



UNIVERSIDADE FEDERAL DE PERNAMBUCO

PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA

Título da dissertação:

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

Clayton José Natal de Lira

Junho de 2016

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. A meta-heurística é proposta com o fim de melhorar o algoritmo de alocação de espectro conhecido como MSCL (*Min Slot-Continuity Capacity Loss*), onde utiliza-se o algoritmo evolucionário de otimização por enxame de partículas PSO (*Particle Swarm Optimization*) para determinar uma combinação de valores capazes de quantificar de forma mais adequada o número de formas de alocação. 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 técnica evolucionária visa a obtenção de valores ótimos para preencher essa matriz de forma proposta e assim quantificar de forma mais apropriada 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 combinação 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 o faz reduzir mais significativamente a probabilidades de bloqueio quando comparado com as outras técnicas de alocação de espectro.

ABSTRACT

This work discusses the use of a heuristic method and a meta-heuristic procedure for improvement in the spectrum allocation in Elastic Optical Networks. The meta-heuristic is proposed in order to improve the spectrum allocation algorithm known as MSCL (Min Slot-Continuity Capacity Loss), which uses the evolutionary 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 evolutionary technique aims in obtaining optimal values to fill the proposed matrix of forms and, thus, quantify more appropriately the capacity derived loss of 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.

SUMÁRIO

1. INTRODUÇÃO.....	5
2. Capítulo 2: Redes Ópticas.....	7
3. Capítulo 3: MSCL.....	18
4. Capítulo 4: Algoritmos Evolucionários.....	27
5. Capítulo 5: Split Spectrum.....	40
5. Referências Bibliográficas.....	52

Capítulo 1

Introdução

Observa-se cada vez mais a crescente demanda por largura de banda nos *backbones* de sistemas de comunicação, requeridos pelo maior uso de serviços pela Internet. Segundo a Cisco [2], 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. Para atender esta 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 nas taxas de transmissão em cada comprimento de onda nesta tecnologia tem comprometido a sua eficiência, tornando necessário o surgimento de novas tecnologias.

Recentemente, muitos estudos estão sendo realizados com uma nova estratégia para o planejamento de redes ópticas. Esta estratégia propõe um método mais flexível de alocação de espectro para as redes ópticas. O método mostra que uma alocação de espectro com largura de banda variada e espaçamento diferente entre os canais, 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. As principais características das redes elásticas são a segmentação e agregação de recursos espectrais, acomodações eficientes de múltiplas taxas de dados, bem como a variação elástica de recursos alocados. Além disso, na redes elásticas, como também na WDM, pode-se utilizar diferentes formatos de modulação e aumentar assim a eficiência espectral. O maior problema encontrado nas redes ópticas é o do Roteamento e Alocação de Comprimento de onda nas redes WDM (RWA, do inglês *Routing and Wavelength Assignment*), também conhecido como problema RSA (do inglês *Routing and Spectrum Assignment*) nas redes elásticas. Este 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. Para o estudo do problema RSA, são desenvolvidas técnicas e heurísticas que facilitam o roteamento e alocação de espectro nas redes, proporcionando um melhor aproveitamento dos recursos e, desta forma, conseguindo uma maior capacidade de transmissão através das fibras ópticas. O intuito deste trabalho é apresentar uma heurística e uma meta-heurística capaz de fornecer melhores alternativas para a alocação do espectro nas redes ópticas elásticas, permitindo desta forma uma redução na probabilidade de bloqueio das requisições na rede. O restante do trabalho é dividido como se segue: no Capítulo 2 será discutido sobre as Redes Ópticas, mostrando suas

vertentes e evolução ao longo do tempo, no Capítulo 3 será discutida a utilização de algoritmos evolucionários no problema de otimização nas redes, onde será 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, melhorando assim a sua performance. O Capítulo 4 tratará do algoritmo de alocação de espectro conhecido como MSCL, o Capítulo 5 fará uma abordagem sobre divisão espectral nas redes elásticas, apresentando uma heurística que combina a técnica de *Split Spectrum* e perda de capacidade nas rotas, garantindo uma maior eficiência espectral na utilização das rotas. O Capítulo 6, por fim, concluirá o trabalho.

Capítulo 2

2. Redes Ópticas

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 [1]. As redes ópticas adotadas atualmente pelas empresas de telecomunicação são aquelas com espaçamento fixo entre canais, são as chamadas redes WDM (do inglês *Wavelength Division Multiplexing*). O aumento na capacidade de transmissão obtido com a aplicação da técnica de Multiplexação por comprimento de onda é derivado do fato que esta tecnologia permite a transmissão simultânea de múltiplos canais de comunicação, estabelecendo assim várias conexões em uma mesma fibra óptica, permitindo um aumento na capacidade de transmissão sem que seja necessário um aumento na quantidade de fibras.

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 três tipos de redes citados.

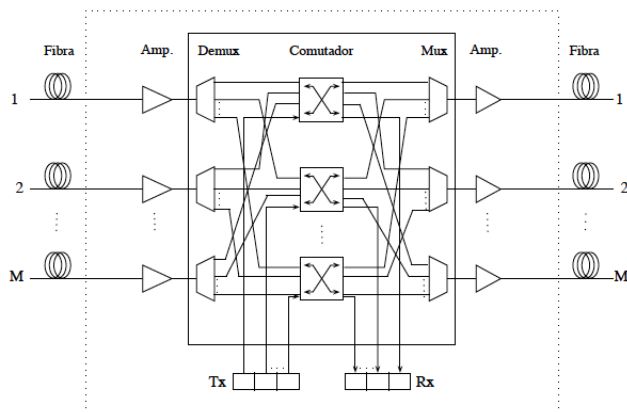
Redes Opacas

As redes opacas são aquelas em que a comutação é realizada no nível eletrônico, necessitando da conversão do sinal do domínio óptico para o eletrônico em todos os nós para que o sinal seja repassado 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 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 o domínio óptico, esta conversão é conhecida na literatura como conversão O-E-O (opto-eletro-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 elevado custo [26]. 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 realizados é conhecida como regeneração 3R [39]. A regeneração do sinal apresenta vantagens como a conversão de comprimentos de onda de forma mais simples e elevação da relação sinal ruído óptico (OSNR) [39, 40, 41]. 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 [39, 42, 43], ou seja, se algum desses parâmetros for alterado, os transponders devem ser também modificados [43]. Outro fato a se considerar na utilização de transponders é o fato de que, nas redes WDM, cada comprimento de onda necessita de no mínimo dois transponders (um em cada ponta do enlace), aumentando o custo de implementação das redes [41, 42, 43].

Redes transparentes

As redes transparentes, também conhecidas como Redes Totalmente Ópticas ou *All-Optical Networks*, são aquelas onde o sinal é comutado apenas no domínio óptico, sendo convertido 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 ou OXC's, sendo esses os responsáveis pela conversão dos sinais sem a conversão para o domínio eletrônico. A figura a seguir mostra um OXC e suas fibras conectadas, realizando comutação sem a necessidade de conversão do sinal para o domínio eletrônico.

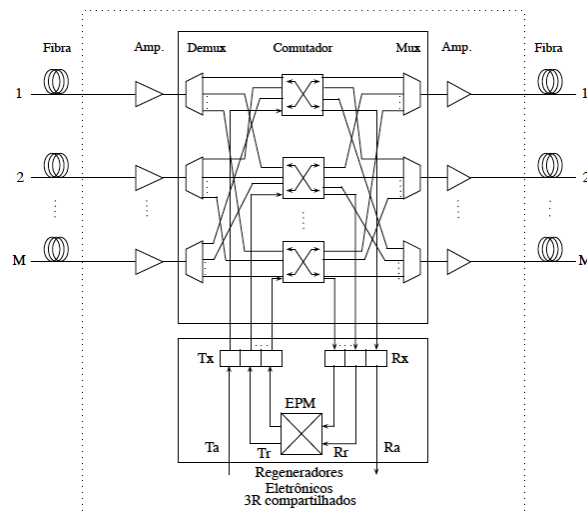


Nas redes transparentes o sinal pode ir de um nó origem para um nó destino seguindo todo seu trajeto no domínio óptico, sendo transparente ao formato de modulação e taxa de envio de bits, como mencionado no caso das redes opacas. As redes totalmente ópticas também apresentam um custo de implementação reduzido, pois os amplificadores EDFA permitem a amplificação de vários comprimentos de onda ao mesmo tempo, podendo substituir dezenas de transponders [41]. Redes transparentes também apresentam desvantagens, como a ausência de regeneradores. A ausência desses dispositivos implica uma maior degradação do sinal transmitido, fazendo com que a recepção do sinal seja impossível em alguns casos [39, 43]. Para mitigar tais limitações, consideram-se nas

implementações das redes ópticas transparentes a utilização de dispositivos ópticos menos ruidosos [44], a utilização de regeneradores em determinados nós da rede [45, 46] e o estudo e desenvolvimento de algoritmos de roteamento e alocação de comprimento de onda que minimizem o impacto da degradação do sinal óptico [47]. O conjunto da rota e do comprimento de onda selecionado para atender a demanda nas redes transparentes é chamado caminho óptico.

Redes translúcidas

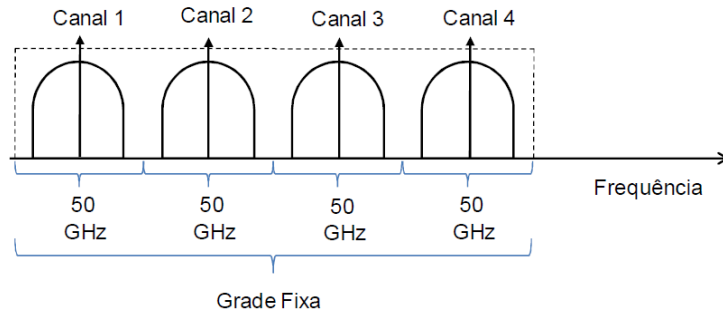
Nas redes translúcidas, parte da comutação é realizada no domínio óptico e a outra parte no eletrônico. A proposta dessa rede consiste em combinar as vantagens das redes opacas e transparentes, reduzindo suas desvantagens [46]. Normalmente nesse tipo de rede, os nós translúcidos realizam regeneração do sinal óptico de alguns comprimentos de onda ao se converter o sinal para o domínio eletrônico, como mostrado na figura a seguir.



