S - 2)$ slots em r_1 e 2 slots em r_2 e depois a alocação de 2 slots em r_1 e $(S - 2)$ slots em r_2 . Caso todas as possibilidades de alocação com *multipath* da requisição dividida na forma $(S - 2, 2)$ falhem é que se adotará a divisão na forma $(S - 3, 3)$, que é a próxima definida na sequência). A rota e forma de divisão que primeiro conseguir alocar a requisição será a alocação escolhida, e o processo é finalizado.
- Caso nenhum dos passos descritos seja capaz de alocar a requisição completamente ela será bloqueada.

A segunda heurística, chamada *PRF com Múltiplas rotas no início*, passa a considerar a aplicação da etapa *multipath* já no início das tentativas de alocação. Dessa forma, ao se considerar a adoção da sequência de divisões $(S, 0), (S - 1, 1), (S - 2, 2), (S - 3, 3), \dots, (1, S - 1)$, será feita uma verdadeira priorização da forma de divisão. É tentada a alocação da requisição considerando cada uma dessas formas de divisão independentemente das rotas a serem utilizadas (alocação em r_1 , em r_2 , da primeira parte em r_1 e a segunda parte em r_2 e da primeira parte em r_2 e a segunda parte em r_1 , nesta sequência). A heurística segue os passos descritos a seguir:

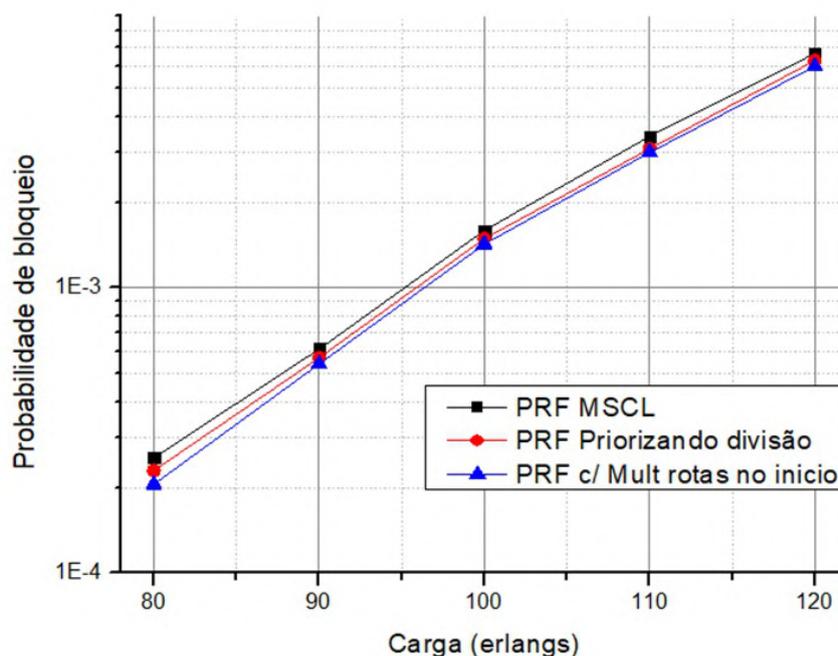
- Assim como a heurística anterior, o algoritmo dá prioridade a alocar a requisição seguindo um ordenamento de formas de divisão da requisição original. Primeiro se dá prioridade a alocar a requisição inteira, testando a alocação na rota r_1 e depois em r_2 . Em qualquer momento, caso a requisição consiga ser alocada, o processo é finalizado.
- Caso a requisição não consiga ser alocada no passo anterior, adota-se a utilização do SS, dividindo a requisição original com tamanho de S slots em 2 partes, uma com tamanho

$(S - 1)$ e outra com tamanho de 1 *slot*. Fixando essa forma de divisão na requisição, testam-se todas as possibilidades de alocação da requisição. As duas partes da requisição dividida são testadas na rota r_1 , caso não seja possível, testa-se então a alocação das duas partes na rota r_2 e, caso não consiga alocar a requisição em uma única rota, tenta-se a aplicação do *multipath*. Considerando o *multipath*, tenta-se a alocação da parte da requisição com tamanho de $(S - 1)$ *slots* na rota r_1 e da segunda parte, com tamanho de 1 *slot*, na rota r_2 . Em seguida tenta-se a alocação da parte com tamanho de 1 *slot* na rota r_1 e da com tamanho $(S - 1)$ na rota r_2 .

- Caso a etapa anterior não seja suficiente para alocar a requisição completamente, ela será repetida com outras formas de divisão, seguindo a ordem $(S - 2, 2), (S - 3, 3), \dots, (1, S - 1)$. Em qualquer momento, caso a requisição consiga ser alocada, o processo é finalizado.
- Caso nenhum dos passos descritos seja capaz de alocar a requisição completamente ela será bloqueada.

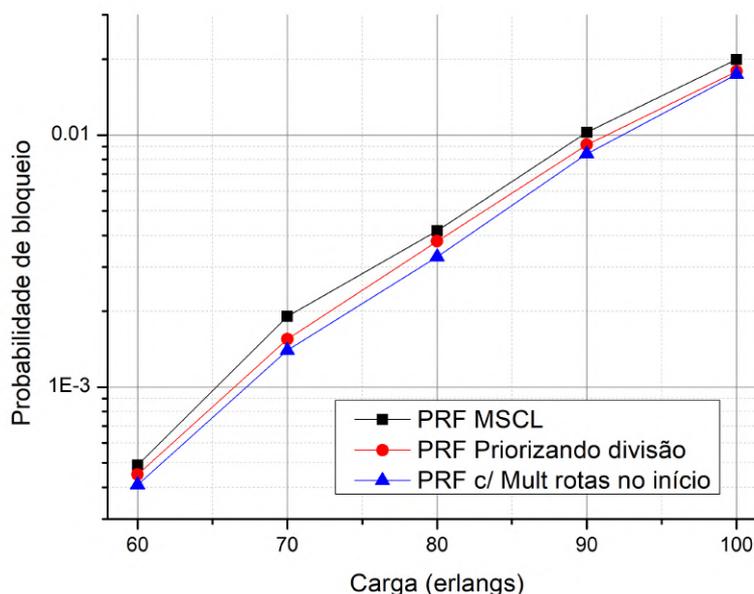
Os resultados obtidos através da simulação são mostrados nas Figuras 36 e 37 para as topologias NEFNet e Finlândia, respectivamente. Os parâmetros da simulação são os mesmos utilizados na Seção 5.4.2.3 e são utilizados 64 *slots* por enlace. As heurísticas *PRF Priorizando divisão* e *PRF com Múltiplas rotas no início* são comparadas com a heurística *PRF MSCL* descrita na Seção 5.4.2.1.

Figura 36 – Probabilidade de bloqueio da topologia NSFNet em função da carga de rede oferecida em erlang.



As curvas da heurística que prioriza a forma de se dividir a requisição porém sem considerar a utilização da etapa MPA no início da simulação (curva *PRF Priorizando divisão*,

Figura 37 – Probabilidade de bloqueio da topologia Finland em função da carga de rede oferecida em erlang.



em vermelho) e da heurística que prioriza a divisão com a possibilidade de utilizar MPA no início da simulação (curva *PRF c/ Mult rotas no início*, em azul) conseguem reduzir um pouco a probabilidade de bloqueio, quando comparadas com a heurística PRF MSCL, que prioriza a alocação em determinada rota. Tal fato pode ser explicado pela melhor distribuição de carga entre as rotas consideradas e uma redução na fragmentação da rede, uma vez que fixar a forma de se dividir a requisição e os tamanhos da requisição que serão testados com prioridade permitem com que os buracos que surgem no espectro das rotas sejam semelhantes aos tamanhos das novas requisições de chegada que serão testadas, facilitando o encaixe dessas requisições na rede. Em outras palavras, ao se priorizar a forma de divisão da requisição original, mais requisições com esse tamanho serão incluídas na rede, fazendo com que, quando essas requisições sejam desativadas, os buracos presentes no espectro de frequências da rota utilizada possuam o tamanho da requisição priorizada, o que facilita o encaixe das requisições futuras e auxilia na redução da fragmentação na rede. É importante se destacar nesse ponto que, apesar de as curvas de probabilidade de bloqueio mostradas na Figura 36 estarem bem próximas uma da outra, o objetivo dessa proposta não é simplesmente mostrar o ganho obtido ao se priorizar a divisão durante o processo de alocação das requisições, e sim mostrar alternativas que apresentam um bom desempenho mas segue por um caminho diferente. Como foram apresentadas ao longo deste trabalho heurísticas e processos de otimização que consideram dar certa prioridade às rotas, mostra-se aqui que a forma de alocação que prioriza as divisões pode também apresentar um desempenho satisfatório, ou até mesmo superior se processos de otimização que levem em consideração essa característica forem utilizados.

5.5 ANALISANDO O DESEMPENHO DO SPLIT SPECTRUM COM MÚLTIPLAS DIVISÕES NA REQUISIÇÃO (HEURÍSTICA MPA-MSCL)

Nesta seção são consideradas duas etapas para a análise do desempenho da combinação da técnica de SS com o algoritmo de alocação MSCL. Seguindo os passos da seção anterior, serão utilizadas tanto a abordagem SPA do *Split Spectrum*, que considera a aplicação dessa técnica apenas dentro de uma mesma rota, quanto a abordagem MPA, que considera o roteamento da requisição através de múltiplos caminhos simultaneamente. No entanto, como explicado nas Seções 4.2.1 e 4.2.2, ambas abordagens são etapas de uma mesma heurística que, quando utilizada na totalidade de seus recursos, é capaz de descrever maneiras de se transmitir a requisição por múltiplas rotas, sendo então chamada de MPA-MSCL (LIRA; JR; CHAVES, 2021). É utilizado o algoritmo de alocação MSCL, que, como descrito anteriormente, por meio de sua capacidade de análise do estado da rede, é capaz de auxiliar na escolha da melhor forma de se dividir a requisição e de qual a melhor porção espectral para introduzi-la, tendo sido a requisição dividida ou não.

A seguir é apresentada a heurística chamada MPA-MSCL, (do inglês, *Multi Path Approach with Min Slot-Continuity Capacity Loss*), que combina a utilização do algoritmo MSCL com a abordagem MPA de roteamento através de múltiplas rotas utilizando a técnica de *Split Spectrum*. Nessa heurística se passa a adotar $d = 2$ divisões na requisição original, transformando-a em 3 requisições menores. Também se considera a utilização de $k = 3$ rotas como alternativas para o roteamento da requisição inteira ou dividida. Considerando o aumento na quantidade de divisões permitidas bem como na quantidade de rotas utilizadas, ao se utilizar o algoritmo de alocação de espectro MSCL para checar os custos das alocações na rede, a quantidade de testes possíveis torna-se demasiadamente grande. Dessa forma, não será abordada a estratégia de testar todas as possibilidades de divisão da alocação, assim como feito na heurística RCL-MSCL. A heurística MPA-MSCL será dividida em duas etapas, sendo que a primeira é focada no roteamento através de uma única rota, enquanto a segunda foca na abordagem com *multipath*.

5.5.1 Etapa de roteamento por rota única

A primeira etapa da heurística considera a abordagem que trata do roteamento através de uma única rota, considerando que a requisição em questão pode ou não ser dividida. Para se evitar o aumento da complexidade promovido pela adoção da técnica de SS, este trabalho, na maioria das vezes, dará prioridade à alocação da requisição completa, sem que esta seja dividida, excetuando-se os casos em que todas as possibilidades de alocação são testadas (alocação exaustiva). Considerando que a requisição necessite ser particionada, ainda para se minimizar os custos do aumento da complexidade, será dada prioridade à adoção da menor quantidade de divisões possíveis na requisição. Dessa forma, a alocação da heurística considera os seguintes passos nessa primeira etapa:

- No primeiro passo não se considera a utilização do SS. Tenta-se alocar a requisição com todos seus slots contíguos na rota principal encontrada pelo algoritmo de roteamento (r_1). Caso não consiga, a rotina MPA será acionada e indicará a tentativa de alocação da requisição completa nas próximas rotas alternativas, seguindo a sequência estabelecida, também sem considerar a divisão através da adoção da técnica de *Split Spectrum*. Para diminuir a complexidade, são consideradas até duas rotas alternativas, perfazendo um total de três rotas que podem ser utilizadas para o roteamento da requisição, sendo essas as rotas r_1 , r_2 e r_3 , ordenadas da mais curta para a mais longa. Caso alguma dessas rotas consiga encaixar a requisição inteira, a alocação é realizada e o processo finalizado (o processo se encerra assim que uma das rotas testadas conseguir alocar a requisição inteira). Para a alocação nas rotas em questão, é utilizado o algoritmo de alocação de espectro MSCL, que indica a melhor porção espectral para se alocar a requisição inteira na rede.
- Se a etapa anterior não encontrar uma possibilidade de alocação, a técnica de SS é utilizada e a requisição é particionada em duas ou três outras requisições menores. É dada prioridade à alocação nas rotas mais curtas, portanto inicialmente serão testadas todas as possibilidades de alocação na rota principal, r_1 , com a requisição original sendo dividida de forma sequencial: primeiro assumindo uma divisão espectral e, em caso de insucesso, duas. Essa etapa do processo é equivalente a dizer que a alocação exaustiva (primeiro com uma divisão da requisição, depois, com duas divisões) é tentada na rota r_1 . Caso qualquer uma das formas de divisão consiga alocar a requisição completa, o processo é finalizado, retornando os *slots* utilizados na alocação (a alocação exaustiva é interrompida e o processo finalizado). O algoritmo MSCL é utilizado para realizar a escolha da melhor porção espectral para se alocar cada uma das partes da requisição dividida dentro da rota r_1 em questão (por exemplo, caso uma requisição com tamanho de 6 *slots* esteja sendo testada dividida da forma (3, 2, 1), o MSCL será utilizado para calcular a melhor faixa espectral para se alocar a fração com tamanho 3, depois a com tamanho 2 e, por fim, a com tamanho 1, sendo todas as partes alocadas dentro da rota r_1).
- Caso a requisição não consiga ser alocada mesmo sendo dividida em três partes separadas na rota principal, são utilizadas as outras rotas alternativas r_2 e r_3 , nessa ordem, seguindo os mesmos passos do item anterior. A escolha dos *slots* utilizados na alocação do espectro da rede é feita utilizando-se do algoritmo MSCL, que calcula o melhor conjunto de *slots* para se alocar cada fração da requisição por meio do cálculo da perda de capacidade para cada uma das frações. Destaca-se que, nessa etapa, não se considera a alocação da mesma requisição, após ser dividida, em rotas distintas. Caso alguma rota consiga alocar a requisição completa (com todos os *slots* alocados dentro da mesma rota), o processo é finalizado.

