Universidade Federal da Bahia
Universidade Estadual de Feira de Santana

DISSERTAÇÃO DE MESTRADO

Algoritmos de Roteamento e Atribuição de Espectro com Minimização de Fragmentação em Redes Ópticas Elásticas

André Kazuo Horota

Mestrado em Ciência da Computação – MMCC

Salvador
2016

ANDRÉ KAZUO HOROTA

ALGORITMOS DE ROTEAMENTO E ATRIBUIÇÃO DE ESPECTRO COM MINIMIZAÇÃO DE FRAGMENTAÇÃO EM REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS

Dissertação apresentada ao Mestrado em Ciência da Computação da Universidade Federal da Bahia e Universidade Estadual de Feira de Santana, como requisito parcial para obtenção do grau de Mestre em Ciência da Computação.

Orientador: Gustavo Bittencourt Figueiredo
Co-orientador: Nelson Luis Saldanha da Fonseca

Salvador
2016

Ficha catalográfica.

Horota, André Kazuo

Algoritmos de Roteamento e Atribuição de Espectro com Minimização de Fragmentação em Redes Ópticas Elásticas/ André Kazuo Horota– Salvador, 2016.

59p.: il.

Orientador: Gustavo Bittencourt Figueiredo.
Co-orientador: Nelson Luis Saldanha da Fonseca.
Dissertação (Mestrado - Mestrado Multidisciplinar em Ciência da Computação)– Universidade Federal da Bahia, Instituto de Matemática, 2016.

1. Redes de Computadores. 2. Redes Ópticas Elásticas. 3. Roteamento e Atribuição de Espectro. 4. Fragmentação de espectro. 5. Redes Ópticas. I. Figueiredo, Gustavo Bittencourt. II. Fonseca, Nelson L. S..
III. Universidade Federal da Bahia. Instituto de Matemática. IV. Título.

TERMO DE APROVAÇÃO

ANDRÉ KAZUO HOROTA

ALGORITMOS DE ROTEAMENTO E ATRIBUIÇÃO DE ESPECTRO COM MINIMIZAÇÃO DE FRAGMENTAÇÃO EM REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS

Esta dissertação foi julgada adequada à obtenção do título de Mestre em Ciência da Computação e aprovada em sua forma final pelo Mestrado em Ciência da Computação da UFBA-UEFS.

Salvador, 15 de dezembro de 2016

Prof. Dr. Gustavo B. Figueiredo
Universidade Federal da Bahia

Prof. Dr. Karcius Day Rosario Assis
Universidade Federal da Bahia

Profa. Dra. Juliana de Santi
Universidade Tecnológica Federal do Paraná

Dedico este trabalho a Deus, à minha familia e amigos e a todos que fazem parte da minha vida, mesmo da mais simples forma.

AGRADECIMENTOS

Agradeço primeiramente a Deus, que me guiou e me manteve firme mesmo diante de tantas tribulações. Eu jamais chegaria até aqui se não fosse por Ele.

Agradeço também aos meus pais, Fernando e Marilete, e ao meu irmão, Fábio, que sempre me apoiaram em todas as minhas escolhas e decisões e se fazem presentes em todos os momentos da minha vida. Á minha família, em especial meus avós, Antônio (*in memoriam*) e Angela, Katsuo (*in memoriam*) e Zulmira (*in memoriam*), pelo apoio e amor incondicionais.

Agradeço em especial a minha namorada, Suélen, pelo incentivo e companheirismo, principalmente em momentos de desânimo e nas dificuldades.

Agradeço a todos os meus amigos, inclusive os que se distanciaram por circunstâncias da vida, por todos os momentos de apoio, por todas as palavras de incentivo, por todas as cobranças. Nada disso teria sido possível sem a ajuda de vocês.

Agradeço ao meu orientador Dr. Gustavo Bittencourt pela oportunidade de realizar este trabalho e por todas as orientações. Aos meus colegas do MMC que me ajudaram no dia-a-dia e foram de suma importância para o término deste trabalho.

Agradeço a Universidade Federal da Bahia, em especial ao Instituto de Matemática, pela oportunidade e pela ótima estrutura oferecidos para a realização deste trabalho.

"Onde quer que você esteja, esteja por inteiro."

—ECKHART TOLLE

RESUMO

Redes Ópticas Elásticas têm atraído muita atenção nos últimos anos devido à sua capacidade de transmitir diferentes taxas de dados, aumentando ou diminuindo o espectro óptico de acordo com a demanda necessária, garantindo uma alta eficiência espectral. No entanto, estabelecer e desfazer diferentes conexões acaba segmentando o espectro em vários pequenos fragmentos, dificultando o atendimento a novas requisições. Outro problema recorrente em Redes Ópticas Elásticas, chamado Roteamento e Atribuição de Espectro (RSA, do inglês *Routing and Spectrum Assignment*), tem como objetivo encontrar um caminho e atribuir ao mesmo um número contíguo de *slots* de espectro usando a menor quantidade possível de recursos espectrais. Este trabalho propõe dois novos algoritmos RSA para minimizar o problema de fragmentação de espectro em Redes Ópticas Elásticas. Cada um deles utiliza uma heurística diferente a fim de minimizar a fragmentação. Os resultados obtidos através de simulações indicam que os algoritmos propostos superam outros algoritmos convencionais, em termos de probabilidade de bloqueio e fragmentação do espectro.

Palavras-chave: Redes Ópticas Elásticas, Roteamento e Atribuição de Espectro, fragmentação de espectro.

ABSTRACT

Elastic Optical Networks have drawn a lot of attention in recent years because of its ability to transmit different data rates by increasing or decreasing the optical spectrum according to the necessary demand, ensuring a high spectral efficiency. However, establishing and tearing down different connections end up segmenting the spectrum in several small fragments, making it difficult to attend incoming requests. Another recurrent problem in elastic optical networks, called Routing and Spectrum Assignment (RSA), aims to find a path and assign to it a contiguous number of spectrum slots using the smallest possible amount of spectral resources. This work proposes two novel RSA algorithms to minimize the spectrum fragmentation problem in Elastic Optical Networks. Each one of them uses a different heuristic in order to reach fragmentation minimization. Results obtained through simulations indicate that the proposed algorithms outperforms other conventional algorithms in terms of blocking probability and spectrum fragmentation ratio.

Keywords: Elastic Optical Networks, Routing and Spectrum Assignment, Spectrum Fragmentation.

SUMÁRIO

Capítulo 1—Introdução 1

1.1 Contribuições 2
1.2 Publicações 3
1.3 Organização 3

Capítulo 2—Redes Ópticas Elásticas 5

2.1 Redes Ópticas 5
2.1.1 Limitações da camada física 7
2.2 Redes Ópticas com Multiplexação por Comprimento de Onda 7
2.2.1 Problema de Roteamento e Atribuição de Comprimento de Onda 8
2.3 Redes Ópticas Elásticas 9
2.3.1 OFDM e formatos de modulação 10
2.3.1.1 OFDM 10
2.3.1.2 Banda de guarda 12
2.3.1.3 Formatos de modulação 12
2.3.2 Arquitetura das Redes Ópticas Elásticas 14
2.3.3 Vantagens das Redes Ópticas Elásticas 15
2.4 Resumo conclusivo 16

Capítulo 3—RSA e Problema de Fragmentação de Espectro 17

3.1 Roteamento e Atribuição de Espectro 17
3.2 Fragmentação de espectro 18
3.3 Trabalhos relacionados 20
3.3.1 ***Menor Caminho Modificado*** 21
3.3.2 *Spectrum-Constraint Path Vector Searching* 23
3.3.3 *Pre-computed K-Shortest Paths* 25
3.3.4 *DF e AP* 26
3.4 Outros trabalhos relacionados 27
3.5 Resumo conclusivo 28

Capítulo 4—Algoritmos de RSA cientes de Fragmentação 31

4.1 Modelagem do problema e notação utilizada 31
4.2 O Algoritmo de RSA com Minimização de Fragmentação 33
4.2.1 Modelo algorítmico 33

4.3 O Algoritmo de RSA Com Caminho Mais Fragmentado Primeiro 35
4.3.1 Modelo algorítmico 36
4.4 Complexidade computacional 39
4.5 Resumo conclusivo 39

Capítulo 5—Avaliação de desempenho dos algoritmos propostos 41

5.1 Descrição do cenário de avaliação e parametrização utilizada 41
5.2 Métricas consideradas nas simulações 42
5.2.1 Probabilidade de Bloqueio de Requisições 43
5.2.2 Taxa de Fragmentação da Rede 43
5.2.3 Tempo de execução 44
5.3 Análise dos resultados 44
5.3.1 Resultados para a Probabilidade de Bloqueio de Largura de Banda (BBP) 44
5.3.2 Resultados para a Taxa de Fragmentação da Rede (NFR) 46
5.3.3 Resultados para o Tempo de Execução dos algoritmos 48
5.3.4 Tamanho médio dos caminhos aceitos 50
5.4 Resumo Conclusivo 52

Capítulo 6—Conclusão e trabalhos futuros 53

LISTA DE FIGURAS

2.1 Conversor OEO (SOARES, 2013). 6
2.2 Comutador Óptico - OXC (SOARES, 2013). 6
2.3 Comparação entre caminhos ópticos convencionais e caminhos ópticos elásticos (Adaptada de (JINNO et al., 2009)) 10
2.4 Modulação FDM e OFDM (PINHEIRO, 2005). 11
2.5 Economia de espectro na modulação OFDM. 11
2.6 Banda de Guarda na modulação OFDM (INSTRUMENTS, 2014) 12
2.7 Divisão dos recursos espectrais em uma rede SLICE. 13
2.8 Arquitetura de uma rede óptica elástica. 15

3.1 Exemplo de fragmentação em enlaces. 18
3.2 Condições da rede para o funcionamento dos algoritmos de RSA. O peso em (a) é a distância, em quilômetros, entre os nós. Em (b) o peso é a taxa de fragmentação do enlace. 23

4.1 Representação de uma topologia aleatória utilizando um grafo não direcionado. 32
4.2 Representação da utilização do espectro em um enlace. 32
4.3 Fluxograma do algoritmo RSA-MF. 35
4.4 Funcionamento do algoritmo *RSA-MF*. 36
4.5 Condições da rede para o funcionamento do algoritmo RSA-MFPF. O peso dos enlaces representa o grau de fragmentação dos mesmos. 38
4.6 Fluxograma do algoritmo RSA-MFPF. 38

5.1 Topologias utilizadas: *NSFNET*, *USA* e Anel (*Ring*) 42
5.2 Taxa de Fragmentação da Rede. 43
5.3 Taxa de Probabilidade de Bloqueio (eixo y) *versus* Carga da Rede (eixo x) na topologia *NSFNET*. 44
5.4 Taxa de Probabilidade de Bloqueio (eixo y) *versus* Carga da Rede (eixo x) na topologia *USA*. 45
5.5 Taxa de Probabilidade de Bloqueio (eixo y) *versus* Carga da Rede (eixo x) na topologia *Ring*. 46
5.6 Porcentagem da Taxa de Fragmentação da Rede (eixo y) *versus* Carga da Rede (eixo x) na topologia *NSFNET*. 47
5.7 Porcentagem da Taxa de Fragmentação da Rede (eixo y) *versus* Carga da Rede (eixo x) na topologia *USA*. 47

5.8 Porcentagem da Taxa de Fragmentação da Rede (eixo y) *versus* Carga da Rede (eixo x) na topologia *Ring*. 48
5.9 Número médio de saltos dos caminhos ópticos alocados na topologia *NSF-NET*. 51
5.10 Número médio de saltos dos caminhos ópticos alocados na topologia *Usa*. 51
5.11 Número médio de saltos dos caminhos ópticos alocados na topologia *Ring*. 52

LISTA DE TABELAS

2.1 Comparação entre diferentes tecnologias propostas. 9
2.2 Tabela de comparação entre diferentes formatos de modulação (DAHLFORT et al., 2012). 13

5.1 Tempo de execução em função da Carga da Rede (Erlangs) na topologia *NSFNET*. 49
5.2 Tempo de execução em função da Carga da Rede (Erlangs) na topologia *USA*. 49
5.3 Tempo de execução em função da Carga da Rede (Erlangs) na topologia *Ring*. 50

LISTA DE ACRÔNIMOS

16QAM 16 Quadrature Amplitude Modulation

AP Acceptance Prone

BBP Bandwidth Blocking Probability

BER Bit Error Rate

BPS Bit Per Symbol

BPSK Binary Phase Shift Keying

BV-WXC Bandwidth Variable Wavelength Cross-Connects

BVT Bandwidth Variable Transceivers

CWDM Coarse Wavelenght Division Multiplexing

DF Degree of Fragmentation

DWDM Dense Wavelenght Division Multiplexing

EDFA Erbium-Doped Fiber Amplifier

EON Elastic Optical Network

FDM Frequency Division Multiplexing

FWDM Flexible Wavelenght Division Multiplexing

GA-PE Algoritmo Genético Baseado em Prioridade

GB Guard Band

ILP Integer Linear Programming

ISI Inter Carrier Interference

MLR Mixed Line Rate

MSP Modified Shortest Path

NFR Network Fragmentation Ratio

OEO Optical-Electronic-Optical

OFDM Orthogonal Frequency Division Multiplexing

OSNR Optical Signal to Noise Ratio

OXC Optical Cross Connectors

P-KSP Pre-computed K-Shortest Paths

PCE Path Computation Elements

QoT Quality of Transmission

QPSK Quadrature Phase Shift Keying

RSA Routing and Spectrum Assignment

RSA-MF Algoritmo de Roteamento e Atribuição de Espectro com Minimização de Fragmentação

RSA-MFPF Algoritmo de Roteamento e Atribuição de Espectro com Caminho Mais Fragmentado Primeiro

RWA Routing and Wavelenght Assignment

SCPVS Spectrum Constraint Path Searching Vector

SLICE Spectrum-Sliced Elastic Optical Path Network

WDM Wavelenght Division Multiplexing

Capítulo

1

Esse capítulo apresenta a contextualização do problema abordado nesse trabalho, descrevendo os principais objetivos e fazendo uma abordagem primária sobre os trabalhos que já foram desenvolvidos nessa área.

INTRODUÇÃO

O sempre crescente aumento no volume de tráfego gerado por grandes provedores de conteúdo e *data centers* aliado à relação de *peering* comumente estabelecida entre os provedores de serviço terminam por aumentar a imprevisibilidade e heterogeneidade das demandas por recursos ao longo da rede de transporte. Assim, para atender a essa demanda, os provedores tem instalado linhas com elevadíssimas taxa de bits com canais operando a 40Gbps, ou mais recentemente a 100Gbps, baseados na tecnologia DWDM (do inglês, *Dense Wavelength Division Multiplexing*) .

Entretanto, além do provimento de canais de alta velocidade, a utilização eficiente dos recursos da rede é um requisito imperativo que deve ser atendido pelas redes de transporte sob pena de altos custos por unidade de largura de banda, além de alta probabilidade de bloqueio e consequente degradação dos serviços. Todavia, a divisão do espectro em *slots* de largura de banda fixa de 50GHz feita nas redes DWDM, além de dificultar a transmissão em altas taxas por longas distâncias, impõe rigidez nas taxas de transmissão em cada comprimento de onda (GERSTEL et al., 2012). Isto, em última instância, reduz a eficiência na utilização dos recursos, gerando muitas vezes subutilização ou superprovisionamento dos mesmos devido às diferentes granularidades de demanda geradas nas camadas dos clientes.

As Redes Ópticas Elásticas surgiram com uma proposta capaz de diminuir a disparidade entre a granularidade das demandas das redes cliente e aquela usada nos canais de transmissão das redes de transporte. Para tal, os recursos espectrais são divididos adaptativamente para atender de forma ideal as requisições de banda, gerando canais com largura de banda variável, determinada de acordo com as necessidades dos fluxos a serem transmitidos. Ao contrário das Redes Ópticas convencionais, nas Redes Ópticas Elásticas os caminhos podem transmitir múltiplas taxas de dados ao mesmo tempo, seja através da segmentação de um único comprimento de onda (sub-comprimentos de onda), da agregação de múltiplos comprimentos de onda (super-comprimentos de onda) ou até mesmo adaptando uma conexão existente.

Obviamente, quanto melhor a estratégia de alocação de recursos às requisições, maior a demanda que poderá ser atendida. Nas redes WDM, esse problema de alocação de recursos é chamado de RWA (do inglês, *Routing and Wavelength Assignment*) e visa alocar comprimentos de onda às requisições das redes cliente. No contexto das redes ópticas elásticas este problema tem sido chamado de RSA (do inglês, *Routing and Spectrum Assignment*) e seu objetivo é encontrar um caminho e atribuir ao mesmo uma quantidade contígua de slots de espectro utilizando a menor quantidade possível de recursos espectrais. Este, assim como o RWA, é um problema NP-Completo (**??**) e, dessa maneira, diversas heurísticas tem sido propostas para a alocação de recursos em redes ópticas elásticas (JINNO et al., 2010; CHRISTODOULOPOULOS; TOMKOS; VARVARIGOS, 2010; WAN et al., 2011; ZHANG et al., 2013; CHEN; ZHONG; JUKAN, 2013; YIN et al., 2013; WANG; MUKHERJEE, 2013; GUO; SHEN; BOSE, 2016; LIU; ZHOU; CHEN, 2016; CAI et al., 2016; COMELLAS; CALZADA; JUNYENT, 2016; GARRIDO et al., 2016).

Além do RSA, outro problema associado à alocação de recursos é a fragmentação do espectro. Ela é gerada ao estabelecer e desfazer reservas na rede que podem ocasionar em uma distribuição de pequenos fragmentos não-contíguos no espectro que, dessa maneira, não podem ser usados para a acomodação de nenhuma reserva (ROSA et al., 2012), mesmo que se somados possuam banda maior do que a requerida. Uma estratégia muito comum para lidar com o problema de fragmentação é a execução periódica de algoritmos de desfragmentação (TAKAGI et al., 2011; JU et al., 2012; SHAKYA; CAO, 2013; ZHANG et al., 2013; STIAKOGIANNAKIS et al., 2014; ZHANG; YOU; ZHU, 2015; YAMAMOTO et al., 2015; LI et al., 2016) que são responsáveis, a um custo computacional adicional, de realocar as reservas existentes, criando assim novos espaços contíguos de espectro. Este custo adicional de desfragmentação pode ser eliminado caso a escolha dos caminhos e da porção do espectro a ser alocada seja realizada levando-se em conta a potencial fragmentação gerada.

Esta dissertação apresenta um estudo a respeito do problema de roteamento e atribuição de espectro em redes ópticas elásticas, os desafios que esta promissora tecnologia traz consigo e, baseando-se nestas questões, propõe formas eficazes de solucionar estes problemas. Primeiramente, buscou-se estudar o problema da fragmentação de espectro, que ocorre quando conexões de tamanhos diversos são estabelecidas e encerradas dinamicamente. Este processo acaba gerando pequenos fragmentos de espectro que por não estarem ligados entre si, acabam não sendo utilizados, acarretando, consequentemente, na subutilização do espectro. Para tentar mitigar este problema, foram criados dois algoritmos cujo objetivo é evitar rotas que sejam mais propensas a fragmentar o espectro.

1.1 CONTRIBUIÇÕES

A lista abaixo apresenta as contribuições desta dissertação:

- Estado da arte de algoritmos de roteamento e atribuição de espectro e de roteamento e atribuição de comprimento de onda.
- Proposta de um algoritmo de roteamento e atribuição de espectro que visa reduzir a fragmentação de espectro e a quantidade de requisições bloqueadas a fim de garantir

uma melhor qualidade de serviço para as redes de transporte de dados.

- Proposta de um segundo algoritmo de roteamento e atribuição de espectro que minimiza consideravelmente a fragmentação de espectro gerada e ainda aumenta a quantidade de requisições aceitas proporcionando o aumento da qualidade de serviço nas redes de transporte de dados.

- Implementação de um simulador para avaliação de algoritmos RSA em redes ópticas elásticas.

1.2 PUBLICAÇÕES

A lista a seguir apresenta as publicações realizadas durante o desenvolvimento deste trabalho:

- HOROTA, Andre; FIGUEIREDO, Gustavo B.; DA FONSECA, Nelson. Routing and Spectrum Assignment Algorithm with Fragmentation Minimization in Elastic Optical Networks. In: Computer Networks and Distributed Systems (SBRC), 2014 Brazilian Symposium on. IEEE, 2014. p. 436-442.

- HOROTA, Andre et al. Routing and spectrum assignment algorithm with most fragmented path first in elastic optical networks. In: 2015 7th IEEE Latin-American Conference on Communications (LATINCOM). IEEE, 2015. p. 1-6.

- HOROTA, Andre et al. Routing and spectrum assignment algorithm with most fragmented path first in elastic optical networks. In: Revista IEEE América Latina, IEEE Latin America Transactions. Volume: 14, Issue: 6, Date: June 2016.

1.3 ORGANIZAÇÃO

Esse trabalho está organizado de acordo com a seguinte ordem. No Capítulo 2, será apresentada a revisão bibliográfica fundamental para o entendimento dos demais capítulos. A priori, são estabelecidos os principais conceitos sobre as Redes Ópticas com Multiplexação por Comprimento de Onda, que são a base das Redes Ópticas Elásticas. Após isso iremos abordar conceitos de Redes Ópticas Elásticas, sua arquitetura, características e funcionalidades.