A utilização da rede translúcida permite uma redução no custo de implementação da rede, quando comparadas 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, devida 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, surgiu a necessidade de aperfeiçoamento da capacidade de transmissão nessas redes. A tecnologia DWDM (do inglês *Dense Wavelength Division Multiplexing*) apareceu como uma evolução das redes WDM, permitindo um espaçamento entre os canais de até 25 GHz, aumentando o número de portadoras ópticas para mais de 100 em uma mesma fibra. Desta forma conseguiu-se uma elevada transmissão de bit chegando ter canais operando a 100 Gbps [18]. 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 rígida. A figura abaixo ilustra a alocação de sinais em uma rede WDM, com grade fixa de 50 GHz, seguindo o padrão ITU-T G.694.1.

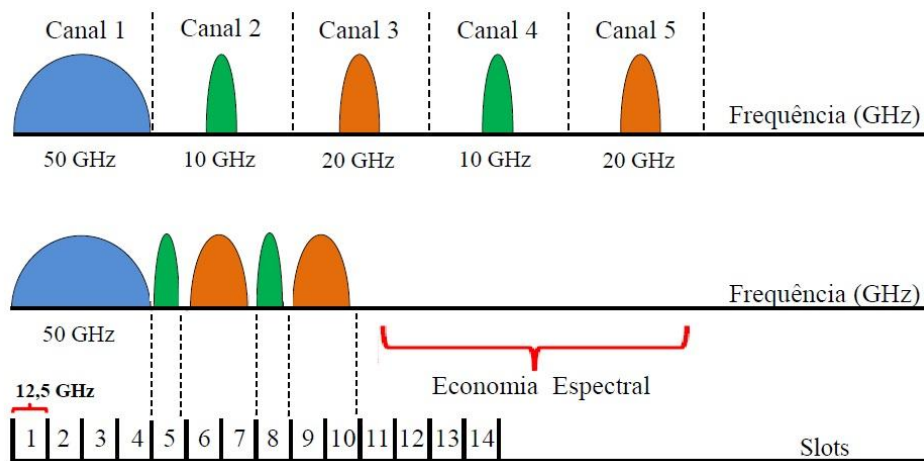


Nota-se que no caso apresentado os sinais não ocupam todo o espaço de frequência disponível para eles na grade fixa, fazendo que o aproveitamento do espectro no enlace não seja otimizado, principalmente com o aparecimento de tráfegos heterogêneos. Adicionalmente, ao se requerer uma largura de banda que 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 [2]. 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 variável e, portanto, capaz de se adaptar à demanda da requisição [1] ao utilizar um ou mais slots da rede. Tais slots são definidos atualmente com largura de 12,5 GHz ou menores [10], como será mostrado a seguir. 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.

2.1. Redes Ópticas Elásticas

As Redes ópticas Elásticas, também conhecidas como SLICE (do *inglês Spectrum-Sliced Elastic Optical Path Network*), têm aparecido como opções de arquiteturas de rede para tratar de tráfegos na ordem de Gbps e Tbps, comumente alcançados nas demandas atuais.

Essa tecnologia busca alcançar uma maior eficiência espectral da rede, melhorando a sua utilização [16]. As EON buscam utilizar menores granularidades na frequência dos slots, permitindo também a utilização de formatos de modulação variados, conseguindo dessa maneira, alocar os recursos de acordo com a taxa de dados a ser transmitida [16]. 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 capacidade 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 EON, a largura de banda total de uma requisição será alocada com a utilização de uma determinada quantidade de slots na rede, fazendo com que o número de slots requisitados quantifique a demanda por largura de banda da requisição. Na figura a seguir comparamos a economia de espectro com a utilização da rede SLICE quando comparada com a tecnologia WDM.



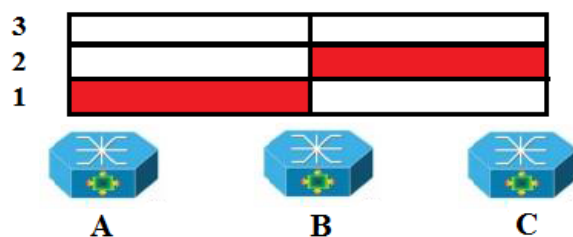
Adaptada de [16]

Observa-se na figura acima que a economia espectral alcançada com a Rede SLICE é considerável. Enquanto a tecnologia WDM seleciona um canal de 50 GHz, independente do tamanho da requisição, a rede SLICE seleciona apenas a quantidade de slots necessária para cada requisição. É importante também se destacar o fato de que os filtros, de largura fixada do canal na rede 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 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:

$$S = \left\lceil \frac{B_m}{F_w} \right\rceil$$

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 tem-se que a quantidade de slots utilizada será $\left\lceil \frac{50}{12,5} \right\rceil = 4$, $\left\lceil \frac{10}{12,5} \right\rceil = 1$, $\left\lceil \frac{20}{12,5} \right\rceil = 2$. 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 podemos 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, consideravelmente menor (25%) do que a quantidade requisitada na rede WDM. 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 permitirá conversão do comprimento de onda, por esse ser um procedimento custoso, necessitando assim que o caminho escolhido esteja disponível fim a fim. Esta restrição é conhecida como restrição da continuidade de comprimento de onda [27]. A figura a seguir ilustra o problema mencionado.



Na figura acima temos a conexão entre três nós (A, B e C), feita através de três comprimentos de onda distintos (1, 2 e 3). 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 para a utilização entre B e C por já estar sendo utilizado por outra conexão. 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. Neste caso, se a rede dispusesse de dispositivos que proporcionassem a conversão do comprimento de onda, a conexão poderia ser estabelecida iniciando-se pelo caminho 2 entre A e B e, então, convertendo-se para o caminho 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 tratado na seção seguinte.

2.2. Roteamento e Alocação de Espectro

Similar ao problema de roteamento e alocação de comprimento de onda (RWA) nas redes WDM, o principal problema a ser solucionado nas EONs é o RSA (do inglês *Routing and Spectrum Assignment*), onde são selecionados uma rota e um conjunto de slots contíguos e que estejam disponíveis em todos os enlaces da rota escolhida para atender a referida requisição de forma que o espectro seja utilizado de forma mais eficiente. O problema da continuidade do espectro aparece como um fator limitante nessas redes, sendo que as demais variáveis e restrições do processo podem ser aplicadas e resolvidas 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 aumente exponencialmente a medida que o número de variáveis cresce [7, 8]. Diante deste fato, a utilização de programação linear torna-se computacionalmente inviável a 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 [19, 20], que busca 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, o quais ocasionariam um elevado esforço computacional se fossem obtidos através de métodos matemáticos.

Os algoritmos de roteamento, seja para redes WDM ou elásticas, são divididos em três categorias: algoritmos de roteamento fixo, roteamento alternativo ou fixo-alternativo e roteamento dinâmico [21, 22]. A seguir serão tratados os três tipos de roteamento:

Roteamento Fixo

No roteamento do tipo fixo, cada par de nós origem-destino dispõe de apenas uma rota fixa, computada previamente [1]. Dessa forma, antes mesmo de a rede entrar em operação (*offline*), o Plano de Controle responsável pelo roteamento já estabelece o caminho que será percorrido pela requisição, o que significa que após o surgimento da requisição, problema do RSA resume-se a encontrar uma porção do espectro para a demanda. 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 [1]. 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. 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. 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 nó na rede. Na classe dos algoritmos de menor caminho, alguns dos mais utilizados são o de Dijkstra (DJK) [23] e o de Bellman-Ford [24].

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 link em comum, oferecem maior proteção à rede no caso de falha em algum link [1]. 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 nó. 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 disponível for encontrada, a partir da lista de rotas alternativas, a requisição será então bloqueada. A presença de rotas alternativas disjuntas em relação à rota principal oferece um nível de tolerância a falhas, diminuindo também a probabilidade de bloqueio das requisições quando comparado com o roteamento fixo, pois temos mais opções de rotas para serem analisadas quando a rota principal não contém recurso disponível para a alocação.

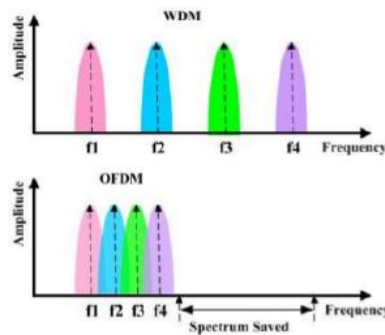
Roteamento Dinâmico

O roteamento dinâmico, também conhecido como exaustivo, têm com vantagem a capacidade de utilizar qualquer rota possível na topologia para a obtenção do caminho óptico entre os pares de nó origem e destino, fazendo com que a requisição de caminho óptico seja bloqueada apenas se nenhuma rota dentro da topologia da rede dispuser de recurso suficiente para a requisição. Podemos 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 [2, 4]. 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 [5]. 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 a carga seria balanceada entre as rotas presentes na rede. A escolha do caminho nesse tipo de roteamento é feita em tempo real, ou de forma *online*, podendo acarretar atrasos no estabelecimento do caminho óptico, e necessitando 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 podemos dizer que os algoritmos de roteamento fixo, fixo-alternativo e dinâmico possuem desempenho crescente em relação à probabilidade de bloqueio [2, 3]. 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.

