

UNIVERSIDADE FEDERAL DO PARÁ
INSTITUTO DE TECNOLOGIA
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA

TESE DE DOUTORADO

Afonso Jorge Ferreira Cardoso

**FOG: Função de Objetivo Genérico para Roteamento e
Alocação de Comprimentos de Onda em Redes Ópticas
com Tráfego de Demanda Estática**

TD-03/2011

BELÉM
2011

UNIVERSIDADE FEDERAL DO PARÁ
INSTITUTO DE TECNOLOGIA
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA

TESE DE DOUTORADO

Afonso Jorge Ferreira Cardoso

FOG: Função de Objetivo Genérico para Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda em Redes Ópticas com Tráfego de Demanda Estática

Tese apresentada para a obtenção do título de Doutor em Engenharia Elétrica à comissão julgadora da Universidade Federal do Pará.

Orientador: Prof. Dr. Carlos Renato Lisboa Francês
Co-Orientador: Prof. Dr. João Crisóstomo Weyl Albuquerque Costa

BELÉM
2011

Todos os direitos reservados.

A reprodução não-autorizada desta publicação, no todo ou em parte, constitui violação dos direitos autorais (Lei nº 9.610).

Dados Internacionais de Catalogação na Publicação (CIP)
Universidade Federal do Pará

Cardoso, Afonso Jorge Ferreira.

FOG : função de objetivo genérico para roteamento e alocação
de comprimentos de

onda em redes ópticas com tráfego de demanda estática / Afonso
Jorge Ferreira Cardoso. –

2011.

122 f. : il.

Tese (doutorado) – Universidade Federal do Pará, Instituto de Tecnologia, Belém, PA,
2011.

Orientador: Prof. Dr. Carlos Renato Lisboa Francês.

Co-Orientador: Prof. Dr. João Crisóstomo Weyl Albuquerque Costa.

1. Roteamento de comprimentos de onda. 2. Alocação de comprimentos de onda. 3. WDM.
4. Rede óptica. 5. FOG. 6. Comunicação aplicada. I. Título.

CDD 621.3 (21. ed.)

AFONSO JORGE FERREIRA CARDOSO

FOG: Função de Objetivo Genérico para Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda em Redes Ópticas com Tráfego de Demanda Estática

Tese apresentada para a obtenção do título de Doutor em Engenharia Elétrica à comissão julgadora da Universidade Federal do Pará.

Aprovada em 29 / 04 / 2011

BANCA EXAMINADORA

Prof. Dr. Carlos Renato Lisboa Francês (Orientador)
PPGEE-Universidade Federal do Pará

Prof. Dr. João Crisóstomo Weyl Albuquerque Costa (Co-Orientador)
PPGEE-Universidade Federal do Pará

Prof. Dr. Nandamudi Lankalapalli VijayKumar (Membro Externo)
(LAC – INPE)

Prof. Dr. Mauro Margalho Coutinho (Membro Externo)
Universidade da Amazônia

Prof. Dr. Diego Lisboa Cardoso (Membro Externo)
Universidade Federal do Pará (Campus Castanhal)

Prof. Dr. Gervásio Protásio dos Santos Cavalcante (Membro Interno)
PPGEE-Universidade Federal do Pará

Prof. Dr. Marcus Vinicius Alves Nunes
Coordenador do PPGEE-Universidade Federal do Pará

A Murilo Abe Cardoso,
Meu Filho, Minha Vida!

AGRADECIMENTOS

Tenho muito a agradecer por esta Tese de Doutorado e inicio agradecendo a Deus por durante toda a minha vida, ter conciliado todos os acontecimentos bons e ruins de modo que acabo sendo beneficiado em forma de aprendizado. Esse aprendizado, tento repassar às pessoas que me cercam, inclusive em sala de aula. É dessa forma que agradeço a Ele (Deus) por tudo o que me proporcionou até hoje e espero que eternamente.

Agradeço à minha família como um todo: aos meus pais (Roque – *in memoriam* – e Antônia) que são os grandes responsáveis pela minha educação desde a Ilha de Santana, no Amapá, onde nasci, fato do qual me orgulho muito. Aos meus irmãos, irmãs, sobrinhos e sobrinhas que sempre tiveram orgulho de mim e confiam na minha capacidade. À família de minha esposa que sempre me fez sentir em casa, apesar de morar longe da minha família, e que sempre me tratou com carinho e respeito.

Agradeço ao meu orientador e amigo Professor Doutor Carlos Renato Lisboa Francês e ao meu Co-Orientador Professor Doutor João Crisóstomo Weyl Albuquerque Costa, pelas orientações, a segurança repassada e a paciência durante o longo desenvolvimento dessa Tese.

Na Unama, mais especificamente no CCET (Centro de Ciências Exatas e Tecnologia), agradeço, por todas as conversas reconfortantes e tranquilizadoras, aos professores e professoras: Ananias Pereira Neto, Josivaldo de Souza Araújo, Elisângela Santana Aguiar, Fabíola Pantoja Oliveira, Cláudio Roberto de Lima Martins, Alexsandra do Socorro da Silva e em especial a quem solicitei e de quem recebi ajuda: Fábio José da Costa Alves, Mauro Margalho Coutinho e Max Ricardo Pantoja da Trindade. Incluo nesse agradecimento Roney Tavares, que contribuiu na tentativa do uso do NS (Network Simulator) na Tese, mas que infelizmente não foi possível.

Ainda no âmbito da Unama, não poderia deixar de citar uma contribuição indispensável: a amizade. Nenhum trabalho acadêmico, de qualquer porte, pode ser desenvolvido sem o lado social do ser humano. O meu dia a dia, que pra mim é tão importante, é feito de trabalho na Embrapa, aulas na Unama, aniversários, churrascos, jogos do Papão, viagens ao interior para ministrar aulas, bares etc., não seria o mesmo sem a companhia dos meus amigos da Unama: Paulo Henrique Gonçalves Bezerra, Cláudio Alex Jorge da Rocha, José Ricardo da Silva Ferreira, Dário Russillo, Fabrício Medeiros Alho, André Moacir Lage Miranda e Edson do Socorro Cardoso da Silva. Muito obrigado a todos.

Na Embrapa Amazônia Oriental, meus agradecimentos a todos os empregados lotados no SIN (Setor de Informação), do qual tenho orgulho em ser o atual supervisor. Agradeço em especial, pelas conversas e pela paciência, aos colegas: Ana Mirtes Maciel Fouro, Diego Bento Aires Teixeira, José Mauro Bentes Capeloni, Manuela de Jesus Semblano Bittencourt, Michel Silva Neris, Regina Alves Rodrigues, Márcio Luis Saraiva Pinto, Marco Antonio Seabra Nascimento, Lenir Pereira de Oliveira Amoras, Adelina do Socorro Serrão Belém, Luciane Chedid Melo Borges, José Gomes, Narjara Pastana, Vitor Lobo e Orlando Bordallo.

Não poderia deixar de agradecer aos colegas do LPRAD (Laboratório de Projeto de Redes de Alto Desempenho) da UFPA (Universidade Federal do Pará), pelas ajudas e pela boa convivência, em especial ao Diego, Edvar, Ádamo, Pablo, Marcelino, Liviane, Aline e Gláucio. Incluo nos agradecimentos os professores Marcelo Segatto da UFES (Universidade Federal do Espírito Santo) e Solon Venâncio de Carvalho do INPE (Instituto Nacional de Pesquisas Espaciais), que muito contribuíram com suas opiniões e sugestões.

Agradecimentos especialíssimos vão para Yuri Brasil e Fábio Soares, que ajudaram a desenvolver o algoritmo puro e em MatLab, respectivamente. Meus eternos agradecimentos aos dois. Que o futuro lhes seja brilhante.

Vimos no cinema que a vida é bela, mas ela não seria se eu não tivesse em minha vida duas pessoas: Marta Kimiyo Abe e Murilo Abe Cardoso, a minha família. Certamente, não vou conseguir expressar em palavras tudo o que significam pra mim. Marta é o meu equilíbrio entre o adolescente sonhador e o adulto impulsivo, incisivo, revolucionário. Murilo é a essência, muito antes de se tornar meu filho. Só quem nos conhece pode entender do que falo. Ela é o meu amor, ele é a minha vida.

Por fim, agradeço o apoio financeiro recebido da Unama (Universidade da Amazônia), por meio da FIDESA (Fundação Instituto para o Desenvolvimento da Amazônia), do PPGEE (Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica) da UFPA e da EMBRAPA (Empresa Brasileira de Pesquisa Agropecuária), que por meio do seu Programa de Pós-Graduação, permite que seus empregados possam alçar voos cada vez mais altos. Tenho orgulho de fazer parte dessas instituições tão importantes para a Amazônia, o Brasil e o Mundo.

“...é fascinante poder descobrir a riqueza e complexidade das coisas e o fato de ser inteligível e explicável”.

Miguel Nicolelis
Neurocientista

RESUMO

Esta tese de doutorado propõe uma formulação matemática para simulação de roteamento e alocação de comprimentos de onda em redes ópticas, sem a inclusão de restrições que não são inerentes ao problema básico e com o objetivo de ser aplicável a qualquer tipo de rede óptica com tráfego de demanda estática. O estabelecimento de uma rota seguida da seleção de um comprimento de onda é um dos pontos chave para o bom funcionamento de uma rede óptica, pois influencia na forma como os recursos da rede serão gerenciados. Assim, o processo de roteamento e alocação de comprimentos de onda em redes ópticas, conhecido como RWA (*Routing and Wavelength Assignment*), necessita de soluções que busquem a sua otimização. Entretanto, a despeito dos inúmeros estudos com o objetivo de otimizar o processo RWA, observa-se que não há, *a priori*, nenhuma solução que possa levar a uma padronização do referido processo. Considerando que a padronização é desejável na consolidação do uso de qualquer tecnologia, a Tese descrita neste trabalho é uma Função de Objetivo Genérico (FOG) que trata do processo de roteamento e alocação de comprimentos de onda, visando estabelecer uma base a partir da qual seja possível desenvolver um padrão ou vários padrões para redes ópticas. A FOG foi testada, via simulação, no processo de alocação de comprimentos de onda do inglês, *Wavelength Assignment* e no processo RWA como um todo. Em ambos os casos, os testes foram realizados considerando redes opacas, trazendo resultados surpreendentes, considerando a simplicidade da solução para um problema não trivial.

PALAVRAS-CHAVE: Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda, Função Objetivo Genérica, Restrições, Redes Ópticas, Simulação, Padronização.

ABSTRACT

This doctoral thesis proposes a mathematical formulation to simulate routing and wavelength assignment in optical networks, without the inclusion of constraints that are not inherent to the basic problem and in order to be applicable to any type of optical network with a static traffic demand. The establishment of a route followed by wavelength assignment is one of the keys to the smooth operation of an optical network, as this influences on how the resources of the network will be managed. Thus, the process of routing and wavelength assignment (RWA) in optical networks, needs a solution that seeks its optimization. However, despite numerous studies aiming to optimize RWA, it is observed that there is no solution, a priori, that could lead to a standardization of RWA process. Whereas consolidating standardization is desirable in the use of any technology, the thesis described in this work is a Generic Objective Function (GOF) that deals with the process of routing and wavelength assignment to establish a basis from which we can develop a standard or several standards for optical networks. The GOF was tested by simulation in the process of wavelength assignment (WA) and the RWA process as a whole. In both cases, tests were performed considering opaque networks, bringing surprising results, considering the simplicity of solution for a non-trivial problem.

KEYWORDS: Routing and Wavelength Assignment, Generic Objective Function, Constraints, Optical Network, Simulation, Standardization.

LISTA DE FIGURAS

Figura 1: Classificação funcional de algoritmos RWA	21
Figura 2: Alocação de Comprimentos de Onda como PMD	35
Figura 3: Cadeia de Markov-CT com enlace com N comprimentos de onda	37
Figura 4: Um Modelo de Otimização de Simulação	42
Figura 5: Algoritmo FOG	67
Figura 6: Diagrama de blocos do algoritmo FOG	67
Figura 7: Algoritmo first-fit.....	77
Figura 8: Exemplo de rede para demonstrar a FOG no processo RWA.....	78
Figura 9: Resolução do Modelo Analítico da FOG.....	79
Figura 10: Probabilidade de bloqueio com carga de 2 Erlangs por link.....	83
Figura 11: Probabilidade de bloqueio com carga de 3 Erlangs por link.....	84
Figura 12: Probabilidade de bloqueio com carga de 4 Erlangs por link.....	85
Figura 13: Probabilidade de bloqueio com carga de 5 Erlangs por link.....	86
Figura 14: Probabilidade de bloqueio com carga de 6 Erlangs por link.....	87
Figura 15: Probabilidade de bloqueio com carga de 7 Erlangs por link.....	87
Figura 16: Probabilidade de bloqueio com carga de 8 Erlangs por link.....	88
Figura 17: Probabilidade de bloqueio com carga de 9 Erlangs por link.....	88
Figura 18: Probabilidade de bloqueio com carga de 10 Erlangs por link.....	89
Figura 19: Rede NSFNet	90
Figura 20: Enlaces da rede NSFNet	91
Figura 21: Probabilidade de bloqueio com carga de 10 Erlangs	92
Figura 22: Probabilidade de bloqueio com carga de 20 Erlangs	92

LISTA DE QUADROS

Quadro 1: Características dos algoritmos RWA.....	29
Quadro 2: Estruturas usadas na análise do algoritmo da FOG.....	66
Quadro 3: Combinações de algoritmos para simulação	90

LISTA DE TABELAS

Tabela 1: Valores que definem rota e (sem conversão)	80
Tabela 2: Valores que definem rota e (com conversão no nó 1)	81

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

AG	Algoritmo Genético
AR	<i>Alternate Routing</i>
DWDM	<i>Dense Wavelength Division Multiplexing</i>
EPSO	<i>Evolutionary Particle Swarm Optimization</i>
FAR	<i>Fixed-Alternate Routing</i>
FF	<i>First-Fit</i>
FOG	Função Objetivo Genérica
FR	<i>Fixed Routing</i>
GMPLS	<i>Generalized Multiprotocol Label Switching</i>
ILP	<i>Integer Linear Program</i>
JWR	<i>Joint Wavelength-Route</i>
LCR	<i>Least Congestioned Route</i>
LU	<i>Least-Used</i>
MBR	<i>Markov-based Backward Reservation</i>
MILP	<i>Mixed Integer Linear Program</i>
MU	<i>Most-Used</i>
NSF	<i>National Science Foundation</i>
NSFNet	<i>National Science Foundation Network</i>
PMD	Processo Markoviano de Decisão
RFC	<i>Request For Comments</i>
RNA	Redes Neurais Artificiais
RWA	<i>Routing and Wavelength Assignment</i>
SIRCO	Sistema de Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda
SLE	<i>Static Lightpath Establishment</i>
TS	<i>Tabu Search</i>
WA	<i>Wavelength Assignment</i>
WLCR	<i>Weighted Least-Congestion Routing</i>

SUMÁRIO

1 INTRODUÇÃO	15
1.1 CONTEXTUALIZAÇÃO E MOTIVAÇÃO	15
1.2 OBJETIVOS	18
1.3 CONTRIBUIÇÕES	18
2 ALGORITMOS RWA	20
2.1 CONSIDERAÇÕES INICIAIS	20
2.2 ALGORITMOS CLÁSSICOS	23
2.2.1 Roteamento	23
2.2.2 Alocação de Comprimentos de Onda	24
2.2.3 Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda	25
2.2.3.1 Algoritmos de duas etapas	25
2.2.3.2 Algoritmos de etapa única	28
2.3 ESTADO DA ARTE	29
2.3.1 Algoritmo Evolucionário e Algoritmo Genético	30
2.4 CONSIDERAÇÕES FINAIS	39
3.1 CONSIDERAÇÕES INICIAIS	41
3.3 OTIMIZAÇÃO DISCRETA	42
3.4 OTIMIZAÇÃO CONTÍNUA	43
3.4.2 Otimização Contínua Livre, Irrestrita ou sem Restrição	44
3.5 RESTRIÇÃO	45
3.5.1 Restrição explícita	46
3.5.2 Restrição implícita	47
4 A FORMULAÇÃO DO PROBLEMA RWA	49
4.1 CONSIDERAÇÕES INICIAIS	49
4.2 ANÁLISE PARA UMA ROTA COM MÚLTIPLOS ENLACES	50
4.3 ANÁLISE PARA UMA REDE	53
4.4 ANÁLISE DO RWA ESTÁTICO VISANDO A OTIMIZAÇÃO	54

4.4 CONSIDERAÇÕES FINAIS	58
5 FUNÇÃO DE OBJETIVO GENÉRICO (FOG).....	60
5.1 CONSIDERAÇÕES INICIAIS	60
5.2 MODELAGEM MATEMÁTICA	61
5.2.1 Definição de rota	63
5.2.2 Alocação de comprimento de onda	64
5.2.3 Função de Objetivo Genérico	65
5.3 COMPLEXIDADE DO ALGORITMO.....	66
5.4 TRABALHOS CORRELATOS	72
5.5 CONSIDERAÇÕES FINAIS	74
6 RESULTADOS NUMÉRICOS	76
6.1 CONSIDERAÇÕES INICIAIS	76
6.2 CENÁRIO DA SIMULAÇÃO E MODELO ANALÍTICO	77
6.3 FOG COMO ALGORITMO WA EM UMA REDE OPACA	82
6.4 FOG COMO ALGORITMO RWA EM UMA REDE OPACA	89
6.5 CONSIDERAÇÕES FINAIS	93
7 CONCLUSÕES.....	95
7.1 PROBLEMA E ABORDAGEM	95
7.2 A TESE.....	96
7.3 DIFICULDADES ENCONTRADAS E POSSÍVEIS SOLUÇÕES	97
7.4 PROPOSTAS PARA TRABALHOS FUTUROS	98
REFERÊNCIAS	99
APÊNDICE	106

1 INTRODUÇÃO

1.1 CONTEXTUALIZAÇÃO E MOTIVAÇÃO

O aumento acelerado da demanda por serviços que requerem cada vez mais largura de banda, velocidade e qualidade de serviço das redes de telecomunicações faz com que as redes ópticas sejam uma das principais opções entre as soluções de redes existentes hoje. O que garante esse destaque é principalmente o seu cabeamento, já que as fibras ópticas permitem um grande alcance geográfico e o uso de vários caminhos ópticos no mesmo enlace físico. Entretanto, as redes ópticas possuem características bem distintas das redes eletrônicas e essas características influenciam diretamente na forma que os recursos devem ser gerenciados nesse tipo de rede. Entre essas características, destaca-se o processo de roteamento. Enquanto nas redes eletrônicas a comutação de pacotes é caracterizada por permitir que a informação seja armazenada nos pontos intermediários, nas redes totalmente ópticas não existe essa possibilidade por ainda não existir quase nenhuma solução de *buffer* que possa armazenar sinal luminoso, fazendo com que apenas a comutação de circuito possa ser utilizada. O armazenamento temporário nos pontos intermediários permite que, nas redes eletrônicas, a escolha da rota, definida pelo caminho mais curto entre um par origem-destino, possa ser bem elaborada. As redes ópticas, por sua vez, além de não terem a facilidade do armazenamento temporário, não encerram o processo de roteamento apenas definindo a rota, devendo também definir qual o comprimento de onda que deve ser utilizado na rota escolhida, processo conhecido como roteamento e alocação¹ de comprimentos de onda, do inglês, *routing and wavelength assignment* (RWA).

O processo RWA é exhaustivamente estudado, de modo que muitas soluções já foram propostas para resolvê-lo. Esses esforços podem ser divididos considerando o tipo de demanda de tráfego adotado: dinâmico ou estático. Alguns trabalhos consideram exclusivamente o tráfego dinâmico, cuja característica principal é a ausência de informações sobre o estado global da rede, fazendo com que o processo de roteamento seja feito em tempo real (LI; XIAO-HONG, 2010), (YONG et al., 2009), (Qi et al., 2008), (POO; ZHOU, 2006), (YANG; RAMAMURTHY, 2005) e (LE et al., 2005). Outros trabalhos são dedicados exclusivamente ao tráfego estático (ZHANG et al., 2009), (ESHOUL; MOUFTAH, 2009),

¹ A ação de alocação compreende definir o comprimento de onda que será usado em uma determinada rota.

