

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

UTILIZAÇÃO DE META-HEURÍSTICA E DE DIVISÃO ESPECTRAL PARA
ALOCÇÃO EFICIENTE DE ESPECTRO EM REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS

Recife

2016

Clayton José Natal de Lira

UTILIZAÇÃO DE META-HEURÍSTICA E DE DIVISÃO ESPECTRAL PARA
ALOCÇÃO EFICIENTE DE ESPECTRO EM REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS

Dissertação submetida ao Programa de Pós-Graduação
em Engenharia Elétrica da Universidade Federal de
Pernambuco como parte dos requisitos para obtenção
do grau de Mestre em Engenharia Elétrica.

Área de concentração: Comunicações

Linha de pesquisa: Redes ópticas

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

Recife

2016

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

L768u Lira, Clayton José Natal de.
Utilização de meta-heurística e de divisão espectral para alocação eficiente de espectro em redes ópticas elásticas / Clayton José Natal de Lira. – 2016.
91 folhas, il., gráfs., tabs.

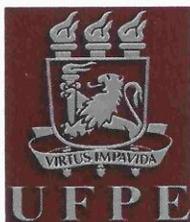
Orientador: Prof. Dr. Raul Camelo de Andrade Almeida Júnior.
Dissertação (Mestrado) – Universidade Federal de Pernambuco. CTG.
Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica, 2016.
Inclui Referências e Apêndices.

1. Engenharia Elétrica. 2. Redes ópticas elásticas. 3. MSCL. 4. Divisão espectral. 5. PSO. I. Almeida Júnior, Raul Camelo de Andrade. (Orientador).
II. Título.

UFPE

621.3 CDD (22. ed.)

BCTG/2017-336



Universidade Federal de Pernambuco
Pós-Graduação em Engenharia Elétrica

PARECER DA COMISSÃO EXAMINADORA DE DEFESA DE
DISSERTAÇÃO DO MESTRADO ACADÊMICO DE

CLAYTON JOSÉ NATAL DE LIRA

TÍTULO

**“UTILIZAÇÃO DE META-HEURÍSTICA E DE DIVISÃO ESPECTRAL PARA
ALOCAÇÃO EFICIENTE DE ESPECTRO EM REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS”**

A comissão examinadora composta pelos professores: RAUL CAMELO DE ANDRADE ALMEIDA JÚNIOR, DES/UFPE; DANILO RICARDO BARBOSA DE ARAÚJO, DEINFO/UFRPE e DANIEL AUGUSTO RIBEIRO CHAVES, POLI/UPE, sob a presidência do primeiro, consideram o candidato **CLAYTON JOSÉ NATAL DE LIRA APROVADO.**

Recife, 01 de agosto de 2016.

MARCELO CABRAL CAVALCANTI
Coordenador do PPGEE

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

DANILO RICARDO BARBOSA DE ARAÚJO
Membro Titular Externo

DANIEL AUGUSTO RIBEIRO CHAVES
Membro Titular Externo

Resumo

O presente trabalho aborda a utilização de um método heurístico e um procedimento meta-heurístico para melhorias na alocação do espectro em Redes Ópticas Elásticas. O uso da meta-heurística é proposto com o fim de melhorar o algoritmo de alocação de espectro conhecido como MSCL (*Min Slot-Continuity Capacity Loss*). Para tanto, utiliza-se o algoritmo de otimização por enxame de partículas PSO (*Particle Swarm Optimization*) para determinar de forma mais adequada a relação entre o tamanho da requisição e o tamanho do espaço de espectro disponível na rede, onde se pode fazer a alocação da demanda. Para isso, fora proposto o uso de uma matriz de valores para quantificar a capacidade de alocação de cada conjunto de slots disponíveis nas rotas. A meta-heurística visa à obtenção de valores ótimos para preencher essa matriz de formas proposta, e assim quantificar mais apropriadamente o número de formas de alocação e, conseqüentemente, a perda de capacidade derivada da alocação da requisição nas redes ópticas elásticas. É mostrado que a técnica ajuda a diminuir a probabilidade de bloqueio das requisições futuras quando comparada com a técnica MSCL originalmente proposta. Nesta dissertação, também é proposta uma heurística que combina a técnica de Divisão Espectral (*Split Spectrum*) em redes ópticas elásticas com o cálculo da perda de capacidade na rede, de forma a encontrar melhores alternativas de divisão e alocação das requisições ao se utilizar a técnica descrita. A heurística proposta beneficia-se do aumento da quantidade de combinações de alternativas de alocação, gerado pelo método de Divisão Espectral, e por escolher aquela que promove uma maior eficiência na utilização do espectro na rede. Observa-se assim uma sinergia entre a técnica de divisão espectral e a técnica de redução da perda de capacidade, já que o uso do MSCL com a Divisão Espectral faz reduzir mais significativamente a probabilidades de bloqueio quando comparado com as outras técnicas de alocação de espectro.

Palavras-chave: Redes ópticas elásticas. MSCL. Divisão espectral. PSO

Abstract

This work discusses the use of a heuristic method and a metaheuristic procedure for improvement in the spectrum allocation in Elastic Optical Networks. The metaheuristic is proposed in order to improve the spectrum allocation algorithm known as MSCL (Min Slot-Continuity Capacity Loss), which uses the algorithm of optimization by swarm of particles PSO (Particle Swarm Optimization) for determining a combination of values capable of quantify more appropriately the number of allocation forms. For this purpose, it was proposed to use matrix of values to quantify the capacity of allocation of each set of available slots on the routes. The metaheuristic technique aims in obtaining optimal values to fill the proposed matrix of forms and, thus, quantify more appropriately the capacity loss derived from the request allocation in elastic optical networks. It is shown that the technique helps to reduce the blocking probability of future requests when compared with the MSCL technique originally proposed. In this work, it is also proposed a heuristic that combines Spectral Division technique (Split Spectrum) in elastic optical networks with the calculation of the capacity loss in the network, in order to find the best alternative of division and allocation of requests when using the technique described. The heuristic benefits from the increased amount of combination in the allocation alternatives, generated by the division method Split Spectrum, and choose the one that promotes greater efficiency of spectrum use in the network. It is observed a synergy between the spectral splitting technique and the technique that reduced the capacity loss, since the use of MSCL with Split Spectrum makes further reductions in the blocking probabilities when compared with other spectrum allocation techniques.

Keywords: Elastic optical networks. MSCL. Split-spectrum. PSO

Lista de ilustrações

Figura 1	- Crescimento aproximado anual do tráfego da Internet de 2015 a 2020. ...	11
Figura 2	- Esquema de um nó transparente	16
Figura 3	- Esquema de um nó translúcido	17
Figura 4	- Alocação de sinais com utilização de grade fixa, adaptada de [19]	18
Figura 5	- Economia espectral com utilização de grade flexível. Adaptada de [16]. Em a) mostra-se a utilização do espectro em uma rede WDM e em b) é mostrado o exemplo para EON	20
Figura 6	- Problema da continuidade de comprimento de onda em redes WDM.....	22
Figura 7	- Economia de espectro com a utilização de OFDM, adaptada de [35].	26
Figura 8	- Esquema de rede mostrando a rota principal, em vermelho.	31
Figura 9	- Possibilidades de alocação da requisição no espectro da rota.....	32
Figura 10	- Operação booleana entre a rota e o vetor booleano $X_{i,k}$ da requisição, mostrando o espectro da rota após a alocação.....	34
Figura 11	- Posição dos slots na rota, mostrando a alocação no buraco de tamanho 3.....	36
Figura 12	- Posição dos slots na rota, mostrando a alocação no buraco de tamanho 2.....	36
Figura 13	- Probabilidade de bloqueio dos algoritmos MSCL e <i>First Fit</i>	38
Figura 14	- Bando de pássaros voando em conjunto, onde a posição de cada pássaro influencia na posição dos demais.	42
Figura 15	- Diagrama de fluxos para o algoritmo PSO.	44
Figura 16	- 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.	45
Figura 17	- Esquema de diferentes topologias utilizadas na implementação do PSO. Em a) tem-se a topologia em estrela ou Gbest, em b) mostra-se a topologia circular ou Lbest e em c) a topologia Von Neumann	47

Figura 18	- Matriz para o cálculo da perda de capacidade, preenchida com Eq. (3.1) do número de formas de alocação.....	49
Figura 19	- Topologias das redes NSFNet (a) e EON (b).	50
Figura 20	- Probabilidade de bloqueio das requisições utilizando o algoritmo MSCL com número de formas e com matriz aleatória para a topologia NSFNet. 50	
Figura 21	- Probabilidade de bloqueio das requisições utilizando o algoritmo MSCL com número de formas e com matriz aleatória ruim.	51
Figura 22	- Probabilidade de bloqueio das requisições utilizando o algoritmo MSCL com número de formas e com a matriz encontrada pelo PSO na topologia Gbest, sendo otimizado para a carga de 100 Erlangs.	53
Figura 23	- Probabilidade de bloqueio das requisições utilizando o algoritmo MSCL com número de formas e com a matriz encontrada pelo PSO na topologia Lbest. Em (a) é mostrado o resultado para a topologia NSFNet, otimizada para a carga de 130 Erlangs. Em (b) mostra-se o resultado para a topologia EON, otimizada para a carga de 200 Erlangs.....	54
Figura 24	- Comparação entre as probabilidades de bloqueio obtidas com a utilização do MSCL com número de formas e utilização do PSO nas topologias Gbest e Lbest, otimizados para a carga de 130 Erlangs na topologia NSFNet.	55
Figura 25	- 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.	56
Figura 26	- Topologia Finland utilizada na simulação.	57
Figura 27	- Probabilidade de bloqueio das requisições utilizando o algoritmo MSCL com número de formas e com a matriz encontrada pelo PSO na topologia Lbest, otimizado para a carga de 100 Erlangs na topologia NSFNet.	58
Figura 28	- Otimização do PSO para três níveis distintos de carga na topologia NSFNet. Em a) é mostrada a otimização para a carga de 90 Erlangs. Em b) é mostrada a otimização para a carga intermediária de 110 Erlangs e em c) é utilizada a carga de 130 Erlangs.....	60

Figura 29	- Inserção de uma requisição no espectro de uma rota. Em (I) a divisão espectral não é utilizada e a requisição de tamanho 4 não pode ser inserida na rota. Em (II) a requisição é dividida e encontra a quantidade de <i>slots</i> disponíveis necessária para sua alocação na rota.	63
Figura 30	- Esquema mostrando a utilização do processo de divisão da requisição em sub demandas.	65
Figura 31	- Esquema mostrando a utilização do processo de divisão da requisição com a utilização de MF-TSP.....	67
Figura 32	- Esquema de divisão de uma requisição. Em a) mostra-se o espectro da rota em que a requisição será inserida, em que os slots vermelhos representam os ocupados. Em b), tem-se a requisição em amarelo e suas formas de inserção na rede.	69
Figura 33	- Esquema mostrando a adaptação da heurística apresentada para o MSCL.	71
Figura 34	- Esquema mostrando a adaptação da heurística para o FF.....	72
Figura 35	- Probabilidade de bloqueio em função da carga para a topologia NSFNet	74
Figura 36	- Probabilidade de bloqueio em função da carga para as topologias de rede em anel, mostrada em a), e Finland, mostrada em b)	75

Sumário

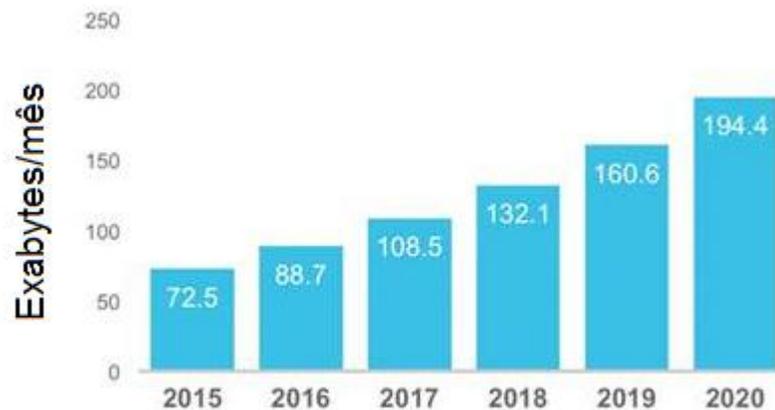
1	INTRODUÇÃO	11
2	REDES ÓPTICAS	14
2.1	Redes opacas.....	15
2.2	Redes transparentes.....	16
2.3	Redes translúcidas	17
2.4	Redes ópticas elásticas	19
2.4.1	Roteamento e alocação de espectro	21
2.4.2	Roteamento fixo.....	23
2.4.3	Roteamento fixo-alternativo	24
2.4.4	Roteamento dinâmico	24
2.5	Alocação de espectro em redes ópticas elásticas	25
2.5.1	RSA estático	27
2.5.2	RSA dinâmico.....	27
3	MIN SLOT-CONTINUITY CAPACITY LOSS.....	30
3.1	Rotas interferentes	31
3.2	Identificando possibilidades de alocação	32
3.3	Cálculo da perda de capacidade	33
4	ALGORITMOS DE OTIMIZAÇÃO	39
4.1	Particle swarm optimization (PSO).....	41
4.2	Otimização do MSCL usando PSO	48
5	SPLIT SPECTRUM	62
5.1	Bandwidth variable transponders (BV-TSP)	64
5.2	Multi-flow transponders (MF-TSP)	66
5.3	Adaptação do MSCL para divisão espectral	67
5.3.1	Descrição da heurística	68
5.4	Resultados obtidos	73
6	CONCLUSÃO E TRABALHOS FUTUROS	77
6.1	Trabalhos futuros	78
	REFERÊNCIAS	79

APÊNDICE A	88
APÊNDICE B.....	90

1 INTRODUÇÃO

Observa-se cada vez mais 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 [1], serviços como televisão via Internet, vídeos *on demand*, aplicações *peer-to-peer* e redes virtuais privadas farão com que o tráfego da Internet atinja a casa dos *zettabytes* (aproximadamente 10^{21} bytes) por ano em 2018, com um crescimento anual de aproximadamente 22% no período de 2015 a 2020.

Figura 1 Crescimento aproximado anual do tráfego da Internet de 2015 a 2020.



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 a tecnologia WDM (do inglês *wavelength division multiplexing*) que, em sua melhor versão, é capaz de transmitir uma elevada taxa de bits, com canais operando entre 40 Gbps até 100 Gbps. 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 [2].

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. 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 [3].

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 alocados na rede. Um dos grandes problemas encontrado 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 do espectro que torne a conexão entre os pares de nós nas redes mais eficiente, por permitir uma maior quantidade de recursos alocados na rede. 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 do RSA é o problema da contiguidade dos *slots* requisitados, em que deve-se 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. Para uma melhor performance 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 RSA pode ser classificado em estático (*off-line*) e dinâmico (*on-line*). No RSA estático, as requisições são conhecidas à 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 ser utilizada para cada requisição. Nesse caso, pode-se ter como objetivo reduzir a quantidade de slots necessários para atender as demandas. 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 [4].

O intuito deste trabalho é apresentar uma heurística e uma meta-heurística capazes de fornecer melhores alternativas para a alocação do espectro nas redes ópticas elásticas, com tráfego dinâmico, permitindo dessa forma uma redução na probabilidade de bloqueio das requisições na rede. Para alcançar esse objetivo, serão utilizadas técnicas de particionamento das requisições através da técnica conhecida por *split spectrum*, e técnicas de otimização bio-inspiradas, com a utilização de um algoritmo de otimização por enxame de partículas (PSO).

O restante do trabalho é dividido como se segue: no Capítulo 2 discute sobre as redes ópticas, mostrando suas vertentes e evolução ao longo do tempo. O Capítulo 3 trata do algoritmo de alocação de espectro conhecido como MSCL. No Capítulo 4 é discutida a utilização de algoritmos bio-inspirados no problema de otimização nas redes, onde é apresentada uma meta-heurística que utiliza o algoritmo de otimização por enxame de partículas, PSO, para otimizar o cálculo da perda de capacidade de alocação nas redes. O objetivo da meta-heurística é o de melhorar a performance do MSCL, contribuindo para uma redução na probabilidade de bloqueio das requisições. O Capítulo 5 faz uma abordagem sobre divisão espectral nas redes elásticas, e apresenta uma heurística que combina a técnica de *Split Spectrum* e perda de capacidade nas rotas, a fim de propiciar uma maior quantidade opções para a alocação de recursos na rede, culminando em soluções capazes de encontrar melhores formas de inserir as requisições no espectro das rotas. O Capítulo 6, por fim, conclui o trabalho.

2 REDES ÓPTICAS

As redes ópticas são sistemas de comunicação que utilizam as fibras ópticas como meio de transmissão de dados. Devido à elevada capacidade de transmissão, a utilização dessas redes 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 avançadas em comunicações, serviços de armazenamento em nuvem, videoconferências, dentre outros, tem requerido um aumento na capacidade de transporte nas redes ópticas convencionais [5]. 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.

Existem duas abordagens principais para a multiplexação em redes ópticas [6], a multiplexação por divisão no tempo (TDM, do inglês *Time Division Multiplexing*) e a multiplexação por comprimento de onda (WDM, do inglês *Wavelength Division Multiplexing*). Na técnica TDM, a largura de banda é compartilhada no domínio do tempo, que é dividido em pequenos *slots*, sendo que cada um é atribuído a uma das transmissões simultâneas. Na multiplexação WDM os sinais são transmitidos simultaneamente por meio de comprimentos de onda (bandas de frequência) distintos, sendo similar à técnica de modulação na frequência FDM (do inglês *frequency division multiplexing*), sendo que cada usuário detém a posse de um dos comprimentos de onda. As redes ópticas atualmente adotadas em larga escala pelas empresas de telecomunicação são aquelas com espaçamento fixo entre canais, as chamadas redes WDM. O aumento na capacidade de transmissão obtido com a aplicação da técnica de multiplexação por comprimento de onda é derivado do fato de que esta tecnologia permite a transmissão simultânea de múltiplos canais de comunicação, estabelecendo assim várias conexões em uma mesma fibra óptica por meio de comprimentos de onda distintos, o que permite um aumento na capacidade de transmissão sem que seja necessário um aumento na quantidade de fibras.

Este trabalho aborda as redes elásticas, as quais também adotam a multiplexação do sinal no domínio da frequência.

Em relação ao método de regeneração do sinal, as redes ópticas são divididas em três tipos: opacas, transparentes e translúcidas. As seções a seguir tratam brevemente os tipos de redes citados.

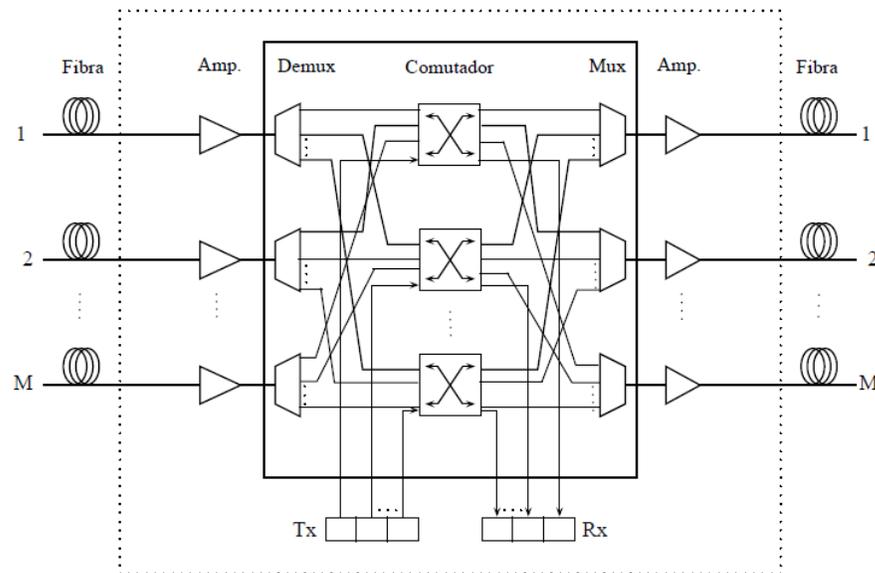
2.1. Redes opacas

As redes opacas são aquelas em que a comutação do sinal óptico nos nós é realizada no nível eletrônico, necessitando da conversão do sinal do domínio óptico para o eletrônico em todos os nós, para que seja transmitido de forma correta. Após o processo de comutação, faz-se necessária uma nova conversão do domínio eletrônico para o óptico, para que o sinal seja então transmitido através da fibra. O elemento de rede responsável pela conversão do sinal nos nós é o *transponder*, sendo necessários dois *transponders* em cada nó para a conversão, um para realizar a conversão do domínio óptico para o eletrônico e outro para voltar ao domínio óptico. Esta conversão é conhecida na literatura como conversão O-E-O (opto-eletró-óptica). A necessidade da conversão O-E-O aumenta o custo de implementação da rede, já que todos os nós precisam ser equipados com transmissores, receptores e outros dispositivos de custo elevado [7]. Além da conversão do sinal, os *transponders* são responsáveis também pela regeneração do mesmo, realizando os processos de reformatação,reamplificação e reajuste temporal do sinal óptico, sendo que a realização dos três procedimentos é conhecida como regeneração 3R [8]. A regeneração do sinal apresenta vantagens como a possível conversão de comprimentos de onda de forma mais simples, já que o sinal pode ser convertido para o domínio elétrico, e a elevação da relação sinal ruído óptico (OSNR, do inglês *optical signal-to-noise ratio*) [8], [9], [10], definida como a relação entre a potência do sinal óptico transmitido e a potência do ruído. Apesar das vantagens citadas, a utilização dos *transponders* ocasiona a não transparência da rede aos formatos de modulação, taxa de bits ou protocolos utilizados durante a transmissão [8], [11], [12], ou seja, se algum desses parâmetros for alterado, os *transponders* devem ser também substituídos para atender aos novos parâmetros [12]. Outro fato a se considerar na utilização de *transponders* é o de que, nas redes WDM, cada comprimento de onda necessita de no mínimo dois desses dispositivos (um em cada ponta do enlace), aumentando o custo de implementação das redes [10], [11], [12].