2.3. 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*) e à modulação OFDM (do inglês *Orthogonal Frequency-Division Multiplexing*), que é uma técnica de multi portadora que transmite dados em alta velocidade, dividindo-os em canais ortogonais de transmissão de dados. Essa tecnologia tem sido considerada de grande importância para das redes ópticas, pois permite gerenciar sinais de diferentes taxas de dados e até mesmo com taxas variáveis [6]. O problema dos canais com espaçamento fixo entre os comprimentos de onda nas redes WDM é superado com a utilização de OFDM, já que a ortogonalidade das sub-portadoras 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 sub-portadoras com tamanhos menores. Desta forma, alocando-se apenas a quantidade necessária de sub-portadoras para a demanda, evitamos o desperdício de banda [6]. A figura abaixo ilustra como é possível economia de espectro na rede com a utilização de OFDM, quando comparada com a forma WDM tradicional.



Dentre as principais vantagens da utilização da modulação OFDM podemos citar:

- Permite a transmissão dados em alta velocidade, aumentando a flexibilidade da rede com a divisão dos dados em sub-portadoras.
- Aumentando-se o número de sub-portadoras utilizadas na conexão, pode-se aumentar a taxa de transmissão no enlace.
- OFDM é capaz de alcançar uma alta eficiência de uso do espectro através da utilização de sobreposição de sub-portadoras, e com isso aumentar a capacidade de transmissão geral da rede.

- A ativação e desativação de sub-portadoras de forma dinâmica pode, de acordo com a demanda da transmissão, pode 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 formulação do problema [7, 8]. Portanto, assim como em redes WDM tínhamos a restrição da continuidade de comprimento de onda, para redes ópticas elásticas temos 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 [28].

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

RSA Estático

No RSA estático o tráfego e a rota são previamente conhecidos (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, podem-se encontrar diversas heurísticas propostas para o RSA estático, geralmente visando obter formas de se alocar o espectro mais eficientemente, por exemplo, ao se escolher a rota que possuir menos slots utilizados em todos seus links [8].

RSA Dinâmico

O RSA dinâmico deve ser resolvido com a rede em operação, sendo que não se tem controle 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 deve ser bloqueada. Diferentemente do observado no RSA estático, o problema dinâmico não limita-se apenas a minimizar a porção do espectro utilizada, mas a atender as atuais requisições demandadas ocasionando a menor possível probabilidade de bloqueio das requisições futuras. Com o intuito de diminuir a

complexidade do estudo, costuma-se dividir o RSA em dois problemas, o do roteamento das requisições e a posterior alocação no espectro da rede selecionada no passo anterior. Em se tratando do roteamento das requisições, costuma-se dar preferência aos algoritmos pertencentes à classe de roteamento fixo, por sua menor complexidade, utilizando em sua maioria algoritmos de menor caminho. 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 simples desses algoritmos em redes ópticas pode ocasionar o aparecimento de “gargalos”, visto como 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 visa, além de selecionar o menor caminho entre os nós origem e destino, balancear a entre os enlaces da rede, descongestionando-os [25].

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 de RWA em redes WDM. Entre estes podemos 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 algoritmo FF [9]. 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 com melhores resultados em relação ao FF. Um desses algoritmos é o MSCL (do inglês *Min Slot-Continuity Capacity Loss*) [10], 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, selecionando a rota e fazendo o gerenciamento do espectro utilizado. Outros também levam em consideração o ruído presente nas conexões, e 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 [48, 49].

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 lugares, agora disponíveis, aparecem como buracos (sequência contígua de slots disponíveis) na disponibilidade dos slots, tornando o espectro fragmentado. Adicionalmente, se elas forem ativadas em lugares não muito adequados, podem 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 em diversas pequenas 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.

Outra forma de solução para o problema RSA envolve a utilização de algoritmos evolucionários. A utilização desses meios de otimização será abordada no capítulo seguinte.

Capítulo 3

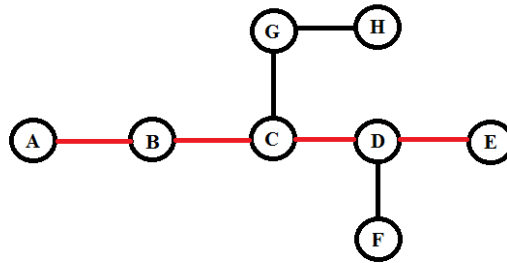
3. *Min Slot-Continuity Capacity Loss*

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 [35]. 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. Este 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 [36]. Alguns outros algoritmos específicos para redes ópticas têm sido propostos, procurando sempre a diminuição da probabilidade de bloqueio das requisições com base em heurísticas, como evitar-se o aparecimento de slots isolados incapazes de fornecer um caminho óptico com menor capacidade [22], a análise da fragmentação do espectro da rede [38] ou a possibilidade de se trabalhar com a continuidade de espectro [36, 37]. 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 link em comum com a rota analisada. Para a análise do algoritmo consideramos as seguintes definições:

- r é a rota selecionada pelo processo de roteamento;
- R é o conjunto de todas as rotas possíveis na topologia da rede;
- I_r é o conjunto de todas as rotas interferentes com a rota r ;
- ψ e ψ' representam o estado inicial e final da rede, respectivamente;
- $D_i^{<r>}(\psi)$ 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 disponível em todos os enlaces da rota e 0 caso contrário.

3.1. Rotas Interferentes

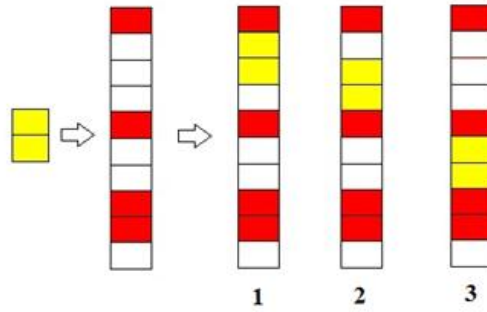
Consideramos o conjunto I_r de todas as rotas interferentes com a rota r em questão. Uma rota interferente é aquela que possui pelo menos um link em comum com a referida rota. A figura a seguir ilustra tal fato.



No caso ilustrado acima, 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 link 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-C-G-H, F-D-E etc. Ao se analisar o estado da rede, o algoritmo MSCL busca soluções que proporcionem o menor impacto possível dentre todas essas rotas, pois são essas rotas interferentes que efetivamente perdem capacidade de alocação com a utilização do espectro na rota r por possuírem links em comum.

3.2. Identificando Possibilidades de Alocação

Definimos um buraco como sendo um conjunto de slots contíguos e disponíveis em toda a rota. Desta forma temos que o vetor de disponibilidade $D_i^{<r>}(\psi)$ representa a localização e tamanho dos slots 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 uma possibilidade de alocação. Tal fato é ilustrado na figura a seguir:



Na figura acima temos a ilustração da chegada de uma requisição com tamanho 2 em um espectro de uma determinada rota r . O espectro representa o vetor de disponibilidade $D_i^{<r>}(\psi)$ 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 $|h_m^{<r>}| \geq n$. O vetor de disponibilidade para esta rota poderia ser escrito na forma $D_i^{<r>}(\psi) = (1, 0, 0, 0, 1, 0, 0, 1, 1, 0)$. A figura mostra três possibilidades (1, 2 e 3) de se alocar a requisição de tamanho 2, no vetor $D_i^{<r>}(\psi)$. Chamamos $h_m^{<r>}$ o vetor com o conjunto de buracos presentes no espectro da rota r . Para o exemplo mostrado na figura, o vetor $h_m^{<r>} = (3, 2, 1)$, 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. 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 alocar a requisição. Considerando-se todos os buracos presentes no vetor de disponibilidade para a rota r , temos 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 sessão seguinte.

3.3. Cálculo da Perda de Capacidade

A medição da capacidade de alocação em uma determinada rede é feita através do número de formas de alocação, descrito na sessão anterior. Para cada buraco $D_i^{<r>}(\psi)$ 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 em 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:

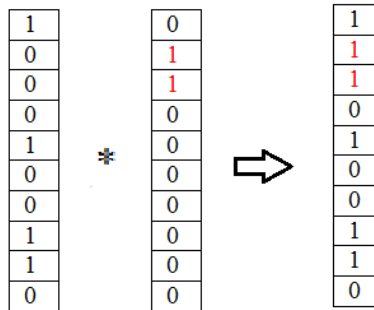
$$S^{<r>}(\psi, n) = \sum_{i=1}^m \max(0, |h_m^{<r>}| - n + 1)$$

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

Seja $D_i^{<p>}(\psi)$ 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 $s_i, s_{i+1}, \dots, s_{i+k}$, formaremos um vetor booleano $X_{i,k}$ que possui todas os seus elementos iguais a zero, exceto aqueles para os quais os índices correspondentes 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 fazendo-se

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

onde $*$ representa a operação booleana. A figura abaixo ilustra a operação descrita, necessária para o cálculo da perda de capacidade da rota descrita.



Na figura acima vemos o vetor de disponibilidade $D_i^{<p>}(\psi)$ para a rota mostrada na figura **X**, considerando-se o buraco $h_1^{<p>}$, com tamanho de 3 slots, a requisição com tamanho de n de 2 slots deve ser inserida. Após o processo descrito e a realização da

operação booleana mostrada na figura, o novo vetor de disponibilidade $D_i^{<p>}(\psi')$ para a rota mostra 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 inicial (ψ) e final (ψ') da rede, podemos calcular seus valores de capacidade inicial e final, para o conjunto de rotas interferentes. A perda de capacidade para a alocação é então calculada da seguinte forma:

$$C(n) = \sum_{p \in I_r} S^{<p>}(\psi, n) - S^{<p>}(\psi', n) \quad (1)$$

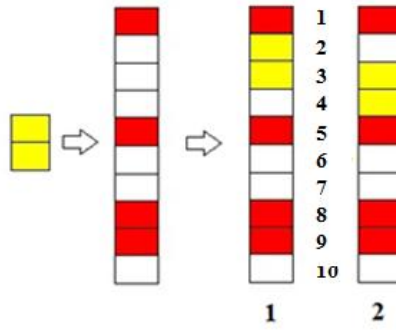
Onde $S^{<p>}(\psi, n)$ representa o número total de possibilidades de se alocar uma requisição de tamanho n em uma em um caminho (*path*) p considerando ψ como sendo o estado atual da rota em questão. O somatório é realizado para todas as rotas do conjunto I_r . O termo $S^{<p>}(\psi, n)$ do somatório representa as possibilidades de alocação inicialmente e $S^{<p>}(\psi', n)$ representa as possibilidade de alocação após considerarmos 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 dado por:

$$C = \sum_n C(n) \quad (2)$$

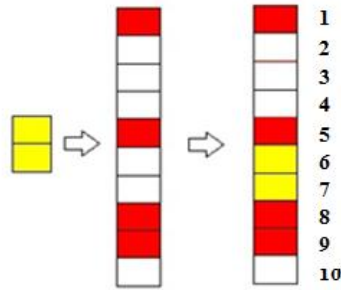
Onde $C(n)$ representa a perda de capacidade para cada tamanho de requisição n .