(He et al., 2008), (LI, 2008), (GUAN et al., 2007), (WANG et al., 2007), (SKORIN-KAPOV; KOS, 2006) e (WANG et al., 2005), no qual há o conhecimento prévio sobre o estado da rede, possibilitando que as políticas para tratar o processo RWA possam ser elaboradas de acordo com o ambiente que se está tratando. Alguns outros trabalhos (HOULE et al., 2005) oferecem soluções considerando ambos os tráfegos, ressaltando-se que, neste caso, as soluções são diferentes mesmo que a técnica utilizada seja a mesma.

Soluções para redes transparentes (não realizam conversão opto-eletro-opto), em geral, consideram o tráfego dinâmico, no qual o conhecimento prévio do estado global da rede não é obrigatório. Entretanto as redes operacionais hoje ainda são majoritariamente redes opacas, ou seja, que realizam nos nós intermediários a conversão opto-eletro-opto. Assim, decidiu-se tratar nesta tese, apenas das questões relativas às redes com tráfego estático.

Nas soluções para o processo RWA com tráfego estático que levam em consideração a conversão opto-eletro-opto nos nós intermediários, é consenso que essa conversão é um grande entrave para o bom desempenho do roteamento e alocação de comprimentos de onda em redes ópticas. Assim, os estudos tendem a se concentrar na busca pela otimização do processo RWA, que é definida como uma otimização numérica não linear (OZDAGLAR; BERTSEKAS, 2003), onde na maioria dos casos usam métodos probabilísticos classificados como evolutivos ou puramente aleatórios (ALBRECHT, 2005). Entre os métodos probabilísticos evolutivos, pode-se citar entre outros: algoritmo genético (AG), *lógica fuzzy*, baseado em colônia de formigas (ANT), otimização evolucionária por enxame de partícula (EPSO), redes neurais artificiais (RNA) e redes bayesianas (BAYES). Entre os métodos probabilísticos puramente aleatórios, pode-se citar entre outros: pesquisa tabu (TS), recozimento simulado (*Simulated Annealing*) e processo markoviano de decisão (PMD). Alguns desses métodos já foram aplicados ao processo RWA como, por exemplo, algoritmo genético (TODE et al., 2010), (BARPANDA et al., 2010), (LIMA, 2005), (BANERJEE; SHARAN, 2004), (VIJAYANAND et al., 2000), (SAHA et al., 1999), (ALI et al., 1999) e (INKRET et al., 1998), *ant* (PAVANI; WALDMAN, 2010), (TRIAY; CERVELLÓ-PASTOR, 2010), (NGO et al., 2006), (NGO et al., 2004) e (VARELA; SINCLAIR, 1999), pesquisa tabu (CHARBONNEAU; VOKKARANE, 2010), (WANG et al., 2005), (HOULE et al., 2005), (ARABAS; KOZDROWSKI, 2001) e (GROSSO et al., 2001), enxame de partícula (HASSAN; PHILLIPS, 2008) e (RAO; ANAND, 2006), *lógica fuzzy* (HWANG et al., 2004), Recozimento Simulado (MUKHERJEE et al., 1995) e processo markoviano de decisão (LIN et al., 2007), (HUA et al., 2003) e (HYYTIA; VIRTAMO, 2000).

Independente do método usado, entre os elementos inerentes à otimização, destaca-se a função objetivo², pois todos os outros elementos estão direta ou indiretamente ligados a ela como, por exemplo (GOLDBARG; LUNA, 2005): variáveis livres ou independentes, variáveis dependentes, restrições³ e espaço de soluções. Nos métodos de otimização utilizados no processo RWA até então, observa-se que a função objetivo é diferente em todos os casos, independente de o problema ser o mesmo, neste caso o RWA, ou de a própria técnica também ser a mesma, como nas soluções apresentadas por Lima (2005) e Vijayanand et al. (2000), em que ambos usam AG no processo RWA. Pode ser considerado natural quando o método utilizado para resolver um problema é diferente, em função das características próprias do método empregado. Quando o problema e o método usados são os mesmos, em princípio a função objetivo deveria ser a mesma, mas não é o que acontece na maioria dos casos. Quando a função objetivo é a mesma, em geral é a mais simples das funções, ou seja, função de apenas uma variável que precisa ser maximizada ou minimizada, seguida por muitas restrições. Em processos não triviais, como é o caso do RWA, que por si só contém dois subprocessos, levando à tendência de se usar pelo menos duas variáveis, a função objetivo torna-se mais complexa. Essa complexidade aumenta ainda mais quando se decide inserir na função objetivo as restrições que se deseja considerar. Por um lado, há a vantagem de se otimizar todo o processo RWA de uma única vez para uma determinada situação, ou seja, o processo RWA e as restrições do ambiente analisado. Por outro lado, existem as desvantagens de ter uma função objetivo diferente para cada situação e a necessidade de mudá-la a cada alteração que ocorra no ambiente do sistema. Sabendo-se que os sistemas são naturalmente mutáveis ao longo do seu ciclo de vida, pode não ser a melhor opção.

É possível supor que, em função das diversas formas de se trabalhar com a função objetivo, não seja trivial propor uma resolução do processo RWA aplicável a qualquer ambiente. Entretanto, pode-se tentar minimizar o esforço para chegar a uma função objetivo desejada, partindo de um ponto comum. Qualquer que seja esse ponto de partida, as diversas possibilidades apresentam-se depois dele, e torna-se impraticável testá-las em sistemas reais. Neste caso, a possibilidade que se apresenta é o uso de simulação de redes.

A simulação, além de permitir reproduzir sistemas reais, permite que sejam realizados testes a cada modificação feita nas especificações do ambiente. Entretanto, há a necessidade de se definir qual a melhor forma de realizar a simulação com objetivo de otimizar o processo

² Uma função objetivo é a representação matemática daquilo que se pretende alcançar, otimizar.

³ Restrições são fatores que podem impedir que um processo atinja um nível de otimalidade satisfatório ou desejável.

RWA. Para tanto, é necessário definir estratégias de simulação que possam alcançar esse objetivo.

1.2 OBJETIVOS

O objetivo geral deste trabalho é criar um modelo matemático para resolver o problema RWA, considerando apenas as restrições básicas contidas nos processos de roteamento e alocação de comprimentos de onda.

Os objetivos específicos são: a) investigar o uso do modelo em situações (cenários) que possibilitem vislumbrá-lo como uma opção de padronização; b) definir o que pode ser considerado restrição básica ou implícita e restrição não básica ou explícita; c) simular o uso do modelo matemático como algoritmo de alocação de comprimentos de onda; d) simular o uso do modelo matemático como base da resolução do problema RWA.

1.3 CONTRIBUIÇÕES

Esta tese de doutorado foi desenvolvida para contribuir com os esforços de padronização de um dos aspectos primordiais das redes ópticas, o roteamento e alocação de comprimentos de onda. Reconhece-se que o problema não é trivial e como tal, de difícil padronização. Entretanto, a padronização é necessária para permitir que a tecnologia de redes ópticas possa efetivamente se tornar a opção de futuro das redes baseadas em cabos.

As contribuições são as seguintes:

- a) Estabelecimento dos conceitos sobre restrição implícita e explícita em relação à concepção de funções objetivo.
- b) Nova modelagem matemática do processo RWA.
- c) Redução da complexidade na resolução do problema RWA de pior caso.
- d) Solução do problema RWA de pior caso, usando 01 (uma) única função para um problema multiobjetivo (roteamento e alocação de comprimentos de onda).
- e) Solução eclética, que pode ser usada apenas para alocação de comprimentos de onda (*WA-Wavelength Assignment*) ou para o RWA.
- f) Opção de padronização do processo RWA.

- g) Por ser genérica e por ser uma opção de padronização, a solução cria a possibilidade de ser aplicada a qualquer técnica de otimização que use função de custos, função aptidão, etc.

2 ALGORITMOS RWA

2.1 CONSIDERAÇÕES INICIAIS

O algoritmo RWA é necessário para gerenciar eficientemente os recursos de uma rede óptica, mais explicitamente os enlaces, os comprimentos de onda e a capacidade de chaveamento do nó, como forma de otimizar critérios de desempenho como vazão e probabilidade de bloqueio (SILVEIRA et al., 2003). Duas são as questões chaves envolvidas nessa ação: seleção de rota e alocação de comprimento de onda. Entretanto, antes de se planejar como essas ações serão executadas, é necessário observar outros aspectos que influenciam diretamente na forma de suas execuções. Entre esses aspectos existe, por exemplo, a demanda de tráfego que pode ser dinâmica ou estática. Na literatura essas demandas são tratadas como tráfego dinâmico e tráfego estático. Com o objetivo de uniformizar os termos à literatura, as demandas serão referidas da mesma forma, ou seja, tráfego dinâmico e tráfego estático.

O tráfego dinâmico é caracterizado por requisições de conexão que chegam de maneira aleatória, sem que o receptor tenha conhecimento sobre o estado global da rede (ZANG et al., 2000). A tomada de decisão sobre o que fazer com a requisição de conexão deve ser em tempo real se a rede for transparente, por não existir a conversão opto-eleto-opto, tornando a minimização da probabilidade de bloqueio o principal objetivo.

O tráfego estático é aquele em que o estado da rede é conhecido antes que inicie o processo de roteamento e alocação de comprimentos de onda, fazendo com que o objetivo seja minimizar o número de comprimentos de onda a ser utilizado ou maximizar o número de conexões considerando um número de comprimentos de onda limitado (CHOI et al., 2000).

Antes que sejam apresentados alguns tipos de algoritmos RWA para tráfego estático, é necessário ressaltar que alguns autores já criaram classificações não coincidentes para algoritmo RWA. Em geral, a tendência é dividi-los em algoritmos que realizam o roteamento e algoritmos que fazem alocação de comprimento de onda. Essa tendência ocorre em virtude de a maioria dos algoritmos desenvolvidos os tratarem como problemas separados. Entretanto há algoritmos que realizam o processo RWA tratando-o como um problema único.

A classificação feita por Zang et al. (2000) parte do tipo de demanda de tráfego usada sem a preocupação de separar os problemas. Em seguida, explica o RWA estático, mas não se

refere ao dinâmico. Ao dividir o problema, explica a classificação dos algoritmos de roteamento informando o comportamento destes na presença de tráfego dinâmico e estático, ou seja, informando que podem ser usados em ambos os tipos de demanda. Quanto aos algoritmos de alocação de comprimentos de onda, é mais explícito, dividindo-os claramente em “problema de alocação de comprimentos de onda estático” e “heurísticas de alocação de comprimentos de onda” para tráfego dinâmico.

A classificação chamada de “funcional” em Choi et al. (2000) é exclusiva para tráfego estático e inicia dividindo o problema em roteamento e alocação, para depois dividir novamente cada um em duas outras partes: pesquisa e seleção. Dessa forma, indica que na ação roteamento são pesquisadas todas as rotas possíveis entre dois pontos, para depois definir qual a melhor entre estas. Na ação de alocação, o processo se repete, ou seja, são pesquisados todos os comprimentos de onda possíveis de serem alocados para a rota escolhida e em seguida selecionado o mais adequado entre estes. Afirma que o processo de pesquisa é simples em ambos, pois no roteamento basta usar um algoritmo de caminho mais curto como *Dijkstra* e na alocação também é simples desde que haja comprimentos de onda para serem alocados ao longo da rota. Já o processo de seleção é novamente subdividido em duas possibilidades: sequencial e combinatorial. No sequencial segue alguma ordem ou regra previamente estabelecida, enquanto no combinatorial divide-se em soluções heurísticas e ótimas. A figura 1 resume a classificação em questão.

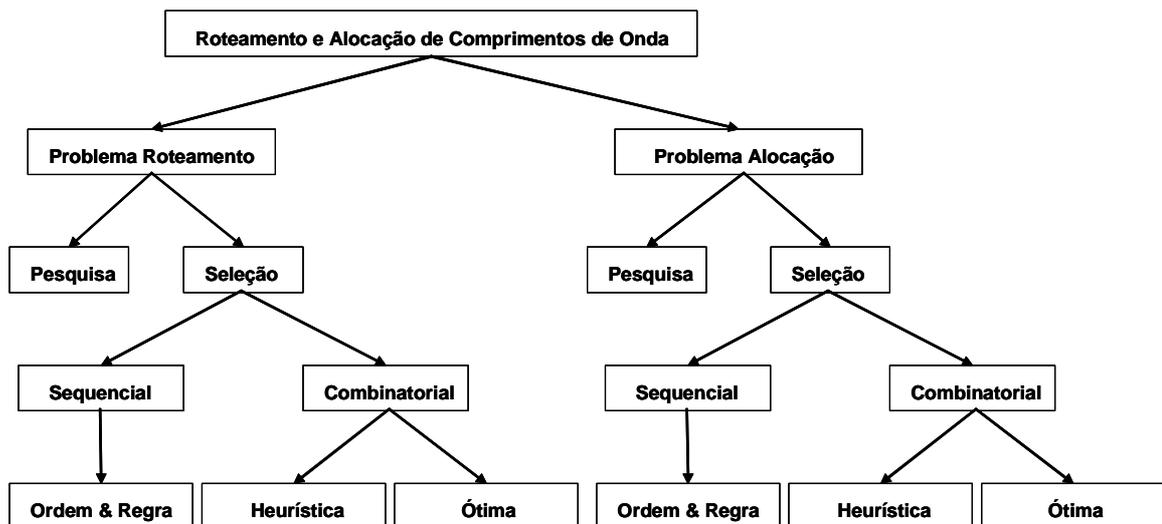


Figura 1: Classificação funcional de algoritmos RWA

Fonte: Choi et al. (2000)

A classificação contida em Murthy e Gurusamy (2002) também faz a divisão do problema RWA apresentando algoritmos específicos para roteamento e específicos para alocação de comprimentos de onda. Em seguida apresenta algoritmos que realizam o processo RWA completo, dos quais quatro realizam as etapas separadamente e apenas um faz conjuntamente. Curiosamente, a maioria dos algoritmos que realizam o processo RWA completo mantém a mesma denominação da etapa específica de roteamento, apesar da etapa mais decisiva para o sucesso da ação ser a alocação de comprimentos de onda. Não há também a preocupação de informar a que tipo de tráfego os algoritmos podem ser aplicados.

As classificações aqui apresentadas possuem coincidências e divergências. A principal divergência ocorre entre a classificação de Zang et al. (2000) e a classificação de Choi et al. (2000). Apesar de haver divergências quanto aos algoritmos de roteamento, estas ocorrem principalmente em relação aos algoritmos de alocação de comprimentos de onda e a principal está ligada ao tipo de tráfego. O algoritmo *first-fit*, por exemplo, um dos mais conhecidos e usados, é incluído por Zang et al. (2000) entre as heurísticas para tráfego dinâmico, enquanto Choi et al. (2000) o classifica como uma regra de seleção para tráfego estático. Esta tese não tem como objetivo discutir uma nova classificação e tampouco propor mudanças nas classificações existentes, mas entende que é necessário inserir o que foi desenvolvido na Tese em uma determinada classificação ou mesmo um princípio. Assim, em virtude de divergências apresentadas em algumas classificações apresentadas, decidiu-se seguir o princípio, e não a classificação, de Murthy e Gurusamy (2002), que optou por não classificar os diversos algoritmos em função do tipo de tráfego, até porque os autores que divergem entre si não afirmam que um determinado algoritmo só pode ser usado em um determinado tráfego. O princípio que será seguido é considerar técnicas ligadas à ação do algoritmo, roteamento e alocação, independente do tipo de tráfego, mas considerando as classificações baseadas nesse critério. Assim, as comparações do que é proposto nesta Tese, que se baseia em tráfego estático, serão realizadas com algumas soluções conhecidas, sem considerar se elas podem ou não ser utilizadas em tráfego estático ou tráfego dinâmico.

A seguir uma breve explanação sobre os principais algoritmos, divididos em clássicos e específicos, ambos subdivididos em: 1) algoritmos de roteamento; 2) algoritmos de alocação de comprimentos de onda; 3) algoritmos de roteamento e alocação de comprimentos de onda. Essa divisão segue a feita nos artigos sobre os quais se discutiu a classificação dos algoritmos RWA anteriormente.

2.2 ALGORITMOS CLÁSSICOS

Os algoritmos aqui denominados de clássicos são algoritmos que podem ser utilizados diretamente em diversas soluções RWA existentes e que constam em literaturas de referência como Zang et al. (2000) e Murthy e Gurusamy (2002). Em geral, podem ser usados independentes das restrições consideradas pela solução. Esse uso pode ser exclusivo, ou seja, o algoritmo é usado para realizar a ação inteiramente ou é usado de forma complementar, ou ainda, em auxílio a algum outro algoritmo.

2.2.1 Roteamento

Entre os algoritmos de roteamento mais citados na literatura está o classificado como roteamento fixo (*fixed routing* – FR), onde uma rota é estabelecida entre os nós emissor e receptor, não podendo ser alterada. A rota é estabelecida por algoritmos que calculam o caminho mais curto entre origem e destino, como os de Dijkstra e Bellman-Ford (ZANG et al., 2000).

Uma opção ao roteamento fixo é usar o denominado por Murthy e Gurusamy (2002) de roteamento alternado (*alternate routing* – AR) e denominado de roteamento fixo-alternado (*fixed-alternate routing*) por Zang et al. (2000), onde são definidas várias possíveis rotas entre o par de nós origem-destino. Essas rotas são inseridas em uma tabela em ordem crescente de caminho-mais-curto, servindo de parâmetro ao nó origem quando do estabelecimento da conexão. A tentativa de conexão é feita na ordem da tabela até que a conexão seja efetivada. Se duas ou mais rotas tiverem o mesmo valor de caminho-mais-curto, a escolha é feita de forma aleatória (ZANG et al., 2000). A aleatoriedade pode ser estabelecida por meio do valor medido do tráfego (MURTHY; GURUSAMY, 2002).

Em opção ao roteamento fixo, pode-se usar o roteamento adaptável (*adaptive routing*), no qual a rota é escolhida dinamicamente. Para tanto, o estado da rede é determinado pelo conjunto formado por todas as conexões em andamento. É recomendado para redes que usam conversores de comprimentos de onda e redes que definem a rota baseadas no nível de congestionamento das rotas disponíveis.

2.2.2 Alocação de Comprimentos de Onda

Entre os mais conhecidos algoritmos de alocação de comprimentos de onda, pode-se citar: *first-fit* (FF), *least-used* (LU) e *most-used* (MU). O algoritmo FF numera todos os comprimentos de onda, de modo que, quando da procura por comprimentos de onda disponíveis, aqueles de menor número são considerados primeiro que os de número mais altos, ou seja, ele rotula os comprimentos de onda disponíveis de 1 a w , onde w é o número total de comprimentos de onda no enlace. O primeiro comprimento de onda disponível é então selecionado. Esse algoritmo não requer informação global do sistema, assim seu esforço computacional é menor, pois não é necessário pesquisar comprimentos de onda disponíveis em todo o espaço dos comprimentos de onda em cada rota. Atua bem em termos de probabilidade de bloqueio e de imparcialidade⁴ de alocação e na prática é preferido pela sua pequena sobrecarga computacional e sua baixa complexidade (ZANG et al., 2000).

O algoritmo LU seleciona o último comprimento de onda utilizado na rede, de modo a tentar balancear a carga entre todos os comprimentos de onda. Seu desempenho cai pela introdução de uma sobrecarga de comunicação adicional, uma vez que necessita de informações globais da rede para determinar qual foi o último comprimento de onda utilizado. Apresenta também uma necessidade de armazenamento adicional e um maior esforço computacional (ZANG et al., 2000) e (MURTHY; GURUSAMY, 2002).

Oposto ao algoritmo LU, o algoritmo MU seleciona o comprimento de onda mais utilizado na rede. Apresenta melhor desempenho que o algoritmo LU e que o algoritmo FF, pois procura estabelecer as conexões com poucos comprimentos de onda, conservando a capacidade ociosa dos comprimentos de onda menos utilizados. Apresenta sobrecarga de comunicação, necessidade de armazenamento e custo computacional similar ao algoritmo LU (ZANG et al., 2000) e (MURTHY; GURUSAMY, 2002).

Apesar dos algoritmos FF, LU e MU serem bastante conhecidos, muitas soluções (NORONHA; RIBEIRO, 2006), (WINKLER; ZHANG, 2003) e (LI; SIMHA, 2000) usam como técnica de alocação de comprimentos de onda, uma abordagem formulada como um problema de coloração de grafos (FROTA, 2008). Na solução do problema RWA, é atribuída uma cor para cada nó da rede tal que nós adjacentes tenham cores distintas e o número total de cores seja minimizado. Essas cores correspondem aos comprimentos de onda usados na

⁴ A escolha do comprimento de onda a ser alocado é resultante de um processo completamente aleatório.

rota. O número mínimo de cores necessárias para colorir os nós do grafo é denominado número cromático do grafo, que equivale ao número mínimo de comprimentos de onda necessários (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1998).