Nessa primeira etapa o algoritmo é capaz de testar todas as possibilidades de se alocar a requisição em uma única rota, finalizando o processo caso alguma forma de divisão consiga

alocar a requisição ou de forma completa, ou particionando a requisição e alocando as partes numa única rota. Ao se considerar a divisão da requisição original, são testadas também as possibilidades de divisão com o auxílio do MSCL, que calcula a perda de capacidade para cada uma das partes provenientes do processo de divisão, escolhendo a melhor faixa de *slots* para alocar cada uma delas. Para os testes nas três rotas dadas como alternativas de alocação, r_1 , r_2 e r_3 , a etapa SPA é utilizada três vezes, uma para cada rota. MPA é a rotina responsável pelo encaminhamento das variáveis de entrada a serem utilizadas em cada uma das rotas. Caso essa etapa não seja suficiente para alocar a requisição, pode-se complementá-la com a adoção da etapa que considera a adoção de *multipath*, capaz de utilizar o roteamento através de rotas distintas de forma simultânea. Essa etapa será descrita a seguir na Seção 5.5.2.

5.5.2 Etapa com roteamento simultâneo por múltiplas rotas

Observa-se na etapa anterior que, até esse ponto, a heurística considera que a requisição será integralmente alocada em uma das rotas sob análise, seja sem a realização de divisão espectral ou dividindo-a em duas ou três partes. Um próximo passo seria aproveitar mais a capacidade da técnica de *Split Spectrum*, utilizando a abordagem *multipath* para permitir o roteamento através de rotas distintas de forma simultânea. Essa etapa será então adotada quando a abordagem com roteamento por caminho único não for suficiente para alocar a requisição, considerando o roteamento através de até três rotas de forma simultânea, desde que elas não possuam mais de um *hop* de diferença entre si para assim evitar-se problemas com o *delay* no recebimento das partes da requisição. Essa limitação adicional foi implementada na rede com o objetivo de se levar em consideração o *delay* diferencial entre a recepção das partes da requisição dividida quando provenientes de rotas distintas. Essa limitação é necessária devido à limitação no tamanho dos *buffers* e nos parâmetros de Qualidade de Serviço aplicadas na rede. Um atraso máximo de 15 ms foi considerado (LU et al., 2013b). Os passos adotados na implementação dessa etapa são descritos a seguir:

- Considerando o roteamento através de múltiplas rotas, continua-se dando prioridade à alocação integral em uma das rotas disponibilizadas. Porém, nos casos em que tal tentativa de alocação não seja exitosa, será tentada a maior fração possível da requisição original nas rotas seguindo o ordenamento estabelecido pelo roteamento. Assim, o restante da requisição que não puder ser alocada nessa rota será testada na primeira rota alternativa (r_2). Caso a rota alternativa r_2 em questão não possua recursos suficientes para alocar a parte restante do processo de divisão como um todo, será considerada a aplicação da técnica de *Split Spectrum* apenas nessa parte da requisição, dividindo-a em 2 outras partes menores, que tentarão ser alocadas na mesma rota alternativa (r_2), em buracos separados. Essa etapa é equivalente a realizar uma combinação entre a alocação de sub-bandas de forma contínua e exaustiva, adotando primeiramente a alocação contínua para selecionar a maior porção da requisição original possível de ser encaixada na rota r_1 e levando a porção

restante para ser testada em r_2 . Ao se utilizar a rota r_2 , tem-se início a alocação exautiva nessa rota, adotando a utilização de até uma divisão na porção da requisição a ser testada. Novamente, se qualquer forma de dividir e alocar todos os *slots* da requisição original for bem-sucedida o processo será finalizado.

- Caso a primeira rota alternativa (r_2) não possua recursos suficientes para alocar o restante da requisição, mesmo particionada, ela deverá receber a maior fração possível da requisição restante (a maior quantidade possível de *slots* da parte da requisição que não foi alocada em r_1). A fração que sobrar após a alocação em r_2 será transmitida através da próxima rota alternativa, r_3 , sendo que a requisição será bloqueada caso não seja possível a sua alocação após seguir os passos descritos até aqui. Dessa forma, a quantidade máxima de divisões permitidas na requisição original é de $d = 2$ divisões, permitindo assim a transformação da requisição original em 3 outras requisições menores.

Percebe-se que a heurística busca esgotar primeiramente os recursos das rotas mais curtas. Para se minimizar o aumento do custo computacional da heurística, busca-se inicialmente alocar a requisição sem que essa seja dividida, seja na rota principal ou nas alternativas. Ao se considerar a utilização da técnica de SS, a heurística permite com que todas as possibilidades de alocação na rota r_1 sejam contempladas, testando a alocação da requisição dividida em duas ou até três partes nessa rota porém finalizando o processo caso alguma dessas formas de divisão consiga alocar a requisição. Só no caso de não conseguir alocar a requisição completa na rota r_1 , será testada a alocação da requisição dividida na rota r_2 , inicialmente dividindo a requisição original em duas partes e, em caso de insucesso, dividindo em três partes. O fato de não se testarem todas as possibilidades de alocação e escolher a que retornar a menor perda de capacidade por meio da utilização do algoritmo de alocação de espectro MSCL, como foi feito para a heurística RCL-MSCL, deu-se ao fato de que a quantidade de possibilidades de alocação considerando a divisão da requisição em três partes e a utilização de até três rotas como possibilidades de roteamento demandaria muito recurso computacional, elevando demasiadamente o tempo de simulação. Como forma de detalhar os passos descritos anteriormente, é mostrado no Algoritmo 8 um pseudocódigo descrevendo os passos da heurística proposta.

O algoritmo $SSE2[n]$ corresponde a um vetor contendo as formas de divisão da requisição original considerando a realização de $d = 1$ divisão e a alocação de sub-bandas do tipo exaustiva. Seu pseudocódigo é mostrado no Algoritmo 9.

Da mesma forma, o algoritmo $SSE3[n]$ corresponde às partes da requisição original quando consideradas 2 divisões e a alocação de sub-bandas do tipo exaustiva. O pseudocódigo é mostrado no Algoritmo 11.

Por fim, é mostrado no Algoritmo 10 a rotina referente ao algoritmo $SSC3[n]$, correspondente ao vetor com as partes da requisição considerando 2 divisões e a alocação de sub-bandas do tipo contínua.

Algorithm 8 Algoritmo MPA-MSCL

```

1: for  $i = 1; i \leq 3; i++$  do ▷ Alocação sem SS
2:   if  $MSCL(r_i, n, s) < \infty$  then return  $Alocar(r_i, n, s)$ ;
3:   end if
4: end for
5: for  $i = 1; i \leq 3; i++$  do
6:   for  $j = 0; j < SSE2[n].size(); j++$  do ▷ SS Exaustivo em  $r_i$  com 2 divisões
7:      $(n_1, n_2) \leftarrow SSE2[n].at(j)$ 
8:     if  $MSCL(r_i, n_1, s_1, r_i, n_2, s_2) < \infty$  then return  $Alocar(r_i, n_1, s_1, r_i, n_2, s_2)$ ;
9:     end if
10:  end for
11:  for  $(j = 0; j < SSE3[n].size(); j++)$  do ▷ SS Exaustivo em  $r_i$  com 3 divisões
12:     $(n_1, n_2, n_3) \leftarrow SSE3[n].at(j)$ ;
13:    if  $MSCL(r_i, n_1, s_1, r_i, n_2, s_2, r_i, n_3, s_3) < \infty$  then return  $Alocar(r_i, n_1, s_1, r_i, n_2, s_2, r_i, n_3, s_3)$ ;
14:    end if
15:  end for
16: end for
17: for  $n_1 = n - 1; n_1 \geq 1; n_1--$  do ▷ SS multipath contínuo ou exaustivo
18:   if  $MSCL(r_1, n_1, s_1) < \infty$  then ▷ Contínuo em  $r_1$ 
19:     if  $MSCL(r_2, n - n_1, s_2) < \infty$  then ▷ Tenta todo o restante de  $r_1$  em  $r_2$  return
      $Alocar(r_1, n_1, s_1, r_2, n - n_1, s_2)$ ;
20:     else
21:       for  $j = 0; j < SSE2[n - n_1].size(); j++$  do ▷ Exaustivo em  $r_2$  com o restante
       de  $r_1$ 
22:          $(n_2, n_3) \leftarrow SSE2[n - n_1].at(j)$ ;
23:         if  $MSCL(r_2, n_2, s_2, r_2, n_3, s_3) < \infty$  then return  $Alocar(r_1, n_1, s_1, r_2, n_2, s_2, r_2, n_3, s_3)$ ;
24:         end if
25:       end for
26:       for  $j = 0; j < SSE2[n - n_1].size(); j++$  do ▷ Contínuo em  $r_2$  com o restante
       de  $r_1$ 
27:          $(n_2, n_3) \leftarrow SSE2[n - n_1].at(j)$ ;
28:         if  $MSCL(r_2, n_2, s_2, r_3, n_3, s_3) < \infty$  then return
          $Alocar(r_1, n_1, s_1, r_2, n_2, s_2, r_3, n_3, s_3)$ ;
29:         end if
30:       end for
31:     end if
32:   end if
33: end for
34: return 0; ▷ Insucesso na Alocação

```

Algorithm 9 Algoritmo SSE2[n]

```

1: for  $(n_1 = n; n_1 > 0; n_1--)$  do
2:   for  $(n_2 = n - n_1; n_2 > 0; n_2--)$  do
3:      $SSE2[n].push(n_1, n_2)$ ;
4:   end for
5: end for
6: return  $SSE2[n]$ ;

```

Algorithm 10 Algoritmo SSC3[n]

```

1: for ( $n_1 = |n| - 1; n_1 \geq 0; n_1--$ ) do           ▷ SS Multipath Contínuo com até 3 divisões
2:   if (MSCL( $r_1, n_1, s_1$ )) then
3:     for ( $n_2 = |n| - n_1; n_2 \geq 0; n_2--$ ) do
4:       if (MSCL( $r_2, n_2, s_2$ )) then
5:         if ( $n_1 + n_2 == |n|$ ) then                 ▷ SS multipath contínuo em  $r_1$  e  $r_2$ 
6:           Alocar( $r_1, n_1, s_1, r_2, n_2, s_2$ ); return 1;
7:         else                                       ▷ Requisição incompleta
8:           for ( $n_3 = |n| - n_1 - n_2; n_3 > 0; n_3--$ ) do
9:             if (MSCL( $r_3, n_3, s_3$ )) then
10:              Alocar( $r_1, n_1, s_1, r_2, n_2, s_2, r_3, n_3, s_3$ ); return 1;
11:            end if
12:          end for
13:        end if
14:      end if
15:    end for
16:  end if
17: end for
18: return SSC3[n];

```

Algorithm 11 Algoritmo SSE3[n]

```

1: for  $n_1 = n; n_1 \geq 1; n_1--$  do
2:   for  $n_2 = n; n_2 \geq 1; n_2--$  do
3:     for  $n_3 = n; n_3 \geq 1; n_3--$  do
4:       if ( $n_1 + n_2 + n_3 == n$ ) then
5:         SSE3[n].push( $n_1, n_2, n_3$ );
6:       end if
7:     end for
8:   end for
9: end for
10: return SSE3[n];

```

5.5.3 Analisando o desempenho da heurística MPA-MSCL

A fim de se analisar o desempenho da heurística MPA-MSCL proposta, foram realizadas simulações considerando a transmissão através de múltiplas rotas, utilizando um roteamento fixo-alternativo, em que um conjunto de rotas entre um par de nós origem-destino é criado para atender as demandas e os elementos desse conjunto de rotas seguem uma ordem pré-estabelecida. Nesse tipo de roteamento, a rota que primeiro possuir recursos espectrais suficientes para atender a requisição é selecionada para a alocação do espectro (MURTHY; GURUSAMY, 2001). Foi observado que, à medida que se aumenta a quantidade de rotas alternativas, diminui-se a probabilidade de bloqueio das requisições até um ponto em que o aumento na quantidade de rotas não exerce mais muita influência na redução desse bloqueio. Esse dado foi observado através de simulações feitas para a topologia de rede NSFNet com a utilização dos algoritmos MSCL e *First Fit*, aumentando-se gradualmente a quantidade de rotas alternativas de 1 até 6 rotas. Mais uma

vez, é importante lembrar que as simulações utilizadas neste trabalho não consideram limitações da camada física e quantidade de transponders em cada nó, considerando a utilização de apenas um formato de modulação em todas as rotas. O resultado é mostrado na Tabela 7 a seguir.