Como pode ser inferido da equação anterior, 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, podemos 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.

Para exemplificarmos a perda de capacidade de alocação em uma rota, tomamos como exemplo a rota descrita na figura X. 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 abaixo.



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 abaixo.

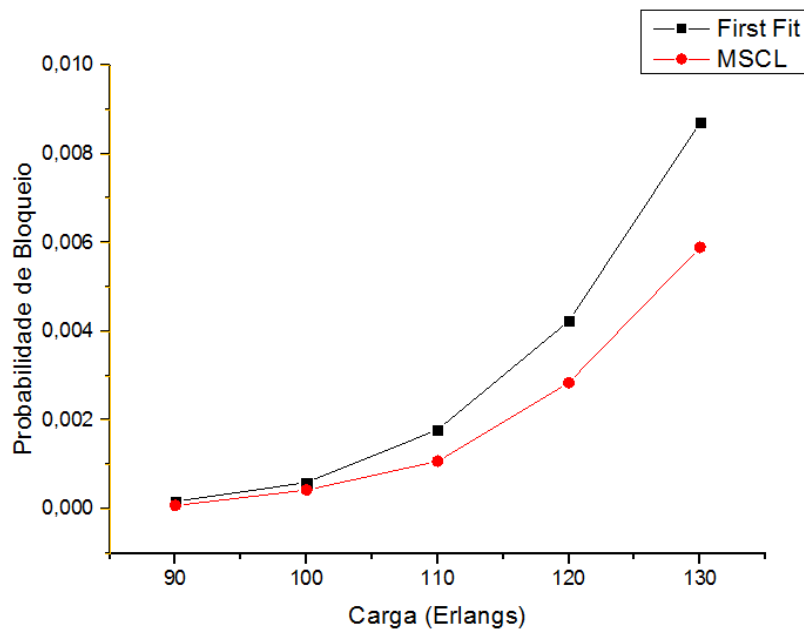


O buraco $h_3^{<r>}$ não pode acomodar a requisição, já que o mesmo não possui largura suficiente (possui tamanho $|h_3^{<r>}| = 1 < n$). Desta forma, somando-se as possibilidades de alocação para os buracos $h_1^{<r>}$ e $h_2^{<r>}$ obtemos $2 + 1 = 3$ possibilidades de alocação, sendo esta a capacidade inicial da rota em questão. A possibilidade de alocação 1 da figura **X** fornece um vetor booleano $X_{i,k} = (0, 1, 1, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0)$ e a operação descrita na figura **X**, o espectro da rede assumirá a forma mostrada na figura **X**, 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 1. Similarmente ao que foi feito para a possibilidade de alocação 1 de $h_1^{<r>}$, a análise feita 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 **X**, 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 2 diferentes possibilidades de alocação para requisições de tamanho 2 (nas posições 2 e 3 ou 3 e 4). 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 1**. 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 observada, 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 $n = 2$, 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 em [10], o algoritmo MSCL representa uma boa opção de algoritmo para ser utilizado com o intuito de se analisar o estado da rede antes da escolha do conjunto adequado de slots para serem utilizados na alocação dos recursos. A figura a seguir 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 e 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 nas rotas interferentes. Os resultados foram obtidos com a simulação de 100.000 requisições, com um tráfego gerando requisições com larguras de banda variando entre 2 e 4 slots.



Uma das propostas deste trabalho consiste em adaptar o algoritmo MSCL para que o mesmo possa ser utilizado no processo de DE, calculando através da perda de capacidade a melhor opção para a alocação da requisição, seja permitindo que ela seja dividida 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 valores ótimos 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.

Capítulo 4

4. Algoritmos Evolucionários

Como citado nos capítulos anteriores, o problema do Roteamento e Alocação de Espectro em redes ópticas elásticas é um 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. Estas 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, onde geralmente tem-se um custo computacional menor e grandes chances de conseguir encontrar uma boa solução, suficientemente próxima ao ótimo global.

A palavra heurística vem do grego *heurisken* e significa descobrir. Dentro da área de Inteligência Artificial, a ideia das heurísticas variam de acordo com as sub-áreas existentes, porém é utilizada dentro do conceito de busca e otimização como um método que utiliza informações sobre o problema para guiar o processo de busca para uma solução ótima [53].

A palavra meta-heurísticas pode ser traduzida como *além da heurística*, ou seja, uma heurística capaz de definir novas heurísticas. Este 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 [50]. Um dos primeiros algoritmos bio-inspirados originou-se da observação do funcionamento do sistema nervoso, resultando no primeiro modelo matemático do funcionamento de um neurônio biológico [54]. Anos depois, com o desenvolvimento do modelo, criou-se a primeira rede neural capaz de aprender e classificar padrões [55]. 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. Neste 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 [56].

Os Algoritmos bio-inspirados são classificados como técnicas de otimização baseadas na evolução natural [29], inspirados em processos de otimização realizados por seres vivos na natureza. Dentre os algoritmos mais utilizados como meta-heurísticas para otimização de sistemas na atualidade, podemos citar os algoritmos genéticos (GA, do inglês *Genetic Algorithm*), algoritmos de otimização por colônia de formigas (ACO, do inglês *Ant Colony Optimization*) [52], as Redes Neurais Artificiais (ANN, do inglês *Artificial Neural Networks*), algoritmos baseados no Sistema Imunológico [51] e a Otimização por Enxame de Partículas (PSO, do inglês *Particle Swarm Optimization*), que será tratada nesse trabalho. Algoritmos como os baseados no Sistema Imunológico humano se inspiram na capacidade de identificar e extrair características de microorganismos causadores de doenças. O grupo 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, possuem a capacidade de evolução, sendo utilizados como ferramentas para a solução de problemas de otimização [30]. 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 a 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 podemos 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 [31, 32]. Esta dissertação propõe 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 o atuais. Para tanto foi utilizada a técnica de inteligência computacional conhecida como PSO [33, 34]. 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 [34], podendo ser utilizado para se encontrar valores mínimos ou máximos. A seguir, trataremos mais especificamente sobre a técnica do PSO.

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) [33, 34]. 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). 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 local), e de um vetor que aponta a melhor solução encontrada pelo grupo de partículas.



A inteligência coletiva é uma propriedade de sistemas compostos por agentes (partículas ou indivíduos) não ou pouco inteligentes, 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 os 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 encontrados nos grupos estudados pelos seguintes fatos:

- I. Competição: Cada partícula procura sua melhor solução individual, sendo esta melhor 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), 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 com cada informação forneça informação sobre melhores posições ainda não encontradas.

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:

$$x'_{i,j} = x_{i,j} + v_{i,j}$$

Onde $v_{i,j}$ é o vetor velocidade, que por sua vez é determinado através da seguinte equação:

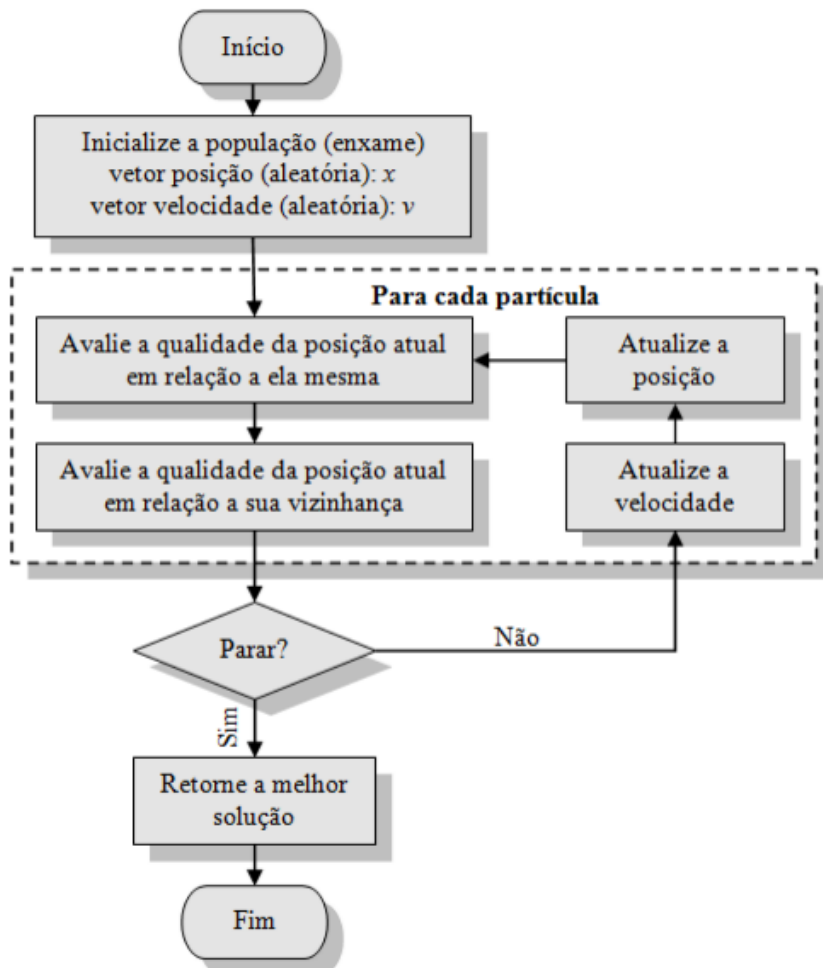
$$v_{i,j} = k(c_1 v_1 + c_2 (ML_j - x_{i,j}) + c_3 (MG_j - x_{i,j}))$$