2.2.3 Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda

A seguir são descritos algoritmos clássicos que realizam o processo RWA completo e podem ser divididos em algoritmos de duas etapas, as quais são conjugadas com algoritmos básicos descritos nos itens anteriores (2.2.1 e 2.2.2) e algoritmos de etapa única.

2.2.3.1 Algoritmos de duas etapas

Os algoritmos de duas etapas que aqui são considerados clássicos são descritos por Murthy e Gurusamy (2002). A complexidade dos algoritmos é dada na notação O grande e se refere a uma rota como H , um conjunto de rotas como K , todas as rotas como N e número de comprimentos de onda como W :

- Roteamento por rota fixa (*Fixed routing*)

Nesse algoritmo, para um par de nós p da rede é fornecida uma rota fixa R^p (que é, normalmente, o caminho mais curto). Quando chega uma nova requisição para a conexão entre o par de nós p , o algoritmo verifica se existe algum comprimento de onda livre, considerando todas as rotas fixas R^p estabelecidas naquele momento. Se não houver comprimento de onda disponível, a requisição é bloqueada. Se houver mais de um comprimento de onda disponível, um algoritmo de seleção de comprimento de onda pode ser usado para escolher o melhor entre eles. A vantagem desse algoritmo é que ele é rápido e por isso o estabelecimento da conexão é feito em um curto período de tempo. Se H é a rota fixa mais longa entre dois nós, então esse algoritmo executa em $O(HW)$ unidades de tempo. A principal desvantagem desse algoritmo é a queda no desempenho da rede. Essa queda no desempenho ocorre porque ele disponibiliza apenas uma rota entre um par de nós p , mesmo

que existam outras rotas para este mesmo par. Uma situação que pode ocorrer é não existir nenhum comprimento de onda disponível na rota fixa R^p estabelecida, mas haver comprimentos de onda disponíveis em outras rotas entre o mesmo par de nós. Nesse caso a requisição será bloqueada. Entretanto, nessas condições, o algoritmo pode ser melhorado, permitindo-se que ele estabeleça uma nova rota fixa entre as outras que existem entre o par de nós p , pois isso aumenta a probabilidade de ele estabelecer uma rota com comprimentos de onda disponíveis. Ao tentar estabelecer essa nova rota, a carga na rede aumenta e o desempenho inicial do algoritmo cai. A topologia e o grau de conectividade da rede influenciam diretamente nesse desempenho, ou seja, quanto mais opções de rotas houver, menor será o desempenho.

- Roteamento por rotas alternadas (*Fixed Alternate routing*)

Esse algoritmo é uma extensão do algoritmo de rota fixa. Para cada par de nós p , há um conjunto de rotas K (mais que uma) disponíveis. Essas rotas são descritas como: $R_0^p, R_1^p, \dots, R_{K-1}^p$. O conjunto de rotas K é um subconjunto de todas as rotas possíveis entre o par de nós p . Quando é recebida uma requisição de conexão para o par p , as rotas K são pesquisadas em uma ordem fixa e a primeira rota encontrada que seja considerada adequada é selecionada. O número de saltos e o retardo são os parâmetros usados na escolha da rota. Se não houver rota com comprimento de onda disponível, a requisição é bloqueada. Se houver mais de um comprimento de onda sobre a rota escolhida, um algoritmo de seleção de comprimento de onda escolhe qual será usado. Embora esse algoritmo seja ligeiramente mais complexo que o algoritmo de rota fixa, ele tem a vantagem de ser simples e estabelecer a conexão rapidamente. Se H é a rota mais longa das rotas K entre o par de nós p , então esse algoritmo executa em $O(KHW)$ unidades de tempo. Esse algoritmo tem melhor desempenho que o de rota fixa, já que ele tem a possibilidade de escolher a melhor rota entre o par de nós p disponível naquele momento. Contudo, as rotas K disponíveis podem não incluir todas as rotas existentes entre o par de nós p . Nesse caso, o resultado é que o desempenho deste algoritmo não é o melhor que poderia ser alcançado.

- Roteamento por exaustão (*Exhaust routing*)

É esperado que o algoritmo de roteamento por exaustão tenha melhor desempenho do que os algoritmos de rota fixa e rotas fixas alternadas, porque ele não predetermina as rotas, entre um par de nós, que ele poderá usar. Em vez disso, ele mantém informações sobre o

estado da rede na forma de grafo. Essa informação é mantida dinamicamente, ou seja, muda de acordo com o tráfego da rede. Quando chega uma nova requisição de conexão para um par de nós p , ele escolhe a melhor rota entre todas as rotas existentes. Assim, por explorar todas as possibilidades de rotas, ele tenta aumentar a taxa de estabelecimento de conexão. Como a rede pode ser definida por meio de um grafo, cada W subgrafo corresponde a um comprimento de onda. Um algoritmo convencional para descobrir o caminho mais curto, como o de Dijkstra, pode ser usado para encontrar a melhor rota analisando cada um dos subgrafos, escolhendo o melhor entre estes. Dessa forma, a rota escolhida e o comprimento de onda correspondente podem ser usados para atender a requisição. Se o critério usado para escolher a rota for o número de saltos, o algoritmo *breadth-first search* pode ser usado para encontrar o caminho mais curto. Como este método considera todas as possibilidades de rotas, o resultado é um melhor desempenho da rede. Apesar desse mérito, ele possui alguns problemas. O pior caso é quanto ao tempo, pois a complexidade do algoritmo $O(N^2W)$ indica que ele é lento. Além disso, esse algoritmo é mais apropriado para implementações centralizadas, sem receptividade em implementações distribuídas.

- Roteamento por caminho menos congestionado (*Least Congested Path routing*)

Este algoritmo escolhe a melhor rota entre um par de nós p , baseado na rota com menor congestionamento. O congestionamento de uma rota é determinado pelo número de comprimentos de onda livres na rota inteira. Quanto maior o número de comprimentos de onda que estejam livres, menor é o congestionamento da rota. Considerando um algoritmo de rotas fixas alternadas, quando chega uma nova requisição de conexão, o critério para escolher a melhor rota passa a ser o menor congestionamento, ao invés do número de saltos ou retardo. Se mais de uma rota apresentar o mesmo congestionamento, a escolha recai na rota com o menor número de saltos. Com a rota selecionada, um algoritmo de seleção de comprimento de onda define o comprimento de onda que será usado naquela rota. O algoritmo tenta, quando possível, manter continuamente alguns comprimentos de onda de forma livre em cada rota, pois isso ajuda no melhor atendimento a futuras requisições de conexão. A complexidade do algoritmo é $O(KHW)$, onde H é o número de saltos da rota com o caminho mais longo. Esse algoritmo tem desempenho melhor que os algoritmos de rota fixa e rotas fixas alternadas. Se ele for baseado no algoritmo de rotas fixas alternadas, o desempenho quanto à probabilidade de bloqueio de conexão é pior do que se ele for baseado no algoritmo de roteamento por exaustão.

2.2.3.2 Algoritmos de etapa única

Nesse tipo de algoritmo, as duas etapas são fundidas em uma única ação. O algoritmo a seguir também é descrito por Murthy e Gurusamy (2002):

- *Joint Wavelength-Route selection*

Todos os algoritmos, descritos até aqui, fazem a seleção da rota e do comprimento de onda de forma independente. Ao contrário dos algoritmos anteriores, o algoritmo de seleção JWR (*Joint Wavelength-Route*) faz ambas as seleções conjuntamente. São analisadas as disponibilidades de rota e comprimento de onda em todos os enlaces existentes entre o emissor e o receptor, sendo selecionado o que apresenta melhor resultado considerando a combinação “melhor rota com comprimento de onda livre”. Os parâmetros para decidir o melhor enlace consideram fatores como: a situação do comprimento de onda na rede, o número de saltos existentes na rota e o congestionamento dessa rota. O algoritmo JWR usa uma abordagem de roteamento com rotas alternadas. Para cada par de nós p , há um conjunto K de rotas disponíveis. As rotas disponíveis são descritas como: $R_0^p, R_1^p, \dots, R_{K-1}^p$. Se $A(w_i)$ é o número de links em que w_i comprimentos de onda estão disponíveis e se $L(R_j^p)$ e $F(R_j^p)$ são o número de saltos e o número de comprimentos de onda livre em R_j^p , respectivamente, então a escolha da melhor rota-comprimento de onda é dada por:

$$C(w_i, R_j^p) = \alpha_1 A(w_i) + (1 - \alpha_1) \{ \alpha_2 [W - F(R_j^p)] + (1 - \alpha_2) L(R_j^p) \}; 0 \leq \alpha_1 \text{ and } \alpha_2 \leq 1$$

Os valores das constantes α_1 e α_2 devem ser definidos de forma a alcançar o melhor enlace. Por exemplo, escolhendo um valor alto para α_1 ($\alpha_1 = 1$, por exemplo), a preferência será pelo enlace que tiver o primeiro comprimento de onda classificado como o “mais utilizado”. Por outro lado, com um valor baixo para α_1 ($\alpha_1 = 0$, por exemplo), a preferência será pela melhor rota, ignorando o nível de uso dos comprimentos de onda. Em resumo, esse algoritmo tenta combinar as vantagens dos algoritmos: *most-used* (mais utilizado), FAR (rotas fixas alternadas) e LCR (roteamento pelo caminho menos congestionado).

O quadro 1 mostra um resumo das características dos algoritmos RWA descritos.

Quadro 1: Características dos Algoritmos RWA

Algoritmo	Predetermina Rotas?	Tipo de Rota	Velocidade	Desempenho	N ^o de Rotas	Complexidade do Algoritmo
Fixed Routing	Sim	Fixa	Alta	Baixo	Uma	$O(HW)$
Fixed Alternate	Sim	Fixa Alternada	Alta	Médio	Várias	$O(KHW)$
Exhaust Routing	Não	Variável	Baixa	Médio	Todas	$O(N^2W)$
LCR - Least Congested	Sim (fixa alt.) Não(exaustão)	Fixa Altern. ou Variável	Alta ou Média	Baixo ou Médio	Várias ou Todas	$O(KHW)$
JWR - Joint Wavelength-Route	Sim(fixa alt.) Não(LCR)	Fixa Altern. ou Variável	Média	Médio	Várias	$O(2K N ^2)$

2.3 ESTADO DA ARTE

Os algoritmos clássicos continuam sendo opção para muitas soluções do problema RWA, entretanto as soluções mais recentes apontam para o uso cada vez mais intenso de técnicas de otimização. São algoritmos heurísticos que visam resolver o problema RWA em um ambiente determinado, ou seja, com restrições previamente estabelecidas e que usam os algoritmos clássicos para executar uma das etapas do processo RWA ou como complemento para a solução desenvolvida. As soluções apresentadas a seguir são de autores que consideraram exclusivamente o tráfego estático em seus trabalhos ou consideraram os dois tipos de tráfego, estático e dinâmico. Entretanto, neste último caso, apenas a solução para tráfego estático será aqui considerada.

As soluções heurísticas, em geral, tratam o problema RWA em duas etapas como os algoritmos clássicos descritos no item 2.2.3.2, ou seja, propõem soluções em que é resolvida inicialmente a questão do roteamento e em seguida a alocação de comprimentos de onda. No roteamento, em geral, é usada uma solução clássica como, por exemplo, *Dijkstra*. O esforço é concentrado na alocação de comprimentos de onda, pois é considerada a parte mais complexa (ANDREWS; ZHANG, 2009). Em geral, a alocação é descrita como um problema de Programação Linear Inteira (ZANG et al., 2000) ou Programação Linear Inteira Mista (ZALESKY et al., 2003), em ambos considera-se também que é um problema NP-completo

(AHUJA et al., 1993). Após essa definição do tipo de problema, muitos utilizam comumente a técnica de coloração de grafos (WINKLER; ZHANG, 2003) ou algumas de suas variações (NORONHA; RIBEIRO, 2006), que pode ser complementada ou não com as mais diversas técnicas de otimização para fazer a alocação de comprimentos de onda. Outros autores não utilizam a coloração de grafos, optando por usar diretamente uma das muitas técnicas de otimização. Entre as técnicas de otimização utilizadas, pode-se usar as já citadas: Pesquisa Tabu, Recozimento Simulado e Algoritmo Genético. O objetivo central é alcançar um melhor desempenho em relação aos algoritmos clássicos. Dessa forma, é possível dividir os algoritmos específicos segundo a técnica de otimização utilizada. A seguir são apresentadas as soluções mais recentes considerando tráfego estático.

2.3.1 Algoritmo Evolucionário e Algoritmo Genético

O trabalho de Banerjee e Sharan (2004) propõe resolver o problema RWA com tráfego estático, formalizando-o como um problema de otimização combinatória simples e usando um algoritmo evolucionário na solução. Soluções que utilizam algoritmo evolucionário e algoritmo genético têm como parâmetro primordial a denominada função de aptidão ou adaptação, pois é baseada nessa função que é definida a composição (os gens) dos indivíduos da população a ser usada. Na formalização do problema RWA, a definição do problema considera que, dado um conjunto de pares origem-destino, deve-se minimizar o número de comprimentos de onda necessários a serem utilizados nos caminhos de luz estabelecidos entre esses pares origem-destino. Como parâmetro de entrada, define uma topologia física baseada em um grafo $G = (V, E)$, onde V representa o conjunto de vértices e E o conjunto de arestas. Define ainda um conjunto $S = \{(i, j) \mid i \text{ é a origem e } j \text{ é o destino}\}$. As restrições consideradas são duas: uma requisição compreendendo um determinado par de nós deve ter disponível um caminho de luz entre eles e dois comprimentos de onda não podem compartilhar a mesma fibra. Por fim, determina que a função objetivo, em geral ligada à função aptidão, é uma função de custo associada com cada um dos cromossomos que formam a população. O custo de um cromossomo é dado por $C(G) = \sum_{\forall k \in K^*} |V|^{C_k}$, onde $|V|$ é o número de nós no grafo. O objetivo é minimizar a função de custo. Os outros parâmetros são definidos por Banerjee e Sharan (2004) da seguinte forma:

“Um cromossomo é representado por $G = P_{ab}, \dots, P_{ij}$, onde P_{ij} representa um caminho escolhido aleatoriamente do conjunto de caminhos mais curtos k , entre uma origem i e um destino j . Se $E(P_{ij})$ representa o conjunto de arestas no caminho P_{ij} , nós definimos um conjunto $K^* = \bigcup_{\forall P_{ij} \in G} E(P_{ij})$. Um custo C_k é atribuído para todas as arestas $k \in K^*$ onde C_k é igual ao número de caminhos em G com k como uma aresta”.

A solução ainda conta com o algoritmo de Yen (MARTINS et al., 1998), (JIMENEZ; MARZAL, 1999) e (MARTINS et al., 2000) para avaliar a conexão dos caminhos mais curtos entre o par de nós origem-destino e um algoritmo de coloração de grafos proposto por Brélaz (1979). A comparação dos resultados é feita com o algoritmo *first fit*⁵. O problema RWA é formulado como um problema de programação linear inteira mista (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1994), (ZHANG; ACAMPORA, 1994), com o objetivo de reduzir a alocação de comprimentos de onda para um problema de coloração de nodos em um grafo e como um problema NP-completo.

O trabalho de Vijayanand et al. (2000) foi desenvolvido considerando uma rede com topologia arbitrária em malha, sendo proposta uma nova formulação ILP (Programação Linear Inteira – do inglês, *Integer Linear Program*), para o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda, cujo objetivo é reduzir o número de conversores de comprimentos de onda na rede, considerando tanto o tráfego estático quanto o dinâmico. O algoritmo genético é utilizado para limitar o número desses conversores na rede, mantendo um desempenho aproximado ao desempenho da mesma, caso todos os nós fossem conversores. O objetivo é alcançar uma localização ótima aproximada para todos os conversores disponíveis, de forma a limitar o número de conversões, reduzindo assim, a probabilidade de bloqueios e a distorção sofrida pelo sinal óptico. A definição do problema RWA leva em consideração que o mesmo é um problema NP-completo como definido em Lee e Li (1993). O roteamento e a alocação de comprimentos de onda são tratados de forma simultânea, baseado na proposta de Chen e Banerjee (1996) que utiliza grafos superpostos (*layered graph*). No problema RWA para tráfego estático, objeto desta tese, o objetivo é maximizar a vazão, considerando tráfegos uniforme e não uniforme. No tráfego uniforme, cada caminho de luz tem a mesma demanda de tráfego e no tráfego não uniforme, a demanda é distribuída de forma aleatória. Na formulação matemática da função objetivo e das restrições, $\rho_i^{s,d}$ é o número de chamadas entre o par origem-destino (s,d) servido pela rota r_i ,

⁵ Algoritmo de primeiro ajuste que minimiza o tempo de procura.

$\sigma_{r_i}^{j\lambda_l, k\lambda_m}$ é 1 se na rota r_i uma chamada ocupa o comprimento de onda λ_l no enlace j e o comprimento de onda λ_m no enlace k , 0 caso contrário. Para uma rota com um único enlace, a variável é formulada como $\sigma_{r_i}^{j\lambda_l, 0}$, $d^{s,d}$ é o número de chamadas entre (s,d) , r_i é a rota composta por uma sequência de enlaces (j_1, j_2, \dots, j_n) , $|r_i|$ é o número de nós na rota r_i , C_{jk} é o número de conversões entre os enlaces j e k , R^{sd} é o conjunto de todas as rotas entre o par (s,d) e j, k são enlaces adjacentes na rota. A função objetivo é $\min\left(\sum_j \sum_{k \neq j} C_{jk}\right)$, onde

$$C_{jk} = \sum_{sd} \sum_{r_i \in R^{sd}} \sum_{j \in r_i} \sum_{l=1}^w \sum_{m=1}^w \sigma_{r_i}^{j\lambda_l, k\lambda_m} \text{ e } j, k \text{ são enlaces adjacentes na rota. As restrições são 04}$$

(quatro): 1) o número de chamadas entre um par (s,d) é igual ao número estabelecido de

chamadas $d^{sd} = \sum_{r_i \in R^{sd}} \rho_{r_i}^{sd}$ para cada par (s,d) onde $\rho_{r_i}^{sd} = \frac{\sum_{j \in r_i} \sum_{l=1}^w \sum_{k=1}^w \sigma_{r_i}^{j\lambda_l, j+1\lambda_k}}{|r_i|}$, onde $j+1$ é o

enlace seguinte ao enlace j na rota r_i ; 2) apenas uma rota pode ocupar um determinado comprimento de onda em um determinado enlace. Por isso, para cada comprimento de

onda λ_l em cada enlace j a $\sum_{sd} \sum_{r_i \in R^{sd}} \sum_{j \in r_i} \sum_{k=1}^w \sigma_{r_i}^{j\lambda_l, j+1\lambda_k} \leq 1$, onde $j+1$ é o enlace seguinte ao enlace

j na rota r_i ; 3) em cada enlace j , cada rota r_i pode ocupar comprimentos de onda igual ao número de chamadas realizadas por meio da rota r_i . Conseqüentemente, para cada enlace j

em cada rota r_i a $\sum_{m=1}^w \sum_{l=1}^w \sigma_{r_i}^{j\lambda_l, j+1\lambda_m} = \rho_{r_i}^{sd}$, onde $j+1$ é o enlace seguinte ao enlace j na rota r_i ;

4) o número de chamadas entre um par (s,d) servido por uma determinada rota r_i pode, quando muito, ser igual ao número de canais $0 \leq \rho_{r_i}^{sd} \leq w$. Considerando que o número de variáveis e equações, cresce rapidamente em formulações ILP quando a rede aumenta, os autores afirmam que a solução é prática apenas em redes pequenas.

2.3.2 Processo Markoviano de Decisão e Cadeia de Markov

Na solução proposta por (HUA et al., 2003), o Processo Markoviano de Decisão (PMD) é usado no subproblema de alocação de comprimentos de onda (WA), em redes GMPLS (*Generalized Multiprotocol Label Switching*) com múltiplas classes de serviço. O subproblema de roteamento é tratado com o algoritmo clássico fixo-alternado, descrito no item 2.2.3. As diferentes classes de serviço obtêm comprimentos de onda de acordo com um valor estabelecido por uma função utilidade. O domínio da função utilidade é representado pelo conjunto de todos os inteiros entre 0 (zero) e C .

