

UNIVERSIDADE FEDERAL DA PARAÍBA  
CENTRO DE INFORMÁTICA  
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM INFORMÁTICA

O USO DE METAHEURÍSTICAS  
APLICADAS AO PROBLEMA DE ALOCAÇÃO  
DE ESPECTRO E ROTA EM REDES  
ÓPTICAS ELÁSTICAS

RENÊ PEREIRA DE GUSMÃO

JOÃO PESSOA - PB  
JULHO, 2014

UNIVERSIDADE FEDERAL DA PARAÍBA  
CENTRO DE INFORMÁTICA  
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM INFORMÁTICA

**O USO DE METAHEURÍSTICAS APLICADAS AO  
PROBLEMA DE ALOCAÇÃO DE ESPECTRO E ROTA  
EM REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS**

**RENÊ PEREIRA DE GUSMÃO**

JOÃO PESSOA - PB  
JULHO, 2014

**RENÊ PEREIRA DE GUSMÃO**

**O USO METAHEURÍSTICAS APLICADAS AO  
PROBLEMA DE ALOCAÇÃO DE ESPECTRO E ROTA  
EM REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS**

DISSERTAÇÃO APRESENTADA AO CENTRO DE INFORMÁTICA DA  
UNIVERSIDADE FEDERAL DA PARAÍBA, COMO REQUISITO PARCIAL  
PARA OBTENÇÃO DO TÍTULO DE MESTRE EM INFORMÁTICA  
(SISTEMAS DE COMPUTAÇÃO).

Orientador: Prof. Dr. Lucídio dos Anjos Formiga Cabral  
Co-Orientador: Prof. Dr. Iguatemi Eduardo da Fônseca

JOÃO PESSOA - PB  
JULHO, 2014

## **AGRADECIMENTOS**

Agradeço primeiramente a Deus por tudo que ele tem proporcionado em minha vida.

A minha esposa, Cleonides, pelo seu amor, compreensão, apoio, companheirismo e dedicação demonstrados desde o primeiro momento em que nossas vidas se encontraram.

Aos meus pais por tudo que já fizeram por mim e pela constante torcida e apoio.

Aos meus orientadores Lucídio e Iguatemi, pessoas maravilhosas e excelentes profissionais que sempre demonstraram muita amizade, compreensão e atenção. Tenho certeza que encontrei dois amigos para o resto da vida.

Por fim, agradeço a todos que me ajudaram nesta caminhada.

## RESUMO

Neste trabalho foi estudado o problema de roteamento e alocação de rota (RSA) em redes ópticas elásticas. Este é um problema similar ao problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda, este último sendo característico em redes ópticas roteadas em comprimentos de onda. O problema RSA tem como objetivo atribuir a menor quantidade de recursos de uma rede óptica elástica de tal forma que consiga atender ao máximo número de demandas definidas na matriz de tráfego cliente. Além do estudo sobre o problema, neste trabalho foram implementadas duas metaheurísticas, sendo elas o Iterated Local Search (ILS) e o Greedy Randomized Adaptive Search Procedure (GRASP), as quais utilizam os modelos matemáticos SSA e LP-CA na fase de busca local. Para implementar os modelos matemáticos e metaheurísticas, foi utilizada a IDE IBM iLOG CPLEX. Os resultados obtidos são apresentados através de gráficos, os quais demonstraram que as metaheurísticas conseguiram ser eficientes e competitivas, apresentando soluções de boa qualidade em um tempo computacional aceitável e até menor que os resultados apresentados pelos modelos exatos. Por fim, este texto apresenta uma discussão sobre os diferenciais e limitações deste trabalho, e apresenta direcionamentos para trabalhos futuros neste campo de estudo.

**PALAVRAS CHAVE. Problema RSA, Metaheurísticas, Redes Ópticas Elásticas.**

## **ABSTRACT**

In this work the problem of routing and route allocation (RSA) for elastic optical networks has been studied. This is similar to the problem of routing and wavelength allocation problem, the latter being characteristic routed optical networks in wavelengths. The problem RSA aims to allocate the least amount of resources to elastic optical network so it can cater to the maximum number of demands set out in customer traffic matrix. Besides the study of the problem, in this paper, two metaheuristics were implemented, which were the Iterated Local Search (ILS) and the Greedy Randomized Adaptive Search Procedure (GRASP), which use SSA and LP-CA mathematical models in the local search phase. To implement metaheuristics and mathematical models, we used IBM ILOG CPLEX IDE. The results are presented in graphs, which showed that metaheuristics able to be efficient and competitive, with good quality solutions in an acceptable and even lower than the results presented by accurate modeling computational time. Finally, this paper presents a discussion of the advantages and limitations of this study, and presents directions for future work in this field of study.

**KEYWORDS. RSA Problem, Metaheuristics, Elastic Optical Networks.**

## LISTA DE FIGURAS

Figura 1.1: Alocação de recursos em redes ópticas WDM e elásticas.....	2
Figura 1.2: Alocação de espectro ilustrada como um vetor de slots constantes.....	3
Figura 1.3: Exemplo de utilização de um link em redes ópticas elásticas.....	3
Figura 2.1: Multiplexação TDM.....	9
Figura 2.2: Multiplexação WDM.....	9
Figura 2.3: Rede WDM.....	10
Figura 2.4: Comparação do espectro em redes WDM e redes elásticas com OFDM.....	12
Figura 2.5: Taxas de dados elásticas em função do número de portadoras alocadas.....	13
Figura 2.6: Exemplo de roteamento e alocação em uma rede elástica.....	15
Figura 3.1: Exemplo de alocação.....	20
Figura 3.2: Atribuição de canais para as demandas.....	23
Figura 4.1: Algoritmo ILS.....	25
Figura 4.2: Funcionamento de uma perturbação.....	25
Figura 4.3: Algoritmo da perturbação dos caminhos mais longos.....	27
Figura 4.4: Algoritmo da perturbação dos caminhos mais curtos.....	28
Figura 4.5 – Algoritmo da perturbação das demandas aleatórias.....	28
Figura 4.6: Algoritmo da perturbação dos enlaces mais congestionados.....	29
Figura 4.7: Algoritmo GRASP.....	30
Figura 4.8: Algoritmo da Construção Aleatória Gulosa.....	32
Figura 5.1: Topologias (a) ABILENE, (b) RNP, (c) ARPANET e (d) ESPANHA.....	34
Figura 5.2: Resultados ILS-SSA para k=1 e RNP.....	37
Figura 5.3: Resultados ILS-SSA para k=2 e RNP.....	37
Figura 5.4: Resultados ILS-SSA para k=3 e RNP.....	38
Figura 5.5: Resultados ILS-SSA para k=1 e rede ABILENE.....	38
Figura 5.6: Resultados ILS-SSA para k=2 e rede ABILENE.....	39
Figura 5.7: Resultados ILS-SSA para k=3 e rede ABILENE.....	39

Figura 5.8: Resultados ILS-LP-CA e rede RNP.....	39
Figura 5.9: Resultados ILS-LP-CA e rede ABILENE.....	40
Figura 5.10: Resultados ILS-SSA e rede ARPANET e $k=1$ .....	40
Figura 5.11: Resultados ILS-SSA e rede ARPANET e $k=2$ .....	41
Figura 5.12: Resultados ILS-SSA e rede ARPANET e $k=3$ .....	41
Figura 5.13: Resultados ILS-LP-CA e rede ARPANET.....	41
Figura 5.14: Resultados do ILS-SSA e rede ESPANHA.....	42
Figura 5.15: Resultados do GRASP-SSA e rede RNP 90%.....	43
Figura 5.16: Resultados do GRASP-SSA, rede RNP 94%.....	43
Figura 5.17: Resultados do GRASP-SSA, rede ABILENE 90%.....	44
Figura 5.18: Resultados do GRASP-SSA, rede ABILENE 94%.....	44
Figura 5.19: Resultados do GRASP-SSA e rede ARPANET 90%.....	45
Figura 5.20: Resultados do GRASP-SSA e rede ARPANET 94%.....	45
Figura 5.21: Resultados do GRASP-LP-CA e rede ARPANET.....	46
Figura 5.22: Resultados do GRASP-SSA e rede ESPANHA 94%.....	47
Figura 5.23: Comparativo de tempo para o cenário ESPANHA 100.....	48
Figura 5.24: Comparativo dos valores da função objetivo ESPANHA 100.....	48
Figura 5.25: Comparativo de tempo para o cenário ARPANET 50.....	49
Figura 5.26: Comparativo dos valores da função objetivo ARPANET 50.....	50
Figura 5.27: Comparativo de tempo para o cenário RNP36.....	51
Figura 5.28: Comparativo dos valores da função objetivo RNP 36.....	51
Figura 5.29: Comparativo de tempo para o cenário ABILENE 36.....	52
Figura 5.30: Comparativo dos valores da função objetivo ABILENE 36.....	52

## **LISTA DE TABELAS**

Figura 5.1: Parâmetros utilizados.....36

Figura 5.2: Sumarização dos resultados obtidos.....54

## SIGLAS E ABREVIATURAS

GRASP	<i>Greedy Randomized Adaptive Search Procedure</i>
ILP	<i>Integer Linear Programming</i>
ILS	<i>Iterated Local Search</i>
LP-CA	<i>Link-Path Channel Assignment</i>
OFDM	<i>Orthogonal Frequency Division Multiplexing</i>
RCL	<i>Restrict Candidate List</i>
RSA	<i>Routing and Spectrum Allocation</i>
RWA	<i>Routing and Wavelength Assingment</i>
SLICE	<i>Spectrum-Sliced Elastic Optical Path Network</i>
SSA	<i>Starting Slot Assignment</i>
TDM	<i>Time Division Multiplexing</i>
WDM	<i>Wavelength Division Multiplexing</i>
WRN	<i>Wavelength Routed Networks</i>

# SUMÁRIO

<b>1 Introdução</b>	1
1.1 Motivação.....	2
1.2 Objetivos.....	5
1.2.1 Objetivo Geral.....	5
1.2.2 Objetivo Específico.....	5
1.3 Metodologia.....	5
1.4 Estrutura da Dissertação.....	6
<b>2 Redes Ópticas</b>	7
2.1 Introdução.....	7
2.2 Redes Ópticas WDM.....	9
2.3 Redes Ópticas Elásticas.....	11
<b>3 Formulação do Problema</b>	16
3.1 Descrição do Problema.....	16
3.2 Modelagem ILP do RSA.....	17
3.2.1 Modelo SSA.....	17
3.2.2 Modelo LP-CA.....	21
<b>4 Heurísticas Propostas</b>	24
4.1 <i>Iterated Local Search</i> .....	24
4.1.1 Solução Inicial.....	26
4.1.2 Procedimento de Busca Local.....	26
4.1.3 Procedimento de Perturbação.....	26
4.1.4 Critério de Aceitação.....	29
4.2 <i>Greedy Randomized Adaptive Search Procedure</i> .....	30

<b>5 Resultados obtidos</b>	34
5.1 Cenários e parametrizações.....	34
5.2 Resultados ILS.....	36
5.3 Resultados GRASP.....	42
5.4 Comparações ILS e GRASP.....	47
<b>6 Considerações Finais</b>	53
<b>Referências</b>	57

# Capítulo 1

## Introdução

O crescimento tecnológico que vem acontecendo nas indústrias de telecomunicações e os serviços disponibilizados nas redes de telecomunicações já são considerados características essenciais do mundo moderno para o desenvolvimento da civilização. Anteriormente, as redes de telecomunicações tinham o foco no tráfego de voz, mas atualmente, o tráfego de dados está influenciando de forma significativa o projeto das redes (BEZERRA et.al, 2010).

As demandas por novas tarefas estão crescendo a cada dia e as empresas deste ramo estão necessitando de uma estrutura capaz de atender seus serviços. Dessa forma, a infraestrutura física de cabos ópticos vem ganhando espaço na atualidade. Com novos serviços disponíveis a cada dia nas redes de telecomunicações, a demanda por maior largura de banda é contínua. Esse fato tem motivado a evolução de redes ópticas de alta capacidade (BEZERRA, 2010).

Aplicações emergentes tais como as que usam vídeo sob demanda, TV de alta definição e aplicações de computação nas nuvens aliadas ao crescimento contínuo do tráfego IP contribuem para a necessidade de existência de uma infraestrutura de rede que seja escalável e que seja eficiente em custo (CHRISTODOULOPOULOS et al, 2011).

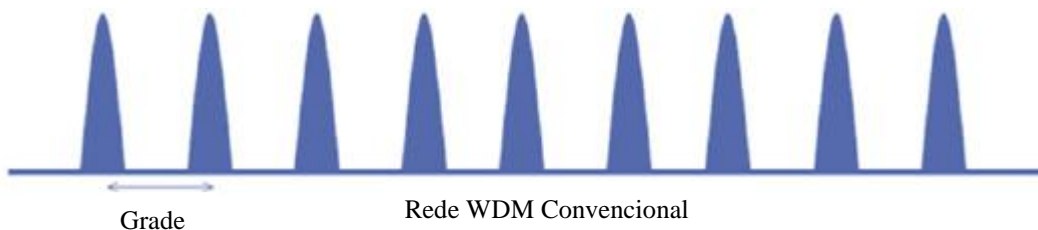
A fibra óptica vem se consolidando como um meio de transmissão notável quando comparado a outros como cobre ou vácuo. Os sistemas de comunicação ópticos têm diversas características de destaque, entre elas estão: a baixa perda de transmissão, alta largura de banda disponível, segurança no sinal, guia de onda dielétrico, pequenos

peso e tamanho, entre outras (NOROUZI et.al, 2011). Diante disso, a próxima seção apresenta a motivação deste trabalho para o estudo das redes ópticas.

## 1.1 Motivação

As redes ópticas WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) utilizam em sua estrutura uma alocação de frequência de tamanho fixo (capacidade) por comprimento de onda. Cada comprimento de onda, em uma rede WDM, é separado de outro comprimento adjacente por uma banda de guarda, a qual é um espectro não utilizado e serve para garantir a qualidade do sinal e a filtragem necessária nos receptores (SANTOS et.al, 2012).

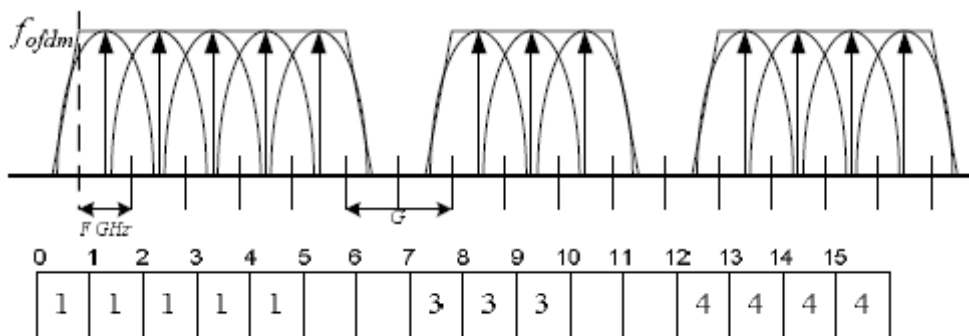
Uma conexão entre dois nós de uma rede óptica WDM requer que sejam definidos caminhos (ou rotas) pelos quais o tráfego será encaminhado e que os recursos necessários para esta conexão sejam alocados. Este processo é conhecido como problema de roteamento e atribuição de comprimentos de onda (RWA – *Routing and Wavelength Assignment*). A abordagem WDM apresenta desvantagens em relação à granularidade e pouca flexibilidade, pois atribui bandas de tamanho fixo e com alta taxa de transmissão por canal (SANTOS et.al, 2012). Neste contexto, surge a arquitetura SLICE (*Spectrum-Sliced Elastic Optical Path Network*) que é baseada no sistema de transmissão OFDM (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing*) (WANG et.al, 2012).





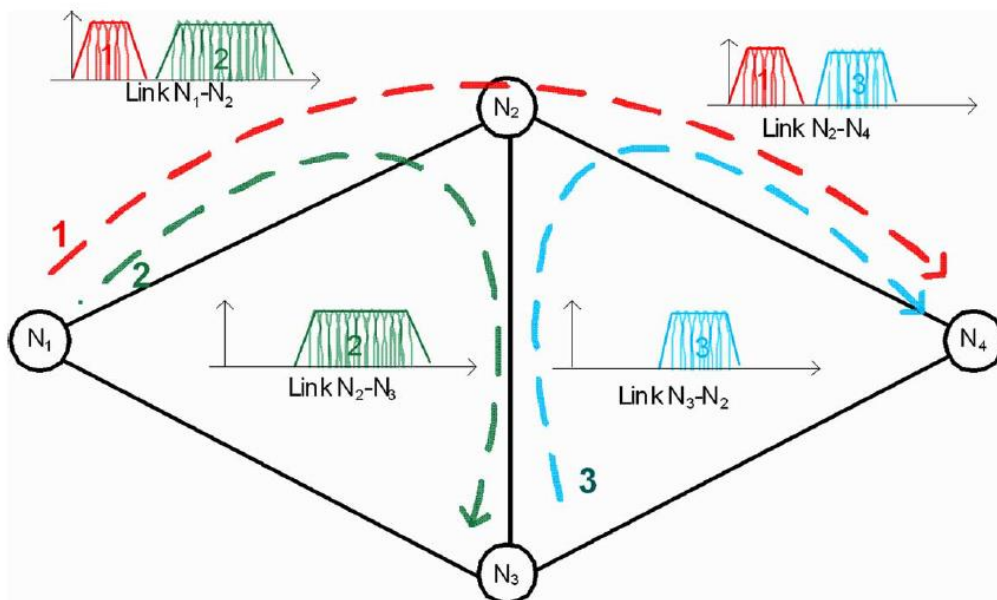
**Figura 1.1** – Alocação de recursos em redes ópticas WDM e elásticas.

Fonte: Adaptado de (VIZCAÍNO, 2012)



**Figura 1.2** – Alocação de espectro ilustrada como um vetor de *slots* constantes.

Fonte: Adaptado de (CHRISTODOULOPOULOS et.al,2012)



**Figura 1.3** – Exemplo de utilização de um *link* em redes ópticas elásticas.

Fonte: Adaptado de (CHRISTODOULOPOULOS et.al, 2012)

A Figura 1.1 apresenta uma comparação da alocação de espectro feita em redes WDM e em redes baseadas em OFDM. Por outro lado, a Figura 1.2 representa a alocação em um vetor de *slots* constantes de espectro para as conexões usando um *link*. Bandas de proteção (*guardbands*), cada uma consistindo de  $G$  sub-portadoras, separam as demandas alocadas para que elas possam ser roteadas e recebidas com qualidade de sinal aceitável. Por último, a Figura 1.3 exemplifica a utilização de um *link* em redes ópticas flexíveis.