2.2. Redes transparentes

As redes transparentes, também conhecidas como Redes Totalmente Ópticas ou *All-Optical Networks*, são aquelas em que o sinal é comutado apenas no domínio óptico, sendo convertido de/para o domínio eletrônico apenas nos nós de borda (destino e origem). A utilização dessas redes deu-se devido ao aparecimento de tecnologias e dispositivos como amplificadores ópticos à fibra dopada com Érbio (EDFA, do inglês *Erbium doped fiber amplifier*), multiplexadores reconfiguráveis de inserção e remoção óptica (ROADM, do inglês *reconfigurable optical add-drop multiplexer*) e os comutadores ópticos (OXC, do inglês *optical cross connectors*). Os nós da rede transparente são representados pelos OXC's, sendo esses os responsáveis pela comutação dos sinais sem a conversão para o domínio eletrônico. A Figura 2 mostra um OXC e suas fibras conectadas, capazes de realizar comutação sem a necessidade de conversão do sinal para o domínio eletrônico.

Figura 2 Esquema de um nó transparente



Nas redes transparentes, o sinal pode ir de um nó origem para um nó destino seguindo todo seu trajeto no domínio óptico, sendo assim transparente ao formato de modulação e à taxa de

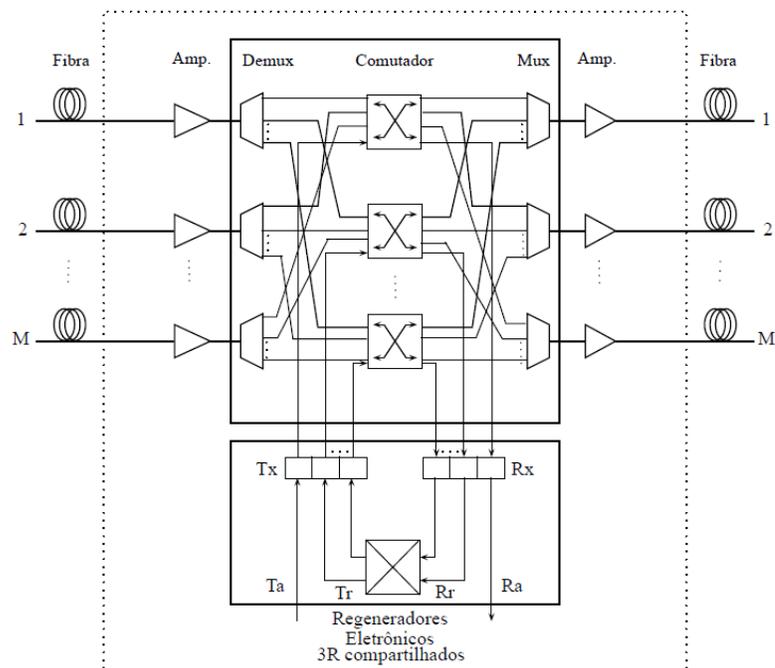
envio de bits, como mencionado no caso das redes opacas. O conjunto da rota e do comprimento de onda selecionado para atender a demanda nas redes transparentes é chamado caminho óptico.

No entanto, redes transparentes também apresentam desvantagens, como a ausência de regeneradores. A ausência desses dispositivos implica ausência de regeneração ao longo do caminho e assim, um maior acúmulo de degradação do sinal transmitido, fazendo com que a recepção do sinal seja impossível em alguns casos [8], [12]. Para mitigar tais limitações, consideram-se, nas implementações das redes ópticas transparentes, a utilização de dispositivos ópticos menos ruidosos [13] e o estudo e desenvolvimento de algoritmos de roteamento e alocação de comprimento de onda que minimizem o impacto da degradação do sinal óptico [14].

2.3. Redes translúcidas

A proposta das redes translúcidas consiste em combinar as vantagens das redes opacas e das transparentes, reduzindo suas desvantagens [15] [16]. Normalmente nesse tipo de rede, os nós translúcidos realizam regeneração do sinal óptico de apenas alguns comprimentos de onda ao se converter o sinal para o domínio eletrônico, como mostrado na Figura 3.

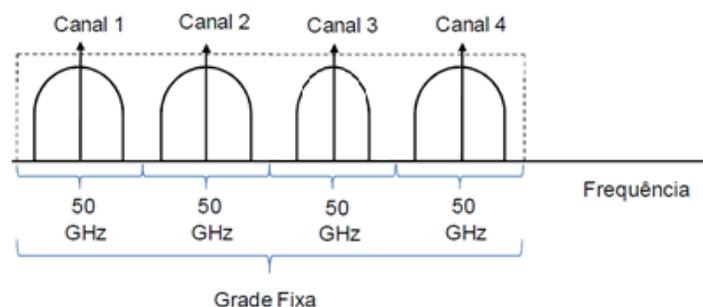
Figura 3 Esquema de um nó translúcido



A utilização da rede translúcida permite uma redução no custo de implementação da rede, quando comparada às redes opacas, já que um menor número de *transponders* é utilizado na conversão do sinal óptico. Também se consegue uma melhoria na qualidade do sinal transmitido, já que a regeneração 3R pode ser utilizada em pontos estratégicos na rede. Essas redes são bastante utilizadas na atualidade, devido a uma boa relação entre custo e desempenho, sendo empregada principalmente em redes de grande porte.

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 bit combinada entre os canais, com a possibilidade de transmissões a taxas superiores a 100 Gbps [17]. 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. A Figura 4 ilustra a alocação de sinais em uma rede WDM, com grade fixa de 50 GHz, seguindo o padrão ITU-T G.694.1 [18].

Figura 4 Alocação de sinais com utilização de grade fixa, adaptada de [19]



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 pode-se perceber na Figura 4, o Canal 3 mostrado é utilizado por uma demanda com largura de banda

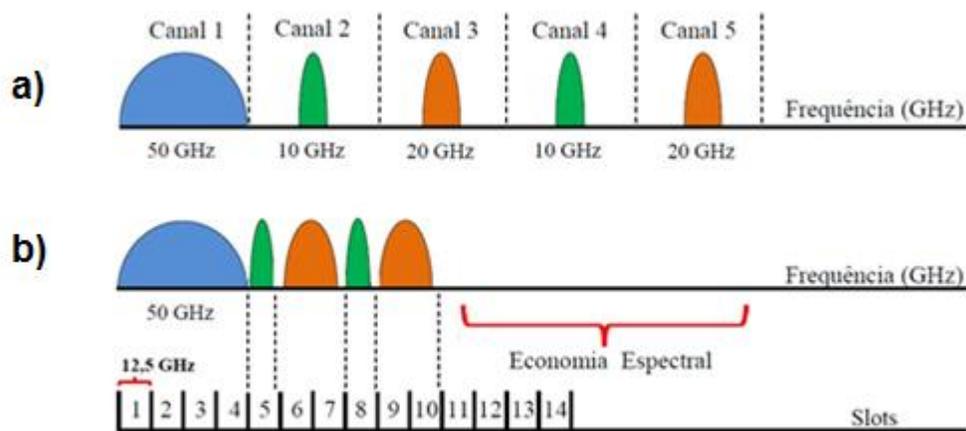
menor que as demais, no entanto, um canal com largura de 50 GHz é selecionado para a sua transmissão, ocasionando uma baixa eficiência espectral. Adicionalmente, ao se requerer uma largura de banda que ultrapasse os 50 GHz estabelecidos para cada comprimento de onda, não será possível a sua alocação, 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 [5]. Diferentemente do que acontece nas redes WDM, que possuem caminhos ópticos com largura de banda fixa, as EONs são capazes de fornecer um caminho óptico com largura de banda ajustável e, portanto, capaz de se adaptar à demanda da requisição [5]. Isso ocorre através do fracionamento da banda em *slots* de frequências e utilizando-se de um grupo de *slots* da rede para atender cada conexão individualmente ao utilizar um ou mais *slots* da rede. Tais *slots* são definidos atualmente com largura de 12,5 GHz ou menores [20]. Com a utilização de variadas larguras de banda e espaçamento diferente entre os canais (*gridless*), consegue-se atender mais eficientemente os canais, permitindo-se inclusive a contração ou expansão de sua largura de banda em alguns casos.

2.4. 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, comumente alcançados nas demandas atuais. Essa tecnologia busca alcançar uma maior eficiência espectral da rede, melhorando a sua utilização [21]. As EONs buscam utilizar menores granularidades (larguras de banda) na frequência dos *slots*, permitindo também a utilização de formatos de modulação variados, de forma a conseguir, dessa maneira, alocar os recursos de acordo com a taxa de dados a ser transmitida [21]. 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, como BPSK (do inglês *Binary Phase-Shift Keying*), QPSK (do inglês *Quadrature Phase Shift Keying*) e QAM (do inglês *Quadrature Amplitude Modulation*) [17]. 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 5, é feita uma comparação entre a economia de espectro com a utilização da rede elástica e a tecnologia WDM.

Figura 5 Economia espectral com utilização de grade flexível. Adaptada de [16]. 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, independente da largura da requisição, a rede elástica seleciona apenas a quantidade de slots necessária para cada requisição. Observa-se na figura acima 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. No exemplo mostrado, considerando-se as cinco requisições de 50, 10, 20, 10 e 20 GHz, a rede WDM em (a) separa uma quantidade de canais igual à quantidade de requisições, alocando um total de $5 \times 50 \text{ GHz} = 250 \text{ GHz}$ do espectro de frequências disponível. Já a rede elástica separa para cada requisição uma largura de banda equivalente à quantidade de slots requisitados. Considerando-se a largura de um slot como sendo 12,5 GHz, uma requisição de 50 GHz irá demandar uma quantidade de slots S dada por:

$$S = \left\lceil \frac{B_m}{F_w} \right\rceil \quad (2.1)$$

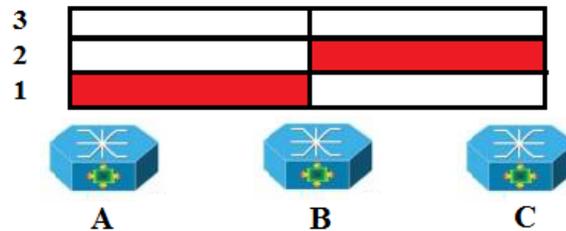
Em que B_m representa a largura de banda do formato de modulação utilizado para a demanda, e F_w representa a largura de um slot, que é de 12,5 GHz no exemplo mostrado. Para cada requisição apresentada no exemplo, tem-se que a quantidade de slots utilizada será $\left\lceil \frac{50}{12,5} \right\rceil = 4$, $\left\lceil \frac{10}{12,5} \right\rceil = 1$ e $\left\lceil \frac{20}{12,5} \right\rceil = 2$. Dessa forma, as requisições apresentadas no exemplo acima irão demandar um total de $4 + 1 + 2 + 1 + 2 = 10$ slots, totalizando $10 \times 12,5 \text{ GHz} = 125 \text{ GHz}$, metade da banda requerida para o mesmo conjunto de requisições com a utilização de WDM.

Considera-se ainda a utilização de bandas de guarda para o melhor acondicionamento e filtragem das requisições na rede, selecionando-se uma faixa de espectro entre as requisições. Para o caso mostrado pode-se separar uma faixa equivalente à largura de um slot para a banda de guarda, fazendo com que cada requisição ocupe um slot a mais. Ainda nesse caso, o total de slots requeridos seria de 15 slots, totalizando um total de 187,5 GHz, 25% menor do que a quantidade requisitada na rede WDM. Essa vantagem pode ainda ser aumentada se slots mais estreitos forem utilizados, sem mencionar o fato de que requisições que requisitam mais de 50 GHz precisam ser divididas em mais que uma demanda nas redes WDM.

2.4.1. Roteamento e alocação de espectro

Tanto para a tecnologia WDM quanto para as redes elásticas, um problema recorrente é o de se encontrar uma rota entre dois nós distintos, e uma porção do espectro disponível para a sua alocação. Nas redes WDM, esse problema é conhecido como RWA (*Routing and Wavelength Assignment*), e consiste em encontrar-se uma rota e um comprimento de onda disponível em todos os enlaces dessa rota para se estabelecer a conexão entre os nós. Normalmente, a escolha do comprimento de onda é feita levando-se em consideração que a rede não permite a conversão do comprimento de onda selecionado ao longo do percurso, por esse ser um procedimento custoso, necessitando assim que a mesma banda do espectro escolhida para o caminho esteja disponível fim a fim. Esta restrição é conhecida como restrição da continuidade de comprimento de onda [22]. A Figura 6 ilustra o problema mencionado.

Figura 6 Problema da continuidade de comprimento de onda em redes WDM.



A Figura 6 mostra as opções de conexão entre três nós (A, B e C), que podem ser feitas através de três comprimentos de onda distintos (1, 2 e 3), em que os trechos em vermelho encontram-se ocupados. Ao se tentar uma conexão entre os nós A e C, passando por B, observa-se que o comprimento de onda 1 encontra-se livre no enlace B-C, porém está ocupado em A-B. O comprimento de onda 2 encontra-se disponível no caminho A-B, porém não está disponível entre B e C. Já o comprimento de onda 3 está disponível em todo o enlace A-B-C, sendo esse o escolhido para estabelecer a conexão entre os nós A e C. Caso o comprimento de onda 3 estivesse ocupado em algum ou ambos os enlaces, a conexão entre A e C não poderia ser estabelecida por não dispor de um comprimento de onda disponível fim a fim. Nesse caso, se a rede dispusesse de dispositivos que proporcionassem a conversão do comprimento de onda, a conexão poderia ser estabelecida iniciando-se pelo comprimento de onda 2 entre A e B e, então, convertendo-se para o comprimento 1 na transição de B para C, por exemplo.

Similarmente, para as redes elásticas, o problema descrito é conhecido como RSA (*Routing and spectrum assignment*) e deve selecionar a rota e uma porção do espectro (conjunto de *slots* contínuos) que esteja disponível em todos os enlaces da conexão. Este problema será mais bem detalhado na Seção 2.5.

A restrição da continuidade do espectro aparece como um dos fatores limitante nessas redes. Os demais fatores e restrições do processo podem ser aplicados e resolvidos, a depender do tipo de tráfego, utilizando-se a técnica de programação linear (LP, do inglês *linear programming*). No entanto, os problemas de roteamento e alocação de espectro são do tipo NP (do inglês *non-deterministic polynomial time*), o que faz com que o tempo computacional exigido para encontrar a solução possa aumentar exponencialmente à medida que o número de variáveis cresce [23], [24].

Diante desse fato, a utilização de programação linear torna-se computacionalmente inviável à medida que o número de nós nas redes analisadas aumenta, tornando o processo de busca dentre todas as possíveis soluções extremamente dispendioso. Outra alternativa para a análise do problema exposto é a utilização de heurísticas e meta-heurísticas [25], [26], que buscam, dentro do espaço de soluções, aquela que mais se aproxima da solução ótima, e que é viável computacionalmente. Desta forma, pode-se encontrar soluções para problemas reais, os quais ocasionariam um elevado esforço computacional se fossem obtidas por meio de métodos matemáticos.

Os algoritmos de roteamento, sejam para redes WDM ou elásticas, são divididos em três categorias: algoritmos de roteamento fixo, roteamento alternativo (também conhecido como fixo-alternativo) e roteamento dinâmico [27], [28]. A seguir serão tratados os três tipos de roteamento.

2.4.2. Roteamento fixo

No roteamento do tipo fixo, cada par de nó origem-destino dispõe de apenas uma rota fixa, computada previamente [5]. Dessa forma, antes mesmo de a rede entrar em operação (*offline*), o Plano de Controle da rede, responsável pelo roteamento, já estabelece o caminho que será percorrido pela requisição, o que significa que após o surgimento da requisição, o problema do RSA resume-se a encontrar uma porção do espectro disponível para a demanda. No caso do roteamento com rotas fixas, o custo relativo ao envio da conexão através de um enlace é fixo e não depende do estado da rede. Uma das desvantagens de se utilizar o roteamento fixo é a incapacidade de o mesmo tratar falhas na rede, já que esse tipo de roteamento não proporciona rotas alternativas para o caso de ocorrerem falhas em algum enlace [5]. Aliado a esse fato, pode-se afirmar que algoritmos de roteamento fixo não utilizam os recursos da rede de forma eficiente, acarretando uma elevada probabilidade de bloqueio das requisições por falta de recursos disponíveis. Após a determinação do custo relativo ao enlace, algoritmos de roteamento de menor caminho são utilizados para a determinação das rotas entre os pares de nós na rede. Na classe dos algoritmos de menor caminho, alguns dos mais utilizados são o de Dijkstra (DJK) [29] e o de Bellman-Ford [30].

2.4.3. Roteamento fixo-alternativo

No roteamento fixo-alternativo, ou simplesmente alternativo, um conjunto ordenado de rotas é definido previamente para cada par de nós origem-destino, de forma *offline*. O critério para a ordenação das rotas pode ser, por exemplo, a menor distância física entre os nós de origem e destino, ou o menor número de saltos entre eles, sendo que normalmente se escolhem rotas disjuntas para se formar a lista, pois estas, não possuindo enlace em comum, oferecem maior proteção à rede no caso de falha em algum enlace [5]. Com a chegada da requisição, o nó fonte tentará estabelecer a conexão seguindo a ordem previamente estabelecida na lista de rotas alternativas para cada par de nós. Se a primeira rota não possuir recurso disponível, as rotas seguintes serão analisadas uma a uma, até que seja encontrada uma rota com recursos disponíveis. Se nenhuma rota disponibilizada for encontrada, dentre todas da lista de rotas alternativas, a requisição será então bloqueada. A presença de rotas alternativas disjuntas em relação ao maior número possível de rotas do conjunto, oferece um nível de tolerância a falhas, o que favorece também a probabilidade de bloqueio das requisições quando comparado com o roteamento fixo, pois tem-se mais opções de rotas para serem analisadas quando alguma rota não contém recurso disponível para a alocação.

2.4.4. Roteamento dinâmico

O roteamento dinâmico, também conhecido como exaustivo, tem como característica a capacidade de utilizar qualquer rota possível na topologia para a obtenção do caminho óptico entre os pares de nós origem e destino, fazendo com que a requisição de caminho óptico seja bloqueada apenas se o roteamento não conseguir obter alguma rota dentro da topologia da rede com recurso suficiente para a requisição. Pode-se também citar o roteamento adaptativo, no qual a rota é escolhida de forma dinâmica, porém a escolha da rota leva em consideração informações sobre o estado atual da rede, sendo determinado pelo conjunto de todas as conexões ativas na rede [31]. O roteamento adaptativo alternativo, por sua vez, seleciona as rotas da mesma forma que os algoritmos de roteamento adaptativos, porém possuem características de algoritmos de roteamento fixo-alternativos ao se determinar um conjunto de rotas para atender a requisição entre um par de nós [32]. O caminho de menor custo entre os nós de origem e destino é escolhido para cada nova

requisição. Os custos podem ser adaptativamente alterados de forma que alguma métrica da rede seja adequadamente compartilhada entre as rotas presentes na rede, como por exemplo a carga, que pode ser balanceada. A escolha do caminho nesse tipo de roteamento é feita em tempo real, ou seja, de forma *online*, podendo acarretar atrasos no estabelecimento do caminho óptico, e necessitar de uma maior atividade dos planos de controle e gerência da rede, que fornecem as informações necessárias sobre o estado da rede. Com a possibilidade de utilização de qualquer rota disponível na rede, o roteamento dinâmico possui maior resistência a falhas do que as alternativas citadas anteriormente.

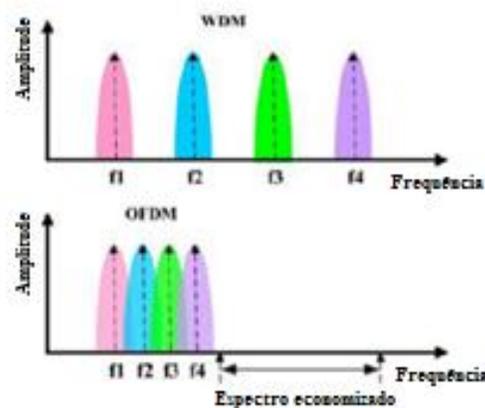
De uma forma geral, pode-se dizer que os algoritmos de roteamento fixo, fixo-alternativo e dinâmico possuem desempenho crescente em relação à probabilidade de bloqueio [5], [33]. O aumento no desempenho, porém, resulta em um aumento na complexidade do algoritmo, sendo que aqueles que necessitam de informações globais sobre o estado da rede resultam em um aumento de complexidade para o Plano de Controle, podendo gerar atrasos no estabelecimento do caminho óptico.