Seja $U(i)$, $i = 0, 1, \dots, C$ o valor da função utilidade para a alocação de i comprimentos de onda e a função utilidade U para o propósito de se alocar comprimentos de onda é um vetor $[U(0), U(1), \dots, U(C)]$, definido como o conjunto θ . A função utilidade satisfará que aplicações não possam obter uma utilidade negativa de uma quantidade positiva de recursos de comprimento de onda. Seja M o número de elementos do conjunto θ . As aplicações que têm a mesma função utilidade vão para a mesma classe. Seja $U_k = [U_k(0), U_k(1), \dots, U_k(C)]$ a expressão da K ésima função utilidade. Na descrição do processo assume-se que as aplicações da classe K chegam como um processo de Poisson independente com taxa λ_k . Quando uma nova requisição chega, indo para a classe K , a rede aloca os i comprimentos de onda, onde $0 \leq i \leq C$. Então, utilidade adicional é acumulada até que as requisições estejam completas.

O estado da alocação de comprimentos de onda pode ser representado por uma matriz N com M linhas e C colunas. O termo da k ésima linha e i ésima coluna da matriz N é n_{ki} , que é o número i de comprimentos de onda alocados para aplicações classe K . Assim,

$$n_k = \sum_{i=1}^C n_{ki} \quad \text{para } k = 1, 2, \dots, M \quad (01)$$

e o espaço de estado S é dado por

$$S = \left\{ N = [n_{ki}] : 1 \leq k \leq M, 1 \leq i \leq C, n_{ki} \in R^+ \text{ e } \sum_{k=1}^M \sum_{i=1}^C n_{ki} \leq C \right\} \quad (02)$$

Há diversas ações que a rede pode escolher durante a alocação de comprimentos de onda. Quando uma nova requisição chega, o número de comprimentos de onda que a rede pode alocar depende da ação escolhida. Então, o estado corrente pode mover-se para o próximo estado. O principal objetivo é alcançar as ações que podem trazer resultados ótimos.

Descreve-se o espaço de estado das ações como $N \in S$ para um M vetor $u = [u_1, u_2, \dots, u_M]$, onde $u_k \in \{0, 1, 2, \dots, C\}$ e o valor de u_k representa o número de comprimentos de onda alocados quando as requisições das aplicações classe K chegam. Excepcionalmente, as requisições de aplicações classe K serão rejeitadas quando $u_k = 0$. Então, o estado da ação pode ser dado por

$$K_N = \left\{ u : u_k \in \{0, 1, \dots, C\} \text{ e } \sum_{k=1}^M \sum_{i=1}^C n_{ki} + \max\{u_1, u_2, \dots, u_M\} \leq C \right\} \quad (03)$$

O espaço de ação é usado para expressar o conjunto de todas as ações possíveis na rede. Quando a ação u é a ação escolhida, u_k comprimentos de onda serão alocados. Assim, o estado mover-se-á para o próximo estado correspondente. Se as tarefas de certos comprimentos de onda são completadas, estes então serão liberados naturalmente.

A próxima etapa é definir a taxa de compensação em cada estado $N \in S$ quando a ação $u \in K_N$ é escolhida. A taxa de compensação é

$$R_N^u = \sum_{k=1}^M \sum_{i=1}^C n_{ki} U_k(i) \quad (04)$$

A definição da taxa de compensação é independente da escolha da ação u no estado correspondente.

A transição no processo de alocação de comprimentos de onda pode ser descrita como um Processo Markoviano de Decisão (PMD). A transição do estado N para o estado Q ocorre quando a ação $u \in K_N$ é escolhida. O processo é descrito com o parâmetro $a_{N,Q}^u$ e ∂_{ki} é definido para expressar a matriz $M \times C$ com zeros em tudo exceto na (k,i) ésima entrada onde ele tem valor igual a 1(um).

Quando uma nova requisição de aplicações classe K chega no estado N , o estado N escolhe uma determinada ação e move-se para um novo estado na taxa de λ_k , que é a taxa de

requisição das aplicações de classe K . Daí, o estado corrente tem um comprimento de onda a mais que o estado anterior. Da mesma forma, o processo de alocação de comprimentos de onda mover-se-á para um novo estado, que tem um comprimento de onda a menos da taxa de $n_{ki}u_{ki}$.

Então, a taxa de transição pode ser descrita como

$$a_{N,Q}^u = \begin{cases} \lambda_k & \text{if } Q = N + \partial_{ki} \\ n_{ki}u_{ki} & \text{if } Q = N - \partial_{ki} \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (05)$$

Assim, a equação do estado para a requisição de aplicação classe K pode ser descrita como

$$\frac{dP_i(t)}{dt} = \lambda_k P_{i-1}(t) + n_{k(i+1)}u_{k(i+1)} P_{i+1}(t) - (\lambda_k + n_{ki}u_{ki})P_i(t) \quad (06)$$

$i = 0, 1, 2, \dots, C$ e $P_1 = 0$

Todo esse processo de alocação de comprimentos de onda usando PMD pode ser descrito como um processo de nascimento e morte mostrado na figura 2.

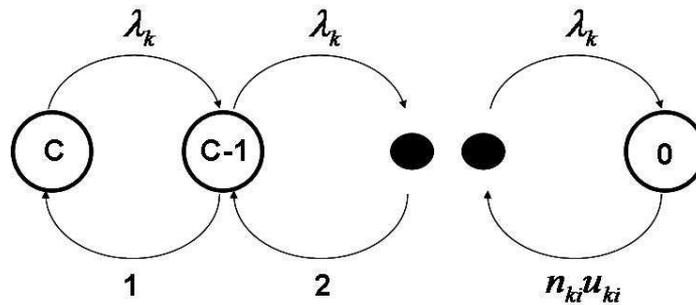


Figura 2: Alocação de Comprimentos de Onda como PMD

Fonte: Hua et al. (2003)

Além da solução de Hua et al. (2003) que usa o PMD, há a solução de Lin et al. (2007) que propõe o algoritmo MBR (Markov-based Backward Reservation), para resolver conflitos na reserva de comprimentos de onda, que ocorre quando duas ou mais requisições competem pelo mesmo comprimento de onda, usando cadeia de Markov.

A proposta do protocolo MBR é semelhante ao protocolo de reserva em ordem inversa. Para diminuir a probabilidade de conflito na reserva de comprimentos de onda, o MBR usa uma versão modificada do algoritmo *first-fit*, para evitar a seleção de comprimentos de onda livres que possam ser selecionados por outras requisições de conexão concorrentes.

Para uma dada requisição de conexão, nós intermediários podem fazer suposições sobre decisão de alocação de comprimentos de onda para um nó destino, se eles tiverem informações sobre o uso de comprimentos de onda do enlace ao longo do caminho de luz. Se o resultado da suposição é armazenado nos nós intermediários, então todas as requisições de conexões concorrentes chegarão mais tarde, evitando selecionar aquele comprimento de onda. Contudo, o tráfego nos enlaces é dinâmico. Embora cada nó informe a todos os outros sobre o seu uso de comprimentos de onda a cada T segundos, a informação enviada não é necessariamente correta durante o período entre duas mensagens sucessivas. Em vez de usar a informação geral diretamente, o MBR cria uma Cadeia de Markov de Tempo Contínuo (Cadeia de Markov C-T) para cada enlace e a utiliza para fazer previsão de uso de comprimentos de onda em tempos determinados.

Cada Cadeia de Markov C-T corresponde a um enlace na rede. Há dois caminhos para definir o espaço de estados. Um método é usar um *array* de bits de comprimento N para representar o estado de cada comprimento de onda (0:livre, 1:ocupado). Cada combinação possível do *array* de bits define um estado. O tamanho do espaço de estados é 2^N . Tal espaço de estados pode ser usado com qualquer algoritmo de alocação de comprimentos de onda. Entretanto, ele só pode ser usado em uma rede com um número pequeno de comprimentos de onda por fibra, porque o tamanho do espaço de estados cresce exponencialmente com o número de comprimentos de onda.

Outro método pode ser aplicado caso seja usado o algoritmo *first-fit*. Nesse algoritmo, o nó de destino sempre usará o comprimento de onda livre com o menor índice. Se o nó de destino escolhe o λ_i , então $\lambda_0, \dots, \lambda_{i-1}$ estão todos ocupados. Embora esta suposição não valha para todos os enlaces, ela é correta para enlaces ocupados onde o tráfego converge, e aqueles enlaces determinam a alocação de comprimentos de onda pelo *first-fit*. Nesta situação, cada estado da Cadeia de Markov C-T pode ser definida como o número de comprimentos de onda usado em um enlace (estado i significa que i comprimentos de onda estão sendo usados). O tamanho do espaço de estados é $N + 1$. O espaço de estado de uma cadeia é mostrado na figura 3.

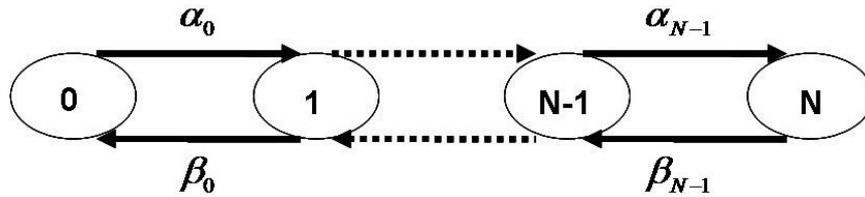


Figura 3: Cadeia de Markov-CT com enlace com N comprimentos de onda.

Os parâmetros de uma cadeia (taxa de transição entre estados) são obtidos por meio do monitoramento da rede. Para um enlace arbitrário $A \rightarrow B$, denominar-se-á o nó A de “nó controlador” do enlace, cujo papel é fazer o monitoramento do enlace. A transição de i para j denomina-se $Tran(i, j)$ e o número de vezes que a transição $Tran(i, j)$ ocorre no período monitorado denomina-se $Count(i, j)$. O tempo de transição $Time(i, j)$ é definido como o intervalo entre o momento em que a cadeia entra no estado i até o momento em que a cadeia deixa o estado i e entra no estado j . A transição $Tran(i, j)$ pode aparecer diversas vezes no período de monitoramento e a soma de seus tempos de transição $Time(i, j)$ é denominada $Sum(i, j)$. É importante observar que, de acordo com a definição de estado, $|i - j|$ é sempre igual a 1 para transições válidas.

A taxa de transição $R(i, j)$ de $Tran(i, j)$ é definida como:

$$R(i, j) = \begin{cases} \frac{Count(i, j)}{Sum(i, i-1) + Sum(i, i+1)}, & \text{if } |i - j| = 1 \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (07)$$

O resultado de $R(i, j)$ descreve a dinâmica de um enlace óptico. O “nó controlador” de um enlace óptico deverá enviar para todos os outros nós as taxas de transição periodicamente (denomina-se T os parâmetros da cadeia enviados para todos) ou apenas quando ocorrem mudanças significativas, dependendo das políticas da rede. Outros nós armazenarão esses parâmetros em suas bases de dados como propriedades de um enlace óptico.

A taxa de transição $R(i)$ de um estado i é definida como

$$R(i) = R(i, i-1) + R(i, i+1) \quad (08)$$

Esta é uma taxa de transição do estado i para outros estados (taxa de saída).

A cada T segundos, todos os nós trocarão mensagens sobre os comprimentos de onda usados nos enlaces. Normalmente, adota-se a implicação $T \gg T$. Cada nó então conhece a alocação de comprimentos de onda exata em todos os enlaces nos tempos $0T, 1T, \dots, sT, \dots$. No tempo arbitrário $sT + \tau$ entre sT e $(s+1)T$, um nó pode usar a Cadeia de Markov C-T para supor a distribuição livre de comprimentos de onda sobre enlaces não adjacentes.

Dado que uma cadeia está no estado i no tempo 0, então a probabilidade $P_{i,j}$ de que a cadeia estará no estado j no tempo t é

$$P_{i,j} = \sum_{n=0}^{\infty} e^{-vt} \frac{(vt)^n}{n!} (\overline{P_{i,j}})^n \quad (09)$$

onde n é o número de posições que possivelmente ocorreu durante t . A equação (09) é chamada de método de uniformização em análise transiente de Cadeia de Markov C-T. A Cadeia de Markov C-T pode ser vista como um processo de Poisson mais uma Cadeia de Markov Discreta. Contudo, o processo de Poisson tem diferentes taxas quando a cadeia está em diferentes estados. O método de uniformização transforma a cadeia original para uma cadeia equivalente com uma taxa uniforme. A taxa uniforme v é definida como

$$v = \max\{R(i) \mid i = 0, 1, \dots, N\} \quad (10)$$

A probabilidade de transição $\overline{P_{i,j}}$ (a probabilidade de que a cadeia discreta transitará para o estado j quando ela deixar o estado i) é definida como

$$\overline{P_{i,j}} = \begin{cases} R(i, j)/v, & \text{if } |i - j| = 1 \\ (v - R(i, j))v, & \text{if } i = j \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (11)$$

Usando a equação (09), Lin et al. (2007) calculou o estado de distribuição da cadeia (o conjunto de probabilidades que a cadeia estará em cada estado) no tempo $sT + \tau$, dado que ela está no estado i no tempo sT . De acordo com a alocação *first-fit* no MBR, a probabilidade do comprimento de onda λ_k estar livre no enlace l no tempo $sT + \tau$, dado que i comprimentos de onda são usados no tempo sT , é calculado por

$$P(\lambda_k \text{ livre em } l) = \sum_{j=0}^k P_{i,j} \quad (12)$$

onde $P_{i,j}$ é definido em X (equação).

Usando a suposição que o uso de comprimentos de onda em diferentes enlaces é independente, pode-se calcular a probabilidade de o comprimento de onda λ_k estar livre no caminho Z (λ_k está livre em todos os enlaces de Z) por meio de

$$P(\lambda_k \text{ livre em } Z) = \prod_{l \in Z} P(\lambda_k \text{ livre em } l) \quad (13)$$

Quando a suposição de independência não for realmente válida, deve-se usá-la como uma aproximação. Quando algoritmos de roteamento adaptativo são usados, a correlação do uso de comprimentos de onda entre enlaces diminui.

2.4 CONSIDERAÇÕES FINAIS

Observa-se que, na literatura, apesar do problema RWA continuar sendo um desafio a vencer, as propostas de soluções continuam sendo desenvolvidas considerando ambientes específicos, que não contribuem para uma possível padronização. A última referência significativa ao problema RWA, nesse sentido, foi feita por Drummond e Fonseca (2008), mas não para resolver o problema diretamente. O trabalho traz uma importantíssima e fundamental solução para transformar soluções com tempo de execução exponencial em polinomial.

Observando todas as soluções, clássicas e não clássicas, nota-se que ambas levam em consideração as mais diversas restrições, sem a preocupação, pelo menos explícita, repita-se, com a padronização. Talvez esse seja um dos motivos pelo qual, apesar de todas as investigações científicas feitas, muito está para ser resolvido. Em termos de padronização, poder-se-ia considerar algoritmos como *Dijkstra* e *first-fit*. Entretanto, *Dijkstra* foi desenvolvido na época das redes eletrônicas, o que pode sugerir que soluções melhores podem ser elaboradas para as redes ópticas. Por sua vez, o algoritmo *first-fit*, apesar de ser simples, é mais adequado para redes com demanda de tráfego dinâmica, já que age localmente, sem a visão da rede como um todo.

Assim, para redes com tráfego estático, faz-se necessário pensar em soluções que possam resolver o problema RWA como um todo e que apontem minimamente para a questão da padronização. Para isso, é necessário, antes de tudo, estudar a questão relacionada às restrições, que pode representar o principal empecilho para se chegar a soluções ótimas e padrão. A questão das restrições é discutida no próximo capítulo desta Tese.

3 OTIMIZAÇÃO, SIMULAÇÃO E RESTRIÇÃO

3.1 CONSIDERAÇÕES INICIAIS

Otimização, simulação e restrição são temas praticamente indissociáveis, quando o objetivo principal é otimizar um processo qualquer. Muitos desses processos, por não ser possível testar os procedimentos de otimização no processo real, necessitam ser simulados. Essa necessidade é tão comum a ponto de ter se tornado uma área de estudo específica, a otimização da simulação ou vice-versa. Por outro lado, quando se fala em otimização, pensa-se imediatamente nos fatores que podem impedir que o processo atinja um nível de otimalidade satisfatório ou desejável. Esses fatores são as denominadas restrições, que apesar de ser um tema de suma importância, não possui estudos formais na área de redes de computadores e conseqüentemente em redes ópticas. Isso impede, por exemplo, que uma solução possa ser referenciada em relação ao tipo de restrição que ela abrange, já que não existe uma classificação de restrições em redes de computadores.

Este capítulo tem por objetivo dar uma visão geral sobre a relação existente entre otimização e simulação, assim como discutir aspectos relacionados às restrições. São estabelecidos, de forma inédita, conceitos sobre restrições, para possibilitar uma melhor definição de restrição em relação à solução apresentada.

3.2 OTIMIZAÇÃO E SIMULAÇÃO

A otimização e a simulação são áreas que estão intimamente ligadas, tanto que essa ligação deu origem a uma área específica de pesquisa denominada otimização de simulação, do inglês *simulation optimization*. Entretanto, como sugere a figura 4, que consta no trabalho de Carson e Maria (1997), não se pode fazer apenas a otimização de uma simulação, mas também é possível fazer a simulação de uma otimização.

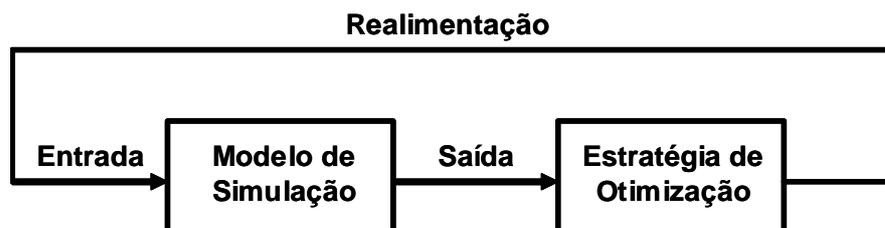


Figura 4: Um modelo de Otimização de Simulação

Fonte: Carson e Maria (1997)

A otimização de simulação parte do princípio de que existe ou é criado um modelo de simulação sobre o qual, é aplicada uma estratégia de otimização (estocástica, heurística, estatística, etc), cujo resultado pode gerar outras entradas para o mesmo ou outro modelo de simulação. Por outro lado, se os dados submetidos a um modelo de simulação já são otimizados, os valores resultantes assim o serão, podendo ser melhorados a cada realimentação, pela mesma ou por outra técnica de otimização.

Nesta tese as duas áreas são tratadas separadamente. Inicialmente foi tratada a questão da otimização, para definir em que tipo de otimização a solução proposta estava inserida. É importante observar que a solução sugerida é a proposta de otimização. Em seguida, a formulação matemática foi transformada em algoritmo para que a fase de simulação fosse realizada. A simulação foi tratada apenas como instrumento para demonstrar a viabilidade da solução. Entretanto, como a simulação foi realizada utilizando uma proposta de otimização, pelos conceitos até aqui vistos, conclui-se que os resultados da simulação são resultados otimizados.

A seguir são formalizados os conceitos ligados à otimização, que é tratada sob o ponto de vista da otimização numérica ou programação matemática, onde é considerado que o problema de otimização é construído sobre três pontos básicos (TAYLOR, 2009): 1) uma função objetivo que se quer minimizar ou maximizar; 2) um conjunto de incógnitas ou variáveis que afetam o valor da função objetivo; 3) um conjunto de restrições que permitem que as incógnitas ou variáveis assumam determinados valores, mas excluam outros.

3.3 OTIMIZAÇÃO DISCRETA

Na otimização discreta, as variáveis usadas na função objetivo assumem apenas valores discretos tais como os inteiros. No problema RWA claramente pode-se identificar

variáveis com valores discretos como, por exemplo, número de enlaces de uma rota (ou número de saltos), número de rotas e número de comprimentos de onda usados, assim como variáveis com valores contínuos como, por exemplo, distância, atraso e tráfego. Se valores discretos e contínuos são encontrados no mesmo problema, uma questão a definir é se a otimização do processo é, ou pode ser, discreta ou contínua, esta última também definida como otimização combinatória, a qual se opõe aos princípios da otimização discreta. Pode ajudar nessa definição a classificação do RWA como um problema do tipo NP-Completo, já que esse tipo de problema requer otimização combinatória (GOLDBARD; LUNA, 2005).