Tabela 7 – Redução na probabilidade de bloqueio com o aumento na quantidade de rotas alternativas.

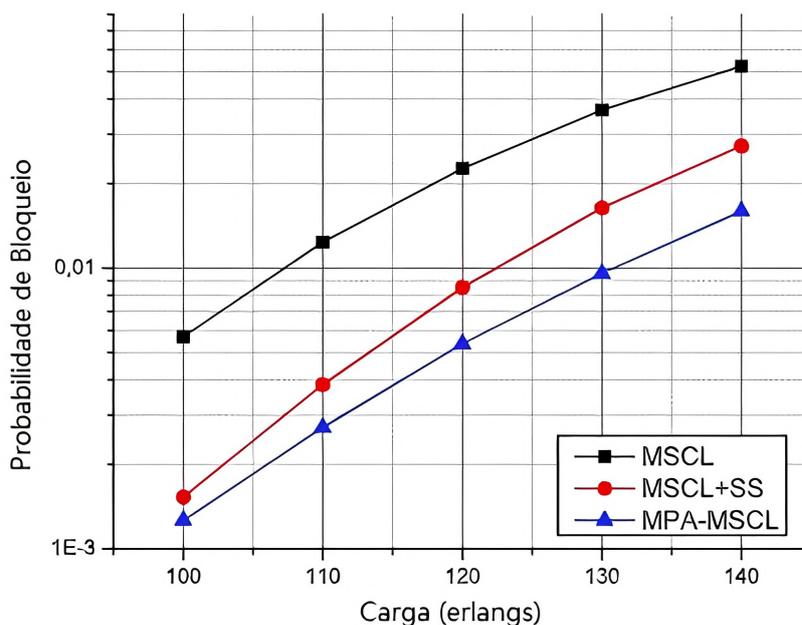
	2 rotas	3 rotas	4 rotas	5 rotas	6 rotas
MSCL	29%	15%	9%	5%	2%
MSCL+SS	66%	34%	26%	12%	12%
FF	24%	11%	5%	3%	1%
FF+SS	60%	28%	18%	6%	4%

Percebe-se através da tabela que a redução na probabilidade de bloqueio quando se compara um caso com o anterior, ou seja, comparando cada coluna da tabela com a coluna anterior, variou entre 29%, quando se utiliza 2 rotas alternativas, até 5% quando se utiliza 5 rotas alternativas e 2% com 6 rotas. A partir desse ponto praticamente não se percebe benefício com o aumento da quantidade de rotas alternativas. Porém, considerando a utilização da forma mais básica de *Split Spectrum* em que a requisição original é dividida em duas outras menores, permitindo a alocação das partes resultantes do processo de divisão apenas dentro da própria rota, i.e, sem *multipath*, observa-se uma redução na probabilidade de bloqueio ainda considerável com o aumento da quantidade de rotas alternativas, variando entre 66% ao se considerar 2 rotas e 12% com 6 rotas alternativas. Dessa forma, o benefício da utilização da tecnologia de SS já justifica o seu uso mesmo ao se considerar sua forma mais simples, com roteamento através de uma única rota. O mesmo estudo foi realizado com a utilização do *First Fit* como algoritmo de alocação de espectro e percebeu-se que os ganhos com o aumento do número de rotas alternativas variaram entre 29% e 2% quando não foi utilizada a técnica de SS e entre 60% e 4% quando a técnica foi aplicada. Também ficou evidenciado o ganho com a utilização do SS nesse caso, porém esse ganho foi consideravelmente menor do que o que foi observado quando da utilização do algoritmo MSCL, que ainda manteve uma redução expressiva na probabilidade de bloqueio quando 6 rotas alternativas foram utilizadas. Tal desempenho pode ser explicado pelo fato de o algoritmo MSCL ser mais beneficiado pela aplicação da técnica de SS, uma vez que é capaz de analisar o estado da rede e encontrar mais opções de alocações que reduzem a perda de capacidade no cenário em que as requisições de chegada podem ser divididas.

Esse estudo inicial foi realizado com o intuito de se entender o desempenho da aplicação da técnica de SS nos cenários com várias rotas alternativas, não sendo utilizado na heurística que considera a abordagem MPA pelo fato de o aumento demasiado na quantidade de rotas alternativas violar a limitação da diferença máxima de 1 hop entre as rotas. A Topologia NSFNet com 14 nós e 42 *links* foi utilizada, com um total de 64 *slots* por *link*, sendo considerado um total de $k = 3$ rotas como alternativas para o roteamento. Para cada simulação, foram realizadas 10^6 requisições, com processo poissoniano de chegada de requisição com duração das chamadas

distribuída exponencialmente. Foi considerado um tráfego com solicitações assumindo larguras de banda variando uniformemente entre 2 e 6 slots, sendo os pares de nós de origem e destino escolhidos aleatoriamente e com igual probabilidade. A seguir são apresentados os valores de probabilidade alcançados para a heurística proposta.

Figura 38 – Simulação mostrando as curvas de Probabilidade de Bloqueio para as heurísticas MSCL (com $k = 3$ rotas alternativas), MSCL com SS dentro de uma mesma rota (com $k = 3$ mas sem permitir a utilização de mais de uma rota simultaneamente) e MPA-MSCL (também com $k = 3$).



Observa-se a partir da Fig. 38 que a utilização da técnica de SS é capaz de reduzir drasticamente a probabilidade de bloqueio, destacadamente por ter sido combinada com o algoritmo MSCL, que já é capaz de apresentar um bom desempenho quando utilizado sem a divisão espectral. A curva MSCL, mostrada em preto, representa a utilização do algoritmo de alocação de espectro MSCL em um roteamento fixo-alternativo com $k = 3$. A curva MSCL+SS, em vermelho, representa a utilização da técnica de SS combinada com o algoritmo MSCL, utilizando três rotas como alternativas para o roteamento porém sem considerar a possibilidade de roteamento da demanda através de múltiplas rotas, de forma que a divisão e transmissão da requisição acontece através da rota principal ou de alguma das rotas alternativas. A curva MPA-MSCL, em azul, mostra a probabilidade de bloqueio obtida pela heurística apresentada. Observa-se que seus benefícios são mais destacados em cargas mais elevadas, em que a rede encontra maior dificuldade em alocar as requisições pela diminuição dos recursos disponíveis.

Pode-se então concluir que a técnica de *Split Spectrum* se beneficia da sua combinação com o algoritmo MSCL, visto que se permite a análise do estado da rede ao se alocar as requisições. Essa combinação também gera benefícios para esse algoritmo de alocação, já que a divisão da requisição em outras menores proporciona um aumento nas possibilidades de alocação analisadas. Os resultados sugerem um aumento significativo na capacidade de alocação da

técnica combinada quando se considera o roteamento através de múltiplas rotas, fornecendo uma redução na probabilidade de bloqueio das requisições e dando margem à utilização de mais rotas alternativas. Porém, a diferença entre os comprimentos das rotas alternativas e o tempo para processar a requisição podem ser fatores limitantes ao se aumentar o número de rotas e quantidade de divisões na requisição original.

Os resultados apresentados nesta seção foram publicados em (LIRA; JR; CHAVES, 2021).

5.6 OTIMIZAÇÃO DO ALGORITMO MPA-MSCL

Na Seção 5.5 discutiu-se a utilização da técnica de SS na heurística MPA-MSCL de forma que a requisição original pode ser dividida até duas vezes ($d = 2$). Também foi explorado o roteamento das requisições, permitindo que a requisição original, quando dividida em outras menores, pudesse ser transmitida através de até 3 rotas distintas de forma simultânea. Nessa heurística e em todas as outras até então apresentadas neste capítulo, foi considerado um ordenamento prévio das k rotas consideradas como alternativas no roteamento da requisição, sendo que o ordenamento escolhido deu-se através do comprimento das rotas em questão, tendo sido escolhido montar a sequência de rotas da mais curta para a mais longa.

É sabido que a utilização de rotas longas aumenta o congestionamento da rede, uma vez que a utilização de recursos acontece ao longo de todos os enlaces da rota escolhida para o roteamento. Dessa forma, quanto mais longa for a rota escolhida, normalmente são utilizados mais enlaces da rede e mais recursos serão consumidos pela alocação. Fazer o ordenamento das rotas alternativas seguindo a sequência da mais curta para a mais longa permite que as rotas mais curtas sejam as mais utilizadas, uma vez que são a primeira opção de escolha para o roteamento. Seguir a sequência de rotas alternativas com esse ordenamento permite então reduzir o congestionamento demais da rede ao se evitar a utilização dos recursos em muitos enlaces.

No entanto, muitas vezes a rota mais curta entre um determinado par de nós encontra-se com sua capacidade quase exaurida, não comportando acomodar mais requisições. A próxima rota alternativa da sequência pode ser acionada para atender a demanda, porém, nesse caso, o custo computacional seria reduzido caso a tentativa de alocação já iniciasse através das rotas alternativas, sem que fosse tentada a alocação na rota mais curta. Além disso, acomodar requisições de tamanhos distintos em rotas distintas pode ser benéfico para a rede, uma vez que pode ajudar a diminuir a fragmentação ao se permitir o aparecimento de buracos com tamanhos adequados ao tamanho das requisições (POURKARIMI; RAHBAR, 2021). Adicionalmente, uma distribuição de carga na rede entre as rotas alternativas no processo de roteamento quando utiliza-se a técnica de SS pode trazer benefícios para a alocação dos recursos, diminuindo a fragmentação e reduzindo a probabilidade de bloqueio das requisições.

Esta seção discute então sobre a aplicação, na heurística MPA-MSCL descrita na Seção 5.5, de novas formas de ordenamento na sequência de rotas dadas como alternativas de roteamento.

5.6.1 Ordenamento através da otimização por séries de funções

Como demonstrado na Seção 3.6, é possível a representação de funções em termos de séries de funções de uma ou mais variáveis, formando um conjunto completo de funções de bases ortogonais. Com esse conjunto ortogonal selecionado, pode-se estabelecer uma função f arbitrária capaz de representar o cálculo de qualquer variável que se queira obter na rede. A técnica *Power Series Routing* (PSR) descrita em (CHAVES et al., 2011) pode ser utilizada para otimizar uma função que por sua vez tem como objetivo avaliar o custo de determinada alocação espectral. Esta seção discute o cálculo do custo de alocação nas rotas alternativas para que se possa, através desses custos, obter um novo ordenamento para as k rotas utilizadas no algoritmo MPA-MSCL evitando assim analisar rotas que esteja possivelmente muito congestionadas.

Para o cálculo dos custos de alocação, será aplicada a Equação 3.19, considerando o comprimento da rota dado pelo seu número de *hops*, a perda total de capacidade de alocação na rede, $\Delta C_N^{<r,\nu,i>}$ bem como a capacidade residual total, $Rc^{<r,\nu,i>}$ sendo calculados através das equações 3.7 e 3.12, respectivamente. A ideia por trás da proposta consiste em se calcular o custo de alocação $\theta^{<r,i>} = Min_{\nu}(\theta^{<r,\nu,i>})$ para cada uma das k rotas consideradas, ordenando então a sequência de rotas utilizada pela heurística MPA-MSCL pelo custo de alocação, do menor para o maior custo. O ordenamento será diferente para cada tamanho de requisição presente no tráfego da rede, de forma que o processo de ordenamento das rotas candidatas acontece de forma *offline* e cada requisição que deva ser alocada na rota seguirá uma sequência diferente nas suas tentativas de alocação, dependendo do seu tamanho (tamanho da requisição original dada pela quantidade de *slots* demandados).