Nas redes SLICE, a alocação da banda se torna mais flexível usando a modulação OFDM. No domínio da frequência uma sub-portadora representa vários GHz, e a sua capacidade é da ordem de Gbps. Quando um nó precisa alocar sua demanda de tráfego e esta é menor do que a capacidade do comprimento de onda disponível, a modulação OFDM é usada para distribuir os dados em várias sub-portadoras de baixa transmissão de dados e alocar apenas a quantidade exata de sub-portadoras para a demanda, e as demais podem ser alocadas para outra conexão. Dessa forma, evita-se desperdício de espectro óptico (CHRISTODOULOPOULOS et.al, 2011).

A arquitetura SLICE propõe um método mais flexível de alocação de espectro para redes ópticas WDM. Este método mostra que uma alocação de espectro com espaçamentos diferentes entre os canais é mais eficiente que o método tradicional (WANG et.al, 2011). Similarmente ao problema RWA em redes WDM, em redes SLICE surge o problema RSA (*Routing and Spectrum Allocation*). O problema RSA possui duas versões: *off-line* (que será abordada neste trabalho) e dinâmica. Na versão *off-line*, a matriz de tráfego é previamente conhecida e, por isso, é um dado de entrada. Por outro lado, na versão dinâmica a matriz de tráfego varia de acordo com o tempo.

No RSA, cada demanda de tráfego precisa de quantidade de espectro a ser alocado (ou sub-portadoras). O RSA ainda apresenta duas restrições adicionais em relação ao RWA: continuidade e contiguidade. Primeiro, uma sub-portadora alocada deve possuir continuidade, ou seja, ser a mesma em todos os enlaces da rota. Segundo, as sub-portadoras de um caminho óptico devem ser consecutivas, ou seja, os *slots* de frequência atribuídos a uma conexão devem ser contíguos no espectro ao longo dos *links* em sua rota. O problema RSA foi provado ser NP-Completo e requer métodos eficientes para a sua resolução (VELASCO et.al, 2012). Diante disso, os objetivos do presente trabalho serão apresentados logo abaixo.

## **1.2 Objetivos**

### **1.2.1 Objetivo Geral**

O objetivo deste trabalho é estudar a versão *off-line* do problema RSA independentemente da topologia de rede. Para isso será utilizada a abordagem heurística, visando soluções viáveis de boa qualidade em um tempo computacional aceitável.

### **1.2.2 Objetivos Específicos**

- Estudar e modelar matematicamente o problema RSA;
- Construir as heurísticas para aplicação ao problema RSA;
- Implementar e testar os modelos matemáticos e as heurísticas propostas, e comparar com outros modelos da literatura;

## **1.3 Metodologia**

Para alcançar os objetivos específicos e, conseqüentemente, o objetivo geral deste trabalho, serão descritas abaixo as atividades realizadas durante todo o tempo de estudo deste trabalho:

1. A primeira atividade está relacionada com o levantamento na literatura dos modelos matemáticos já conhecidos do problema RSA;
2. A segunda atividade está relacionada com a análise e escolha dos modelos que foram utilizados neste trabalho;
3. A terceira atividade está relacionada com o desenvolvimento das heurísticas escolhidas para solucionar o problema;
4. A quarta e última atividade está relacionada com a coleta, análise e discussão dos resultados encontrados pelas heurísticas.

## **1.4 Estrutura da Dissertação**

Esta dissertação está dividida da seguinte forma:

- Capítulo 2: Apresenta a fundamentação teórica sobre Redes Ópticas Elásticas, abordando os principais conceitos necessários para o desenvolvimento do trabalho;
- Capítulo 3: Apresenta as formulações de programação linear inteira do problema implementadas;
- Capítulo 4: Apresenta as metaheurísticas ILS e GRASP propostas para resolução do problema RSA;
- Capítulo 5: Apresenta os resultados encontrados e análise dos mesmos;
- Capítulo 6: Apresenta as conclusões deste trabalho.

# Capítulo 2

## Redes Ópticas

Neste capítulo são apresentados os conceitos básicos envolvendo redes ópticas elásticas para a compreensão do problema do presente trabalho, extraídos dos principais artigos da literatura consultados ao longo de todo o período de desenvolvimento da pesquisa em questão.

### 2.1 Introdução

O avanço observado nas tecnologias de rede pode ser observado em diversas perspectivas, algumas delas sendo: confiabilidade, abrangência, técnicas de compartilhamento e na quantidade de dados transmitidos. Esses avanços ocorreram graças a utilização da fibra óptica.

A grande capacidade de transmissão de dados obtida nas redes ópticas foi um dos fatores que impulsionou o crescimento das redes de telecomunicações, sendo capazes de dar suporte a aplicações com as mais diversas velocidades de transmissão e com elevada disponibilidade. Além disso, também é possível destacar nas redes ópticas características como: baixo sinal de atenuação, imunidade a interferência eletromagnética, grande resistência elétrica, entre outras (MUKHERJEE, 2006).

O crescimento de dados na rede e o contínuo aumento da demanda e dos serviços variados de comunicação foram possíveis graças a capacidade de transmissão da largura de banda disponível, esses podendo ser justificados por três principais

motivos: a Internet e protocolo IP; a expansão das redes virtuais privadas e o uso de aplicações emergentes como vídeo sob demanda e telefonia IP (BEZERRA, 2010).

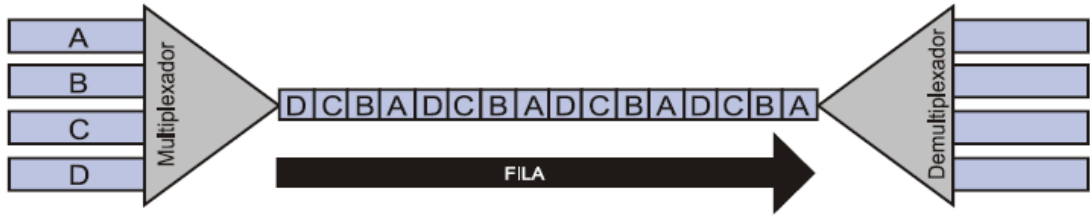
Gradativamente, a banda consumida por esses serviços vem superando o estimado e vai se distanciando cada vez mais dos serviços TDM (*Time Division Multiplexing*) tradicionais como voz e linha dedicadas. A Figura 2.1 exemplifica como os sinais para transporte nos meios de comunicação são divididos em períodos de tempo, usando intervalos de tempo atribuídos a cada sinal, utilizando a técnica TDM (BEZERRA, 2010).

Por outro lado, existe uma diferença significativa entre a velocidade na qual é possível processar os sinais eletronicamente em dispositivos existentes e a elevada banda fornecida pelas redes ópticas. Essa diferença entre a velocidade de transmissão óptica e processamento eletrônico evidencia um problema conhecido em redes de computadores, este problema é conhecido como gargalo eletrônico (STERN et. al, 2009).

Esse gargalo é causado por diversos fatores. Isso tem resultados no nível de usuário e do provedor, em que ocorre um tempo maior de ocupação do canal de comunicação e em um compartilhamento de recursos ruim (logo, a quantidade de usuários simultâneos na rede tende a cair), dessa forma a escalabilidade da rede fica limitada (BEZERRA, 2010).

Na camada de aplicação, acontece o que se denomina probabilidade de bloqueio, ou de forma simples descarte/perda de informação transmitida e, ainda, ocasiona o aumento no tempo de transporte fim-a-fim das informações. Além disso, é importante ressaltar que todas as facilidades proporcionadas pelo domínio óptico ainda não são

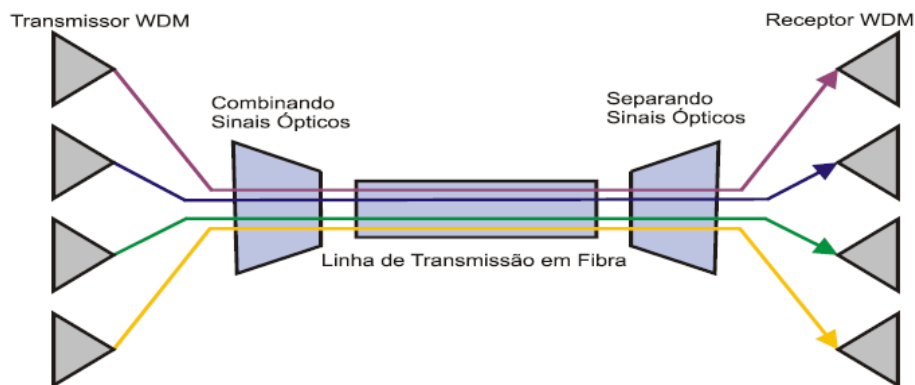
exploradas em sua totalidade pelos sistemas de comunicação tradicionais (BEZERRA, 2010).



**Figura 2.1 Multiplexação TDM**

**Fonte: BEZERRA (2010)**

A técnica *Wavelength Division Multiplexing* ou WDM é outra técnica de multiplexação comumente utilizada. A tecnologia WDM multiplexa diversos sinais ópticos em um único sinal, este será composto e é transportado ao longo de uma única fibra como é mostrado na Figura 2.2. O sinal é demultiplexado no fim da transmissão do lado de receptor e todos os sinais são recuperados (BEZERRA, 2010).



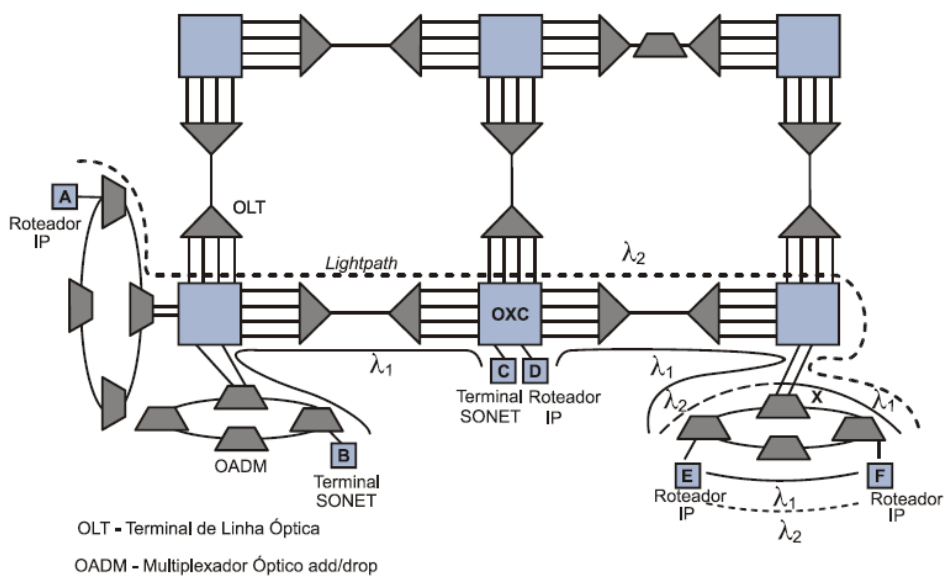
**Figura 2.2 Multiplexação WDM**

**Fonte: BEZERRA (2010)**

## 2.2 Redes Ópticas WDM

Uma rede óptica WDM é uma rede com enlaces de transmissão de fibra óptica e uma arquitetura que é projetada para explorar as características das fibras e da WDM. Tais redes são capazes de suportar diversas aplicações que envolvem transportar quantidades massivas de informação e/ou requerem um tempo de resposta muito rápido (MUKHERJEE, 2006). A Figura 2.3 ilustra uma rede WDM.

O uso eficiente dos recursos da rede sempre é uma das principais preocupações dos operadores da rede, os quais sempre tentam reduzir o custo da unidade de largura de banda bem como o consumo de energia da rede. No entanto, a eficiência da utilização da rede nas atuais redes ópticas roteadas a comprimentos de onda é limitada devido sua natureza rígida.



**Figura 2.3 Rede WDM**

**Fonte: Adaptado de Ramaswami e Silvarajan (2002)**

Redes WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) tradicionais adotam a alocação de frequência de tamanho fixo por comprimento de onda, este tamanho fixo é a menor

granularidade para acomodar demandas do trafego (WANG et.al, 2013). Cada comprimento de onda em redes WDM é separado de outros comprimentos de onda através de frequências chamadas de bandas de proteção, estas servem para garantir a qualidade do sinal e para filtragem nos receptores.

O processo de atribuir comprimentos de onda e rotear comprimentos de onda para satisfazer as demandas do trafego é definido como o problema de roteamento e atribuição de comprimento de onda (*Routing and Wavelength Assignment* - RWA). A rede resultante é referenciada como rede roteada a comprimento de onda (*Wavelength Routed Network* - WRN). A alocação de frequências de tamanho fixo em WRN possui desvantagens como granularidade grossa e pouca flexibilidade, além de não ser possível eliminar a lacuna existente quando uma demanda necessita de múltiplos comprimentos de onda.

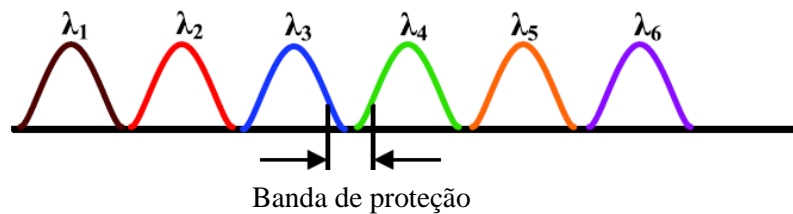
Por exemplo, quando a demanda de trafego é menor do que a capacidade de um comprimento de onda, todo o comprimento de onda pode ser alocado para acomodar essa demanda em WRNs. Desta forma, a parte da banda que não for ser utilizada pela demanda de trafego será desperdiçada. Além disso, quando uma demanda necessita de vários comprimentos de onda, é impossível eliminar o *gap* espectral (isto é, as frequências de banda de proteção para facilitar a filtragem) entre dois comprimentos de onda (SANTOS et.al, 2013).

## **2.3 Redes Ópticas Elásticas**

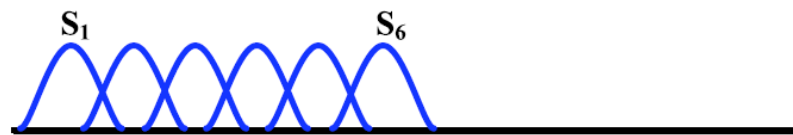
Para lidar com os problemas enfrentados pelas redes WDM e utilizar eficientemente o espectro disponível na fibra, o conceito de redes elásticas (ou *Spectrum-sliced Elastic Optical Path* - SLICE) foi proposto recentemente. As redes ópticas elásticas surgiram com uma proposta capaz de diminuir a diferença entre a

granularidade das demandas das redes cliente e aquela usada nos canais de transmissão das redes de transporte. Para que isso ocorra, os recursos espectrais são divididos (em um conjunto de *slots* frequência ou sub-portadoras) adaptativamente para atender de forma ideal as requisições, gerando canais com largura de banda variável, esta sendo determinada de acordo com a matriz de tráfego cliente (SANTOS et.al, 2013).

Uma das características das redes ópticas elásticas é o uso da técnica de modulação de sinal OFDM (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing*), esta pode superar perdas devido a dispersão cromática e a dispersão modo polarização em fibras de transmissão de longo alcance e de alta capacidade. Ao invés de usar uma única portadora, OFDM óptico distribui a informação em diversas sub-portadoras com baixa taxa de transmissão. O espectro de sub-portadoras adjacentes pode se superpor, uma vez que eles são modulados ortogonalmente, o que aumenta a eficiência espectral de transmissão (TALEBI et.al, 2014).



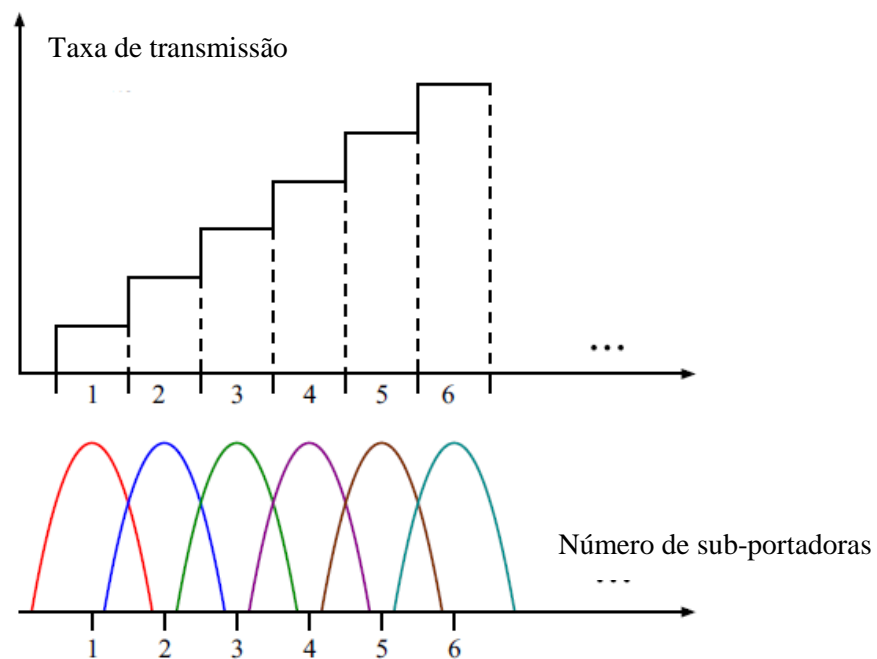
(a) Comprimentos de onda em redes WDM



(b) Sub-portadoras em redes elásticas usando OFDM

**Figura 2.4 Comparação do espectro em redes WDM e redes elásticas com OFDM**

Cada sub-portadora tem uma taxa de transmissão menor e granularidade mais fina do que um único comprimento de onda em redes WDM, por isso pode acomodar eficientemente demandas que necessitem de menos capacidade que a oferecida por um comprimento de onda inteiro. Quando uma demanda necessita de múltiplas sub-portadoras, consecutivas sub-portadoras podem ser alocadas e a superposição é possível no domínio do espectro sem usar frequências de banda de proteção. Além disso, comparado as redes WDM tradicionais, as redes ópticas elásticas tem vantagem com relação a melhor qualidade do sinal uma vez que OFDM pode reduzir efetivamente diversos tipos de prejuízos físicos (CHRISTODOULOPOULOS et.al, 2011).