Sabe-se que problemas classificados como NP-Completo não são triviais, pois são de difícil solução ou não possuem solução ou ainda podem possuir várias soluções (TOSCANI; VELOSO, 2005). Partindo do pressuposto, que o problema RWA é um problema NP-Completo, pode-se descartar o seu tratamento com técnicas de otimização discreta.

3.4 OTIMIZAÇÃO CONTÍNUA

A opção à otimização discreta é a otimização contínua ou combinatória. Diferente da otimização discreta, que possui poucas técnicas a serem utilizadas, a otimização contínua possui uma variedade de técnicas que podem ser aplicadas. Entretanto, antes da escolha de uma técnica é preciso definir se a otimização contínua é restrita ou irrestrita.

3.4.1 Otimização Contínua Restrita ou com Restrição

Na otimização contínua restrita ou com restrição a função objetivo, que será minimizada ou maximizada, deve ter todas as suas restrições definidas de forma explícita. A maioria dos autores que propõe soluções para o problema RWA opta pela otimização contínua com restrição, pois em geral a preocupação é a resolução de uma situação específica como, por exemplo, definir localização otimizada de conversores de comprimentos de onda e restringir ao máximo o uso de comprimentos de onda. Este tipo de opção em geral tem uma função objetivo simples na sua definição, pois a complexidade é deixada para a definição das

restrições, como pode ser vista em Ozdaglar e Bertsekas (2003). A questão envolvendo a localização de conversores pode ser vista em Vijayanand et al. (2000).

Quando a função objetivo é simples, o problema RWA não é resolvido efetivamente. Para resolvê-lo, são utilizados métodos tradicionais tanto para o roteamento quanto para a alocação de comprimentos de onda. Para o roteamento, em geral, como já mencionado, é utilizado o algoritmo de Dijkstra e para a alocação de comprimento de onda é utilizada a coloração de grafos.

Outros, apesar de deixarem bastante complexidade para as restrições, criam funções objetivo igualmente complexas como é o caso de Chen e Wang (2002). Quando a função objetivo fica complexa é porque, em geral, os proponentes tentam resolver o problema RWA básico com a própria função objetivo. O objetivo é nobre, mas o que se observa é que introduzem muitas restrições, tendo o mesmo resultado do caso anterior, ou seja, mais complexidade.

Em ambos os casos expostos, o problema RWA, que já não é trivial, passa a ser mais complexo, o que é amenizado pelo fato de muitos autores posteriormente aplicarem técnicas heurísticas de otimização para chegar a um resultado viável. Entretanto, é importante observar que a complexidade já está embutida no processo.

3.4.2 Otimização Contínua Livre, Irrestrita ou sem Restrição

A otimização contínua sem restrição, também denominada otimização contínua livre ou irrestrita, é por si só polêmica, pois muitos pesquisadores não concebem que uma função objetivo possa ser estabelecida sem que suas restrições sejam definidas explicitamente. Não é compreensível essa concepção, já que cerca da metade das técnicas de otimização contínua são baseadas em situações consideradas irrestritas, ou seja, que não possuem restrições. Por outro lado, deve-se considerar que não existem sistemas sem restrições. Têm-se assim um paradoxo, pois a prática mostra que não existe consenso.

3.5 RESTRIÇÃO

Restrição, segundo o dicionário Houaiss, é uma condição restritiva, uma imposição de limite, um condicionante. Considerando que o processo RWA é um sistema e sabendo-se que todo sistema tem suas restrições, é imprescindível que se faça a análise da influência da restrição no desenvolvimento de qualquer solução (sistema) que se pretenda dar ao problema RWA. Tanto é verdade, que todas as soluções apresentadas até hoje inserem explicitamente as restrições do ambiente que se está modelando. Entretanto, a restrição é posta apenas como condicionante imposto pelo ambiente, sem dar a devida importância para as restrições que são intrínsecas ao sistema independente do ambiente onde se encontram. Em relação ao RWA, equivaleria dar mais importância, por exemplo, ao tipo de fibra óptica usada do que aos processos de roteamento e alocação de comprimentos de onda.

Se um sistema, independente do seu tamanho, pode ser subdividido em sistemas menores (subsistemas) e esses sistemas menores também possuem restrições, chega-se à conclusão que qualquer sistema possui restrições. No caminho inverso, pode-se afirmar também que todo sistema é formado por subsistemas com suas respectivas restrições. Um sistema não pode ser denominado como tal se não estiver acompanhado de suas restrições, ou seja, não existe sistema sem restrição. Pode-se ainda dizer que um sistema nada mais é que um conjunto de restrições, já que um subsistema é *a priori* uma restrição ao sistema que ele forma, pois se um subsistema deixar de funcionar, ele afeta o sistema maior.

Fazendo analogia com sistemas conhecidos, pode-se ter como exemplo o corpo humano, que é um sistema formado pelos subsistemas: circulatório, digestório (digestão), endócrino (hormônios), excretor (urinário), linfático, muscular, nervoso, reprodutor, respiratório e sensorial (sentidos). Cada um desses subsistemas tem seu funcionamento próprio, mas interfere no funcionamento dos demais, direta ou indiretamente, e conseqüentemente no sistema do qual ele faz parte. Essa interferência é um fator limitante ao outro e ao sistema maior; e se limita, passa a ser uma restrição ao subsistema limitado e ao sistema como um todo, nesse caso o corpo humano. Isto confirma que cada um dos subsistemas é uma restrição e todo sistema é um conjunto de restrições.

Para que o sistema corpo humano funcione normalmente é preciso haver sinergia entre os subsistemas. A ocorrência de uma entropia⁶ em qualquer dos subsistemas pode levar a uma

⁶ No sentido biológico, é a medida de variação ou desordem em um sistema (dicionário Houaiss).

entropia generalizada, fazendo com que a função do sistema maior seja também afetada. No caso do RWA, se ocorrer qualquer problema com o roteamento ou com a alocação de comprimento de onda, o processo RWA não se efetivará.

Não há nenhum estudo específico sobre restrições relacionado ao problema RWA. Há bastante literatura sobre restrições nas áreas de contabilidade e economia, mas em computação o conceito é explorado claramente na chamada programação por restrições, em que as restrições devem ser satisfeitas ou resolvidas (HENTENRYCK; SARASWAT, 1996). No caso do RWA as restrições devem ser resolvidas, pois os domínios são mais complexos ou infinitos, indicando resoluções baseadas em programação linear.

Essas conclusões fazem com que se retorne a uma afirmação citada anteriormente, que problemas NP-completos, como o RWA, podem ser resolvidos por programação linear inteira ou programação linear inteira mista. Ao retornar a esse ponto, pode-se observar que não há nenhuma referência à resolução do problema RWA fazendo considerações sobre a necessidade da presença ou da ausência de restrições. Mas afinal, que restrições são essas? É possível definir quais e quantas são? É possível classificá-las de alguma forma? Elas são facilmente descritas? São muitas as perguntas para as quais ainda não existem respostas. Esta tese tem o propósito de formular uma solução para o problema RWA, no qual as restrições estão presentes, mas não são tratadas da mesma forma que são tratadas em outras soluções existentes.

Para resolver o problema RWA, visando oferecer uma base para padronização, é necessário estabelecer um entendimento mínimo suficiente sobre restrições, para sustentar as questões propostas nesta Tese e sem entrar no mérito se é possível ou não a existência de funções objetivo sem restrições. Para tanto, serão propostos, de forma inédita, considerando uma função objetivo, os seguintes conceitos sobre restrições: restrição explícita e restrição implícita.

3.5.1 Restrição explícita

É toda aquela que está relacionada a aspectos que não fazem parte dos requisitos mínimos de funcionamento do sistema, ou seja, aspectos que o sistema prescinde para o seu funcionamento comum. Em relação à função objetivo, ela pode ser interna ou externa. A **restrição explícita interna** é aquela que está embutida na função objetivo, ou seja, ela foi

considerada quando da elaboração do modelo matemático da referida função. A **restrição explícita externa** é aquela que não está embutida na função objetivo, ou seja, a sua abrangência é de aspectos que não foram considerados quando da elaboração da função objetivo.

3.5.2 Restrição implícita

É toda aquela que faz parte da função objetivo elaborada considerando-se apenas o funcionamento normal ou comum do sistema, ou seja, apenas os requisitos mínimos de funcionamento de um sistema são considerados como restrição implícita.

Essas definições permitem concordar que toda função objetivo têm restrições, como determina a otimização contínua restrita, mas também permite assumir que em muitos casos a otimização contínua é irrestrita, por lidar apenas com as características básicas do sistema, sem as quais, pelo menos uma, o sistema não funcionaria corretamente ou simplesmente deixaria de existir. Isto é verdade em todas as áreas do conhecimento, da computação, onde para definir, por exemplo, um sistema tolerante a falhas é necessário primeiro estabelecer o funcionamento normal do sistema para depois definir o que se pretende tornar robusto, até a medicina, onde é consenso entre os médicos que um bom diagnóstico depende do grau de conhecimento em fisiologia humana.

Considerando esse enquadramento das restrições na resolução do problema RWA, foi possível traçar uma solução mais aceitável para fins de padronização. Essa é a estratégia usada, por exemplo, na elaboração de protocolos, porque apesar de eles serem responsáveis por ditar as regras que devem fazer o controle de uma comunicação de dados, sabe-se que eles nunca conseguirão cobrir todos os comportamentos possíveis que uma comunicação pode tomar ao longo do seu curso. Nesse caso, os diversos comportamentos são as suas restrições e alguns desses possíveis comportamentos acabam ignorados. Para que fique claro o que foi considerado ou desconsiderado, é recomendável fazer um Modelo de Falhas, a exemplo do que ocorre em sistemas tolerantes a falhas.

3.6 CONSIDERAÇÕES FINAIS

Neste capítulo, a questão central, além da necessidade de otimização do processo RWA, é a discussão sobre como considerar esse processo de otimização, considerando a sua subdivisão em otimização restrita ou irrestrita. Nesta tese, como o objetivo é propor uma forma básica de resolução do problema RWA visando uma futura padronização, o ideal é considerar que há a necessidade de uma função que busque a otimização irrestrita. Uma função onde as restrições inerentes ao funcionamento básico do processo ou à sua resolução básica, quando é tratada a problemática desse processo, constituem a própria função. Assim, a função que deve ser criada para resolver o processo RWA, deve ser classificada como uma função que possui restrições implícitas.

Quanto à otimização em si, considerou-se que a criação de um modelo matemático que resolva o problema RWA, utilizando uma única função para resolver um problema multiobjetivo (roteamento e alocação), em substituição a duas técnicas usadas (Dijkstra e coloração de grafos), é por si só um processo de otimização. Se técnicas antigas e inúmeras propostas de solução até hoje não levaram à padronização do processo RWA, é de se supor que nenhuma base sólida o suficiente, foi proposta ou identificada. Esta tese, pois, espera contribuir com o esforço de padronização oferecendo à comunidade científica para análise, e mais estudos, a Função de Objetivo Genérico (FOG), que é apresentada no próximo capítulo.

4 A FORMULAÇÃO DO PROBLEMA RWA

4.1 CONSIDERAÇÕES INICIAIS

A formulação do problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda em redes ópticas parte da compreensão de que uma conexão precisa ser estabelecida entre um par de nós origem-destino, cuja operação é executada pelo estabelecimento de uma rota, seguida pela alocação de um único ou de vários comprimentos de onda distintos nos diversos enlaces dessa rota. A largura de banda ficará disponível para a conexão enquanto durar a chamada e nesse intervalo de duração da chamada, os comprimentos de onda usados não poderão ser disponibilizados para outra conexão. Ao final da conexão, todos os comprimentos de onda são liberados para serem alocados para novas conexões. Nesse contexto, a não possibilidade de bloqueio, entre outros, é o objetivo.

Segundo Lima (2005), a probabilidade de bloqueio para redes ópticas deve ser analisada em modelos simplificados e esses modelos (inclusive o utilizado na Tese) utilizam as seguintes considerações:

1. Cada caminho óptico utiliza a largura de banda de faixa inteira de um comprimento de onda.
2. Cada enlace unidirecional está associado a uma única fibra.
3. Todas as fibras possuem o mesmo número de comprimentos de onda.
4. Todo roteador possui W transmissores e W receptores para cada um dos enlaces pertencentes ao nó.
5. A rede somente suporta tráfego ponto-a-ponto, não havendo tráfego ponto-múltiplos pontos (*multicast*).
6. Requisições de conexão não são enfileiradas. Se uma requisição for bloqueada, ela é imediatamente descartada (erlang-B).

A partir dessas simplificações, se pode fazer a análise matemática do problema. As análises que serão mostradas a seguir foram feitas por Kovacevic e Acampora (1996) e Zang et al. (2000). A primeira faz a análise do problema RWA, considerando duas situações: uma rota com múltiplos enlaces e uma rede completa, ou seja, com múltiplas rotas. A segunda

analisa o problema RWA sob a ótica da otimização. Ambas as análises foram feitas considerando a presença e a ausência de conversores de comprimentos de onda.

4.2 ANÁLISE PARA UMA ROTA COM MÚLTIPLOS ENLACES

Inicialmente, analisa-se a probabilidade de bloqueio em um ambiente sem conversores de comprimentos de onda. Nesse caso, uma requisição de conexão entre dois usuários será bloqueada caso não haja comprimento de onda disponível em um dos enlaces da rota considerada.

Seja W o número de comprimentos de onda por fibra, T o tempo médio de duração de uma conexão e λ_i a taxa de chegada no i -ésimo enlace da rota, se L_i , é a carga média no i -ésimo enlace da rota, então,

$$L_i = \lambda_i \cdot T \quad (14)$$

Considerando $p_k^{(i)}$ a probabilidade de k comprimentos de onda serem usados no i -ésimo enlace da rota e assumindo a distribuição de Poisson no enlace, assim como exponencial o tempo de duração da conexão, Kovacevic e Acampora (1996) concluíram que $p_k^{(i)}$ é

$$p_k^{(i)} = \frac{(\lambda_i T)^k}{k!} p_0^{(i)} = \frac{\frac{L_i^k}{k!}}{\sum_{l=0}^W \frac{L_i^l}{l!}} \quad (15)$$

Para requisições de conexões que requeiram apenas um enlace óptico, a probabilidade de bloqueio é igual a $p_W^{(1)}$, que é a probabilidade de que todos os comprimentos de onda W estejam ocupados naquele enlace.

Para requisições de conexões que requeiram dois ou mais enlaces ópticos, é determinado que $q_k^{(n)}$ é a probabilidade que k comprimentos de onda estejam ocupados nos n primeiros enlaces da rota. Considera-se que um comprimento de onda esteja ocupado quando

ele estiver sendo usado em pelo menos um enlace da rota. Para a conexão de cada enlace tem-se que,

$$q_k^{(1)} = p_k^{(1)}, \quad k \in 1, \dots, W \quad (16)$$

Para simplificar a análise, Kovacevic e Acampora (1996) consideraram primeiro o caso em que na conexão requisitada, o número de salto é igual a dois. Seja a o primeiro enlace de uma rota e b o segundo enlace. Sejam n_a e n_b os números de comprimentos de onda livres nos enlaces a e b , respectivamente. A probabilidade de haver k comprimentos de onda disponíveis para uma conexão é igual à probabilidade de haver k comprimentos de onda disponíveis em ambos os enlaces. Considerando que as distribuições de comprimentos de onda nos enlaces a e b sejam mutuamente independentes, a probabilidade condicional de que existam k comprimentos de onda disponíveis para uma conexão, dado que n_a e n_b comprimentos de onda estejam livres nos enlaces a e b , é calculada por

$$R(k | n_a, n_b) = \frac{\binom{n_a}{k} \binom{W - n_a}{n_b - k}}{\binom{W}{n_b}}, \quad (17)$$

se $\max(0, n_a + n_b - W) \leq k \leq \min(n_a, n_b)$ e igual a zero, caso contrário.

É importante observar que o número de comprimentos de onda livres em ambos os enlaces, não pode ser menor que

$$W - [(W - n_a) + (W - n_b)] = n_a + n_b - W. \quad (18)$$

Usando essa probabilidade condicional, pode-se determinar os comprimentos de onda ocupados nos dois enlaces da rota, como

$$q_k^{(2)} = \sum_{i=0}^W \sum_{j=0}^W R(W - k | W - i, W - j) p_i^{(1)} p_j^{(2)}. \quad (19)$$

Assim, a probabilidade de bloqueio para uma conexão em uma rota com dois enlaces é dada por

$$P^{(2)} = q_W^{(2)}. \quad (20)$$

Pode-se estender essa análise para determinar a probabilidade de bloqueio em rotas com n enlaces, onde $n \geq 1$. Para tanto, Kovacevic e Acampora (1996) usaram uma fórmula recursiva que determina a distribuição de comprimentos de onda ocupados em uma rota com n enlaces, dada a distribuição de comprimentos de onda ocupados no primeiro enlace ($n-1$) da rota e a distribuição de comprimentos de onda ocupados no n ésimo enlace. Assim, para $n > 1$ tem-se

$$q_k^{(n)} = \sum_{i=0}^W \sum_{j=0}^W R(W-k | W-i, W-j) q_i^{(n-1)} p_j^{(n)} \quad (21)$$

e

$$P^{(n)} = q_W^{(n)} \quad (22)$$

No caso de haver conversores de comprimentos de onda na rede, a restrição que uma conexão tem de usar o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces da rota deixa de existir. A chamada é bloqueada apenas se não existir pelo menos um comprimento de onda em cada um dos enlaces da rota. Nesse caso, segundo Kovacevic e Acampora (1996), usando a teoria clássica dos circuitos comutados, a probabilidade de bloqueio para uma conexão com n enlaces é

$$P^{(n)} = 1 - \prod_{i=1}^n (1 - p_W^{(i)}). \quad (23)$$

Por fim, se a carga média em todos os enlaces for a mesma, $p_W^{(i)} = pw$, a probabilidade de bloqueio pode ser dada por

$$P^{(n)} = 1 - (1 - pw)^n. \quad (24)$$

4.3 ANÁLISE PARA UMA REDE

A análise para uma rede feita por Kovacevic e Acampora (1996) estima a probabilidade de bloqueio em uma rede, considerando uma determinada carga, representada por uma matriz de tráfego. A análise é a seguinte:

Seja A^l a carga de uma rota l , P^l a probabilidade de bloqueio na rota l , L_s a carga no enlace s , e B_s a probabilidade de bloqueio no enlace s , dada pela fórmula de perda de Erlang (E)

$$B_s = E(L_s, W) = \frac{\frac{L_s^W}{W!}}{\sum_{i=0}^W \frac{L_s^i}{i!}}. \quad (25)$$

A carga em um enlace s em uma rede com conversão de comprimentos de onda pode ser representada por

$$L_s = \sum_l a_{s,l} A^l \frac{1 - P^l}{1 - B_s} \quad (26)$$

onde $a_{s,l}$ é a matriz incidente enlace-rota definida como

$$a_{s,l} = \begin{cases} 1, & s \in l \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases}$$

O termo $\sum_l a_{s,l} A^l (1 - P^l)$ representa a carga transportada pelo enlace s , e é menor que a oferecida pelo fator de carga $1 - B_s$, devido ao bloqueio que ocorre quando uma requisição de conexão encontra todos os comprimentos de onda ocupados no enlace s . Assim, a probabilidade de bloqueio média é

$$P_B = \frac{\sum_l P^l A^l}{\sum_l A^l} \quad (27)$$

Na rede com conversão de comprimentos de onda, o processo de chegada sobre o enlace s é independente do número de conexões transportadas pelo enlace (assumindo que as cargas dos enlaces são independentes). Assim, as chegadas podem ser consideradas como uma distribuição de Poisson e o número de comprimentos de onda ocupado pode ser representado por uma distribuição exponencial do tempo de permanência da conexão.