2.5. Alocação de espectro em redes ópticas elásticas

Em redes ópticas elásticas, a alocação do espectro 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 técnico para tal é a modulação OFDM (do inglês *Orthogonal Frequency-Division Multiplexing*), que é uma técnica de multiplexadora que transmite dados dividindo-os em canais ortogonais de transmissão de dados. Essa tecnologia tem sido 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 [34]. Outra técnica que tem recebido interesse crescente é a Nyquist WDM, que reduz o espaçamento entre os canais para a banda de Nyquist, permitindo um uso próximo ao ótimo da frequência para transmitir em taxas elevadas. A utilização de OFDM, aliada à ortogonalidade das subportadoras, permite a sobreposição sem que haja interferência. Na locação, se a demanda de tráfego a ser transmitida por um nó for menor que a capacidade do canal, utiliza-se OFDM para dividir o canal em subportadoras com tamanhos menores, aproveitando melhor o espectro da rede. Desta forma,

alocando-se apenas a quantidade necessária de sub portadoras para a demanda, evita-se o desperdício de banda [34]. A Figura 7 ilustra como é possível a economia de espectro na rede com a utilização de OFDM, quando comparada com a forma WDM tradicional.

Figura 7 Economia de espectro com a utilização de OFDM, adaptada de [35].



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 sub portadoras.
- Aumento do número de sub portadoras 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, e com o conseqüente aumento da capacidade de transmissão geral da rede.
- Ativação e desativação de sub portadoras 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 sub portadoras 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 contiguidade 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 [23], [24]. Portanto, assim como em redes WDM há a restrição da continuidade de comprimento de onda, para redes ópticas elásticas tem-se a restrição na contiguidade de espectro. A complexidade do RSA 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 sub portadoras, fazendo com que todas as faixas alocadas sejam adjacentes no espectro [36].

Outra maneira de se classificar o RSA em redes elásticas é com relação ao tráfego, que pode ser estático ou dinâmico. A seguir, os dois tipos de RSA serão brevemente explicados.

2.5.1. RSA estático

No RSA estático, normalmente é utilizado roteamento fixo, sendo que o problema será reduzido a encontrar-se o conjunto de *slots* contíguos para atender a demanda, normalmente tentando alocar a maior quantidade possível de conexões na rede, mantendo-se fixo o número de *slots* nas redes elásticas, ou comprimentos de onda nas redes WDM. Os caminhos percorridos pelas requisições não serão removidos em um curto espaço de tempo após o estabelecimento da conexão (podendo permanecer ativos por meses ou até mesmo anos), sendo, portanto, chamados caminhos ópticos permanentes. Na literatura, pode-se encontrar diversas heurísticas propostas para o RSA estático, geralmente visando a obter formas de se alocar o espectro mais eficientemente, por exemplo, ao se escolher o conjunto de rota e alocação de espectro que acarretará no menor requerimento no número de *slots* [24].

2.5.2. RSA dinâmico

O RSA dinâmico 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. Diferentemente do observado no RSA estático, o

problema dinâmico não enfatiza minimizar a porção do espectro utilizada, mas a atender as atuais requisições demandadas, de forma a ocasionar uma probabilidade de bloqueio das requisições futuras que seja a menor possível. Com o intuito de diminuir a complexidade do estudo, costuma-se dividir o RSA em dois problemas, o do roteamento das requisições e o da posterior alocação do espectro na rede selecionada no passo anterior. Em se tratando do roteamento das requisições, pode-se utilizar algoritmos de menor caminho, em que o menor caminho em uma rede pode ser avaliado considerando-se a distância física entre os nós, ou o número de saltos da conexão. O número de saltos em uma conexão entre dois nós é dito como o número de enlaces que compõe o caminho óptico, sendo que o custo de se transmitir por cada enlace é o mesmo. Na classe dos algoritmos de menor caminho, alguns dos mais utilizados são o de Dijkstra (DJK) e o de Bellman-Ford. A aplicação de algoritmos com métricas que não dependem do estado da rede pode ocasionar o aparecimento de rotas extremamente congestionadas na rede, já que nenhum desses algoritmos tem como objetivo o balanceamento das cargas entre os enlaces da rede. O algoritmo BSR (do inglês *Best among the shortest Routes*), por exemplo, visa a, além de selecionar o menor caminho entre os nós origem e destino, escolhê-lo de forma a balancear a carga entre os enlaces da rede, descongestionando-os [37].

Diversos algoritmos têm sido propostos para tratar o problema do RSA. Dentre os algoritmos de alocação de espectro em EONs, alguns são derivados dos algoritmos do RWA em redes WDM. Dentre estes pode-se citar o *Random* (aleatório) que aloca a requisição em qualquer parte do espectro que contenha recursos disponíveis, escolhida aleatoriamente, e o *First-Fit* (FF), que aloca a requisição no primeiro conjunto de slots disponíveis que possua largura suficiente para atender a demanda requisitada. Alguns outros algoritmos, como o MU (do inglês *Most Used*) que, em redes WDM, sugere a escolha do comprimento de onda que já esteja sendo mais utilizado na rede, possui um bom desempenho em redes WDM, chegando a ter um melhor desempenho que o FF para esse tipo de rede em se tratando de níveis de probabilidade de bloqueio. Porém, a sua adaptação para redes elásticas não apresenta desempenho semelhante, obtendo níveis de probabilidade de bloqueio maiores do que o do algoritmo FF [20]. Outros algoritmos de alocação de espectro em EONs se propõem a analisar o estado da rede antes de determinar o melhor conjunto de *slots* para a alocação, demandando assim uma maior complexidade computacional por levar em conta a análise do espectro em toda a rede, porém obtém melhores resultados em relação ao FF. Um desses algoritmos é o MSCL (do inglês *Min Slot-Continuity Capacity Loss*) [38], que

se baseia no cálculo da perda de capacidade entre as rotas que interferem com o caminho óptico selecionado.

Os primeiros algoritmos que apareceram para tratar do problema RSA visavam basicamente o estabelecimento do caminho óptico por meio da escolha da rota e do espectro baseado apenas na quantidade de recursos requisitados. Outros passaram a incluir na definição a possibilidade ou não de alocar o caminho óptico, o ruído presente nas conexões, acumulado ao longo do caminho óptico. Esses algoritmos são conhecidos como algoritmos de ICBR (do inglês *Impairment Constraint Based Routing*) ou IRWA (do inglês *Impairment Aware Routing and Wavelength Assignment*) em redes WDM [39], [40].

Para a escolha adequada do algoritmo de alocação de espectro, um dos problemas encontrados nas EONs é a fragmentação do espectro, uma vez que coexistem variadas requisições que são atendidas por diferentes quantidades de *slots*. Quando essas requisições são desativadas, deixam de ocupar faixas de espectro na rede. Tais porções do espectro, agora disponíveis, aparecem como buracos (sequência contígua de *slots* disponíveis), também conhecidos como hiatos, na disponibilidade dos *slots*, tornando o espectro fragmentado. Adicionalmente, se elas forem ativadas em lugares não muito adequados, podem também ocasionar tais buracos na disponibilidade dos *slots* de forma a reduzir a capacidade da rede em alocar futuras requisições. Em suma, um bom algoritmo de alocação de espectro deve levar em conta o fato de os recursos espectrais poderem encontrar-se disponíveis no espectro apenas em algumas partes (buracos) ao longo dos possíveis caminhos responsáveis por atender as diversas demandas entre os pares de nós da rede.

As atividades realizadas 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.

Serão observadas a utilização de algoritmos evolucionários e *Split Spectrum*. A utilização desses meios de otimização será abordada nos capítulos 4 e 5.

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 [41].

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 [20]. 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 com menor capacidade [28], a análise da fragmentação do espectro da rede ou a possibilidade de se trabalhar com a continuidade de espectro [20], [42]. Em [43], 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.

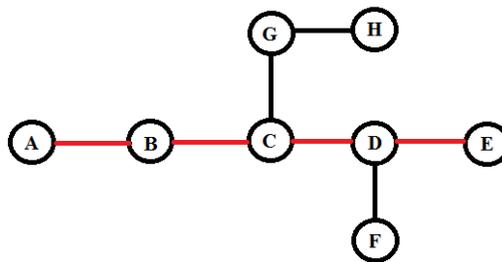
Como citado anteriormente, o algoritmo MSCL, desenvolvido para a alocação eficiente de espectro em redes ópticas elásticas, baseia-se na escolha do conjunto de *slots* disponíveis que acarreta na menor perda de capacidade para a rede, considerando-se as rotas que interferem com o caminho óptico em questão. 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 pelo 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 na topologia da rede;
- I_r é o conjunto de todas as rotas interferentes com a 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 , mostrando se o mesmo está ou não disponível para o estado representado por ψ . O vetor é representado em forma booleana, assumindo o valor 1 se o *slot* estiver ocupado em todos os enlaces da rota, e 0 caso contrário.

3.1. Rotas interferentes

Considera-se o conjunto I_r de todas as rotas interferentes com a rota r em questão. Uma rota interferente é aquela que possui pelo menos um enlace em comum com o caminho óptico mencionado que utiliza a rota r citada. A Figura 8 ilustra tal fato, onde a rota principal é representada pelo conjunto de enlaces em vermelho.

Figura 8 Esquema de rede mostrando a rota principal, em vermelho.



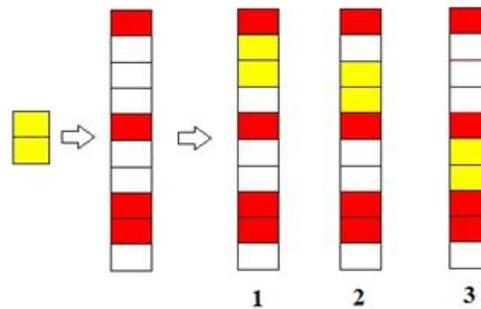
No caso ilustrado na Figura 8, a rota r é aquela formada pelos nós A-B-C-D-E. As rotas pertencentes ao conjunto I_r são aquelas que possuem ao menos um enlace em comum com r , inclusive aquelas formadas por sub-rotas de r , como as rotas A-B, A-B-C, A-B-C-D etc. Algumas outras rotas pertencentes ao conjunto de rotas interferentes são: 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 são essas rotas interferentes que efetivamente perdem capacidade de alocação com a utilização do espectro na rota r , por possuírem enlaces em comum.

3.2. Identificando possibilidades de alocação

Define-se um buraco como sendo 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 9:

Figura 9 Possibilidades de alocação da requisição no espectro da rota.



A Figura 9 ilustra a chegada de uma requisição com tamanho 2 em um espectro de uma determinada rota r . O espectro representa o 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 demanda (2 *slots*). De maneira geral, uma requisição de n slots pode ser inserida em qualquer

buraco, desde que $|h_m^{<r>}| \geq n$, onde $|h_m^{<r>}|$ representa o tamanho do buraco $h_m^{<r>}$ definido como a quantidade de *slots* que o compõe. O vetor de disponibilidade para esta rota poderia ser escrito na forma $D^{<r>}(\psi) = (1, 0, 0, 0, 1, 0, 0, 1, 1, 0)$. A Figura 9 mostra três possibilidades (1, 2 e 3) de se alocar a requisição de tamanho 2 no vetor $D^{<r>}(\psi)$. Chama-se $h_m^{<r>}$ o m -ésimo buraco com o conjunto de slots disponíveis presentes no espectro da rota r . Para o exemplo mostrado na Figura 9, o vetor $h_m^{<r>} = (h_1^{<r>} = 3, h_2^{<r>} = 2, h_3^{<r>} = 1)$, pois a rota r em questão possui três buracos, com tamanhos 3, 2 e 1, respectivamente. O buraco $h_1^{<r>}$ é o primeiro encontrado na rota, e possui tamanho de 3 *slots*. A requisição de tamanho 2 encontra duas formas de ser alocada no buraco em questão. Essas formas são representadas pelas possibilidades de alocação 1 e 2 na Figura 9. No buraco $h_2^{<r>}$, a mesma requisição pode ser encaixada de apenas 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 será a métrica utilizada para o cálculo da perda de capacidade de alocação na rede, que será apresentado na seção seguinte.

3.3. Cálculo da perda de capacidade

A medição da capacidade de alocação em uma determinada rede, nesse trabalho, é feita a partir do número de formas de alocação, descrito na sessão anterior. Para cada buraco $h_m^{<r>}$ presente na rota, o número de possibilidades de alocação de uma requisição de tamanho n é dado por $|h_m^{<r>}| - n + 1$, onde $|h_m^{<r>}|$ é o tamanho do buraco $h_m^{<r>}$. Tal equação pode ser utilizada desde que $|h_m^{<r>}| \geq n$, o que implica dizer que o buraco possui pelo menos o 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 como:

$$S^{<r>}(\psi, n) = \sum_{m=1}^M \max(0, |h_m^{<r>}| - n + 1), \quad (3.1)$$

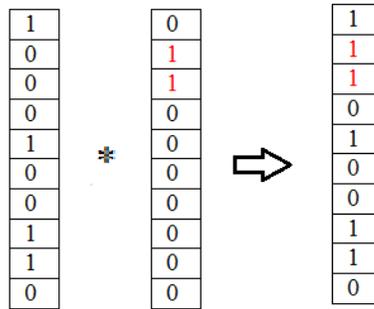
em que $\max(x, y)$ retorna o valor máximo entre x e y .

Seja $D^{<p>}(\psi)$ o vetor de disponibilidade do caminho (*path*) p , de forma que p pertence ao conjunto de rotas interferentes I_r . Se a requisição de tamanho k alocar os *slots* $s_i, s_{i+1}, \dots, s_{i+k}$, será formado um vetor booleano $X_{i,k}$ que possui todas os seus elementos iguais a zero, exceto aqueles para os quais os índices correspondem ao conjunto de *slots* alocados para a requisição (*slots* $s_i, s_{i+1}, \dots, s_{i+k}$). O novo vetor de disponibilidade, após a inserção da requisição no espectro da rota, é obtido através da operação booleana:

$$D^{<r>}(\psi') = D^{<r>}(\psi) * X_{i,k} \quad (3.2)$$

onde $*$ representa a operação booleana *or*. A Figura 10 ilustra a operação descrita, necessária para o cálculo da perda de capacidade da rota analisada.

Figura 10 Operação booleana entre a rota e o vetor booleano $X_{i,k}$ da requisição, mostrando o espectro da rota após a alocação.



Na Figura 10 tem-se o vetor de disponibilidade $D^{<p>}(\psi)$ para a rota mostrada na Figura 9. Considerando-se o buraco $h_1^{<p>}$, com tamanho de 3 *slots*, a requisição com tamanho $n = 2$ slots pode ser inserida. Após o processo descrito e a realização da operação booleana mostrada na Figura 10, o novo vetor de disponibilidade $D_i^{<p>}(\psi')$ para a rota mostrada é obtido, assumindo os valores $D_i^{<r>}(\psi') = (1, 1, 1, 0, 1, 0, 0, 1, 1, 0)$. Tendo então a informação dos estados anterior (ψ)

e posterior (ψ') à alocação da requisição na rede, pode-se calcular seus valores de capacidade inicial e final, para o conjunto de rotas interferentes. A perda de capacidade para a alocação é então calculada pela Equação (3.3) da seguinte forma:

$$C(n) = \sum_{p \in I_r} S^{<p>}(\psi, n) - S^{<p>}(\psi', n). \quad (3.3)$$

Onde $S^{<p>}(\psi, n)$ representa o número total de possibilidades de se alocar uma requisição de tamanho n em um caminho (*path*) p , considerando ψ como sendo o estado atual da rota em questão. O somatório é realizado para todas as rotas do conjunto I_r . O termo $S^{<p>}(\psi, n)$ do somatório representa as possibilidades de alocação inicialmente, e $S^{<p>}(\psi', n)$ representa as possibilidades de alocação após considerar-se a alocação da requisição em questão. Dessa forma os termos destacados representam a capacidade inicial e final, respectivamente, para a rota r . A perda de capacidade total para o conjunto de slots destacado é, então, dada por:

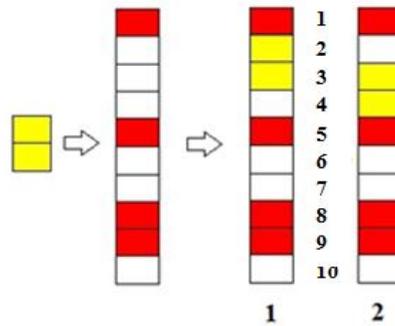
$$C = \sum_n C(n) \quad (3.4)$$

Em que $C(n)$ representa a perda de capacidade para cada tamanho de requisição n , em que n representa todos os possíveis tamanhos de requisição presentes na rede.

Como pode ser inferido da Equação (3.4), 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 requeridos 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.

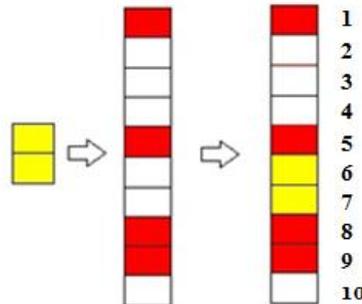
Para se exemplificar a perda de capacidade de alocação em uma rota, toma-se como exemplo a rota descrita na Figura 9. Na figura, mostra-se que uma requisição com largura de 2 slots pode ser inserida na rota de 3 formas diferentes, considerando-se os buracos $h_1^{<r>}$, $h_2^{<r>}$ e $h_3^{<r>}$, com larguras de 3, 2 e 1 slots, respectivamente. No buraco $h_1^{<r>}$, a requisição de tamanho 2 pode ser inserida de duas formas distintas, assumindo as posições de *slots* 2 e 3 ou 3 e 4, como mostrado na Figura 11.

Figura 11 Posição dos slots na rota, mostrando a alocação no buraco de tamanho 3.



A mesma rota r ainda pode acomodar a referida requisição de tamanho 2, no buraco $h_2^{<r>}$, alocando a requisição nos slots de posição 6 e 7, como ilustrado na Figura 12.

Figura 12 Posição dos slots na rota, mostrando a alocação no buraco de tamanho 2

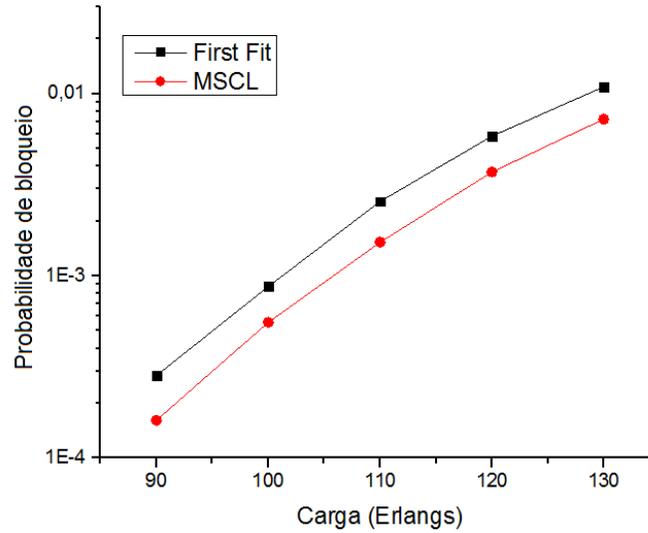


O buraco $h_3^{<r>}$ não pode acomodar a requisição, já que o mesmo não possui largura suficiente (possui tamanho $|h_3^{<r>}| = 1 < n$). Desta forma, somando-se as possibilidades de alocação para os buracos $h_1^{<r>}$ e $h_2^{<r>}$ obtém-se $\sum_{p \in I_r} S^{<p>}(\psi, n) = 2 + 1 = 3$ possibilidades de alocação, sendo esta a capacidade inicial da rota em questão. A possibilidade de alocação 1 da Figura 9 fornece um vetor booleano $X_{i,k} = (0, 1, 1, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0)$ e, após a operação descrita na Figura 10, o espectro da rede assumirá a forma mostrada na posição 1 da Figura 11, com os buracos $h_1^{<r>}$, $h_2^{<r>}$ e $h_3^{<r>}$, com tamanhos 1, 2 e 1, respectivamente. Como $h_2^{<r>}$ é o único com capacidade para alocar uma nova requisição com tamanho $n = 2$, com apenas uma possibilidade de alocação, a capacidade final da rota será $\sum_{p \in I_r} S^{<p>}(\psi, n) = 1$. Vale salientar

que, na prática, a perda de capacidade deve ser calculada para cada requisição de tamanho n . Similarmente ao que foi feito para a possibilidade de alocação 1 de $h_1^{<r>}$ (Figura 11), a análise feita para a possibilidade de alocação 2 em $h_1^{<r>}$ fornecerá capacidades inicial e final iguais a 3 e 1, respectivamente. Já para a alocação em $h_2^{<r>}$, a mesma análise feita anteriormente fornecerá um capacidade inicial igual a 3, e capacidade final igual a 2, já que, como mostrado na Figura 9 (3), a escolha de $h_2^{<r>}$ gera um vetor de disponibilidade com buracos $h_1^{<r>}$ e $h_2^{<r>}$, sendo que $|h_1^{<r>}| = 3$ e, dessa forma, produz duas diferentes possibilidades de alocação para requisições de tamanho 2 (nas posições 2 e 3 ou 3 e 4 na Figura 11). De posse das capacidades inicial e final para cada possibilidade de alocação apresentada, a perda de capacidade é então calculada com a utilização da Equação 3.3. A alocação 1 em $h_1^{<r>}$ produz uma perda igual a $3 - 1 = 2$, a mesma obtida para a alocação 2 em $h_1^{<r>}$. Já a escolha da alocação em $h_2^{<r>}$ fornece uma perda de capacidade igual a $3 - 2 = 1$. Como a perda de capacidade resultante da alocação da requisição em $h_2^{<r>}$ é a menor possível para a rota e requisição observadas, esta será a escolhida pelo algoritmo MSCL, sendo os *slots* nas posições 6 e 7 do espectro os utilizados para a alocação da requisição.