**Figura 2.5 Taxas de dados elásticas em função do número de sub portadoras alocadas**

**Fonte: Adaptado de (TALEBI et al, 2014)**

Em redes ópticas elásticas, um caminho espectral é um caminho todo óptico estabelecido entre os nós origem e destino usando uma ou várias sub-portadoras

consecutivas. O problema fundamental em redes elásticas é rotear e alocar recursos espectrais (ou configurar caminhos espectrais) de forma que acomode demandas de tráfego, este problema é definido como problema de roteamento e alocação de rota (*Routing and Spectrum Allocation Problem - RSA*) (WANG et.al, 2012).

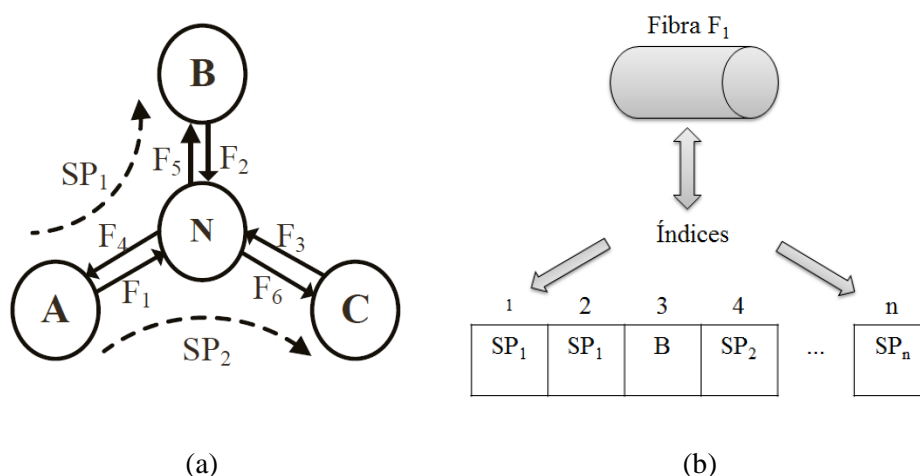
O problema RSA é diferente e mais desafiador que o tradicional problema RWA (WANG et.al, 2013). Primeiramente, o problema RSA tem que considerar o roteamento e restrições como a continuidade das sub-portadoras, além da capacidade de cada sub-portadora em cada fibra. Além disso, a tecnologia OFDM necessita que para um caminho espectral, as sub-portadoras alocadas devem ser consecutivas no domínio do espectro para ser modulada eficientemente, o que dificulta o processo do RSA. Segundo, as sub-portadoras de um mesmo caminho espectral devem ser consecutivas e pode haver superposição no domínio do espectro. Contudo, a filtragem física de frequência requer que vários caminhos espectrais sejam separados no domínio do espectro por frequências de guarda quando dois caminhos espectrais compartilharem um ou mais enlaces, estas frequências de guarda são denominadas guardas de proteção (WANG et.al, 2012).

Diferentemente de redes WDM onde as frequências de banda de proteção são pré-alocadas e fixas, as bandas de proteção em redes elásticas podem ser quaisquer das sub-portadoras e são determinadas no processo de estabelecimento de caminhos espectrais. Portanto, a existência da restrição da banda de proteção complica ainda mais o problema de alocação.

Assim como o problema RWA em redes WDM, o problema RSA em redes ópticas elásticas foi provado pertencer a classe de problemas NP-Completo e, portanto,

diversas heurísticas tem sido propostas para resolver este problema de forma eficiente (SANTOS et.al, 2013).

Um exemplo de Wang et al. (2011b) do uso do algoritmo RSA é ilustrado na Figura 2. Na Figura 2a, tem-se uma rede com topologia estrela e enlaces bi-direcionais, banda de proteção igual a 1 *slot*, um caminho de óptico (*lighthpath*)  $SP_1$  com 2 sub-portadoras de A para B, e um outro caminho de óptico  $SP_2$  com 1 sub-portadora de A para C. A Figura 2b ilustra a alocação de espectro na Fibra  $F_1$  para  $SP_1$  e  $SP_2$ . Como ilustrado na Figura 2b, cada sub-portadora na fibra tem um índice. As sub-portadoras com índices 1 e 2 são alocados para o  $SP_1$  que requer 2 sub-portadoras consecutivas. A sub-portadora com índice 4 é alocada para o  $SP_2$ . A sub-portadora com índice 3 é alocada como banda de proteção (B) entre o  $SP_1$  e  $SP_2$  na Fibra 1. As sub-portadoras dentro do  $SP_1$  são consecutivas devido a restrição de contiguidade e, por isso, não é necessária uma banda de guarda entre elas. No entanto, para separar o sinal do  $SP_1$  do  $SP_2$  na Fibra  $F_1$  é necessário utilizar uma banda de proteção B. Assim, não podemos utilizar a sub-portadora 3 para o  $SP_2$ . Como resultado, para alocar o  $SP_1$  e  $SP_2$  são necessárias 4 sub-portadoras (WANG et al, 2011b).



**Figura 2.6 - Exemplo de roteamento e alocação em uma rede elástica.**

# Capítulo 3

## Formulação do Problema

### 3.1 Descrição do Problema

Segundo Velasco et.al (2012), o problema RSA *off-line* tem como entrada os seguintes parâmetros:

- Uma rede óptica representada por um grafo  $G(V, E)$ ,  $V$  sendo o conjunto de nós ópticos e  $E$  o conjunto de *links* (enlaces do grafo) de fibra conectando dois nós em  $V$ .
- Um conjunto ordenado  $S$  de *slots* de frequência em cada *link* em  $E$ ;  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_{|S|}\}$ . Uma banda de guarda  $B$  (número de *slots*) é necessária entre duas alocações de espectro contíguas.
- Um conjunto  $D$  de demandas a serem transportadas. Cada demanda  $d$  é representada por uma tupla  $(s_d, t_d, b_d, n_d)$ , em que  $s_d$  e  $t_d$  são os nós de origem e destino, respectivamente,  $b_d$  é a banda requerida, e  $n_d$  é o número de *slots* requeridos.

O problema tem como objetivo minimizar a quantidade de banda rejeitada e tem como saída a rota através da rede e a alocação de espectro para cada demanda transportada.

## 3.2 Modelagem ILP do RSA

Na literatura já existem modelos formulados com Programação Linear Inteira para representar o problema RSA. Neste trabalho, foram utilizados dois modelos a fim de análise e comparação dos resultados.

### 3.2.1 Modelo SSA

A formulação SSA (*Starting Slot Assignment*) consiste em definir o *slot* inicial de cada demanda a ser transportada, evitando a superposição de *slots* para duas demandas cujos caminhos compartilham pelo menos um *link*. *Slots* intermediários não são explicitamente definidos nesta formulação (VELASCO et.al, 2012).

Sejam:

- $|S|$ : corresponde a quantidade de *slots* ópticos em cada enlace da rede;
- $D$ : corresponde ao conjunto de demandas a serem atendidas ou rejeitadas;
- $P(d)$ : representa o conjunto de caminhos para a demanda  $d$ ;
- $B$ : banda de proteção em número de *slots* necessária entre duas conexões adjacentes;
- $b_d$ : corresponde a largura de banda da demanda  $d$  em *Gbps*;
- $n_d$ : representa o número de *slots* para transportar a largura de banda da demanda  $d$ ;
- $f_d$ : corresponde a um número positivo contendo o *slot* inicial da demanda  $d$ ;
- $f_{d1d2}$ : variável binária. Igual a 1 se  $f_{d1} < f_{d2}$ , 0 do contrário;
- $y_p$ : variável de decisão binária. Igual a 1 se o caminho  $p$  for escolhido, 0 do contrário;

-  $x_d$  : variável de decisão binária. Igual a 0 se a demanda  $d$  for atendida, 1 do contrário.

A atribuição de um único caminho ou bloqueio da demanda pode ser expresso da seguinte forma:

$$\sum_{p \in P(d)} y_p + x_d = 1 \quad \forall d \in D.$$

O índice do *slot* inicial de cada demanda somado ao número *slots* que a demanda necessita tem que ser menor ou igual a quantidade de *slots* ópticos e isso pode ser expresso da seguinte forma:

$$f_d + n_d \cdot (1 - x_d) \leq |S| \quad \forall d \in D.$$

Para quaisquer duas demandas que compartilham um enlace em algum dos seus caminhos, a ordenação entre as alocações das mesmas é expressa da seguinte forma:

$$f_{d_1 d_2} + f_{d_2 d_1} = 1 \quad \forall d_1, d_2 \in D : \exists p_1 \in P(d_1) \cap \exists p_2 \in P(d_2) \cap (p_1 \cap p_2 \neq \emptyset).$$

Para quaisquer duas demandas que compartilham um enlace em algum dos seus caminhos, se o índice do *slot* inicial de uma demanda  $d_2$  é maior do que o índice do *slot* inicial de uma demanda  $d_1$ , então a subtração dos mesmos tem que ser menor do que a quantidade de *slots* ópticos e isso pode ser expresso da seguinte forma:

$$f_{d_2} - f_{d_1} < |S| \cdot f_{d_1 d_2} \quad \forall d_1, d_2 \in D : \exists p_1 \in P(d_1) \cap \exists p_2 \in P(d_2) \cap (p_1 \cap p_2 \neq \emptyset)$$

$$f_{d_1} - f_{d_2} < |S| \cdot f_{d_2 d_1} \quad \forall d_1, d_2 \in D : \exists p_1 \in P(d_1) \cap \exists p_2 \in P(d_2) \cap (p_1 \cap p_2 \neq \emptyset).$$

A não superposição de slots e a continuidade de espectro, para as demandas que compartilham um enlace em algum dos seus caminhos, são expressas da seguinte forma:

$$f_{d_1} + n_{d_1} \cdot y_{p_1} + B - f_{d_2} \leq (|S| + B) \cdot (1 - f_{d_1 d_2} + 2 - y_{p_1} - y_{p_2}) \quad \forall d_1, d_2 \\ \in D \cap p_1 \in P(d_1) \cap p_2 \in P(d_2) : (p_1 \cap p_2 \neq \emptyset)$$

$$f_{d_2} + n_{d_2} \cdot y_{p_2} + B - f_{d_1} \leq (|S| + B) \cdot (1 - f_{d_2 d_1} + 2 - y_{p_1} - y_{p_2}) \quad \forall d_1, d_2 \\ \in D \cap p_1 \in P(d_1) \cap p_2 \in P(d_2) : (p_1 \cap p_2 \neq \emptyset).$$

O total de banda rejeitada pelo bloqueio das demandas será expresso por:

$$\varphi = \sum_{d \in D} x_d \cdot b_d$$

Portanto, o objetivo do problema de roteamento e alocação de espectro é determinar quais demandas serão servidas tal que satisfaça todas as restrições e minimize, ao mesmo tempo, o valor de  $\varphi$ .

Logo, o modelo do problema é:

$$(SSA) \min \varphi \tag{3.11}$$

s.a:

$$\sum_{p \in P(d)} y_p + x_d = 1 \quad \forall d \in D \tag{3.2}$$

$$f_d + n_d \cdot (1 - x_d) \leq |S| \quad \forall d \in D \tag{3.3}$$

$$f_{d_1 d_2} + f_{d_2 d_1} = 1 \quad \forall d_1, d_2 \in D : \exists p_1 \in P(d_1) \cap \exists p_2 \in P(d_2) \cap (p_1 \cap p_2 \neq \emptyset) \tag{3.4}$$

$$f_{d_2} - f_{d_1} < |S| \cdot f_{d_1 d_2} \quad \forall d_1, d_2 \in D : \exists p_1 \in P(d_1) \cap \exists p_2 \in P(d_2) \cap (p_1 \cap p_2 \neq \emptyset) \tag{3.5}$$

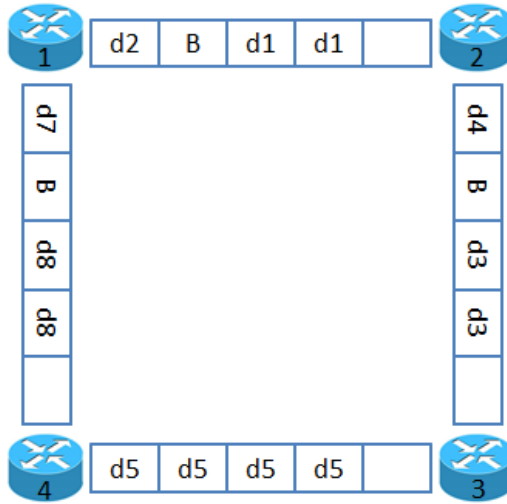
$$f_{d_1} - f_{d_2} < |S| \cdot f_{d_2 d_1} \quad \forall d_1, d_2 \in D : \exists p_1 \in P(d_1) \cap \exists p_2 \in P(d_2) \cap (p_1 \cap p_2 \neq \emptyset) \tag{3.6}$$

$$f_{d_1} + n_{d_1} \cdot y_{p_1} + B - f_{d_2} \leq (|S| + B) \cdot (1 - f_{d_1 d_2} + 2 - y_{p_1} - y_{p_2}) \quad \forall d_1, d_2 \quad (3.7)$$

$$\in D \cap p_1 \in P(d_1) \cap p_2 \in P(d_2) : (p_1 \cap p_2 \neq \emptyset)$$

$$f_{d_2} + n_{d_2} \cdot y_{p_2} + B - f_{d_1} \leq (|S| + B) \cdot (1 - f_{d_2 d_1} + 2 - y_{p_1} - y_{p_2}) \quad \forall d_1, d_2 \quad (3.8)$$

$$\in D \cap p_1 \in P(d_1) \cap p_2 \in P(d_2) : (p_1 \cap p_2 \neq \emptyset)$$



**Figura 3.1** – Exemplo de alocação

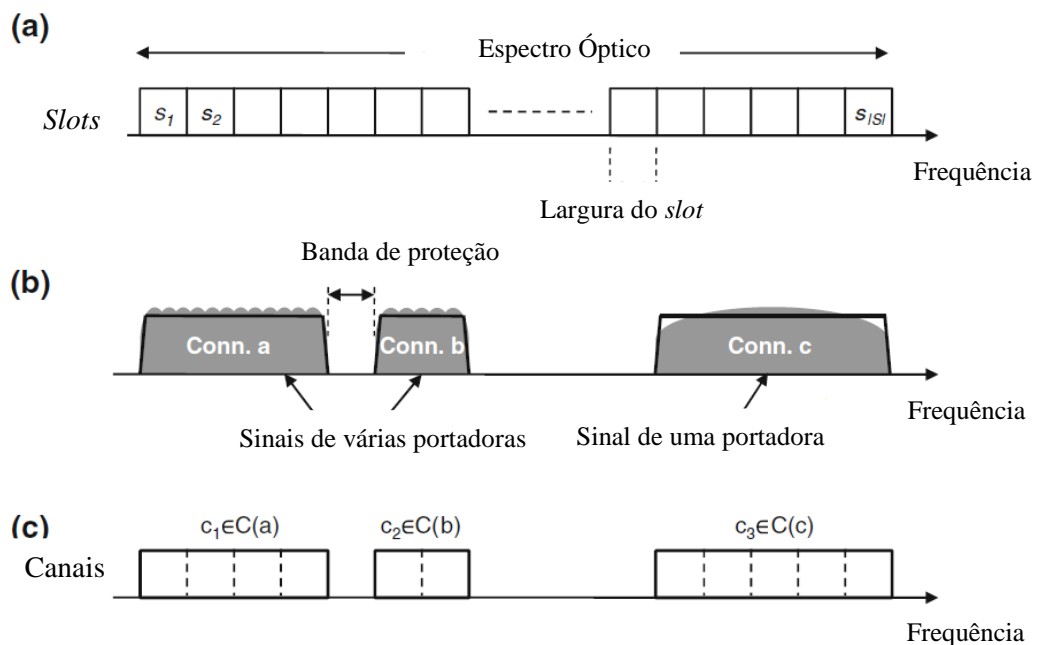
A Figura 3.1 ilustra a alocação para uma rede óptica contendo 4 nós e 4 enlaces. Considerando o conjunto de demandas  $D = \{ \langle 1, 2, 40, 2 \rangle, \langle 1, 2, 10, 1 \rangle, \langle 3, 2, 40, 2 \rangle, \langle 3, 2, 10, 1 \rangle, \langle 3, 4, 100, 4 \rangle, \langle 3, 4, 10, 1 \rangle, \langle 1, 4, 10, 1 \rangle, \langle 4, 1, 40, 2 \rangle, \langle 1, 3, 100, 4 \rangle, \langle 1, 3, 10, 1 \rangle \}$ , a quantidade de *slots* ópticos  $|S| = 5$ , o número de caminhos  $k=1$ , uma possível solução seria a mostrada na Figura 3.1, em que as demandas  $d_1, d_2, d_3, d_4, d_5, d_7$  e  $d_8$  são servidas. As demandas  $d_6, d_9$  e  $d_{10}$  são rejeitadas e, por isso, a solução apresenta o valor da função objetivo igual a 120. Além disso, a banda de proteção é representada pelo B entre as conexões adjacentes.

### 3.2.2 Modelo LP – CA

Diferentemente do SSA, a formulação LP-CA (*Link-Path Channel Assignment*) faz uso do conceito de canais contíguos pré-computados, retirando do modelo

matemático a complexidade associada à restrição de contiguidade (VELASCO et.al, 2012). Para cada demanda da matriz de tráfego, são gerados todos os possíveis canais que podem atender a demanda, mas apenas um deles é alocado se a demanda for atendida. Por exemplo, se a demanda necessita de apenas um *slot* de frequência e  $|S|=10$ , então serão gerados 10 possíveis canais.

A Figura 3.2 apresenta uma representação do espectro óptico, bem como um exemplo da utilização de canais a serem atribuídos às demandas, onde cada demanda possui um conjunto de canais pré-computados. Em 3.2 (a) é possível observar que o espectro óptico é dividido em  $|S|$  *slots* de frequência, cada *slot* possui uma largura associada. Em 3.2 (b), as conexões ópticas utilizam um grupo contíguo de *slots* e cada conexão é separada de uma conexão adjacente através de uma banda de proteção. Por último, 3.2 (c) apresenta os canais propostos pelo modelo LP-CA, cada canal é composto por um conjunto contíguo de *slots*.



**Figura 3.2** – Atribuição de canais para as demandas.

**Fonte:** Adaptado de (VELASCO et.al, 2012)

O modelo de programação linear inteira relativo ao problema de roteamento e alocação de espectro (RSA) é apresentado pelas Equações (3.9)-(3.10). Além dos conjuntos e variáveis já definidos anteriormente, acrescentam-se os conjuntos e variáveis definidos abaixo.

Sejam:

- $C(d)$ : representa o conjunto de canais para a demanda  $d$ ;
- $y_{pc}$  : variável de decisão binária. Igual a 1 se o canal  $c$  é atribuído ao caminho  $p$ , 0 do contrário;
- $\delta_{pe}$  : variável binária. Igual a 1 se o caminho  $p$  utiliza o *link*  $e$ , 0 do contrário;
- $\gamma_{cs}$  : variável binária. Igual a 1 se o canal  $c$  contém o *slot*  $s$ , 0 do contrário.