No caso em que não há conversão de comprimentos de onda, a taxa de chegada no enlace não é independente do número de comprimentos de onda ocupados. Kovacevic e Acampora (1996) chamam a atenção que nesse caso, o bloqueio também ocorre em função da incompatibilidade dos comprimentos de onda (situação em que não há um comprimento de onda que esteja livre em todos os enlaces de uma rota, mas há comprimentos de onda livres em cada enlace da rota). Uma conexão bloqueada como resultado da incompatibilidade entre comprimentos de onda não contribui para a taxa de chegada em qualquer dos enlaces da rota. Como o número de comprimentos de onda ocupados em um enlace aumenta, a probabilidade de bloqueio devido à incompatibilidade de comprimentos de onda para as requisições de conexão daquele enlace também aumenta, reduzindo, por sua vez, a taxa de chegada sobre aquele enlace.

4.4 ANÁLISE DO RWA ESTÁTICO VISANDO A OTIMIZAÇÃO

Para Zang et al. (2000), o problema do RWA estático, também conhecido como SLE (*Static Lightpath Establishment*), quando definido em função da otimização, visa tipicamente minimizar o número de comprimentos de onda necessário para o estabelecimento de um certo conjunto de *lightpaths* para uma dada topologia física. Para minimizar o número de comprimentos de onda e ao mesmo tempo maximizar o número de conexões que podem ser estabelecidas (minimizar o bloqueio), o problema é duplo, pois deve-se levar em consideração um determinado número de comprimentos de onda disponível e um determinado conjunto de requisições a serem atendidas.

Em função de o objetivo desta análise ser a otimização do problema SLE e considerando a restrição de continuidade de comprimento de onda, que nesta Tese é considerada uma restrição implícita, Zang et al. (2000) formulam o SLE como Programação Linear Inteira (ILP – *Integer Linear Programming*), em que a função objetivo é minimizar o fluxo em cada enlace, o que corresponde a minimizar o número de *lightpaths* passando

através de um determinado enlace. Assim, considerando que λ_{sdw} é o tráfego de uma origem s para um destino d sobre qualquer comprimento de onda w , assumindo que dois ou mais *lightpaths* podem ser estabelecidos entre um mesmo par origem-destino, se necessário, mas cada um utilizando um comprimento de onda diferente, tem-se que

$$\lambda_{sdw} \leq 1 \quad (28)$$

Seja F_{ij}^{sdw} o tráfego de uma origem s para um destino d sobre o enlace ij e utilizando o comprimento de onda w . Se um comprimento de onda pode ser alocado apenas para um enlace, então,

$$F_{ij}^{sdw} \leq 1 \quad (29)$$

Dados uma topologia física de rede, um conjunto de comprimentos de onda e uma matriz de tráfego Λ em que, Λ_{sd} é o número de conexões necessárias entre a origem s e destino d , o problema pode ser formulado da seguinte forma (ZANG et al., 2000):

$$\text{Minimize: } F_{\max}$$

tal que,

$$F_{\max} \geq \sum_{s,d,w} F_{ij}^{sdw} \quad \forall ij \quad (30)$$

$$\sum_i F_{ij}^{sdw} - \sum_k F_{jk}^{sdw} = \begin{cases} -\lambda_{sdw} & \text{if } s = j \\ \lambda_{sdw} & \text{if } d = j \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (31)$$

$$\sum_w \lambda_{sdw} = \Lambda_{sd} \quad (32)$$

$$F_{ij}^{sdw} = 0, 1 \quad (33)$$

$$\sum_{s,d} F_{ij}^{sdw} \leq 1 \quad (34)$$

Essa abordagem pode ser usada para obter o número mínimo de comprimentos de onda requeridos para um dado conjunto de requisições de conexão por fazer uma pesquisa sobre o número mínimo de comprimentos de onda na rede. Para um dado número de comprimentos de onda, pode-se aplicar a ILP para ver se uma solução pode ser encontrada. Se uma solução não for encontrada, então um número maior de comprimento de onda é tentado. Esse procedimento é feito até que o número mínimo de comprimentos de onda seja encontrado.

Outra forma de resolver o problema seria maximizar o número de conexões estabelecidas para um número fixo de comprimentos de onda e um dado conjunto de requisições de conexão, nesse caso o problema pode ser formulado também por ILP e da seguinte forma (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1995):

$$\text{Maximize: } C_0 = (\rho, \mathbf{q}) = \sum_{i=1}^{N_{sd}} m_i \quad (35)$$

sujeito a,

$$m_i \geq 0, \quad \text{inteiro, } i = 1, 2, \dots, N_{sd} \quad (36)$$

$$c_{ij} \in \{0, 1\} \quad i = 1, 2, \dots, P, \quad j = 1, 2, \dots, W \quad (37)$$

$$C^T B \leq 1_{W \times L} \quad (38)$$

$$\mathbf{m} \leq 1_W C^T A \quad (39)$$

$$m_i \leq q_i \rho, \quad i = 1, 2, \dots, N_{sd} \quad (40)$$

onde,

N_{sd} é o número de pares origem-destino;

L é o número de enlaces;

W é o número de comprimentos de onda por enlace;

$\mathbf{m} = \{m_i\}$, $i = 1, 2, \dots, N_{sd}$ é o número de conexões estabelecidas para um par i origem-destino;

ρ é a carga do tráfego, ou seja, é o número total de requisições de conexão a serem roteadas;

$\mathbf{q} = \{q_i\}$, $i = 1, 2, \dots, N_{sd}$ é a fração de carga que chega para cada par i origem-destino. Assim,

$q_i \rho$ é o número de conexões a serem destinadas ao par i origem-destino. Essa é a definição de carga no caso do tráfego estático, que é o tráfego considerado nesta Tese.

P é o conjunto de rotas sobre as quais uma conexão pode ser roteada;

$A = (a_{ij})$ é a matriz $P \times N_{sd}$ onde se $a_{ij} = 1$ significa que a rota i está entre o par j origem-destino e $a_{ij} = 0$ caso contrário;

$B = (b_{ij})$ é a matriz $P \times L$ onde se $b_{ij} = 1$ significa que o enlace j está na rota i e $b_{ij} = 0$ caso contrário;

$C = (c_{ij})$ é a matriz $P \times N_{sd}$ de rota e alocação de comprimentos de onda, tal que, se $c_{ij} = 1$ o comprimento de onda j é alocado para a rota i e $c_{ij} = 0$ caso contrário.

Quanto às equações, a (35) fornece o número total de conexões estabelecidas na rede; a equação (38) especifica que um comprimento de onda só pode ser utilizado uma vez no máximo em um determinado enlace, onde $1_{W \times L}$ é a matriz $W \times L$, cujos elementos são unitários. Por fim, as equações (39) e (40) ensejam que o número de conexões estabelecidas é menor que o número de conexões solicitadas, onde 1_W é a matriz $1 \times W$, cujos elementos são unitários.

As redes ópticas que possuem um conversor de comprimento de onda para cada enlace de fibra em cada nó da rede, segundo Zang et al. (2000), tornam-se comparável à rede telefônica (que são comutadas por circuito), eliminando praticamente o problema de alocação de comprimentos de onda. Nesse caso, apenas o problema de roteamento é relevante e a formulação do problema RWA pode ser feita como a seguir.

Considerando que λ_{sd} é o tráfego (número de requisições de conexões) de uma origem s para um destino d e F_{ij}^{sd} é o tráfego de uma origem s para um destino d sobre o enlace ij ; considerando ainda que a restrição de continuidade de comprimento de onda deixa de existir em função dos conversores de comprimentos de onda, temos,

$$\text{Minimize: } F_{\max}$$

tal que,

$$F_{\max} \geq \sum_{s,d} F_{ij}^{sd} \quad \forall ij \quad (41)$$

$$\sum_i F_{ij}^{sd} - \sum_k F_{jk}^{sd} = \begin{cases} -\lambda_{sd} & \text{if } s = j \\ \lambda_{sd} & \text{if } d = j \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (42)$$

Nesse caso, deve-se observar que essa formulação é a simplificação da formulação do problema RWA feita no início deste capítulo, na seção 4.2. São retiradas apenas as referências feitas ao comprimento de onda, eliminando assim as referências à matriz de tráfego e à alocação de comprimento de onda em uma rota.

4.4 CONSIDERAÇÕES FINAIS

Neste capítulo foram mostradas duas formulações para o problema RWA. A primeira feita por Kovacevic e Acampora (1996) faz uma análise essencialmente matemática, em que a principal preocupação é mostrar como a modelagem matemática do problema pode ser feita a partir de simplificações que permitam visualizar uma solução matemática. Não há a preocupação explícita com o tipo de tráfego, mas tão somente com o uso ou não de conversores de comprimentos de onda.

A forma de apresentar a formulação é pragmática. Inicia com uma rota predefinida, mantendo o foco na alocação do comprimento de onda, facilitando ainda mais a formulação, ao começar explorando apenas os dois primeiros enlaces da rota. Em seguida faz a expansão para uma rota com vários enlaces. A formulação torna-se mais completa quando passam a considerar uma rede com suas inúmeras rotas, em que o componente roteamento passa também a influenciar na formulação, considerando assim, o problema RWA completo.

A formulação matemática feita por Zang et al. (2000) tem um objetivo bem distinto, pois direciona a formulação para aspectos ligados diretamente à questão da otimização. Há a preocupação de mostrar que o problema pode ser formulado por Programação Linear Inteira e diferente de Kovacevic e Acampora (1996), que focam principalmente a probabilidade de bloqueio e o uso ou não de conversores de comprimentos de onda, Zang et al. (2000) direcionam a formulação para a minimização do número de comprimentos de onda ou a maximização do número de conexões estabelecidas com número fixo de comprimentos de onda.

O advento das redes DWDM (*Dense Wavelength Division Multiplexing*), que utilizam grande quantidade de comprimentos de onda, e estudos como o de Cavendish et al. (2004) que mostram que no problema SLE (*Static Lightpath Establishment*) é mais factível se preocupar com a quantidade de conversões de comprimentos de onda do que com o número de comprimentos de onda a serem usados, contribuiram para definir a direção do

desenvolvimento desta Tese. Considerando que a formulação de Zang et al. (2000), apesar de direcionar para o processo de otimização, não tem objetivos maiores do que a minimização do número de comprimentos de onda e a maximização do número de conexões usando número de comprimentos de onda fixo, a solução proposta nesta Tese seguiu o caminho trilhado por Kovacevic e Acampora (1996). Assim, a proposta visa de forma direta, a redução da probabilidade de bloqueio com conseqüente aumento da vazão; a redução da complexidade na formulação matemática da solução do problema RWA, considerando a formulação do processo RWA feita por Kovacevic e Acampora (1996) para uma rede (item 4.3) e não baseada apenas em uma rota (item 4.2); a otimização, já que ao reduzir a complexidade da formulação matemática, tende-se a aumentar o desempenho do algoritmo resultante e por fim, a possibilidade de a proposta ser a base de uma padronização da resolução do problema RWA.

5 FUNÇÃO DE OBJETIVO GENÉRICO (FOG)

5.1 CONSIDERAÇÕES INICIAIS

A ideia de criar uma função de objetivo genérico para o RWA surgiu a partir de duas constatações feitas durante o estudo de inúmeros artigos nacionais e principalmente internacionais: a primeira constatação foi de que cada autor ou grupo de autores propõe uma ou mais soluções voltadas exclusivamente para uma rede específica; a segunda constatação é decorrente em parte da primeira, foi observar que nenhum autor faz referência explícita à questão da padronização.

A partir dessas constatações e considerando a existência de algoritmos clássicos para a resolução do problema RWA, surgiu a questão: porque até hoje não ocorreu a padronização? A resposta não é simples, pois a própria questão da padronização é polêmica. Entretanto, para se padronizar uma solução para o RWA, é necessário que se façam propostas e a Função de Objetivo Genérico (FOG), objeto desta tese, pretende ser uma dessas bases para a padronização. Por que apenas a base? Porque acredita-se que o processo de padronização deva ser baseado em estudos mais completos do que se poderia fazer em uma Tese de Doutorado e por entender que deva ser documentado tecnicamente na forma, por exemplo, de uma RFC (*Request for Comments*). Assim, o processo de concepção da FOG foi iniciado e as considerações feitas estão a seguir.

O sistema de roteamento e alocação de comprimentos de onda em redes ópticas é composto de dois subsistemas (roteamento e alocação) e como tal deve seguir o mesmo raciocínio aplicado aos demais sistemas. Assim, ao analisar o RWA, o primeiro passo foi definir qual ou como é o seu funcionamento normal. É importante ressaltar que o termo “funcionamento normal” está sendo usado no sentido de excluir a possibilidade de presença de falhas no funcionamento do algoritmo RWA. Diante das descrições do RWA feitas em inúmeros trabalhos já citados, pode-se afirmar que o funcionamento normal do RWA é o processo de estabelecimento de uma rota entre um ponto de origem e um ponto de destino e, em seguida, a identificação de um comprimento de onda que esteja disponível em todos os enlaces da rota estabelecida.

O segundo passo consiste em definir se a resolução do problema é feita em duas etapas ou conjuntamente. Alguns autores afirmam que a ordem de execução dos subprocessos

(roteamento ou alocação), no caso de ser feito em duas etapas, não altera o funcionamento. Entretanto, ao se analisar melhor o processo, percebe-se que a afirmação não se sustenta. Ao se afirmar que existe um comprimento de onda disponível em uma determinada rota, é porque existe uma rota, mas, ao se afirmar que existe uma rota, não necessariamente haverá comprimento de onda disponível. A afirmação de que a ordem não importa perde sentido se o processo de resolução do problema RWA determinar, por exemplo, que não há comprimento de onda disponível, pois, dessa forma, não há sentido em estabelecer uma melhor rota, por simplesmente não haver uma melhor rota. Portanto, qualquer solução para o RWA deve inicialmente estabelecer uma rota e depois alocar um comprimento de onda, caso os processos sejam feitos de forma disjunta.

Apesar da maioria dos trabalhos tratarem o problema RWA em duas etapas distintas, outra solução é realizar os dois subprocessos conjuntamente. A justificativa dos autores que tratam os subprocessos separadamente é que o problema RWA, considerado não trivial, torna-se mais simples de ser resolvido. Entretanto, como se pode constatar em Murthy e Gurusamy (2002), descrito no item 2.2.3.2 desta tese, o JWR que está entre os algoritmos clássicos, reúne as características de dois outros algoritmos clássicos considerados os melhores.

O terceiro passo consiste em definir a demanda de tráfego que será considerada na definição da solução. A maioria das soluções encontradas na literatura dedicam-se a ambientes que trabalham com tráfego dinâmico, que, por possuir soluções consideradas simples, necessita de técnicas de otimização baseadas em heurísticas para melhorar o desempenho. Já em ambientes de tráfego estático, por exigir soluções mais complexas, há carência de propostas de soluções para aumento do desempenho, apesar de serem modelos de redes mais comuns atualmente. Por esse motivo, a proposta desta Tese considera a demanda estática de tráfego.

Definir o funcionamento normal do RWA, a resolução das etapas do problema de forma conjunta e o tipo de demanda de tráfego como estático foi primordial para o início da resolução do problema que começa com a modelagem matemática.

5.2 MODELAGEM MATEMÁTICA

Muitos métodos de otimização usam a estratégia de traduzir o problema estudado em uma função matemática para em seguida definir se essa função deve ser maximizada ou

minimizada, considerando restrições previamente estabelecidas. Essa função, em geral, é a denominada função objetivo e, como o próprio nome indica, é a representação matemática daquilo que se pretende alcançar, otimizar. Entretanto, a concepção dessa função envolve uma área da matemática considerada complexa: a modelagem matemática.

A complexidade está na tradução de uma situação do mundo real em uma formulação matemática, o que depende do nível de compreensão da realidade de quem está modelando o sistema (GOLDBARG; LUNA, 2005). Essa dependência pode gerar inconsistências, a partir de detalhes que podem ser esquecidos ou adicionados sem necessidade.

Nesta tese, a modelagem matemática leva em consideração o problema RWA com seus dois subsistemas (roteamento e alocação) sendo tratados conjuntamente e considera apenas suas restrições implícitas, ou seja, o que aqui é denominado de funcionamento normal. O objetivo é a criação de uma função de objetivo puro ou genérico que sirva de padrão para o desenvolvimento de funções objetivo específicas, ou seja, a partir da função de objetivo genérico (FOG), o especialista identifica as restrições explícitas do ambiente que está sendo tratado e cria sua solução já considerando a FOG. A FOG, na matemática, poderia ser classificada como uma função para otimização natural (FLETCHER, 1993), guardadas as devidas proporções e regras, enquanto a função objetivo específica derivada dela poderia ser classificada como função para otimização forçada, ou seja, com restrições aqui denominadas de restrições explícitas.

O processo RWA é multiobjetivo, pois tem que determinar a rota e o comprimento de onda ideais. A FOG utiliza o princípio do modelo de agregação da otimização multiobjetivo, que consiste em transformar em mono-objetivo o problema multiobjetivo, combinando todos os objetivos em uma única função objetivo (GALSKI, 2006). A abordagem mais simples é em função de a FOG não considerar restrições explícitas, ou seja, basear-se na otimização natural.

Ao denominá-la função de objetivo genérico, para fazer referência à expressão “função objetivo”, a FOG poderia ser remetida à forma mais conhecida da otimização em que essa função, como já foi dito, é minimizada ou maximizada. Entretanto a FOG não foi definida nos termos da otimização matemática tradicional. A meta era resolver o problema RWA da forma mais simples possível, cujo resultado foi excelente, já que se utiliza apenas três operações básicas: adição, multiplicação e divisão. Assim, matematicamente, a FOG por si só é um processo de otimização.

Além da questão matemática, outro aspecto da FOG difere da maioria das soluções tradicionais, que ao iniciarem qualquer resolução do problema RWA, além de definirem a rede em função de grafos, onde os nós são os vértices e os enlaces são as arestas, definem

custos ou pesos para cada um dos enlaces que formam as rotas. Esses custos ou pesos são baseados em aspectos como: tráfego, atraso, número de comprimentos de onda disponível, etc. Ao contrário, a FOG não atribui pesos aos enlaces e sim um identificador⁷ numérico para cada comprimento de onda. Esses identificadores numéricos não são significativos individualmente (em cada enlace isoladamente), mas sim em conjunto (em todos os enlaces que formam a rota), em função de que cada onda pode carregar a mesma carga, independente do seu comprimento. Essa estratégia faz frente à restrição de continuidade de comprimento de onda, pois é dessa forma que se determina/garante que em uma determinada rota não vai haver bloqueio. Dessa forma, o custo é por rota e não por enlace, ou seja, para que a rota seja possível é necessário que o rótulo resultante seja igual a 1 (100% dos enlaces de uma rota), o que significa que existe pelo menos um comprimento de onda que está presente em todos os enlaces da rota escolhida.

Para tentar evitar inconsistências e tornar a formulação mais didática, optou-se por mostrar a formulação matemática da maneira mais usada, ou seja, dividindo o problema RWA em duas partes: 1) escolher a melhor rota; 2) alocar o melhor comprimento de onda para a rota escolhida.

5.2.1 Definição de rota

Na determinação da **melhor rota**, os métodos tradicionais descritos em Murthy e Gurusamy (2002) não definem o critério de estabelecimento da rota, apenas determinam que se escolha uma entre as várias rotas que estão nas mesmas condições de utilização. Empiricamente a rota a ser escolhida é a que apresentar o caminho mais curto, que pode ser determinado por critérios como distância, número de saltos e atraso.

Considerando que uma rota R_j é formada por l enlaces, pode-se definir a rota como:

$$R_j = \sum_{i=1}^n l_i \quad \text{onde } n = (1, \dots, N) \quad (43)$$

⁷ Pode ser atribuído, por exemplo, considerando a ordem crescente dos comprimentos de onda existentes.

O valor de l que será somado depende do critério utilizado: se for distância, o valor deverá ser em metros ou quilômetros; se for número de saltos, o valor será dado em números de enlaces e se for atraso, o valor será dado em segundos.

Outro ponto que deve ser definido é o fato de mais de uma rota apresentar o caminho mais curto. Neste caso, pode-se optar por estratégias como, por exemplo, uma escolha aleatória ou o estabelecimento prévio de uma lista linear.

5.2.2 Alocação de comprimento de onda

Todos os algoritmos de **alocação de comprimentos de onda** adotam critérios para definir qual comprimento de onda usar como, por exemplo, o mais usado, o menos usado, o primeiro disponível etc. Entretanto é necessário adotar alguma estratégia para satisfazer o critério adotado.