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 da partícula (ML_j) e ao mínimo global do grupo de partículas (MG_j). Um algoritmo genérico para o PSO é proposto a seguir:

```

[x] = Function PSO(max_it, N,  $\rho_1$ ,  $\rho_2$ , K)
P = inicia_particulas(N);
v = inicia_velocidade(N);
fP = avalia(P);
Pbest = P;
fPbest = fP;
fGbest = min(fPbest);
Gbest = P[mini(fPbest)];
It = 0;
Enquanto it < max_it faça,
    v = K.(v +  $\rho_1$ .rand1.(Pbest - P) +  $\rho_2$ .rand2.(Gbest - P));
    P = P + v;
    fP = avalia(P);
    [Pbest, fPbest] = atualiza_melhor(P, Pbest);
    [Gbest, fGbest] = atualiza_melhor(Pbest, Gbest);
    it = it + 1;
Fim
Fim

```

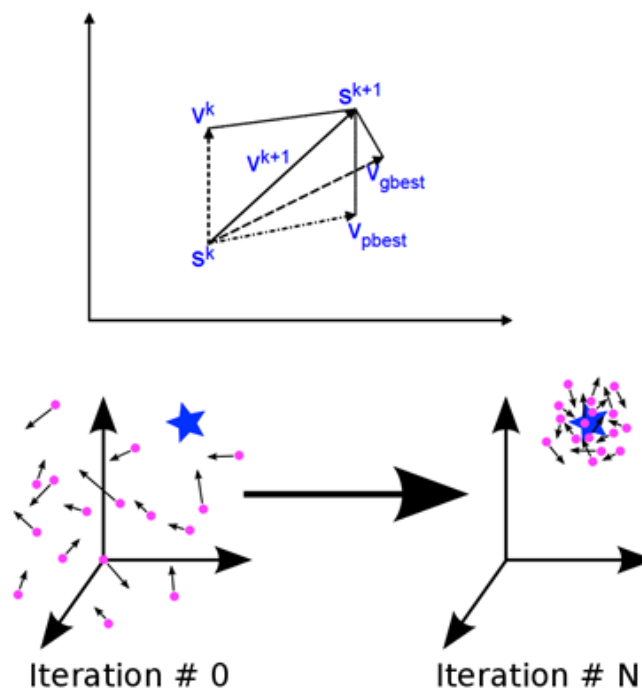


O algoritmo inicia gerando aleatoriamente as partículas (soluções) e seus correspondentes vetores de velocidade ($v_{i,j}$) e posição ($x_{i,j}$) no intervalo [0-1]. Em seguida

essas soluções são avaliadas e esse valor é atribuído ao vetor de melhor solução de cada partícula (ML_j), assim como o melhor valor entre todas as partículas é atribuída 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 , referente à importância da informação local, e c_2 , 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*, função que irá avaliar o desempenho das partículas.

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



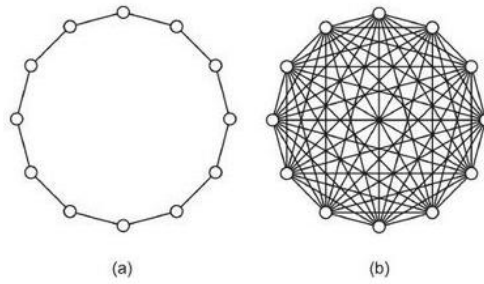
Nota-se que o sistema descrito no algoritmo assemelha-se ao problema da busca de alimentos por um bando de pássaros, problema este que serviu de inspiração para o desenvolvimento do PSO. A tabela a seguir compara os termos e nomenclaturas apresentados para o PSO, com as situações encontradas por um bando de pássaros à procura de alimento.

Tabela 1. Identificação dos termos do *PSO*.

Termo	Significado
Particula	Pássaro
Enxame	Bando de pássaros
Espaço de Busca	Área sobrevoada pelos pássaros
Posição	Localização de cada pássaro durante o voo
Solução ótima	Localização do pássaro onde ele encontrou o alimento ou o ninho
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 por que atingiu a última iteração. A outra é pela função de avaliação (*Fitness*), ou seja, quando o algoritmo chegou ao fim por que alcançou um valor pré-definido para a função a qual se deseja minimizar ou maximizar seu valor.

Outro componente importante que influencia no desempenho do algoritmo PSO é a estrutura ou topologia da comunicação das partículas. Ela rege como as partículas do enxame trocam informações e se comunicam. 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 tanto 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 abaixo apresenta a estrutura de tais topologias.



a) Topologia local b) Topologia Global

Na topologia local, conforme ilustrado, o enxame está organizado em formato de anel e cada partícula deste 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 provê uma melhor qualidade de soluções para problemas em comparação ao mesmo provido pela topologia global, pois evita que todas as partículas converjam e de uma só vez para um determinado ponto encontrado como mínimo global, ficando presas à 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.

4.2. *Otimização do MSCL*

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:

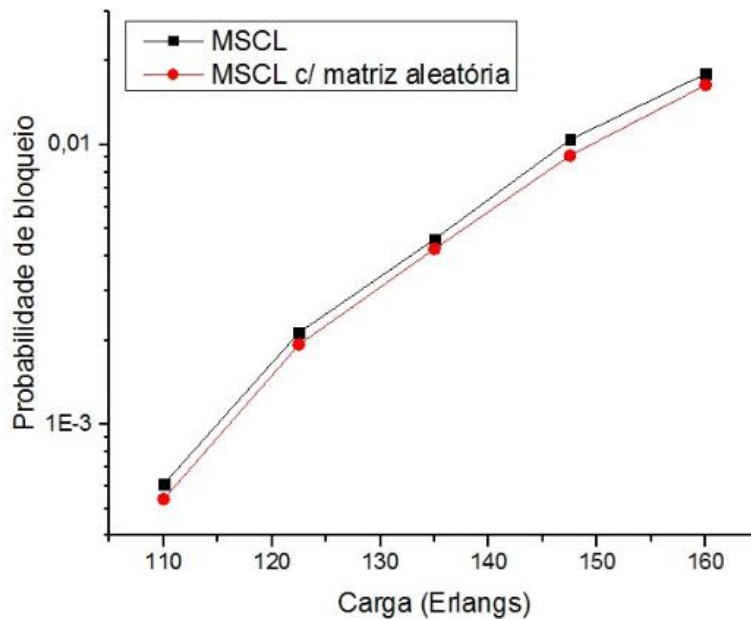
$$S^{<r>}(\psi, n) = \sum_{i=1}^m \max(0, |h_m^{<r>}| - n + 1)$$

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

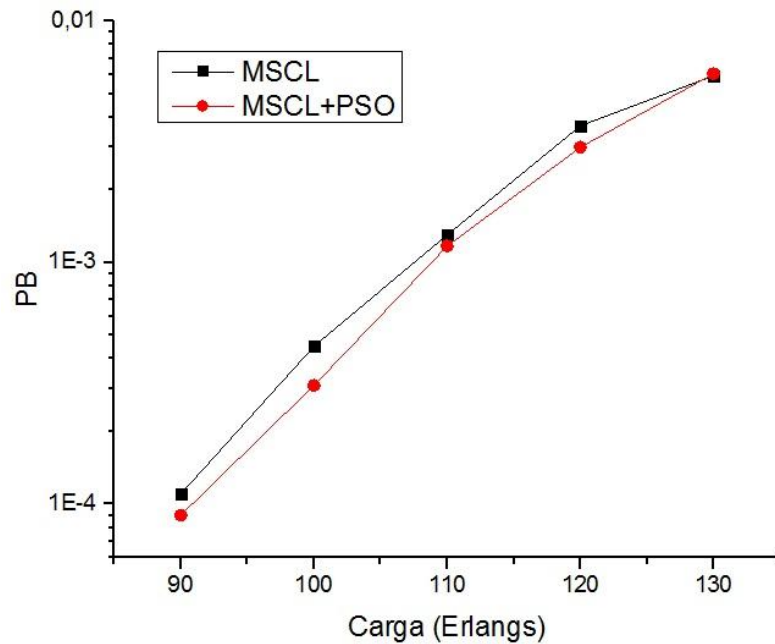
		Tamanho do Buraco									
		1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Tamanho das requisições	2	X	1	2	3	4	5	6	7	8	9
	3	X	X	1	2	3	4	5	6	7	8
	4	X	X	X	1	2	3	4	5	6	7
	5	X	X	X	X	1	2	3	4	5	6
	6	X	X	X	X	X	1	2	3	4	5
	7	X	X	X	X	X	X	1	2	3	4
	8	X	X	X	X	X	X	X	1	2	3
	9	X	X	X	X	X	X	X	X	1	2
	10	X	X	X	X	X	X	X	X	X	1

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, demonstrando mais uma vez que o cálculo do número de formas não é ótimo. A figura a seguir mostra o resultado da simulação com uma matriz aleatória para a rede NSFNet.