A atribuição de um possível caminho e canal ou a rejeição de uma demanda podem ser expressos por:

$$\sum_{p \in P(d)} \sum_{c \in C(d)} y_{pc} + x_d = 1 \quad \forall d \in D.$$

Cada *slot* em um *link* só pode ser atribuído a uma demanda. Os valores de  $\gamma_{cs}$  e de  $\delta_{pe}$  são previamente calculados antes da execução do modelo. No caso da variável  $\gamma_{cs}$ , supondo um canal que tenha apenas o primeiro *slot*, a variável  $\gamma_{cs}$  terá o valor 1 apenas para o primeiro *slot* e terá o valor 0 para todos os outros. Para a variável  $\delta_{pe}$ , supondo um caminho direto 1-2 entre os nós 1 e 2, o valor de  $\delta_{pe}$  será 1 apenas para esse enlace da rede e será 0 para todos os outros enlaces. Dessa forma, a restrição passa ser linear e está expressa por:

$$\sum_{d \in D} \sum_{p \in P(d)} \sum_{c \in C(d)} \gamma_{cs} \cdot \delta_{pe} \cdot y_{pc} \leq 1 \quad \forall e \in E, s \in S.$$

O total de banda rejeitada pelo bloqueio das demandas será expresso por:

$$\varphi = \sum_{d \in D} x_d \cdot b_d$$

Portanto, o problema de roteamento e alocação de espectro consiste em determinar quais demandas serão servidas tal que satisfaça todas as restrições e minimize, ao mesmo tempo, o valor de  $\varphi$ .

$$(LP - CA) \min \varphi \tag{3.9}$$

s.a:

$$\sum_{p \in P(d)} \sum_{c \in C(d)} y_{pc} + x_d = 1 \quad \forall d \in D \tag{3.10}$$

$$\sum_{d \in D} \sum_{p \in P(d)} \sum_{c \in C(d)} \gamma_{cs} \cdot \delta_{pe} \cdot y_{pc} \leq 1 \quad \forall e \in E, s \in S \tag{3.11}$$

# Capítulo 4

## Heurísticas Propostas

Diante da dificuldade de obter-se a solução ótima do problema de roteamento e alocação de espectro, em tempos computacionalmente aceitáveis para grandes instâncias do problema, resolveu-se utilizar as abordagens heurísticas, no intuito de obter soluções de boa qualidade em um tempo computacionalmente aceitável.

Para tanto, buscou-se desenvolver algoritmos baseados em metaheurísticas bem conhecidas na literatura e amplamente utilizadas em vários problemas. Metaheurísticas são estratégias que guiam o processo de busca, objetivam uma exploração eficiente do espaço de soluções, e normalmente incorporam mecanismos para evitar que o algoritmo fique preso em mínimos locais (BLUM e ROLI, 2003).

As heurísticas implementadas para abordar o problema deste trabalho foram a *Iterated Local Search*, que é mostrada na seção 4.1 e a *Greedy Randomized Adaptive Search Procedure*, mostrada na seção 4.2.

### 4.1 *Iterated Local Search*

O ILS é uma metaheurística de busca local e baseia-se na ideia de que uma solução pode ser melhorada iterativamente aplicando perturbações na solução corrente para escapar de ótimos locais e aplicando a busca local após a solução ser alterada e enviada para outra região do espaço de busca. A perturbação é um movimento que altera a solução corrente com o objetivo de mandá-la para outra região do espaço de busca, mas próxima, evitando um reinício aleatório (LOURENÇO et. al, 2010).

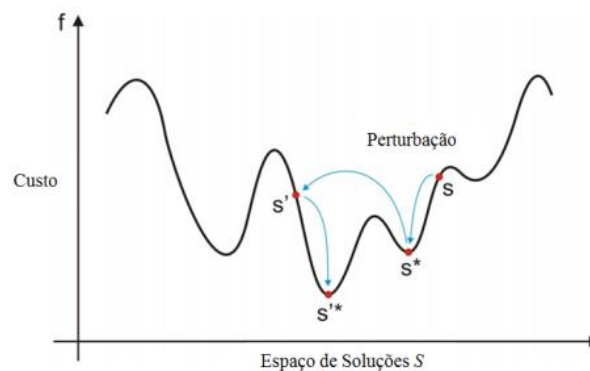
A metaheurística ILS possui muitas características desejáveis: é simples, fácil de implementar, robusta e muito efetiva. Na figura 4.1 pode ser visto o algoritmo do ILS.

**Procedimento** *Iterated Local Search*

1.  $S_0 = \text{Solução\_Inicial}();$
2.  $S^* = \text{Busca\_Local}(S_0);$
3. **Repita**
4.  $S' = \text{Perturbação}(S^*);$
5.  $S'' = \text{Busca\_Local}(S');$
6.  $S^* = \text{Critério\_Aceitação}(S'');$
7. **Até** condição de término ser satisfeita

**Fim**

**Figura 4.1 – Algoritmo ILS**



**Figura 4.2 – Funcionamento de uma perturbação**

A Figura 4.2 demonstra o movimento de perturbação, este mecanismo é utilizado para escapar de ótimos locais. Para desenvolver um algoritmo baseado no ILS, quatro componentes têm que ser especificados: procedimento para gerar uma solução inicial, procedimento de busca local, procedimento de perturbação e procedimento para o critério de aceitação.

### 4.1.1 Solução Inicial

As heurísticas de busca local necessitam de um procedimento que construa uma solução inicial para que possam realizar o processo de refinamento. Neste trabalho, a heurística *First Fit* foi utilizada para gerar uma solução inicial. Essa heurística aloca as demandas de acordo com sua posição de ordenação na matriz de tráfego. Por exemplo, de um conjunto contendo 60 demandas, uma possível solução inicial seria uma em que as 50 primeiras demandas da matriz seriam inicialmente servidas.

### 4.1.2 Procedimento de busca local

Os modelos SSA e LP-CA apresentados no capítulo 3 foram utilizados na fase de busca local, onde uma nova restrição foi adicionada aos modelos. De acordo com a taxa de perturbação  $\alpha$  (parâmetro do ILS) escolhida, um subconjunto de demandas  $R$  será previamente rejeitado. Desta forma, passamos a resolver apenas um subproblema e com isso é possível obter uma redução da complexidade do problema. Esta restrição é expressa da seguinte forma

$$x_d = 1 \quad \forall d \in R.$$

### 4.1.3 Procedimentos de perturbação

Neste trabalho, quatro mecanismos de perturbação foram desenvolvidos. O primeiro deles baseia-se em rejeitar as demandas com caminhos longos. Para decidir se um caminho é longo ou curto, utilizou-se o comprimento de interferência para uma rede de  $N$  nós, o qual é dado pelo número de nós  $N$  da rede dividido por 4 (BARRY e HUMBLET 1996). Demandas com longas rotas utilizam mais recursos da rede e, por isso, a rejeição dessas demandas pode permitir a alocação de demandas com rotas menores. Essa perturbação adiciona  $\alpha\%$  das demandas com caminho mais longo ao

subconjunto  $R$ . O segundo mecanismo baseia-se nas demandas com caminho mais curto (também utilizando o comprimento de interferência para decidir quais demandas possuem caminhos curtos) e adiciona  $\alpha\%$  dessas demandas ao subconjunto  $R$ . O terceiro mecanismo de perturbação adiciona  $\alpha\%$  demandas aleatórias ao subconjunto  $R$ . O último mecanismo de perturbação baseia-se em rejeitar as  $\alpha\%$  demandas que estão com rotas alocadas nos enlaces mais congestionados da rede.

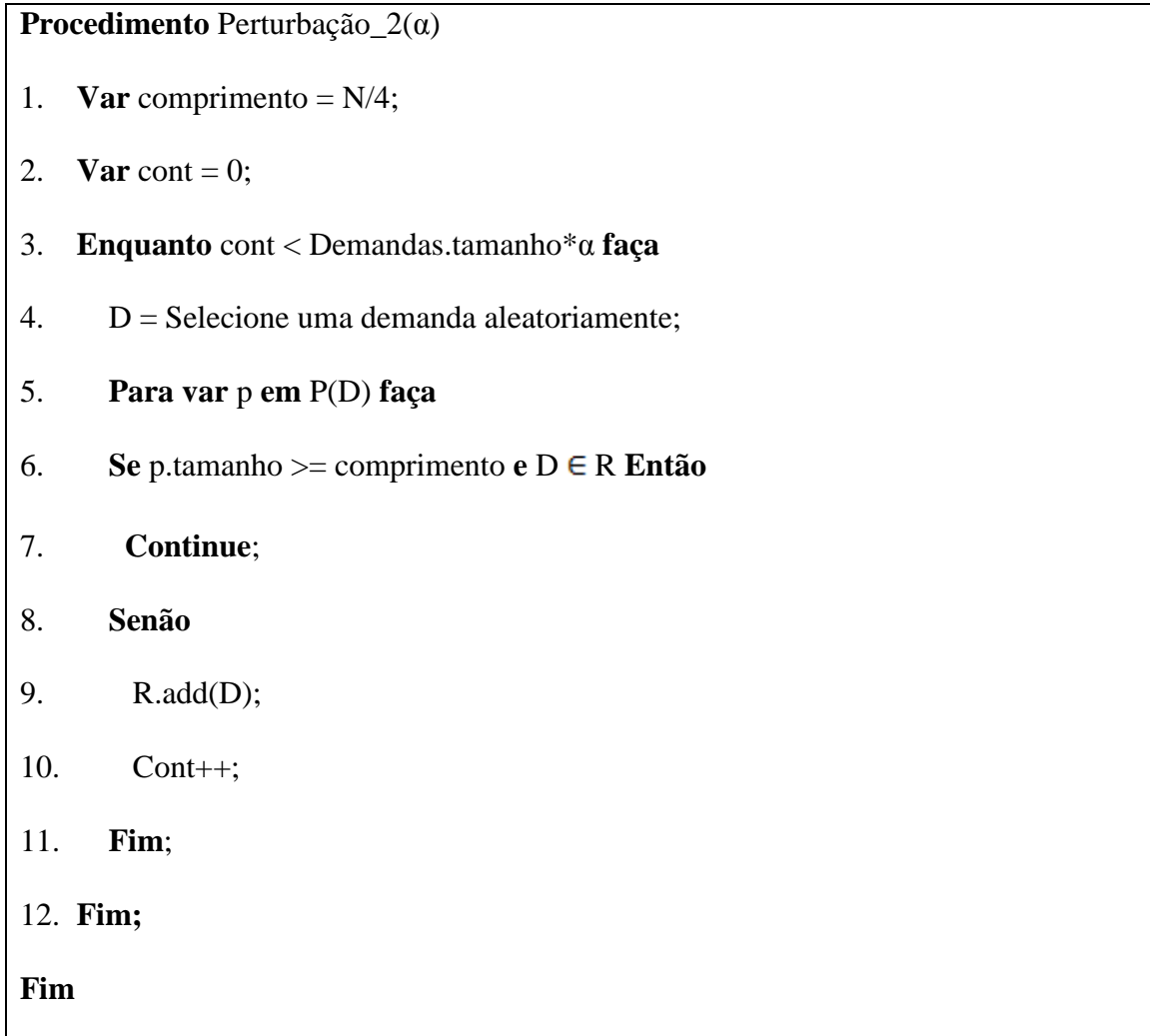
As Figuras 4.3, 4.4, 4.5 e 4.6 apresentam os algoritmos das perturbações desenvolvidas neste trabalho. A mais simples das perturbações é a que seleciona as demandas de forma aleatória e as adiciona no conjunto  $R$ . A perturbação mais complexa é a que utiliza a informação sobre o estado atual da rede para rejeitar as demandas, rejeitando as demandas que estão alocadas nos enlaces mais congestionados na rede.

**Procedimento** Perturbação\_1( $\alpha$ )

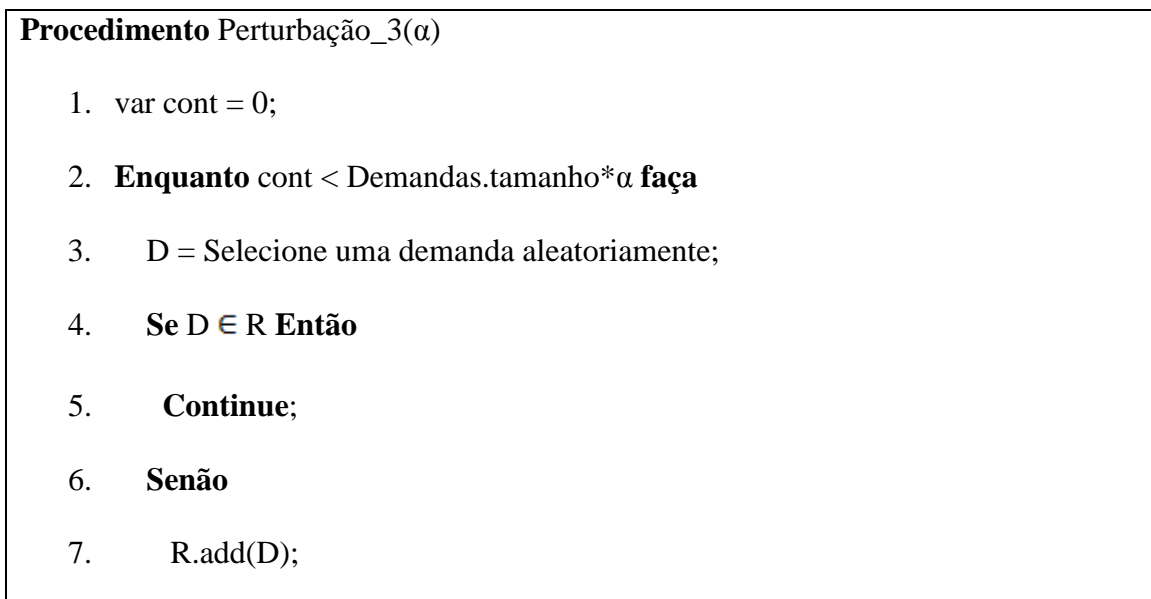
1. **Var** comprimento =  $N/4$ ;
2. **Var** cont = 0;
3. **Enquanto** cont < Demandas.tamanho\* $\alpha$  **faça**
4.     D = Selecione uma demanda aleatoriamente;
5.     **Para var** p em P(D) **faça**
6.         **Se** p.tamanho < comprimento **e** D  $\in$  R **Então**
7.             **Continue**;
8.         **Senão**
9.             R.add(D);
10.            Cont++;
11.     **Fim**;
12. **Fim**;

**Fim**

**Figura 4.3 – Algoritmo da perturbação dos caminhos mais longos**



**Figura 4.4 – Algoritmo da perturbação dos caminhos mais curtos**



```

8.    Cont++;

9.    Fim;

10. Fim;

Fim

```

**Figura 4.5 – Algoritmo da perturbação das demandas aleatórias**

```

Procedimento Perturbação_4( $\alpha$ )

1.  Compute o número de conexões em cada enlace;

2.  Var cont = 0;

3.  Enquanto cont < Demandas.tamanho* $\alpha$  faça

4.    Var l = Selecione o enlace mais congestionado;

5.    Var d = Selecione a primeira demanda alocada em l;

6.    R.add(d);

7.    Decremente o número de conexões no enlace l;

8.    cont++;

9.  Fim;

Fim

```

**Figura 4.6 – Algoritmo da perturbação dos enlaces mais congestionados**

#### **4.1.4 Critério de aceitação**

Procedimento para o critério de aceitação. A cada iteração do ILS, a solução corrente é avaliada por meio deste procedimento para determinar qual será a solução no próximo procedimento de perturbação. Neste trabalho, o critério de aceitação avaliou as soluções correntes e determinou como próximas soluções apenas as soluções que obtiveram melhor valor da função objetivo.

## 4.2 Greedy Randomized Adaptive Search Procedure

A metaheurística GRASP, desenvolvida por Feo e Resende (1995), é um processo iterativo composto por duas etapas: uma fase de construção de uma solução e outra fase para a busca local. Na fase de construção, inicialmente a solução é vazia e iterativamente vai sendo construída, adicionando-se elemento por elemento. Em cada iteração, cada elemento tem uma valoração associada e calculada de acordo com uma função gulosa e adaptativa. Esta função estima o benefício da inserção de cada elemento que pode ser inserido na solução a cada iteração. A heurística é denominada adaptativa porque a valoração de cada elemento muda ao longo das iterações. Estas mudanças refletem a inserção do elemento anterior (FEO E RESENDE, 1995).

Em seguida, uma lista com os elementos de melhores valorações, denominada Lista de Candidatos Restritos (LCR) é construída. Por fim, um elemento da LCR é escolhido de forma aleatória e adicionado à solução. Portanto, a metaheurística possui as propriedades de ser gulosa na construção da lista e aleatória na escolha do próximo elemento a ser inserido na solução. O algoritmo GRASP é mostrado na Figura 4.7.

### **Procedimento GRASP(Max\_Iterações)**

1. Leia\_Entrada();
2. **Para** i=1 **até** Max\_Iterações **faça**
3.     S = Construção\_Aleatória\_Gulosa();
4.     S' = Busca\_Local(S);
5.     Atualize\_Solução(S');
6. **Fim;**

**Fim**

**Figura 4.7 – Algoritmo GRASP**

A Figura 4.8 representa o funcionamento da Construção Aleatória Gulosa do GRASP. Inicialmente a solução começa vazia e as variáveis são inicializadas (passos 1 e 2). As demandas recebem um valor inicial com base na largura de banda requisitada, demandas que requisitam mais largura de banda terão um valor maior, pois a inserção desse elemento é mais interessante por afetar mais a função objetivo. Depois disso, o valor de cada demanda é decrementado com base no tamanho de suas rotas, pois a medida que as rotas crescem mais recursos da rede são utilizados (passos de 4 a 10). A partir disso, uma média é calculada e as demandas são inseridas na RCL se possuírem o valor maior que a média calculada (passos 12 a 16).

Após isso, uma demanda é aleatoriamente selecionada da RCL e inserida na solução (passos 18 e 19). Um dos  $k$  caminhos é selecionado de forma aleatória para a demanda escolhida e os enlaces da rede que estão nesse caminho tem seus valores incrementados (passo 20). Dessa forma, as demandas terão seus valores atualizados e, as que possuem rotas que usam os enlaces que foram incrementadas, se tornarão menos interessantes na próxima inserção de elemento na solução. Esse processo continua até que o critério de parada seja satisfeito, neste caso, o algoritmo pára quando a solução possui mais de  $\beta\%$  das demandas inseridas na solução (passos 20 a 36). Os valores de  $\delta$  e  $\gamma$  foram aleatórios. O primeiro variando entre 1 e 100, e o segundo variando entre 1 e 5.