Considerando uma rede onde as rotas são previamente estabelecidas, não há conversores de comprimentos de onda e informações globais da rede estão disponíveis, uma estratégia para definir um comprimento de onda (λ_x) para uma rota R_j pode ser a adoção de um rótulo (L) para cada comprimento de onda:

$$L(\lambda_x) = \frac{\sum_{i=1}^n (w_{\lambda_x})_{l_i}}{w_{\lambda_x} \sum_{i=1}^n l_i} \quad (44)$$

onde $n=(1,\dots,N)$ e $x=(1,\dots,X)$. N é o número de enlaces de uma rota, X é o número de comprimentos de onda, l_i representa o número de enlaces da rota R_j , w_x é o identificador numérico atribuído a cada λ presente em cada enlace. Se o comprimento de onda λ_j estiver presente no enlace, ele recebe o identificador numérico w_x ($x = j$) e em caso contrário recebe o valor zero. Será escolhido o comprimento de onda onde $\lambda_j = 1$ se o critério para escolha do caminho mais curto for o número de saltos. Se o critério usado for distância ou atraso, será

escolhido o λ_j com maior valor absoluto. Caso mais de um comprimento de onda apresente valor igual a 1 no primeiro caso e maior valor absoluto no segundo caso, pode-se determinar o λ_j aleatoriamente, sequencialmente ou por meio de lista linear.

5.2.3 Função de Objetivo Genérico

Os algoritmos mais conhecidos na literatura tratam o roteamento e a alocação de comprimentos de onda como processos separados, entretanto, o que apresenta o melhor desempenho é o JWR (*Joint Wavelength-Route Selection*), que realiza as duas ações conjuntamente (MURTHY; GURUSAMY, 2002).

Considerando a mesma estratégia de junção do JWR, aplicando (43) em (44) obtém-se a expressão matemática que nesta tese denominou-se de FOG (Função de Objetivo Genérico):

$$L(R_j, \lambda_x) = \frac{\sum_{i=1}^n (w_{\lambda_x})_{l_i}}{w_{\lambda_x} R_j} \quad (45)$$

onde $n=(1,\dots,N)$ e $x=(1,\dots,X)$.

L é o rótulo (label) que liga uma rota (R) a um comprimento de onda (λ). Se o seu valor é igual a 1, significa que, naquela rota, aquele comprimento de onda existe em todos os enlaces, ou seja, a comunicação entre origem e destino pode ser feita sem uso de conversores de comprimentos de onda. Qualquer valor diferente de 1 significa que a comunicação não é possível sem conversores de comprimentos de onda.

R é uma rota que é formada por 1 ou mais enlaces.

j identifica uma determinada rota, variando de 1 a N , onde N é o conjunto de números inteiros positivos, ou seja, $\{1, 2, 3, \dots, N\}$.

λ é um comprimento de onda. A quantidade de comprimentos de onda é variável.

x identifica um determinado comprimento de onda.

i identifica o número de enlaces de uma rota.

w é o identificador numérico atribuído a cada comprimento de onda. A atribuição não segue nenhum aspecto de custo, é apenas uma forma de identificação do comprimento de onda para possibilitar a sua identificação em cada enlace, ou seja, a sua existência ou não no enlace considerado.

l é um enlace, que é a ligação entre dois nós da rede. O conjunto de enlaces forma uma rota.

n indica o número de iterações para computar enlaces e identificadores numéricos de comprimentos de onda nesses enlaces.

5.3 COMPLEXIDADE DO ALGORITMO

A complexidade do algoritmo da Função de Objetivo Genérico (FOG) foi determinada por meio de uma metodologia que se baseia na estrutura do algoritmo mostrada em Toscani e Veloso (2005). A metodologia almeja obter a complexidade do algoritmo, passo a passo, por meio das complexidades das componentes básicas e suas consequentes combinações. A análise seguiu a essência da ideia do desenvolvimento da FOG e, portanto, é feita considerando a complexidade de pior caso ou complexidade pessimista (c_p).

As estruturas algorítmicas utilizadas pela metodologia constam no quadro 2.

Quadro 2: Estruturas usadas na análise do algoritmo da FOG.

Estruturas Algorítmicas	Tipos
Atribuição	$\mathbf{v} \leftarrow \mathbf{e}$
Condicional	Se \mathbf{b} então \mathbf{S} senão \mathbf{T} fim-se (ou Se \mathbf{b} então \mathbf{S} fim-se
Sequência (ou composição)	$\mathbf{S}; \mathbf{T}$
Iteração definida (ou incondicional)	para \mathbf{i} de \mathbf{j} até \mathbf{m} faça \mathbf{S} fim-para
Iteração indefinida (ou condicional)	enqto \mathbf{b} faça \mathbf{S} fim-enqto

onde \mathbf{v} e \mathbf{i} são variáveis, \mathbf{b} é uma condição em um teste com valor lógico, \mathbf{e} , \mathbf{j} e \mathbf{m} são expressões e \mathbf{S} e \mathbf{T} são trechos do algoritmo.

O algoritmo básico da FOG é mostrado na figura 5.

```

Algoritmo FOG
Procedimento AchaValorRota(Rota,ComprimentoOnda);
  Início
    Codifica(Rota,Lista); /// coloca os nós da rota numa lista
    Soma = 0;
    Pulo = 0;
    Enquanto p < numero de itens da lista faça
      Início
        Enquanto b < Numero de linha de Matriz CompOndas faça
          Início
            Se compOnda[0,b] = Lista[p] e CompOnda[1,b] =lista[p+1]
              então
                Incrementa(pulo);
            Senão
              Se TemComprimento(b,ComprimentoDeOnda) então
                Soma = Soma+ComprimentoDeOnda;
          Fim
        Fim
      Fim
    Fim
  Fim

```

Figura 5: Algoritmo FOG.

Para fins didáticos, a exposição da complexidade do algoritmo da FOG seguirá o diagrama de blocos mostrado na figura 6, onde são identificadas estruturas dos tipos **b**, **S** e **T**, que influenciam diretamente no resultado. A análise é feita bloco a bloco, de dentro pra fora, perfazendo um total de 10 blocos.

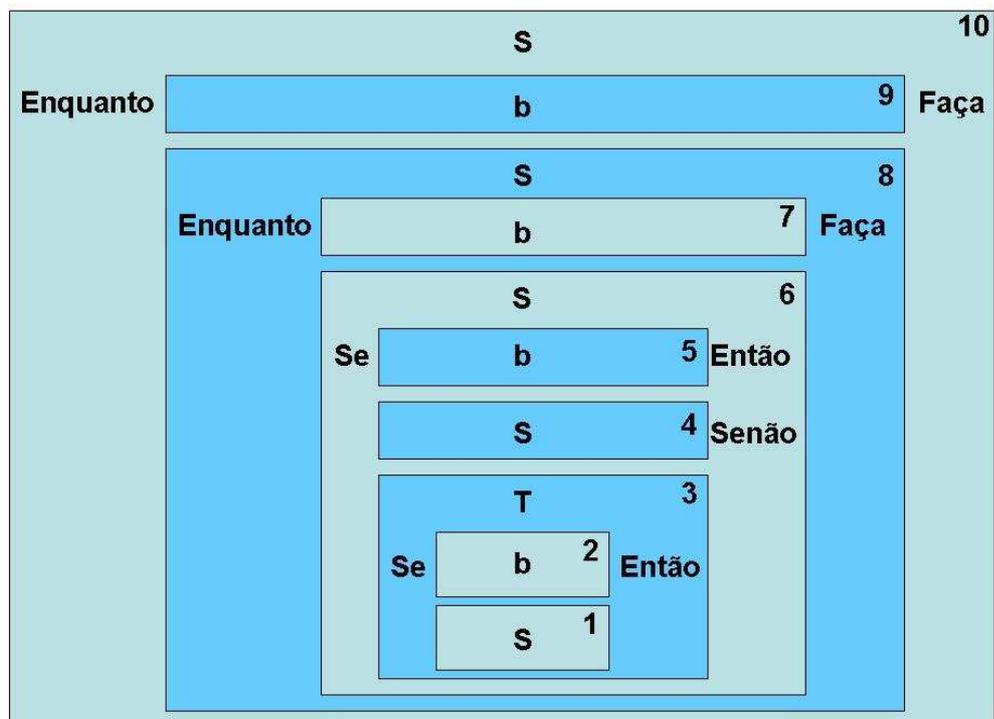


Figura 6: Diagrama de blocos do algoritmo FOG.

O primeiro bloco (**S1**) equivale a uma estrutura de sequência que constitui uma variável inteira $m : m \leftarrow m + 1$, cuja complexidade tem ordem $n + 1 : \Theta(n)$.

O segundo bloco (**b2**) é uma condição onde é verificada a existência ou não de comprimentos de onda, ou seja, equivale a determinar se o valor de uma variável $i = 0$, cuja complexidade é $\Theta(1)$.

O terceiro bloco (**T3**) é uma estrutura condicional envolvendo os blocos **S1** e **b2**. Considerando que as possibilidades formam uma lista v de inteiros e considerando a variável inteira de **b2** em que $m \neq 0$, tem-se que executar a atribuição $m \leftarrow \text{Max}(v)$ com complexidade $\Theta(n)$. Sua complexidade, no pior caso, tem ordem linear: $O(n)$.

O quarto bloco (**S4**) tem a mesma estrutura do bloco **S1**, portanto sua complexidade também é $\Theta(1)$.

O quinto bloco (**b5**) é uma dupla atribuição de comparação de listas, equivalente a uma atribuição de transferência, que transfere cada elemento da lista v , tendo complexidade $O(n)$, para uma lista u com comprimento $n : u \leftarrow v$ {transfere lista}.

O sexto bloco (**S6**) tem uma estrutura condicional do tipo: Se b então S senão T fim-se, que envolve esforços computacionais associados à

Avaliação da condição **b**;

Execução de um dos trechos do algoritmo **S** ou **T**, conforme o caso.

Segundo Toscani e Veloso (2005), o caminho seguido na estrutura condicional, vai depender da avaliação da condição **b**, o mesmo ocorrendo com o seu desempenho. Assim, a estrutura condicional Se b então S senão T fim-se com entrada d tem desempenho $\text{desemp}[\text{Se b então S senão T fim-se}](d)$ dado por

$$\begin{array}{ll} \text{Aval}[\mathbf{b}](d) + \text{desemp}[\mathbf{S}](d) & \text{caso o valor de b em d seja verdadeiro;} \\ \text{Aval}[\mathbf{b}](d) + \text{desemp}[\mathbf{T}](d) & \text{caso o valor de b em d seja falso.} \end{array}$$

A complexidade pessimista (c_p) da estrutura condicional Se b então S senão T fim-se pode ser calculada da seguinte forma:

Dada uma estrutura condicional Se b então S senão T fim-se, considere um Máximo Assintótico em Ordem $\text{MxAO}(c_p[\mathbf{S}], c_p[\mathbf{T}])$ das complexidades $c_p[\mathbf{S}]$ e $c_p[\mathbf{T}]$. Então, a complexidade pessimista de Se b então S senão T fim-se tem cotas

Inferior: $c_p[\mathbf{b}] \leq c_p[\text{Se } \mathbf{b} \text{ então } \mathbf{S} \text{ senão } \mathbf{T} \text{ fim-se}]$;

Superior: $c_p[\text{Se } \mathbf{b} \text{ então } \mathbf{S} \text{ senão } \mathbf{T} \text{ fim-se}] \leq c_p[\mathbf{b}] + \text{MxAO}(c_p[\mathbf{S}], c_p[\mathbf{T}])$

Assim, Se \mathbf{b} então \mathbf{S} senão \mathbf{T} fim-se tem ordem da complexidade pessimista dada por

$$c_p[\text{Se } \mathbf{b} \text{ então } \mathbf{S} \text{ senão } \mathbf{T} \text{ fim-se}] = O(c_p[\mathbf{b}] + \text{MxAO}(c_p[\mathbf{S}], c_p[\mathbf{T}]))$$

Substituindo as complexidades dos blocos respectivos envolvidos temos:

$$c_p[\mathbf{S6}] = O(\mathbf{b5} + \text{MxAO}(\mathbf{S4}, \mathbf{T3}))$$

$$c_p[\mathbf{S6}] = O(n + \text{MxAO}(n, n)) = O(n+n+n) = O(n).$$

O sétimo bloco (**b7**) é composto de uma iteração do tipo variável inteira i :

$$\begin{aligned} & i \leftarrow 0 \text{ \{inicialização\}}; \\ & \text{enqto } i < 10 \text{ faça } i + 1 \text{ fim-enqto \{iteração\}} \end{aligned}$$

cuja complexidade tem ordem constante 10.1: $O(1)$.

O oitavo bloco (**S8**) contém uma iteração indefinida (ou condicional) que pode tomar várias formas. Essa iteração que é do tipo enqto \mathbf{b} faça \mathbf{S} fim-enqto causa a execução de \mathbf{S} sucessivamente enquanto a condição \mathbf{b} está satisfeita. Mesmo sabendo que a iteração indefinida termina sua execução, o número de iterações geralmente não fica determinado.

O bloco **S8** é do tipo inicialização de vetor $A[1 \dots n]$ de inteiros

$$\begin{aligned} & i \leftarrow 0 \text{ \{inicialização\}}; \\ & \text{enqto } i < n \text{ faça } i \leftarrow i + 1; A[i] \leftarrow 0 \text{ fim-enqto \{iteração\}} \end{aligned}$$

cuja complexidade tem ordem constante n .1: $O(n)$.

Segundo Toscani e Veloso (2005), a execução da iteração indefinida enqto \mathbf{b} faça \mathbf{S} fim-enqto sobre entrada d , itera a execução de \mathbf{S} sucessivamente, como a seguir:

Se a entrada d satisfaz a condição \mathbf{b} , então executa-se \mathbf{S} sobre d resultando em $\mathbf{S}(d)$;

Se $\mathbf{S}(d)$ satisfaz a condição \mathbf{b} , então executa-se \mathbf{S} sobre $\mathbf{S}(d)$, resultando em $\mathbf{S}^2(d)$, etc;

Finalmente, quando a condição **b** deixa de ser satisfeita sobre $\mathbf{S}^{H(d)}(d)$, a execução termina com $\mathbf{S}^{H(d)}(d)$ como a sua saída final.

Na execução da iteração enqto b faça S fim-enqto sobre entrada d, tem-se os esforços computacionais das várias iterações de **S**, ou seja, esforços computacionais associados à avaliação da condição **b** (**b7**) e execução do trecho do algoritmo **S** (**S6**); sucessivamente sobre os valores

$$d, \mathbf{S}(d), \mathbf{S}^2(d), \dots, \mathbf{S}^k(d), \dots, \mathbf{S}^{H(d)-1}(d),$$

além do esforço associado à avaliação da condição **b** sobre o valor final $\mathbf{S}^{H(d)}(d)$.

Ainda segundo Toscani e Veloso (2005), deve-se observar a questão da determinação do número $H(d)$ de iterações, pois sabe-se que a iteração indefinida enqto b faça S fim-enqto equivale, em termos de comportamento computacional, à seguinte formulação recursiva

$$\text{se } \mathbf{b} \text{ então } (\mathbf{S} ; \text{enqto } \mathbf{b} \text{ faça } \mathbf{S} \text{ fim-enqto}) \text{ fim-se,}$$

o que pode ser visto pela sequência de iterações acima.

Quanto ao desempenho, a iteração indefinida enqto b faça S fim-enqto sobre entrada d pode ser descrita pela seguinte formulação recursiva

Caso **b**(d) seja falso:

$$desemp[\text{enqto } \mathbf{b} \text{ faça } \mathbf{S} \text{ fim-enqto}](d) = aval[\mathbf{b}](d).$$

Caso **b**(d) seja verdadeiro:

$$desemp[\text{enqto } \mathbf{b} \text{ faça } \mathbf{S} \text{ fim-enqto}](d) = aval[\mathbf{b}](d). + \\ + desemp[\mathbf{S}](d) + desemp[\mathbf{S} ; \text{enqto } \mathbf{b} \text{ faça } \mathbf{S} \text{ fim-enqto}](\mathbf{S}(d)).$$

Assim, pode-se obter a seguinte expressão para o desempenho da iteração indefinida. O desempenho de enqto b faça S fim-enqto sobre entrada d é dado por

$$desemp[\text{enqto } \mathbf{b} \text{ faça } \mathbf{S} \text{ fim-enqto}](d) = aval[\mathbf{b}](\mathbf{S}^{H(d)}(d)). + \\ + \sum_{i=0}^{H(d)-1} [aval[\mathbf{b}](\mathbf{S}^i(d)) + desemp[\mathbf{S}](\mathbf{S}^i(d))].$$

Essa expressão fornece o desempenho da iteração indefinida, sobre entrada d , como somatório dos desempenhos das $H(d)$ iterações efetuadas.

Frequentemente, os esforços computacionais das iterações de \mathbf{S} dominam os dos testes, mas pode-se desprezar os testes. Em tais casos, a expressão anterior se simplifica para

$$desemp[\text{enqto } \mathbf{b} \text{ faça } \mathbf{S} \text{ fim-enqto}](d) \equiv \sum_{i=0}^{H(d)-1} desemp[\mathbf{S}](\mathbf{S}^i(d)).$$

A complexidade pessimista da iteração indefinida com testes absorvidos pode ser calculada da seguinte forma:

Dada uma iteração indefinida enqto \mathbf{b} faça \mathbf{S} fim-enqto, suponha que $c_p[\mathbf{b}]$ é sempre dominada por $c_p[\mathbf{S}]$ ($c_p[\mathbf{b}](n) \leq c_p[\mathbf{S}](n)$, para todo $n \in \mathbb{N}$). Então, a complexidade pessimista da iteração enqto \mathbf{b} faça \mathbf{S} fim-enqto tem as cotas

$$\text{Inferior: } \max \{ c_p[\mathbf{S}](s^i(n)) / i = 0, \dots, h(n) - 1 \} \leq c_p[\text{enqto } \mathbf{b} \text{ faça } \mathbf{S} \text{ fim-enqto}](n);$$

$$\text{Superior: } c_p[\text{enqto } \mathbf{b} \text{ faça } \mathbf{S} \text{ fim-enqto}](n) \leq \sum_{i=0}^{H(n)-1} c_p[\mathbf{S}](s^i(n)).$$

Logo, se $c_p[\mathbf{b}]$ é $O(c_p[\mathbf{S}])$, então a complexidade pessimista da iteração indefinida enqto \mathbf{b} faça \mathbf{S} fim-enqto é

$$c_p[\text{enqto } \mathbf{b} \text{ faça } \mathbf{S} \text{ fim-enqto}](n) = O\left(\sum_{i=0}^{H(n)-1} c_p[\mathbf{S}](s^i(n))\right)$$

Considerando que a complexidade do bloco $\mathbf{S6}$ é $O(n)$ temos que

$$c_p[\mathbf{S8}] = O\left(\sum \text{complexidade das iterações do bloco } \mathbf{S6}\right)$$

$$c_p[\mathbf{S8}] = O(n + n + \dots + n) = O(n)$$

Como os blocos $(\mathbf{S9})$ e $(\mathbf{S10})$ são análogos aos blocos $(\mathbf{S7})$ e $(\mathbf{S8})$, pode-se concluir que a complexidade do algoritmo da FOG é:

$$c_p[\mathbf{FOG}] = O(\sum (c_p[\mathbf{S8}] + c_p[\mathbf{S10}]))$$

$$c_p[\mathbf{FOG}] = O(n + n) = O(n)$$

5.4 TRABALHOS CORRELATOS

Não há na literatura referenciada, nenhum trabalho que tenha a mesma proposta apresentada nesta Tese. Essa afirmação se baseia em três questões básicas:

- 01) As soluções existentes tratam o problema RWA como um problema a ser resolvido em duas etapas. A FOG trata o problema em uma única etapa, que teoricamente é mais complexo para ser resolvido. Apesar de a solução clássica JWR ser também em única etapa, a mesma inclui restrições explícitas, o que não ocorre com a FOG.
- 02) Nenhuma solução faz distinção entre os tipos de restrições envolvidas no problema RWA. A FOG divide as restrições em implícitas e explícitas, usando apenas a implícita nesta fase de desenvolvimento apresentada na Tese.
- 03) A FOG, diferente de todas as outras soluções, pode ser usada como algoritmo de alocação de comprimentos de onda, ou algoritmo WA (*Wavelength Assignment*), e como algoritmo de roteamento e alocação de comprimentos de onda, ou algoritmo RWA (*Routing and Wavelength Assignment*), o que reforça seu caráter genérico.