É importante ressaltar nesse ponto que os cálculos exemplificados foram feitos para uma rota r e uma requisição com tamanho $k = 2$. No entanto, como descrito anteriormente, 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 3.4.

Como mostrado em [38], o algoritmo MSCL representa uma boa opção de algoritmo para ser utilizado com o intuito de se analisar o estado da rede antes e depois da escolha do conjunto adequado de *slots* para serem utilizados na alocação dos recursos. A Figura 13 mostra a comparação do MSCL com o FF para a rede NSFNet, com 14 nós e 42 *links*. Percebe-se que o MSCL proporciona uma menor probabilidade de bloqueio do que o tradicional FF, pois analisa o estado atual da rede e fornece o conjunto de *slots* que proporciona o menor impacto possível, em termos de número de formas de alocação, nas rotas interferentes.

Figura 13 Probabilidade de bloqueio dos algoritmos MSCL e *First Fit*.

Uma das propostas deste trabalho consiste em adaptar o algoritmo MSCL para que o mesmo possa ser utilizado no processo de divisão espectral (DE), e ajude a definir, através da perda de capacidade, a melhor opção para a alocação da requisição, seja permitindo sua divisão ou não. Outra proposta é a de se utilizar de algoritmos evolucionários para otimizar a forma de cálculo da perda de capacidade feita pelo algoritmo MSCL. Para tanto, será utilizado o algoritmo PSO, capaz de encontrar melhores valores para preencher a matriz utilizada no cálculo do número de formas de alocação. O capítulo a seguir abordará as principais características dos algoritmos evolucionários, mostrando com mais detalhes o funcionamento do PSO e a sua aplicação para a melhoria do MSCL.

4 ALGORITMOS DE OTIMIZAÇÃO

Como citado nos capítulos anteriores, o problema do Roteamento e Alocação de espectro em redes ópticas elásticas é do tipo NP-Completo, tendo custo computacional elevado de forma exponencial 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. 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 solução 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 [44].

A palavra heurística vem do grego *heurisken* e significa descobrir. Dentro da área de inteligência computacional, as ideias das heurísticas variam de acordo com as sub áreas existentes, porém é utilizada dentro do conceito de busca e otimização de soluções, como um método que utiliza informações sobre o problema para guiar o processo geral na busca por uma solução ótima [45].

A palavra meta-heurística pode ser traduzida como *além da heurística*, ou seja, uma heurística capaz de definir novas heurísticas. Esse método consiste na criação de heurísticas generalizadas que possam ser aplicadas em diversos tipos de problemas, sem que sejam necessárias grandes alterações na estrutura do algoritmo.

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 [46]. 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 [47]. Anos depois, com o desenvolvimento do modelo, criou-se a primeira rede neural capaz de aprender e classificar padrões [48]. 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. A recombinação do material genético entre os indivíduos gera novos indivíduos com características de ambos os materiais genéticos utilizados na recombinação, tendo chances de que esse material genético recombinado produza indivíduos mais aptos. Essa ideia deu origem aos Algoritmos Genéticos [49].

Algoritmos Evolucionários são classificados como técnicas de otimização baseadas na evolução natural [50], 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, pode-se citar os algoritmos genéticos (GA, do inglês *Genetic Algorithm*), algoritmos de otimização por colônia de formigas (ACO, do inglês *Ant Colony Optimization*) [51]. Ainda pode-se citar as Redes Neurais Artificiais (ANN, do inglês *Artificial Neural Networks*), normalmente utilizados para aproximação de funções, algoritmos baseados no Sistema Imunológico [52] e a Otimização por Enxame de Partículas (PSO, do inglês *Particle Swarm Optimization*), que será tratada neste trabalho. Algoritmos como os baseados no Sistema Imunológico humano, por exemplo, se inspiram na capacidade de identificar e extrair características de micro-organismos causadores de doenças. O grupo de algoritmos bio-inspirados baseado em populações, como o PSO e ACO, inspira-se em colônias e na execução de determinadas tarefas por seus integrantes, como a busca por alimento e a limpeza de ninhos. Alguns dos algoritmos, como citados anteriormente, podem ser utilizados como ferramentas para a solução de problemas de otimização [53]. A base de um problema de otimização utilizando algoritmos evolucionários está em encontrar-se uma solução, definida através de uma função de 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 essas características pode-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 indivíduos que já foram ótimos e que podem voltar a ser, por exemplo.

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 [54], [55]. Esta dissertação propõe o uso de uma meta-heurística que visa balancear os pesos em uma matriz e utilizá-los no algoritmo de alocação de espectro MSCL e, dessa forma, alcançar melhores resultados que os atuais. Para tanto, foi utilizada a técnica de inteligência computacional conhecida como PSO [56], [57]. 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 [57], podendo ser utilizado para se encontrar valores mínimos ou máximos. A seguir, a técnica do PSO será tratada mais especificamente.

4.1. 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*) [56], [57]. O termo "enxame" (ou população) é utilizado de forma genérica para se referir a qualquer coleção estruturada de agentes capazes de interagir. 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 (mínimo individual), e de um vetor que aponta a melhor solução encontrada pelo grupo de partículas. A Figura 14 ilustra o comportamento de um bando de pássaros durante o voo, em que o movimento de cada pássaro é influenciado pelo movimento dos demais membros do bando.

Figura 14 Bando de pássaros voando em conjunto, onde a posição de cada pássaro influencia na posição dos demais.



A inteligência coletiva é uma propriedade de sistemas compostos por agentes (partículas ou indivíduos) com pouca ou nenhuma inteligência, com capacidade individual limitada, capazes de apresentar comportamentos coletivos inteligentes. Tais comportamentos seguem as seguintes propriedades:

- Os agentes devem estar próximos o suficiente para interagirem entre si.
- Os agentes devem ser capazes de avaliar resultados e comportamentos individuais.
- O sistema que compõe o conjunto de agentes deve ser capaz de reagir a situações inesperadas.
- Nem todas as variações ambientais devem afetar o comportamento de um agente.
- O sistema deve ser capaz de se adequar a variações no ambiente.

O método descrito incorpora as ideias de competição e colaboração encontradas nos grupos estudados, pelos seguintes fatos:

- I. Competição: Cada partícula procura sua melhor solução individual, sendo esta melhor ou não que a do grupo no qual ela está inserida. Para tanto, a partícula combina a memória da melhor solução encontrada por ela própria (informação local ou individual), com a região encontrada pela melhor partícula do grupo (informação global).
- II. Colaboração: Cada partícula compartilha suas soluções e memórias umas com as outras, a fim de que a combinação de cada informação forneça informação sobre melhores posições ainda não encontradas.

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). Na topologia Global, todas as partículas são vizinhas umas das outras. Em outras topologias, apenas um número específico de partículas são vizinhas e possuem a capacidade de se comunicarem entre si.

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

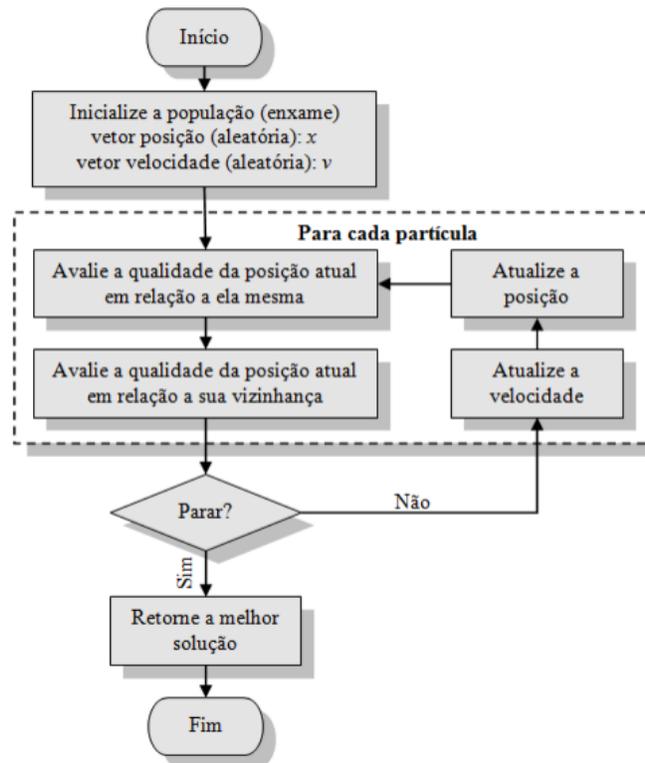
$$x' = x + v. \quad (4.1)$$

Em que v é o vetor velocidade, que por sua vez é determinado através da seguinte equação:

$$v = k[c_1 v + c_2(ML_j - x) + c_3(MG_j - x)] \quad (4.2)$$

Onde 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_j) e ao mínimo global do grupo de partículas (MG_j). Um algoritmo genérico para o PSO é apresentado no fluxograma da Figura 15.

Figura 15 Diagrama de fluxos para o algoritmo PSO.



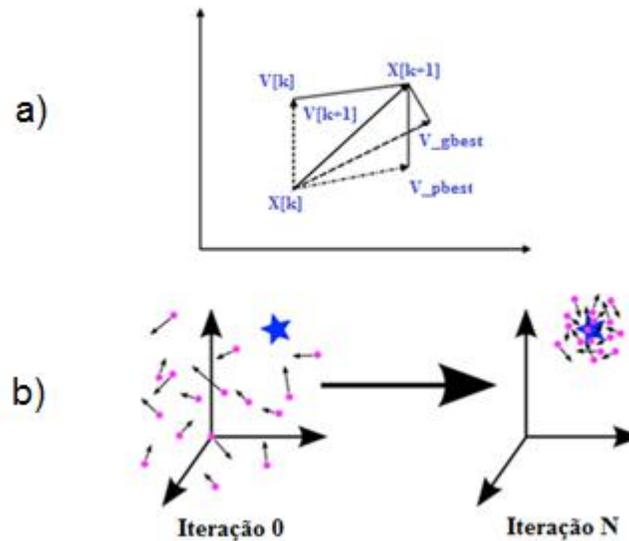
O algoritmo inicia gerando aleatoriamente as partículas (soluções) e seus correspondentes vetores de velocidade (v) e posição (x) no intervalo $[0-1]$. Em seguida, essas soluções são avaliadas e esse valor é atribuído ao vetor de melhor solução de cada partícula (ML_j), assim como o melhor valor dentre todas as partículas é atribuído a MG_j .

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. Os parâmetros utilizados são: k , constante de amortização para limitar o valor da velocidade; c_1 para representar a influência da velocidade inicial na velocidade final da partícula; c_2 , referente à importância da informação local, e c_3 , referente à importância da informação global. Para que o conjunto de partículas sempre 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 valores ótimos obtidos.

A Figura 16 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.

Figura 16 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.



A Figura 16 a) mostra como a posição e velocidade da partícula variam vetorialmente, baseando-se nas informações sobre seus valores iniciais e os mínimos locais e globais obtidos. Na Figura 16 b), percebe-se como, ao passar das iterações, as partículas tendem a se aproximas de um valor ótimo. Nota-se que o sistema descrito no algoritmo se assemelha ao problema da busca de alimentos por um bando de pássaros, problema esse que serviu de inspiração para o desenvolvimento do PSO. A Tabela 4.1 compara os termos e nomenclaturas apresentados para o PSO, com as situações encontradas por um bando de pássaros à procura de alimento.

Tabela 4.1. Comparação entre os termos do algoritmo PSO e o processo natural de encontrar alimentos por um bando de pássaros.

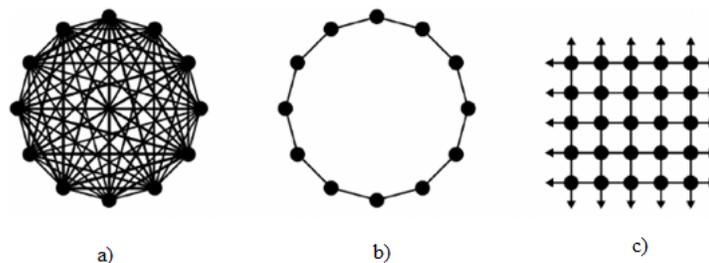
Termo	Significado
Partícula	Pássaro
Enxame	Bando de pássaros
Espaço de Busca	Área sobrevoada pelos pássaros
Posição	Localização de cada pássaro durante o voo
Solução ótima	Localização onde o pássaro encontrou o alimento
Fitness	Função de avaliação
Pbest	Melhor posição conhecida pelo pássaro (Experiência individual)
Gbest	Melhor posição conhecida pelo enxame (experiência coletiva)

Existem duas variantes bastante utilizadas na literatura para a escolha do critério de parada do algoritmo PSO. Uma é pelo número de iterações, ou seja, quando o algoritmo chega ao fim porque atingiu a última iteração. A outra é pela função de avaliação de desempenho (*fitness*), ou seja, quando o algoritmo chegou ao fim porque alcançou um valor pré-definido para a função a qual se deseja minimizar ou maximizar seu valor. Nesse trabalho foi utilizado o critério do número de iterações como critério de parada, utilizando 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. O objetivo da utilização desta função de desempenho foi exatamente diminuir a quantidade de requisições bloqueadas na rede.

Muitas variantes do PSO têm sido desenvolvidas para melhorar a solução encontrada e acelerar a convergência do resultado. As variações podem ser feitas pelo número de partículas, topologia da comunicação, número de iterações entre outros.

Um dos componentes mais importantes na influência do desempenho do algoritmo PSO é a estrutura ou topologia da comunicação entre as partículas. Ela rege como as partículas do enxame trocam informações entre si. Logo, a escolha da topologia influencia na avaliação da velocidade das partículas. A depender de como as partículas se comunicam entre si e do problema a ser tratado, a busca pela solução ótima pode priorizar a velocidade de convergência, a qualidade da solução ou ambas. As principais topologias utilizadas como mecanismos de comunicação entre as partículas são: a topologia global e a topologia local. A Figura 17 apresenta a estrutura geral de algumas topologias.

Figura 17 Esquema de diferentes topologias utilizadas na implementação do PSO. Em a) tem-se a topologia em estrela ou Gbest, em b) mostra-se a topologia circular ou Lbest e em c) a topologia Von Neumann



Na topologia local, conforme ilustrado, o enxame está organizado em formato de anel e cada partícula possui dois vizinhos. A quantidade de vizinhos pode ser alterada para atender diferentes necessidades do problema a ser utilizado. Seguindo esta topologia, a partícula troca informações apenas com seus vizinhos diretos. Embora a troca de informação entre as partículas seja mais lenta, esta estrutura proporciona uma melhor qualidade de soluções para problemas em comparação ao mesmo provido pela topologia global, pois evita que todas as partículas convirjam de uma só vez para um determinado ponto encontrado como mínimo global, ficando presas a essa posição antes que a melhor solução seja encontrada.

Na topologia global, o enxame está organizado em formato estrela e todas as partículas estão conectadas entre si. Esta topologia utiliza o mecanismo de vizinhança global, também denominado

de *Gbest* para a troca de informação. Ao contrário da topologia anteriormente descrita, esta topologia permite uma convergência mais acelerada, visto que a informação da melhor posição é disseminada rapidamente entre todas as partículas do enxame, porém não garante a qualidade da solução obtida. Nestes casos, o algoritmo pode atingir um mínimo local, devido a sua convergência precoce, fazendo com que as gerações de partículas seguintes convirjam rapidamente para esta solução, ficando presas a este resultado.

4.2. 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 nas rotas é calculada de acordo com a seguinte equação:

$$S^{<r>}(\psi, n) = \sum_{m=1}^M \max(0, |h_m^{<r>}| - n + 1). \quad (4.3)$$

Ou seja, para cada buraco, o número de formas relacionado é calculado fazendo-se a subtração entre o tamanho do buraco e o tamanho da requisição, somando-se uma unidade ao final do processo. No entanto, apesar de a heurística apresentada no MSCL obter bons resultados quando comparada ao FF, a forma do cálculo da perda da capacidade com a equação mostrada anteriormente pode não ser a mais eficiente. Desta forma, a utilização do PSO é justificada, onde se propõe neste trabalho a obtenção dos valores ótimos para se relacionar o tamanho do buraco no espectro das rotas e o tamanho da requisição analisada. 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 a relação entre buraco e requisição na matriz explicita o número de formas de alocação na requisição no referido buraco. Em outras

palavras, pretende-se substituir a equação para o cálculo do número de formas por uma matriz, em que seus valores representam as relações obtidas através do PSO para a relação entre buraco e requisição. A Figura 18 mostra a relação entre tamanho do buraco e tamanho da requisição calculada através do número de formas.

Figura 18 Matriz para o cálculo da perda de capacidade, preenchida com Eq. (3.1) 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

Como forma de estudo, foram feitas simulações com matrizes cujos valores em suas linhas e colunas eram preenchidos de forma aleatória. Notou-se que algumas matrizes foram capazes de obter melhores resultados que a matriz do número de formas apresentada, confirmando que o cálculo do número de formas não é ótimo, podendo ser melhorado através da utilização dos valores obtidos através do PSO. As simulações a seguir foram feitas para as topologias NSFNet (*National Science Foundation Network*) e EON (*European Optical Network*), que possuem 14 nós e 42 links e 19 nós e 76 links, respectivamente. As topologias descritas são ilustradas na Figura 19. O gráfico da Figura 20 mostra o resultado da simulação com uma matriz aleatória para a rede NSFNet. A matriz aleatória encontrada pode ser encontrada no Apêndice B.

Figura 19 Topologias das redes NSFNet (a) e EON (b).

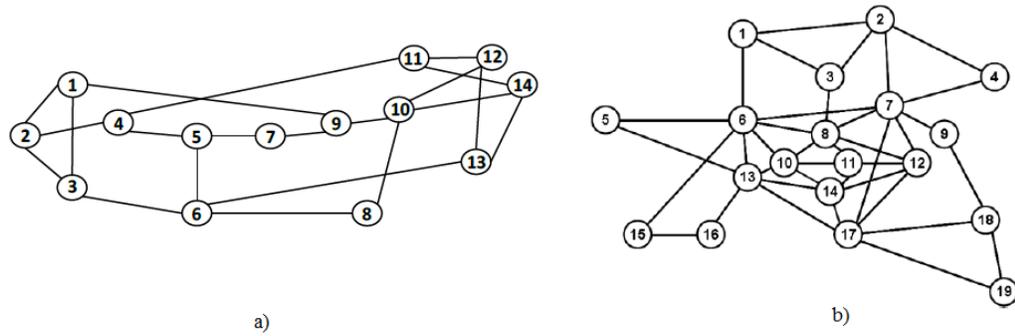
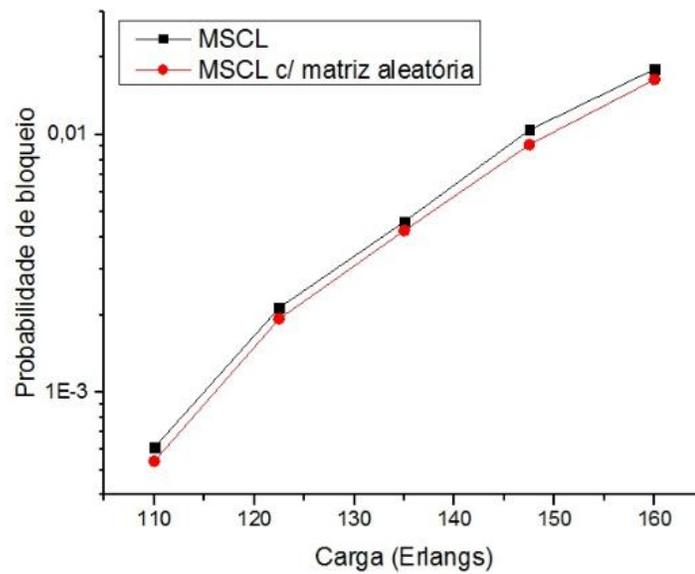


Figura 20 Probabilidade de bloqueio das requisições utilizando o algoritmo MSCL com número de formas e com matriz aleatória para a topologia NSFNet.