**Procedimento** Construção\_Aleatória\_Gulosa(semente, alfa)

1. Solução =  $\emptyset$ ;
- 2.
3. **Para**  $d$  **em** Demandas **faça**
4. Valor[ $d$ ] = LarguraDeBanda[ $d$ ]\* $\delta$ ;

5. **Para**  $i=1$  até  $k$  **faça**
6.     Valor[d] = Valor[d] - Caminho[d][k].Tamanho\* $\gamma$ ;
7.     **Fim;**
8.     Media += Valor[d];
9.     **Fim;**
- 10.
11. Media = Media/Demandas.Tamanho;
12. **Para**  $d$  em Demandas **faça**
13.     Se (Valor[d] > Media)
14.         RCL.add(d);
15.     **Fim;**
- 16.
17. Demanda  $d$  = RCL.item(Aleatório);
18. Solução.add(d);
19. Selecione um dos  $k$  caminhos de  $d$  e incremente os enlaces desse caminho;
- 20.
21. **Enquanto** (Solução.Tamanho < Demandas.Tamanho \*  $\beta$ ) **faça**
22.     Decremente os valores das demandas com base nos enlaces;
23.     Atualize a média;
24.     Limpe RCL;
- 25.
26. **Para**  $d$  em Demandas **faça**
27.     Se (Valor[d] > Media)
28.         RCL.add(d);
29.     **Fim;**

```
30.  
31. Demanda d = RCL.item(Aleatório);  
32. Solução.add(d);  
33. Selecione um dos  $k$  caminhos de d e incremente os enlaces desse caminho;  
34.  
35. Fim;  
Fim
```

**Figura 4.8 – Algoritmo da Construção Aleatória Gulosa**

Assim como no ILS, a fase de busca local, responsável por refinar a solução inicialmente obtida na fase de construção, é efetuada usando o modelo matemático SSA para melhorar a solução encontrada no algoritmo de construção.

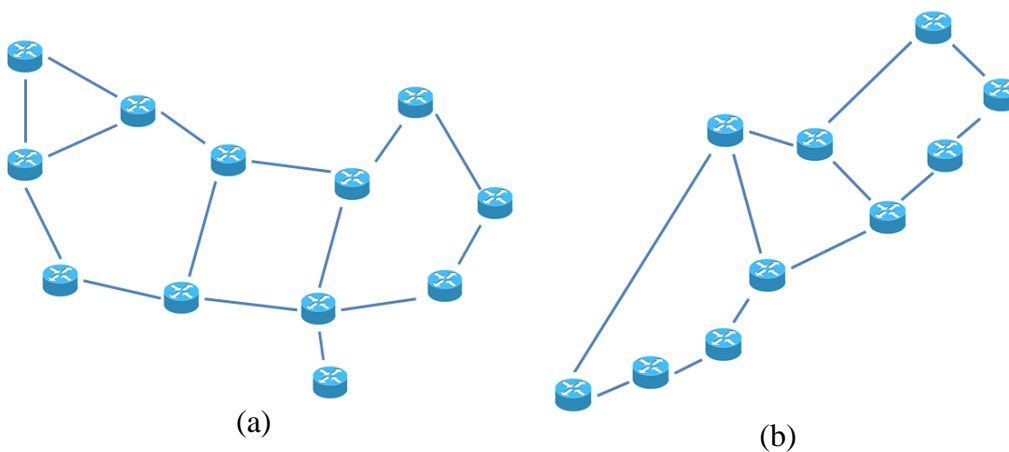
# Capítulo 5

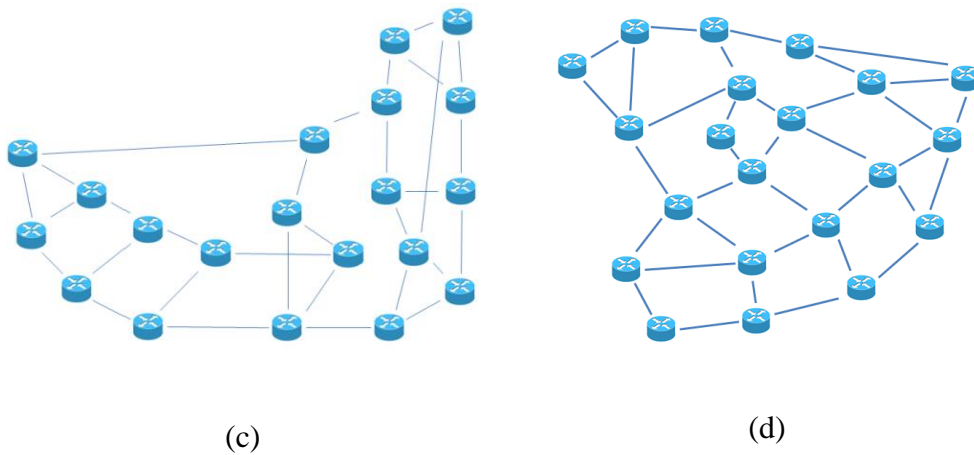
## Resultados obtidos

Neste capítulo são apresentados os experimentos computacionais realizados e os resultados encontrados para os dois algoritmos desenvolvidos, seguindo-se de uma discussão avaliando a eficiência alcançada. Ao final, é feita uma comparação entre os resultados obtidos por cada uma das metaheurísticas.

### 5.1 Cenários e parametrizações

Os desempenhos das metaheurísticas, ILS e GRASP, foram analisados para quatro topologias de rede ópticas, sendo elas: RNP, ABILENE, ARPANET e ESPANHA (mostradas na Figura 5.1). A topologia RNP possui 10 nós e 12 enlaces; a topologia ABILENE possui 12 nós e 15 enlaces; a topologia ARPANET possui 20 nós e 32 enlaces; e a topologia ESPANHA possui 21 nós e 35 enlaces.





**Figura 5.1** – Topologias (a) ABILENE, (b) RNP, (c) ARPANET e (d) ESPANHA

Os  $k$  caminhos de cada demanda foram encontrados de acordo com algoritmo de Yen (1971), este algoritmo determina os  $k$  caminhos mínimos sem ciclos entre um par de nós em uma rede. As duas formulações matemáticas e as duas metaheurísticas foram implementados no ambiente de programação IBM ILOG CPLEX *Optimization Studio* versão 12.5, utilizando a linguagem de otimização OPL e resolvidas pelo CPLEX em uma máquina com CPU *Core i5* 2.50GHz e 6GB de memória RAM utilizando o sistema operacional Windows 8.

No início da fase de validação dos modelos, pequenas instâncias (matrizes de tráfego com tamanho máximo igual a 30 demandas) do problema foram testadas para as redes ABILENE e RNP. Contudo, para essas pequenas instâncias, os modelos não eram resolvidos em menos de 6 horas.

Vários cenários foram utilizados para avaliar as metaheurísticas usando as diferentes topologias. O primeiro cenário consistindo de 5 matrizes (para cada topologia) contendo 36 demandas geradas aleatoriamente foi testado utilizando um conjunto de *slots* por enlace igual a 30, este cenário foi testado para as topologias ABILENE e RNP. O segundo cenário consistiu de 5 matrizes contendo 50 demandas

aleatórias e com  $|S| = 30$ , este cenário foi testado para a topologia ARPANET. O terceiro cenário foi constituído de 3 matrizes contendo um conjunto de 100 demandas aleatórias para  $|S| = 40$ , este último cenário foi testado para a topologia ESPANHA.

Em todos os cenários, as larguras de banda das demandas foram distribuídas uniformemente variando entre 10, 40 e 100 Gbps (1, 2 e 4 *slots*). Além disso, o número de iterações utilizado em ambos os algoritmos foi de 10 iterações. As taxas de perturbação usadas pelo ILS foram 3% e 5%. Os valores utilizados para o parâmetro  $\beta$  do GRASP foram 90% e 94%. Foram realizados diversos experimentos para a definição dos valores acima citados, os quais normalmente variam de problema para problema. Para as simulações, definiu-se o tempo limite para o CPLEX na fase de busca local em 1 segundo para os dois primeiros cenários e 5 segundos para o terceiro cenário. Em resumo, as parametrizações usadas pelas metaheurísticas são mostradas na Tabela 1.

*Tabela 1: Parâmetros utilizados*

<b>Parâmetro</b>	<b>Valor</b>
Número de iterações	10
$ S $	30 e 40
$k$	1,2 e 3
Taxa de perturbação	3% e 5%
B	90% e 94%

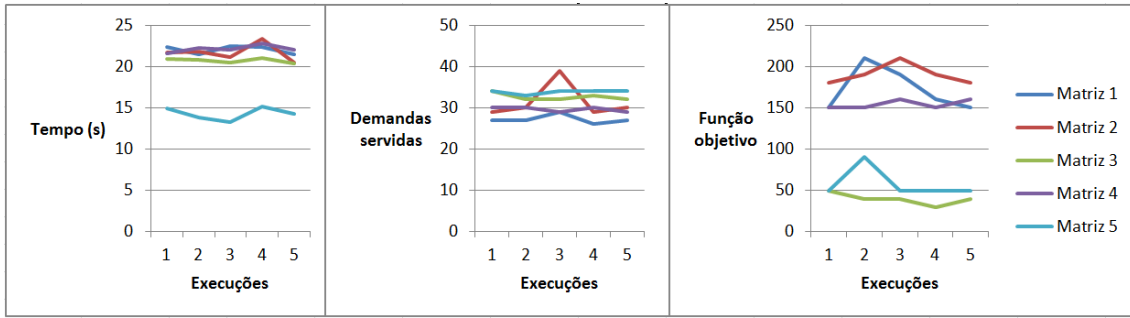
## 5.2 Resultados ILS

As Figuras 5.2, 5.3 e 5.4 apresentam os resultados do ILS para rede RNP utilizando o modelo SSA como busca local, além disso, o algoritmo foi executado 5 vezes para cada matriz de tráfego. Em relação à utilização dos mecanismos de

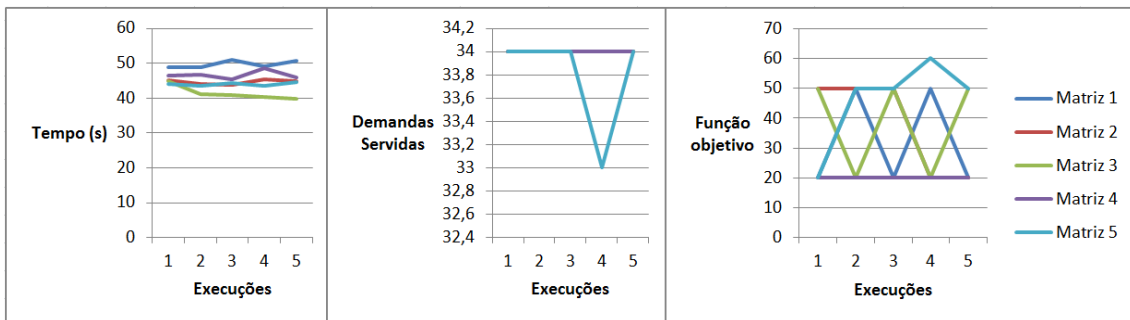
perturbação, o mecanismo que perturba as soluções com demandas tendo maiores caminhos na rede foi utilizado em 30% das iterações, o mecanismo que rejeita as demandas com rotas alocadas nos enlaces mais congestionados foi utilizado em 30% das iterações, os outros dois mecanismos de perturbação (demandas aleatórias e demandas com o caminho mais curto) receberam 20% das iterações cada um.

Cada figura é composta por três gráficos: o primeiro representando os tempos alcançados, o segundo mostrando o número de demandas servidas pelas melhores soluções encontradas em cada execução e o terceiro apresenta o valor da função objetivo da melhor solução encontrada pelo algoritmo para cada matriz de tráfego. É possível observar que as demandas são servidas variando de uma taxa de 72,2% até 94,4% para o número de caminhos igual a 1. Além disso, o tempo do ILS para  $k$  igual a 1 mostrou-se superior ao tempo apresentado nos experimentos de Velasco et. al (2012), em que os autores utilizam os modelos para resolver o problema tendo o cenário de simulação igual ao utilizado neste trabalho para fins de comparação.

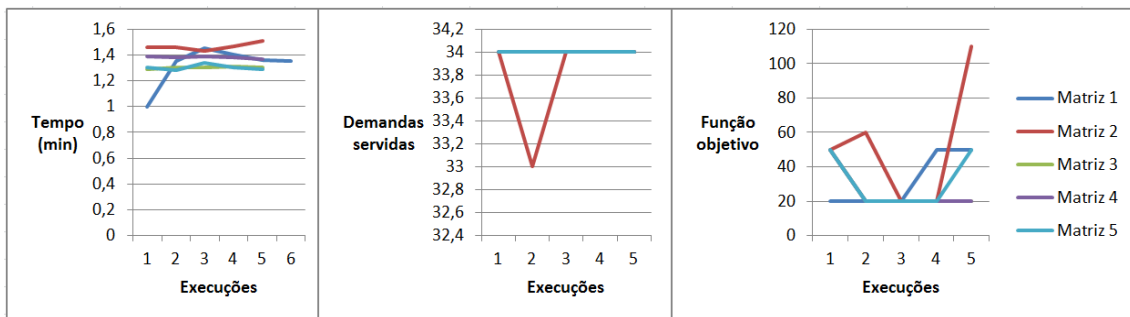
As Figuras 5.3 e 5.4 apresentam os resultados para 2 e 3 caminhos por demanda da rede RNP. Neste caso, todas execuções do algoritmo encontraram mínimos locais onde apenas as demandas definidas pela taxa de perturbação foram rejeitadas, obtendo-se assim uma taxa de demandas servidas igual a 94,4% em todas as execuções. Os resultados também demonstraram que o tempo obtido pelo ILS foi inferior ao tempo apresentado por Velasco et. al (2012), em que neste último o modelo SSA alcançou 2,358.26 segundos e mais de 6 horas sem ter solução encontrada (para  $k$  igual a 2 e 3, respectivamente) para a rede RNP.



**Figura 5.2 Resultados ILS-SSA para k=1 e RNP.**

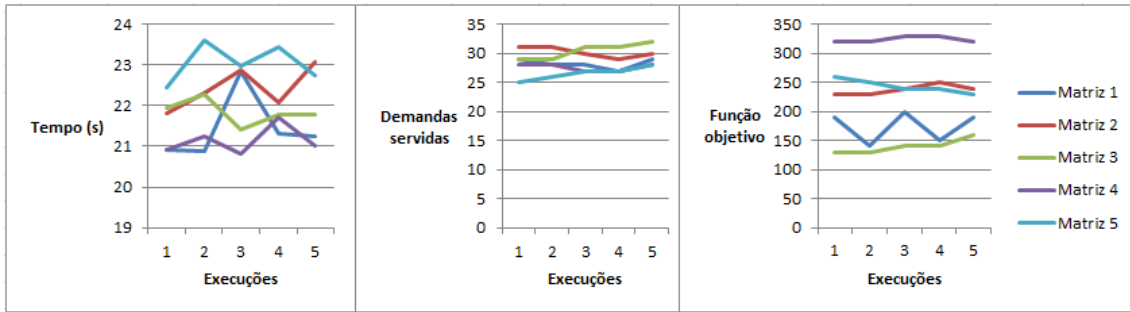


**Figura 5.3 Resultados ILS-SSA para k=2 e RNP.**



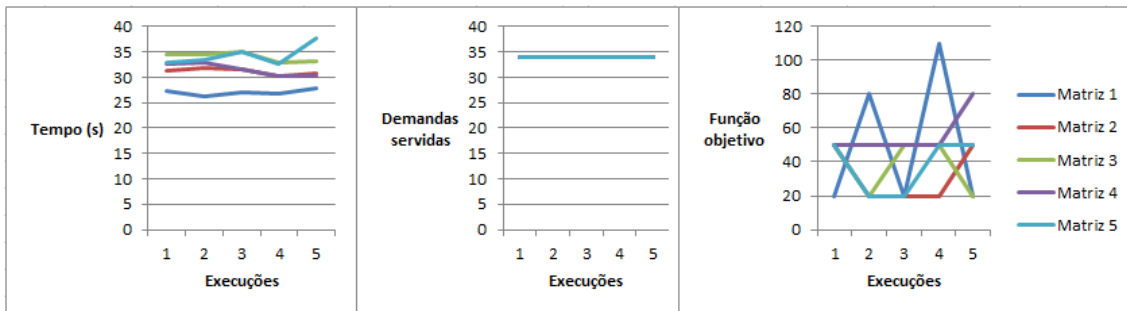
**Figura 5.4 Resultados ILS-SSA para k=3 e RNP.**

Para a rede ABIELENE e  $k$  igual a 1, é possível ver na Figura 5.5 que a taxa de demandas servidas variou de 69,4% (25 demandas) a 88,8% (32 demandas). O tempo computacional variou de 20,8 segundos até 23,6 segundos. Para  $k$  igual a 1, o ILS apresentou o tempo superior ao tempo apresentado por Velasco et. al (2010), em que o modelo SSA levou 9,84 segundos para resolver o problema para a matriz de tráfego utilizada.

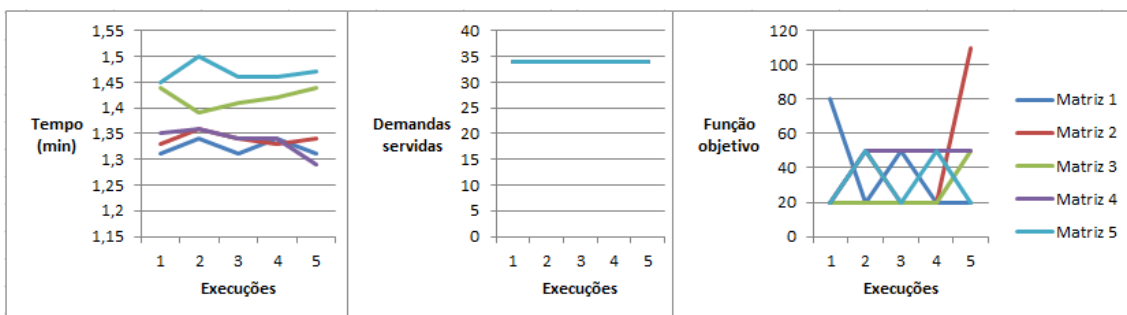


**Figura 5.5 Resultados ILS-SSA para k=1 e rede ABILENE.**

As Figuras 5.6 e 5.7 apresentam os resultados para 2 e 3 caminhos por demanda da rede ABILENE. Também foi possível obter em todas as execuções do algoritmo uma taxa de demandas servidas igual a 94,4%. Os resultados também foram inferiores comparados aos apresentados por Velasco et. al (2012), neste último o modelo SSA alcançou 53.26 segundos e 3,198.35 segundos (para  $k$  igual a 2 e 3, respectivamente) para a rede ABILENE. O tempo máximo apresentado pelo ILS para as cinco matrizes foi de 37.8 segundos para  $k$  igual a 2 e de 88,2 segundos (1,47 minutos) para  $k$  igual a 3.