No Capítulo 3 são apresentados os dois principais problemas relacionados às Redes Ópticas Elásticas, nosso principal objeto de estudo desse trabalho, que são: problema de RSA e problema de fragmentação de espectro, ressaltando suas definições, objetivos, restrições, formas de quantificar a fragmentação existente e algumas propostas de algoritmos RSA já existentes na literatura, além de demonstrar o funcionamento dos mesmos.

No Capítulo 4 serão apresentados e descritos os algoritmos inéditos propostos. Inicialmente será detalhado o primeiro algoritmo inédito proposto neste trabalho, detalhando seu funcionamento, objetivo e complexidade. O segundo algoritmo inédito proposto é apresentado a seguir, onde são mostradas as melhorias em relação ao primeiro algoritmo, descrevendo também seu funcionamento, objetivo e complexidade.

O Capítulo 5 apresenta todos os resultados obtidos através de simulações e elabora uma análise comparativa entre os resultados obtidos por todos os algoritmos considerados, no tocante a duas métricas específicas: taxa de probabilidade de bloqueio e taxa de fragmentação de espectro.

Por último, no Capítulo 6 são apresentadas as conclusões finais desta dissertação, ressaltando as vantagens e desafios encontrados para a implementação das metodologias. Além disso, neste capítulo serão apresentados os principais tópicos para a elaboração de trabalhos futuros.

Capítulo

2

Neste capítulo são abordados os conceitos teóricos que foram utilizados para o desenvolvimento desse trabalho. Inicialmente, são descritos os conceitos das Redes Ópticas com Multiplexação por Comprimento de Onda, Redes Ópticas Elásticas, sua arquitetura, características e funcionalidades, formatos de modulação, etc.

REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS

2.1 REDES ÓPTICAS

As redes ópticas podem ser classificadas de acordo com a forma com que o sinal adotado é recuperado ao final da transmissão. São elas:

- Redes ópticas opacas: Quando a comutação é realizada no nível eletrônico, ou seja, se faz necessária a conversão de sinal em todos os nós da rede.
- Redes ópticas transparentes: Quando a comutação é realizada apenas no nível óptico, ou seja, só se faz necessária a conversão do sinal para eletrônico nos nós origem e destino.
- Redes ópticas translúcidas: Quando a comutação é realizada tanto no nível óptico quanto no nível eletrônico.

As redes ópticas opacas realizam conversões óptico-eletrônico-óptico (OEO, do inglês *Optical-Eletronic-Optical*) para efetuar a comutação. Como esta comutação necessita ser realizada em cada nó da rede, este tipo de conversão possui um custo um pouco mais elevado pelo fato de utilizar equipamentos de maior custo (FONSECA et al., 2005). Os nós de uma rede óptica são chamados de comutadores ópticos ou OXCs (do inglês *Optical Cross Conectors*) e possuem a função de realizar o roteamento dos sinais ópticos recebidos. Em uma rede óptica opaca, ou seja, que seja constituída de matrizes de comutação opacas, os sinais ópticos que atravessam um OXC são manipulados de maneira eletrônica (por isso a necessidade das conversões OEO), realizando operações de reformatação, regeneração, retemporização e amplificação do sinal. A Figura 2.1 ilustra um comutador OXC com conversor OEO.

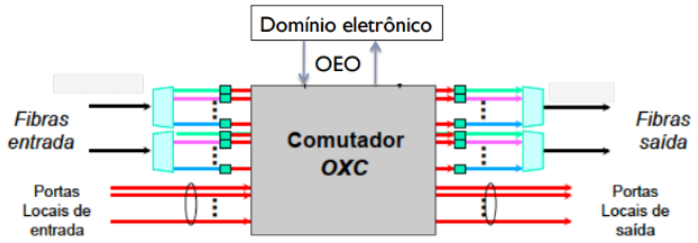


Figura 2.1 Conversor OEO (SOARES, 2013).

Como é possível observar na imagem, fibras de entrada e saída estão ligadas a um dos comutadores OXC de uma determinada rede. Atrelado a este OXC e, consequentemente, também aos demais OXCs da rede existe um dispositivo que recebe os sinais ópticos, realiza a comutação dos sinais no nível eletrônico e os devolve para o comutador OXC.

As redes ópticas transparentes, por sua vez, transmitem os sinais ópticos do nó origem ao nó destino apenas no domínio óptico, sem realizar conversões OEO. Dessa forma, os nós do núcleo de uma rede transparente, apesar de poderem amplificar opticamente os sinais através de EDFAs (Erbium-Doped Fiber Amplifier) por exemplo, não possuem acesso às informações transmitidas pelos sinais ópticos. Os OXCs de uma rede óptica transparente possuem a função de realizar o roteamento dos sinais ópticos recebidos sem a necessidade de conversão OEO. A Figura 2.2 apresenta um comutador óptico (OXC), dispositivo responsável pela comutação do sinal óptico sem a necessidade de conversão nas redes ópticas transparentes.

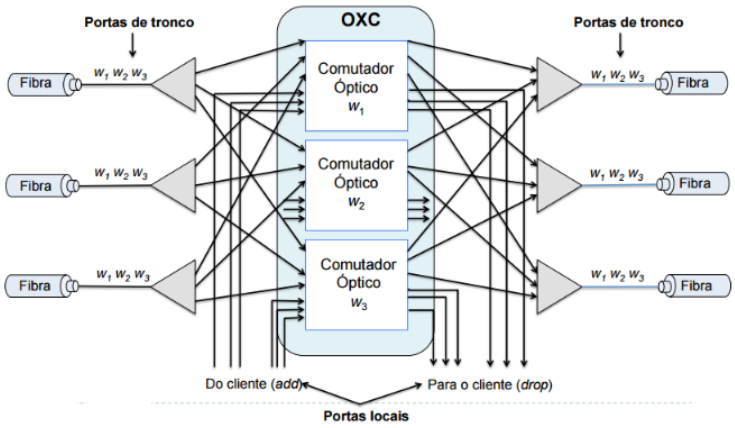


Figura 2.2 Comutador Óptico - OXC (SOARES, 2013).

É possível notar através da Figura 2.2 que um único OXC pode receber e comutar um ou mais sinais ópticos de diferentes fibras ao mesmo tempo.

As redes ópticas transparentes comutadas por circuitos são formadas por caminhos ópticos fim-a-fim compostos por computadores ópticos (nós) e enlaces. Estes caminhos,

por sua vez, ocupam comprimentos de onda específicos para cada canal de comunicação. Quanto maior o número de caminhos ópticos já provisionados em uma rede, menor a quantidade de comprimentos de onda disponíveis na mesma e, consequentemente, maior a probabilidade de que uma solicitação futura para o estabelecimento de um novo caminho seja negada.

Por fim, as redes ópticas translúcidas possuem a capacidade de realizar a comutação do caminhos tanto no nível óptico quanto no nível eletrônico. Em rotas longas é necessária uma conversão OEO para viabilizar a regeneração do sinal óptico em nós intermediários, visando restaurar a sua qualidade inicial, enquanto que nos demais nós é realizada uma comutação puramente óptica. Esta arquitetura de rede consegue agregar a agilidade de uma rede óptica transparente à qualidade do sinal óptico garantido pelas redes ópticas opacas através das conversões OEO (DURÃES et al., 2012).

2.1.1 Limitações da camada física

É fato que as redes ópticas, opacas, transparentes ou translúcidas trouxeram inúmeras vantagens no tocante a evolução das redes de transporte de dados. Entretanto, o aumento das taxas de transmissões e o tamanho dos enlaces tende a agravar a degradação ao sinal devido, principalmente, aos efeitos de camada física.

A fim de mensurar de maneira mais consistente estes efeitos, é possível avaliar a qualidade de uma transmissão óptica (*QoT*, do inglês *Quality of Transmission*) analisando o nó destino de uma rede através das seguintes métricas:

- Taxa de Erro de *Bit* (BER, do inglês *Bit Error Rate*): Quantidade de *Bits* transmitidos erroneamente em função da quantidade total de *Bits*. Por exemplo, BER = $3x10^{-9}$ significa que ocorrem 3 erros de bit para cada 1 bilhão de bits transmitidos.

- Relação Sinal Ruído Óptica (OSNR, do inglês *Optical Signal to Noise Ratio*): Potência do sinal óptico em função da potência do ruído causado durante a transmissão. Por exemplo, uma transmissão com sinal óptico de potência igual a 2,16 dBm e potência de ruído igual -13,4 dBm apresenta uma relação sinal ruído de aproximadamente 15,56 dB.

Além disso, os efeitos da camada física podem ser classificados em dois tipos: lineares e não lineares. Os efeitos lineares independem da potência do sinal óptico e afetam individualmente cada canal de transmissão. Os efeitos não lineares, por sua vez, dependem da potência do sinal óptico, afetam individualmente cada canal e ainda causam interferências entre eles (PINTO; MACHADO, 2002).

2.2 REDES ÓPTICAS COM MULTIPLEXAÇÃO POR COMPRIMENTO DE ONDA

As redes ópticas elásticas e as redes ópticas com Multiplexação por Comprimento de Onda (WDM, do inglês *Wavelength-Division Multiplexing*) possuem inúmeras características em comum, principalmente no tocante aos problemas enfrentados por estas tecnologias. Nessa seção serão abordados os principais conceitos relativos as redes WDM.

Na evolução das redes ópticas, a tecnologia WDM permite o aumento da capacidade de transmissão da fibra ao dividir o espectro em vários espaços de tamanho fixo sem sobreposição, denominados comprimentos de onda, onde cada comprimento de onda suporta um único canal de comunicação.

As redes ópticas WDM possuem algumas variações, entre elas as redes com Multiplexação por Comprimento de Ondas Densas (DWDM, do inglês *Dense Wavelength Division Multiplexing*), as redes com Multiplexação por Comprimento de Ondas Grosseiras (CWDM, do inglês *Coarse Wavelength Division Multiplexing*) e as redes com Multiplexação por Comprimento de Ondas Ultra Densas (UDWDM, do inglês *Ultra Dense Wavelength Division Multiplexing*). Nas redes DWDM, o espectro é dividido em comprimentos de onda de médio porte, nas redes CWDM em comprimentos de onda de maior tamanho e nas redes UDWDM em comprimentos de onda de pequeno porte (BASS et al., 2002).

A tecnologia WDM permite a existência de uma quantidade variada de canais em uma única fibra óptica, que varia de acordo com o tipo de sistema a ser utilizado. Por exemplo, as redes CWDM possuem multiplexação óptica com espaçamento de 200 GHz e pode suportar de 4 a 16 canais por fibra. As redes DWDM, por sua vez, possuem espaçamento óptico que varia de 100 GHz a 25 GHz, suportando de 16 até 128 canais por fibra. As redes UDWDM, por fim, possuem espaçamentos menores que 25 GHz e suportam uma quantidade de canais superior a 128 em cada fibra óptica. Cada canal opera em um intervalo de 34 MBit/s a 2,5 Gbit/s (CWDM), 155 Mbits/s a 10 Gbits/s (DWDM) e 1,25 Gbit/s a 10 Gbits/s (UDWDM), possibilitando que a capacidade total de um enlace WDM consiga alcançar taxas da ordem de 1,28 Tbit/s (TELECOM, 1996). As redes WDM empregam espectros de banda de guarda entre cada comprimento de onda. A capacidade de um comprimento de onda acomodar diferentes demandas de largura de banda acarreta na subutilização do espectro uma vez que as demandas raramente coincidirão com a capacidade exata de um comprimento de onda (MUKHERJEE, 2000).

2.2.1 Problema de Roteamento e Atribuição de Comprimento de Onda

No meio das redes ópticas transparentes comutadas por circuito, para que uma comunicação óptica exista se faz necessária a construção de um caminho óptico fim-a-fim entre origem e destino. Após a escolha deste caminho, é reservado um comprimento de onda em cada enlace pertencente ao caminho escolhido. Uma vez que a conexão tenha sido estabelecida, a largura de banda reservada para o caminho escolhido permanece alocada até que a conexão seja encerrada.

Pelo fato da conversão de comprimento de onda nos nós intermediários da rede se tratar de um processo extremamente custoso, uma conexão em uma rede WDM só é corretamente estabelecida se comprimentos de onda de igual valor forem alocados em todos os enlaces da rota escolhida, evitando assim que ocorram conversões nos nós intermediários. Esta restrição é chamada de restrição de continuidade de comprimento de onda. Assim, dois caminhos ópticos distintos que compartilhem um mesmo enlace não podem utilizar o mesmo comprimento de onda.

O problema de Roteamento e Atribuição de Comprimento de Onda (RWA, do inglês

Routing and Wavelength Assignment) (MUKHERJEE, 2006) consiste em tentar estabelecer conexões ópticas entre determinados pares de nós origem-destino em uma rede, utilizando a menor quantidade possível de comprimentos de onda, sem desrespeitar a restrição de continuidade de comprimento de onda.

Por fim, apesar das redes WDM apresentarem uma certa flexibilidade na alocação de recursos, sua granularidade de alocação ainda é grosseira, ou seja, o espaçamento óptico entre os canais alocados não é o ideal, permitindo melhorar o problema de maneira limitada. Essa rigidez imposta pelas redes WDM motivou o surgimento de redes de caminhos ópticos elásticos, que dividem o espectro óptico em diversas fatias de espectro, aumentando ainda mais a flexibilidade na alocação dos recursos ópticos.

2.3 REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS

Nos últimos anos, várias tecnologias para uso flexível do espectro óptico foram propostas (ZHANG et al., 2013), como SLICE (do inglês *Spectrum-Sliced Elastic Optical Path Network*), FWDM (do inglês *Flexible Optical Wavelength Division Multiplexing*) e Redes Ópticas Elásticas com Taxas de Dados Flexíveis. A Tabela 2.1 apresenta uma comparação entre as três tecnologias.

Tabela 2.1 Comparação entre diferentes tecnologias propostas.

<table>
<tr><th>TECNOLOGIA</th><th>TAXA DE DADOS</th><th>LARGURA DO ESPECTRO</th><th>MODULAÇÃO</th></tr>
<tr><td>SLICE</td><td rowspan="3">Flexível</td><td rowspan="2">Flexível</td><td>Múltiplas portadoras</td></tr>
<tr><td>FWDM</td><td rowspan="2">Única ou múltiplas portadoras</td></tr>
<tr><td>Taxas de dados flexíveis</td><td>Fixa</td></tr>
</table>

A tecnologia FWDM é uma evolução da tecnologia WDM e permite modulações por uma única ou múltiplas portadoras. No entanto, diferente da WDM, FWDM provê múltiplas taxas de dados, alocação flexível de recursos espectrais, provisionamento dinâmico de conexões e controle automatizado da rede, eliminando a operação manual. Além disso, evita a utilização ineficiente dos recursos espectrais no tráfego da rede através de sub comprimentos de onda, ou seja, da divisão de um comprimento de onda em comprimentos de onda de menor tamanho. Por outro lado, ao estabelecer conexões com super comprimentos de onda, ou seja, a agregação de um ou mais comprimentos de onda, garante o ganho de eficiência espectral através do crescimento espectral não linear ao passo que a taxa de dados aumenta. Adicionalmente, a taxa de dados e a largura espectral podem se adaptar ao tráfego dinâmico para dividir os recursos espectrais no domínio do tempo (PHILIP; ANKITKUMAR, 2011).

A tecnologia de Redes Ópticas Elásticas com Taxas de Dados Flexíveis, proposta por (RIVAL; MOREA, 2010), pode operar com diversas taxas de dados lidando com todos os tipos de tráfego. Este tipo de EON (do inglês *Elastic Optical Network*) provê soluções similares às redes WDM com taxas de linha mistas (MLR, do inglês *Mixed Line Rate*) (NAG; TORNATORE; MUKHERJEE, 2010), mas com uma maior flexibilidade, visto que sim-

plifica a arquitetura da rede e permite a divisão de recursos para serviços com diferentes taxas de dados.

A tecnologia SLICE divide os recursos espectrais em slots de frequência como subportadoras usando modulação com multiplexação ortogonal de divisão de frequência (OFDM, do inglês *Orthogonal Frequency Division Multiplexing*), permitindo múltiplos formatos de modulação e taxas de dados, tendo como consequência espectro de tamanhos variados (JINNO; TAKARA; KOZICKI, 2009).

Neste trabalho, optou-se por adotar os conceitos das redes SLICE, principalmente por conta da possibilidade de utilizar diferentes tipos de modulação. O objetivo desta tecnologia é alocar uma demanda de largura de banda óptica com tamanho apropriado para um caminho óptico fim-a-fim. Diferente da operação usando grade de transmissão fixa utilizada em redes DWDM, um caminho óptico em uma rede SLICE pode expandir-se ou contrair-se quando necessário de acordo com as demandas de tráfego (JINNO et al., 2009).

A Figura 2.3 apresenta a diferença entre caminhos ópticos convencionais e caminhos ópticos elásticos.

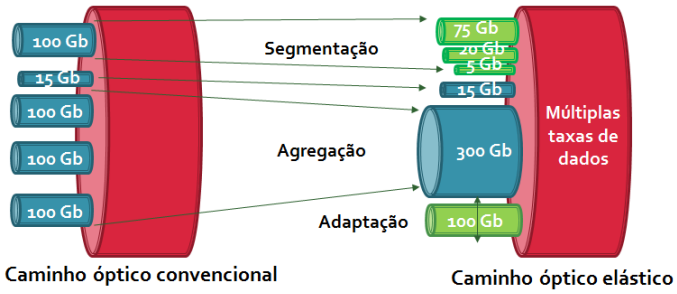


Figura 2.3 Comparação entre caminhos ópticos convencionais e caminhos ópticos elásticos (Adaptada de (JINNO et al., 2009))

.

Como pode ser observado na Figura 2.3, diferente das Redes Ópticas convencionais, nas Redes Ópticas Elásticas os caminhos podem suportar diferentes taxas de dados ao mesmo tempo, seja através da divisão de um único comprimento de onda (sub-comprimentos de onda), da junção de um ou mais comprimentos de onda (super-comprimentos de onda) ou até mesmo adaptando uma conexão existente.

2.3.1 OFDM e formatos de modulação

2.3.1.1 OFDM OFDM (Do inglês *Orthogonal Frequency Division Multiplexing*) é uma técnica de modulação baseada na idéia de multiplexação por divisão de frequência (FDM, do inglês *Frequency Division Multiplexing*) onde múltiplos sinais são enviados em diferentes frequências (NEE; PRASAD, 2000). Além disso, divide uma única transmissão em múltiplos sinais com menor ocupação espectral (dezenas ou milhares), resultando em um sinal com grande resistência à interferência.

Em um sistema FDM normal, por exemplo, as portadoras estão suficientemente espaçadas de modo a serem recebidas utilizando filtros convencionais. Entretanto, para tornar a filtragem possível, bandas de guarda têm que ser introduzidas entre essas portadoras, o que resulta em uma diminuição da eficiência espectral.

Na OFDM, ao invés de se utilizar uma banda de guarda entre subportadoras para poder separá-las na recepção, emprega-se uma sobreposição das mesmas, resultando em um ganho espectral de até de 50% em relação à técnica FDM. Na Figura 2.4 é possível ver a diferença entre a modulação FDM e a modulação OFDM.

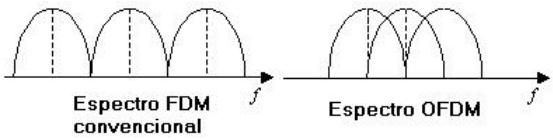


Figura 2.4 Modulação FDM e OFDM (PINHEIRO, 2005).

Enquanto que na modulação FDM as portadoras são organizadas de maneira sequencial, em um sinal OFDM é possível organizar as portadoras de forma que as suas bandas laterais se sobreponham sem que haja interferência entre elas, como pode ser observado na Figura 2.4. Para que isso ocorra, as portadoras devem ser matematicamente ortogonais (linearmente independentes), ou seja, no domínio do tempo, o sinal em cada portadora precisa ter um número inteiro de ciclos no período de símbolo, resultando em zero o processo de integração do produto de todos os sinais no tempo (PINHEIRO, 2005).

Nas EONs, o uso de modulação OFDM permite o ajuste flexível da largura de banda solicitada ao mesmo tempo em que garante uma alta eficiência espectral para a transmissão. O número de subportadoras e o formato da modulação usado pelas EONs são ajustáveis de acordo com o volume de tráfego e o alcance óptico desejado. Diferente das redes DWDM, onde a largura de banda usada para transmissão é fixa em 50GHz, nas EONs cada *slot* de subportadora possui 12,5GHz, permitindo maior flexibilidade quanto aos formatos de modulação e possibilidades de alocação de recursos.

Figura 2.5 Economia de espectro na modulação OFDM.

A Figura 2.5 ilustra a economia de espectro gerada pela sobreposição das subportadoras na modulação OFDM. Nas modulações onde não ocorre a sobreposição de subportadoras, o espectro utilizado é representado pela soma da dispersão de todas as subportadoras.