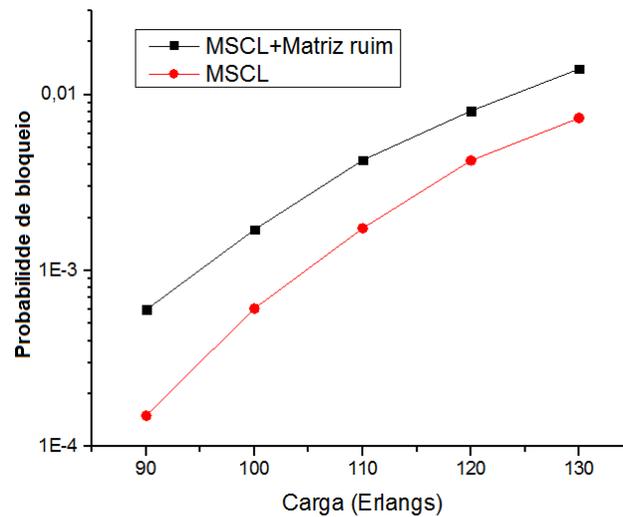


Apesar de o ganho obtido com a utilização da matriz aleatória não ser expressivo, a utilização do PSO nos dá a possibilidade de se obter uma matriz possivelmente melhor, reduzido ainda mais a probabilidade de bloqueio das requisições.

Da mesma forma que algumas matrizes geradas aleatoriamente produzem resultados

semelhantes ou até mesmo um pouco melhores que o MSCL, é importante destacar que a grande maioria das matrizes produzem resultados piores, já que o preenchimento de suas linhas e colunas não segue qualquer critério. A Figura 21 mostra a situação em que uma matriz ruim, gerada aleatoriamente, é utilizada para preencher a matriz do número de formas.

Figura 21 Probabilidade de bloqueio das requisições utilizando o algoritmo MSCL com número de formas e com matriz aleatória ruim.



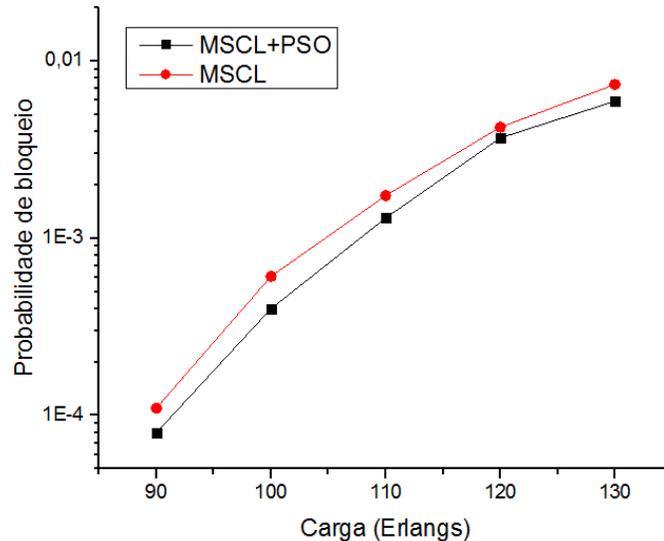
Como pode-se notar, a partir dos resultados obtidos com matrizes aleatórias, a probabilidade de bloqueio das requisições obtida através da utilização dessas matrizes no cálculo da perda de capacidade pode variar bastante. A Figura 21 demonstra como a escolha de uma matriz errada pode ser desastrosa, elevando muito a probabilidade de bloqueio das requisições. A busca por uma matriz ótima fica mais uma vez justificada, onde se passa a utilizar a ferramenta de otimização PSO para alcançar os resultados esperados.

Para a implementação do MSCL no algoritmo do PSO, cada indivíduo foi criado com posição e velocidade inicial atribuídas de forma aleatória, dentro do intervalo [0-1]. Cada indivíduo é representado por uma matriz $M \times N$, em que M representa o tamanho das requisições e N o tamanho dos buracos, e cada elemento da matriz representa uma posição da partícula do PSO que se deseja otimizar. Desta forma, cada partícula tem sua posição e velocidades iniciais, dadas em forma de matriz. Após a atribuição da posição e velocidade inicial da partícula, feita aleatoriamente, a matriz gerada é utilizada no algoritmo MSCL para o cálculo do número de

formas e perda de capacidade da partícula, resultando em uma probabilidade de bloqueio que será utilizada como função de avaliação. O procedimento se repete para todas as partículas utilizadas, e então, após a simulação ser feita para todas as partículas, o processo de evolução é iniciado, permitindo que cada partícula se comunique com suas vizinhas, variando sua posição e velocidade de acordo com as Equações (4.1) e (4.2). No processo evolutivo de obtenção das matrizes através do PSO, cada partícula tem seu desempenho avaliado com o cálculo da probabilidade de bloqueio com a utilização da matriz gerada. Nesse passo, cada simulação é feita com a utilização de 10^5 requisições. Após a obtenção da matriz no final da utilização do PSO, um total de 10^6 requisições é utilizado na simulação para avaliar o desempenho do MSCL tradicional e o com a matriz otimizada. Um pseudocódigo da meta-heurística proposta é mostrado no Apêndice A.

A primeira utilização do algoritmo PSO foi feita com o modelo Gbest, que permite a comunicação entre todas as partículas presentes no sistema. Foram utilizadas 30 partículas, sendo otimizadas ao longo de 100 iterações. A constante de amortização utilizada foi $k = 1$, e as constantes c_1 , c_2 e c_3 receberam os valores 1, 0,9 e 0,9 respectivamente, em que tais valores foram obtidos experimentalmente através de otimizações de expressões matemáticas cujo resultado era conhecido. Foi utilizada a Topologia NSFNet com 14 nós e 42 links, com 64 slots por link, simulando-se a chegada de 10^6 requisições com tamanhos variando uniformemente entre 2, 3 e 4 slots por requisição, sendo o processo de chegada *Poissoniano* e a duração das requisições exponencialmente distribuída. Os pares de nós origem e destino foram escolhidos de forma aleatória e com igual probabilidade. Como primeira análise, foi escolhido o ponto de carga de 100 erlangs para se fazer a otimização do sistema. Foi realizada uma execução do PSO e o resultado da melhor matriz encontrada foi utilizada para o cálculo da perda de capacidade no algoritmo MSCL. O resultado obtido referente à probabilidade de bloqueio das requisições é mostrado na Figura 22.

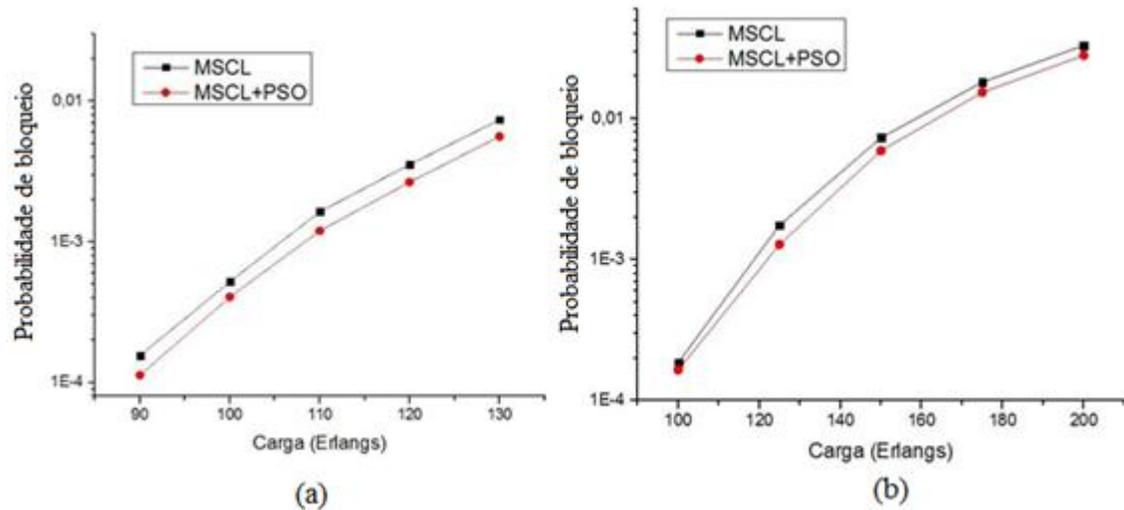
Figura 22 Probabilidade de bloqueio das requisições utilizando o algoritmo MSCL com número de formas e com a matriz encontrada pelo PSO na topologia Gbest, sendo otimizado para a carga de 100 Erlangs.



Como primeira análise, a otimização do sistema foi feita para a carga de 100 Erlangs. Como se pode inferir da Figura 22, este ponto (100 Erlangs) é o que obtém o maior espaçamento entre o MSCL e o MSCL otimizado através do PSO. Este fato é decorrente da característica do PSO de encontrar soluções ótimas baseadas em critérios específicos. No caso apresentado, a matriz obtida só é a melhor para o problema apresentado (topologia de rede e conjunto de requisições) e no ponto especificado, sendo que a melhor solução para cada ponto do gráfico pode ser obtida através de uma nova utilização do PSO para a carga desejada. Contudo, a figura mostra a robustez da solução encontrada com a variação do tráfego, uma vez que a curva MSCL+PSO mantém-se sempre com menor probabilidade de bloqueio do que a do MSCL.

Como mencionado anteriormente, a escolha do modelo Gbest pode não ser a melhor possível quando se deseja obter resultados ótimos, pois a comunicação direta entre todos os elementos pode levar o sistema a ficar preso em algum ponto não-ótimo (mínimo local encontrado por alguma partícula individual). Para sanar este problema, foi implementado o modelo Lbest do PSO, o qual permite a comunicação das partículas apenas com seus vizinhos diretos, o que torna o processo de convergência mais lento, porém mais eficiente. Foram utilizadas 30 partículas e 120 iterações para a otimização com o modelo Lbest. O resultado obtido é mostrado na Figura 130, para as topologias NSFNet e EON.

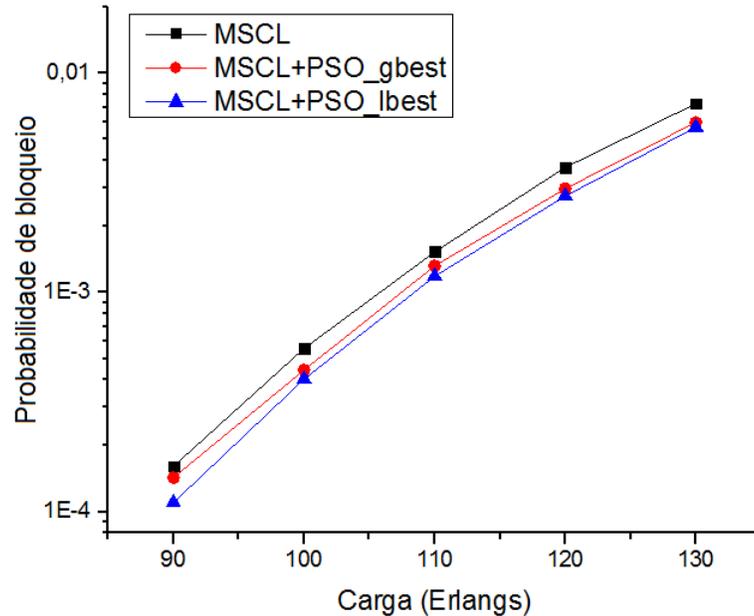
Figura 23 Probabilidade de bloqueio das requisições utilizando o algoritmo MSCL com número de formas e com a matriz encontrada pelo PSO na topologia Lbest. Em (a) é mostrado o resultado para a topologia NSFNet, otimizada para a carga de 130 Erlangs. Em (b) mostra-se o resultado para a topologia EON, otimizada para a carga de 200 Erlangs



Como pode-se observar, a utilização do PSO obteve menores valores de probabilidade de bloqueio, tanto para a topologia NSFNet quanto para a EON. Para a otimização, optou-se nessa simulação por se utilizar uma carga mais alta, sendo escolhido o ponto com carga de 130 Erlangs na topologia NSFNet e 200 Erlangs na topologia EON, percebendo-se uma discreta melhoria neste ponto quando comparado aos demais pontos da curva. A simulação foi feita para com a utilização de 10^6 requisições, com largura de banda das requisições variando uniformemente entre 2, 3 e 4 slots.

Na Figura 24 são apresentados os resultados obtidos comparando-se o PSO nas versões Gbest e Lbest com o MSCL tradicional. A otimização foi feita para a carga de 130 Erlangs na topologia NSFNet, com 10^6 requisições simuladas.

Figura 24 Comparação entre as probabilidades de bloqueio obtidas com a utilização do MSCL com número de formas e utilização do PSO nas topologias Gbest e Lbest, otimizados para a carga de 130 Erlangs na topologia NSFNet.

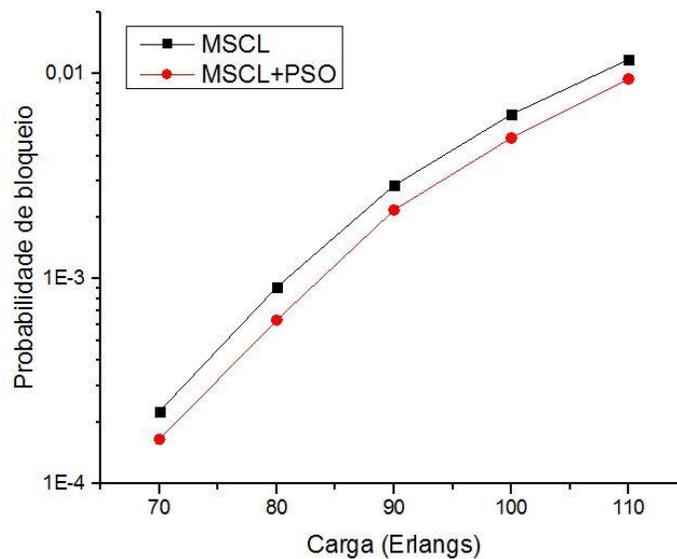


É importante salientar que, para cada topologia utilizada para o PSO, observou-se um longo período (aproximadamente 20 iterações) em que o PSO não obteve nenhum resultado que diminuísse ainda mais a menor probabilidade de bloqueio obtida até o momento. Esse fato pode permitir inferir que o PSO atingiu seu ponto de convergência, obtendo o menor valor possível para a probabilidade de bloqueio em cada situação. Observa-se através da Figura 24 que as curvas apresentam um maior distanciamento para o ponto em que foi feita a otimização (130 Erlangs), onde o PSO consegue uma melhor performance quando comparado ao MSCL tradicional. Para esse ponto, as topologias Gbest e Lbest do PSO alcançam resultados próximos, porém a topologia Lbest apresenta também menores níveis de probabilidade de bloqueio ao longo de toda a curva, para as demais cargas utilizadas. Destaca-se a importância do resultado obtido, pois se trata de um processo de otimização em um algoritmo que já é considerado bom pela literatura, quando comparado com outros algoritmos de alocação de espectro em redes ópticas elásticas.

A fim de comprovar a eficácia do método, foi utilizada outra topologia de rede, de forma a se analisar o comportamento do PSO em diferentes situações. A Figura 25 ilustra os resultados de probabilidade de bloqueio obtidos para a topologia *Finland* (Figura 26). Nota-se que o PSO, utilizado em sua topologia Lbest, também é capaz de obter matrizes melhores do que as formadas

a partir do número de formas nesse caso. Somando-se aos resultados obtidos para as topologias NSFNet e EON, pode-se concluir que a meta heurística apresentada obtém bons resultados em diferentes formatos de rede, em diferentes configurações.

Figura 25 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.

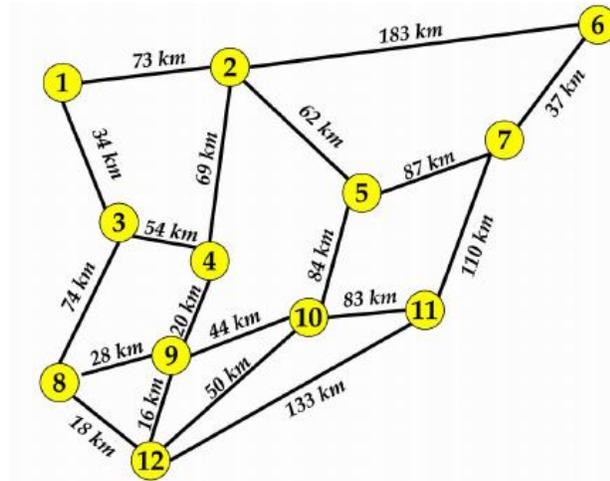


A Tabela 4.1 apresenta os valores dos ganhos percentuais obtidos através da utilização da meta-heurística em cada topologia utilizada:

Tabela 4.1 Ganho comparativo entre MSC e MSCL+PSO para as diferentes topologias utilizadas

Topologias			
	EON	NSFNet	Finland
Ganho	17%	26%	25%

Figura 26 Topologia Finland utilizada na simulação.



Como pode-se observar através do gráfico comparativo entre as probabilidades de bloqueio obtidas com a utilização do MSCL e MSCL+PSO nas topologias utilizadas (Figuras 23 e 25), e na Tabela 4.1, a topologia EON apresentou uma menor redução na probabilidade de bloqueio quando comparada com as topologias NSFNet e Finland. Foi feita a computação da quantidade média de rotas interferentes para todas essas topologias, calculando-se a soma da quantidade de rotas interferentes para cada rota e dividindo-se o resultado final pela quantidade total de rotas. Os resultados obtidos são mostrados na Tabela 4.2.

Tabela 4.2 Média de rotas interferentes por topologia utilizada.

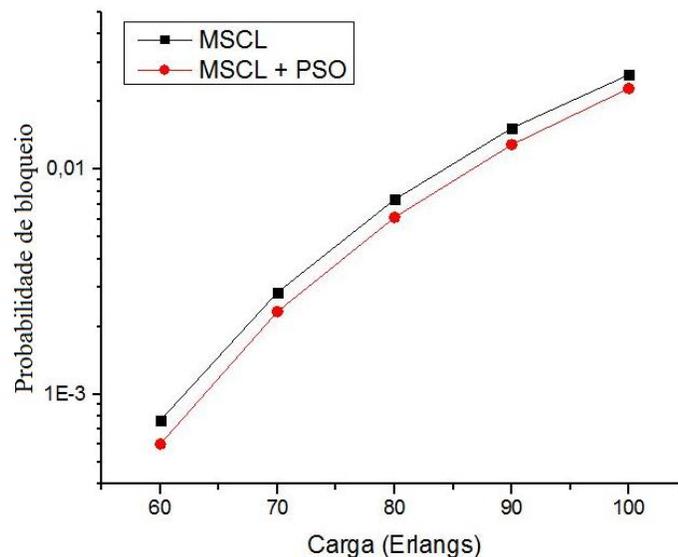
Topologias			
	EON	NSFNet	Finland
Média de rotas interferentes	23,28	16,28	12,72

Como se pode observar, a topologia EON apresenta a maior média de rotas interferentes, e a que apresenta o menor ganho comparativo entre o MSCL tradicional e o otimizado através do PSO. Pode-se observar que a quantidade de rotas interferentes na rede pode influir em um maior ou menor desempenho do algoritmo, já que os cálculos da perda de capacidade são realizados levando-se em consideração o estado da rede como um todo. Em uma topologia com muitas rotas

interferentes, é mais difícil se encontrar uma posição de slots na rota que seja capaz de encontrar perdas de capacidade mínimas entre todas as rotas interferentes, levando o algoritmo a priorizar a perda de capacidade em algumas rotas em detrimento de outras. Desta forma, o desempenho do algoritmo MSCL pode ser reduzido em topologias com elevado número médio de rotas interferentes.

A utilização da meta-heurística acontece de forma específica para cada topologia e cada conjunto de requisições, sendo que o PSO encontra a melhor matriz para otimizar cada topologia de rede separadamente. A matriz gerada também é a melhor para o conjunto de requisições utilizado, sendo que os resultados anteriores foram otimizados para um tráfego que gera requisições de tamanhos 2, 3 e 4. Caso o tráfego de requisições seja diferente, o PSO deve ser utilizado novamente para que possa obter a matriz ótima para o novo conjunto de requisições. A Figura 27 mostra o resultado obtido para a topologia NSFNet, com um conjunto de requisições de tamanhos 2, 3, 4, 5 e 6.

Figura 27 Probabilidade de bloqueio das requisições utilizando o algoritmo MSCL com número de formas e com a matriz encontrada pelo PSO na topologia Lbest, otimizado para a cara de 100 Erlangs na topologia NSFNet.