A implementação da heurística proposta segue então os seguintes passos:

- Determina-se a quantidade k de rotas alternativas a serem consideradas no procedimento.
- A etapa de otimização do ordenamento das rotas é feita de forma *offline*, ou seja, as rotas são primeiramente ordenadas pelo procedimento descrito e, após finalizado o processo, as rotas já ordenadas são utilizadas na heurística MPA-MSCL. O processo de otimização é feito com a utilização do algoritmo PSO juntamente com a otimização por série de funções.
- A etapa *offline* é realizada sem a utilização da técnica de SS. Esse fato decorre do grande esforço computacional que seria demandado ao se utilizar o algoritmo PSO juntamente com a técnica de SS e a grande quantidade de possibilidade de divisões que ela proporciona.
- Na etapa de treinamento, para cada partícula do algoritmo PSO, cria-se uma matriz \mathcal{R} que irá relacionar o tamanho da requisição original com um vetor contendo um conjunto com as k rotas a serem ordenadas. A matriz é portanto da forma $\mathcal{R}(|\mathcal{N}|, k)$, com $|\mathcal{N}|$ linhas, em que \mathcal{N} representa um conjunto com todos os possíveis números de slots requeridos, caracterizando todas as classes de requerimentos, e k colunas, em que cada coluna representa a posição de uma rota no ordenamento. Cada partícula também contém

coeficientes b_{n_0, n_1, \dots, n_k} que são usados na composição do custo espectral e serão otimizados durante o processo, preenchidos inicialmente com valores aleatórios. O ordenamento das rotas durante a otimização é definido através do cálculo do custo de alocação $\theta^{<r,i>} = \text{Min}_\nu(\theta^{<r,\nu,i>})$ para cada uma das k rotas, sendo esse cálculo otimizado através do PSO e da otimização por série de funções.

- No processo de treinamento da rede e ordenamento das rotas, calcula-se cada um dos custos de alocação $\theta^{<r,i>}$ para cada uma das rotas r , considerando a requisição com seu tamanho original de i slots e o comprimento de cada rota dado pelo seu número de hops $|r|$ através da Equação 3.19.
- Para cada rota considerada, a perda de capacidade da rede $\Delta C_N^{<r,\nu,i>}$ é calculada usando as Eqs. 2.2, 2.3 e 3.4 e a capacidade residual total da rede $Rc^{<r,\nu,i>}$ é avaliada usando as Eqs. 3.12 e 3.20. A matriz $\mathcal{M}(i, j, k)$ já otimizada na Seção 3.3.2 é utilizada durante os cálculos como forma de agilizar o processo de evolução.
- Para a evolução na descoberta dos coeficientes b_n utilizados para calcular o custo de alocação, foram seguidos os passos descritos na Seção 3.6. Diferentemente do que foi feito na heurística MPAO-WLj descrita na Seção 3.6.1.2, o custo de alocação deve ser relacionado a cada uma das k rotas utilizadas e não a uma posição específica no espectro de frequências. Para tanto, o coeficiente ν utilizado no cálculo de $\Delta C_N^{<r,\nu,i>}$ e $Rc^{<r,\nu,i>}$ é referentes às posições de espectro que produziram a menor perda de capacidade quando a requisição com tamanho i é inserida na rota r . O cálculo da perda de capacidade é realizado por meio do algoritmo MSCL. Dessa forma, são utilizados os valores de $\Delta C_{N_\nu}^{<r,i>} = \text{Min}(\Delta C_N^{<r,\nu,i>})$ e $Rc_\nu^{<r,i>} = \text{Max}(Rc^{<r,\nu,i>})$ encontrados pelo MSCL no cálculo do custo $\theta^{<r,i>} = \text{Min}_\nu(\theta^{<r,\nu,i>})$, em que o índice ν representa a posição de espectro com menor perda de capacidade na rede para a requisição i alocada na rota r .
- Durante a otimização, sempre que uma requisição com tamanho i chega para tentar ser alocada na rota r , os valores de $\Delta C_{N_\nu}^{<r,\nu,i>}$ e $Rc_\nu^{<r,\nu,i>}$ são calculados e, se forem melhores do que os valores já obtidos para a rota em questão ($\Delta C_{N_\nu}^{<r,\nu,i>}$ menor e $Rc_\nu^{<r,\nu,i>}$ maior), serão atualizados na tentativa de se estabilizar as trocas na ordem das rotas.
- De posse dos coeficientes b_{n_0, n_1, \dots, n_k} e do custo $\theta^{<r,i>}$ calculados para cada rota r , ordena-se o vetor de rotas da matriz \mathcal{R} relativo à requisição de tamanho i , dispondo as rotas do menor para o maior custo de alocação obtido.
- Após a otimização das rotas, a heurística MPA-MSCL é utilizada na etapa *online*, seguindo as tentativas de alocação baseando-se no ordenamento encontrado na etapa *offline*.

O processo de otimização é feito através do algoritmo PSO, utilizando 30 partículas ao longo de 120 iterações. Para cada requisição com tamanho i , a alocação feita pela heurística

MPA-MSCL deve seguir as tentativas de alocação levando em consideração o novo ordenamento estabelecido pela matriz \mathcal{R} na linha correspondente a requisições com tamanho i .

Como a heurística MPA-MSCL utiliza a técnica de SS em sua implementação, são propostas 2 formas diferentes para o cálculo da probabilidade de bloqueio com treinamento e ordenamento das rotas feitas de forma *offline*. Esse fato é devido ao elevado custo computacional das simulações quando se leva em consideração a combinação da técnica de SS e a otimização feita através do algoritmo PSO. A implementação dessas propostas, bem como a discussão dos resultados obtidos será melhor discutida a seguir.

5.6.1.1 Heurística O_MPA-MSCL

A primeira heurística apresentada que considera um novo ordenamento na sequência de rotas é nomeada O_MPA-MSCL (do inglês, *Ordered Multi Path Approach with Min Slot-Continuity Capacity Loss*). Essa heurística considera o cenário proposto para a heurística MPA-MSCL apresentada na Seção 5.5, com a utilização de $k = 3$ rotas dadas como alternativas de roteamento e de $d = 2$ divisões permitidas na requisição original, transformando-a em até 3 requisições menores.

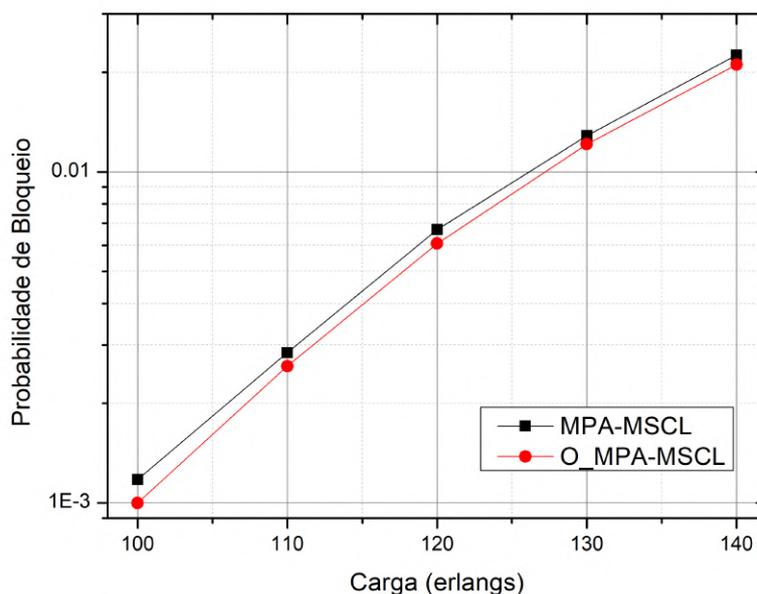
Para a realização do processo de otimização, são considerados os passos mostrados na seção 5.6.1, preenchendo a matriz \mathcal{R} com base nos custos de alocação encontrados para cada uma das rotas analisadas, considerando o ordenamento do menor para o maior custo obtido. O processo de otimização passa pelo treinamento da rede feito de forma *offline*. Nesse treinamento utiliza-se o algoritmo PSO, tendo como função de *fitness* a probabilidade de bloqueio das requisições encontrada através da simulação do algoritmo MSCL. De forma resumida tem-se que será calculada a probabilidade de bloqueio para um dado ordenamento de rotas, sendo que essa probabilidade será calculada através da simulação considerando o algoritmo MSCL como algoritmo de alocação. O treinamento acontece sem a utilização da técnica de SS, apenas o MSCL puro é utilizado na simulação que, ao seu final, terá uma matriz \mathcal{R} preenchida com o melhor ordenamento encontrado para a utilização das rotas considerando cada um dos possíveis tamanhos de requisição presentes no tráfego da rede. A utilização do MSCL sem a sua combinação com a técnica de *Split Spectrum* nessa etapa se faz necessária devido ao elevado custo computacional dessa combinação, sendo inviável a sua utilização juntamente com o algoritmo de otimização.

Após realizado o treinamento, a matriz \mathcal{R} com a nova ordem das rotas a serem utilizadas é aplicada no algoritmo MPA-MSCL. A sequência de rotas testadas nesse algoritmo, que antes seguia a ordem da mais curta para a mais longa, agora segue o novo ordenamento encontrado pelo algoritmo PSR. Tem início então a etapa *online* de simulação, que seguirá os passos descritos nas etapas apresentadas nas seções 5.5.1 e 5.5.2. Dessa forma, considerando que, na utilização da heurística MPA-MSCL, uma determinada requisição de chegada possua i slots, a rotina MPA aplicada na heurística MPA-MSCL definirá que o ordenamento adotado para as rotas em questão deve seguir a sequência de rotas apresentada na matriz \mathcal{R} na linha referente ao tamanho de requisição i . A seguir serão discutidos os resultados obtidos.

5.6.1.1.1 Analisando o desempenho da heurística O_MPA-MSCL

A fim de se analisar o desempenho da heurística proposta, foram realizadas simulações considerando o cenário proposto anteriormente. A Topologia NSFNet com 14 nós e 42 links foi utilizada, com um total de 64 slots por link. Para cada simulação, foram realizadas 10^6 requisições tanto para a etapa de treinamento *offline* quanto para a realização da etapa *online*. O processo de chamada é Poissoniano com taxa de desativação de chamadas igual a 1, sendo o tempo de duração das requisições distribuído exponencialmente. Foi considerado um tráfego com solicitações assumindo larguras de banda variando uniformemente entre 1 e 6 slots na etapa *offline* e entre 2 e 6 na etapa *online*, isso porque a técnica de *Split Spectrum* aplicada na etapa *online* divide as requisições permitindo com que requisições de tamanho 1 apareçam durante a simulação (por isso foram consideradas requisições de tamanho 1 durante a etapa *offline*). Os pares de nós de origem e destino são escolhidos aleatoriamente e com igual probabilidade. A seguir são apresentados os valores de probabilidade alcançados para a heurística proposta.

Figura 39 – Simulação mostrando a curvas de Probabilidade de Bloqueio para as heurísticas MPA-MSCL e O_MPA-MSCL para a topologia NSFNet.



Observa-se a partir da Fig. 39 que a utilização do processo de otimização feito através do algoritmo PSR foi capaz de reduzir a probabilidade de bloqueio das requisições. O novo ordenamento utilizado pode estar contribuindo para que a técnica de SS seja utilizada menos vezes, pois, com um ordenamento mais adequado a cada tamanho de requisição de chegada na rede, a probabilidade de se alocar a requisição inteira pode ser maior do que quando se considera um único ordenamento para todas as requisições. A mudança no ordenamento também proporciona um melhor acondicionamento das requisições, possibilitando um melhor agrupamento das requisições de mesmo tamanho, o que contribui para a redução na fragmentação da rede

e a consequente redução na probabilidade de bloqueio. Outra vez, destaca-se que a heurística O_MPA-MSCL representa uma análise feita buscando mostrar outro caminho na alocação das requisições na rede, dessa vez buscando ordenar a forma como as divisões são utilizadas. Apesar de o ganho obtido quando se compara as heurísticas na Figura 39 não ser tão elevado, o intuito maior é mostrar que o caminho de se ordenar a ordem de utilização das divisões pode contribuir para uma redução na probabilidade de bloqueio das requisições, o que pode levar a estudos mais aprofundados nessa forma de utilização da técnica de *Split Spectrum*, inclusive com a utilização de outras metodologias de otimização que possam ser mais adequadas.

5.6.1.2 Heurística MPOR-Allocation

A próxima heurística considerada é chamada MPOR-Allocation (do inglês, *Multi Path Ordered Routing Allocation*). Essa heurística segue os mesmos procedimentos propostos anteriormente para a heurística O_MPA-MSCL quanto à sua etapa de treinamento *offline*, também propondo um novo ordenamento para a sequência de rotas utilizadas e considerando a possibilidade de roteamento através de até 3 rotas distintas, de forma simultânea, e a divisão da requisição original em até 3 requisições menores.

Como citado, a etapa *offline* dessa heurística é idêntica à da heurística O_MPA-MSCL apresentada na seção 5.6.1.1, considerando a utilização do algoritmo MSCL puro no treinamento da rede e ordenamento das rotas através da otimização por série de funções, não considerando a utilização da técnica de *Split Spectrum* nessa etapa.