Na modulação OFDM, o espectro utilizado é representado pela soma da dispersão das subportadoras menos a sobreposição de subportadoras adjacentes. Logo, se as subportadoras não forem sobrepostas, o uso da tecnologia OFDM não resultaria na economia espectral que se almeja.

2.3.1.2 Banda de guarda No contexto das redes ópticas, sinais com frequências distintas se propagam com velocidades diferentes e, por conta desta diferença, podem ocorrer alguns atrasos na transmissão (atraso de dispersão). Devido a este acontecimento, as transmissões OFDM de longa distância com atraso de dispersão podem ficar dessincronizadas e as portadoras OFDM podem sair de sua posição inicial, causando interferência nas outras subportadoras, problema conhecido como interferência inter símbolos (ISI, do inglês, *Inter Symbol Interference*), que acaba causando outro problema, a interferência entre portadoras (ICI, do inglês *Inter Carrier Interference*) (INSTRUMENTS, 2014).

Para lidar com o problema de ISI, bandas de guarda (*guard band*) são inseridas entre as portadoras OFDM, como mostrado na Figura 2.6.

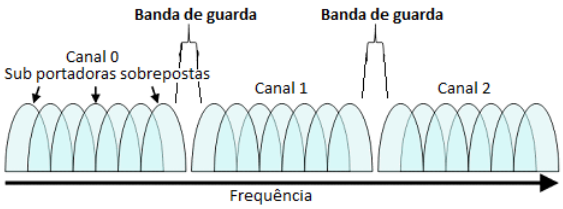


Figura 2.6 Banda de Guarda na modulação OFDM (INSTRUMENTS, 2014)

.

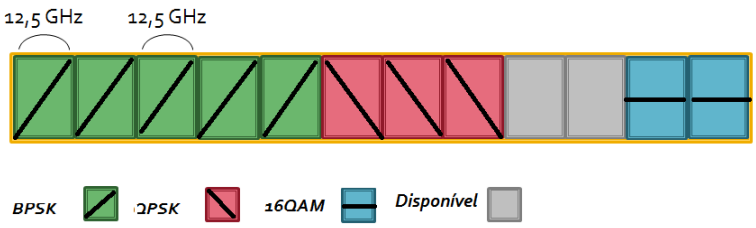
Nota-se que cada canal possui uma quantidade de portadoras dispostas ortogonalmente no domínio da frequência e que entre cada canal são inseridos espaços denominados bandas de guarda, a fim de que o problema de ISI seja minimizado.

2.3.1.3 Formatos de modulação A escolha do formato de modulação a ser usado quando uma conexão é estabelecida é feita de acordo com a distância do caminho escolhido, pois cada formato de modulação possui um valor de alcance máximo para que possa ser utilizado sem que ocorram problemas na transmissão. A Figura 2.7 mostra como a divisão dos recursos espectrais ocorre em uma rede SLICE.

Como pode ser visto, o espectro óptico é dividido em vários *slots* de subportadoras, neste exemplo, com largura espectral de 12,5 GHz, permitindo o uso de diferentes formatos de modulação. Nota-se que ao alocar uma certa requisição de largura de banda, a quantidade de *slots* necessários pode variar de acordo com o formato de modulação usado.

Na Tabela 2.2 são apresentados diferentes formatos de modulação e seus respectivos valores de alcance máximo, segundo (DAHLFORT et al., 2012).

- **BPSK**: A modulação por Deslocamento Binário de Fase (BPSK, do inglês *Binary Phase Shift Keying*) é um esquema de modulação digital bastante popular e se



(1).png

Figura 2.7 Divisão dos recursos espectrais em uma rede SLICE.

Tabela 2.2 Tabela de comparação entre diferentes formatos de modulação (DAHLFORT et al., 2012).

FORMATO DE MODULAÇÃO	*BITS* POR SÍMBOLO (*bps*)	ALCANCE MÁXIMO (Km)
BPSK	1.67	6,000 a 10,000
QPSK	3.33	2,000 a 5,000
16QAM	6.67	Até 1,000

caracteriza por deslocar a onda portadora em 180° para cada alteração do estado binário. A modulação BPSK possui uma eficiência espectral considerável, podendo transmitir em uma taxa de dados igual a largura de banda requisitada.

- **QPSK**: A modulação por Deslocamento de Fase em Quadratura (QPSK, do inglês *Quadrature Phase Shift Keying*), uma variação comum da modulação BPSK, produz duas portadoras 90° entre si, formando quatro sinais únicos deslocados 45° um do outro. A modulação QPSK é mais espectralmente eficiente que a modulação BPSK, visto que cada fase de portadora representa dois *bits* de dados, ou seja, o dobro de *bits* transmitidos pela modulação BPSK.

- **16QAM**: A Modulação de Amplitude em Quadratura 16 (16QAM, do inglês *16 Quadrature Amplitude Modulation*), por fim, utiliza uma combinação de amplitude e fase, podendo transmitir mais *bits* por símbolo. A modulação 16QAM possui uma eficiência espectral enorme, transmitindo quatro vezes mais *bits* que a modulação BPSK, porém, encontra maiores dificuldades na presença de ruídos, principalmente variações de amplitude aleatórias (FRENZEL, 2012).

É importante salientar que existem outros formatos de modulação em fase, amplitude e frequência, tais como: PSK (do inglês, *Phase Shift Keying*), DQPSK (do inglês, *Differential Quadrature Phase Shift Keying*), 64QAM (do inglês, *64 Quadrature Amplitude Modulation*), FSK (do inglês, *Frequency Shift Keying*), GFSK (do inglês, *Gaussian Frequency Shift Keying*), etc. Estes formatos de modulação não foram considerados neste trabalho pois, por questões práticas, considerou-se apenas os formatos apresentados na

Tabela 2.2 de (DAHLFORT et al., 2012) para o cálculo da quantidade de *slots* de uma dada requisição.

É possível inferir, portanto, que quanto maior o alcance máximo do formato de modulação, menor será sua taxa de *bit* por símbolo (bps, do inglês *bit per symbol*) e, por consequência, maior será o número de *slots* utilizados para uma dada taxa de transmissão.

2.3.2 Arquitetura das Redes Ópticas Elásticas

Para garantir essa flexibilidade, a arquitetura das Redes Ópticas Elásticas consiste de duas tecnologias chave: os BVTs (do inglês *Bandwidth Variable Transceivers*) e os BV-WXCs (do inglês *Bandwidth Variable Wavelength Cross-Connects*). Os BVTs são responsáveis por garantir uma granularidade flexível no domínio espectral, permitindo o ajuste dos recursos ópticos de acordo com a demanda requisitada. Em (ZHANG et al., 2015), foram propostos modelos de BVTs com base em sua "capacidade de fatiar" a rede (do inglês, *sliceability*). Após comparações entre os modelos propostos os autores chegaram às seguintes conclusões: economias significativas de energia podem ser alcançadas ao se utilizar um *sliceable* BTV, porém, devivo ao fato de que as economias não aumentam linearmente, ainda se faz necessário que a camada elétrica trabalhe em conjunto com a camada óptica de forma a reduzir o consumo energético. Outra importante contribuição acerca dos BVTs foi proposta por (OU et al., 2015). Os autores afirmam que nos modelos atuais de BVTs os recursos não são utilizados de maneira eficiente quando um BVT está processando uma demanda a uma taxa menor que a máxima suportada. Com base nisso os autores propuseram a ideia de virtualização de BVTs, de forma que a capacidade dos mesmos pudesse ser compartilhada e ou agregada para acomodar múltiplas demandas de Redes Ópticas Virtuais (VON, do inglês *Virtual Optical Networks*). Com a virtualização de BVTs, portanto, a utilização dos recursos do mesmo seria amplamente aumentada, além de melhorar a eficiência na transmissão do tráfego de uma rede.

Os BV-WXCs, por sua vez, são responsáveis por estabelecer um caminho óptico fim-a-fim com a largura de banda exata para acomodar os recursos espectrais (JINNO; TAKARA; SONE, 2011). Assim, uma conexão que solicita uma taxa específica possui dois níveis de flexibilidade, o nível de modulação e o nível de espectro. Uma vez que ambos sejam determinados, o sinal transmitido através do caminho óptico é roteado pelos BV-WXCs em direção ao receptor. Neste processo de roteamento, apenas o domínio espectral é essencial. Cada BV-WXC no caminho escolhido aloca os recursos espectrais correspondentes a fim de criar um caminho óptico fim-a-fim de tamanho apropriado. Para isso, o BV-WXC configura a janela espectral de maneira contígua de acordo com a largura espectral do sinal óptico de entrada (CHRISTODOULOPOULOS; TOMKOS; VARVARIGOS, 2011).

A Figura 2.8 apresenta a arquitetura de uma rede óptica elástica.

Pode ser observado que os BVTs, responsáveis por ajustar os recursos ópticos de acordo com a demanda solicitada, ficam localizados na borda da rede, enquanto os BV-WXCs, responsáveis por estabelecer o caminho óptico fim-a-fim e garantir o correto roteamento dos recursos através do caminho escolhido, ficam localizadas no núcleo da rede (JINNO et al., 2009). De maneira mais didática, podemos afirmar que os BVTs recebem a requisição do nó remetente (nó de origem), determinam e ajustam os recursos ópticos

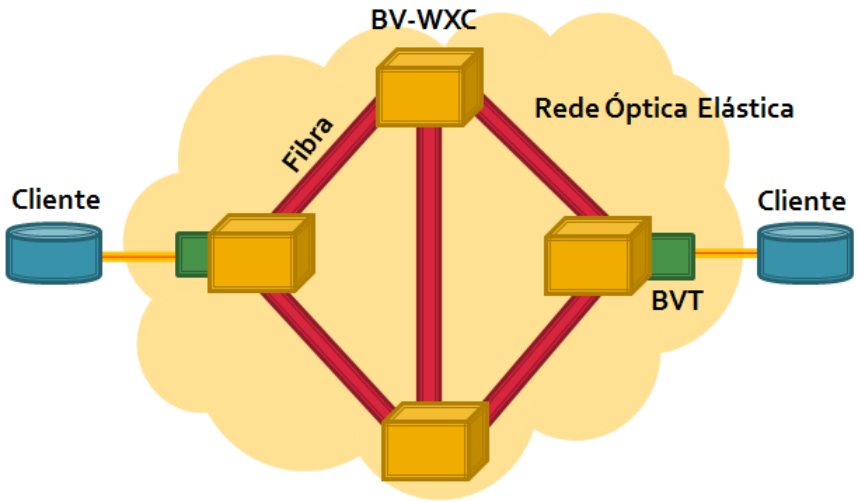


Figura 2.8 Arquitetura de uma rede óptica elástica.

conforme foi solicitado e repassam para os BV-WXCs. Estes, por sua vez, que representam cada nó ao longo da rede, são responsáveis por propagar os recursos através dos enlaces até que os mesmos cheguem ao nó destinatário (nó de destino).

Diferente dos caminhos ópticos convencionais, os caminhos elásticos podem transmitir múltiplas taxas de dados simultaneamente através da segmentação de um único comprimento de onda (sub comprimento de onda), da agregação de múltiplos comprimentos de onda (super comprimento de onda) ou através da adaptação de uma conexão existente. Além de ser capaz de ajustar dinamicamente os recursos espectrais de acordo com a demanda por largura de banda, outra vantagem importante das Redes Ópticas Elásticas é sua alta capacidade de recuperação adaptativa caso ocorram sérios problemas na rede. No caso de ocorrência de falha, as rotas primárias e secundárias teriam que ser interrompidas e o uso de rotas alternativas poderia exceder o alcance óptico do sinal original. No entanto, a alocação adaptativa de espectro e a otimização de formatos de modulação e largura de banda das Redes Ópticas Elásticas iriam garantir uma conexão mínima para tráfego de alta prioridade (SONE et al., 2011).

2.3.3 Vantagens das Redes Ópticas Elásticas

Entre as principais oportunidades oferecidas pelas Redes Ópticas Elásticas pode-se citar: Melhora da capacidade da rede, melhora no custo e melhora no consumo energético (LAYEC et al., 2013).

É de suma importância considerarmos o ganho de capacidade oferecido pelas EONs. Os principais beneficios de uma Rede Óptica Elástica incluem a capacidade de se adaptar às variações de tráfego e às restrições físicas. As características chave são:

- O compartilhamento dinâmico de recursos, onde cada conexão pode expandir ou contrair o espectro utilizado em torno de uma frequência de referência fixa (CHRISTODOULOPOULOS; TOMKOS; VARVARIGOS, 2013);

- Adaptação de taxas de dados, através da escolha do formato de modulação apropriado para cada conexão (RIVAL; VILLARES; MOREA, 2011);
- Tecnologia *flexgrid*, que permite um ganho de capacidade através do direcionamento de dezenas de Gb/s de demandas de largura de banda e ainda evitar situações onde comprimentos de onda são apenas parcialmente alocados (MOREA; RIVAL; CHONG, 2011).

A melhora no custo oferecida pelas EONs deve-se, principalmente, ao conceito de lidar com múltiplas taxas de dados em um único dispositivo (BVT), também conhecido como transceptor elástico. Por se tratar de um único dispositivo, isso implica em um único desenvolvimento e, portanto, consequente redução nos custos. A utilização de BVTs evita também o excesso de provisão de equipamentos em redes restauráveis, uma vez que os recursos de proteção provisionados não se restringem a uma taxa de dados específica, ou seja, são melhor compartilhados (MOREA; RIVAL, 2010). Foi observado também que as vantagens oferecidas pelas redes dinâmicas (por exemplo, restauração de apoio, atualizações e demandas de tráfego dinâmico) se aplicam mais facilmente ao conceito de redes elásticas do que as redes estáticas (MOREA; RIVAL, 2011).

A utilização de EONs também prevê um desenvolvimento sustentável com relação a ganhos em eficiência energética. Tais ganhos são originados de uma troca entre eficiência espectral ou alcance óptico *versus* consumo de energia. Por exemplo, a economia gerada por uma rede óptica de transporte incluiria lidar com as variações no tráfego diurno e noturno de forma que o consumo de energia seguisse a variação atual da carga requerida ao invés de ser determinado pelo tráfego no horário de pico. Em (MOREA et al., 2013) foram investigados cenários de rede e tráfego e verificou-se que uma solução de escolha adaptativa do formato de modulação utilizado gerou uma economia de energia de até 19% em uma rede *backbone* Européia, e em outros casos onde foi variada a taxa de símbolos a economia energética variou de 24% a 32% dependendo da quantidade de taxa de dados disponível.

2.4 RESUMO CONCLUSIVO

Este capítulo apresentou conceitos básicos das redes ópticas e redes ópticas elásticas, que foram a base para o desenvolvimento e idealização dos algoritmos propostos. Foram descritos os conceitos das redes WDM e o problema de RWA, fundamentais para a compreensão dos problemas tratados no Capítulo 3. Foram apresentados também os conceitos de OFDM e formatos de modulação, banda de guarda, arquitetura das redes ópticas elásticas e suas vantagens, temas de suma importância para o entendimento dos Capítulos 3 e 4.

Capítulo

3

Este capítulo descreve desafios enfrentados pelas redes ópticas elásticas, mais especificamente os problemas de roteamento e atribuição de espectro e fragmentação.

RSA E PROBLEMA DE FRAGMENTAÇÃO DE ESPECTRO

No contexto de Redes Ópticas Elásticas, os problemas de Roteamento e Atribuição de Espectro (RSA, do inglês *Routing and Spectrum Assignment*) e de fragmentação de espectro tem se tornado cada vez mais recorrentes. Para analisar estes problemas, vários estudos foram propostos, principalmente utilizando heurísticas que têm como objetivo encontrar a solução mais eficiente possível. A seguir, estes problemas serão brevemente revisados e alguns trabalhos relacionados serão discutidos.

3.1 ROTEAMENTO E ATRIBUIÇÃO DE ESPECTRO

Em (ROSA et al., 2012), o problema de Roteamento e Atribuição de Espectro (RSA, do inglês *Routing and Spectrum Assignment*) é tratado como uma evolução do problema de RWA (Roteamento e Atribuição de Comprimento de Onda), porém no contexto das redes ópticas elásticas de forma que, ao invés de atribuir um ou mais comprimentos de onda (RWA) para uma requisição, agora um ou mais *slots* de subportadoras são atribuídos dependendo da demanda requisitada.

Devido ao fato das redes ópticas elásticas utilizarem a modulação OFDM, é de suma importância que as porções de espectro alocadas (*slots*) sejam adjacentes entre si, sobretudo por causa da sobreposição de subportadoras adjacentes imposta pela modulação OFDM.

Enquanto que no problema de RWA, quando um caminho óptico era alocado, existia somente a preocupação com a restrição de continuidade de comprimento de onda nos enlaces de uma rota, no problema de RSA, além da restrição de continuidade do espectro, onde a mesma quantidade de *slots* deve ser alocada em cada enlace de um caminho, existe também a preocupação em relação a adjacência entre os *slots* alocados no espectro de cada enlace da rota escolhida. Esta restrição é conhecida como restrição de contiguidade do espectro e garante uma economia de utilização do espectro óptico enquanto evita

também uma maior fragmentação do mesmo. Devido a essas duas restrições, o problema de RSA pertence ao conjunto de problemas NP-Completos (**??**).

Sendo assim, de acordo com (SHIRAZIPOURAZAD; DERAKHSHANDEH; SEN, 2013), o problema de roteamento e atribuição de espectro pode ser definido como se segue: Dada uma topologia de rede e um conjunto de requisições com demanda variada (no que se refere ao número de *slots* de espectro), encontrar uma rota para cada requisição e alocar um número de *slots* para cada uma de acordo com a demanda requerida de forma a utilizar a menor quantidade possível de espectro.

Para o problema de RSA existem duas versões distintas, caracterizadas pelo tráfego aplicado em cada uma delas. São elas:

- **RSA *Offline***: Esta versão do problema de RSA é caracterizada por um tráfego estático, ou seja, todas as requisições são fixas e conhecidas antecipadamente, antes mesmo da seleção do caminho e da alocação do espectro.

- **RSA *Online***: Tem como característica um tráfego dinâmico, ou seja, as requisições chegam em uma determinada ordem e os caminhos e recursos de espectro para cada requisição são decididos no momento da sua chegada, não sendo possível prever com exatidão o comportamento futuro de cada requisição. Um problema bastante recorrente em um cenário com tráfego dinâmico é a fragmentação de espectro, que será abordada com mais detalhes ao longo deste capítulo.

3.2 FRAGMENTAÇÃO DE ESPECTRO

Nas redes com tráfego de múltiplas taxas de dados, como as Redes Ópticas Elásticas, fragmentação de espectro é um problema que deve ser considerado. Uma vez que o processo de estabelecimento e terminação de conexões inevitavelmente cria pequenos fragmentos de espectro não-contínuos, algumas das requisições futuras podem acabar não sendo atendidas. Logo, um dos grandes benefícios de EONs, eficiência espectral, será certamente reduzido (WILSON et al., 1995). É importante destacar que fragmentação não é diretamente associada com o uso do espectro, ou seja, a razão do espectro usado pelo número total de recursos espectrais – como definido em (ROSA et al., 2012). O problema de fragmentação se dá, de fato, quando os recursos de espectro disponíveis estão divididos em vários pequenos pedaços.

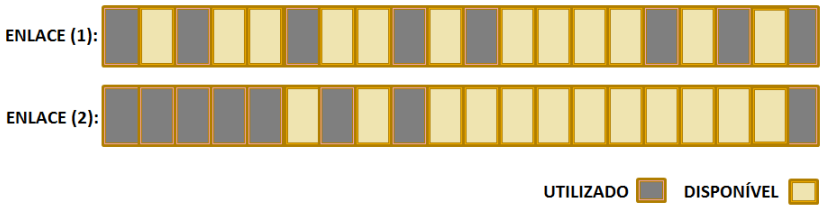


Figura 3.1 Exemplo de fragmentação em enlaces.

A Figura 3.1 traz um exemplo de fragmentação em dois enlaces distintos. Como pode ser visto, a fragmentação ocorre quando os recursos espectrais disponíveis estão divididos em blocos isolados ou pequenos blocos contíguos. No enlace (1) da Figura 3.1 pode-se observar a presença de pequenos blocos isolados disponíveis, enquanto que no enlace (2) da mesma Figura, a quantidade desses pequenos blocos isolados disponíveis é menor. Logo, se a fragmentação de espectro se dá quando os recursos de espectro disponíveis estão divididos em vários pequenos blocos, é evidente que o enlace (2) apresenta menor fragmentação do que o enlace (1), e tende, portanto, a acomodar um número maior de requisições.