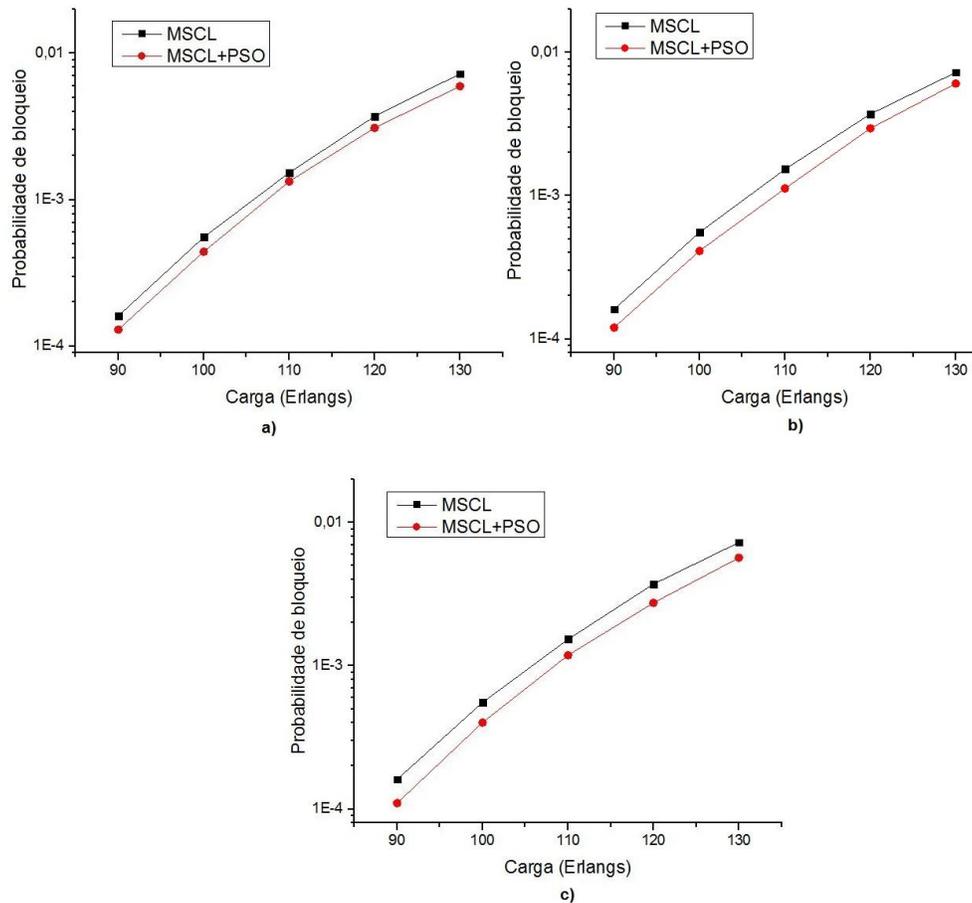


Os resultados demonstram a eficiência do algoritmo de otimização PSO, capaz de encontrar os melhores valores possíveis para compor a nova matriz do número de formas. A relação entre a matriz obtida e a perda de capacidade, com conseqüente relação com a probabilidade de bloqueio

das requisições, fica também comprovada. O PSO foi testado em diferentes topologias de rede (NSFNet, EON, e Finland), com diferentes conjuntos de tamanhos para as requisições demandadas, encontrando soluções para o preenchimento das matrizes utilizadas no cálculo da perda de capacidade de alocação das rotas. Em todos os cenários de topologia de rede e tráfegos utilizados, o PSO foi capaz de encontrar matrizes que produziram resultados satisfatórios em relação à probabilidade de bloqueio das requisições, constatando dessa forma que a sua escolha como algoritmo de otimização para o problema proposto foi acertada.

Durante as simulações, pôde-se notar diferenças na convergência do PSO ao se mudar os pontos de carga no gráfico para a otimização. Desta forma foi notória a diferença no resultado obtido para a probabilidade de bloqueio ao se optar pela otimização de cargas baixas, intermediárias ou elevadas na rede. Tal fenômeno pode ser explicado pelos níveis de bloqueio das requisições, pois cargas elevadas produzem um maior bloqueio, e a escolha desses pontos para a otimização da rede proporciona um melhor aprendizado para o PSO, que aprende a escolher matrizes em situações de bloqueio elevado, e portanto de constante disputa por recurso. As matrizes obtidas para esse tipo de situação são capazes de apresentar níveis de bloqueio reduzidos também para cargas mais baixas. No entanto, as matrizes resultantes do processo de otimização em pontos de cargas menores não são capazes de obter resultados tão expressivos em pontos de carga elevados. A figura mostrada abaixo ilustra a análise feita, apresentando os resultados para três níveis de carga para a topologia NSFNet.

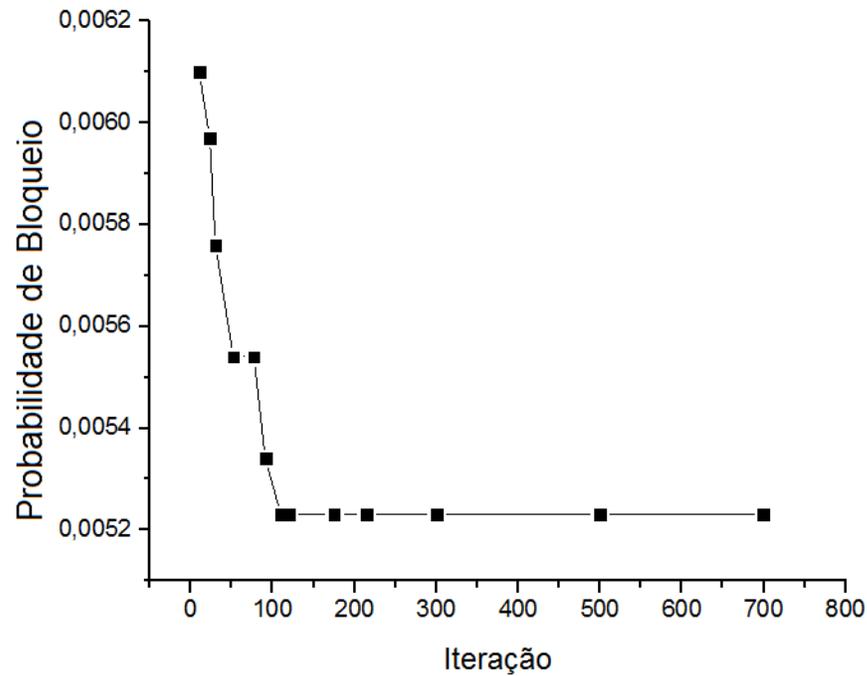
Figura 28 Otimização do PSO para três níveis distintos de carga na topologia NSFNet. Em a) é mostrada a otimização para a carga de 90 Erlangs. Em b) é mostrada a otimização para a carga intermediária de 110 Erlangs e em c) é utilizada a carga de 130 Erlangs



Para que se possa comprovar a eficiência do PSO na otimização do problema descrito, é apresentada a seguir uma análise de convergência do PSO no simulador. Para que a convergência pudesse ser analisada, foram feitas 1000 iterações e em cada uma delas foi obtido o valor da probabilidade de bloqueio de requisições. Para a análise, foi utilizada a topologia NSFNet, com as simulações sendo feitas para a carga de 130 Erlangs e utilizando a topologia Lbest do PSO. Observou-se que após a iteração 118 o algoritmo do PSO atingiu sua menor probabilidade de bloqueio, não conseguindo obter menores resultados até o final das 1000 iterações. Vale também salientar que após a iteração 300, todas as 30 partículas utilizadas haviam convergido para o mesmo valor. Para que se pudesse confirmar o resultado e livrar a análise de possíveis desvios estatísticos, foi feita uma nova simulação, nos mesmos moldes da anterior, onde foi obtido como

ponto de convergência o valor de carga 123 Erlangs, o que permite afirmar que o algoritmo atinge seu valor mínimo de probabilidade de bloqueio por volta da iteração 120. O gráfico de convergência é mostrado na Figura 29 a seguir.

Figura 29 Análise de convergência do PSO para a topologia NSFNet



Como se pôde inferir através dos gráficos apresentados, o PSO apresenta um maior desempenho no ponto para qual se faz a otimização, em que este apresenta uma leve discrepância dos demais pontos que compõem a curva, afastando-se ainda mais da curva do MSCL. Observa-se também que, a otimização feita para a carga específica de 90 Erlangs mostrada na Figura 28 não foi capaz de superar a melhoria encontrada para a mesma carga, quando foram otimizados pontos de cargas maiores. Desta forma observa-se que o PSO é capaz de obter melhores matrizes quando utilizado em regiões de maior bloqueio de requisições. Pode-se utilizar o PSO em cada ponto da curva mostrada, encontrando matrizes para cada região de carga específica para compor o gráfico. Dessa forma, poderemos comprovar a maior eficiência do PSO na rede, considerando-se as cargas para as quais a rede foi projetada.

5 SPLIT SPECTRUM

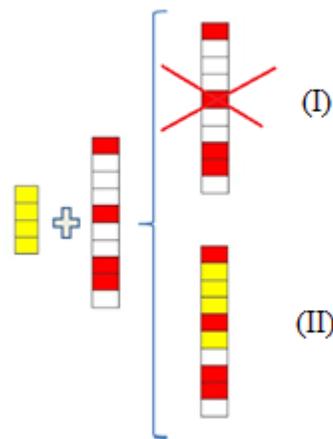
A Divisão Espectral (DE), ou *Split Spectrum* (SS) do termo em inglês, tem recebido atualmente interesse na literatura, já que permite o aumento da quantidade de possibilidades de alocação através da divisão do número de *slots* demandados em mais de um conjunto de *slots* contíguos. Essa técnica utiliza como princípio os conceitos de Multiplexagem Inversa (MI) em um roteamento fim-a-fim, de forma que a colisão entre novas requisições com aquelas já presentes na rede pode ser evitada devido às novas possibilidades de alocação para as requisições.

A técnica de *Split Spectrum* traz algumas vantagens imediatas em sua utilização, dentre elas pode-se citar a utilização de taxas menores que a demanda original, o que facilita a acomodação das requisições na rede [58]. Quando comparado com a técnica de Multiplexagem Inversa, que permite a divisão da requisição nos nós intermediários, a utilização de *Split Spectrum* proporciona também uma maior eficiência energética, já que o particionamento da requisição acontece apenas nos nós de origem e destino, com a vantagem de fornecer uma solução completa para a camada óptica, com a redução da complexidade dos nós intermediários graças à transparência nos protocolos e taxas de dados [58]. Como consequência das vantagens já mencionadas, a utilização de SS promove a inserção de custos e requisitos adicionais na rede, principalmente nos elementos físicos que proporcionam o fracionamento das requisições e no Plano de Controle da rede, podendo ocasionalmente acarretar pequenos atrasos no estabelecimento do caminho óptico, normalmente necessitando de um armazenamento prévio do tráfego de chegada para um acondicionamento da requisição [59].

Em [60], os autores utilizam a técnica de *Split Spectrum* em redes ópticas elásticas, analisando a quantidade de divisões máxima que pode ser utilizada em uma requisição, levando em consideração os recursos disponíveis na rede para a transmissão das sub-demandas. Os autores em [61] e [62] analisam o transporte das sub-demandas resultantes do processo de *splitting* através de múltiplas rotas, analisando os melhores formatos de modulação para cada conjunto de requisições. Em [58] é introduzido o conceito de MF-TSP (do inglês *Multi-Flow Transponder*) e a sua utilização na técnica de *Split Spectrum*. Em [63] foi proposta uma análise da técnica através de Programação Linear Inteira, em que foram analisados mecanismos para tratar dos problemas decorrentes do atraso no estabelecimento das conexões no processo de *Split Spectrum* através de múltiplas rotas.

De uma maneira geral, a técnica de *Split Spectrum* pode ser exemplificada observando-se a Figura 29.

Figura 29 Inserção de uma requisição no espectro de uma rota. Em (I) a divisão espectral não é utilizada e a requisição de tamanho 4 não pode ser inserida na rota. Em (II) a requisição é dividida e encontra a quantidade de *slots* disponíveis necessária para sua alocação na rota.



A Figura 29 mostra o esquema de chegada de uma requisição com largura de quatro *slots* em uma rota cujo espectro dispõe de um total de 10 *slots* por enlace. No exemplo mostrado, os *slots* em vermelho representam aqueles que já se encontram em uso na rede no instante de tempo analisado, sendo vistos, portanto, como *slots* ocupados, e a requisição não pode ser inserida neles. Observa-se que o espectro da rede não possui um conjunto de quatro *slots* disponíveis e contíguos (buraco de tamanho quatro) para alocar a requisição, portanto a mesma deveria ser bloqueada por não encontrar recurso disponível na rede. No entanto, com a utilização da técnica de *Split Spectrum* e a possibilidade de separar a requisição em mais de uma, pode-se então dividir a requisição, que inicialmente não podia ser inserida no espectro da rede, de forma que as partes divididas possuam larguras que podem ser inseridas na rede. No exemplo apresentado, a requisição com largura inicial de quatro *slots* foi dividida em duas outras, com larguras de um e três *slots*, respectivamente. Dessa forma, pode-se acomodar a requisição dividida nos buracos disponíveis no espectro da rede.

Levando-se em consideração o roteamento, as partes resultantes do processo de divisão podem ser roteadas utilizando um único caminho óptico (SPA, do inglês *Single Path Approach*)

ou diferentes caminhos (MPA, do inglês *Multi Path Approach*) [64]. A utilização de SPA apresenta a vantagem de obter um processo de roteamento simplificado, com menores atrasos no recebimento dos sinais, e uma menor complexidade no hardware dos nós de origem e destino, por necessitarem de menos tempo de armazenamento em *buffers* ópticos [64]. A utilização de MPA é capaz de alcançar melhores resultados referentes ao bloqueio dos sinais, porém culmina em um processo de roteamento mais complexo, já que as diferentes partes do sinal dividido devem ter seu próprio esquema de roteamento, que é independente para cada parte. Os custos com hardware e *buffers* ópticos também são maiores e normalmente são obtidos atrasos maiores na detecção do sinal como um todo [64].

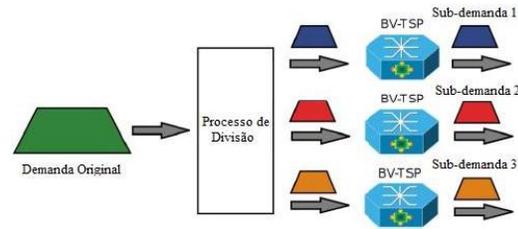
Para se alcançar tais objetivos, a técnica utiliza-se de tecnologias que permitem a divisão, reorganização e filtragem do espectro na rede. A implementação do hardware do processo de *Split Spectrum* segue basicamente duas propostas para a arquitetura e implementação dos transponders, que podem utilizar Transponders de Banda Variável (BV-TSP, do inglês *Bandwidth Variable Transponder*) [60] [64] ou Transponders de Múltiplos Fluxos (MF-TSP, do inglês *Multi-Flow Transponder*) [58] [59], ambos necessários para o ajuste dos recursos ópticos de acordo com a demanda requisitada. As seções a seguir tratarão brevemente essas duas tecnologias.

5.1. Bandwidth variable transponders (BV-TSP)

A implementação utilizando BV-TSPs utiliza diferentes dispositivos para cada sub-demanda após o processo de *splitting*. Desta forma, cada parte resultante do processo de divisão deve utilizar um *transponder* para a sua transmissão através do caminho escolhido, limitando a quantidade de transmissões à quantidade de elementos disponíveis, como mostra a Fig. 30 [60], [64]. Nesta figura, após a seleção do formato de modulação mais adequado para ser utilizado pela demanda, a mesma passará a requisitar uma determinada largura de banda. Essa banda pode ser convertida em uma quantidade de *slots* em uma rede elástica, de forma que a quantidade total de *slots* requisitados pode ser separada em variadas partes com menores larguras de banda. Por fim, a banda e a quantidade de *slots* requisitadas pela requisição inicial, antes de passar pelo processo de *splitting*, é a mesma da soma de todas as sub-demandas resultantes do processo de divisão. A quantidade de partes em que a requisição será dividida é um dos principais fatores limitantes à

utilização desta tecnologia, tendo em vista que a divisão em muitas sub-demandas pode rapidamente exaurir a quantidade de *transponders* nos nós [64], sendo necessário o correto estudo da forma como as requisições serão divididas. Como vantagem da utilização de *Split Spectrum*, pode-se citar a minimização no acréscimo na complexidade do hardware adicional para a implementação, já que normalmente todos os elementos necessários estão presentes na rede.

Figura 30 Esquema mostrando a utilização do processo de divisão da requisição em sub demandas.



Como mostrado da figura anterior, o processo de Divisão Espectral pode particionar a demanda original em diversas sub-demandas. Porém, com a utilização de BV-TSP, cada sub-demanda deve ser transmitida por um desses elementos, o que aumenta a utilização desses componentes na rede. Com a utilização desta tecnologia, o número de *slots* necessários para a alocação de uma determinada requisição é dado pelo teto da divisão entre a largura de banda a do formato de modulação candidato (B_m) e a largura de um único *slot* (F_w). No entanto, as tecnologias atuais requerem a utilização de uma Banda de Guarda (BG) entre as demandas para um funcionamento apropriado [65], o que, na prática, induz à escolha da menor quantidade de divisões para a requisição, já que as sub-demandas são rodeadas por bandas de guarda, e isso reduz a eficiência espectral. Alguns estudos têm sido feitos considerando o efeito do tamanho, em GHz, da largura de banda (G) utilizada pela BG no bloqueio de requisições na rede, como mostrado em [60]. De uma forma geral, a quantidade de *slots* requeridos em uma determinada demanda (S), considerando-se a frequência da BG, é dada por:

$$S = \left\lceil \frac{B_m + G}{F_w} \right\rceil. \quad (5.1)$$

Através da equação acima, observa-se que a frequência utilizada pela banda de guarda pode aumentar a quantidade de *slots* requeridos, influenciando na eficiência espectral da rede. Considerando-se o processo de SS, cada parte resultante do processo de divisão da requisição deve requerer BG. Dessa forma, a quantidade total de *slots* requisitados é dada pelo somatório da faixa de frequências requeridas por cada parte dividida, bem como suas respectivas bandas de guarda, como mostrado na equação a seguir:

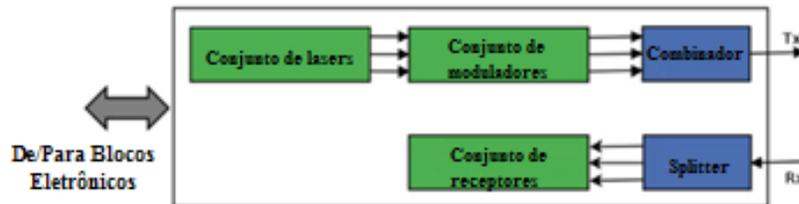
$$S = \sum_i^H \left\lceil \frac{B_{m_i} + G}{F_w} \right\rceil. \quad (5.2)$$

Onde B_{m_i} é a largura de banda do formato de modulação empregado na i -ésima parte, sendo H o total de partes em que a requisição foi dividida.

5.2. Multi-flow transponders (MF-TSP)

A técnica de SS deve dar suporte a diferentes formatos de modulação. Para tanto, o processo de *splitting* utilizando a tecnologia de MF-TSP se utiliza de matrizes de lasers ajustáveis na banda C (1530-1565 nm) e blocos de moduladores, aliados à técnica de PMD (do inglês *Polarization Division Multiplexing*) para aumentar o processo de eficiência espectral, podendo-se utilizar também DP (do inglês *Dual Polarization*). Na parte elétrica, a concepção de OTN (do inglês *Optical Transport Networking*) utiliza FEC (do inglês *Forward Error Correction*) e Processamento Digital de Sinais (PDS), juntamente com conversão AD/DA para permitir variadas taxas de tráfego e conduzir os blocos de moduladores [58], [59]. Com a utilização de MF-TSP, cada *transponder* é equipado com os lasers ajustáveis e o hardware descrito anteriormente para produzir múltiplos fluxos, os quais serão utilizados em cada parte da requisição após a divisão. O lado do transmissor, por sua vez, é equipado com *splitters* ópticos e matrizes de detectores. O processo pode ser ilustrado na Figura 31.

Figura 31 Esquema mostrando a utilização do processo de divisão da requisição com a utilização de MF-TSP.



Como mostrado na Figura 31, a utilização de MF-TSP representa uma maior complexidade do *transponder* utilizado, pois o mesmo consiste de uma caixa contendo lasers, moduladores e combinadores para a transmissão do sinal, e *splitters* e receptores para a recepção do mesmo. A utilização desta técnica, porém, permite a utilização de apenas um MF-TSP para a transmissão de todas as partes resultantes do processo de splitting, já que a técnica permite que múltiplos canais ópticos (fluxos) em diferentes taxas de transmissão possam ser roteados independentemente. A limitação no número de divisões aceitas para a requisição também é observada neste caso, já que a implementação do hardware permite apenas um número limitado de fluxos, sendo que, quanto maior for a quantidade de divisões permitidas para a requisição com a técnica de SS, maior será a complexidade do hardware a ser implementado. Portanto, a quantidade de divisões feitas no sinal transmitido deve também ser a menor possível. O acréscimo na complexidade do hardware incrementado com a utilização desta técnica é compensado com a utilização de menos blocos de elementos necessários para divisão e transmissão do sinal, já que não é necessário um *transponder* para cada sub-demanda resultante do processo de divisão. Percebe-se também que, para este caso, o tratamento do sinal com técnicas de conversão e filtragem adequadas permite que a quantidade de *slots* requerida para cada alocação seja independente da banda de guarda [64].

5.3. Adaptação do MSCL para divisão espectral

Considerando-se a possibilidade da utilização de DE na rede, a próxima etapa passa por determinar qual a melhor forma de divisão da requisição e quais as melhores opções para a

alocação da mesma, considerando-se o espectro disponível. A utilização do algoritmo MSCL tem como objetivo utilizar sua capacidade de análise do estado atual da rede e dos cálculos de perda de capacidade para que, com base nessas informações, sejam escolhidos os melhores grupos de *slots* disponíveis (i.e., buracos) e a melhor posição de sub-banda em cada um desses grupos de *slots*. A escolha também leva em consideração as possibilidades de divisão da faixa de frequência requerida em diferentes conjuntos de *slots* com tamanhos variados, considerando que determinada requisição pode ser dividida de diferentes formas. Tais aspectos serão discutidos a seguir.