De posse da matriz \mathcal{R} com o novo ordenamento de rotas encontrado, tem-se início a etapa *online* da simulação. Essa heurística fornece mais liberdade de escolha no processo de alocação da requisição quando dividida, não seguindo exatamente os mesmos passos da heurística MPA-MSCL apresentados na seção 5.5. Com o objetivo de proporcionar maior liberdade na alocação, os passos seguidos na etapa *online* são descritos a seguir:

- Considerando a matriz \mathcal{R} encontrada na etapa *offline* com o ordenamento encontrado para cada tamanho de requisição presente no tráfego da rede, inicia-se a etapa *online* tentando-se alocar a requisição em sua forma original, com tamanho i sem divisão, considerando a tentativa de alocação nas 3 rotas alternativas consideradas, seguindo a sequência da matriz \mathcal{R} para o tamanho de requisição i .
- Caso a requisição original com tamanho i não consiga ser alocada no passo anterior, será considerada uma primeira divisão na requisição original, dividindo-a em 2 partes menores com tamanhos i_1 e i_2 , considerando todas as possibilidades de divisão da requisição original em 2 outras menores até que seja possível alocar a requisição completa.
- Tenta-se alocar a requisição dividida na rede, sendo que cada parte proveniente do processo de divisão seguirá uma tentativa de alocação na rede seguindo a sequência de rotas da matriz \mathcal{R} para o tamanho da requisição em questão i_1 e i_2 .

- Caso o passo anterior não seja suficiente para alocar a requisição de forma completa, será considerada a divisão da requisição original agora em 3 partes menores, com tamanhos i_1 , i_2 e i_3 , considerando-se todas as possibilidades de divisão da requisição em 3 outras menores até que seja possível realizar a alocação.
- Tenta-se alocar a requisição dividida na rede, sendo que cada parte proveniente do processo de divisão seguirá uma tentativa de alocação na rede seguindo a sequência de rotas da matriz \mathcal{R} para o tamanho da requisição em questão i_1 , i_2 e i_3 .
- Caso o passo anterior não seja suficiente para alocar a requisição completa (as 3 requisições menores provenientes do processo de divisão), a requisição será então bloqueada.

Como forma de melhorar o entendimento do procedimento proposto será apresentado um exemplo. Considera-se a realização da etapa *offline* do algoritmo, tendo-se encontrado a matriz \mathcal{R} mostrada na tabela a seguir:

Tabela 8 – Matriz \mathcal{R} obtida

Requisição	primeira rota	segunda rota	terceira rota
$i=1$	r_1	r_3	r_2
$i=2$	r_1	r_2	r_3
$i=3$	r_2	r_3	r_1
$i=4$	r_1	r_2	r_3
$i=5$	r_2	r_1	r_3
$i=6$	r_3	r_2	r_1

A matriz \mathcal{R} é otimizada por meio do PSO e da otimização por série de funções. Cada partícula do algoritmo PSO possui uma matriz, preenchida com as k rotas mais curtas entre cada par de nó origem-destino ($k = 3$ para o exemplo proposto). Durante o processo de otimização, as matrizes de cada partícula são ordenadas com base no cálculo dos custos de alocação, do menor para o maior custo. O custo de alocação $\theta^{<r,\nu,i>}$ é calculado com base no roteamento fixo-alternativo, com $k = 3$, sem considerar o uso de SS.

Admitindo-se nesse exemplo que a requisição original tem um tamanho de $i = 5$ slots, o primeiro passo da heurística em sua etapa *online* considera a alocação da requisição original, sem ser dividida, em uma das 3 rotas consideradas como alternativa. Esse passo da heurística consiste em se tentar alocar a requisição inteira em alguma das 3 rotas alternativas seguindo a sequência mostrada na Tabela 8 para $i = 5$. Dessa forma, será tentada a alocação da requisição inteira seguindo a sequência $\{r_2, r_1, r_3\}$. Caso esse passo não seja suficiente para alocar a requisição, considera-se alocá-la dividida em 2 requisições menores que seguirão a sequência $\{(i_1 = 4, i_2 = 1), (i_1 = 3, i_2 = 2)\}$. Para cada uma dessas possibilidades de divisão, será considerada a utilização da linha correspondente na matriz \mathcal{R} relativa ao tamanho da requisição em questão. No exemplo, considerando a possibilidade de divisão na forma $\{(i_1 = 4, i_2 = 1)\}$, a alocação da parte da requisição com tamanho $i_1 = 4$ seguirá a tentativa de alocação nas rotas seguindo

a sequência $\{r_1, r_2, r_3\}$ mostrada na Tabela 8, enquanto a parte da requisição com tamanho $i_2 = 1$ seguirá a sequência $\{r_1, r_3, r_2\}$ mostrada na mesma tabela. Caso esse passo ainda não seja suficiente para alocar a requisição, será considerada a divisão da requisição original em 3 partes menores. Considerando esse exemplo, a requisição de tamanho 5 será dividida na forma $\{i_1 = 2, i_2 = 2, i_3 = 1\}$. A alocação de cada uma dessas partes segue o mesmo procedimento da alocação da requisição quando dividida em apenas 2 partes, já descrito, seguindo a sequência de rotas apresentada na Tabela 8 para cada tamanho de requisição mostrado. A heurística MPOR-Allocation não segue exatamente os mesmos passos da heurística MPA-MSCL e O_MPA-MSCL, uma vez que essas priorizam alocar a requisição dividida em uma única rota, seguindo para a alocação por múltiplos caminhos apenas quando a alocação em uma única rota não é bem sucedida. A heurística MPOR-Allocation, por sua vez, ao dividir a requisição em duas ou três partes distintas adota um procedimento separado para a alocação de cada uma dessas partes, sendo que cada uma delas segue um ordenamento de rotas diferentes na tentativa de alocação, podendo já nessa etapa serem encaminhadas por rotas distintas.

5.6.1.2.1 Analisando o desempenho da heurística MPOR-Allocation

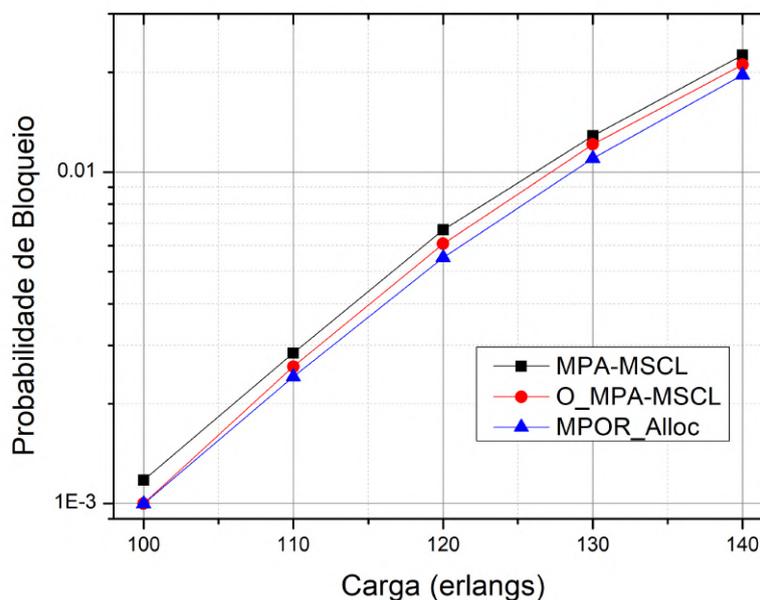
A fim de se analisar o desempenho da heurística proposta, foram realizadas simulações considerando a utilização na etapa *online* dos parâmetros obtidos na etapa *offline* da heurística. O cenário de simulação é o mesmo apresentado para o caso da heurística da Seção 5.6.1.1.1, considerando a utilização da mesma topologia. A seguir são apresentados os valores de probabilidade de bloqueio alcançados com o uso da heurística proposta, no mesmo cenário de simulação apresentado para o caso da heurística O_MPA-MSCL.

Observa-se através da Figura 40 que a maior liberdade de escolha de alocação dada à heurística MPOR foi capaz de reduzir ainda mais a probabilidade de bloqueio das requisições quando comparada às heurísticas MPA-MSCL e O_MPA-MSCL. Essa maior liberdade é alcançada através do roteamento separado para cada parte resultante do processo de divisão da requisição original, sendo que cada uma dessas partes segue uma sequência de tentativas de alocação que leva em consideração o ordenamento obtido através do PSR. O novo ordenamento combinado com a heurística proposta também contribui para reduzir a utilização da técnica de *Split Spectrum*, uma vez que cada requisição que chega à rede é direcionada para ser alocada em um grupo de rotas que foram ordenadas para melhor atender requisições com aquele tamanho específico, podendo reduzir a necessidade de particionamento da requisição original. Esse ordenamento também contribui para a redução da fragmentação na rede uma vez que agrupa requisições com mesmo tamanho de forma mais eficiente.

5.6.2 Análise computacional dos resultados e heurísticas

Assim como foi feito no Cap. 3, essa seção analisa o desempenho das heurísticas propostas ao longo do capítulo a fim de comparar o desempenho de cada heurística fazendo um

Figura 40 – Simulação mostrando a curvas de Probabilidade de Bloqueio para as heurísticas MPA-MSCL, O_MPA-MSCL e MPOR para a topologia NSFNet.



paralelo com o custo computacional necessário para sua simulação.

Para se analisar o desempenho de cada heurística foram feitas 5 simulações de cada uma delas na carga de 100 erlangs na topologia NSFNet. Essa carga foi escolhida com o objetivo de se ter uma média dos tempos de simulação para cada heurística, sendo que a carga de 65 erlangs que foi utilizada na Seção 3.6.4 não é repetida nessa seção por fornecer valores muito baixos para a probabilidade de bloqueio nas heurísticas que utilizam *Split Spectrum*, o que prejudicaria a análise realizada. O computador utilizado durante as simulações foi o mesmo da Seção 3.6.4.

Após a realização de 5 simulações de cada heurística para a carga de 100 erlangs, é realizada a média aritmética da probabilidade de bloqueio e do tempo de simulação para cada heurística e os resultados obtidos, do ganho referente à redução na probabilidade de bloqueio para cada heurística e do tempo de simulação são mostrados na Table 9. Para uma análise mais precisa dos resultados a heurística MSCL+SS foi comparada com a heurística original do MSCL, com roteamento fixo. Já as heurísticas PRF-MSCL, PRF-MSCL *priorizando divisão*, PRF-MSCL *com múltiplas rotas no início* e RCL-MSCL são comparadas com a heurística original do MSCL com roteamento fixo-alternativo com 2 rotas como possibilidade de roteamento. As heurísticas MPA-MSCL, O_MPA-MSCL e MPOR-Allocation são comparadas com a MSCL original com roteamento fixo-alternativo e 3 rotas dadas como opção. É importante destacar que as heurísticas O_MPA-MSCL e MPOR-Allocation representam as etapas *online* de simulação, tendo passado pelo processo de otimização que representa a etapa *offline* de simulação. Assim como descrito na Seção 3.6.4, nos processos de otimização a etapa *offline* é a que apresenta o maior custo computacional porém é realizada uma única vez para a obtenção das matrizes e parâmetros que serão utilizados nas respectivas etapas *online*. A simulação *offline* para as heurísticas descritas

durou 55h e 53 min.

Tabela 9 – Comparação do ganho na redução da probabilidade de bloqueio e tempo de simulação para as heurísticas abordadas.

Heurísticas	Redução na PB	Tempo de simulação
MSCL+SS	44%	16m e 53s
PRF-MSCL	49%	23m e 49s
PRF-MSCL <i>priorizando divisão</i>	54%	24m e 2s
PRF-MSCL <i>priorizando div. c/ mult rotas no início</i>	57%	25m e 34s
RCL-MSCL	67%	52m e 47s
MPA-MSCL	29%	24m e 36s
O_MPA-MSCL	34%	25m e 41s
MPOR-Allocation	36%	26m e 4s

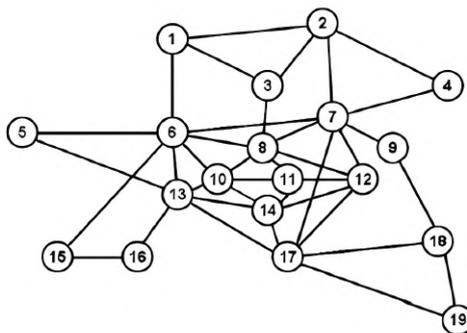
É importante se destacar que os ganhos e e tempos de simulação apresentados na Tabela 9 foram obtidos para um ponto específico de carga, podendo variar significamente dependendo da carga utilizada. Como observado nas Figuras 32 e 33, por exemplo, as heurísticas que combinam o algoritmo MSCL com a técnica de SS possuem maior ganho em cargas menores. Já a Figura 40 mostra que para a carga de 100 erlangs as heurísticas O_MPA-MSCL e MPOR-Allocation possuem probabilidade de bloqueio praticamente idênticas e as curvas começam a se distanciar em cargas maiores (o ganho obtido para a carga de 130 erlangs é de 29% para a heurística O_MPA-MSCL e de 35% para a heurística MPOR-Allocation, por exemplo).

Com o objetivo de testar ainda mais a eficiência das heurísticas propostas neste capítulo em diferentes cenários, foram feitas simulações para a topologia EON (*European Optical Network*) que possui 19 nós e 76 links. As simulações foram feitas para a carga de 90 erlangs e a escolha dessa topologia se deu pelo fato de se tratar de uma topologia de rede bastante interconectada, com média elevada de rotas interferentes (a topologia EON possui média de 23, 28 rotas interferentes, enquanto as topologias NSFNet e Finland possuem média de 16, 28 e 12, 72, respectivamente). Foram feitas simulações para todas as heurísticas mostradas na Tabela 9 considerando a mesma sequência apresentada. Observou-se que as reduções na probabilidade e bloqueio obtidas para a topologia EON seguiram a mesma sequência de reduções apresentadas para as outras topologia na Tabela 9. A topologia EON é mostrada na Figura 41.