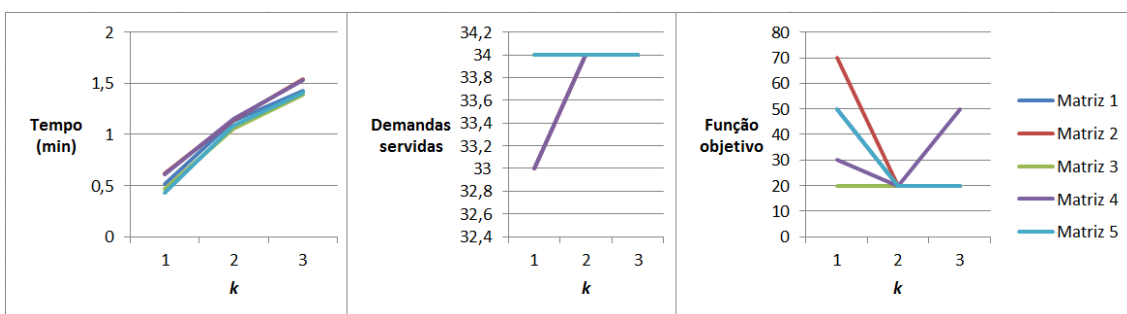


**Figura 5.6 Resultados ILS-SSA para  $k=2$  e rede ABILENE.**

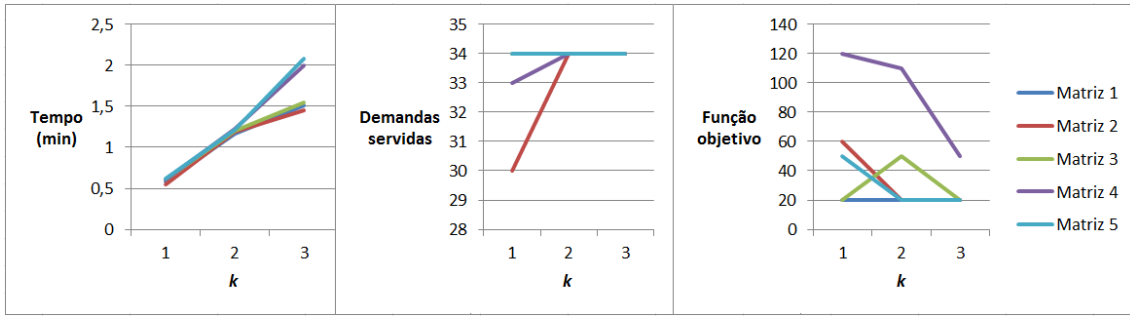


**Figura 5.7 Resultados ILS-SSA para  $k=3$  e rede ABILENE.**

As Figuras 5.8 e 5.9 apresentam os resultados encontrados pelo ILS utilizando o modelo LP-CA na fase de busca local. A taxa de demandas servidas para todos os valores  $k$  é elevada, variando de 91,6% a 94,4% para as matrizes da rede RNP e variando de 83,3% (apenas um caso apresentou esta taxa) a 94,4% para as matrizes da rede ABILENE. Em termos de tempo computacional, o ILS apresentou um tempo maior que o tempo utilizado pelo algoritmo usando o SSA como busca local.



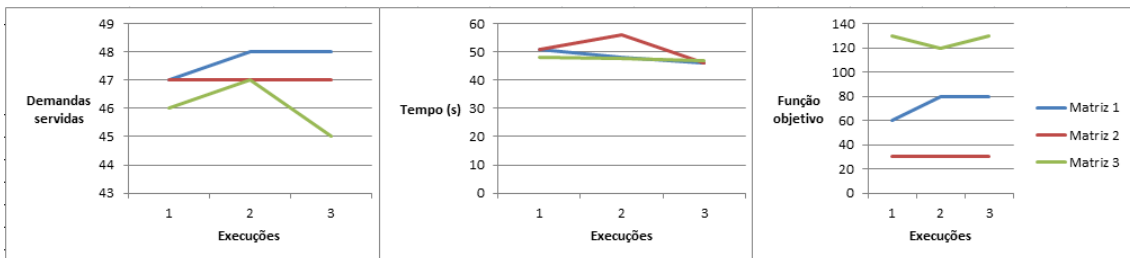
**Figura 5.8 Resultados ILS-LP-CA e rede RNP.**



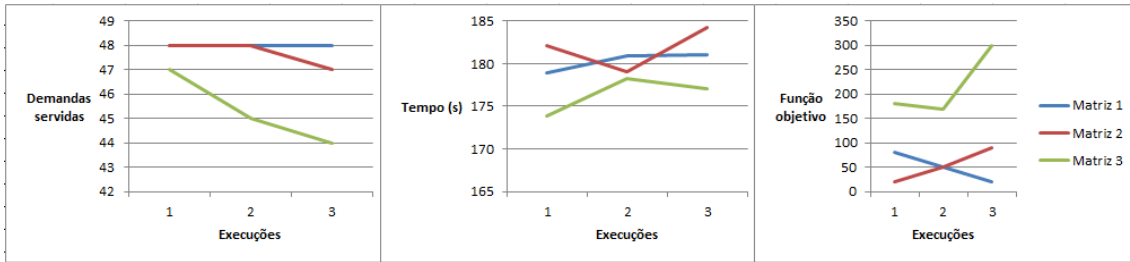
**Figura 5.9 Resultados ILS-LP-CA e rede ABILENE.**

As Figuras 5.10, 5.11 e 5.12 apresentam os resultados encontrados pelo ILS utilizando o modelo SSA na fase de busca local para o segundo cenário, em que a topologia ARPANET é testada e o conjunto de demandas tem tamanho igual a 50. Neste caso também foi possível encontrar boas soluções, nas quais a taxa de demandas servidas foi elevada para todos os valores de  $k$ , variando de 90% a 96% para  $k$  igual a 1, 88% a 96% para  $k$  igual a 2 e 82% a 96% para  $k$  igual a 3.

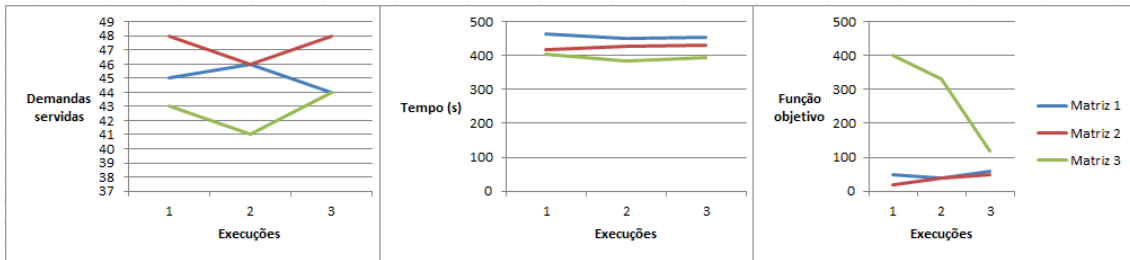
Em relação ao tempo, o ILS obteve o menor tempo de 46,28 segundos e o tempo máximo de 56,2 segundos para  $k$  igual a 1. Para  $k$  igual a 2 e 3, os tempos variaram de 173,89 a 184,22 e 384 a 463 segundos, respectivamente. Ainda neste cenário, apenas duas soluções obtiveram valor da função objetivo igual a 20, em que as duas demandas rejeitadas requisitavam 10 Gbps cada. As duas piores soluções encontradas tinham valor da função objetivo igual a 400 e 330, nas quais 7 e 9 demandas foram rejeitadas, respectivamente.



**Figura 5.10 Resultados ILS-SSA e rede ARPANET e  $k=1$ .**

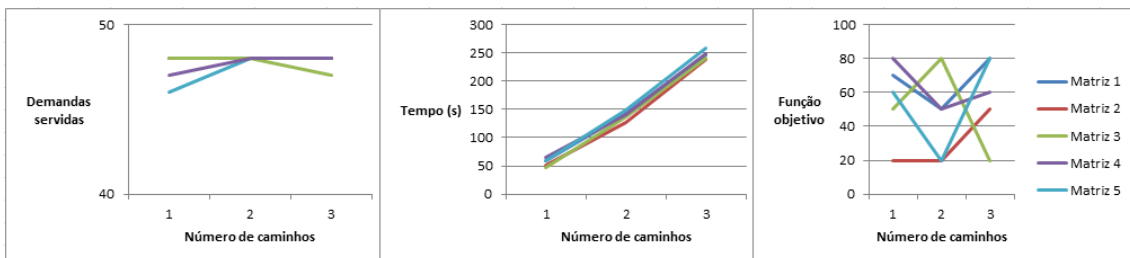


**Figura 5.11 Resultados ILS-SSA e rede ARPANET e k=2.**



**Figura 5.12 Resultados ILS-SSA e rede ARPANET e k=3.**

Na Figura 5.13, os resultados encontrados pelo ILS utilizando o modelo LP-CA na fase de busca local e topologia ARPANET são apresentados. As demandas foram servidas variando de 92% a 96% para  $k$  igual a 1, 96% servidas para  $k$  igual a 2 e 94% a 96% para  $k$  igual a 3. O modelo LP-CA conseguiu obter, em relação ao modelo SSA, tempos similares para  $k$  igual a 1 e menores tempos para  $k$  igual a 2 e 3. Para  $k$  igual a 1, os tempos variaram de 46,89 a 65,01 segundos. Para  $k$  igual a 2 e 3, os tempos variaram de 127,16 a 148,34 e 238,89 a 258,18 segundos, respectivamente.

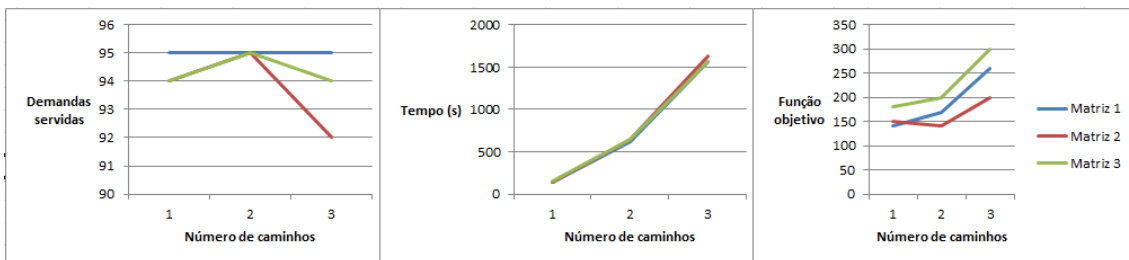


**Figura 5.13 Resultados ILS-LP-CA e rede ARPANET.**

Por fim, a Figura 5.14 apresenta os resultados obtidos pelo ILS para o terceiro cenário proposto, no qual a topologia ESPANHA foi testada usando 3 matrizes de

tráfego contendo 100 demandas em cada e o tamanho spectral foi definido como  $|S| = 40$ . Observa-se que a taxa de demandas servidas variou de 92% (apenas um caso obteve essa porcentagem) a 95%. Também é possível constatar que os tempos computacionais obtidos aumentaram se comparados com os tempos obtidos no cenário anterior da topologia ARPANET e matrizes de tráfego contendo 50 demandas cada.

Os tempos variaram de 141,26 a 152,7 segundos, 622,47 a 643,61 e 1558,61 a 1629,44 para  $k$  igual a 1, 2 e 3, respectivamente. As melhores soluções encontraram valor da função objetivo igual a 140, o que corresponde a 5 demandas rejeitas, nas quais 1 delas solicitava 100 Gbps e as outras 4 solicitavam 10 Gbps cada. A pior solução encontrada obteve valor igual a 300, tendo 6 demandas rejeitadas com solicitações de largura de banda iguais a 100, 100, 40, 40, 10 e 10 Gbps.

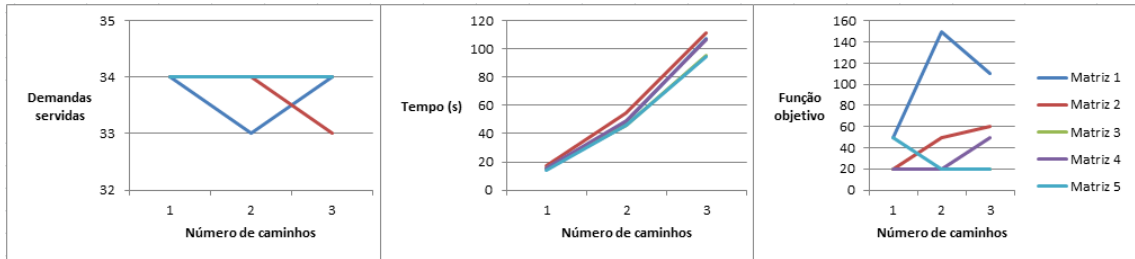


**Figura 5.14 Resultados do ILS-SSA e rede ESPANHA.**

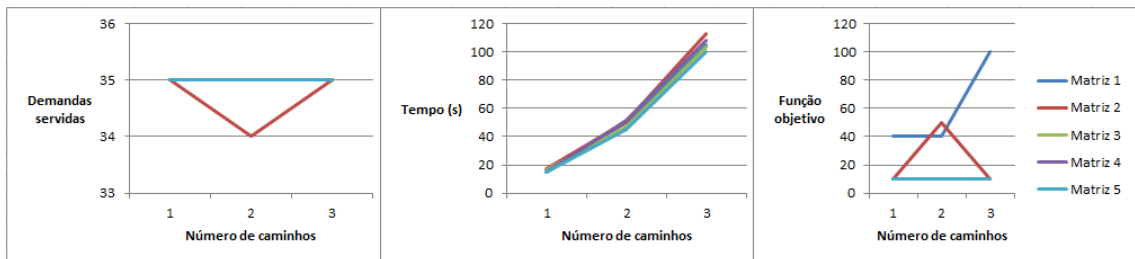
### 5.3 Resultados GRASP

As Figuras 5.15 e 5.16 apresentam os resultados do GRASP obtidos para a topologia RNP, nessas figuras alterou-se apenas o parâmetro  $\beta$  de 90% para 94%. A partir da Figura 5.15, percebe-se que, para  $\beta$  igual a 90%, as melhores soluções encontradas obtiveram 34 demandas servidas e as piores soluções conseguiram servir 33 demandas, o que resulta numa variação de 91,6% a 94,4%. O tempo máximo gasto pelo algoritmo foi de 111,53 segundos e o tempo mínimo foi 14,41 segundos.

As melhores soluções obtiveram valor igual a 20 e as piores obtiveram valores iguais a 150 e 110. Para  $\beta$  igual a 94%, as soluções conseguiram servir 35 demandas em quase todos os casos, apenas uma solução conseguiu servir 34 demandas, obtendo assim uma variação de 94,4% a 97,2%. Em relação aos tempos, a variação foi pouca, o tempo mínimo foi 14,6 segundos e o máximo foi 113,18 segundos.



**Figura 5.15 Resultados do GRASP-SSA e rede RNP 90%.**

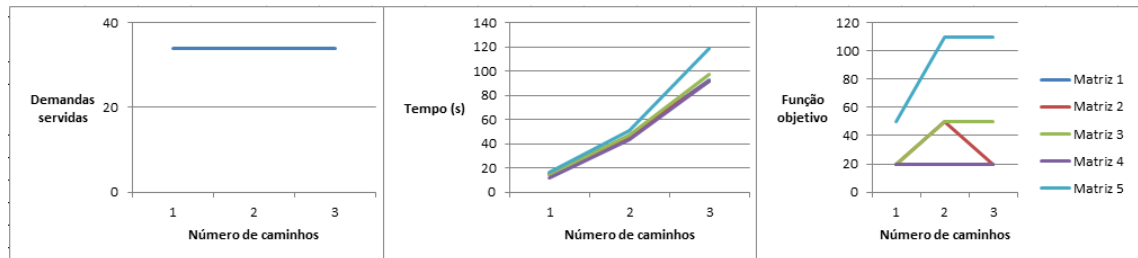


**Figura 5.16 Resultados do GRASP-SSA, rede RNP 94%.**

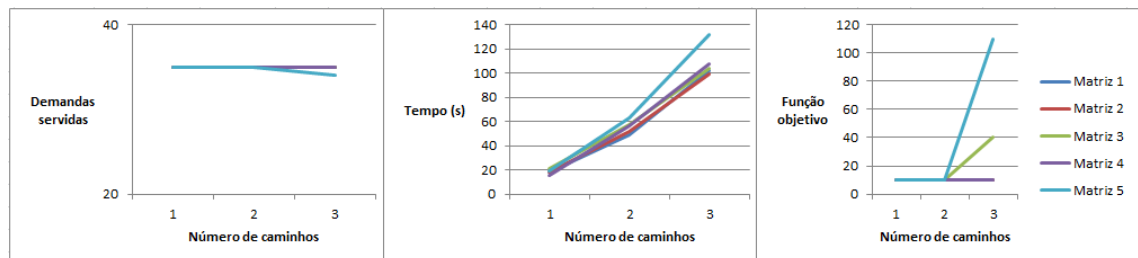
Para a topologia ABILENE, os resultados são mostrados nas Figuras 5.17 e 5.18, o que mudou de uma para outra também foi o parâmetro  $\beta$  de 90% para 94%. Para  $\beta$  igual a 90%, todas as melhores soluções encontradas obtiveram 34 demandas servidas, o que resulta em uma porcentagem de 94,4% demandas servidas. Os tempos que o algoritmos levou foram similares aos encontrados para a topologia RNP, em que o tempo mínimo foi 12,04 segundos e o tempo máximo foi 118,91 segundos.

As melhores soluções obtiveram, assim como na topologia RNP, valor igual a 20 e as piores obtiveram valores iguais a 110 (uma delas requisitando 100Gbps e a outra

10Gbps). Para  $\beta$  igual a 94%, as soluções conseguiram servir 35 demandas em quase todos os casos, apenas uma solução conseguiu servir 34 demandas, obtendo assim uma variação de 94,4% a 97,2%. O tempo mínimo foi de 15,56 e o máximo foi de 131,78.