Em (ROSA et al., 2012) são apresentadas algumas formas de se quantificar a fragmentação do espectro. É sabido que existem diferentes alternativas de quantificar este problema, sendo uma delas a fragmentação externa proposta por (WILSON et al., 1995), denotada na Equação 3.1:

$$F_{ext} = 1 - \frac{maiorBlocoLivre}{totalLivre} \tag{3.1}$$

onde o *maiorBlocoLivre* representa o número de *slots* do maior espaço livre contínuo, e *totalLivre* é o número total de *slots* disponíveis. Na Equação 1, quando a fragmentação externa está próxima de 1, ou seja, 100%, significa que existem muitos *slots* livres, mas o maior bloco livre é bastante pequeno. Em outras palavras, significa dizer que os *slots* disponíveis estão distribuídos de forma esparsa. Por exemplo, o enlace (1) apresentado na Figura 3.2 possui um *maiorBlocoLivre* de 4 *slots* contíguos que ainda não foram utilizados e um *totalLivre* de 12 *slots*. Logo, aplicando a fórmula da Equação 3.1 é possível perceber que o enlace possui grau de fragmentação externa igual a 0,667, ou seja, 66,7%. O enlace (2), por sua vez, possui *maiorBlocoLivre* de 10 *slots* e *totalLivre* de 12 *slots*. Logo, ao aplicar esses valores na fórmula da fragmentação externa, o enlace (2) terá grau de fragmentação igual a 0,167 ou 16,7%. Com isso observa-se que, para o cálculo da fragmentação externa, quanto maior a quantidade de *slots* contíguos livres (*maiorBlocoLivre*), menor será o grau de fragmentação do enlace e menor será a quantidade de requisições que serão bloqueadas.

Outra alternativa de medir o grau de fragmentação do espectro leva em consideração o fato de que a fragmentação é influenciada pela demanda por largura de banda das conexões, ou seja, a fragmentação do espectro é maior quando as conexões necessitam de maior recurso de espectro. Logo, é possível representar a fragmentação como uma função do número de *slots* de espectro necessários para atender uma requisição particular. Essa função é expressa na Equação 3.2 apresentada em (ROSA et al., 2012).

$$F(c) = 1 - \frac{c \times Livre(c)}{totalLivre} \tag{3.2}$$

.

Na Equação 3.2, c é o número de *slots* de espectro exigidos por uma certa conexão, *Livre(c)* é a função que retorna o número de requisições simultâneas de tamanho c que podem ser atendidas e *totalLivre* é novamente o número total de *slots* disponíveis. Ao considerar a Equação 3.2 para o cálculo do grau de fragmentação, cada tipo de conexão é

representada pelo número de *slots* solicitados, ou seja, cada conexão possuirá sua própria medida de fragmentação, que dependerá da quantidade de *slots* exigida e da quantidade de *slots* livres no momento solicitação. Ainda utilizando como base a Figura 3.2, considera-se que uma determinada requisição necessita de 3 *slots* para que a conexão seja estabelecida, ou seja, c igual a 3. O retorno da função *Livre(c)*, para o enlace (1), será igua a 1, visto que somente uma requisição de tamanho 3 pode ser atendida. Ainda para o enlace (1), a quantidade total de *slots* (*totalLivre*) será de 12 *slots*. Aplicando a fórmula da Equação 3.2 percebe-se que o enlace (1) apresenta grau de fragmentação igual a 0,75, ou seja, 75%. Para o enlace 2, por sua vez, o valor retornado pela função *Livre(c)* seria igual a 3, pois poderiam ser atendidas 3 requisições de tamanho 3 simultaneamente. Quando aplicada a fórmula da Equação 3.2, encontra-se um grau de fragmentação de 0,25, ou seja, 25%.

Como na Equação 3.1, a Equação 3.2 é apenas válida partindo do pressuposto de que sempre existirá um *slot* disponível no espectro.

Como pode ser observado, as Equações 3.1 e 3.2 apresentam valores distintos mesmo utilizando como base os mesmo enlaces. A Equação 3.1 traz um valor mais relativo, visto que considera apenas a relação entre o maior bloco de espetro disponível e o total de espectro disponível. Já através da Equação 3.2 pode-se chegar a um valor mais absoluto, visto que o cálculo é feito com base em cada requisição que chega na rede, ou seja, variando de acordo com a demanda de largura de banda requerida por cada conexão de entrada.

De toda forma, as duas formulações mostradas nas Equações 3.1 e 3.2, embora simples, calculam de maneira bastante satisfatória a quantidade de espectro disponível que não está sendo utilizada eficientemente devido a fragmentação.

3.3 TRABALHOS RELACIONADOS

Na literatura atual existem diversas propostas para resolver o problema de RSA. Nesta subseção serão apresentadas algumas destas propostas, seus pontos positivos e negativos.

Os autores em (WAN et al., 2011) propuseram três heurísticas que tentam resolver o problema de RSA em um cenário dinâmico. A primeira das heurísticas propostas foi o algoritmo do Menor Caminho Modificado (MSP, do inglês *Modified Shortest Path*), baseado no algoritmo do Menor Caminho *Dikjstra*. A segunda heurística proposta por (WAN et al., 2011) foi o algoritmo SCPVS (do inglês, *Spectrum Constraint Path Searching Vector*), que se utiliza de um vetor de buscas com restrição de espectro para determinar uma solução considerando todas as possíveis rotas na rede. A terceira e última heurística proposta por (WAN et al., 2011) foi o algoritmo de K-menores caminhos pré-computados (P-KSP, do inglês *Pre-computed K-Shortest Paths*), onde os K-menores (sendo K o número de caminhos computados) caminhos entre dois nós são previamente definidos e o caminho escolhido é aquele com menor custo dentre todos os caminhos.

Também para um cenário de tráfego dinâmico, os autores em (MOURA; FONSECA; SCARAFICCI, 2014) propuseram dois algoritmos baseados em heurísticas que consideram o estado atual do espectro para encontrar, para cada requisição, o melhor caminho dentre os K-menores caminhos da rede. A primeira heurística proposta teve como base a função de custo Grau de Fragmentação (DF, do inglês *Degree of Fragmentation*) e consiste em

escolher o caminho com menor grau de fragmentação. A segunda heurística proposta teve como base a função de custo AP (do inglês *Acceptance Prone*) que consiste em escolher o caminho com maior capacidade de aceitação de caminhos, utilizando como base a quantidade de *slots* exigida pela requisição. As heurísticas apresentadas por (MOURA; FONSECA; SCARAFICCI, 2014) obtiveram bons resultados quando comparadas com as demais heurísticas, porém os autores pecaram ao restringir o critério de escolha de caminhos e as condições de fragmentação do espectro, visto que só consideram os K-menores caminhos da rede menos fragmentados. Por se tratarem de algoritmos de RSA Dinâmicos, estas cinco heurísticas foram utilizadas em simulações com fins de comparação com as heurísticas que serão propostas neste trabalho e serão apresentadas com maiores detalhes a seguir.

3.3.1 Menor Caminho Modificado

Diferentemente de algoritmos de menor caminho tradicionais em que o caminho escolhido é aquele com o menor número de saltos, o MSP computa o caminho com o menor custo, que é o caminho com a menor distância (em quilômetros) entre os nós, e que possua espectro disponível para a demanda solicitada.

A seguinte notação será utilizada para descrever o algoritmo:

G(N,E): grafo da rede, onde N é o conjunto de todos os nós da rede e E é um conjunto de arestas representando os enlaces da rede;

S: nó origem;

D: nó destino;

$e_{ij} \in E$: custo da aresta entre os nós i e j no grafo da rede;

C_i: distância do nó i para o nó origem;

T_i: espectro do nó i onde $T_i = 0$ representa um *slot* disponível e $T_i = 1$ representa um *slot* ocupado;

P_i: caminho mínimo entre S e i;

M: conjunto de nós visitados pelo algoritmo;

Algoritmo 1 *Menor Caminho Modificado*

1: a) Em G(N,E), M $\leftarrow \{S\}$, $C_s \leftarrow 0$
2: todos nós i conectados com S, $C_i \leftarrow e_{Si}$
3: outros nós C $\leftarrow INF$
4: espectro do nó $T_s \leftarrow \{$*espectro livre*$\}$
5: $T_i \leftarrow \{$*espectro disponivel no link* $e_{Si}\}$
6: caminho minimo $P_i \leftarrow (S, i)$
7: b) **while** Destino D não está em M **do**
8: **if** existe custo mínimo C_w do nó $w \in (N - M)$ E $C_w < INF$ **then**
9: M $\leftarrow M + w$
10: Marca os nós $n \in (N - M)$ adjacentes a w
11: **if** $C_n > C_w + e_{wn}$ E T_w tem espectro disponivel no enlace e_{wn} **then**
12: $P_n \leftarrow P_w + (w, n)$
13: $T_n \leftarrow$ espectro disponível em T_w e $e_w n$
14: **end if**
15: **else**
16: Bloqueia a requisição
17: **end if**
18: **end while**
19: c) Estabelece a rota P_D

O Algoritmo 1 mostra o funcionamento do algoritmo MSP. No passo "a", o algoritmo encontra os vizinhos do nó origem e armazena suas distâncias nas variáveis C_i. As distâncias para outros nós são definidas como sendo infinitas. A variável T_i armazena o estado do espectro e, para todo i o valor é inicializado como espectro totalmente disponível.

O passo "b" do algoritmo inicia o cálculo das rotas. O processo utiliza um conjunto M para armazenar os nós já visitados pelo algoritmo e repete até que o nó destino esteja no conjunto. O algoritmo procura o nó w do conjunto de nós não visitados com menor custo C_i (linha 8) e o adiciona ao conjunto M (linha 9). Em seguida, são encontrados os vizinhos de w e são verificados quais destes tem espectro contíguo disponível em T_i, bem como se seu custo $C_w + e_{ij}$ é menor que a distância para seu vizinho. Para estes nós, o caminho P_w é atualizado adicionando w e a informação sobre a ocupação do espectro T_n também é atualizada, realizando a operação de *and* binário entre os espectros T_w e o espectro do enlace $e_w n$ (linha 13). Caso o caminho não possua espectro disponível, a requisição é bloqueada (linha 16). No passo "c", a rota a ser estabelecida é P_D com espectro T_D.

Dada a rede representada na Figura 3.2(a), nem sempre o caminho com o menor número de saltos terá o menor custo no algoritmo MSP. Na Figura 3.2(a), por exemplo, o caminho com o menor custo entre os nós 3 e 4 (caminho 3-5-4) possui mais saltos do que o menor caminho original (caminho 3-4).

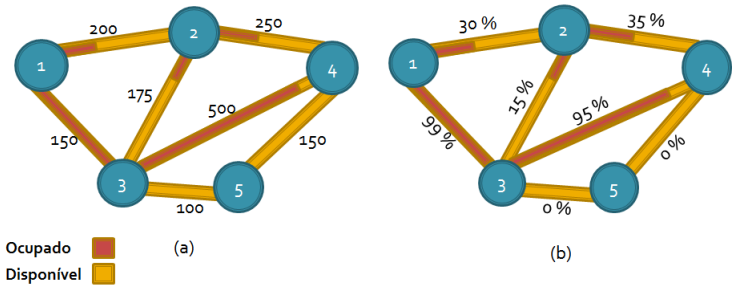


Figura 3.2 Condições da rede para o funcionamento dos algoritmos de RSA. O peso em (a) é a distância, em quilômetros, entre os nós. Em (b) o peso é a taxa de fragmentação do enlace.

3.3.2 Spectrum-Constraint Path Vector Searching

O algoritmo SCPVS, através de um algoritmo de busca em largura (BFS, do inglês *Breadth-First Search*), constrói uma árvore para representar os caminhos candidatos ou, em outras palavras, os caminhos que possuem recursos disponíveis suficientes para satisfazer a requisição atual. Em cada iteração, nós que possuem espectro disponível são adicionados à árvore e o custo dessas adições é calculado. Quando o nó destino é encontrado, o caminho com menor custo entre os caminhos candidatos é escolhido.

A seguinte notação será utilizada para descrever o algoritmo:

S: nó origem;

D: nó destino;

$e_{ij} \in E$: custo da aresta entre os nós i e j no grafo da rede;

N_L^i: i-ésimo nó da árvore no nível L da árvore;

C_L^i: distância do nó i no nível L da árvore, para o nó origem;

T_L^i: espectro do nó i no nível L da árvore, no qual $T_i = 0$ representa um *slot* disponível e $T_i = 1$ representa um *slot* ocupado;

P_L^i: caminho mínimo entre S e o nó i no nível L da árvore;

V_L^i: nó antecessor do nó i no nível L da árvore;

R: caminho resultante do algoritmo;

CR: custo do caminho R;

K_L: número de nós no nível L da árvore;

O Algoritmo 2 apresenta o funcionamento do algoritmo SCPVS.

Algoritmo 2 *Spectrum-Constraint Path Vector Searching*

1: a)
2: R $\leftarrow NULL$
3: CR $\leftarrow INF$
4: b)
5: $\mathrm{N}_0 \leftarrow S$
6: adiciona folhas N_1^i se houver espectro disponível nos vizinhos
7: $\mathrm{T}_1^i \leftarrow$ espectro disponível no enlace S - N_1^i
8: $\mathrm{C}_1^i \leftarrow$ custo do enlace S - N_1^i
9: $\mathrm{P}_1^i \leftarrow$ enlace S - N_1^i
10: $\mathrm{V}_1^i \leftarrow S$
11: c)
12: **for** each nível L **do**
13: **for** each folha N_L^i no nível L **do**
14: **if** N_L^i é o destino **and** $\mathrm{C}_L^i < CR$ **then**
15: R $\leftarrow P_L^i$
16: CR $\leftarrow C_L^i$
17: **end if**
18: **if** N_L^i - B tem espectro disponível **and** C_L^i + (custo do enlace $\mathrm{N}_L^i - B < CR$ **then**
19: adiciona B como N_{L+1}^j no nível L + 1
20: $\mathrm{T}_{L+1}^j \leftarrow$ espectro disponível em T_{L+1}^j e $\mathrm{N}_L^i - B$
21: $\mathrm{C}_{L+1}^j \leftarrow C_L^i$ + custo do enlace $\mathrm{N}_L^i - B$
22: $\mathrm{P}_{L+1}^j \leftarrow P_L^i + \mathrm{N}_L^i B$
23: $\mathrm{V}_{L+1}^j \leftarrow N_L^i$
24: **end if**
25: **end for**
26: **end for**
27: d)
28: **if** CR < INF **and** R está disponível **then**
29: estabelece R
30: **else**
31: bloqueia a requisição
32: **end if**

No passo "a" do algoritmo é feita a inicialização da variável R (linha 2), que armazena a rota final, e CR (linha 3), que armazena o custo da rota final. No passo "b" do algoritmo é feita a inicialização do algoritmo, onde atribui-se a raiz da árvore ao nó origem (linha 5), bem como valores para as variáveis da estrutura auxiliar relativas a este (linhas 7 a 10).

No passo "c" do algoritmo são calculados os custos dos caminhos. Para cada nível L da árvore (linha 12) e para cada folha N_L^i de cada nível (linha 13) são encontrados os nós vizinhos B de N_L^i (linha 18) com espectro contíguo disponível em T_L^i (linha 19). Cada

vizinho B que satisfizer essa condição é adicionado à árvore como nó folha de N_L^i (linha 20), criando assim mais um nível da árvore para ser percorrido. Os dados referentes aos vizinhos B são armazenados na estrutura auxiliar. O processo se repete até que os nós de um nível da árvore não tenham mais vizinhos e, portanto, não sejam criados mais níveis na árvore. No passo "d" do algoritmo, a rota a ser estabelecida é R com espectro T_R. Caso não seja possível estabelecer uma rota, a requisição é bloqueada (linha 33).

O algoritmo SCPVS, através da busca em largura, encontra um caminho entre dois nós (por exemplo, os nós 1 e 4 na rede da Figura 3.2(a)) com espectro disponível para a demanda da requisição e com o menor custo entre as arestas.

3.3.3 Pre-computed K-Shortest Paths

Nesse algoritmo, os K-menores caminhos entre dois nós são previamente definidos e o caminho escolhido é aquele com menor custo dentre todos os K-menores caminhos pré-computados e com espectro suficiente para atender a requisição.

O Algoritmo 3 apresenta o funcionamento do algoritmo P-KSP.

Algoritmo 3 *K-menores caminhos pré-computados*

1: a)
2: Utiliza o algoritmo dos K-menores caminhos pré-computados de Yen e calcula os K-menores caminhos onde o conjunto resultante possui k caminhos ordenados
3: b)
4: **if** $k = 0$ **return** rota não encontrada
5: **else** $i \leftarrow 1$
6: **end if**
7: **while** $i <= k$
8: **if** no menor caminho i for possível atribuir uma porção contígua de espectro
9: **return** RSA sucesso
10: **else** $i \leftarrow i + 1$
11: **end if**
12: **end while**
13: **if** $i = k$ **return** falha na atribuição do espectro
14: **end if**

No passo "a" do algoritmo são calculados e computados os k-menores caminhos com base no algoritmo de Yen (YEN, 1970). Em seguida, no passo "b", primeiramente é verificado o valor de k. Se o mesmo for nulo (linha 4), a requisição é bloqueada. Caso contrário, é escolhido o caminho com menor custo entre os k-menores caminhos computados no passo "a" e aloca-se a demanda requisitada.

A Figura 3.2(a) retrata os pesos dos enlaces da rede para a operação do algoritmo P-KSP. Como pode ser visto, existem 2 menores caminhos (k = 2) entre os nós 1 e 4 e o caminho escolhido é aquele dentre estes com o menor custo entre suas arestas.

3.3.4 DF e AP

O primeiro algoritmo proposto por (MOURA; FONSECA; SCARAFICCI, 2014) é baseado na função de custo chamada DF (do inglês, *Degree of Fragmentation*) e escolhe o caminho com o menor grau de fragmentação externa, calculado pela Equação 3.1 (apresentada na subseção 3.2). O segundo algoritmo, baseado na função de custo AP (do inglês *Acceptance Prone*), escolhe o caminho com a maior capacidade para aceitação de requisições. O funcionamento dos dois algoritmos propostos por (MOURA; FONSECA; SCARAFICCI, 2014), chamado de Algoritmo de Caminhos Mínimos, é o mesmo, diferindo apenas na função de custo utilizada. O Algoritmo 4 apresenta o funcionamento do algoritmo.

Algoritmo 4 *DF e AP*

1: $\forall n = 1...Nb$
2: $(\mathrm{C}(\mathrm{P}_n), P_n) = ShortestPath(\tilde{G}_n, r(s, d, b))$
3: $\mathrm{C}_{s,d} = \mathrm{C}(\mathrm{P}_n) | \forall i \ \mathrm{C}(\mathrm{P}_n) \leq C(P_i)$
4: **if** $\mathrm{C}_{s,d} = \infty$ **then**
5: bloqueia r(s, d, b)
6: **else**
7: estabelece r(s, d, b) como $\tilde{P}_n$
8: $\mathrm{C}(\mathrm{e}_{u,v,i}) = \infty \ \forall \{u, v\} \in \tilde{P}_i$ n = n...i+b 1
9: **end if**

Neste algoritmo, a Linha 1 estabelece todas os conjuntos de arestas que serão mapeadas nas arestas de $\tilde{G}_n$. A Linha 2 resolve um algoritmo de caminho mínimo no grafo $\tilde{G}_n$ e calcula os caminhos e seus custos. Se o custo do caminho calculado for ∞, não foi possível encontrar um caminho sob a restrição de contiguidade de espectro para a demanda b com a alocação começando no n-ésimo *slot*. No caso do custo de todos os caminhos serem ∞ (Linha 4), não há caminho na rede que satisfaça a requisição de b slots sob a restrição de contiguidade de espectro, portanto, a conexão deve ser bloqueada (Linha 5). Caso contrário, o caminho com o menor custo é escolhido (Linha 7) e as arestas correspondentes do multigrafo G tem seus custos trocados para ∞ (Linha 8), o que significa que os *slots* foram alocados para o novo caminho óptico.

A Figura 3.2(b) mostra uma rede com condições para operação dos algoritmos propostos por (MOURA; FONSECA; SCARAFICCI, 2014). No primeiro caso, na Figura 3.2(b) é escolhido o caminho entre os menores caminhos que possui o menor grau de fragmentação, onde o grau de fragmentação de cada caminho é dado pela soma do grau de fragmentação dos enlaces pertencentes ao caminho. No segundo, é escolhido o caminho dentre os menores caminhos que possui a maior capacidade de aceitar requisições, por exemplo, se o enlace de um dado caminho tem 5 *slots* contínuos disponíveis, isso significa que ele possui a capacidade de aceitar requisições com demandas de 5, 4, 3, 2 e 1 *slots*. É importante notar que, diferente dos outros algoritmos mencionados, os algoritmos DF e AP levam em consideração o estado atual de contiguidade do espectro óptico para computar o melhor caminho.

3.4 OUTROS TRABALHOS RELACIONADOS

Em (CHRISTODOULOPOULOS; TOMKOS; VARVARIGOS, 2010) os autores propuseram um modelo baseado em Programação Linear Inteira (ILP, do inglês *Integer Linear Programming*) para minimizar o espectro atribuído através de uma matriz de tráfego estático. O modelo proposto visa solucionar o problema de roteamento e atribuição de espectro e propõe uma solução para o problema através da sua decomposição em dois subproblemas, o de roteamento e o de atribuição de espectro. Seus resultados indicaram que a heurística seqüencial proposta com ordenação apropriada se aproxima de soluções ótimas em tempos de execução reduzidos.