5.6.3 Conclusões sobre os resultados encontrados

Observando a Tabela 9 da Seção 5.6.2 percebe-se que as heurísticas que combinam algoritmos de alocação com a técnica de SS são capazes de obter reduções na probabilidade de bloqueio bastante expressivas, porém possuem custo computacional (analisado por meio do tempo de simulação) bastante elevados. Quando compara-se as heurísticas que utilizam 2 rotas (PRF-MSCL, PRF-MSCL *priorizando divisão*, PRF-MSCL *priorizando div. c/ mult. rotas no início* e RCL-MSCL) e 3 rotas alternativas (MPA-MSCL, O_MPA-MSCL e MPOR-Allocation),

Figura 41 – Topologia EON utilizada nas simulações.



percebe-se que os tempos de simulação não variam tanto, porém os ganhos obtidos pelas heurísticas que utilizam 3 rotas alternativas são menores. A utilização de 3 rotas alternativas no lugar de 2 naturalmente fornece uma quantidade maior de opções de alocação, diminuindo assim a PB, o que deixa uma margem menor de ganho para as heurísticas que utilizam 3 rotas. Porém, destaca-se que os ganhos obtidos pelas heurísticas que utilizam 3 rotas são ainda bastante expressivos, variando entre 29% e 36%. É importante destacar também que os ganhos e tempos de simulação obtidos são referentes à carga de 100 erlangs e podem sofrer alteração se calculados em outros pontos de carga.

Ao se analisar os tempos de simulação das heurísticas que utilizam 2 e 3 rotas alternativas, percebe-se que os tempos não possuem muita diferença entre si. Naturalmente é de se esperar que a utilização de 3 rotas alternativas necessite de um tempo de simulação maior para se analisar todas as opções de alocação, porém esse fato é parcialmente compensado pela utilização da alocação contínua nas heurísticas MPA-MSCL, O_MPA-MSCL e MPOR-Allocation e a supressão da análise de algumas possibilidades de alocação. A heurística RCL-MSCL é a que possui o maior ganho dentre todas as heurísticas, porém é a que possui o maior tempo de simulação, praticamente o dobro do tempo de outras heurísticas que utilizam a mesma quantidade de rotas.

As heurísticas descritas ao longo deste capítulo possuem elevada complexidade, necessitando de muito tempo de simulação. Porém, destaca-se que a técnica de divisão espectral é ainda utilizada apenas em alguns laboratórios, de forma experimental, e necessita de estudos aprofundados, especialmente no desenvolvimento de dispositivos mais rápidos e eficientes, sendo que esse não é o objetivo deste trabalho. Várias das heurísticas propostas neste trabalho têm como objetivo também a análise de formas de se evitar o aumento demasiado na duração das simulações, propondo mecanismos de roteamento e alocação que evitem alguns passos e análises, evitando dessa forma um aumento maior na complexidade computacional. A análise do tempo real de chaveamento e utilização da técnica de SS depende da análise dos componentes físicos, o que não foi possível durante a realização deste trabalho.

5.6.3.1 Classificação das heurísticas apresentadas

As heurísticas apresentadas neste capítulo combinam a técnica de *Split Spectrum* com algoritmos de alocação de espectro, notadamente o algoritmo MSCL. As heurísticas FF+SS e MSCL+SS propõem a combinação direta desses algoritmos com a técnica de SS com a utilização de apenas uma rota como opção de roteamento, e apenas uma divisão permitida na requisição original.

As heurísticas PRF-MSCL, RCL-MSCL, PRF-MSCL *priorizando divisão* e PRF-MSCL *priorizando divisão com Múltiplas rotas no início* consideram a utilização de duas rotas como possibilidades no roteamento, sendo uma rota principal e outra secundária, permitindo também a utilização de uma divisão na requisição original, transformando-a em duas requisições menores. Dentre essas heurísticas, a PRF-MSCL *priorizando divisão* e a PRF-MSCL *priorizando divisão com Múltiplas rotas no início* propõem a priorização da alocação na rota principal.

As heurísticas MPA-MSCL e O_MPA-MSCL passam a considerar até três rotas como possibilidades no roteamento e duas divisões na requisição original. Essas heurísticas possuem como característica a utilização de meta-heurísticas para o aprimoramento da aplicação da técnica de SS com a otimização da forma de ordenamento das rotas utilizadas. A Tabela 10 a seguir apresenta um quadro resumo com as possíveis vantagens e desvantagens da utilização das heurísticas apresentadas neste capítulo.

Durante o doutorado foram publicados os seguintes trabalhos referentes às heurísticas propostas neste capítulo: (LIRA; ALMEIDA; MARTINS-FILHO, 2017), (LIRA; CHAVES; JR, 2020) e (LIRA; JR; CHAVES, 2021).

Tabela 10 – Quadro resumo com vantagens e desvantagens das heurísticas propostas no capítulo.

Heurísticas	Vantagens	Desvantagens
MSCL+SS	Consegue reduzir bastante a probabilidade de bloqueio criando variadas possibilidades de alocação com a menor complexidade computacional dentre as heurísticas propostas.	Limitada a apenas uma rota alternativa. Não possui mecanismos de redução adicional da complexidade computacional. Apresenta o menor ganho dentre as heurísticas.
PRF-MSCL	Reduz consideravelmente a PB com aspectos adicionais para reduzir a complexidade computacional. Capaz de incluir duas rotas na análise do roteamento e alocação.	Menor redução na PB devido às condições utilizadas para reduzir o tempo de simulação.
PRF-MSCL <i>priorizando divisão</i>	Redução considerável na PB, com aspectos que reduzem a complexidade computacional. Mostra um possível caminho a ser explorado com maior redução na PB ao se priorizar as divisões.	Não possui ganho muito acentuado devido às condições utilizadas para reduzir o tempo de simulação. Possui ganho marginal quando comparada a outras heurísticas.
PRF-MSCL <i>priorizando div. c/ mult rotas no início</i>	Considerável redução na PB. Priorização mais acentuada das divisões na utilização do SS, mostrando um possível caminho de melhorias.	Ganho marginal quando comparada a outras heurísticas semelhantes.
RCL-MSCL	Maior redução na PB dentre as heurísticas abordadas no capítulo. Explora todas as possibilidades de alocação, retornando aquela que resulta na menor perda de capacidade de alocação.	Maior tempo de simulação dentre as heurísticas apresentadas no capítulo.
MPA-MSCL	Redução considerável na PB. Permite analisar o roteamento e alocação por até 3 rotas distintas simultaneamente. Possui mecanismos para minimizar o aumento exagerado do custo computacional.	Ganho limitado devido a utilização de mecanismos que evitam o aumento exagerado do custo computacional. Tempo de simulação elevado. Possível maior problema com a recepção do sinal por considerar a transmissão por até 3 rotas distintas.
O_MPA-MSCL	Ganho considerável quando comparado ao da heurística MPA-MSCL, que utiliza a mesma quantidade de rotas alternativas. Apresenta soluções individualizadas para cada par de nó origem-destino	Necessidade de otimização específica para cada topologia feita de forma <i>offline</i> .
MPOR- Allocation	Maior redução na PB dentre as heurísticas que consideram 3 rotas como alternativas para o roteamento. Apresenta soluções individualizadas para cada par de nó origem-destino e cada fragmento da requisição dividida.	Possui ganho marginal quando comparada às outras heurísticas que utilizam a mesma quantidade de rotas alternativas. Necessita de otimização prévia, feita de forma <i>offline</i> .

6 CONCLUSÕES

Neste capítulo são discutidas as conclusões referentes aos resultados apresentados nos capítulos anteriores, as propostas desenvolvidas e possíveis trabalhos futuros que possam complementar os estudos realizados durante o doutorado.

6.1 CONCLUSÕES SOBRE AS TÉCNICAS E HEURÍSTICAS APRESENTADAS

Este trabalho versou sobre a aplicação de algoritmos bio-inspirados na otimização de heurísticas de alocação de espectro, notadamente no algoritmo MSCL, que é listado na literatura como um poderoso algoritmo para resolver o problema de atribuição de espectro em redes ópticas elásticas. O MSCL tem como diferencial a utilização, em sua resolução de alocação espectral, de uma metodologia de avaliação de como uma determinada alocação espectral impacta a rota candidata e suas rotas interferentes, estando intrinsecamente relacionado à capacidade da rede de alocar futuras demandas.

Inicialmente foram propostas duas heurísticas com o objetivo de melhorar a avaliação da perda de capacidade da rede quando são consideradas demandas de largura de banda heterogênea, como requerido pelas redes ópticas elásticas e originalmente proposto pelo MSCL. A primeira heurística, chamada MSCL-W, mantém a ideia original do MSCL, propondo o ajuste adequado de pesos incorporados a uma matriz, chamada matriz de custo, bem a forma como a capacidade deve ser avaliada com o intuito de melhorar o desempenho da rede através da otimização da matriz de custo $\mathcal{M}(i, j)$. A otimização de $\mathcal{M}(i, j)$ foi feita empregando-se a técnica PSO, conseguindo, por meio dessa otimização estimar de forma mais eficaz a capacidade da rede e assim reduzir a probabilidade de bloqueio de requisições na rede.

A segunda heurística, chamada MSCL-WL, adiciona o número de enlaces da rota sob análise à avaliação da capacidade de alocação. Observa-se que a inclusão desse parâmetro na matriz de custo ($\mathcal{M}(i, j, k)$) e a sua posterior otimização é capaz de superar o desempenho da heurística MSCL-W, através da proposição de k matrizes específicas para o cálculo da perda de capacidade em cada grupo de rotas com mesmo número de enlaces. Percebe-se que a adição dessa variável no cálculo da capacidade da rota é importante, uma vez que a dificuldade de se encontrar recursos na rede também depende desse parâmetro. A inclusão do número de *hops* como variável no processo, portanto, possibilita encontrar valores mais adequados para o preenchimento de cada matriz e, conseqüentemente, para o cálculo do custo de alocação em cada rota.

Ao analisar as características intrínsecas do MSCL, também foi proposta uma estrutura que permite construir algoritmos de alocação de espectro adaptados. Esses algoritmos consideram parâmetros de rede que possam se adequar às premissas da rede individuais para cada topologia, permitindo uma melhor representação da influência dos diferentes fatores que influenciam na perda de capacidade da rota, bem como suas ponderações de forma mais adequada. A partir da implementação dos passos da estrutura, foram propostas as heurísticas conhecidas como

MPAO-Wj e MPAO-WLj. Para se escolher o conjunto de *slots* mais adequado, essas heurísticas consideram no custo de alocação espectral, $\theta^{<r,\nu,i>}$, não apenas a perda de capacidade na rota candidata e em suas rotas interferentes, mas também a capacidade residual de cada uma dessas rotas. Esse procedimento aumenta a capacidade de as heurísticas diferenciarem quão críticas estão as rotas nos seus diferentes estados, aumentando assim a capacidade de alocar futuras solicitações recebidas. Visto que as heurísticas MPAO empregam a matriz de custo \mathcal{M} juntamente com uma matriz responsável por ponderar as séries de funções, MPAO-Wj e MPAO-WLj propõem realizar a otimização dessas matrizes de forma conjunta. O processo de otimização da ponderação das funções na série de funções é realizado conjuntamente com a otimização das matrizes de custo ($\mathcal{M}(i, j)$) ou ($\mathcal{M}(i, j, k)$), tornando assim a avaliação dos parâmetros mais adequada ao estado da rede utilizada. A avaliação conjunta da perda de capacidade e capacidade residual, através de uma otimização por série de funções, permitiu com que as heurísticas MPAO-Wj e MPAO-WLj superassem o desempenho das heurísticas MSCL-W e MSCL-WL.

Também foram propostas heurísticas que levam em consideração a aplicação da técnica de *Split Spectrum*, capaz de fracionar uma determinada requisição de conexão na rede e assim, quando não houver recurso suficiente para a alocação de forma contígua de todos os *slots* requisitados, permitir a alocação das partes resultantes do processo de fracionamento de forma separada na rede, sejam todas as partes alocadas pela mesma rota ou em rotas distintas. As heurísticas MSCL+SS e FF+SS combinam a aplicação dos algoritmos de alocação MSCL e First Fit, respectivamente, com a técnica de SS. Observou-se que ambas heurísticas se beneficiaram da utilização da técnica de SS, porém a heurística que utiliza o MSCL na combinação foi capaz de obter resultados ainda melhores do que a combinação com o FF. Isso se deve ao fato de o algoritmo MSCL analisar o estado da rede durante a alocação, e assim permitir a divisão adequada da requisição e seu posterior encaixe nas porções espectrais que retornam a menor perda de capacidade para a rede.