**Figura 5.17 Resultados do GRASP-SSA, rede ABILENE 90%.**

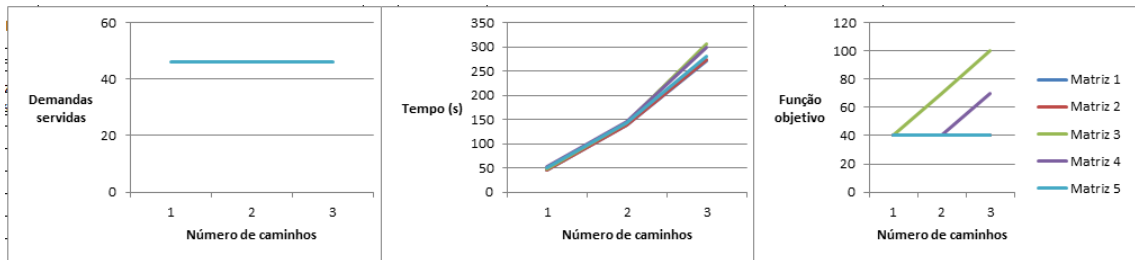


**Figura 5.18 Resultados do GRASP-SSA, rede ABILENE 94%.**

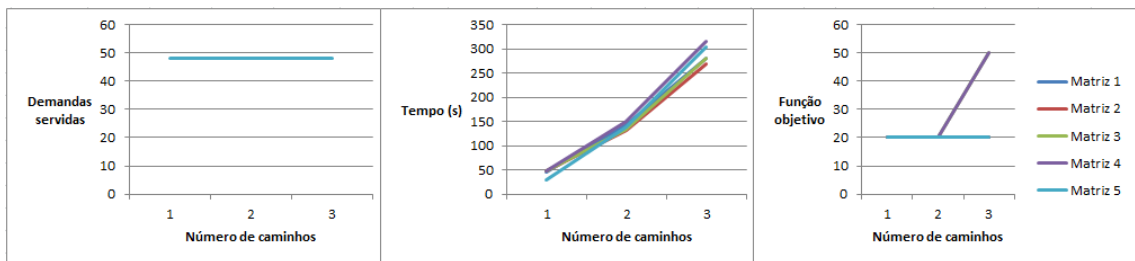
No caso da topologia ARPANET, em que os conjuntos de demandas possuem tamanho igual a 50, os resultados são apresentados nas Figuras 5.19 e 5.20. Para  $\beta$  igual a 90%, todas as melhores soluções encontradas obtiveram 46 demandas servidas, resultando assim em uma porcentagem de 92% demandas servidas. Pelo fato das matrizes de tráfego terem aumentado e também pelo fato da rede ser um pouco maior, os tempos obtidos também foram maiores, em que o tempo mínimo foi 45,59 segundos e o tempo máximo foi 305,53 segundos. O valor da função objetivo obtido pelas melhores soluções foi igual a 40 e as piores obtiveram valores iguais a 100 e 70.

Para  $\beta$  igual a 94%, as soluções conseguiram servir 48 demandas em todos os casos, o que leva a uma taxa de 96%. O tempo mínimo foi de 15,56 e o máximo foi de

131,78. O valor da função objetivo obtido pelas melhores soluções foi igual a 20 (duas demandas solicitando 10Gbps cada) e a pior obteve valor igual a 50 (uma demanda solicitou 40Gbps e a outra 10Gbps).

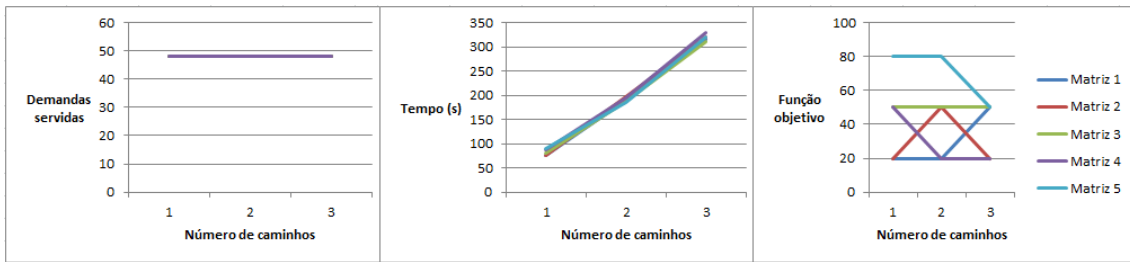


**Figura 5.19 Resultados do GRASP-SSA e rede ARPANET 90%.**



**Figura 5.20 Resultados do GRASP-SSA e rede ARPANET 94%.**

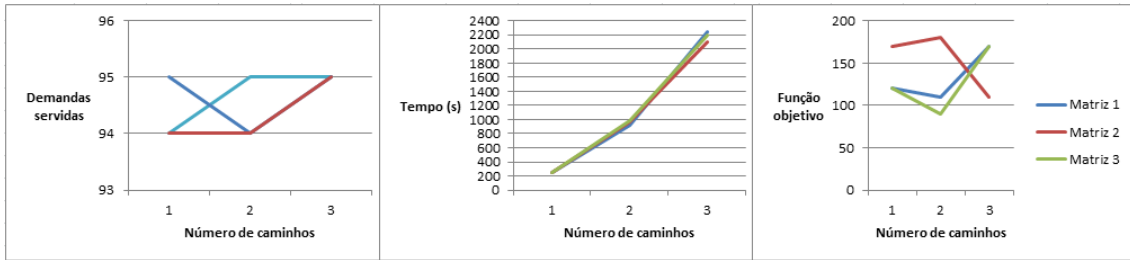
Os resultados encontrados pelo GRASP utilizando o modelo LP-CA na fase de busca local e topologia ARPANET são apresentados na Figura 5.21. Para todos os caminhos, 96% das demandas foram servidas. Ao contrário dos resultados obtidos para o ILS, em que o modelo LP-CA na fase de busca local obteve menores tempos, para o GRASP o modelo LP-CA apresentou tempos maiores que o SSA. Para  $k$  igual a 1, os tempos variaram de 76,29 a 90,15 segundos. Para  $k$  igual a 2 e 3, os tempos variaram de 185,68 a 195,94 e 310,12 a 330,19 segundos, respectivamente.



**Figura 5.21 Resultados do GRASP-LP-CA e rede ARPANET.**

Por último a topologia ESPANHA, em que os conjuntos de demandas possuem tamanho igual a 100, os resultados são apresentados na Figura 5.22. Neste caso, utilizou-se apenas  $\beta$  igual a 94%, pelo fato das instâncias serem maiores e também por este parâmetro ter apresentado os melhores resultados para os casos anteriores. As melhores soluções encontradas obtiveram uma porcentagem de 95% demandas servidas. O tempo mínimo foi 244,81 segundos e o tempo máximo foi 2242,59 segundos. O valor da função objetivo obtido pela melhor solução foi igual a 90 (6 demandas rejeitadas, uma delas requisitando 40Gbps e as restantes requisitando 10Gbps) e a pior obteve valor igual a 180 (6 demandas rejeitadas, quatro delas requisitando 40Gbps e as restantes requisitando 10Gbps).

Para  $\beta$  igual a 94%, as soluções conseguiram servir 48 demandas em todos os casos, o que leva a uma taxa de 96%. O tempo mínimo foi de 15,56 e o máximo foi de 131,78. O valor da função objetivo obtido pelas melhores soluções foi igual a 20 (duas demandas solicitando 10Gbps cada) e a pior obteve valor igual a 50 (uma demanda solicitou 40Gbps e a outra 10Gbps).



**Figura 5.22 Resultados do GRASP-SSA e rede ESPANHA 94%.**

## 5.4 Comparações ILS e GRASP

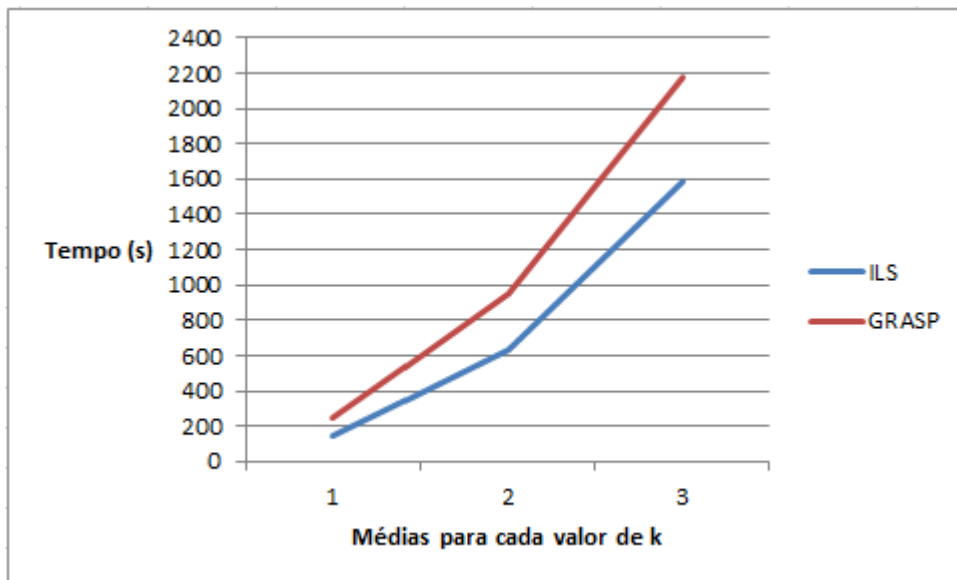
Nesta seção os resultados obtidos pelo GRASP e ILS são comparados em relação aos tempos que cada metaheurística obteve. Além disso, também é feita uma análise sobre os valores encontrados da função objetivo. As soluções das duas metaheurísticas apresentam uma variação em relação a qualidade das soluções para as cinco matrizes, pois cada matriz apresenta um tráfego diferente. Portanto, uma matriz que requer mais recursos é mais difícil de se atender as todas as demandas ou então é necessário mais tempo para encontrar as soluções.

A Figura 5.23 apresenta as médias dos tempos das execuções que o ILS e GRASP levaram no terceiro cenário testado. É perceptível que houve uma diferença significativa entre os tempos encontrados pelo ILS e GRASP, em que o ILS conseguiu obter os menores tempos. Para  $k$  igual a 1, o ILS obteve em média 145,59 segundos enquanto o GRASP levou 253,77 segundos. Para  $k$  igual a 2, o ILS conseguiu uma média de 636,06 segundos, por outro lado o GRASP levou 955,30 segundos. Para  $k$  igual a 3, o ILS alcançou em média 1584,08 segundos e o GRASP levou 2181,71 segundos.

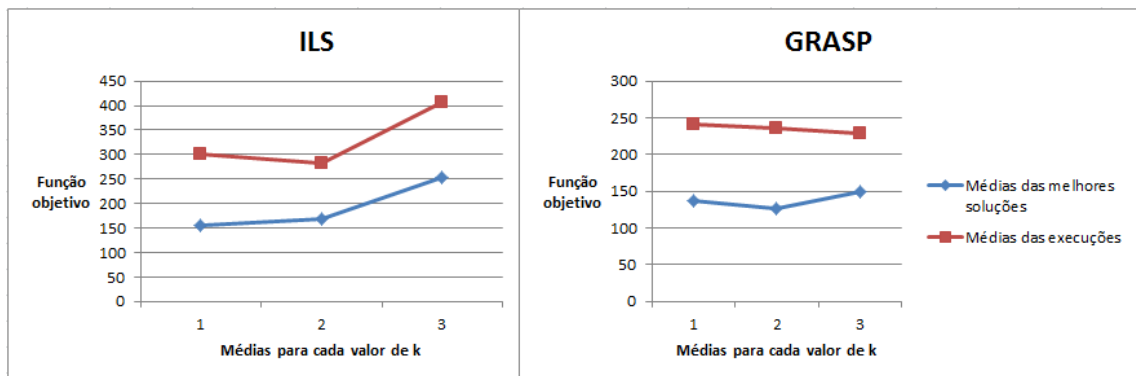
Outro fator interessante a ser observado é se as melhores soluções encontradas pelas metaheurísticas estão próximas da média de todas as soluções, isso pode ser

utilizado para avaliar se a metaheurística está encontrando muitas soluções boas ou apenas algumas boas.

A partir da Figura 5.24, é possível verificar a média dos valores das melhores soluções encontradas e também a média das execuções. Para a topologia ESPANHA, as melhores soluções obtidas pelo GRASP estiveram mais próximas da média do que as soluções encontradas pelo ILS. Para  $k$  igual a 1, a diferença foi de 145 para o ILS e de 105 para o GRASP. Para  $k$  igual a 2, o resultado foi similar, a diferença para o ILS foi de 112 e de 110 par ao GRASP. Para  $k$  igual a 3, a diferença foi a mais significativa, o ILS teve 154 e o GRASP 79.



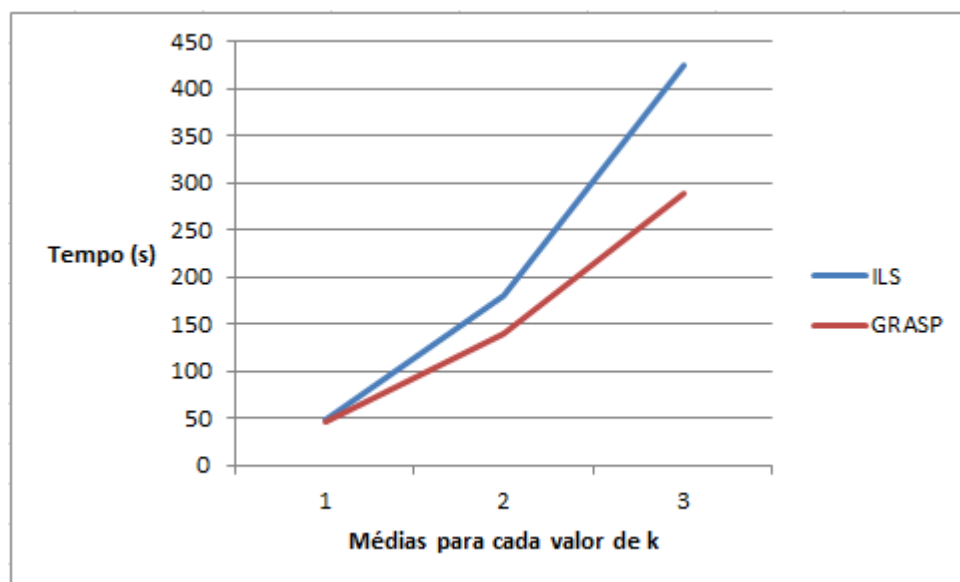
**Figura 5.23 Comparativo de tempo para o cenário ESPANHA 100.**



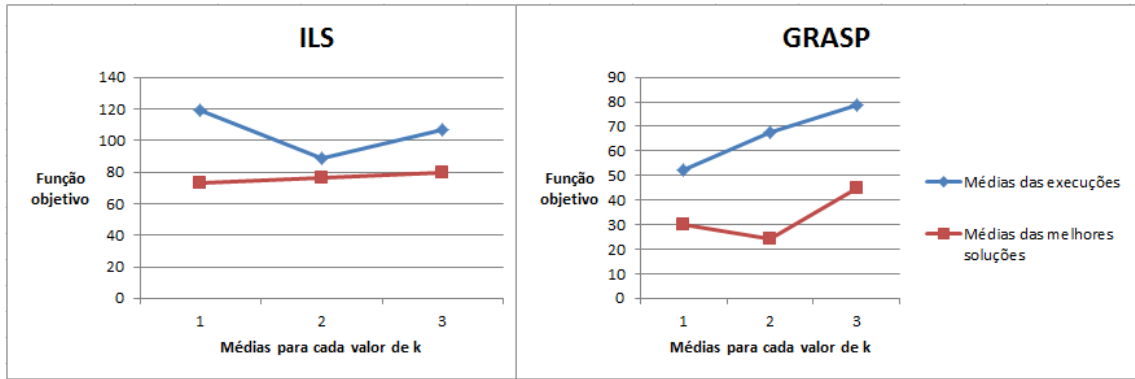
**Figura 5.24 Comparativo dos valores da função objetivo ESPANHA 100.**

O segundo cenário, topologia ARPANET com conjuntos de demandas tendo tamanho 50, tem seus resultados apresentados na Figura 5.25 e 5.26. Neste caso, os tempos obtidos pelas metaheurísticas foram mais similares, apesar do GRASP ter apresentado os menores tempos, a maior diferença ocorreu para  $k$  igual a 3. Para  $k$  igual a 1, o ILS obteve em média 49,02 segundos enquanto o GRASP levou 46,02 segundos. Para  $k$  igual a 2, o ILS conseguiu uma média de 179,49 segundos, por outro lado o GRASP levou 141,02 segundos. Para  $k$  igual a 3, o ILS alcançou em média 425,43 segundos e o GRASP levou 288,182 segundos.

As melhores soluções obtidas pelo ILS estiveram um pouco mais próximas da média do que as soluções encontradas pelo GRASP. Para  $k$  igual a 1, a diferença foi de 46 para o ILS e de 22 para o GRASP. Para  $k$  igual a 2, a diferença para o ILS foi de 12 e de 44 para o GRASP. Para  $k$  igual a 3, a diferença foi a menos significativa, o ILS teve 27 e o GRASP 34.