Em (**??**) foi apresentado um estudo sobre o problema de RSA em redes SLICE e provado que o mesmo é da classe NP-Hard. Além disso os autores propuseram dois algoritmos que visam reduzir a quantidade de *slots* de subportadoras alocadas em um determinado enlace. O primeiro modelo algorítmico proposto apresenta um método de reutilização de espectro e o segundo um método de balanceamento de carga. Seus resultados mostraram que os algoritmos propostos puderam corresponder a análise e se aproximar de soluções ótimas utilizando o modelo de ILP.

Em (JINNO et al., 2010), foi proposto pela primeira vez o conceito de alocação de recursos de espectro adaptáveis à distância em redes de caminhos ópticos elásticos. A ideia por trás desta tecnologia é de ajustar os parâmetros de transmissão, tais como níveis de modulação e codificação, para obter vantagens em relação às condições do enlace. Resultados mostraram que o esquema adaptável à distância proposto pôde economizar mais de 45% dos recursos espectrais necessários para uma rede de pequeno porte.

A pesquisa em (ZHANG et al., 2013) discute diversos algoritmos para os problemas de RSA e de fragmentação. Os autores afirmam que as redes ópticas elásticas baseadas em OFDM colocam novos desafios a respeito da estrutura do sistema de transmissão óptica, comutação flexível do espectro, planejamento de rede e engenharia de tráfego.

Em (CHEN; ZHONG; JUKAN, 2013) foi proposto um algoritmo de RSA inédito com formatos de modulação adaptáveis à distância e roteamento por múltiplos caminhos. Foi demonstrado que a utilização combinada do roteamento por múltplos caminhos e atribuição de formatos de modulação adaptáveis a distância pode reduzir a probabilidade de bloqueio enquanto consome porções de espectro comparáveis às do roteamento por um único caminho.

Em (YIN et al., 2013) é investigado como o serviço de provisionamento fragmenta os recursos espectrais em um caminho óptico e são propostos algoritmos para melhorar o espectro fragmentado. Os algoritmos propostos obtiveram resultados superiores aos outros algoritmos existentes em termos de probabilidade de bloqueio visto que eles proativamente reduziam os fragmentos espectrais da rede.

Em (KLINKOWSKI; WALKOWIAK; JAWORSKI, 2011) foram propostos dois algoritmos de RSA *Offline*, um através de conceitos de Programação Linear Inteira (ILP) e outro baseado na heurística de Atribuição Adaptativa de Frequência. No algoritmo baseado nos conceitos de ILP, é predefinido um conjunto de caminhos entre os nós da rede e cada caminho é identificado por um subconjunto de enlaces da rede. O outro algoritmo proposto, baseado na heurística de Atribuição Adaptativa de Frequência - Anulação de Colisões e

Divisões, por se tratar de um algoritmo de RSA *Offiline*, possui um conjunto com todas as demandas organizadas em ordem decrescente e prioriza a escolha de caminhos mais curtos pois, segundo os autores, estes possuem uma menor quantidade de enlaces congestionados visto que possuem poucos nós. Resultados mostraram que o algoritmo baseado na heurística de atribuição adaptativa de frequência superou outras heurísticas existentes, porém, devido ao fato de se tratar de um algoritmo de RSA Offline, o mesmo se torna pouco relevante, visto que não se sabe como a heurística proposta se comportaria em um cenário de trafego dinâmico. Por estas razões os mesmos não serão utilizados nas simulações realizadas neste trabalho.

Um novo *framework* para solucionar o problema de RSA foi proposto por (HUANG; LI, 2014), onde a sequência de demandas do cliente é previamente fixada, e após isso são escolhidos os caminhos para cada demanda de maneira simultânea, de forma a obter a solução mais viável possível. Os autores basearam-se na estratégia de roteamento pelos K-Menores caminhos e desenvolveram um algoritmo genético com busca local chamado GA-PE (Algoritmo Genético Baseado em Prioridade). A heurística utilizada por este algoritmo é bastante interessante visto que para escolher o caminho mais indicado para cada requisição são definidas prioridades (baseadas na disponibilidade de *slots* do enlace) para os nós adjacentes ao nó atual, garantindo assim a escolha do caminho mais viável para cada conexão. Foi demonstrado que o algoritmo proposto pelos autores obteve melhores resultados em comparação com outros algoritmos similares, porém, por se tratar também de um cenário de tráfego estático, não sabemos como seria o desempenho desta heurística de prioridades em um ambiente de rede real, com tráfegos e requisições aleatórias e dinâmicas.

Em (SHEN; CHEN; SUN, 2015) foi proposto um algoritmo de RSA ciente de fragmentação, o FA-RSA. O modelo proposto pelos autores escolhe dois dos menores caminhos aptos para atenderem uma determinada requisição e compara os mesmos com base na fragmentação do espectro a fim de escolher o caminho mais apropriado. Em simulações realizadas pelos autores, foi demonstrado que o algoritmo proposto obteve melhores resultados em comparação com o algoritmo de *Dijkstra*. A heurística proposta pelos autores peca, também, por restringir a escolha do melhor caminho, visto que somente duas opções de caminho são consideradas. Se nenhuma delas possuir espectro suficiente para atender a nova requisição, a mesma já será bloqueada. Apesar de se tratar de um algorito de RSA *Online*, o algorimo proposto por (SHEN; CHEN; SUN, 2015) não foi utilizado nas simulações deste trabalho pois os parâmetros considerados nas simulações diferiam muito dos parâmetros geralmente utilizados em trabalhos desta natureza e se tentássemos adaptar o mesmo para o cenário aqui proposto os resultados poderiam não ser fiéis aos originais.

3.5 RESUMO CONCLUSIVO

Neste capítulo foram introduzidos e apresentados dois problemas fundamentais no que tange às Redes Ópticas Elásticas: problema de Roteamento e Atribuição de Espectro e problema de fragmentação de espectro, onde ambos representam a base dos algoritmos que serão abordados no Capítulo 4. Também foram citados e apresentados alguns

trabalhos diretamente ligados aos problemas de RSA e fragmentação de espectro que foram, inclusive, utilizados para fins comparativos e outros trabalhos relacionados ao tema central deste trabalho.

Capítulo

4

Este capítulo descreve os algoritmos propostos para tentar solucionar o problema de roteamento e atribuição de espectro em redes cientes de fragmentação.

ALGORITMOS DE RSA CIENTES DE FRAGMENTAÇÃO

Com base nos problemas de Roteamento e Atribuição de Espectro e fragmentação de espectro expostos no capítulo anterior, aliado à análise crítica de trabalhos da mesma natureza teórica, foi pensada como solução alternativa a implementação de algoritmos de RSA que no momento da escolha do caminho mais apropriado para cada requisição, utilizasse critérios de forma que a quantidade de espectro fragmentado ao final das simulações fosse minimizada. A análise crítica dos trabalhos relacionados serviu para encontrarmos pontos que não foram corretamente abordados ou que poderiam ser abordados de outras formas, visando obter melhores resultados.

O primeiro ponto foi a restrição quanto a escolha dos caminhos mais indicados, visto que nos trabalhos relacionados eram considerados apenas os menores caminhos da rede e isso acabava reduzindo consideravelmente a quantidade de caminhos candidatos. O segundo ponto foi em relação a análise do grau de fragmentação, pois todos os trabalhos relacionados que abordaram este ponto consideraram somente os caminhos menos fragmentados, sob a justificativa de que a escolha de caminhos menos fragmentados fragmentaria menos a rede. Entretanto, além de considerar os caminhos menos fragmentados, observamos que considerar os caminhos mais fragmentados também poderia gerar resultados interessantes.

Os algoritmos propostos neste trabalho foram desenvolvidos para operar em redes ópticas elásticas, mais especificamente em um cenário onde o tráfego de dados e o estabelecimento de conexões ocorressem de forma dinâmica, ou seja, que só fossem conhecidos no momento da chegada da requisição.

4.1 MODELAGEM DO PROBLEMA E NOTAÇÃO UTILIZADA

Os algoritmos propostos modelam a disponibilidade de espectro da rede através de um grafo não direcionado com rótulos. Um grafo não direcionado é um grafo onde a relação

de adjacência entre suas arestas é sempre simétrica, ou seja, em um grafo não direcionado as arestas *(a,b)* e *(b,a)* são consideradas uma única aresta.

Neste modelo de grafo proposto, os vértices representam os BV-WXCs apresentados na subseção 2.3.2 do Capítulo 2 e as arestas representam os enlaces que conectam os BV-WXCs. Para cada aresta do grafo foram criados dois rótulos, um para representar os *slots* de espectro de cada enlace e outro para representar a distância entre os nós, visto que este valor é utilizado como peso quando é realizado o cálculo da quantidade de *slots* que deverão ser alocados de acordo com a largura de banda solicitada. Todas as arestas do grafo possuem o rótulo de capacidade de *slots* que é representado por um vetor de N espaços, onde N é o número de *slots* de espectro de cada enlace. Se um determinado espaço deste vetor estiver preenchido com o valor 0 (zero), significa que este *slot* está disponível. Caso contrário, este *slot* está sendo utilizado por alguma conexão já estabelecida.

A Figura 4.1 mostra a representação de uma topologia arbitrária através de um grafo não direcionado da forma como é realizada a modelagem pelo algoritmo proposto. Os pequenos quadrados e os valores númericos nas arestas representam os *slots* dos enlaces e a distância entre os nós (medida em quilômetros), respectivamente.

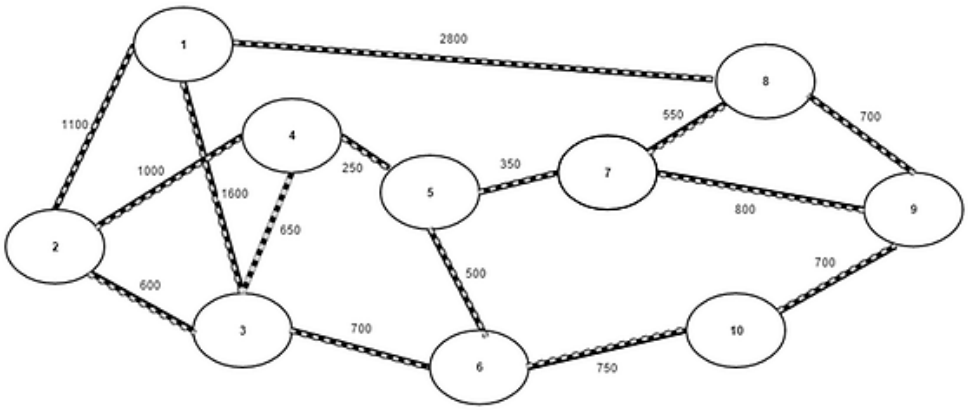


Figura 4.1 Representação de uma topologia aleatória utilizando um grafo não direcionado.

A Figura 4.2, por sua vez, apresenta como é realizada a modelagem da utilização do espectro em um determinado enlace.

1	GB	0	0	2	2	GB	3	3	3	GB

Figura 4.2 Representação da utilização do espectro em um enlace.

Como é possível observar, somente 2 (dois) espaços do vetor estão preenchidos com valor 0 (zero), ou seja, apenas 2 *slots* estão disponíveis. Podemos observar também que 3 (três) conexões com larguras de banda diferentes foram estabelecidas e alocadas no enlace em questão, sendo que para cada conexão estabelecida é utilizado um *slot* extra com valor GB (do inglês, *guard band*) para representar a banda de guarda.

4.2 O ALGORITMO DE RSA COM MINIMIZAÇÃO DE FRAGMENTAÇÃO

Pela análise crítica dos algoritmos apresentados na seção 4.1 do Capítulo 3, é possível perceber que aumentar a amostra de caminhos candidatos, porém sem que este aumento traga qualquer tipo de ônus ao funcionamento do algoritmo pode melhorar a tomada de decisão e consequentemente o desempenho geral do mesmo já que uma amostra restrita de caminhos acarreta em uma quantidade maior de requisições bloqueadas, mesmo havendo ainda espectro disponível para atendê-las através de outros caminhos da rede.

Assim, o primeiro algoritmo de RSA proposto neste trabalho, Algoritmo de Roteamento e Atribuição de Espectro com Minimização de Fragmentação (RSA-MF), visa reduzir a fragmentação do espectro através da seleção do caminho mais apropriado para cada requisição, em outras palavras, o caminho que esteja menos fragmentado. Por operar em um cenário dinâmico, cada requisição possui nós de origem e destino e uma demanda de largura de banda aleatórios, que só são conhecidos no momento da chegada da requisição. O algoritmo utiliza uma representação de grafo não direcionado, calcula as rotas candidatas e aloca a porção de espectro requisitada em cada enlace da rota escolhida de maneira dinâmica a medida que as requisições chegam na rede.

Como o objetivo deste algoritmo é de minimizar a fragmentação do espectro, o mesmo utiliza uma função de custo que calcula o grau de fragmentação de cada enlace e utiliza a soma dos mesmos como peso de cada rota candidata que possui espectro disponível suficiente para atender a requisição atual. Os cálculos desta função de custo refletem a fragmentação do espectro de cada enlace das rotas, de forma que o algoritmo de RSA proposto possa escolher a rota mais indicada a fim de mitigar sua fragmentação.

4.2.1 Modelo algorítmico

A seguinte notação será utilizada para descrever o algoritmo:

R: Requisição;

O: Nó origem;

D: Nó destino;

L: Largura de banda;

T: Tamanho máximo de um caminho;

CC: Conjunto de caminhos candidatos;

O Algoritmo 6 detalha a operação do algoritmo RSA-MF.

O algoritmo *RSA-MF* é dividido em duas etapas: *Offline* e *Online*. Na fase *Offline* são computados todos os caminhos simples (caminhos sem nós repetidos), com tamanho máximo de T saltos, entre todos os possíveis pares O-D da rede (linha 1). O tamanho máximo T de um caminho é determinado com base na quantidade de nós da rede. O

Algoritmo 5 *RSA-MF*

ENTRADA

Uma requisição R com um nó origem O, um nó destino D, uma demanda de largura de banda L e o tamanho máximo de um caminho T.

SAÍDA

A requisição R é aceita caso seja encontrado um caminho C, de tamanho máximo T, com espectro disponível para alocar a demanda L. Se não houver, a requisição é bloqueada.

RSA-MF

Offline

1: Computa todos os caminhos simples (sem nós repetidos) de tamanho máximo T entre cada par O-D da rede.

Online

1: Armazena os caminhos simples de tamanho máximo T entre o par O-D no conjunto de caminhos candidatos CC.
2: Verifica quais caminhos do conjunto de caminhos candidatos CC possuem espectro disponível para atender a demanda L.
3: Se não houver nenhum caminho com espectro disponível, a requisição é bloqueada.
4: Caso contrário, calcula o grau de fragmentação de cada caminho.
5: Escolhe o caminho com menor grau de fragmentação.
6: Atribui um formato de modulação ao caminho, de acordo com a distância do mesmo.
7: Calcula o número de *slots* e aloca o recurso.

tamanho máximo é definido como o número de saltos do maior caminho entre todos os menores caminhos da rede, em outras palavras, o diâmetro do grafo que modela a rede. Na fase *Online*, com a chegada de uma nova requisição, todos os caminhos simples entre o nó O e o nó D da requisição R, computados previamente na fase *Offline*, são armazenados em um conjunto de caminhos candidatos (linha 1). Então, o algoritmo verifica quais caminhos entre todos os caminhos candidatos possui espectro disponível suficiente para atender a demanda requisitada (linha 2). Os caminhos que não possuem espectro suficiente são descartados. Após isso, é calculado o grau de fragmentação de cada caminho (linha 4) com base na Equação 3.2 apresentada na subseção 3.2 do Capítulo 3, levando-se em conta a demanda de largura de banda requisitada. É escolhido o caminho com menor grau de fragmentação (linha 5). Depois de computado o melhor caminho, um formato de modulação é atribuído ao mesmo baseado no seu comprimento e a quantidade de *slots* de subportadoras é calculada de acordo com a Equação 4.1 (linha 6). Caso nenhum caminho entre os caminhos candidatos tenha espectro suficiente para atender a nova demanda, a requisição é bloqueada (linha 3). Caso contrário, o espectro é alocado e a conexão é estabelecida (linha 7).

$$N_{sub} = [\frac{C}{(b_m \times f_{slot})}] \tag{4.1}$$

onde C é o tamanho da taxa de dados requisitada, b_m é a taxa de *bits* por símbolo do formato de modulação escolhido e f_{slot} é a largura espectral do *slot* de frequência,

respectivamente. Seja, por exemplo, a largura de banda requerida por determinada conexão de 100 Gb, que tenha sido escolhido o formato de modulação BPSK, cuja b_m é igual a 1,67 e que a largura espectral do *slot* de frequência seja de 12,5 GHz. Ao aplicar estes valores na fórmula da Equação 4.1 temos uma quantidade de 5 *slots* que deverão ser alocados de maneira contígua em cada enlace do caminho escolhido para que a conexão possa ser estabelecida. A Figura 4.3 mostra o fluxograma de funcionamento do algoritmo RSA-MF.

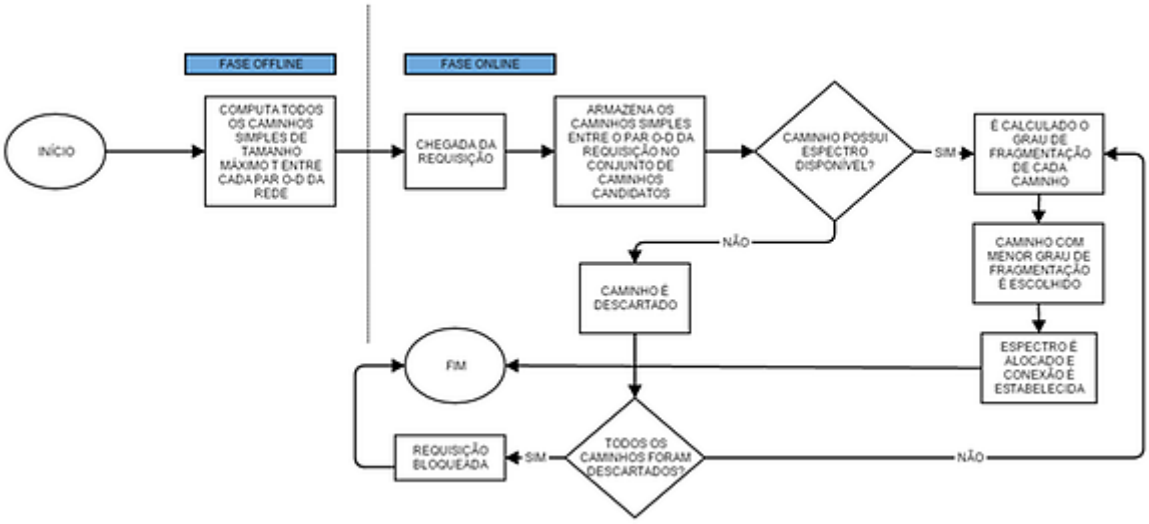


Figura 4.3 Fluxograma do algoritmo RSA-MF.

A Figura 4.4 ilustra a escolha do melhor caminho no algoritmo RSA-MF. Como é possível observar, após descartar os caminhos candidatos que não possuem recursos disponíveis para atender a demanda requisitada, é escolhido o caminho com menor grau de fragmentação. Nota-se que nem sempre o caminho mais curto será escolhido, mas sim o caminho menos fragmentado. Assim como os algoritmos DF e AP, o RSA-MF também leva em consideração o estado atual do espectro ao escolher um caminho para uma determinada requisição. Entretanto, a quantidade de caminhos candidatos no RSA-MF é maior.

4.3 O ALGORITMO DE RSA COM CAMINHO MAIS FRAGMENTADO PRIMEIRO

Ainda pela análise crítica dos algoritmos apresentados na seção 4.1 do capítulo 3, e também na análise do algoritmo RSA-MF, chegou-se a conclusão de que a escolha do caminho menos fragmentado não era a forma mais eficaz de se traçar a rota ideal visando a minimização da fragmentação.

Nesta seção é proposto o algoritmo de RSA com Caminho Mais Fragmentado Primeiro (RSA-MFPF, do inglês *RSA Algorithm with Most Fragmented Path First*), que tem como objetivo principal reduzir a fragmentação geral da rede ao dar prioridade a escolha do caminho mais fragmentado. A lógica por trás desta escolha do algoritmo é que escolhendo

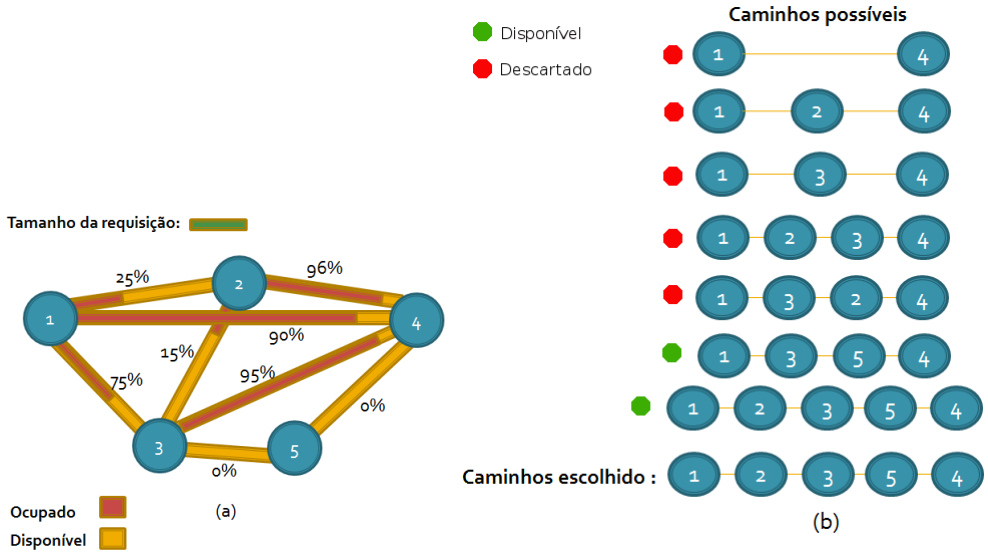


Figura 4.4 Funcionamento do algoritmo *RSA-MF*.

um caminho quase completamente fragmentado irá abrir espaço nos outros caminhos para acomodar requisições futuras. Por exemplo, selecionando um caminho com um alto grau de fragmentação nunca irá produzir um resultado pior em relação a fragmentação geral da rede do que se um caminho alternativo menos fragmentado for usado. Ainda, usando a abordagem proposta nunca iria diminuir a capacidade de aceitar requisições maiores uma vez que o maior tamanho que pode ser aceito não está limitado pelo caminho mais fragmentado.