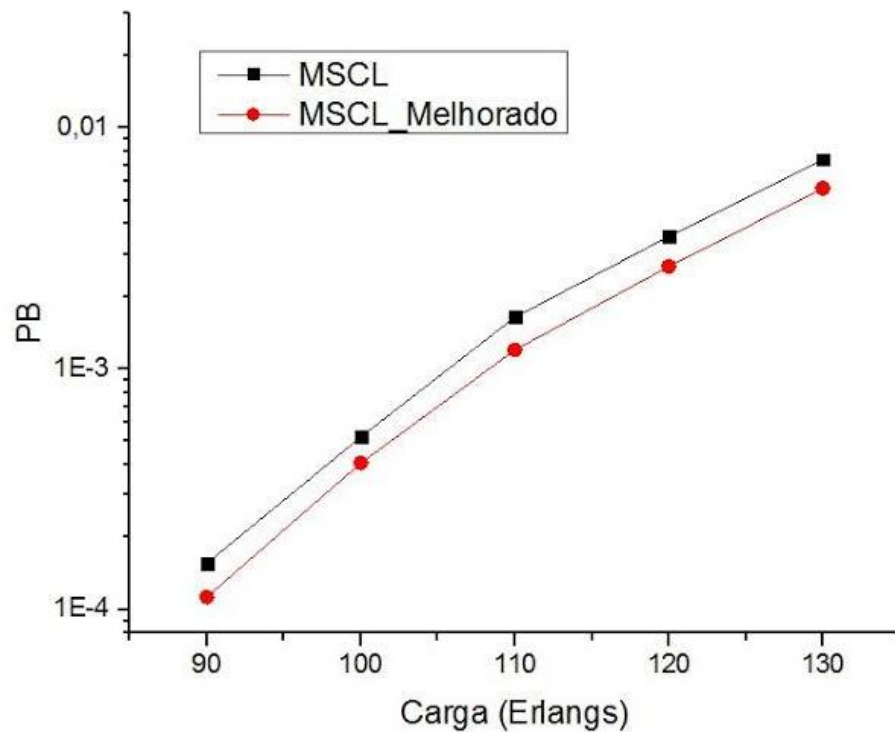
Apesar de o ganho obtido com a utilização da matriz aleatória não ser expressivo, a utilização do PSO nos dá a possibilidade de se obter a melhor matriz possível, reduzido ainda mais a probabilidade de bloqueio das requisições.

A primeira utilização do algoritmo PSO foi feita utilizando-se 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. Foi utilizada a Topologia NSFNet com 14 nós e 42 links, com 64 slots por link, simulando-se a chegada de 100.000 requisições com tamanho variando entre 2, 3 e 4 slots por requisição. O resultado obtido é mostrado na figura a seguir.



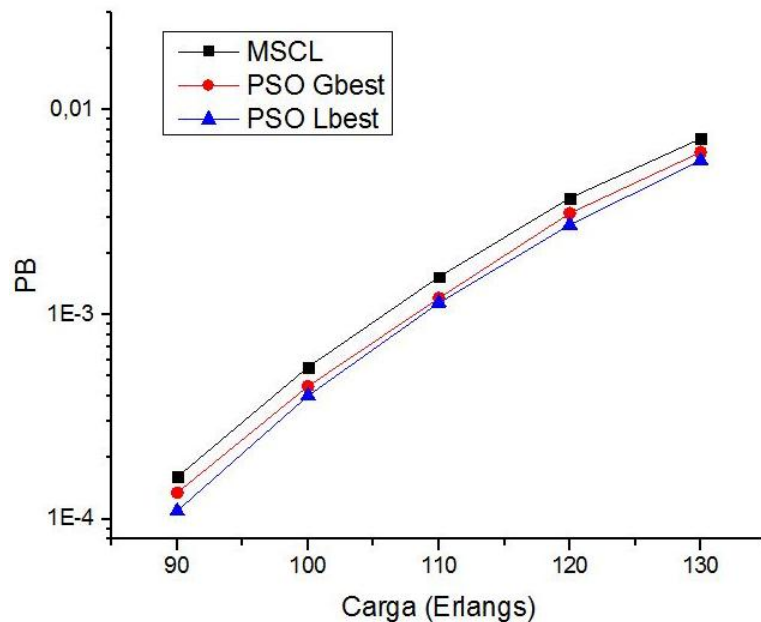
O PSO foi utilizado para se otimizar a carga de 100 Erlangs. Como se pode inferir da figura acima, este ponto é o que obtém um maior espaçamento entre o MSCL e o MSCL otimizado através do PSO.

Como mencionado anteriormente, a escolha do modelo Gbest pode não ser a melhor 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. Para sanar este problema foi implementado o modelo Lbest do PSO, o qual permite a comunicação das partículas apenas com seus vizinhos, 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 a seguir.



Percebe-se através da figura que o modelo Lbest obtém melhores resultados que o Gbest em relação a probabilidade de bloqueio das requisições. A otimização foi feita para o ponto com carga de 110 Erlangs, percebendo-se uma discreta melhoria neste ponto quando comparado aos demais pontos da curva. Percebe-se também que o modelo Lbest apresenta uma maior homogeneidade ao longo de toda a curva. A simulação foi feita para a rede NSFNet com a utilização de 1000.000 requisições, com largura de banda das requisições variando entre 2, 3 e 4 slots.

A seguir mostraremos os resultados obtidos comparando o PSO nas versões Gbest e Lbest com o MSCL tradicional. A otimização foi feita para a carga de 110 Erlangs na topologia NSFNet, com 1000.000 requisições simuladas.



Observa-se mais uma vez que as curvas apresentam um maior distanciamento para o ponto em que foi feita a otimização (110 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 uma maior uniformidade ao longo de toda a curva. 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.

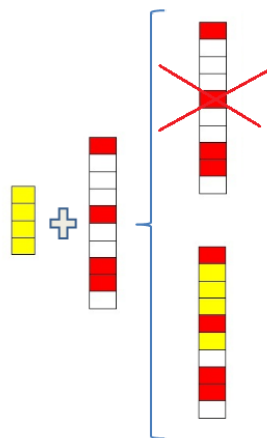
Os resultados demonstram a eficiência do algoritmo de otimização PSO, capaz de encontrar os melhores valores possíveis para compor a nova matriz do número de formas. A relação entre a matriz obtida e a perda de capacidade, com consequente relação com a probabilidade de bloqueio das requisições fica também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

Como notou-se através dos gráficos apresentados, o PSO apresenta um maior desempenho no ponto no 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. O próximo passo será utilizar o PSO em cada ponto da curva mostrada, encontrando matrizes ótimas para cada região do gráfico. Desta forma poderemos comprovar a maior eficiência do PSO a rede, considerando-se as cargas para as quais a rede foi projetada.

Capítulo 5

5. *Split Spectrum*

A Divisão Espectral (DE), ou *Split Spectrum* 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. Esta 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 podemos citar e utilização de taxas menores que a demanda original, o que facilita a acomodação das requisições na rede e a utilização de formatos de modulação de ordens menores [11]. Quando comparado com a técnica de Multiplexagem inversa, 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 a transparência nos protocolos e taxas de dados [11]. 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 um armazenamento prévio do tráfego de chegada para um acondicionamento da requisição. A técnica de Split Spectrum pode ser exemplificada observando-se a figura a seguir:

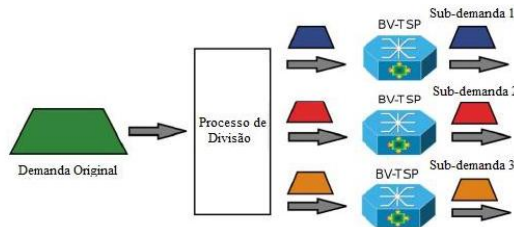


Na figura acima temos o esquema de chegada de uma requisição com largura de quatro slots em uma rota cujo espectro dispõe de um total de 10 slots por link. O exemplo mostrado, os slots em vermelho representam aqueles que já se encontram em uso na rede no instante de tempo analisado, portanto são vistos como slots ocupados e a requisição não pode ser inserida nesses slots. Observamos 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 rota (SPA, do inglês *Single Path Approach*) ou diferentes caminhos (MPA, do inglês *Multi Path Approach*). Utilizando SPA temos 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 destino, por necessitarem de menos tempo de armazenamento em buffers ópticos [14]. 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 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 [14].

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*) ou Transponders de Múltiplos Fluxos (MF-TSP, do inglês *Multi-Flow Transponder*), ambos necessários para o ajuste dos recursos ópticos de acordo com a demanda requisitada. A seguir trataremos brevemente essas duas tecnologias. Algumas propostas de implementação utilizam Transponders de Banda Variável (BV-TSP, do inglês *Bandwidth Variable Transponder*) e Transponders de Múltiplos Fluxos (MF-TSP, do inglês *Multi-Flow Transponder*). A seguir trataremos brevemente essas 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 Figura x [13, 14]. Nesta figura, após a seleção do formato de modulação mais adequado para ser utilizado na 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, de forma que a banda e 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, sendo necessário o correto estudo da forma como as requisições serão divididas. Como vantagem, o acréscimo na complexidade do hardware adicional para a implementação é minimizado, já que normalmente todos os elementos necessários estão presentes 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 espectral do formato de modulação candidato (B_m) e a frequência 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 [15], 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, o que reduz a eficiência espectral. Alguns estudos têm sido feitos considerando o efeito do tamanho, em GHz, da frequência (G) utilizada pela BG no bloqueio de largura de banda na rede, como mostrado em [13]. De uma forma geral, a quantidade de slots

requeridos em uma determinada demanda (S), considerando-se a frequência da BG, é dada por:

$$S = \left\lceil \frac{B_m + G}{F_w} \right\rceil$$

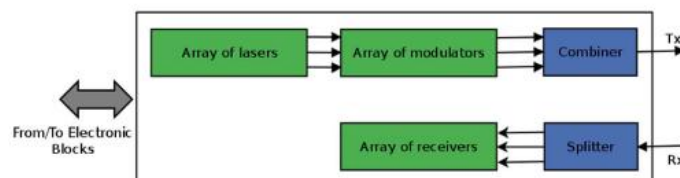
Através da equação acima, observa-se que a frequência utilizada pela banda de guarda pode aumentar a quantidade de slots requeridos, influenciando na eficiência espectral da rede. Considerando-se o processo de SS, cada parte resultante do processo de divisão da requisição deve requerer BG, dessa forma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

$$S = \sum_i^H \left\lceil \frac{B_{m_i} + G}{F_w} \right\rceil$$

Onde B_{m_i} é a largura espectral 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 [11, 12]. 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 a seguir:



(AJEITAR ESSA FIGURA)

A utilização desta técnica 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. 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.