Também foram propostas heurísticas que combinam a técnica de SS com roteamento por mais de uma rota, seja ao se considerar a utilização de rotas alternativas para a alocação da requisição, seja considerando a utilização simultânea de múltiplas rotas no processo de alocação da requisição, com diferentes rotas podendo receber uma parte da requisição dividida. Dessa forma, foi proposta uma heurística com o objetivo de alocar as chamadas dando prioridade a uma determinada rota quando utiliza-se o SS (heurística PRF-MSCL), e outra utiliza o algoritmo MSCL para avaliar todas as possibilidades de divisão e alocação da requisição original, retornando a que obtiver o melhor desempenho relativo à perda de capacidade da rede (heurística RCL-MSCL). Ambas heurísticas obtêm bom desempenho com relação à probabilidade de bloqueio das requisições, tornando-se alternativas de utilização capazes de oferecer bom desempenho, porém com um custo computacional mais elevado, no caso da utilização da RCL-MSCL, ou oferecer um desempenho um pouco inferior, porém com custo computacional reduzido, no caso de se utilizar a PRF-MSCL. Essas heurísticas também podem ser escolhidas com base nas opções da rede. A heurística RCL MSCL distribui melhor a carga na rede, porém utiliza o SS mais vezes, podendo

não ser indicada para redes com grandes diferenças de comprimento entre as rotas por poder aumentar os problemas com o *delay*, já que utiliza mais vezes a rota alternativa. Ao se utilizar mais vezes as rotas alternativas e a utilização de mais de uma rota de forma simultânea, o atraso no recebimento das partes divididas da requisição torna-se um problema também a ser resolvido. A RCL MSCL pode também não ser indicada para redes em que a quantidade de transponders seja reduzida (RCL MSCL utiliza SS mais vezes). Já a heurística PRF MSCL, apesar de obter um desempenho inferior quando comparada à RCL MSCL, utiliza a técnica de SS menos vezes, economizando assim a quantidade de transponders utilizados, e utiliza a rota principal mais vezes, diminuindo os problemas com o *delay* por utilizar a transmissão por rotas distintas menos vezes.

As heurísticas *PRF Priorizando divisão* e *PRF com Múltiplas rotas no início* foram desenvolvidas com o objetivo de avaliar a priorização da forma de divisão da requisição original. Esses algoritmos obtiveram melhor desempenho quando comparados à heurística PRF MSCL, conseguindo distribuir melhor a carga entre as rotas consideradas e possivelmente contribuindo para a redução na fragmentação da rede, uma vez que fixar a forma de se dividir a requisição e os tamanhos da requisição que serão testados com prioridade permitem com que os buracos que surgem no espectro das rotas sejam semelhantes ao das novas requisições de chegada que serão testadas, facilitando o encaixe dessas requisições.

Por fim, foram propostas as heurísticas MPA-MSCL, O_MPA-MSCL e MPOR-Allocation. Tais algoritmos tiveram como objetivo otimizar o ordenamento das rotas utilizadas pelas heurísticas de múltiplos caminhos, utilizando para tanto o algoritmo PSO e a otimização por série de funções utilizada na proposição das heurísticas MPAO-Wj e MPAO-WLj. Com o novo ordenamento obtido através do processo evolutivo, as novas heurísticas foram capazes de reduzir a probabilidade de bloqueio quando comparadas à heurística MPA-MSCL, notadamente quando uma maior liberdade é conferida à escolha da alocação, feita pelo algoritmo MPOR-Allocation. O novo ordenamento combinado com a heurística proposta também contribui para reduzir a utilização da técnica de *Split Spectrum*, uma vez que cada requisição que chega à rede é direcionada para ser alocada em um grupo de rotas que foram ordenadas para melhor atender requisições com aquele tamanho específico, podendo reduzir a necessidade de particionamento da requisição original e podendo contribuir para a redução da fragmentação na rede uma vez que agrupa requisições com mesmo tamanho de forma mais eficiente.

6.2 TRABALHOS FUTUROS

Como trabalhos futuros, serão propostas adaptações e/ou extensões na estrutura evolutiva proposta para que se possa estudar o desempenho da aplicação da estrutura em outros algoritmos de alocação da literatura, analisando também a influência de outras variáveis de entrada no custo de alocação das rotas. Propõe-se também um estudo sobre a possibilidade de utilização de um processo de aprimoramento mais genérico, em que as matrizes e parâmetros obtidos pelo algoritmo de otimização possam ser utilizados em diferentes cenários e

topologias, sem que seja necessária uma otimização *offline* específica para cada topologia. Outras combinações de roteamento e alocação de espectro podem ser obtidas com o uso adequado da técnica de SS, destacadamente com a inclusão de aspectos de camada física e um estudo mais aprofundado sobre a utilização de banda de guarda. Outros modelos de tráfego e outras técnicas de otimização podem também ser utilizadas para melhorar o desempenho das estruturas propostas neste trabalho, notadamente os algoritmos genéticos, que podem ser mais adequados na otimização de algumas das heurísticas propostas, como as que consideram um ordenamento das rotas e das formas de divisão da requisição original. Essas técnicas podem ser utilizadas na descoberta de novas formas de roteamento e priorização das formas de divisão da requisição, analisando inclusive as divisões que podem ser testadas prioritariamente para cada par origem destino ou até mesmo cada rota da rede em questão.

Propõe-se também trabalhar para reduzir a complexidade computacional das heurísticas já propostas, apresentando versões mais genéricas e simplificadas e com complexidade mais próxima à do MSCL original, mesmo que para tanto seja necessário diminuir o ganho obtido com a redução na probabilidade de bloqueio.

6.2.1 Combinação das heurísticas

As heurísticas apresentadas no Capítulo 3 apresentam propostas de melhorias e otimizações realizadas em algoritmos de alocação de espectro, notadamente no algoritmo MSCL. Este algoritmo é também utilizado ao longo de todo trabalho, sendo utilizado combinado com a técnica de divisão espectral apresentada no Capítulo 5, porém, a versão do MSCL utilizada nessa combinação é a versão original do algoritmo, não sendo utilizada nenhuma das versões otimizadas apresentadas no Capítulo 3. Esse fato se deu pelo motivo de que as heurísticas foram desenvolvidas em paralelo durante o doutorado, mas nada impede que alguma das heurísticas otimizadas (MSCL-W, MSCL-WL, MPAO-Wj e MPAO-WLj) possa ser utilizada juntamente com a divisão espectral. Como trabalho futuro também é proposto a utilização das heurísticas otimizadas juntamente com a técnica de *Split Spectrum*, observando as características de cada heurística utilizada. Heurísticas que levam em consideração o comprimento das rotas no processo de otimização podem ser utilizadas estrategicamente com propostas que buscam ordenar a utilização prioritárias das rotas alternativas (como é feito pelas heurísticas O_MPA-MSCL e MPOR-Allocation), contribuindo para uma possível redução ainda maior na probabilidade de bloqueio.

REFERÊNCIAS

- AGUIAR, A. L. S.; SOUSA, F. B. C.; MELO, Y. V. L. de. Optical distribution network design using pso. **IEEE Communications Letters**, v. 27, n. 1, p. 239–242, 2023. Citado na página 60.
- 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, p. 359–361, 2013. Citado 6 vezes nas páginas 30, 32, 44, 47, 65 e 73.
- ALVES, M. M. et al. Impairment-aware fixed-alternate bsr routing heuristics applied to elastic optical networks. **The Journal of Supercomputing**, v. 77, n. 2, p. 1475–1501, 2021. Citado na página 60.
- ARFKEN, G. B.; WEBER, H. J. **Mathematical Methods for Physicists: A Comprehensive Guide**. [S.l.]: Academic Press, 2012. Citado 2 vezes nas páginas 53 e 54.
- BARBOSA, C. E. M. **Algoritmos bio-inspirados para solução de problemas de otimização**. UFPE: [s.n.], 2017. 193 p. Citado 2 vezes nas páginas 34 e 35.
- BELLMAN, R. On a routing problem. **Quart. Appl. Math**, v. 16, p. 87–90, Dec. 1958. Citado na página 27.
- BRATTON, D.; KENNEDY, J. Defining a standard for particle swarm optimization. In: **2007 IEEE Swarm Intelligence Symposium**. [S.l.: s.n.], 2007. p. 120–127. Citado na página 46.
- CASTRO, L. N. D.; ZUBEN, F. J. V. **Recent developments in biologically inspired computing**. [S.l.]: Igi Global, 2005. Citado na página 35.
- 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. Disponível em: <<https://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1573427717300954>>. Citado na página 60.
- 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 63.
- CHAN, K.-M.; YUM, T. Analysis of least congested path routing in wdm lightwave networks. In: **Proceedings of INFOCOM '94 Conference on Computer Communications**. [S.l.: s.n.], 1994. p. 962–969 vol.2. Citado na página 29.
- CHAVES, D. A. R. et al. A methodology to design the link cost functions for impairment aware routing algorithms in optical networks. **Photonic Network Communications**, n. 22, p. 133–150, 2011. Citado 5 vezes nas páginas 46, 53, 60, 64 e 121.
- CHEN, X.; JUKAN, A.; GUMASTE, A. Multipath de-fragmentation: Achieving better spectral efficiency in elastic optical path networks. In: **2013 Proceedings IEEE INFOCOM**. [S.l.: s.n.], 2013. p. 390–394. Citado na página 74.
- CHEN, Z. et al. Key technologies for elastic optical networks. In: **13th International Conference on Optical Communications and Networks (ICOON)**. [S.l.: s.n.], 2014. p. 1040–1043. Citado 2 vezes nas páginas 22 e 25.

CHRISTODOULOPOULOS, K.; TOMKOS, I.; VARVARIGOS, E. Elastic bandwidth allocation in flexible ofdm-based optical networks. **Journal of Lightwave Technology**, v. 29(1), p. 1354–1366, Maio 2011. Citado na página 27.

CISCO. **Cisco Annual Internet Report - Cisco Annual Internet Report Highlights Tool**. 2020. Disponível em: <<https://www.cisco.com/c/en/us/solutions/executive-perspectives/annual-internet-report/air-highlights.html>>. Citado 2 vezes nas páginas 8 e 20.

CISCO. **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>>. Citado na página 20.

COSTA, L. R. **Eficiência Energética em Redes Ópticas Elásticas**. 175 p. Tese (Doutorado) — Universidade de Brasília, UNB, 2021. Citado 2 vezes nas páginas 9 e 77.

CULLOCH, W. S. M.; PITTS, W. H. A logical calculus of the ideas immanent in nervous activity. **Bulletin of Mathematical Biophysics**, n. 5, p. 115–133, Dezembro 1943. Citado na página 35.

DAHLFORT, S. et al. Split spectrum approach to elastic optical networking. In: **2012 38th European Conference and Exhibition on Optical Communications**. [S.l.: s.n.], 2012. p. 1–3. Citado 2 vezes nas páginas 73 e 74.

DALLAGLIO, M. et al. Impact of sbvts based on multi-wavelength source during provisioning and restoration in elastic optical networks. In: **2014 The European Conference on Optical Communication (ECOC)**. [S.l.: s.n.], 2014. p. 1–3. Citado na página 78.

DALLAGLIO, M. et al. Routing, spectrum, and transponder assignment in elastic optical networks. **Journal of Lightwave Technology**, v. 33, n. 22, p. 4648–4658, 2015. Citado 3 vezes nas páginas 77, 78 e 79.

DASGUPTA, D. **Artificial Immune Systems and Their Applications**. [S.l.]: Springer, 1999. Citado na página 36.

DIJKSTRA, E. W. A note on two problems in connexion with graphs. **Numerische Mathematik**, v. 1, n. 1, p. 269–271, Dec. 1959. Citado na página 27.

DORIGO, M. **Optimization, learning and natural algorithms**. Tese (Doutorado) — Politecnico di Milano, 1992. Citado na página 36.

DRESSLER, F. et al. Guest editorial bio-inspired networking. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, v. 28, n. 4, p. 521–523, 2010. Citado na página 36.

DURAES, G. M. et al. The choice of the best among the shortest routes in transparent optical networks. **Computer Networks**, v. 54, n. 14, p. 2400–2409, 2010. ISSN 1389-1286. Disponível em: <<https://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1389128610000873>>. Citado na página 28.

DURAN, R. J. et al. Performance comparison of methods to solve the routing and spectrum allocation problem. In: **14th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)**. [S.l.: s.n.], 2012. Citado na página 30.

ENGELBRECHT, A. P. **Fundamentals of Computational Swarm Intelligence**. [S.l.]: Wiley, 2005. Citado 3 vezes nas páginas 36, 37 e 60.

FRANCA, F. O. de. **ALGORITMOS BIO-INSPIRADOS APLICADOS À OTIMIZAÇÃO DINÂMICA**. UNICAMP: [s.n.], 2005. Citado na página 35.

GUO, B. et al. Multicasting based optical inverse multiplexing in elastic optical network. **Opt. Express**, n. 22, p. 15133–15142, 2014. Citado na página 73.

HOROTA GUSTAVO B. FIGUEIREDO, N. L. S. d. F. A. K. Algoritmo de roteamento e atribuição de espectro com minimização de fragmentação em redes Óticas elásticas. In: **Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos-SBRC**. [S.l.: s.n.], 2014. Citado na página 30.

ITU. **G.694.1 : Spectral grids for WDM applications: DWDM frequency grid**. 2021. Url <https://www.itu.int/rec/T-REC-G.694.1/>. Citado 2 vezes nas páginas 22 e 24.