A ideia de aumentar a quantidade de caminhos candidatos, apresentada no algoritmo RSA-MF, não foi mantida pois percebeu-se que o aumento da quantidade de caminhos acabava onerando significativamente o desempenho do algoritmo em relação aos demais.

O algoritmo RSA-MFPF, por também operar em um cenário dinâmico, só tem conhecimento dos nós de origem e destino e da demanda de largura de banda no momento da chegada da requisição. O algoritmo também utiliza uma representação de grafo não direcionado, e realiza o processo de cálculo de rotas e alocação de espectro em cada enlace da rota escolhida a medida que as requisições chegam na rede.

4.3.1 Modelo algorítmico

A seguinte notação será utilizada para descrever o algoritmo:

R: Requisição;
O: Nó origem;
D: Nó destino;
L: Largura de banda;
C: Caminho;
CC: Conjunto de caminhos candidatos;

O Algoritmo 6 detalha a operação do algoritmo RSA-MFPF.

O algoritmo RSA-MFPF, assim como o RSA-MF, é dividido em dois estágios: *Offline*

Algoritmo 6 *RSA-MFPF*

ENTRADA

Uma requisição R com um nó origem O, um nó destino D e uma demanda de largura de banda L

SAÍDA

A requisição R é aceita caso seja encontrado um caminho C com espectro disponível para alocar a demanda L. Se não houver, a requisição é bloqueada.

RSA-MFPF

Offline

1: Computa todos os menores caminhos entre cada par O-D da rede.

Online

1: Armazena os menores caminhos entre o par O-D no conjunto de caminhos candidatos CC.
2: Verifica quais caminhos do conjunto de caminhos candidatos CC possuem espectro disponível para atender a demanda L.
3: Se não houver nenhum caminho com espectro disponível, a requisição é bloqueada.
4: Caso contrário, calcula o grau de fragmentação de cada caminho.
5: Escolhe o caminho com maior grau de fragmentação, ou seja, o caminho mais fragmentado.
6: Atribui um formato de modulação ao caminho C, de acordo com a distância do mesmo.
7: Calcula o número de *slots* e aloca o recurso.

e *Online*. Na fase *Offline* são computados todos os menores caminhos da rede. Na fase *Online*, com a chegada de uma nova requisição, todos os menores caminhos entre o nó O e o nó D da requisição, previamente computados na fase *Offline*, são armazenados em um conjunto de caminhos candidatos CC. Então, o algoritmo verifica quais caminhos dentre todos os caminhos candidatos possuem espectro suficiente disponível para atender a demanda da requisição. Os caminhos que não possuem espectro suficiente são descartados.

Depois disso, o grau de fragmentação de cada caminho restante é calculado baseado na Equação 3.2 apresentada na subseção 3.2 do Capítulo 3, levando em consideração a demanda exigida. É escolhido o caminho C com o maior grau de fragmentação. Após computar o caminho C com o maior grau de fragmentação, ele é associado a um formato de modulação com base no seu comprimento e o número de *slots* de subportadoras é calculado de acordo com a Equação 4.1 apresentada na subseção 4.2. Novamente, se nenhum caminho dentre todos os caminhos candidatos possui espectro suficiente para atender a demanda em questão, a requisição é bloqueada. Caso contrário, o espectro é alocado e a conexão é estabelecida.

A Figura 4.5 mostra os pesos dos enlaces da rede que são utilizados pelo algoritmo RSA-MFPF na decisão do melhor caminho. Por exemplo, se a requisição solicita um caminho do nó 1 (origem) até o nó 4 (destino), todos os menores caminhos entre os dois nós serão computados na fase *Offline*. Então, na fase *Online*, o RSA-MFPF irá

primeiro verificar quais caminhos dentre os computados possui espectro disponível para atender a demanda exigida. Aqueles que não possuem espectro suficiente disponível serão descartados. Em seguida, o algoritmo calcula o grau de fragmentação de todos os caminhos que possuem recurso de espectro suficiente e escolhe o caminho com o maior grau de fragmentação (no exemplo abaixo, o caminho selecionado seria o caminho 1-3-4).

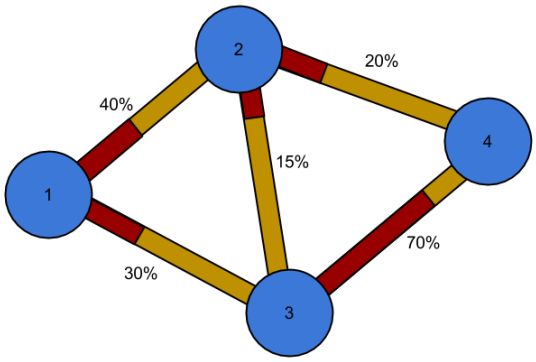


Figura 4.5 Condições da rede para o funcionamento do algoritmo RSA-MFPF. O peso dos enlaces representa o grau de fragmentação dos mesmos.

A Figura 4.6 mostra o fluxograma de funcionamento do algoritmo RSA-MFPF.

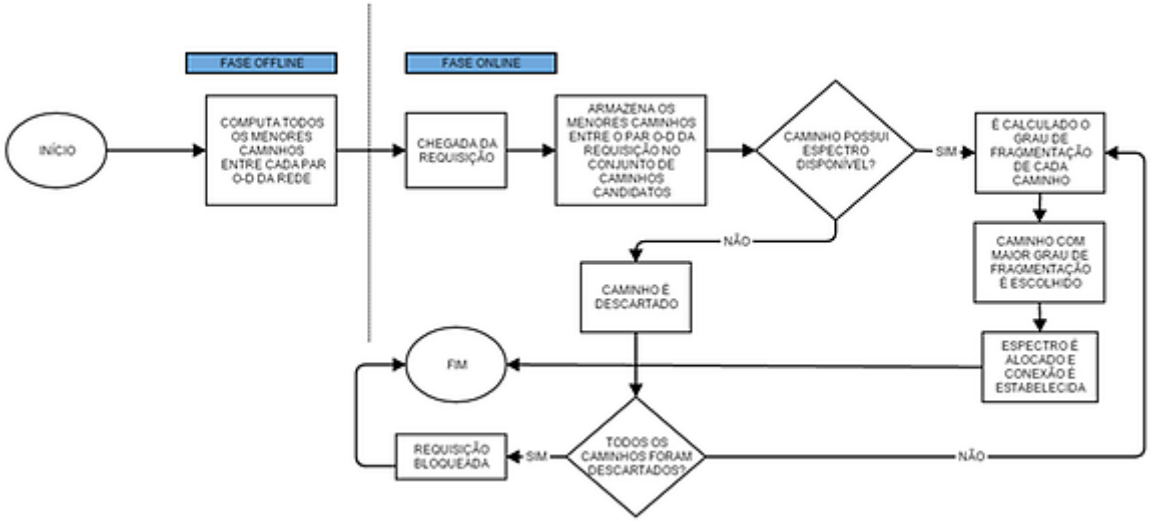


Figura 4.6 Fluxograma do algoritmo RSA-MFPF.

Como os algoritmos DF, AP e RSA-MF, o RSA-MFPF também leva em consideração o estado atual do espectro para escolher o caminho de uma dada requisição. No entanto, diferente dos outros algoritmos o RSA-MFPF leva em consideração o caminho mais fragmentado dentre o conjunto de caminhos candidatos.

4.4 COMPLEXIDADE COMPUTACIONAL

A complexidade computacional dos algoritmos propostos, na fase *Offline*, foi calculada baseada no algoritmo do Menor Caminho de Todos os Pares de Johnson-Dijkstra (DIJKSTRA, 1959), que é da ordem $\mathcal{O}(E{\cdot}\mathrm{V} + \mathrm{V}^2 \cdot \log|\mathrm{V}|)$, onde E significa o número de arestas e V o número de vértices, uma vez que nesta fase são computados todos os caminhos da rede. Na fase *Online*, existem duas funções que apresentam maior complexidade. A primeira procura encontrar, para um dado par de origem-destino, todos os caminhos candidatos dentre o conjunto existente de caminhos. A complexidade desta função seria então $\mathcal{O}(P)$, sendo P o conjunto de todos os caminhos calculados durante a fase *Offline*. A segunda função tem como objetivo encontrar o melhor caminho com base no grau de fragmentação de todos os possíveis caminhos para uma dada requisição. Portanto, P é o conjunto de caminhos possíveis para uma dada requisição no pior caso. Como a função que seleciona um determinado caminho avalia todos os caminhos em P, e para cada um considera todos os *slots* S existentes em cada enlace E, a complexidade para o pior caso é da ordem $\mathcal{O}(P{\cdot}\ \mathrm{E} \cdot \mathrm{S})$. Logo, a complexidade do algoritmos propostos na fase *Offline* é $\mathcal{O}(E{\cdot}\mathrm{V} + \mathrm{V}^2 \cdot \log|\mathrm{V}|)$ e na fase *Online* é $\mathcal{O}(max(P, P{\cdot}\ \mathrm{E} \cdot \mathrm{S}))$, ou seja, $\mathcal{O}(P{\cdot}\ \mathrm{E} \cdot \mathrm{S})$.

4.5 RESUMO CONCLUSIVO

Neste capítulo foram apresentados dois algoritmos de RSA inéditos: o algoritmo RSA-MF e o algoritmo RSA-MFPF. O primeiro realiza a escolha do caminho menos fragmentado entre todos os caminhos simples enquanto o segundo prioriza o caminho mais fragmentado entre todos os menores caminhos. Descreveu-se também a modelagem do problema e a notação utilizada pelos dois algoritmos que simbolizam a disponibilidade de espectro da rede através de um grafo não direcionado com rótulos. As motivações específicas e a forma como os mesmos operam também foram apresentadas. Além disso foram mostrados os modelos algorítmicos e a complexidade computacional de cada um.

Capítulo

5

Este capítulo descreve os resultados obtidos pelos algoritmos propostos no Capítulo 4 através de simulações realizadas em um simulador de redes ópticas elásticas. Além disso, é apresentado um comparativo entre os resultados obtidos pelos algoritmos propostos e os da literatura com o objetivo de selecionar o algoritmo de RSA mais eficiente.

AVALIAÇÃO DE DESEMPENHO DOS ALGORITMOS PROPOSTOS

5.1 DESCRIÇÃO DO CENÁRIO DE AVALIAÇÃO E PARAMETRIZAÇÃO UTILIZADA

Tanto os algoritmos de RSA propostos neste trabalho quanto os presentes na literatura foram implementados para operar em redes de caminhos ópticos elásticos com tráfego dinâmico, conforme explicado no capítulo anterior. Os dois algoritmos apresentados, RSA-MF e RSA-MFPF foram implementados em *Path Computation Elements* (PCE) ideais e consideram formatos avançados de modulação nas transmissões OFDM, assim como bandas de guarda entre os *slots* de subportadoras. As restrições físicas da rede não foram consideradas pelos algoritmos, ou seja, as duas versões propostas ainda podem ser melhoradas em busca de resultados mais fiéis e melhores no que tange a fragmentação de espectro.

A fim de avaliar a eficácia dos algoritmos propostos neste trabalho, foram realizadas simulações e os resultados foram comparados com os dos demais algoritmos da literatura. Para a realização destas simulações foi implementado um simulador exclusivo para Redes Ópticas Elásticas utilizando a linguagem *Python*, mais especificamente a biblioteca para simulação de eventos discretos *SimPy*. No entanto, para que as simulações pudessem ser realizadas da maneira mais fidedigna possível, foi necessário um estudo das informações e parâmetros necessários para alimentar o simulador e para isso alguns parâmetros tiveram que ser configurados.

Para cada simulação foram geradas, aravés de um processo de *Poisson*, 10.000 requisições com pares de origem e destino aleatórios. Além disso, o tempo de espera de cada conexão seguiu uma distribuição exponencial média de 5 unidades de tempo.

Foram usadas três topologias de rede para serem utilizadas nas simulações: *NSFNET*, com 14 nós e 21 arestas, *USA*, com 24 nós e 43 arestas e a topologia em anel (do inglês *Ring*), com 8 nós e 10 arestas, conforme mostra a Figura 5.1.

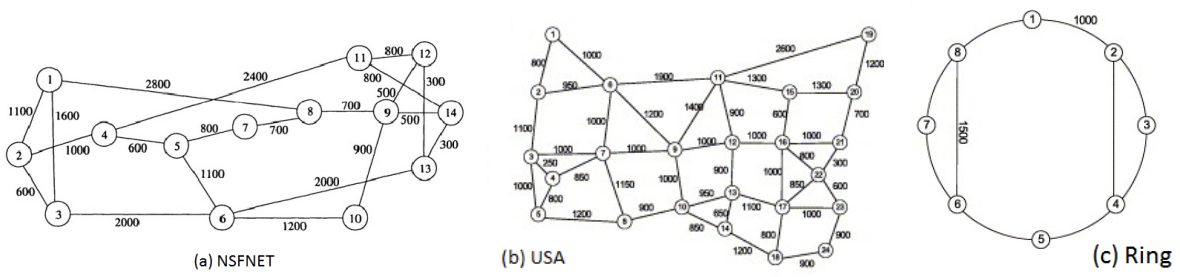


Figura 5.1 Topologias utilizadas: *NSFNET*, *USA* e Anel (*Ring*)

Cada requisição gerada durante uma simulação possuia requisitos de largura de banda que variavam entre 10, 20, 40, 80, 100, 160, 200, 400, 800 $Gbps$ e 1 $Tbps$. Além disso, o espectro de cada enlace da rede foi dividido em 400 *slots* de subportadoras, onde cada uma delas teve 12.5 GHz de frequência. Diferentes formatos de modulação e taxas de bits foram considerados com base na distância entre os nós da rede, distância esta representada pelos valores entre os nós das topologias da Figura 5.1. A política de alocação de espectro utilizada em todos os algoritmos foi a *First-Fit*. Para representar a carga da rede durante as simulações, valores de 100 a 1000 Erlangs foram utilizados, iniciando em 100 Erlangs e incrementando em 100 unidades a cada execução.

Para comparar o desempenho de cada algoritmo de RSA da maneira mais confiável possível foram realizadas 20 execuções com cada algoritmo de RSA implementado no simulador, para cada uma das três topologias utilizadas. Após a coleta dos dados gerados em cada execução foi calculada a média dos valores com um intervalo de nível de confiança de 95%.

Após a realização das simulações, os dados gerados foram coletados e organizados tendo como base duas métricas principais: taxa de probabilidade de bloqueio de requisições e taxa de fragmentação, que serão melhor abordadas ao longo deste capítulo.

5.2 MÉTRICAS CONSIDERADAS NAS SIMULAÇÕES

Para a comparação dos dados gerados pelas simulações foram utilizadas três métricas fundamentais: Probabilidade de Bloqueio de Requisições, Taxa de Fragmentação da Rede e tempo de execução. Estas métricas foram escolhidas por validarem com bastante eficiência o desempenho dos algoritmos em função das principais questões que motivaram este trabalho. Enquanto a probabilidade de bloqueio é uma das métricas mais importantes para se medir o quão funcional e eficaz é um algoritmo de RSA, a taxa de fragmentação se torna uma métrica indispensável quando trazemos os dois problemas, o da fragmentação de espectro e o de RSA, para um mesmo contexto. Já o tempo de execução, por sua vez, serve para medir a eficiência dos algoritmos de RSA em relação ao seu desempenho.

5.2.1 Probabilidade de Bloqueio de Requisições

Probabilidade de Bloqueio de Largura de Banda (BBP, do inglês *Bandwidth Blocking Probability*) é uma das principais métricas relacionadas ao problema de RSA. Esta métrica é a relação entre a quantidade de requisições bloqueadas, ou seja, requisições cujas demandas não foram atendidas, e a quantidade total de requisições que chegaram na rede. A BBP pode ser calculada através da fórmula apresentada na Equação 5.1.

$$BP = \frac{QtdReqBloq}{TotalReq} \tag{5.1}$$

onde, *QtdReqBloq* representa a quantidade de requisições bloqueadas e *TotalReq* o número total de requisições geradas.

5.2.2 Taxa de Fragmentação da Rede

A taxa de Fragmentação da Rede (NFR, do inglês *Network Fragmentation Ratio*) consiste na quantidade total de recursos espectrais da rede que estão disponíveis, porém divididos em vários pequenos fragmentos. Tal métrica é obtida através do cálculo da média aritmética das medidas de fragmentação de cada enlace da rede ao final de cada simulação. A Equação 5.2 descreve o cálculo da taxa de fragmentação da rede.

$$NFR = \frac{\sum_{i=1}^{N} FragEnlace_i}{NumEnlaces} \tag{5.2}$$

onde, $FragEnlace_i$ representa a taxa de fragmentação de cada enlace da rede e *NumEnlaces* representa a quantidade total de enlaces, que varia de acordo com a topologia utilizada.

Tomando como exemplo a topologia apresentada na Figura 5.2. Digamos que cada enlace possui uma taxa de fragmentação específica (que varia conforme cada um deles foi utilizado) ao final de uma simulação. Para calcularmos a taxa de fragmentação da rede, basta somarmos a taxa de fragmentação de cada enlace e dividir pela quantidade de enlaces da topologia utilizada. Assim, para a rede apresentada na topologia da Figura 5.2 teríamos uma taxa de fragmentação de 0,54 ou 54% ao final de uma simulação.

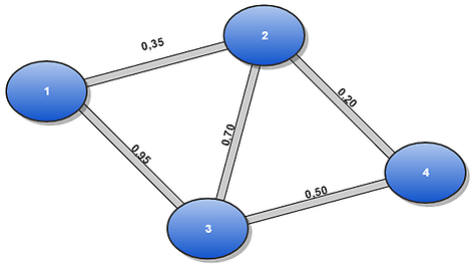


Figura 5.2 Taxa de Fragmentação da Rede.

5.2.3 Tempo de execução

O tempo de execução de um algoritmo é tido como o período em que um algoritmo permanece em execução, ou seja, neste contexto de simulações, o tempo de execução de um algoritmo é o tempo em que o mesmo leva para ser executado em uma dada simulação. Para tanto, calcula-se o intervalo entre o momento de inicio e término da execução em segundos.

5.3 ANÁLISE DOS RESULTADOS

5.3.1 Resultados para a Probabilidade de Bloqueio de Largura de Banda (BBP)

Como foi descrito na seção anterior, a primeira métrica calculada a partir dos resultados obtidos nas simulações foi a Probabilidade de Bloqueio de Largura de Banda (BBP). Esta métrica foi calculada em função da carga da rede, em Erlangs, que aumentava em 100 unidades a cada iteração realizada na simulação. Os resultados de BBP para a topologia NSFNET podem ser observados na Figura 5.3 abaixo.

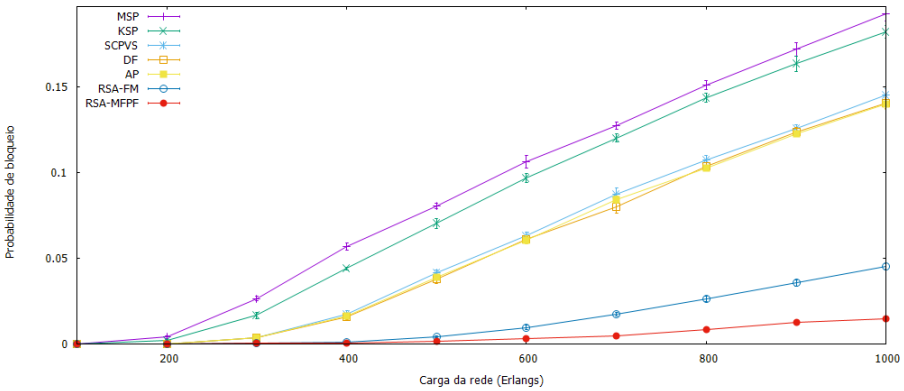


Figura 5.3 Taxa de Probabilidade de Bloqueio (eixo y) *versus* Carga da Rede (eixo x) na topologia *NSFNET*.