5.3.1 Descrição da heurística

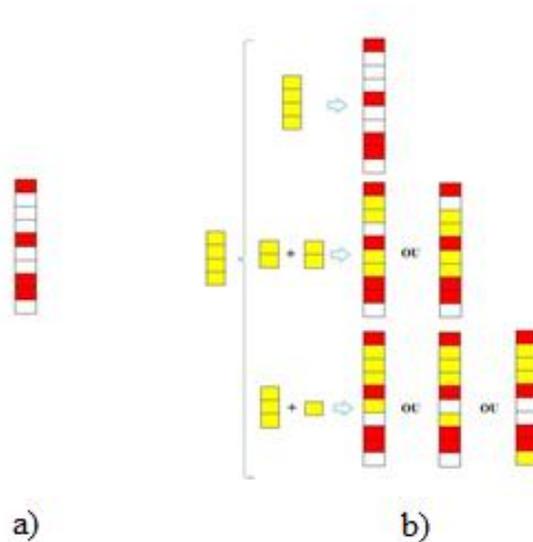
A utilização da DE permite um aumento nas possibilidades de alocação das requisições, uma vez que determinada demanda pode ser subdividida em várias demandas menores. O MSCL propõe o cálculo da perda de capacidade na determinação do melhor conjunto de *slots* para a requisição, fato que pode ser explorado 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 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*. A perda de capacidade combinada é dada somando-se as perdas individuais de cada parte dividida. O processo de utilização do MSCL com DE pode ser então resumido nos seguintes passos:

- a. A requisição original é dividida em duas partes, avaliando todas as possibilidades de divisão para a requisição. A análise acontece inicialmente avaliando a requisição com seu tamanho 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.
- b. A partir do cálculo da perda de capacidade, é escolhido o melhor buraco na rede para atender a requisição, escolhendo-se também os tamanhos de sub demandas que fornecerão a menor perda de capacidade na rede.

- c. Dentro do buraco escolhido, a requisição é alocada no grupo de slots que ocasionar a menor perda de capacidade total na rede.

Na Figura 32, a rota ilustrada possui 10 *slots* e o seu vetor de disponibilidade de slots, com buracos de tamanhos 3, 2 e 1, é mostrado na Figura 32 (a). Na Figura 32 (b), uma única requisição em amarelo, que após o procedimento de modulação demandou quatro *slots* na rede, deve ser inserida. Observa-se que a requisição pode ser inserida com tamanhos diferentes, assumindo as combinações 4, 3+1 e 2+2. Para o espectro apresentado na Figura 32 (a), a requisição com largura de quatro *slots* não pode ser inserida na rede, porém, ao se passar pelo procedimento de DE, as combinações de requisições menores podem então ser inseridas, onde as melhores formas de divisão, do buraco e da posição do *slot* dentro do buraco são definidas pelo cálculo da perda de capacidade total na rede.

Figura 32 Esquema de divisão de uma requisição. Em a) mostra-se o espectro da rota em que a requisição será inserida, em que os slots vermelhos representam os ocupados. Em b), tem-se a requisição em amarelo e suas formas de inserção na rede.



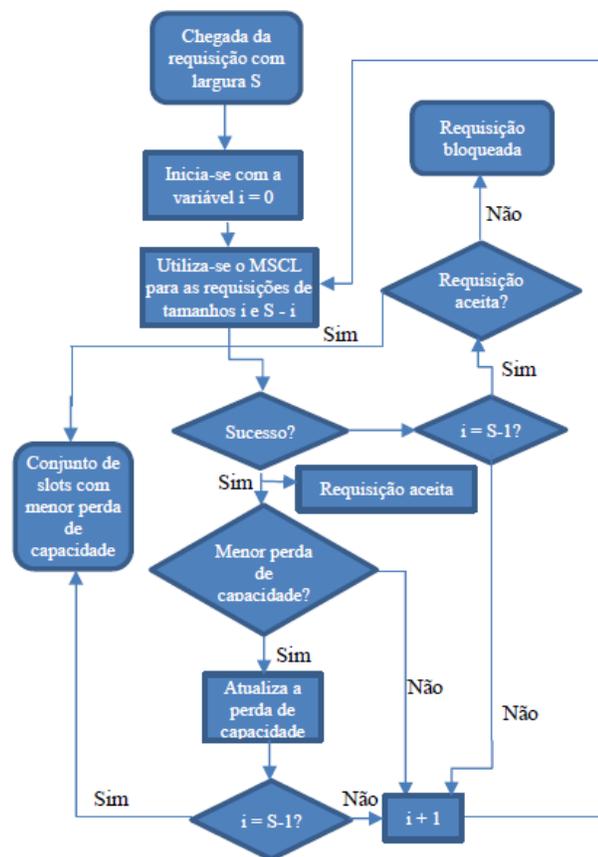
O processo de DE auxilia também no aumento da eficiência espectral, uma vez que alguns buracos não poderiam ser preenchidos sem o uso da divisão espectral. Por exemplo, no espectro apresentado na Figura 32, considerando-se que o tráfego de requisições na rede não forneça demandas de *slots* com tamanho menores que 2 *slots*. Nessas condições, o último *slot* do espectro apresentado na Figura 32, com tamanho 1, não poderá ser utilizado, já que não possui recurso de largura de banda suficiente para alocar nenhuma das requisições presentes na rota. Tal *slot* é conhecido como *dead slot*, termo que se refere aos slots que não podem ser utilizados por nenhuma das requisições na rede, a menos que algum outro *slot* adjacente seja liberado. Com a utilização da heurística proposta e a possibilidade de divisão da requisição em variados tamanhos, pode-se utilizar uma sub-demanda com tamanho exato para ser alocada nessa posição do espectro, ajudando assim a reduzir o número de *dead slots* presentes na rede.

Para a heurística proposta, na primeira iteração após a chegada da requisição, uma variável i será iniciada com o valor zero, e será incrementada para formar as diferentes possibilidades de divisão espectral. Considerando S como sendo o tamanho original da requisição, e como neste trabalho está sendo assumida a divisão da requisição em até duas partes, 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 $(S - 1, 1)$. Seguindo esses passos, o cálculo da perda de capacidade 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 sub-divisões de tamanhos $(1, S - 1)$ e $(S - 1, 1)$, que representam os mesmo tamanhos para as sub demandas, 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 sub demandas, porém com ordem de alocação trocadas, garante-se a análise da perda de capacidade para todas as opções possíveis. O procedimento é descrito no fluxograma da Figura 33.

O fluxograma da Figura 33 ilustra o procedimento de adaptação do algoritmo MSCL com a abordagem da Divisão Espectral. O primeiro passo consiste na utilização do MSCL para a requisição original sem a utilização de DE. O MSCL permite encontrar, através do cálculo da perda de capacidade, qual a melhor forma de divisão das requisições, em que buraco cada parte da requisição deve ser inserida e em que grupo de slots contíguos dentro de cada buraco selecionado.

Isso permite que o MSCL encontre a disposição que, quando utilizada, produza o menor impacto na rede. No esquema apresentado, nota-se que quando qualquer uma das opções de divisão encontrar *slots* disponíveis na rede, a requisição é então dita como aceita (recebendo a *flag* requisição aceita) e assim, mesmo que não se encontre outro conjunto de opções para divisão e escolha de *slots* que ofereça uma menor perda de capacidade, a requisição será alocada com a melhor formação encontrada até o momento. Ao se verificar, porém, todas as opções de alocação e nenhuma delas encontrar o conjunto de *slots* disponíveis necessários, a requisição não receberá o status de aceita e será então bloqueada.

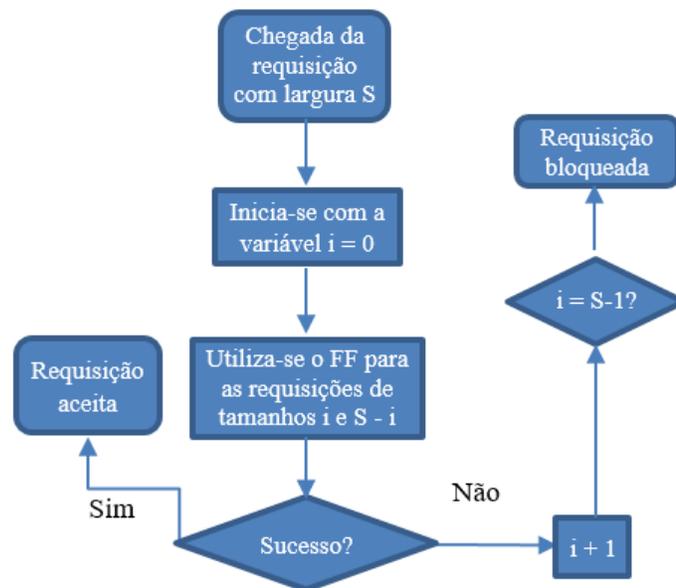
Figura 33 Esquema mostrando a adaptação da heurística apresentada para o MSCL.



Após se comparar o desempenho da junção de DA com uma heurística que permite avaliar o estado da rede mediante o cálculo da perda de capacidade, que é conseguido pelo emprego do

algoritmo MSCL, é feita a substituição do MSCL pelo já tradicional *First-Fit* (FF) para fins de análise e comparação. Para tanto, fora realizada uma pequena alteração na implementação do algoritmo, como será mostrado no esquema da Figura 34. A requisição é aceita assim que um conjunto disponível de *slots* é encontrado, iniciando o processo com a requisição em seu tamanho original. Caso não se encontre um conjunto de *slots* disponível com tamanho adequado para a alocação, a requisição será dividida em duas partes utilizando a técnica de DE, seguindo a sequência de alocação mostrada anteriormente. Caso todas as opções sejam testadas e nenhuma encontre a quantidade necessária de *slots* disponíveis, a requisição será bloqueada. O procedimento, de maneira geral, consegue aproveitar buracos que antes não poderiam ser preenchidos sem a aplicação da técnica de Divisão Espectral.

Figura 34 Esquema mostrando a adaptação da heurística para o FF.



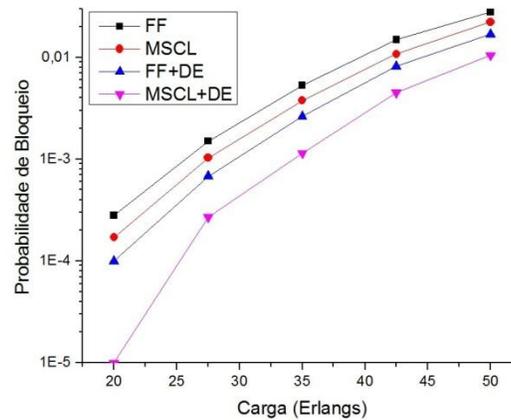
Após a implementação das duas heurísticas de DE, uma que utiliza o MSCL e avalia o estado da rede, e a outra sem qualquer tipo de análise sobre a rede, será apresentado na próxima seção a análise dos resultados obtidos mediante as simulações realizadas.

5.4. Resultados obtidos

Com o objetivo de avaliar o desempenho da heurística apresentada, foram realizadas simulações e os resultados foram comparados para as heurísticas com e sem Divisão Espectral. Os testes foram feitos com os algoritmos MSCL e FF. Para as simulações, foram utilizadas as topologias NSFNet, com 14 nós e 42 enlaces, a topologia em anel com 7 nós e 14 enlaces e a topologia Finland com 12 nós e 38 enlaces. Também consideramos um total de 64 slots por enlace na rede. Para cada simulação, foram utilizadas 100.000 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 por requisição para as topologias NSFNet e em anel, e larguras entre 2 e 6 slots para a topologia Finland. Os pares de nós origem e destino foram escolhidos de forma aleatória e com igual probabilidade.

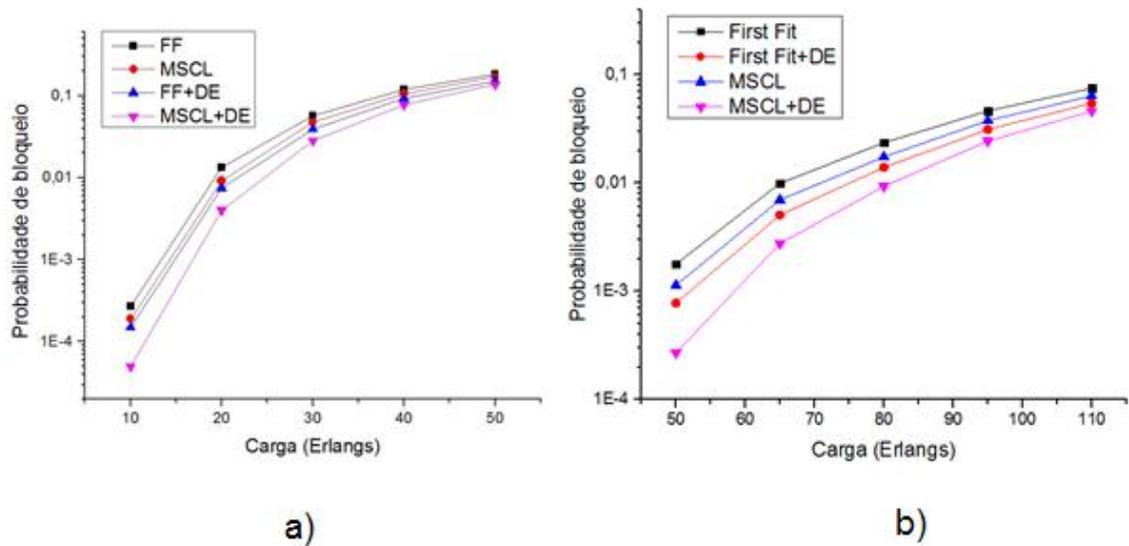
A Figura 35 mostra os resultados obtidos para a probabilidade de bloqueio das requisições em função da carga para a rede NSFNet. Na figura, pode-se observar que o MSCL consegue obter resultados melhores que o FF, seja com ou se a utilização de DE. Adicionalmente, quando a DE é realizada, observa-se uma diminuição de probabilidade de bloqueio muito elevada para ambas as heurísticas. Isso se deve ao fato de que as heurísticas que contam com a utilização de DE (MSCL+DE e FF+DE) encontram uma maior quantidade de opções para a alocação, somando-se ao fato de que buracos na rede que não eram utilizados são agora preenchidos através de requisições divididas em partes com larguras menores. A redução na probabilidade de bloqueio, no entanto, é mais acentuada para a combinação MSCL+DE.

Figura 35 Probabilidade de bloqueio em função da carga para a topologia NSFNet



A Figura 36 mostra os resultados para a rede em anel e para a topologia Finland. Mais uma vez, observa-se que as heurísticas que utilizam esta técnica novamente apresentaram resultados significativos. Vale a pena destacar que o MSCL obteve melhores resultados do que o FF, destacadamente quando a técnica de DE é utilizada. A simulação de um ponto na topologia NSFNet, para uma carga intermediária (35 Erlangs) dura, em média, 72 segundos. As simulações foram feitas em um computador com processador Intel Core I7-4510U 2.00GHz, com 16GB de memória RAM e Sistema Operacional Windows 10 de 64 bits.

Figura 36 Probabilidade de bloqueio em função da carga para as topologias de rede em anel, mostrada em a), e Finland, mostrada em b)



A fim de comparar o ganho do uso de MSCL com DE, a Tabela 5.1 foi montada, mostrando-se os ganhos médios percentuais entre os algoritmos analisados para cada topologia utilizada.

TABELA 5.1. Ganho médio percentual entre as heurísticas

Ganho Comparativo entre as Heurísticas					
Topologia NSFNet		Topologia em Anel		Topologia Finland	
FF+DE e FF	51%	FF+DE e FF	32%	FF+DE e FF	41%
MSCL+DE e MSCL	70%	MSCL+DE e MSCL	43%	MSCL+DE e MSCL	49%
MSCL e FF	29%	MSCL e FF	19%	MSCL e FF	25%
MSCL+DE e FF+DE	58%	MSCL+DE e FF+DE	33%	MSCL+DE e FF+DE	36%

Observa-se através da Tabela 5.1 a maior redução da probabilidade de bloqueio entre as heurísticas pura e com DE, quando MSCL é usada na alocação espectral em vez de FF. Para a primeira, observou-se uma redução de 70%, 43% e 49% para as topologias NSFNet, em Anel, e

Finland, respectivamente, enquanto que a segunda apresentou redução ainda elevada de 51% , 32% e 41% para as topologias analisadas, mas menores do que as junções de MSCL e DE. Isso pode ser comprovado observando-se as duas últimas linhas da tabela, onde se percebe a maior diferença entre MSCL e FF quando DE é usada do que sem DE.

O maior beneficiamento do MSCL com DE em relação ao FF se deve ao fato de que o MSCL, além de analisar o estado atual da rede, também procura, dentre os conjuntos de *slots* disponíveis para as diversas possibilidades de divisão espectral, aquela combinação que proporciona a menor perda de capacidade para a alocação de futuras demandas. Desta forma, dado o conjunto de possibilidades e a escolha daquela que proporciona a melhor alocação para a rede, os buracos presentes na rede são aproveitados de forma mais eficiente.

Os resultados obtidos e apresentados neste capítulo foram recentemente publicados [66].

6 CONCLUSÃO E TRABALHOS FUTUROS

Este trabalho abordou uma meta-heurística que utilizou o algoritmo PSO para descobrir os valores para compor a matriz do número de formas do MSCL, tornando o cálculo da perda de capacidade de alocação mais eficiente. Através da análise das matrizes encontradas, pôde-se observar a influência da relação entre o tamanho das requisições e o tamanho do buraco no espectro da rede na escolha do melhor conjunto de slots para a alocação da requisição. Foram utilizadas diferentes topologias para compor a vizinhança do PSO, sendo analisadas diferentes possibilidades de otimização em pontos distintos da carga na rede. O estudo foi realizado para diferentes topologias de rede, encontrando para cada uma delas matrizes que culminam em melhores relações para o cálculo do número de formas de alocação, reduzindo assim a probabilidade de bloqueio das requisições. Os resultados comprovam que a solução encontrada pelo PSO contribui diretamente na redução da probabilidade de bloqueio das requisições, encontrando resultados significativos para todas as topologias de rede utilizadas, bem como para diferentes conjuntos de requisições de chegada, justificando a utilização do algoritmo evolucionário descrito.

Também foi proposta a utilização da Divisão Espectral em Redes Ópticas Elásticas através do estudo do impacto que a forma de segmentação das requisições e a escolha da faixa de espectro têm na probabilidade de bloqueio das requisições. Através dos resultados obtidos, fica claro que o aumento das possibilidades de alocação da requisição quando consideramos a DE proporciona reduções significativas da probabilidade de bloqueio de requisições em relação ao uso dos algoritmos originais de alocação de espectro. Adicionalmente, observou-se que o uso da técnica de divisão espectral combinada à da perda de capacidade das requisições provê uma redução mais significativa na probabilidade de bloqueio das requisições em comparação com a técnica FF sem e com DE. Por exemplo, observou-se ganhos na combinação de DE com MSCL de 70% na topologia NSFNet e 43% e 49% nas topologia em anel e Finland, comparado com 51%, 32%, e 49% respectivamente, quando é utilizado conjuntamente com o FF. Esta redução mais acentuada deve-se ao fato de que, com a utilização da DE, o aumento na possibilidades de alocação para a requisição proporciona a escolha mais adequada para a inserção da demanda no espectro da rota selecionada, já que a mesma pode ser inserida com seus slots alocados de maneira contígua, ou divididos e inseridos separadamente em diferentes buracos presentes no espectro da

rota. Além disso, a heurística proporciona a possibilidade de utilização de slots que estavam inativos na rede, por não existirem requisições com larguras estreitas o suficiente para serem inseridas em tais slots disponíveis. A utilização de Divisão Espectral e, conseqüentemente, a possibilidade de particionamento das requisições em sub demandas de tamanhos menores permite então que estes slots inativos possam ser utilizados.

6.1. Trabalhos futuros

Em seguida são apresentadas algumas sugestões de trabalhos futuros relacionados com o tema da dissertação:

1. Analisar a utilização de divisão espectral com o transporte das partes divididas da requisição por rotas distintas, aumentando-se ainda mais as opções de alocação das sub demandas ao se considerar a alocação em diferentes rotas conectando os nós de origem e destino.
2. Usar, para a requisição, um número de requisições maior do que 2, para se analisar o ganho relativo na probabilidade de bloqueio.
3. Investigar as restrições da camada física referentes à utilização da divisão espectral.
4. Investigar o desempenho do MSCL otimizado através do PSO na escolha dos melhores conjuntos de slots para a alocação utilizando divisão espectral.
5. Analisar o desempenho da divisão das requisições em nós intermediários da rota (Multiplexagem inversa), avaliando o desempenho e comparando o custo-benefício com a técnica de divisão espectral.
6. Avaliar o desempenho da utilização de outros algoritmos evolucionários para otimização do cálculo do número de formas.