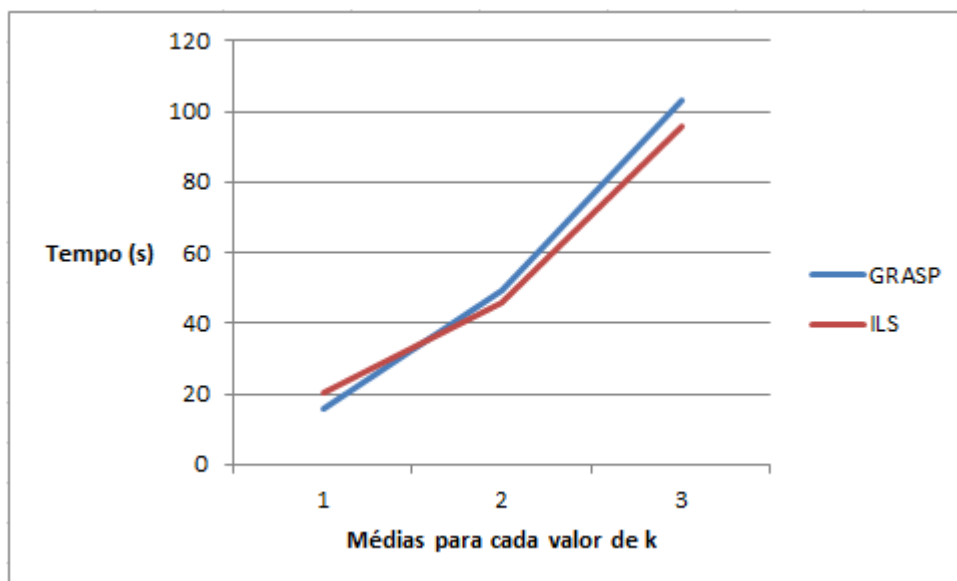
**Figura 5.25 Comparativo de tempo para o cenário ARPANET 50.**



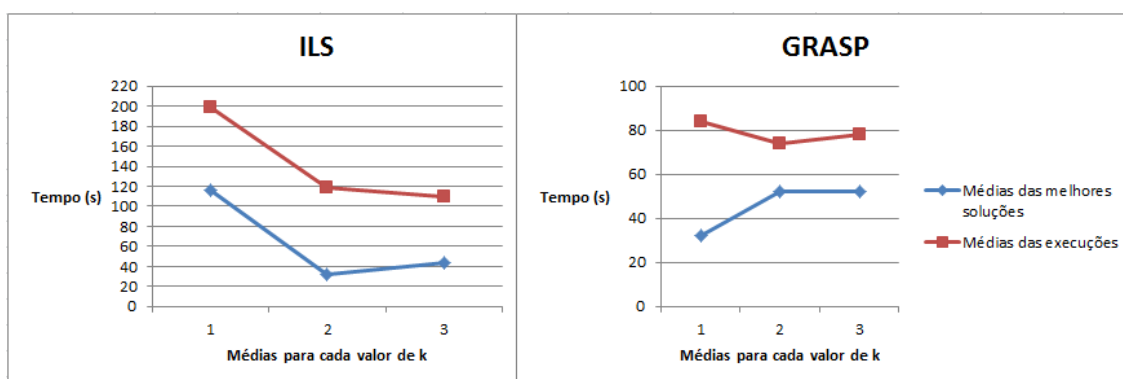
**Figura 5.26 Comparativo dos valores da função objetivo ARPANET 50**

Por último, o terceiro cenário tendo as topologias ABILENE e RNP com matrizes de tráfego contendo 36 demandas, tem seus resultados apresentados nas Figuras 5.27, 5.28, 5.29 e 5.30. Primeiramente, para a topologia ABILENE, o GRASP conseguiu obter os menores tempos, havendo diferenças significativas para  $k$  igual a 2 e 3. Para  $k$  igual a 1, o GRASP uma média de 14,74 segundos enquanto o ILS levou 25,56 segundos. Para  $k$  igual a 2, o ILS conseguiu uma média de 92,27 segundos, contudo o GRASP levou 46,81 segundos. Para  $k$  igual a 3, o ILS alcançou em média 175,23 segundos e o GRASP alcançou 98,57 segundos.

Para a topologia RNP, os tempos alcançados foram os mais similares. Para  $k$  igual a 1, o GRASP conseguiu o menor tempo enquanto o ILS obteve os melhores tempos para os outros casos. Para  $k$  igual a 1, o GRASP conseguiu uma média de 15,55 segundos enquanto o ILS levou 20,29 segundos. Para  $k$  igual a 2, o ILS conseguiu uma média de 45,6 segundos, contudo o GRASP levou 49,02 segundos. Para  $k$  igual a 3, o ILS alcançou em média 95,8 segundos e o GRASP alcançou 103,26 segundos.



**Figura 5.27** Comparativo de tempo para o cenário RNP36.

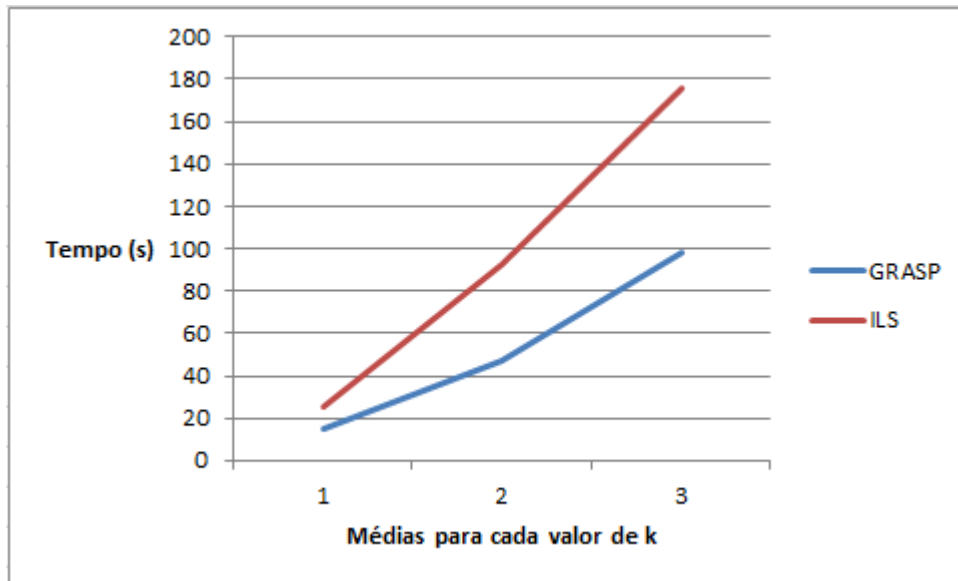


**Figura 5.28** Comparativo dos valores da função objetivo RNP 36.

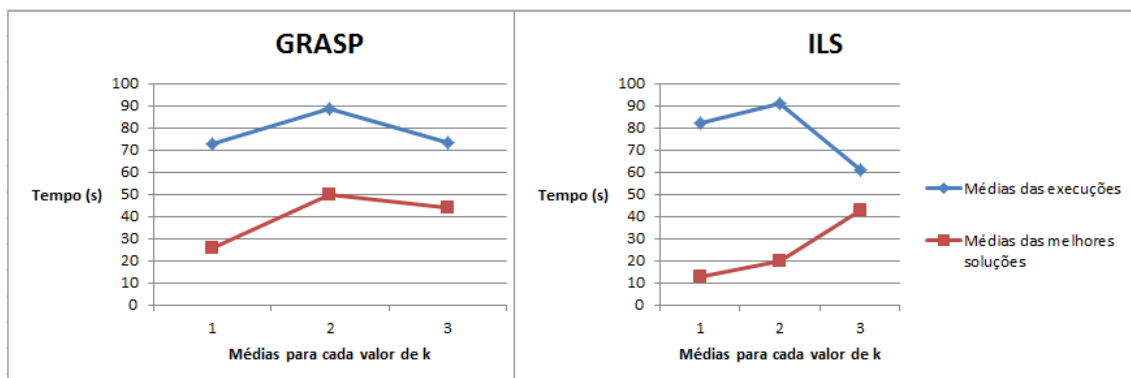
Para a topologia ABILENE, as melhores soluções obtidas pelo GRASP estiveram mais próximas da média do que as soluções encontradas pelo ILS. Para  $k$  igual a 1, a diferença foi de 69 para o ILS e de 73 para o GRASP. Para  $k$  igual a 2, a diferença para o ILS foi de 71 e de 39 para o GRASP. Para  $k$  igual a 3, a diferença foi a menos significativa, o ILS teve 18 e o GRASP 29.

Para a topologia RNP, as melhores soluções obtidas pelo GRASP também estiveram mais próximas da média do que as soluções encontradas pelo ILS. Para  $k$  igual a 1, a diferença foi de 82 para o ILS e de 52 para o GRASP. Para  $k$  igual a 2, a

diferença para o ILS foi de 87 e de 22 para o GRASP. Para  $k$  igual a 3, a diferença foi a menos significativa, o ILS teve 66 e o GRASP 26.



**Figura 5.29** Comparativo de tempo para o cenário ABILENE 36.



**Figura 5.30** Comparativo dos valores da função objetivo ABILENE 36.

Por fim, a Tabela 2 sumariza as médias dos resultados apresentados pelas duas metaheurísticas. É possível observar que os valores em negrito em cada linha são os melhores valores encontrados. Dessa forma, observa-se qual das duas metaheurísticas obteve melhor resultado para cada cenário.

Tabela 2: Sumarização dos resultados obtidos

Topologia	k	GRASP			ILS		
		Tempo	Demandas servidas	Função objetivo	Objetivo	Servidas	Tempo
ABILENE	1	26	34	<b>14,742</b>	<b>13</b>	<b>35</b>	25,57
	2	44	34	<b>46,808</b>	<b>20</b>	<b>35</b>	92,27
	3	50	34	<b>98,574</b>	<b>43</b>	<b>35</b>	175,24
RNP	1	<b>32</b>	<b>34</b>	<b>15,558</b>	116	31	20,29
	2	52	34	49,02	<b>32</b>	<b>34</b>	<b>45,90</b>
	3	52	34	103,26	<b>44</b>	<b>34</b>	<b>81,48</b>
ARPANET	1	<b>44</b>	<b>48</b>	82,45	73	47	<b>50</b>
	2	<b>44</b>	<b>48</b>	191,126	93	48	<b>178</b>
	3	<b>38</b>	<b>48</b>	<b>319,484</b>	157	45	429
ESPANHA	1	<b>137</b>	<b>94</b>	252,77	157	94	<b>145,5967</b>
	2	<b>127</b>	94	955,30667	170	<b>95</b>	<b>636,0667</b>
	3	<b>150</b>	<b>95</b>	2181,7067	253	94	<b>1584,077</b>

## 5.5 Conclusão

Este capítulo apresentou os resultados encontrados pelas duas metaheurísticas desenvolvidas para os cenários de testes propostos. Em alguns cenários o ILS apresentou melhores resultados em relação ao tempo e na maioria dos cenários apresentou também soluções de melhor qualidade. Por outro lado, o GRASP também conseguiu apresentar melhores resultados em alguns cenários. O Capítulo 6 apresentará as considerações finais deste trabalho.

# Capítulo 6

## Considerações Finais

Neste trabalho o problema de roteamento e alocação de rota (RSA) em redes ópticas elásticas foi abordado. Os estudos foram direcionados para a utilização de metaheurísticas no intuito de obter-se a configuração de rede que apresentasse menor utilização dos recursos espectrais alocando o número máximo de demandas possíveis em um tempo computacional razoável.

Foi feita uma análise na literatura em busca de trabalhos com objetivos semelhantes, mas apesar do aprendizado proporcionado, não foi encontrado nenhum trabalho que abordasse a versão *off-line* do problema RSA usando metaheurísticas para a solução do mesmo, por isso foram escassas as comparações com pesquisas anteriores, apontando-se para a necessidade de mais pesquisas com o tema estudado destacando a relevância que o mesmo possui. Primeiramente, dois modelos matemáticos foram implementados para estudar o problema e analisar sua complexidade. De posse disso, partiu-se para o desenvolvimento e implementação de algoritmos baseados em *Iterated Local Search* e *Greedy Randomized Adaptive Search Procedure*. Além disso, foram feitos experimentos empíricos para definição dos valores mais adequados para os parâmetros de cada metaheurística.

Para realização das simulações, foi gerado um conjunto de instâncias de forma aleatória, de diferentes dimensões, variando-se a quantidade de demandas em cada matriz de tráfego cliente, o número de rotas que cada conexão poderia ter, como também o número de *slots* em cada enlace da rede óptica.

Os resultados obtidos mostram que as heurísticas apresentam um tempo de resposta relativamente baixo, mostrando que a abordagem é uma opção viável, apesar da perda da qualidade característica dos algoritmos aproximativos. Para as parametrizações propostas e terceiro cenário, o GRASP apresentou os melhores tempos e também apresentou melhores soluções mais próximas da média. No segundo cenário, apesar dos dois algoritmos apresentarem tempos similares, o ILS apresentou os maiores tempos e soluções mais próximas da média. Para o primeiro cenário, o GRASP conseguiu apresentar melhores resultados para a topologia ABILENE e soluções mais próximas da média. Por outro lado, para a topologia RNP, o GRASP apresentou os menores tempos apenas para  $k$  igual a 1, o ILS obteve os menores tempos para os outros casos. Neste último caso, o GRASP também conseguiu obter as melhores soluções mais próximas da média.

## **6.1 Contribuições**

A principal contribuição deste trabalho foi o desenvolvimento e implementação de duas metaheurísticas, até então não utilizadas, para solução do problema RSA. Os resultados demonstraram que as metaheurísticas se tornam uma alternativa para problemas dessa natureza, em que os métodos exatos se tornam inviáveis para grandes instâncias do problema.

## **6.2 Trabalhos Futuros**

Para trabalhos futuros, sugere-se a utilização de outras valorações para os parâmetros das metaheurísticas de forma a avaliar o seu desempenho. Além disso, também sugere-se testar os algoritmos para instâncias maiores e outras topologias de redes ópticas. A implementação de uma metaheurística híbrida também é uma

alternativa, em que uma metaheurística pode ser utilizada para fornecer a solução de outra.

Outra proposta de trabalho interessante seria a implementação de uma metaheurística híbrida entre GRASP e ILS, assim como também a utilização de outra metaheurística em conjunto com as duas já implementadas. Por fim, sugere-se ainda o desenvolvimento de um novo modelo matemático mais simples objetivando também garantir a equidade das demandas servidas.

# Referências

BARRY, R. A. e HUMBLET, P. A. (1995) “Models of Blocking Probability in All-Optical Networks with and without Wavelength Changers”, In: Proceedings of INFOCOM, vol. 2, pp. 20.

BEZERRA, P. H. G. (2010) Avaliação de Desempenho de Algoritmos de Alocação de Comprimento de Onda em Redes Ópticas WDM, Dissertação de Mestrado, Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica, Universidade Federal do Pará.

BEZERRA, P. H. G.; CARDOSO, A. J. F.; FRANCÊS, C. R. L. (2010) Performance Evaluation of Algorithms for Wavelength Assignment in Optical WDM Networks. In: International Journal of Computer Science and Network Security IJCSNS, vol. 10, January, 2010.

BLUM, C., ROLI, A. (2003), Metaheuristics in Combinatorial Optimization: Overview and Conceptual Comparison, ACM Computing Surveys, 35, 3, 268–308.

NIKOLAEV; G. A.; JACOBSON, H. S. Simulated Annealing. In: GENDREAU, M., POTVIN, J. (eds), Handbook of Metaheuristics, International Series in Operations Research & Management Science, Springer. Second Edition, 2010.

GUSMÃO, R. P., FONSECA, I. E., CABRAL, L. A. F. (2013) “Problema de Alocação de Rota e Espectro em Redes Ópticas Elásticas: Um Estudo de Caso”. In: XLV Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional, Natal – RN, SBPO 2013.

CHRISTODOULOPOULOS, K.; TOMKOS, I.; VARVARIGOS, E. Elastic bandwidth allocation in flexible OFDM based optical networks. IEEE J. Lightwave Technol. 29, 1354–1366 (2011)

CHRISTODOULOPOULOS, K.; TOMKOS, I.; VARVARIGOS, E. Time-Varying Spectrum Allocation Policies and Blocking Analysis in Flexible Optical Networks. IEEE J. On Selected Areas in Communications 31, (2013)

TALEBI, S.; ALAM, F.; KATIB, I.; KHAMIS, M.; SALAMA, R.; ROUSKAS, G. N. Spectrum management techniques for elastic optical networks: A survey. Journal of Optical Switching and Networking 13, p. 34-48, 2014.

HOROTA, A. K.; FIGUEIREDO, G. B.; FONSECA, N. L. S. (2014) “Algoritmo de Roteamento e Atribuição de Espectro com Minimização de Fragmentação em Redes Ópticas Elásticas”, In: 32º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos, Florianópolis – SC, SBRC 2014.

FEO, T. A.; RESENDE, M. G. C. Greedy randomized adaptive search procedures. Journal of Global Optimization, v.6, n.2, p. 109-133, 1995.

GENDREAU, M.; POTVIN, J-Y. Handbook of Metaheuristics. International Series in Operations Research & Management Science, Springer. Second Edition, 2010.

JINNO, M.; TAKARA, H.; KOZICHI, B.; TSUKISHIMA, Y.; SONE, Y. Spectrum-efficient and scalable elastic optical path network: Architecture, benefits, and enabling technologies. IEEE Communications Magazine, vol. 47, pp. 66–73, 2009.

NOROUZI, A.; ZAIM, A. H.; USTUNDAG, B. B. An integrated survey in Optical Networks: Concepts, Components and Problems. IJCSNS International Journal of Computer Science and Network Security, VOL.11 No.1, January 2011

LOURENÇO, H. R.; MARTIN, O.; STÜTZLE, T. Iterated Local Search: Framework and Applications. In: GENDREAU, M., POTVIN, J. (eds), Handbook of Metaheuristics, International Series in Operations Research & Management Science, Springer. Second Edition, 2010.

MUKHERJEE, B. (2006). Optical WDM Networks. California, USA: Springer.

RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K. N. Optical Networks: a practical perspective. San Francisco, USA. Morgan Kaufmann, Second edition 2002.

SANTOS, A. F.; SANTOS, C. C.; DURÃES, G. M.; ASSIS, K. D. R. Roteamento e Alocação de Espectro em Redes Ópticas: O Conceito SLICE. XXX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações – SBRT’12. Brasília – DF, Setembro de 2012.

SANTOS, A. F.; JUNIOR, R. C. A.; ASSIS, K. D. R.; DURÃES, G. M.; SOARES, A.; GIOZZA, W. F. Adaptação do Algoritmo BSR para Redes Ópticas SLICE. In: 31º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos – SBRC 2013, 2013.

STERN, T. E.; ELLINAS, G.; BALA, K. Multiwavelength Optical Networks Architectures, Design, and Control. Cambridge University Press, 2ª Edição, 2009.

WANG, Y.; CAO, X.; HU, Q. (2011a) Routing and Spectrum Allocation in Spectrum-sliced Elastic Optical Networks. In: Proceedings of IEEE INFOCOM, 2011.

WANG, Y.; CAO, X.; PAN, Y. (2011b) “A Study of the Routing and Spectrum Allocation in Spectrum-sliced Elastic Optical Networks”, In: Proceedings of IEEE INFOCOM.

WANG, Y.; ZHANG, J.; ZHAO, Y.; WANG, J.; GU, W. (2013) “ACO-based routing and spectrum allocation in flexible bandwidth networks”, Springer Photonic Network Communication, vol 25, p. 135-143.

VELASCO, L.; KLINKOWSKI, M.; RUIZ, M.; COMELLAS, J. Modeling the routing and spectrum allocation problem for flexgrid optical networks. Photon Netw Commun (2012)

VIZCAÍNO, J. L.; YE, Y.; MONROY, I. T. Energy efficiency analysis for flexible-grid OFDM-based optical networks. *Journal of Computer Networks*, Elsevier, 2012.

YEN, J. Finding the k shortest loopless paths in a network. *Management Science*, vol. 17, no. 11, pp. 712–16, 1971.