Os algoritmos MSP e KSP começam a bloquear requisições sob cargas bem baixas, cerca de 25 e 50 Erlangs, respectivamente, visto que os mesmos não levam em consideração o estado atual do espectro ao escolher um caminho, apenas o peso dos enlaces, representado pela distância entre os nós. Já os algoritmos SCPVS, DF e AP começam a bloquear conexões a partir de 200 Erlangs aproximadamente, quando a rede já se encontra em um estado de maior saturação. Os algoritmos MF e MFPF, por sua vez, só começam a bloquear requisições a partir de 400 Erlangs, ou seja, apresentam um desempenho significativamente superior que os demais algoritmos. Essa diferença de BBP evidencia não só os benefícios de considerar a fragmentação do espectro ao escolher a rota mais apropriada e alocar a demanda de largura de banda requisitada, como também que escolher o caminho mais fragmentado acaba reduzindo a quantidade de requisições bloqueadas de maneira considerável. Essa preocupação com o estado atual do espectro acaba produzindo de fato menos fragmentação e, como consequência, um menor bloqueio

das requisições que chegarão na rede. Considerando apenas os algoritmos propostos neste trabalho, RSA-MF e RSA-MFPF, observa-se que a escolha do caminho mais fragmentado pelo algoritmo RSA-MFPF reduziu em quase 50% a quantidade de BBP produzida, tornando-o o algoritmo mais eficiente entre todos os algoritmos comparados para a topologia NSFNET.

A Figura 5.4 apresenta os resultados de BBP para a topologia *USA*.

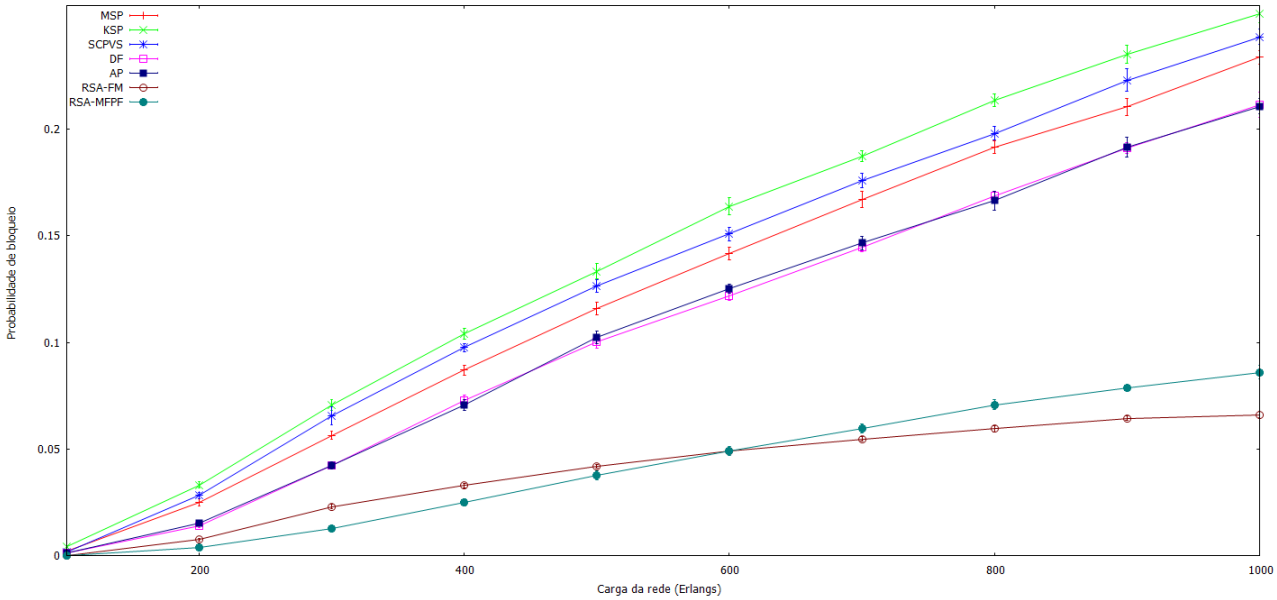


Figura 5.4 Taxa de Probabilidade de Bloqueio (eixo y) *versus* Carga da Rede (eixo x) na topologia *USA*.

Nota-se que os algoritmos MSP, KSP, SCPVS, DF e AP começam a bloquear conexões antes mesmo de 25 Erlangs, aproximadamente. Os algoritmos propostos, entretanto, começam a bloquear requisições a partir de 50 Erlangs. Isso ocorre por causa das heurísticas utilizadas pelos algoritmos, mais especificamente a maior quantidade de caminhos candidatos no RSA-MF e a escolha dos caminhos mais fragmentados pelo RSA-MFPF que possibilitam uma maior aceitação de requisições por parte dos algoritmos propostos. Novamente, os mesmos superam de maneira considerável os demais algoritmos comparados, alcançando valores de BBP com cerca de 3 ordens de grandeza a menos que os outros algoritmos. No entanto, comparando somente os algoritmos propostos, pode-se perceber que o algoritmo RSA-MF supera o algoritmo RSA-MFPF a partir de 600 Erlangs. Dessa forma é possível concluir que a escolha do caminho mais fragmentado pode não ser muito vantajosa quando realizada em redes com topologias maiores e que estejam submetidas a altas cargas de rede.

Por fim, temos os resultados de BBP para a topologia em Anel na Figura 5.5.

É possível notar que na topologia em Anel o algoritmo que obteve o pior desempenho foi o algoritmo KSP, bloqueando requisições a partir de 25 Erlangs. Os demais algoritmos, entretanto, começam a bloquear conexões a partir de 200 Erlangs. Mais uma vez os algoritmos RSA-MF e RSA-MFPF obtiveram resultados largamente superiores que os

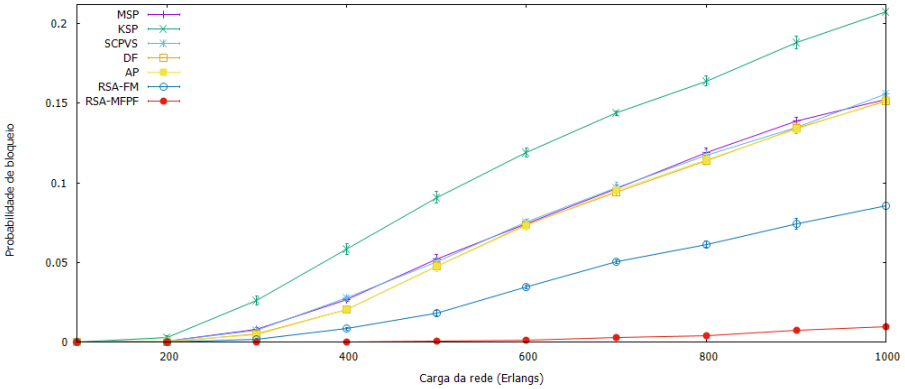


Figura 5.5 Taxa de Probabilidade de Bloqueio (eixo y) *versus* Carga da Rede (eixo x) na topologia *Ring*.

demais algoritmos. Ao compararmos os algoritmos propostos observamos que o algoritmo RSA-MFPF obteve um desempenho muito melhor, alcançando uma BBP quase 6 vezes menor que a do algoritmo RSA-MF. Este resultado reforça a vantagem de se considerar o caminho mais fragmentado primeiro, fragmentando menos caminhos e, consequentemente, reduzindo a taxa de BBP.

Os resultados obtidos pelos algoritmos RSA-MFPF e RSA-MF demonstram a importância de se analisar o estado atual do espectro ao realizar a escolha do melhor caminho e que escolher o caminho mais fragmentado em topologias menores ou de tamanho regular pode prevenir que futuras requisições sejam bloqueadas.

5.3.2 Resultados para a Taxa de Fragmentação da Rede (NFR)

A segunda métrica calculada a partir dos resultados obtidos nas simulações foi a Taxa de Fragmentação da Rede (NFR). Esta métrica também foi calculada em função da carga da rede, em Erlangs, que aumentava em 100 unidades a cada iteração realizada na simulação. Como os algoritmos MSP, SCPVS e P-KSP não examinam o estado do espectro para determinar a rota mais indicada para cada requisição, eles não foram considerados para o cálculo desta métrica. Os resultados de NFR para a topologia NSFNET pode ser observado na Figura 5.6 abaixo.

Para os resultados de NFR na topologia *NSFNET* pode-se observar que entre os algoritmos propostos, RSA-MF e RSA-MFPF, apenas o segundo obteve performance superior aos algoritmos DF e AP. Isso é explicado pelo fato de o algoritmo RSA-MF possuir uma maior quantidade de caminhos candidatos, ou seja, com um número maior de caminhos, consequentemente mais caminhos foram escolhidos e mais conexões foram estabelecidas, aumentando a quantidade de espectro fragmentado. O algoritmo RSA-MFPF, por sua vez, ao escolher os caminhos mais fragmentados primeiro conseguiu garantir uma menor fragmentação do espectro ao final das simulações, cerca de 10% a menos. Este desempenho positivo reforça ainda mais a eficiência da heurística proposta, visto que o algoritmo RSA-MFPF alcançou resultados expressivos nas duas métricas consideradas para a topo-

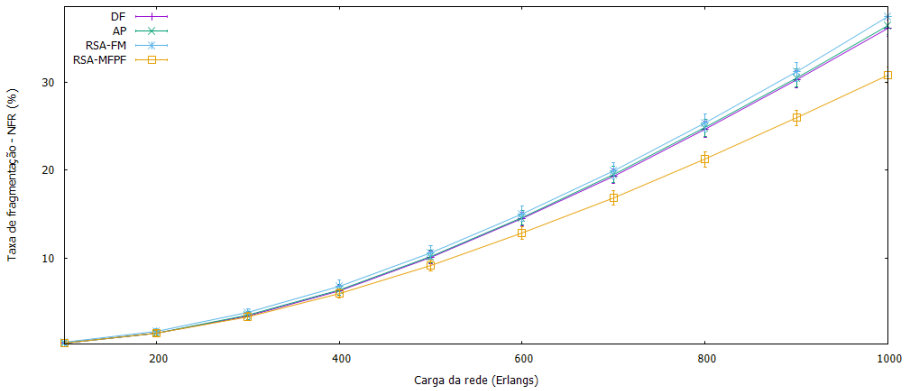


Figura 5.6 Porcentagem da Taxa de Fragmentação da Rede (eixo y) *versus* Carga da Rede (eixo x) na topologia *NSFNET*.

logia *NSFNET*.

A Figura 5.7 a seguir apresenta os resultados de NFR para a topologia *USA*.

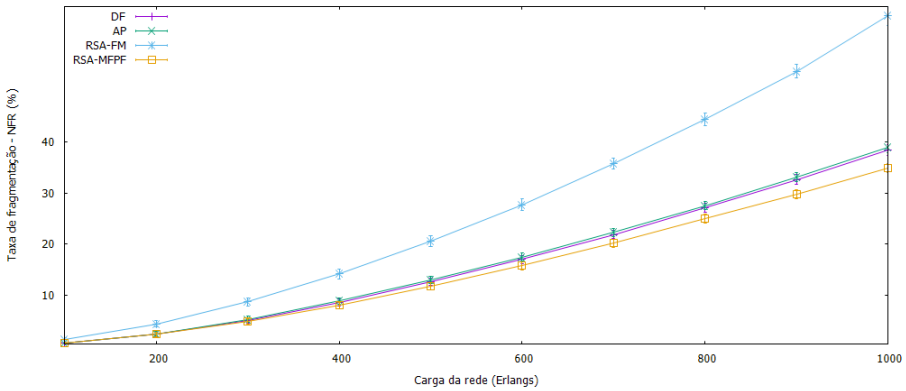


Figura 5.7 Porcentagem da Taxa de Fragmentação da Rede (eixo y) *versus* Carga da Rede (eixo x) na topologia *USA*.

Novamente observa-se que apenas o algoritmo RSA-MFPF obteve melhor desempenho que os demais algoritmos da literatura, DF e AP. Para a topologia *USA*, entretanto, o algoritmo RSA-MF obteve desempenho quase 2 vezes pior que os demais, alcançando NFR de quase 70%, ou seja, ao final das simulações cerca de 70% da rede era composta por pequenos fragmentos de espectro não contíguos. O algoritmo RSA-MFPF alcançou mais uma vez o melhor desempenho entre os algoritmos comparados, com NFR cerca de 5% a menos. Os resultados mostram que mesmo em uma topologia com uma grande quantidade de nós e arestas como a *USA*, ao considerar a métrica de NFR a escolha do caminho mais fragmentado também se mostra bastante vantajosa, seja em comparação com as heurísticas que consideram os caminhos menos fragmentados ou com a heurística que considera uma maior quantidade de caminhos candidatos.

A Figura 5.8 apresenta, por fim, os resultados referentes a NFR na topologia em Anel

(*Ring*).

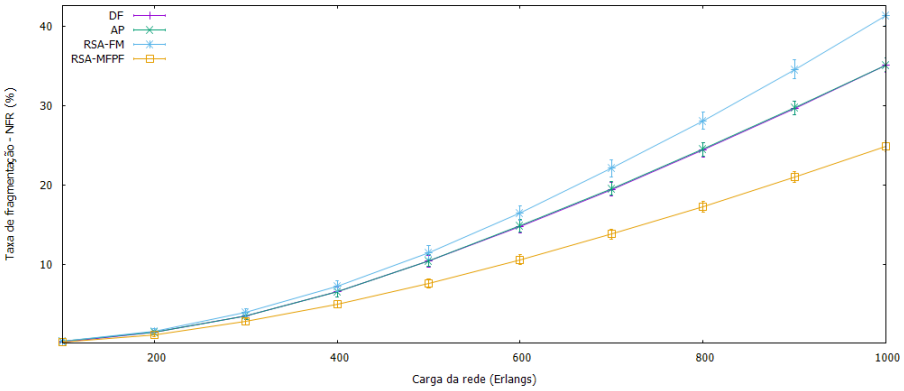


Figura 5.8 Porcentagem da Taxa de Fragmentação da Rede (eixo y) *versus* Carga da Rede (eixo x) na topologia *Ring*.

Nota-se que os resultados apresentados nas outras topologias também se repetiram na topologia em Anel. O algoritmo RSA-MF novamente apresentou desempenho inferior aos demais algoritmos da literatura, com NFR um pouco maiores que 40%, por se tratar de uma topologia pequena. O algoritmo RSA-MFPF obteve valores de NFR cerca de 10% menores que os apresentados pelos algoritmo DF e AP, que obtiveram resultados bastante similares. A boa performance do algoritmo RSA-MFPF na topologia *Ring* mostra que a heurística proposta é extremamente eficiente no que tange a diminuição do espectro fragmentado, independentemente do tamanho da rede.

O desempenho do algoritmo RSA-MFPF é superior nas três topologias testadas, confirmando a ideia proposta de que escolher o caminho mais fragmentado nunca irá produzir um resultado pior em relação a fragmentação geral da rede do que se um caminho alternativo menos fragmentado for usado. Logo, observa-se claramente que sua performance com relação à fragmentação de espectro da rede o torna a melhor alternativa dentre todos algoritmos considerados.

5.3.3 Resultados para o Tempo de Execução dos algoritmos

A terceira métrica calculada a partir dos resultados obtidos nas simulações foi o tempo de execução dos algoritmos. Esta métrica, assim como as demais, também foi calculada em função da carga da rede, em Erlangs, que aumentava em 100 unidades a cada iteração realizada na simulação. Como os algoritmos MSP, SCPVS e P-KSP não examinam o estado do espectro para determinar a rota mais indicada para cada requisição, o tempo de execução dos mesmos foi muito inferior aos demais, justamente por não realizar a análise do estado do espectro. Por este motivo eles não foram considerados para a demonstração dos resultados desta métrica. Os resultados de tempo de execução para a topologia *NSFNET* pode ser observado na Tabela 5.1 abaixo.

Pode-se observar que o algoritmo RSA-MF obteve o pior desempenho entre os demais. Este desempenho é facilmente explicado pelo fato de que o algoritmo RSA-MF possui um

Tabela 5.1 Tempo de execução em função da Carga da Rede (Erlangs) na topologia *NSFNET*.

Carga da rede (Erlangs)	Tempo de execução (segundos)			
	DF	AP	RSA-MF	RSA-MFPF
100	186.1708	211.3586	254.2151	174.7375
200	192.4511	202.5516	266.6684	185.3178
300	198.7487	196.498	267.8083	189.5641
400	203.1123	192.9091	268.9052	192.1364
500	202.3362	189.1537	270.2354	194.0993
600	201.0129	186.5007	271.8979	195.12
700	200.5611	187.32	272.5884	192.7373
800	201.9884	203.8227	271.7762	195.1948
900	179.4334	202.1278	271.3154	190.6235
1000	172.5744	275.752	273.7857	189.5979

número maior de caminhos candidatos, ou seja, são realizados mais cálculos que nos demais algoritmos, aumentando consideravelmente o seu tempo de execução. Já entre os demais algoritmos comparados, o algoritmo RSA-MFPF obteve melhor desempenho para a maioria das cargas, com execuções menores que 200 segundos em cada simulação, tornando-o, se considerarmos também o desempenho do mesmo para as outras duas métricas, a opção mais vantajosa entre todas para a topologia *NSFNET*.

A seguir, na Tabela 5.2 temos os resultados de tempo de execução para a topologia *USA*.

Tabela 5.2 Tempo de execução em função da Carga da Rede (Erlangs) na topologia *USA*.

Carga da rede (Erlangs)	Tempo de execução (segundos)			
	DF	AP	RSA-MF	RSA-MFPF
100	3.027299986	3.03055113	4.936715169	3.037994718
200	3.015877577	3.029201106	4.900471462	3.019239438
300	2.986535842	3.001515223	4.851558469	2.994394356
400	2.95978467	2.963421733	4.826352696	2.964996948
500	2.941930384	2.941863595	4.790934369	2.951422181
600	2.926185239	2.934574353	4.758271661	2.926111215
700	2.916526723	2.907463195	4.730825911	2.907123612
800	2.885421446	2.896113581	4.695593577	2.902129974
900	2.884103833	2.895112986	4.693117415	2.89327767
1000	2.864921203	2.876673278	4.654981353	2.869134746

Novamente, o desempenho do algoritmo RSA-MF é o pior entre todos os algoritmos comparados. A heurística utilizada por este algoritmo, apesar de obter bons resultados para a probabilidade de bloqueio, acaba tornando-o completamente ineficiente quando o fator tempo é levado em consideração. Os demais algoritmos, entretanto, apresentaram desempenho bastante similar e muito superior ao desempenho obtido pelo algoritmo RSA-MF. Mais uma vez o algoritmo RSA-MFPF obteve melhor desempenho com execuções entre 380 e 406 segundos por simulação.

Por fim, temos os resultados de tempo de execução para a topologia em Anel (*Ring*) apresentados na Tabela 5.3.

Tabela 5.3 Tempo de execução em função da Carga da Rede (Erlangs) na topologia *Ring*.

Carga da rede (Erlangs)	Tempo de execução (segundos)			
	DF	AP	RSA-MF	RSA-MFPF
100	116.8001	159.8924	125.5151	102.117
200	128.583	159.0618	146.2541	120.978
300	134.3081	151.3388	156.7247	130.0728
400	135.9032	148.1002	157.1488	134.4612
500	136.6776	144.5308	159.7176	134.355
600	133.5299	142.9025	159.7965	132.8164
700	131.8052	141.9688	160.7713	132.5178
800	132.3789	138.9566	160.6854	131.0926
900	130.2731	137.7398	161.9491	130.9138
1000	129.1073	137.101	165.427	129.1865

Outra vez o algoritmo RSA-MF apresenta o pior desempenho, porém desta vez de forma menos destoante. Os resultados dos demais algoritmos, por sua vez, não foram tão similares como na topologia *USA*. O melhor desempenho foi outra vez do algoritmo RSA-MFPF, que conseguiu, ao longo de todas as simulações, os menores tempos de execução, não ultrapassando mais que 135 segundos por simulação.

Através da análise dos resultados obtidos pelos algoritmos para as três topologias é possível inferir que a heurística utilizada pelo algoritmo RSA-MFPF, além de garantir um desempenho consideravelmente superior para as outras métricas, não diminuiu sua eficiência no tocante ao tempo de execução durante as simulações. Os resultados apresentados pelo algoritmo RSA-MFPF para a métrica em questão reforçam definitivamente a sua eficácia na diminuição do espectro fragmentado sob execuções em intervalos de tempo completamente aceitáveis.

5.3.4 Tamanho médio dos caminhos aceitos

Além das três métricas apresentadas nas seções anteriores, achou-se necessária a análise da quantidade de saltos dos caminhos aceitos, a fim de avaliar de que forma o tamanho dos caminhos poderia influenciar nos resultados apresentados pelos algoritmos de RSA considerados. Como esta métrica não é influenciada pelo estado do espectro, foram considerados os resultados de todos os algoritmos apresentados nesta dissertação.

As Figuras 5.9 e 5.10 mostram a média de número de saltos dos caminhos estabelecidos nas topologias *NSFNET* e *USA*.