JINNO, M. et al. Distance-adaptive spectrum resource allocation in spectrum-sliced elastic optical path network. **IEEE Communications Magazine**, v. 48(8), p. 138–145, agosto 2010. Citado 2 vezes nas páginas 21 e 22.

JINNO, M. et al. Spectrum-efficient and scalable elastic optical path network: architecture, benefits, and enabling technologies. **Communications Magazine**, p. 66–73, 2009. Citado 2 vezes nas páginas 22 e 26.

KATAOKA, V. da S. **Avaliação de algoritmos evolucionários multiobjetivo para o problema de alocação de bancos de capacitores na presença de harmônicos**. UFPA: [s.n.], 2017. 98 p. Citado na página 35.

KENNEDY, J.; EBERHART, R. Particle swarm optimization. In: **Proceedings of ICNN'95 - International Conference on Neural Networks**. [S.l.: s.n.], 1995. v. 4, p. 1942–1948 vol.4. Citado 2 vezes nas páginas 36 e 37.

KITSUWAN, N.; PAVARANGKON, P.; NAG, A. Elastic optical network with spectrum slicing for fragmented bandwidth allocation. **Optical Switching and Networking**, v. 38, p. 100583, 2020. ISSN 1573-4277. Disponível em: <https://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1573427720300369>. Citado na página 74.

KUMAMATH, J.; BATRI, K. H-pso: A secure route optimization model for link fault detection in optical networks. **Dynamic Systems and Applications**, v. 30, n. 11, p. 1683+, 2021. Citado na página 60.

LEITE, J. et al. Análise do impacto da utilização de variações do pso no algoritmo de roteamento por série de potências em um cenário de rede Ótica elástica. In: **XL Simpósio Brasileiro de Telecomunicações e Processamento de Sinais (SBRT2022)**. [S.l.: s.n.], 2022. p. 1–2. Citado na página 36.

LI, L.; SOMANI, A. Dynamic wavelength routing using congestion and neighborhood information. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, v. 7, n. 5, p. 779–786, 1999. Citado na página 27.

LIO, P.; VERMA, D. Biologically inspired networking [guest editorial]. **IEEE Network**, v. 24, n. 3, p. 4–4, 2010. Citado na página 36.

LIRA, C. et al. Meta-heuristic procedure for enhanced spectrum fragmentation assessment in elastic optical networks. **Journal of Communication and Information Systems**, v. 35, n. 1, p. 333–337, Dec. 2020. Citado 3 vezes nas páginas 47, 63 e 71.

- LIRA, C. J.; ALMEIDA, R. C.; CHAVES, D. A. Spectrum allocation using multiparameter optimization in elastic optical networks. **Computer Networks**, v. 220, p. 109478, 2023. ISSN 1389-1286. Disponível em: <<https://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1389128622005126>>. Citado na página 71.
- LIRA, C. J. N.; CHAVES, D.; JR, R. C. A. Estratégias de rsa utilizando split spectrum e o algoritmo mscl em eons. In: **XXXVIII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações e Processamento de Sinais (SBrT2020)**. [S.l.: s.n.], 2020. p. 1–4. Citado 4 vezes nas páginas 95, 103, 107 e 131.
- LIRA, C. J. N.; JR, R. C. A.; CHAVES, D. Aplicação do algoritmo mscl com subparticionamento por múltiplas rotas. In: **XXXIX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações e Processamento de Sinais (SBrT2021)**. [S.l.: s.n.], 2021. p. 1–4. Citado 3 vezes nas páginas 112, 120 e 131.
- LIRA, C. J. N. de. **Utilização de meta-heurística e de divisão espectral para alocação eficiente de espectro em redes ópticas elásticas**. UFPE: [s.n.], 2016. 91 p. Citado 6 vezes nas páginas 8, 38, 39, 41, 42 e 43.
- LIRA, C. J. N. 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: **2017 IEEE 18th International Conference on High Performance Switching and Routing (HPSR)**. [S.l.: s.n.], 2017. p. 1–6. Citado 3 vezes nas páginas 95, 99 e 131.
- LU, W. et al. Dynamic multi-path service provisioning under differential delay constraint in elastic optical networks. **IEEE Communications Letters**, v. 17, n. 1, p. 158–161, 2013. Citado na página 74.
- LU, W. et al. Dynamic multi-path service provisioning under differential delay constraint in elastic optical networks. **IEEE Communications Letters**, v. 17, n. 1, p. 158–161, 2013. Citado na página 114.
- MING, X. et al. Split spectrum: a multi-channel approach to elastic optical networking. **Opt. Express**, v. 28, n. 20, p. 29143–8, dezembro 2012. Citado 2 vezes nas páginas 73 e 74.
- MURTHY, C. S. R.; GURUSAMY, M. **WDM Optical Networks: Concepts, Design, and Algorithms**. [S.l.]: Prentice Hall, 2001. Citado na página 117.
- O'MAHONY, M. J. et al. Future optical networks. **Journal of Lightwave Technology**, v. 24, p. 4684–4696, 2006. Citado na página 24.
- PAGES, A.; PERELLO, J.; SPADARO, S. Lightpath fragmentation for efficient spectrum utilization in dynamic elastic optical networks. In: **2012 16th International Conference on Optical Network Design and Modelling (ONDM)**. [S.l.: s.n.], 2012. p. 1–6. Citado na página 74.
- PAGES, A. et al. Optimal route, spectrum, and modulation level assignment in split-spectrum-enabled dynamic elastic optical networks. **Journal of Optical Communications and Networking**, v. 6, n. 2, p. 114–126, 2014. Citado na página 73.
- POURKARIMI, E.; RAHBAR, A. G. Novel fragmentation-aware algorithms in space division multiplexing elastic optical networks. **Optical Fiber Technology**, v. 66, 2021. Citado na página 120.

RUAN, L.; ZHENG, Y. Dynamic survivable multipath routing and spectrum allocation in ofdm-based flexible optical networks. **Journal of Optical Communications and Networking**, v. 6, n. 1, p. 77–85, janeiro 2014. Citado na página 20.

SAIF, W. S. et al. Performance investigation of modulation format identification in super-channel optical networks. **IEEE Photonics Journal**, v. 14, n. 2, p. 1–10, 2022. Citado 2 vezes nas páginas 36 e 77.

SAMBO, N. et al. First demonstration of sdn-controlled sbvt based on multi-wavelength source with programmable and asymmetric channel spacing. In: **2014 The European Conference on Optical Communication (ECOC)**. [S.l.: s.n.], 2014. p. 1–3. Citado 2 vezes nas páginas 77 e 79.

SAMBO, N. et al. First demonstration of sdn-controlled sbvt based on multi-wavelength source with programmable and asymmetric channel spacing. In: **2014 The European Conference on Optical Communication (ECOC)**. [S.l.: s.n.], 2014. p. 1–3. Citado na página 78.

SANTOS, A. F. d. **Algoritmos para Roteamento e Alocação de Espectro em Redes Ópticas Elásticas**. Tese (Doutorado) — Universidade Federal da Bahia, UFBA, 2015. Citado na página 22.

SILVA, P. C. B. d. **Roteamento e Alocação eficiente de canais em Redes Ópticas Elásticas**. PUC: [s.n.], 2013. Citado 3 vezes nas páginas 8, 22 e 25.

SONE, Y. et al. Routing and spectrum assignment algorithm maximizes spectrum utilization in optical networks. In: **37th European Conference and Exhibition on Optical Communication (ECOC)**. [S.l.: s.n.], 2011. Citado 2 vezes nas páginas 29 e 30.

SRIVASTAVA, A.; SRIVASTAVA, A. Flow aware differential delay routing for next-generation ethernet over sonet/sdh. In: **2006 IEEE International Conference on Communications**. [S.l.: s.n.], 2006. v. 1, p. 140–145. Citado na página 81.

TAKAGI, T. et al. Dynamic routing and frequency slot assignment for elastic optical path networks that adopt distance adaptive modulation. In: **Optical Fiber Communication Conference and Exposition and the National Fiber Optic Engineers Conference (OFC/NFOEC)**. [S.l.: s.n.], 2011. Citado 3 vezes nas páginas 8, 26 e 29.

TALEBI, S. et al. Spectrum management techniques for elastic optical networks: A survey. **Optical Switching and Networking**, v. 13, p. 34–48, julho 2014. 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, 2020. Citado na página 81.

VELASCO, L. et al. Modeling the routing and spectrum allocation problem for flexgrid optical networks. **Photonic Network Communications**, p. 1–10, 2012. Citado na página 27.

WALDMAN, H. et al. Deadlock avoidance under incremental traffic in the elastic single link. In: **2014 16th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)**. [S.l.: s.n.], 2014. p. 1–4. Citado na página 80.

WAN, X. et al. Dynamic routing and spectrum assignment in flexible optical path networks. In: **Optical Fiber Communication Conference and Exposition (OFC/NFOEC) and the National Fiber Optic Engineers Conference**. [S.l.: s.n.], 2011. Citado na página 30.

WANG, X.; BRANDT-PEARCE, M.; SUBRAMANIAM, S. Impact of wavelength and modulation conversion on translucent elastic optical networks using milp. **Journal of Optical Communications and Networking**, v. 7, n. 7, p. 644–655, 2015. Citado na página 73.

WANG, X. et al. Benefits of sub-band virtual concatenation for enhancing availability of elastic optical networks. **Journal of Lightwave Technology**, v. 34, n. 4, p. 1098–1110, 2016. Citado 2 vezes nas páginas 79 e 95.

WANG, Y.; CAO, X.; PAN, Y. A study of the routing and spectrum allocation in spectrum-sliced elastic optical path networks. In: **2011 Proceedings IEEE INFOCOM**. [S.l.: s.n.], 2011. Citado na página 27.

WEI, C. et al. A spectrum-efficient algorithm based on traffic splitting and merging transmission for anycast in inter-datacenter elastic optical networks. **Photonic Network Communications**, v. 35, n. 2, p. 165–176, 2018. Citado na página 74.

XU, Y. et al. Demonstration of all-optical inverse multiplexing in elastic optical networks. In: **OFC 2014**. [S.l.: s.n.], 2014. p. 1–3. Citado 2 vezes nas páginas 73 e 74.

YEN, J. Y. Finding the k shortest loopless paths in a network. **Management Science, INFORMS**, v. 17, n. 11, p. 712–716, 1971. ISSN 00251909, 15265501. Disponível em: <http://www.jstor.org/stable/2629312>. Citado na página 28.

YU, X. et al. A modified pso assisted blind modulation format identification scheme for elastic optical networks. **Optics Communications**, v. 476, p. 126280, 2020. ISSN 0030-4018. Disponível em: <https://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0030401820306970>. Citado na página 60.

YUAN, J. et al. A spectrum assignment algorithm in elastic optical network with minimum sum of weighted resource reductions in all associated paths. **Journal of Lightwave Technology**, v. 37, n. 21, p. 5583–5592, 2019. Citado 4 vezes nas páginas 63, 64, 65 e 71.

YUAN, X.; SHEN, G. How much can sub-band virtual concatenation (vcat) help static routing and spectrum assignment in elastic optical networks? (invited). In: **2014 IEEE International Conference on Communication Systems**. [S.l.: s.n.], 2014. p. 273–277. Citado na página 79.

ZANG, H.; JUE, J. P.; MUKHERJEE, B. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical wdm networks. **Optical Networks Magazine**, v. 1, n. 1, p. 47–60, 2000. Citado 6 vezes nas páginas 22, 24, 25, 27, 28 e 29.

ZHANG, G. et al. A survey on ofdm-based elastic core optical networking. **IEEE Communications Surveys Tutorials**, v. 15, n. 1, p. 65–87, 2013. Citado 3 vezes nas páginas 22, 25 e 76.

ZHANG, M. et al. Bandwidth defragmentation in dynamic elastic optical networks with minimum traffic disruptions. In: **2013 IEEE International Conference on Communications (ICC)**. [S.l.: s.n.], 2013. p. 3894–3898. Citado na página 73.

ZHANG, W. et al. Reliable adaptive multipath provisioning with bandwidth and differential delay constraints. In: **2010 Proceedings IEEE INFOCOM**. [S.l.: s.n.], 2010. p. 1–9. Citado na página 95.

ZHANG, Y. et al. Migration from fixed to flexible grid optical networks with sub-band virtual concatenation. **Journal of Lightwave Technology**, v. 35, n. 10, p. 1752–1765, 2017. Citado 3 vezes nas páginas 73, 74 e 75.

ZHAO, J. et al. Distance-adaptive routing and spectrum assignment in ofdm-based flexible transparent optical networks. **Photonic Network Communications**, v. 27(3), p. 119–127, junho 2014. Citado 2 vezes nas páginas 22 e 24.

ZHU, M. et al. Energy-aware virtual optical network embedding in sliceable-transponder-enabled elastic optical networks. **IEEE Access**, v. 7, p. 41897–41912, 2019. Citado na página 76.

ZHU, Z. et al. Dynamic service provisioning in elastic optical networks with hybrid single-/multi-path routing. **Journal of Lightwave Technology**, v. 31, n. 1, p. 15–22, 2013. Citado na página 74.

ZITZLER, E. Evolutionary algorithms for multiobjective optimization: methods and applications. In: . [S.l.: s.n.], 1999. Citado na página 36.