5.3. Adaptação do MSCL

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 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.

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, ilustrados também na Fig. X:

- A requisição original é dividida em duas partes, o que fornece mais opções de alocação e permite explorar com mais eficiência os buracos presentes na rede.
- Através 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.
- Dentro do buraco escolhido, a requisição é alocada no grupo de slots que ocasionar a menor perda de capacidade total na rede.

Na Fig. 2 ilustrada a seguir, 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 Fig. 2. (a). Na Fig. 2 (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, 2+2 e 3+1. Para o espectro apresentado na Fig. 2 (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.

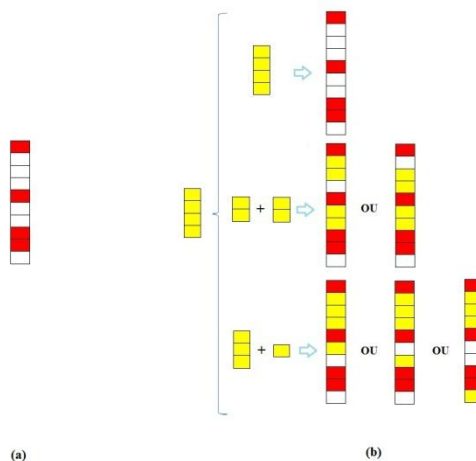


Fig. 1. Esquema de divisão de uma requisição. Em (a) mostra-se o espectro da rota em que a requisição será inserida, em que os slots vermelhos representam os ocupados. Em (b), tem-se a requisição em amarelo e suas formas de inserção na rede.

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 Fig. 1, considerando-se que o tráfego de requisições na rede forneça demandas de slots com tamanho maiores ou iguais a 2 slots. Nessas condições, o ultimo slot do espectro apresentado na Fig. 1 nunca poderá ser utilizado, já que não possui recurso de largura de banda suficiente para alocar nenhuma das requisições citadas. 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 $(1, S - 1), (2, S - 2), (3, S - 3)$ até $(\lfloor \frac{S-1}{2} \rfloor, S - \lfloor \frac{S-1}{2} \rfloor)$. Seguindo esses passos, o cálculo da perda de capacidade é feito para todas as opções de tamanhos, sendo descrito no fluxograma da Fig 3.

O fluxograma da Fig. 3 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 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.

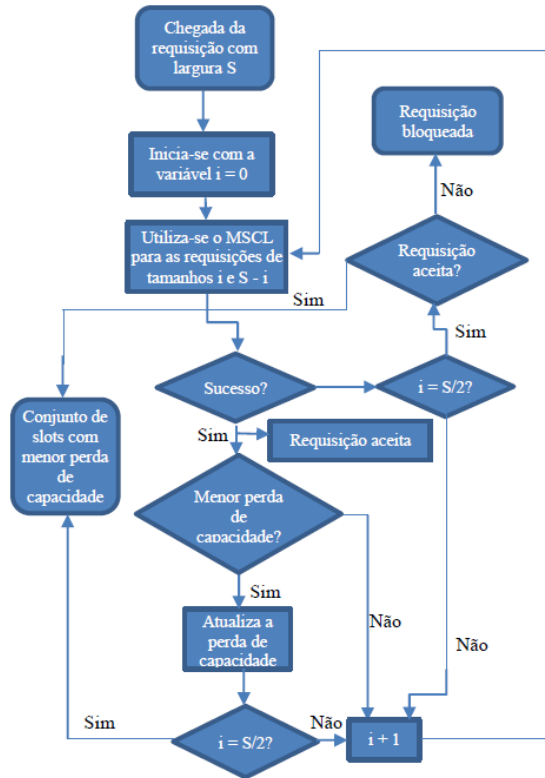


Fig. 2. Esquema mostrando a adaptação da heurística apresentada para o MSCL.

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, o algoritmo MSCL, é feita a substituição do MSCL pelo já tradicional First-Fit (FF). Para tanto, fora realizada uma pequena alteração na implementação do algoritmo, como será mostrado no esquema da Fig. 4. 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.

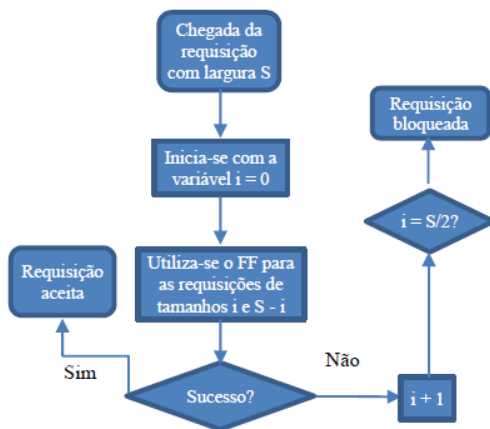


Fig. 3. Esquema mostrando a adaptação da heurística para o *First Fit*

Após a implementação das duas heurísticas de DE, uma com e a outra sem análise do estado da rede, a próxima seção apresentará 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 links, e a topologia em anel com 7 nós e 14 links. Também consideramos um total de 64 slots por link na rede, cada qual com largura de 12,5 GHz. 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. O formato de modulação utilizado nas simulações foi QAM-8 (*Quadrature Amplitude Modulation - 8*). Os pares de nós origem e destino foram escolhidos de forma aleatória e com igual probabilidade.

A Fig. 5 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 DE ou não. 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.

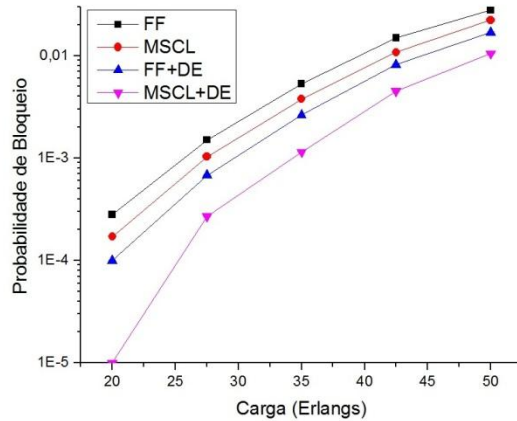


Fig. 2. Probabilidade de bloqueio em função da carga para a topologia NSFNET.

A Fig. 6 a seguir mostra os resultados para a rede em anel. Mais uma vez, observa-se que as heurísticas que utilizam esta técnica novamente apresentaram resultados significativos. Adicionalmente, o MSCL obteve melhores resultados do que o FF, destacadamente quando a técnica de DE é utilizada.

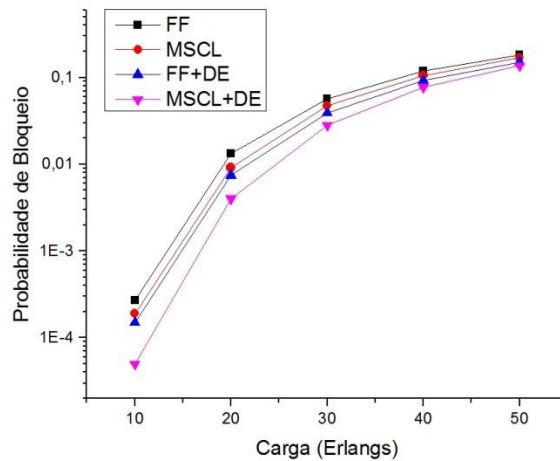


Fig. 3. Probabilidade de bloqueio em função da carga para a topologia em anel.

A Tabela 1 a seguir mostra os ganhos comparativos médios entre os algoritmos analisados para cada topologia utilizada.

TABELA 1.

Ganho Comparativo entre as Heurísticas			
Topologia NSFNET		Topologia em Anel	
FF+DE e FF	51%	FF+DE e FF	32%
MSCL+DE e MSCL	70%	MSCL+DE e MSCL	43%
MSCL e FF	29%	MSCL e FF	19%
MSCL+DE e FF+DE	58%	MSCL+DE e FF+DE	33%

Tabela 1: Ganho médio percentual entre as heurísticas

Observa-se através da Tabela 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% e 43% para as topologias NSFNET e em Anel, respectivamente, enquanto que a segunda apresentou redução de apenas 51% e 32% para as topologias analisadas. 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 os buracos presentes na rede são aproveitados de forma mais eficiente.

Capítulo 6

Conclusão

Este trabalho abordou 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 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 MSCD de 70% na topologia NSFNET e 43% na topologia em anel, comparado com 51% e 32%, respectivamente, com FF. Também foi proposta uma meta-heurística que utilizou o algoritmo PSO para descobrir os valores ótimos na 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 ente 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. Os resultados comprovam que os valores ótimos encontrados contribuem para uma redução na probabilidade de bloqueio das requisições, justificando a utilização do algoritmo evolucionário descrito.

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- [1] 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, p. 47–60, Janeiro 2000.
- [2] Cisco, “The Zettabyte Era: Trends and Analysis”. Disponível em (http://www.cisco.com/c/en/us/solutions/collateral/service-provider/visual-networking-index-vni/VNI_Hyperconnectivity_WP.pdf), 2014.
- [3] H. c. Lin, S. w. Wang and C. p. Tsai, "Traffic Intensity Based Fixed-Alternate Routing in All-Optical WDM Networks," *2006 IEEE International Conference on Communications*, Istanbul, 2006, pp. 2439-2446.
- [4] N. M. BHIDE, K. M. SIVALINGAM, 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.
- [5] 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.
- [6] Masahiko Jinno, Hidehiko Takara, Bartłomiej Kozicki, Yukio Tsukishima, Yoshiaki Sone, and Shinji Matsuoka. “Spectrum-efficient and scalable elastic optical path Network: architecture, benefits, and enabling technologies”. *Comm. Mag.*, 47(11):66–73, November 2009
- [7] K. Christodoulopoulos, I. Tomkos, and E.A. Varvarigos. Elastic bandwidth allocation in flexible ofdm-based optical networks. *Lightwave Technology, Journal of*, 29(9):1354–1366, may1, 2011.
- [8] Yang Wang, Xiaojun Cao, and Yi Pan. A study of the routing and spectrum allocation in spectrum-sliced elastic optical path networks. In *INFOCOM, 2011 ProceedingsIEEE*, pages 1503 –1511, april 2011.
- [9] Y. Sone, A. Hirano, A. Kadohata, M. Jinno and O. Ishida, "Routing and spectrum assignment algorithm maximizes spectrum utilization in optical networks," 2011 37th European Conference and Exhibition on Optical Communication, Geneva, 2011, pp. 1-3.