REFERÊNCIAS

1. Cisco, “The Zettabyte Era: Trends and Analysis,” 29 Junho 2014. [Online]. Available: <http://www.cisco.com/c/en/us/solutions/collateral/service-provider/visual-networking-index-vni/vni-hyperconnectivity-wp.html>. [Acesso em 23 Agosto 2016].
2. Lu Ruan, Yanwei Zheng, “Dynamic survivable multipath routing and spectrum allocation in OFDM-based flexible optical networks,” *Journal of Optical Communications and Networking*, vol. 6, pp. 77-85, Janeiro de 2014.
3. Masahiko Jinno, Bartlomiej Kozicki, Hidehiko Takara, Atsushi Watanabe, Yoshiaki Sone, Takafumi Tanaka, Akira Hirano, “Distance-Adaptive Spectrum Resource Allocation in Spectrum-Sliced Elastic Optical Path Network,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 48(8), pp. 138-145, Agosto 2010.
4. A. F. d. Santos, Algoritmos para Roteamento e Alocação de Espectro em Redes Ópticas Elásticas, Salvador - BA: Tese de doutorado Universidade Federal da Bahia (UFBA), 2015.
5. H. Zang, J. P. Jue, B. Mukherjee, “A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical WDM networks,” *Optical Networks Magazine*, v. 1, n. 1, pp. 47-60, 2000.
6. A. K. Somani, Survivability and traffic grooming in WDM optical networks, Cambridge: University Press, 2006.
7. E. F. Iguatemi, Uma Abordagem para Aprovisionamento e Diferenciação de QoS Óptico na Presença de FWM em Redes Ópticas Transparentes, Campinas: PhD thesis, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da Universidade Estadual de Campinas, 2005.

8. S. Rai, B. Mukherjee, C. SU, T. Hamada, "Provisioning in ultra-long-haul optical networks," em *Conference on Optical Fiber Communication and the National Fiber Optic Engineers Conference (OFC/NFOEC)*, Março 2007.
9. Z. Zhang, J. Fu, D. Guo, L. Zhang, "Lightpath routing for intelligent optical networks," *IEEE Network*, v. 15, n. 4, pp. 28-35, Julho 2001.
10. R. Ramaswami, K. N. Sivarjan, *Optical Networks: A Practical Perspective*, 2a ed, Morgan Kaufmann, 2002.
11. S. Sygletos, I. Tomkos, J. Leuthold, "Technological challenges on the road toward transparent networking," *Journal of Optical Networking*, v. 7, n. 4, p. 321–350, Abril 2008.
12. J. Strand, A. Chiu, R. Tkach, "Issues for routing in the optical layer," *IEEE Communications Magazine*, v. 39, n. 2, p. 81–87, Fevereiro 2001.
13. H. A. Pereira, D. A. R. Chaves, C. A. Bastos-Filho, J. F. Martins-Filho, "OSNR model to consider physical layer impairments in transparent optical networks," *Photonic Network Communications*, v. 18, n. 2, p. 137–149, Setembro 2009.
14. S. Azodolmolky, M. Klinkowki, E. Marin, D. Careglio, J. S. Pareta, I. Tomkos, "A survey on physical layer impairments aware routing and wavelength assignment algorithms in optical networks," *Computer Networks*, v. 53, n. 7, p. 926 – 944, Maio 2009.
15. G. Shen, R. S. Tucker, "Translucent optical networks: the way forward," *IEEE Communications Magazine*, v. 45, n. 2, p. 48–54, Fevereiro 2007.
16. B. Ramamurthy, H. Feng, D. Datta, J. Heritage, B. Mukherjee, "Transparent vs. opaque vs. translucent wavelength-routed optical networks," em *Optical Fiber Communication Conference and the International Conference on Integrated Optics and Optical*, Fevereiro 1999.
17. J. Zhao, Q. Yao, X. Liu, W. Li, M. Maier, "Distance-adaptive routing and spectrum

- assignment in OFDM-based flexible transparent optical networks,” *Photonic Network Communications*, v. 27(3), pp. 119-127, Junho 2014.
18. I.-T. Recommendations, “G.694.1 : Spectral grids for WDM applications: DWDM frequency grid,” 2012. [Online]. Available: <http://www.itu.int/rec/T-REC-G.694.1/>. [Acesso em 16 agosto 2016].
 19. P. C. B. d. Silva, Roteamento e Alocação eficiente de canais em Redes Ópticas Elásticas, Campinas: Dissertação de mestrado, PUC, 2013.
 20. Y. Sone, A. Hirano, A. Kadohata, M. Jinno e O. Ishida, “Routing and spectrum assignment algorithm maximizes spectrum utilization in optical networks,” em *37th European Conference and Exhibition on Optical Communication (ECOC)*, Genebra, Suíça, Setembro 2011.
 21. G. Zhang, M. De Leenheer, A. Morea, B. Mukherjee, “A survey on OFDM-based elastic core optical networking,” *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, v. 15(1), pp. 65-87, 2013.
 22. A. C. Drummond, Agregação de Tráfego em Redes Ópticas com Multiple thexação por Comprimentos de Onda, Campinas: PhD thesis, Instituto de Computação da Universidade Estadual de Campinas, 2010.
 23. K. Christodoulopoulos, I. Tomkos, E.A. Varvarigos, “Elastic bandwidth allocation in flexible ofdm-based optical networks,” *Journal of Lightwave Technology*, 29(9), pp. 1354-1366, Maio 2011.
 24. Y. Wang, X. Cao, Y. Pan, “A study of the routing and spectrum allocation in spectrum-sliced elastic optical path networks,” em *INFOCOM*, Abril 2011.
 25. E. A. Varvarigos, K. Christodoulopoulos, “Algorithmic Aspects in Planning Fixed and Flexible Optical Networks With Emphasis on Linear Optimization and Heuristic Techniques,” *Journal of Lightwave Technology*, v. 32(4), pp. 681-693, Fevereiro 2014.

26. T. H. Cormen, C. E. Leiserson, R. L. Rivest, C. Stei, *Introduction to Algorithms*, 3^a Edição, MIT Press, 2009.
27. R. A. Scaraficci, N. L. da Fonseca, “Alternative routing and zone-based spectrum assignment algorithm for flexgrid optical networks,” em *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Sydney, Junho 2014.
28. R. J. Durán, I. Rodríguez, N. Fernández, I. de Miguel, N. Merayo, P. Fernández, J.C. Aguado, T. Jiménez, R. M. Lorenzo, E. J. Abril, “Performance Comparison of Methods to Solve the Routing and Spectrum Allocation Problem,” em *14th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)*, Coventry, Inglaterra, Julho 2012.
29. E. W. Dijkstra, “A Note on Two Problems in Connection with Graphs,” *Numerical Mathematics*, v. 1(1), pp. 269-271, 1959.
30. R. Bellman, “On a routing problem,” *Quarterly of Applied Mathematics* 16, pp. 87-90, 1958.
31. N. M. Bhide, K. M. SIlivalingam, T. Fabry-Asztalos, “Routing mechanisms employing adaptive weight functions for shortest path routing in multi-wavelength optical wdm networks,” *Journal of Photonic Network Communications*, v. 3, p. 227– 236, Julho 2001.
32. A. V. S. Xavier, Um algoritmo de roteamento adaptativo-alternativo para redes Ópticas, Dissertação, Programa de Pós-graduação em Engenharia de Sistemas: Universidade de Pernambuco,, Novembro 2011.
33. H. C. Lin, S. W. Wang and C. P. Tsai, “Traffic Intensity Based Fixed-Alternate Routing in All-Optical WDM Networks,” em *2006 IEEE International Conference on Communications*, Istanbul, 2006.
34. M. Jinho, H. Takara, B. Kozicki, Y. Tsukishima, Y. Sone, S. Matsuoka, “Spectrum-

- efficient and scalable elastic optical path Network: architecture, benefits, and enabling technologies,” *Communications Magazine*, p. 66–73, Novembro 2009.
35. P. M. Moura, Roteamento e Alocação de Espectro em Redes Ópticas Elásticas, Campinas: Dissertação de Mestrado, Universidade Estadual de Campinas, 2015.
 36. L. Velasco, M. Klinkowski, M. Ruiz, J. Comellas, “Modeling the routing and spectrum allocation problem for flexgrid optical networks,” *Photonic Network Communications*, pp. 1-10, 2012.
 37. G. M. Durães, A. Soares, J. R. Amazonas, W. Giozza, “The choice of the best among the shortest routes in transparent optical networks,” *Computer Networks, Volume 54*, p. Issue 14, Outubro 2010.
 38. R. C Almeida Jr., A. F. Santos, K. D. R. Assis, J. F. Martins-Filho, H. Waldman, “Slot assignment strategy to reduce loss of capacity of contiguous-slot path requests in flexible grid optical networks,” *Electronics Letters*, v. 49, pp. 359-361, 2013.
 39. I. Tomkos, D. Vogiatzis, C. Mas, I. Zacharopoulos, A. Tzanakaki, E. Varvarigos, “Performance engineering of metropolitan area optical networks through impairment constraint routing,” *IEEE Communications Magazine*, v. 42, n. 8, p. 158–161, Agosto 2004.
 40. J. F. Martins-Filho, D. A. R. Chaves, C. J. A. Bastos-Filho, D. O. Aguiar, “Intelligent and fast IRWA algorithm based on power series and particle swarm optimization,” em *10th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)*, v. 3, 2008.
 41. T. Takagi, H. Hasegawa, K. Sato, Y. Sone, B. Kozicki, A. Hirano, M. Jinno, “Dynamic Routing and Frequency Slot Assignment for Elastic Optical Path Networks that Adopt Distance Adaptive Modulation,” em *Optical Fiber Communication Conference and Exposition and the National Fiber Optic Engineers Conference (OFC/NFOEC)*, Los Angeles, Estados Unidos, 2011.

42. X. Wan, L. Wang, N. Hua, H. Zhang, X. Zheng, “Dynamic routing and spectrum assignment in flexible optical path networks,” em *Optical Fiber Communication Conference and Exposition (OFC/NFOEC) and the National Fiber Optic Engineers Conference*, Los Angeles, Estados Unidos, Março, 2011.
43. Andre K. Horota, Gustavo B. Figueiredo, Nelson L. S. da Fonseca, “Algoritmo de Roteamento e Atribuição de Espectro com Minimização de Fragmentação em Redes Óticas Elásticas,” em *Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos-SBRC*, Florianópolis, 2014.
44. F. O. França, Algoritmos Bio-Inspirados aplicados à Otimização Dinâmica, Campinas - SP: Dissertação de Mestrado, Universidade Estadual de Campinas, Dezembro de 2005.
45. Z. Michalewicz, D. B. Fogel, *How to solve it : modern heuristics*, Berlim, Nova Iorque: Springer, 2000.
46. L. N. de Castro, F. J. Von Zuben, *Recent Developments in Biologically Inspired Computing*, Idea Group Inc, 2005.
47. W. S. McCulloch, W. H. Pitts, “A logical calculus of the ideas immanent in nervous activity,” *Bulletin of Mathematical Biophysics*, n. 5, p. 1943, 115-133.
48. F. Rosenblatt, *The Perceptron - a Perceiving and Recognizing Automaton*, Ithica: Cornell Aeronautical Laboratory, 1957.
49. J. H. Holland, *Adaptation in natural and artificial systems : an introductory analysis with applications to biology, control, and artificial intelligence*, 1º ed, Cambridge: MIT Press, 1992.

50. E. Zitzler, *Evolutionary Algorithms for Multiobjective Optimization: Methods and Applications*, Zurique, Suíça: Tese, ETH Zurich, 1999.
51. M. Dorigo, *Optimization, Learning and Natural Algorithms*, Milão, Itália: Ph.D.Thesis, Politecnico di Milano, 1992.
52. D. Dasgupta, *Artificial immune systems and their applications*, Berlim, Alemanha: Springer, 1998.
53. X. Yu, M. Gen., *Introduction to Evolutionary Algorithms*, 1º Edição, Springer Books, 2010.
54. F. Dressler, T. Suda, I. Carreras, J. Crowcroft, M. Murata, “Guest editorial bioinspired networking,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 28, n. 4, p. 521–523, Maio 2010.
55. P. Lio, D. Verma, “Biologically inspired networking,” *IEEE Network*, v. 24, n. 3, p. 4, Maio-Junho 2010.
56. J. Kennedy, R. Eberhart, “Particle swarm optimization,” *IEEE International Conference on Neural Networks*, v. 4, p. 1942 –1948, Novembro-Dezembro 1995.
57. A. P. Engelbrecht, *Fundamentals of computational swarm intelligence*, Inglaterra: John Wiley and sons, 2005.
58. M. Xia, R. Proietti, S. Dahlfort, S. J. B. Yoo, “Split spectrum: a multi-channel approach to elastic optical networking,” *Opt. Express* 20, pp. 29143-29148, 2012.
59. S. Dahlfort, M. Xia, R. Proietti, S. J. B. Yoo, “Split Spectrum approach to elastic optical networking,” em *38th European Conference and Exhibition on Optical Communications*, Amsterdam, 2012.

60. A. Pagès, J. Perelló and S. Spadaro, "Lightpath fragmentation for efficient spectrum utilization in dynamic elastic optical networks," em *16th International Conference on Optical Network Design and Modeling (ONDM)*, Colchester, 2012.
61. W. Lu, X. Zhou, L. Gong, M. Zhang, Z. Zhu, "Dynamic multi-path service provisioning under differential delay constraint in elastic optical networks," *IEEE Communications Letters*, vol. 17, pp. 158-161, Janeiro 2013.
62. Z. Zhu, W. Lu, L. Zhang, N. Ansari, "Dynamic service provisioning in elastic optical networks with hybrid single-/multi-path routing," *J. Lightwave Technology*, pp. 15-22, Janeiro 2013.
63. X. Chen, A. Jukan, A. Gumaste, "Multipath defragmentation: Achieving better spectral efficiency in elastic optical path networks," em *IEEE International Conference on Computer Communications*, Turin, Itália, 2013.
64. A. Pagès, J. Perelló, S. Spadaro, J. Comellas, "Optimal Route, Spectrum, and Modulation Level Assignment in Split-Spectrum-Enabled Dynamic Elastic Optical Networks," *J. Opt. Commun. Netw.* 6, pp. 114-126, 2014.
65. N. Amaya et al., "Experimental demonstration of a gridless multi-granular optical network supporting flexible spectrum switching," em *Optical Fiber Communication Conference and Exposition (OFC/NFOEC), National Fiber Optic Engineers Conference*, Los Angeles, 2011.
66. Clayton J. N. de Lira, Raul C. Almeida Jr, "Uma proposta de divisão espectral de caminho óptico com redução da perda de capacidade," em *Momag 2016*, Porto Alegre, RS, Brasil, 2016.

67. Y. Sone, A. Hirano, A. Kadohata, M. Jinno, O. Ishida, “Routing and spectrum assignment algorithm maximizes spectrum utilization in optical networks,” em *37th European Conference and Exhibition on Optical Communication*, Geneva, 2011.
68. O. Gerstel, M. Jinno, A. Lord, S. J. Yoo, “Elastic optical networking: a new dawn for the optical layer?,” *IEEE Communications Magazine*, v. 50(2), p. s12–s20, Fevereiro 2012.
69. André k. Horota, Gustavo B. Figueiredo, Nelson L. S. da Fonseca, “Algoritmo de Roteamento e Atribuição de Espectro com Minimização de Fragmentação em Redes Óticas Elásticas,” em *XXXII Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos*, Florianópolis, SC, 2014.

APÊNDICE A

Algoritmo PSO

Contador: Inteiro

Max_Iteration: Inteiro

NumParticula: Inteiro

Particula : BestPodition:Double Vector

 CurrentPosition: Double Vector

 Velocidade : Double Vector

 Fitness: Double {Valor da função Objetivo}

 BestFitness: Double

BestNeighbor : Particula

ParticleSwarm : Particula Vector

BestGlobalPosition : Double Vector

BestGlobalFitness : Double

INICIO

 PARA Contador de 1 ATE NumParticulas FAÇA

 NOVA Particula: BestPodition < - RAND

 CurrentPosition: < - BestPodition

 Fitness < - get_pbReq(CurrentPosition) {Função que retorna a probabilidade de bloqueio utilizando o CurrentPosition}

 ParticleSwarm < - Particula

 END_PARA

ENQUANTO Contador < Max_Iteration FAÇA

 PARA cada membro Particula de ParticleSwarm FAÇA

 BestNeighbor < - MenorFitnessVizinhanca(Particula){Função que retorna o vizinho que tem menor probabilidade de bloqueio}

 Atualiza a velocidade de cada particula utilizando a equação :

 Velocidade = $KC1 * Velocidade + C2 (BestPodition - CurrentPosition) + C3(BestNeighbor - CurrentPosition)$

 Atualiza a posição de cada particula utilizando a equação:

 CurrentPosition = CurrentPosition + Velocidade

 Fitness < - get_pbReq(CurrentPosition)

SE Fitness < BestFitness ENTÃO

BestFitness <- Fitness;
BestPosition <- CurrentPosition

END_SE

END_PARA

Contador <- Contador + 1

END_ENQUANTO

PARA cada membro Particula de ParticleSwarm FAÇA

SE BestFitness < BestGlobalFitness ENTÃO
BestGlobalPosition <- BestPosition;
BestGlobalFitness <- BestFitness;

END_SE

END_PARA

SAIDA : BestGlobalPosition { vetor que representa a melhor posição no espaço, ou seja, com a menor probabilidade de bloqueio }

FIM

END_ALGORITMO

APÊNDICE B

Matriz aleatória

Holes[0][2] = 0;	Holes[13][2] = 20;	Holes[26][2] = 37;
Holes[0][4] = 0;	Holes[13][4] = 27;	Holes[26][4] = 14;
Holes[1][2] = 0;	Holes[14][2] = 17;	Holes[27][2] = 50;
Holes[1][4] = 0;	Holes[14][4] = 57;	Holes[27][4] = 27;
Holes[2][2] = 14;	Holes[15][2] = 63;	Holes[28][2] = 11;
Holes[2][4] = 0;	Holes[15][4] = 12;	Holes[28][4] = 34;
Holes[3][2] = 4;	Holes[16][2] = 51;	Holes[29][2] = 5;
Holes[3][4] = 0;	Holes[16][4] = 38;	Holes[29][4] = 51;
Holes[4][2] = 4;	Holes[17][2] = 20;	Holes[30][2] = 27;
Holes[4][4] = 49;	Holes[17][4] = 27;	Holes[30][4] = 24;
Holes[5][2] = 23;	Holes[18][2] = 58;	Holes[31][2] = 16;
Holes[5][4] = 4;	Holes[18][4] = 12;	Holes[31][4] = 2;
Holes[6][2] = 26;	Holes[19][2] = 44;	Holes[32][2] = 37;
Holes[6][4] = 57;	Holes[19][4] = 12;	Holes[32][4] = 59;
Holes[7][2] = 62;	Holes[20][2] = 38;	Holes[33][2] = 28;
Holes[7][4] = 7;	Holes[20][4] = 43;	Holes[33][4] = 39;
Holes[8][2] = 61;	Holes[21][2] = 3;	Holes[34][2] = 9;
Holes[8][4] = 11;	Holes[21][4] = 25;	Holes[34][4] = 34;
Holes[9][2] = 45;	Holes[22][2] = 59;	Holes[35][2] = 57;
Holes[9][4] = 47;	Holes[22][4] = 50;	Holes[35][4] = 47;
Holes[10][2] = 57;	Holes[23][2] = 34;	Holes[36][2] = 28;
Holes[10][4] = 60;	Holes[23][4] = 51;	Holes[36][4] = 10;
Holes[11][2] = 55;	Holes[24][2] = 28;	Holes[37][2] = 33;
Holes[11][4] = 40;	Holes[24][4] = 24;	Holes[37][4] = 19;
Holes[12][2] = 41;	Holes[25][2] = 14;	Holes[38][2] = 32;
Holes[12][4] = 3;	Holes[25][4] = 38;	Holes[38][4] = 4;

Holes[39][2] = 43;
Holes[39][4] = 10;
Holes[40][2] = 32;
Holes[40][4] = 59;
Holes[41][2] = 47;
Holes[41][4] = 45;
Holes[42][2] = 18;
Holes[42][4] = 57;
Holes[43][2] = 24;
Holes[43][4] = 26;
Holes[44][2] = 28;
Holes[44][4] = 1;
Holes[45][2] = 8;
Holes[45][4] = 9;
Holes[46][2] = 59;
Holes[46][4] = 19;
Holes[47][2] = 3;
Holes[47][4] = 37;

Holes[48][2] = 18;
Holes[48][4] = 18;
Holes[49][2] = 5;
Holes[49][4] = 48;
Holes[50][2] = 47;
Holes[50][4] = 19;
Holes[51][2] = 3;
Holes[51][4] = 43;
Holes[52][2] = 56;
Holes[52][4] = 35;
Holes[53][2] = 30;
Holes[53][4] = 22;
Holes[54][2] = 51;
Holes[54][4] = 48;
Holes[55][2] = 30;
Holes[55][4] = 4;
Holes[56][2] = 53;
Holes[56][4] = 42;

Holes[57][2] = 19;
Holes[57][4] = 55;
Holes[58][2] = 37;
Holes[58][4] = 2;
Holes[59][2] = 56;
Holes[59][4] = 52;
Holes[60][2] = 5;
Holes[60][4] = 33;
Holes[61][2] = 45;
Holes[61][4] = 1;
Holes[62][2] = 34;
Holes[62][4] = 49;
Holes[63][2] = 20;
Holes[63][4] = 16;
Holes[64][2] = 5;
Holes[64][4] = 10;