Como pode ser visto, o algoritmo RSA-MF apresenta o maior valor de número médio de saltos. Isto se deve ao fato da heurística utilizada pelo algoritmo RSA-MF adotar um tamanho máximo para os caminhos, dado pelo maior caminho entre os menores caminhos da rede. Outro destaque é para o tamanho médio dos caminhos estabelecidos pelo algoritmo MSP. Como foi descrito nos capítulos anteriores, o algoritmo MSP considera a distância entre os nós e não a quantidade de saltos, como no algoritmo do Menor Caminho original, ou seja, nem sempre os caminhos escolhidos serão realmente os menores caminhos. Os demais algoritmos obtiveram resultados bastante parecidos, visto que utilizam a mesma heurística ao computar os caminhos candidatos, evidenciando que o tamanho

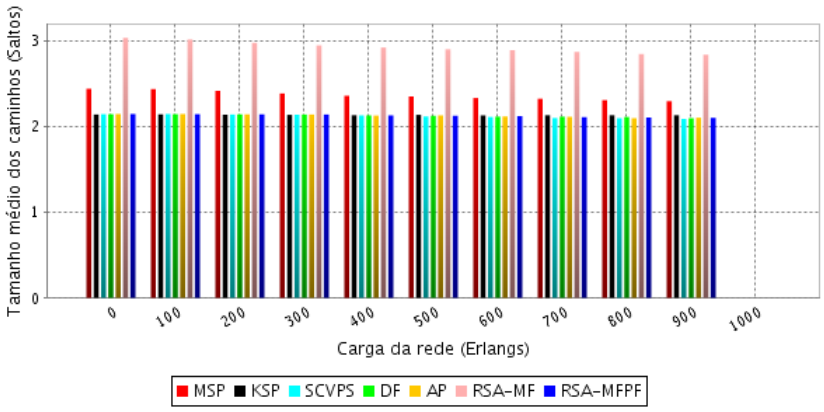


Figura 5.9 Número médio de saltos dos caminhos ópticos alocados na topologia *NSFNET*.

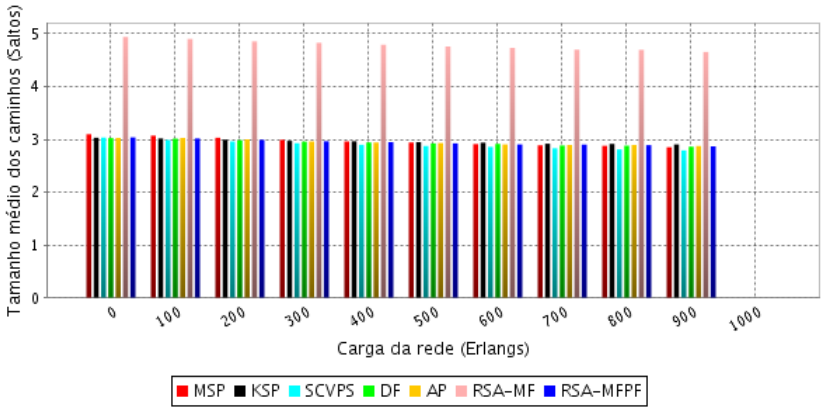


Figura 5.10 Número médio de saltos dos caminhos ópticos alocados na topologia *Usa*.

do caminho não é um fator determinante nos valores de BBP, NFR e tempo de execução.

Já a Figura 5.11 traz os resultados da média de número de saltos dos caminhos estabelecidos na topologia em Anel (*Ring*)

As simulações na topologia em Anel trouxeram um resultado diferente para o algoritmo RSA-MF por causa da heurística utilizada pelo mesmo ao computar os caminhos candidatos. Como foi visto no capitulo anterior, o algoritmo RSA-MF considera apenas os caminhos simples, ou seja, sem nós repetidos. Por conta disso, em uma topologia em Anel, a quantidade de caminhos simples é bem mais reduzida do que nas demais topologias, explicando o fato de que para algumas cargas foram alocados caminhos com tamanhos menores do que a média dos demais algoritmos. Para os outros algoritmos comparados o número médio de saltos novamente foi bastante similar, evidenciando que esta métrica não impacta nos valores apresentados para as outras métricas consideradas.

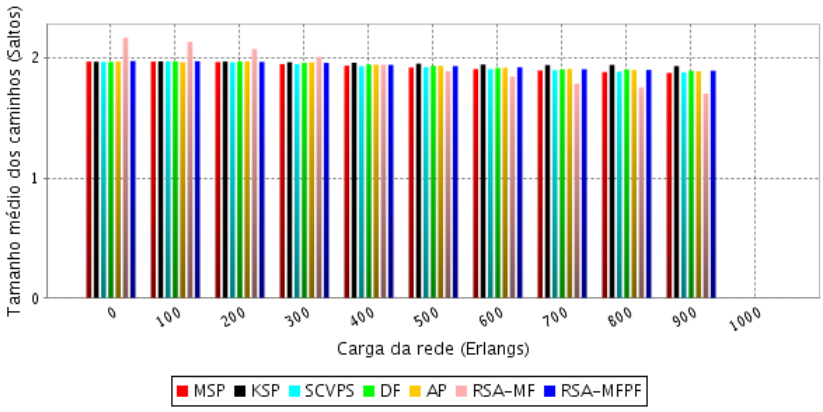


Figura 5.11 Número médio de saltos dos caminhos ópticos alocados na topologia *Ring*.

5.4 RESUMO CONCLUSIVO

Neste capítulo foram apresentados os resultados obtidos através de simulações realizadas em um simulador para redes ópticas elásticas implementado unicamente para este trabalho. Os resultados gerados foram organizados tendo como as seguintes métricas: taxa de probabilidade de bloqueio, taxa de fragmentação, tempo de execução e tamanho médio de saltos dos caminhos ópticos alocados. Pela análise dos dados obtidos verificou-se que o algoritmo RSA-MFPF, proposto neste trabalho, obteve resultados significativamente melhores do que os demais algoritmos para as métricas BBP, NFR e tempo de execução, mostrando-se o algoritmo mais eficaz entre todos os algoritmos comparados.

Capítulo

6

O capítulo descreve as principais conclusões obtidas através da análise dos resultados apresentados no Capítulo 5. São abordadas todas as etapas realizadas, as conclusões obtidas através da observação do comportamento de cada etapa e propostas de trabalhos futuros.

CONCLUSÃO E TRABALHOS FUTUROS

Esta dissertação apresentou algoritmos de roteamento e atribuição de espectro inéditos para o problema de roteamento e atribuição de espectro aliado ao problema de fragmentação de espectro em redes de caminhos ópticos elásticos buscando propor soluções mais eficazes para os dois problemas supracitados.

No Capítulo 2 foi apresentado um estudo acerca das redes ópticas elásticas, as redes ópticas WDM e o problema de RWA. As redes ópticas elásticas foram abordadas de maneira mais detalhada, onde foram apresentadas suas vantagens, arquitetura e conceitos importantes como modulação, formatos de modulação e banda de guarda. Este estudo apresentado no Capítulo 2 serviu como base para o entendimento dos demais capítulos desta dissertação.

No Capítulo 3 foram apresentados dois problemas importantes no âmbito das redes ópticas elásticas: Roteamento e Atribuição de Espectro e fragmentação de espectro, onde foram descritos os conceitos de cada problema. Além disso, trabalhos relacionados que propuseram heurísticas para solucionar estes dois problemas também foram apresentados. Os algoritmos MSP, SCPVS, P-KSP, DF e AP foram abordados com maiores detalhes, principalmente o funcionamento de cada um, visto que os mesmos foram utilizados em comparações com os algoritmos propostos nesta dissertação. Também foram descritos outros trabalhos relacionados, porém apenas para mostrar outras formas que tem sido utilizadas na tentativa de solucionar os problemas de RSA e fragmentação.

No Capítulo 4 foram apresentados dois algoritmos cientes de fragmentação em redes ópticas elásticas, onde um grafo não direcionado foi empregado para representar a rede na computação de rotas. Cada algoritmo utilizou funções de custo que consideram métricas de fragmentação no espectro dos enlaces para escolher o melhor caminho visando, ao final das simulações, minimizar a porção de espectro fragmentado. O primeiro algoritmo, RSA-MF, considera o caminho menos fragmentado entre todos os caminhos simples existentes para uma determinada requisição. O segundo algoritmo, RSA-MFPF, prioriza a escolha

do caminho mais fragmentado entre os menores caminhos existentes para cada requisição que chegasse na rede.

No Capítulo 5 foram apresentados e analisados os resultados das simulações realizadas através de um simulador para redes ópticas elásticas, implementado na linguagem *Python* exclusivamente para este trabalho. A heurística utilizada pelo algoritmo RSA-MFPF apresentou melhores resultados em todas as métricas consideradas, mostrando que é possível aumentar a qualidade de serviço reduzindo a BP e a NFR em quase 50% e 5%, respectivamente, quando comparada com algoritmos presentes na literatura. Além disso, o RSA-MFPF mostrou-se o mais eficiente entre todos os algoritmos cientes de fragmentação comparados (DF, AP e RSA-MF), visto que o mesmo obteve os menores tempos de execução.

Como trabalhos futuros, iremos levar em consideração diferentes métricas para avaliar a importância relativa de enlaces na rede, a influência das restrições da camada física da rede, o desenvolvimento de políticas de alocação de espectro mais eficientes e integração com redes de acesso. Outras propostas futuras envolvem explorar as facilidades providas pelas redes definidas por *software* a fim de elaborar um mecanismo de rede óptica elástica com multiplexação por divisão de espaços.

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

BASS, M. et al. *Fiber Optics Handbook: fiber, devices, and systems for optical communications*. [S.l.]: Optical Society of America., 2002.

CAI, A. et al. Multicast routing and distance-adaptive spectrum allocation in elastic optical networks with shared protection. *Journal of Lightwave Technology*, IEEE, v. 34, n. 17, p. 4076–4088, 2016.

CHEN, X.; ZHONG, Y.; JUKAN, A. Multipath routing in elastic optical networks with distance-adaptive modulation formats. *in the Proceedings of IEEE ICC'2013, Budapest, Hungary*, jun. 2013.

CHRISTODOULOPOULOS, K.; TOMKOS, I.; VARVARIGOS, E. Routing and spectrum allocation in OFDM-based optical networks with elastic bandwidth allocation. *in 2010 IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, p. 1–6, dez. 2010.

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

CHRISTODOULOPOULOS, K.; TOMKOS, I.; VARVARIGOS, E. Time-varying spectrum allocation policies and blocking analysis in flexible optical networks. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, IEEE, v. 31, n. 1, p. 13–25, 2013.

COMELLAS, J.; CALZADA, X.; JUNYENT, G. Efficient spectrum assignment in elastic optical networks. In: IEEE. *Transparent Optical Networks (ICTON), 2016 18th International Conference on*. [S.l.], 2016. p. 1–4.

DAHLFORT, S. et al. Split spectrum approach to elastic optical networking. *in 38th European Conference and Exposition on Optical Communications, p. Tu.3.D.4*, 2012.

DIJKSTRA, E. W. A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische mathematik*, Springer, v. 1, n. 1, p. 269–271, 1959.

DURÃES, G. et al. Roteamento adaptativo de menor caminho para redes ópticas translúcidas. *Anais do 30º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores (SBRC)*, p. 1–14, 2012.

FONSECA, I. E. da et al. Uma abordagem para aprovisionamento e diferenciação de QoS óptico na presença de FWM em redes ópticas transparentes. Campinas, SP, 2005.

FRENZEL, L. *Understanding Modern Digital Modulation Techniques*. 2012. `http://electronicdesign.com/communications`. Accessed on 23 May 2016.

GARRIDO, D. et al. Routing, code, modulation level and spectrum assignment (rcmlsa) algorithm for elastic optical networks. In: IEEE. *Transparent Optical Networks (ICTON), 2016 18th International Conference on*. [S.l.], 2016. p. 1–4.

GERSTEL, O. et al. Elastic optical networking: a new dawn for the optical layer? *IEEE Communications Magazine*, v. 50, n. 2, 2012.

GUO, H.; SHEN, G.; BOSE, S. K. Routing and spectrum assignment for dual failure path protected elastic optical networks. *IEEE Access*, IEEE, v. 4, p. 5143–5160, 2016.

HUANG, T.; LI, B. A genetic algorithm using priority-based encoding for routing and spectrum assignment in elastic optical network. In: IEEE. *Intelligent Computation Technology and Automation (ICICTA), 2014 7th International Conference on*. [S.l.], 2014. p. 5–11.

INSTRUMENTS, N. *OFDM and Multi-Channel Communication Systems*. 2014. `http://www.ni.com/white-paper/3740/en/#top`. Accessed on 27 May 2016.

JINNO, M. et al. Spectrum-efficient and scalable elastic optical path network: Architecture, benefits and enabling technologies. *Communications Magazine, IEEE*, v. 47, n. 11, 2009.

JINNO, M. et al. Distance-adaptive spectrum resource allocation in spectrum-sliced elastic optical path network. *IEEE Communications Magazine*, v. 48, n. 8, p. 138–145, ago. 2010.

JINNO, M.; TAKARA, H.; KOZICKI, B. Concept and enabling technologies of spectrum-sliced elastic optical path network (slice). Proc. Communications and Photonics Conference and Exhibition (ACP), Paper FO2, nov. 2009.

JINNO, M.; TAKARA, H.; SONE, Y. Elastic optical path networking: Enhancing network capacity and disaster survivability toward 1 tbps era. *in 16th OptoeElectronics and Communications Conference (OECC)*, 2011.

JU, W. et al. Dynamic adaptive spectrum defragmentation scheme in elastic optical path networks. *in 17th Opto-Electronics and Communications Conference (OECC)*, 2012.

KLINKOWSKI, M.; WALKOWIAK, K.; JAWORSKI, M. Off-line algorithms for routing, modulation level, and spectrum assignment in elastic optical networks. In: IEEE. *Transparent Optical Networks (ICTON), 2011 13th International Conference on*. [S.l.], 2011. p. 1–6.

LAYEC, P. et al. Elastic optical networks: The global evolution to software configurable optical networks. *Bell Labs Technical Journal*, Wiley Online Library, v. 18, n. 3, p. 133–151, 2013.

LI, Y. et al. Demonstration of multi-domain spectrum defragmentation with minimum controller-participation degree in elastic optical networks. In: IEEE. *2016 International Conference on Computing, Networking and Communications (ICNC)*. [S.l.], 2016. p. 1–5.

LIU, H.; ZHOU, B.; CHEN, Y. Spectrum allocation based on spectrum integration and re-routing for elastic optical networks. *IET Optoelectronics*, IET, 2016.

MOREA, A.; RIVAL, O. Advantages of elasticity versus fixed data-rate schemes for restorable optical networks. In: *36th European Conference and Exhibition on Optical Communication*. [S.l.: s.n.], 2010.

MOREA, A.; RIVAL, O. Efficiency gain from elastic optical networks. In: INTERNATIONAL SOCIETY FOR OPTICS AND PHOTONICS. *SPIE/OSA/IEEE Asia Communications and Photonics*. [S.l.], 2011. p. 83091P–83091P.

MOREA, A. et al. Datarate adaptation for night-time energy savings in core networks. *Journal of Lightwave Technology*, IEEE, v. 31, n. 5, p. 779–785, 2013.

MOREA, A.; RIVAL, O.; CHONG, A. F. Impact of transparent network constraints on capacity gain of elastic channel spacing. In: OPTICAL SOCIETY OF AMERICA. *Optical Fiber Communication Conference*. [S.l.], 2011. p. JWA062.

MOURA, P. M.; FONSECA, N. L. D.; SCARAFICCI, R. A. Fragmentation aware routing and spectrum assignment algorithm. In: IEEE. *Communications (ICC), 2014 IEEE International Conference on*. [S.l.], 2014. p. 1137–1142.

MUKHERJEE, B. Wdm optical communication networks: progress and challenges. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, IEEE, v. 18, n. 10, p. 1810–1824, 2000.

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

NAG, A.; TORNATORE, M.; MUKHERJEE, B. Optical network design with mixed line rates and multiple modulation formats. *Lightwave Technology, Journal of*, IEEE, v. 28, n. 4, p. 466–475, 2010.

NEE, R. v.; PRASAD, R. *OFDM for wireless multimedia communications*. [S.l.]: Artech House, Inc., 2000.

OU, Y. et al. Online and offline virtualization of optical transceiver. *Journal of Optical Communications and Networking*, Optical Society of America, v. 7, n. 8, p. 748–760, 2015.

PHILIP, N. J.; ANKITKUMAR, N. P. Flexible wavelength division multiplexing (FWDM) networks. In: *Optical Communications and Networks (ICOCN 2011), 10th International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 1–2.

PINHEIRO, J. M. S. *Multiplexação Ortogonal por Divisão de Frequência*. 2005. `http://www.projetoderedes.com.br/artigos/artigo_multiplexacao_ortogonal_por_divisao_de_frequencia.php`. Accessed on 27 May 2016.

PINTO, J.; MACHADO, C. DWDM em redes metropolitanas. *Nota Técnica do CBPF–NT001/02. Rio de Janeiro, Brasil*, 2002.

RIVAL, O.; MOREA, A. Elastic optical networks with 25–100g format-versatile wdm transmission systems. In: *OECC 2010 Technical Digest*. [S.l.: s.n.], 2010.

RIVAL, O.; VILLARES, G.; MOREA, A. Impact of inter-channel nonlinearities on the planning of 25–100 gb/s elastic optical networks. *Journal of Lightwave Technology*, IEEE, v. 29, n. 9, p. 1326–1334, 2011.

ROSA, A. et al. Spectrum allocation policy modeling for elastic optical networks. *9th International Conference on High Capacity Optical Networks and Enabling Technologies (HONET)*, 2012.

SHAKYA, S.; CAO, X. Spectral defragmentation in elastic optical path networks using independent sets. *in Optical Fiber Communication Conference and Exposition and the National Fiber Optic Engineers Conference (OFC/NFOEC)*, 2013.

SHEN, J.; CHEN, J.; SUN, Y. Fragmentation aware routing and spectrum assignment algorithm for elastic optical networks. In: IEEE. *TENCON 2015-2015 IEEE Region 10 Conference*. [S.l.], 2015. p. 1–4.

SHIRAZIPOURAZAD, S.; DERAKHSHANDEH, Z.; SEN, A. Analysis of on-line routing and spectrum allocation in spectrum-sliced optical networks. *in International Conference on Communications*, 2013.

SOARES, A. Desafios das próximas gerações de redes Ópticas de transporte. 2013.

SONE, Y. et al. Bandwidth squeezed restoration in spectrum-sliced elastic optical path networks (slice). *J. Optical Communications and Networking*, v. 3, n. 3, p. 223–233, 2011.

STIAKOGIANNAKIS, I. et al. Dynamic cooperative spectrum sharing and defragmentation for elastic optical networks. *Journal of Optical Communications and Networking*, Optical Society of America, v. 6, n. 3, p. 259–269, 2014.

TAKAGI, T. et al. Disruption minimized spectrum defragmentation in elastic optical path networks that adopt distance adaptive modulation. *in 37th European Conference and Exposition on Optical Communications (ECOC)*, 2011.

TELECOM, I. Standardization sector of itu,“. *Video coding for low bitrate communication,” Draft ITU-T Recommendation H*, v. 263, 1996.

WAN, X. et al. Dynamic routing and spectrum assignment in flexible optical path networks. In: OPTICAL SOCIETY OF AMERICA. *National Fiber Optic Engineers Conference*. [S.l.], 2011. p. JWA055.

WANG, R.; MUKHERJEE, B. Provisioning in elastic optical networks with non-disruptive defragmentation in optical network design and modeling (ONDM). *2013 17th International Conference on*, p. 223–228, 2013.

WILSON, P. R. et al. Dynamic storage allocation: A survey and critical review. *in Proccedings of the International Workshop on Memory Management, ser. IWMM'95. London, UK, UK: Springer-Verlag*, p. 1–116, 1995.

YAMAMOTO, S. et al. Hitless spectrum defragmentation in flexible grid optical network using maximum ratio combining in wavelength diversity transmission. In: IEEE. *Opto-Electronics and Communications Conference (OECC), 2015*. [S.l.], 2015. p. 1–3.

YEN, J. Y. An algorithm for finding shortest routes from all source nodes to a given destination in general networks. *Quarterly of Applied Mathematics*, v. 27, n. 4, p. 526–530, 1970.

YIN, Y. et al. Fragmentation-aware routing, modulation and spectrum assignment algorithms in elastic optical networks. *in Optical Fiber Communication Conference, Anaheim, California United States, March 17-21*, 2013.

ZHANG, G. et al. A survey on OFDM-based elastic core optical networking. *in Communications Surveys Tutorials, IEEE*, v. 15, n. 1, 2013.

ZHANG, J. et al. Energy-efficient traffic grooming in sliceable-transponder-equipped ip-over-elastic optical networks [invited]. *Journal of Optical Communications and Networking*, Optical Society of America, v. 7, n. 1, p. A142–A152, 2015.

ZHANG, M. et al. Bandwidth defragmentation in dynamic elastic optical networks with minimum traffic disruptions. *in the Proceedings of IEEE ICC'2013, Budapest, Hungary*, Budapest, jun. 2013.

ZHANG, M.; YOU, C.; ZHU, Z. On the parallelization of spectrum defragmentation reconfigurations in elastic optical networks. IEEE, 2015.