- [10] R.C Almeida Jr., A.F. Santos, K.D.R. Assis, J.F. Martins-Filho, and H. Waldman, "Slot assignment strategy to reduce loss of capacity of contiguous-slot path requests in flexible grid optical networks". *Electronics Letters*, v. 49, p. 359-361, 2013.
- [11] Ming Xia, R. Proietti, Stefan Dahlfort, and S. J. B. Yoo, "Split spectrum: a multi-channel approach to elastic optical networking," *Opt. Express* 20, 29143-29148 (2012)
- [12] S. Dahlfort, M. Xia, R. Proietti and S. J. B. Yoo, "Split Spectrum approach to elastic optical networking," *2012 38th European Conference and Exhibition on Optical Communications*, Amsterdam, 2012, pp. 1-3.
- [13] A. Pagès, J. Perelló and S. Spadaro, "Lightpath fragmentation for efficient spectrum utilization in dynamic elastic optical networks," *Optical Network Design and Modeling (ONDM), 2012 16th International Conference on*, Colchester, 2012, pp. 1-6.
- [14] Albert Pagès, Jordi Perelló, Salvatore Spadaro, and Jaume Comellas, "Optimal Route, Spectrum, and Modulation Level Assignment in Split-Spectrum-Enabled Dynamic Elastic Optical Networks," *J. Opt. Commun. Netw.* 6, 114-126 (2014)
- [15] N. Amaya *et al.*, "Experimental demonstration of a gridless multi-granular optical network supporting flexible spectrum switching," *Optical Fiber Communication Conference and Exposition (OFC/NFOEC), 2011 and the National Fiber Optic Engineers Conference*, Los Angeles, CA, 2011, pp. 1-3.
- [16] G. Zhang, M. De Leenheer, A. Morea e B. Mukherjee, "A survey on OFDM-based elastic core optical networking". *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, v. 15(1), p. 65-87, 2013.
- [17] J. Zhao, Q. Yao, X. Liu, W. Li e M. Maier, "Distance-adaptive routing and spectrum assignment in OFDM-based flexible transparent optical networks". *Photonic Network Communications*, v. 27(3), p. 119-127, Junho, 2014.
- [18] O. Gerstel, M. Jinno, A. Lord e S. J. Yoo, "Elastic optical networking: a new dawn for the optical layer?". *IEEE Communications Magazine*, v. 50(2), p. s12-s20, Fevereiro, 2012.
- [19] E. A. Varvarigos e 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), p. 681-693, Fevereiro, 2014.
- [20] T. H. Cormen, C. E. Leiserson, R. L. Rivest e C. Stei, "Introduction to Algorithms", Terceira edição, 2009.
- [21] R. A. Scaraficci e N. L. da Fonseca, —Alternative routing and zone-based spectrum assignment algorithm for flexgrid optical networks. *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Sydney, Austrália, p. 3295-3300, Junho, 2014.

- [22] R. J. Durán, I. Rodríguez, N. Fernández, I. de Miguel, N. Merayo, P. Fernández, J.C. Aguado, T. Jiménez, R. M. Lorenzo e E. J. Abril, —Performance Comparison of Methods to Solve the Routing and Spectrum Allocation Problem. 14th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON), Coventry, Inglaterra, p. 1-4, Julho, 2012.
- [23] E. W. Dijkstra. —A Note on Two Problems in Connection with Graphs. Numerical Mathematics, v. 1(1), p. 269-271, 1959.
- [24] Bellman, Richard (1958). "On a routing problem". Quarterly of Applied Mathematics 16: 87–90. MR 0102435.
- [25] P. Rajalakshmi e A. Jhunjhunwala, “Load Balanced Routing to Enhance the Performance of Optical Backbone Networks”. 5th IFIP International Conference on Wireless and Optical Communications Networks (WOCN 2008), Surabaya, Indonésia, p. 1-5, Maio, 2008.
- [26] Eduardo da Fonseca Iguatemi. Uma Abordagem para Aproveitamento e Diferenciação de QoS Óptico na Presença de FWM em Redes Ópticas Transparentes. PhD thesis, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da Universidade Estadual de Campinas, 2005.
- [27] André Costa Drummond. Agregação de Tráfego em Redes Ópticas com Multiplexação por Comprimentos de Onda. PhD thesis, Instituto de Computação da Universidade Estadual de Campinas, 2010.
- [28] L. Velasco, M. Klinkowski, M. Ruiz, and J. Comellas. Modeling the routing and spectrum allocation problem for flexgrid optical networks. Photonic Network Communications, pages 1–10, 2012. 10.1007/s11107-012-0378-7.
- [29] E. ZITZLER, Evolutionary Algorithms for Multiobjective Optimization: Methods and Applications, Tese, ETH Zurich, Switzerland, 1999.
- [30] X. YU, M. GEN, Introduction to Evolutionary Algorithms, 1a ed. Springer, 2010.
- [31] 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.
- [32] P. LIO, D. VERMA, Biologically inspired networking [guest editorial], IEEE Network, v. 24, n. 3, p. 4, Maio-Junho 2010.
- [33] J. KENNEDY, R. EBERHART, Particle swarm optimization, In: IEEE International Conference on Neural Networks, v. 4, Novembro-Dezembro 1995, p. 1942–1948.

- [34] A. P. ENGELBRECHT, Fundamentals of computational swarm intelligence. England: John Wiley and sons, 2005.
- [35] T. Takagi, H. Hasegawa, K. Sato, Y. Sone, B. Kozicki, A. Hirano e M. Jinno, “Dynamic Routing and Frequency Slot Assignment for Elastic Optical Path Networks that Adopt Distance Adaptive Modulation”. Optical Fiber Communication Conference and Exposition and the National Fiber Optic Engineers Conference (OFC/NFOEC), Los Angeles, Estados Unidos, p. 1-3, Março, 2011.
- [36] Y. Sone, A. Hirano, A. Kadohata, M. Jinno e O. Ishida, —Routing and spectrum assignment algorithm maximizes spectrum utilization in optical networks. 37th European Conference and Exhibition on Optical Communication (ECOC), Genebra, Switzerland, Suíça, p. 1-3, Setembro, 2011.
- [37] X. Wan, L. Wang, N. Hua, H. Zhang e X. Zheng, “Dynamic routing and spectrum assignment in flexible optical path networks”. Optical Fiber Communication Conference and Exposition (OFC/NFOEC) and the National Fiber Optic Engineers Conference, Los Angeles, Estados Unidos, p. 1-3, Março, 2011.
- [38] 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”, Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos-SBRC, 2014.
- [39] S. RAI, B. MUKHERJEE, C. SU, T. HAMADA, “Provisioning in ultra-long-haul optical networks”, In: Conference on Optical Fiber Communication and the National Fiber Optic Engineers Conference (OFC/NFOEC), Março 2007, p. 1–3.
- [40] Z. ZHANG, J. FU, D. GUO, L. ZHANG, Lightpath routing for intelligent optical networks, IEEE Network, v. 15, n. 4, p. 28–35, Julho 2001.
- [41] R. RAMASWAMI, K. N. SIVARAJAN, Optical Networks: A Practical Perspective, 2a ed. Morgan Kaufmann, 2002.
- [42] 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.
- [43] 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.
- [44] 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.
- [45] G. SHEN, R. S. TUCKER, Translucent optical networks: the way forward, *IEEE Communications Magazine*, v. 45, n. 2, p. 48–54, Fevereiro 2007.
- [46] B. RAMAMURTHY, H. FENG, D. DATTA, J. HERITAGE, B. MUKHERJEE, Transparent vs. opaque vs. translucent wavelength-routed optical networks, In: *Optical Fiber Communication Conference and the International Conference on Integrated Optics and Optical Fiber Communication (OFC/IOOC)*, v. 1, Fevereiro 1999, p. 59–61.
- [47] S. AZODOLMOLKY, M. KLINKOWSKI, 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.
- [48] 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. 40–47, Agosto 2004.
- [49] 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, In: *10th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)*, v. 3, 2008, p. 158–161.
- [50] de Castro, L. N., & Von Zuben, F. J. “Recent Developments in Biologically Inspired Computing”, Idea Group Inc, 2005.
- [51] Dasgupta, D. *Artificial immune systems and their applications*. Berlin ; New York: Springer, 1998.
- [52] Dorigo, M. “Optimization, Learning and Natural Algorithms”, Politecnico di Milano, Italy, 1992.
- [53] Michalewicz, Z., & Fogel, D. B. (2000). *How to solve it : modern heuristics*. Berlin ; New York: Springer.
- [54] McCulloch, W. S., & Pitts, W. H. “A logical calculus of the ideas immanent in nervous activity”. *Bulletin of Mathematical Biophysics*, 1943, 5, 115-133.
- [55] Rosenblatt, F. “The Perceptron - a Perceiving and Recognizing Automaton” (85-460-1). Ithica: Cornell Aeronautical Laboratory, 1957.

[56] Holland, J. H. Adaptation in natural and artificial systems : an introductory analysis with applications to biology, control, and artificial intelligence (1st MIT Press ed.). Cambridge, Mass.: MIT Press, 1992.