Quanto à simplicidade da formulação matemática e o bom desempenho, foi encontrado na literatura apenas um algoritmo parecido com a FOG: o algoritmo WLCR (*Weighted Least-Congestion Routing*), desenvolvido por Chu e Li (2005). Entretanto, o WLCR é um algoritmo para uma das etapas do problema RWA, o roteamento. Isso prova o que foi dito nas considerações finais do segundo capítulo desta Tese, sobre a possibilidade de aparecer algoritmos melhores que o de Dijkstra. Para a etapa de alocação de comprimentos de onda, o WLCR pode trabalhar teoricamente com qualquer algoritmo de alocação, mas os autores optaram pelo *first-fit*. A seguir é feito um resumo sobre o WLCR baseado no trabalho de Chu e Li (2005).

O algoritmo WLCR foi concebido para trabalhar com o *first-fit* e por isso é denominado também de algoritmo RWA WLCR-FF, mas aqui será tratado apenas como WLCR.

No algoritmo WLCR um conjunto de rotas é pré-computado para cada par origem-destino. Essas rotas são recomputadas se a topologia da rede mudar. Se chegar uma requisição de conexão de um par de nós, deve ser escolhida uma rota do conjunto de rotas pré-computadas para em seguida ser alocado um comprimento de onda livre para a rota selecionada.

Ao chegar uma requisição de conexão do par de nós a , uma das rotas candidatas é selecionada. O algoritmo WLCR fará a seleção da rota de acordo como descrito a seguir.

É associado um peso $W(R)$ para cada rota candidata. A função peso $W(R)$ é definida como

$$W(R) = \frac{F(R)}{\sqrt{h(R)}} \quad (46)$$

onde $F(R)$ é o número de comprimentos de onda disponível na rota R e $\sqrt{h(R)}$ é o comprimento da rota R .

Depois de calcular os valores de todos os pesos, a rota com o maior peso é selecionada. Se não houver comprimento de onda disponível em nenhuma rota, ou seja, $F(R) = 0$ para todas as rotas, a requisição de conexão é bloqueada. Uma vez que a rota está definida, o esquema de alocação first-fit será empregado em cada segmento da rota selecionada. Para cada segmento, o comprimento de onda livre com o menor rótulo será alocado para todos os enlaces naquele segmento.

Deve-se observar que, quando a decisão por uma rota é tomada, dois fatores importantes são considerados:

- 01) O número de comprimentos de onda livre.
- 02) O comprimento das rotas.

A ideia é simples, a rota com mais comprimentos de onda deverá ser selecionada e ao mesmo tempo o comprimento da rota não será tão longo. Se não há conversão de comprimentos de onda, esses dois fatores são correlatos: uma rota curta é mais provável ter

mais comprimentos de onda do que as rotas longas. De qualquer forma, se a rede tiver a capacidade de conversão de comprimento de onda, a correlação entre número de comprimentos de onda livres e o comprimento da rota não é convincente: uma rota longa é provável que tenha mais comprimentos de onda do que uma rota curta. Se a preferência for por rotas com o maior número de comprimentos de onda livre, é possível que muitas rotas longas possam ser selecionadas, resultando em alta probabilidade de bloqueio. Em princípio, a função peso deverá ser diretamente proporcional ao número de comprimentos de onda livre e inversamente proporcional ao comprimento da rota.

5.5 CONSIDERAÇÕES FINAIS

A concepção de qualquer solução para um determinado problema pode seguir dois caminhos: o primeiro caminho, e talvez o mais usado, é estudar toda a teoria relacionada ao problema e em seguida tentar construir uma solução. Nesse caso, ao se chegar a uma solução é quase certo que ela esteja bem fundamentada e se se chegou à solução, ela é factível e em geral tem um bom desempenho. Entretanto, há a possibilidade de a solução ser complexa e em geral, toda solução complexa, mesmo que eficiente, torna-se cara para ser implementada para o mercado.

O segundo caminho, certamente menos usado, é o que usa conhecimento empírico e trata o problema na linha da “tentativa e erro”. As soluções são encontradas, em geral, em um período de tempo muito longo e devem ser bastante testadas, para que em seguida possam ser validadas. Essa validação pode ser demorada e complexa, principalmente se a solução usar parâmetros não comuns à teoria já estabelecida. Entretanto, há a possibilidade que essas soluções sejam muito simples, mesmo que os problemas sejam complexos e por isso sejam soluções revolucionárias. A FOG foi concebida seguindo o segundo caminho, pois observou-se que soluções concebidas seguindo o primeiro caminho, continuam sendo soluções complexas demais. Por meio da análise de complexidade do algoritmo da FOG, prova-se o quanto ela é simples $[O(n)]$, afinal são usadas na solução apenas três operações fundamentais: adição, multiplicação e divisão com contabilização apenas no final do processo, sem resultados intermediários e sem ordenamentos, que neste último caso elevaria a complexidade para $[O(n^2)]$. A principal diferença da teoria estabelecida está na forma de atribuição de

valores a serem medidos. Enquanto a FOG considera identificadores numéricos de cada comprimento de onda na rota, as outras soluções consideram os pesos dados aos enlaces.

6 RESULTADOS NUMÉRICOS

6.1 CONSIDERAÇÕES INICIAIS

A alocação de comprimentos de onda, além de ser uma etapa mais complexa que a etapa do roteamento, não ocorre nas redes eletrônicas. Isso faz com que existam menos soluções propostas para a alocação em comparação com o roteamento, já que para este existem muitas soluções bem conhecidas como, por exemplo, Dijkstra. Isso estimula soluções ao problema RWA baseadas em duas etapas, pois, em geral, utiliza-se um algoritmo de roteamento bem estabelecido e preocupa-se apenas com a etapa de alocação de comprimentos de onda.

Considerando que várias soluções, inclusive as heurísticas, utilizam essa estratégia, será apresentada neste capítulo uma simulação em que a FOG é comparada com algoritmos conhecidos: *first fit*, *middle channel*, *end channel* e *random*.

O algoritmo *first fit* que foi citado no item 2.2.2 é o que tem melhor desempenho entre eles, seguido de perto pelos algoritmos *random*, *end channel* e *middle channel*, em sequência de desempenho.

No algoritmo *random*, o comprimento de onda é selecionado aleatoriamente entre os comprimentos de onda disponíveis [$\text{place}=\text{ceil}(\text{rand}*\text{length}(\text{check_free}\{t\}))$]. No algoritmo *end channel*, o comprimento de onda selecionado é o último dos comprimentos de onda disponíveis [$\text{place}=\text{length}(\text{check_free}\{t\})$]. No algoritmo *middle channel*, o comprimento de onda selecionado é o comprimento de onda mediano entre os disponíveis [$\text{place}=\text{ceil}(\text{length}(\text{check_free}\{t\})/2)$]. No *first-fit*, o de melhor desempenho, os comprimentos de onda da matriz de tráfego são inicialmente classificados em ordem decrescente. Em seguida, o algoritmo percorre essa lista ordenada de seleção de candidatas. Se u_{ij} for o próximo maior elemento da lista ordenada, significa que i e j são os nós finais das duas cadeias de nós e a maior cadeia é formada pela junção das duas extremidades. Caso contrário, o próximo elemento é considerado maior. Segundo Wason e Kaler (2007), o algoritmo *first-fit* pode ser descrito como mostra a figura 7.

Algoritmo *first-fit*

início

ordenar elementos de U em ordem decrescente;

Enquanto (existirem duas ou mais cadeias) **faça**

início

seja u_{ij} o próximo maior elemento de U ;

se (i e j são os nós finais das duas cadeias ij e jl) **então**

conecte ij para obter a cadeia kl ;

desfaça u_{ij} ;

fim;

Figura 7: Algoritmo *first-fit*.

6.2 CENÁRIO DA SIMULAÇÃO E MODELO ANALÍTICO

O cenário de simulação considera a rede hipotética mostrada na figura 8. A rede é composta por 5 nós, 6 enlaces unidirecionais, 4 rotas possíveis considerando uma transmissão do nó 0 (zero) para o nó 4 e utilizando 4 comprimentos de onda. A rede foi inspirada no exemplo mostrado em Murthy e Gurusamy (2002). São mostrados os resultados considerando critérios de caminho mais curto com valores inteiros (número de saltos) e com valores fracionários (distância e atraso).

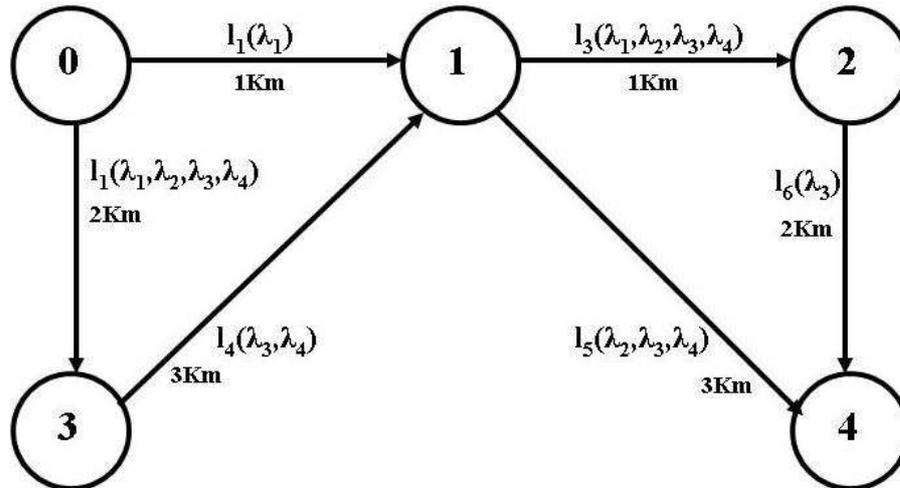


Figura 8: Exemplo de rede para demonstrar a FOG no processo RWA.

O rótulo L de (45) é calculado considerando todas as rotas e todos os comprimentos de onda com os quais a rede trabalha. Considerando uma comunicação entre os nós 0 (zero) e 4 (quatro), o cálculo é feito para 4 rotas $\{(0-1-2-4), (0-1-4), (0-3-1-2-4) \text{ e } (0-3-1-4)\}$, considerando 4 comprimentos de onda $(\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3 \text{ e } \lambda_4)$, conforme mostra a figura 9.

<p><u>Rota 1: 0 - 1 - 2 - 4</u></p> <p>Para λ_1</p> $L(R_1, \lambda_1) = \frac{1+1+0}{1 \times 3} = \frac{2}{3} = 0,66$ <p>Para λ_2</p> $L(R_1, \lambda_2) = \frac{0+2+0}{2 \times 3} = \frac{2}{6} = 0,33$ <p>Para λ_3</p> $L(R_1, \lambda_3) = \frac{0+3+3}{3 \times 3} = \frac{6}{9} = 0,66$ <p>Para λ_4</p> $L(R_1, \lambda_4) = \frac{0+4+0}{4 \times 3} = \frac{4}{12} = 0,33$	<p><u>Rota 2: 0 - 1 - 4</u></p> <p>Para λ_1</p> $L(R_2, \lambda_1) = \frac{1+0}{1 \times 2} = \frac{1}{2} = 0,5$ <p>Para λ_2</p> $L(R_2, \lambda_2) = \frac{0+2}{2 \times 2} = \frac{2}{4} = 0,5$ <p>Para λ_3</p> $L(R_2, \lambda_3) = \frac{0+3}{3 \times 2} = \frac{3}{6} = 0,5$ <p>Para λ_4</p> $L(R_2, \lambda_4) = \frac{0+4}{4 \times 2} = \frac{4}{8} = 0,5$
<p><u>Rota 3: 0 - 3 - 1 - 2 - 4</u></p> <p>Para λ_1</p> $L(R_3, \lambda_1) = \frac{1+0+1+0}{1 \times 4} = \frac{2}{4} = 0,5$ <p>Para λ_2</p> $L(R_3, \lambda_2) = \frac{2+0+2+0}{2 \times 4} = \frac{4}{8} = 0,5$ <p>Para λ_3</p> $L(R_3, \lambda_3) = \frac{3+3+3+3}{3 \times 4} = \frac{12}{12} = 1$ <p>Para λ_4</p> $L(R_3, \lambda_4) = \frac{4+4+4+0}{4 \times 4} = \frac{12}{16} = 0,75$	<p><u>Rota 4: 0 - 3 - 1 - 4</u></p> <p>Para λ_1</p> $L(R_4, \lambda_1) = \frac{1+0+0}{1 \times 3} = \frac{1}{3} = 0,33$ <p>Para λ_2</p> $L(R_4, \lambda_2) = \frac{2+0+2}{2 \times 3} = \frac{4}{6} = 0,66$ <p>Para λ_3</p> $L(R_4, \lambda_3) = \frac{3+3+3}{3 \times 3} = \frac{9}{9} = 1$ <p>Para λ_4</p> $L(R_4, \lambda_4) = \frac{4+4+4}{4 \times 3} = \frac{12}{12} = 1$

Figura 9: Resolução do Modelo Analítico da FOG.

A tabela 1 mostra os resultados quando o critério adotado para o caminho mais curto é o número de saltos (S) e distância ou atraso (D/A).

Tabela 1. Valores que definem rota e λ (sem conversão).

λ	Rota 1 (0-1-2-4)		Rota 2 (0-1-4)		Rota 3 (0-3-1-2-4)		Rota 4 (0-3-1-4)	
	S	D/A	S	D/A	S	D/A	S	D/A
λ_1	0,66	0,5	0,5	0,25	0,5	0,25	0,33	0,125
λ_2	0,33	0,25	0,5	0,25	0,5	0,25	0,66	0,25
λ_3	0,66	0,5	0,5	0,1875	1	0,5	1	0,375
λ_4	0,33	0,25	0,5	0,125	0,75	0,375	1	0,375
Total	-	1,25	-	0,8125	-	1,375	-	1,125

Quando o critério usado para o caminho mais curto é o número de saltos (S), as rotas 3 e 4 são as candidatas e estão disponíveis para uso, sem possibilidade de bloqueio os lambdas λ_3 e o λ_4 . A rota 4 seria a escolhida por apresentar dois lambdas (λ_3 e λ_4) com valor 1. O lambda λ_3 seria o escolhido por também apresentar o valor 1 nas rotas 3 e 4.

Se o critério adotado é distância ou atraso (D/A), o princípio para definir rota e λ é mais complexo. Inicialmente, são somados os resultados obtidos em cada λ para cada rota. Em seguida, retira-se de cada total o valor equivalente ao menor valor obtido para um λ . A rota será escolhida entre as rotas cujo resultado for igual a 1. No exemplo, a rota 4 é a única candidata pois o total dos λ s é 1,125, que subtraído do menor valor entre eles ($\lambda_1 = 0,125$) resulta em 1. Como existe uma única rota candidata, os lambdas λ_3 e λ_4 , que apresentam o valor 0,375, podem ser utilizados. A escolha poderia ser, por exemplo, pelo λ com o menor identificador numérico, neste caso o λ_3 .

Em outra análise feita com a FOG, levou-se em consideração a presença de um conversor de comprimentos de onda. A princípio, a inclusão de conversores pode representar uma forma de incluir restrições explícitas, pois a distribuição desses conversores na rede

altera o desempenho da mesma como demonstrado em Vijayanand et al. (2000). Por outro lado, a presença desses conversores permite diminuir a probabilidade de bloqueio, que é total no “funcionamento normal” do processo RWA, caso um determinado comprimento de onda não esteja disponível na rota escolhida. Assim, considerando que há um balanceamento entre a presença e a ausência dos conversores sob a ótica das restrições, foi realizado teste com a mesma rede da figura 8, localizando um conversor no nó 1. A escolha da localização do conversor ocorreu por este fazer parte de todas as rotas possíveis na comunicação entre os nós 0 (zero) e 4.

Para redes com conversores de λ , se a conversão for necessária e possível, ou seja, se houver comprimento de onda disponível para a conversão, basta manter o identificador numérico w_x do λ original.

A tabela 2 mostra os resultados quando o critério adotado para o caminho mais curto é o número de saltos (S) e a distância ou atraso (D/A), considerando que há um conversor de comprimentos de onda no nó 1 e sempre há λ disponível para a conversão.

Tabela 2: Valores que definem rota e λ (com conversão no nó 1).

λ	Rota 1 (0-1-2-4)		Rota 2 (0-1-4)		Rota 3 (0-3-1-2-4)		Rota 4 (0-3-1-4)	
	S	D/A	S	D/A	S	D/A	S	D/A
λ_1	0,66	0,5	1	0,5	0,5	0,25	0,33	0,125
λ_2	0,33	0,25	0,5	0,25	0,5	0,25	0,66	0,25
λ_3	0,66	0,5	0,5	0,25	1	0,5	1	0,375
λ_4	0,33	0,25	0,5	0,25	0,75	0,375	1	0,375
Total	-	1,5	-	1,25	-	1,375	-	1,125

Quando o critério usado é o número de saltos (S), a única diferença ocorre na rota 2 em relação ao λ_1 , que passa de 0,5 para 1. É a única diferença, mas muda completamente o resultado, que deixa de ser (rota 4, λ_3) e passa a ser (rota 2, λ_1), pois neste caso a decisão

pode ser tomada com o resultado de (43). Isso demonstra a influência da presença do conversor na rede, mas não invalida a influência da localização do mesmo no desempenho da rede. Nesse caso, foi altamente significativo porque ele se localiza no ponto que agrega o tráfego da rede.

Quando o critério adotado é a distância ou atraso (D/A), não há diferença nos totais das rotas 3 e 4, apenas nas rotas 1 e 2. Nesse caso, observa-se que a rota 4 continua sendo candidata, mas a rota 2 entra na disputa, pois seu total de λ s é 1,25, que subtraído do menor valor entre eles (λ_2, λ_3 ou $\lambda_4 = 0,25$), resulta em 1. A decisão entre as rotas 2 e 4, pode ser tomada com o resultado de (44), onde a decisão pode ser pelo maior valor absoluto. Nesse caso, o resultado deixa de ser (rota 4, λ_3) e passa a ser (rota 2, λ_1).

Outros testes foram realizados utilizando uma ferramenta denominada SIRCO-FOG (BRASIL et al., 2006), onde foi possível simular diversos arranjos topológicos em malha, com um número crescente de nós e enlaces. O último teste foi realizado com 11 nós, 14 enlaces direcionais e 12 possíveis rotas, sem que o funcionamento da FOG fosse alterado. Isto representa um aumento acima de 100% no número de nós e enlaces e de 200% no número de rotas possíveis em relação à rede hipotética usada neste trabalho. Testes de verificação foram realizados utilizando lógica *fuzzy* (SILVA et al., 2006), cujos resultados foram confirmados ao se utilizar o método lom (*largest of maximum*) no MatLab. Ainda não foi possível determinar o limite máximo de nós, enlaces, rotas e número de comprimentos de onda suportados pela FOG.

É importante ressaltar que existe uma limitação quanto ao uso da FOG com conversor, pois pode haver a exigência de um outro conversor adjacente, caso a conversão não seja feita para o último enlace da rota e o sistema não esteja trabalhando com reserva de recursos. Como o conversor altera o funcionamento normal do RWA, essa exigência não foi abordada nesta Tese.

6.3 FOG COMO ALGORITMO WA EM UMA REDE OPACA

As simulações foram realizadas utilizando o MatLab 7.01 e as comparações foram feitas com os algoritmos anteriormente citados e com a rede fazendo conversão total⁸ de

⁸ Uma rede com conversão total de comprimentos de onda possui conversores de comprimentos de onda em todos os nós intermediários entre o par origem-destino.

comprimentos de onda. O procedimento dos algoritmos foi simplificado para fins de simulação, assim, o algoritmo *first-fit* aloca o primeiro comprimento de onda ($place=1$), o *end channel* ($place=length(check_free\{t\})$) aloca o último comprimento de onda e o *middle channel* ($place=length(check_free\{t\})/2$) aloca o comprimento de onda que seja representado pela média entre a ordem do primeiro e o último comprimento de onda disponível. Dessa forma, espera-se que os desempenhos do *first-fit* e do *end channel* sejam equivalentes, com pequena vantagem para o *first-fit*, e o pior desempenho seja o do algoritmo *middle channel*.

Os resultados a seguir foram obtidos considerando uma rede óptica opaca com 14 nós. Como a rota usada e o tráfego são os mesmos para todos os algoritmos, a simulação equivale ao uso de uma rede com topologia em anel. Foram fixados os números de canais ($C=8$) e o número de links ($L=14$), variando a carga em Erlang⁹. Os resultados são os seguintes:

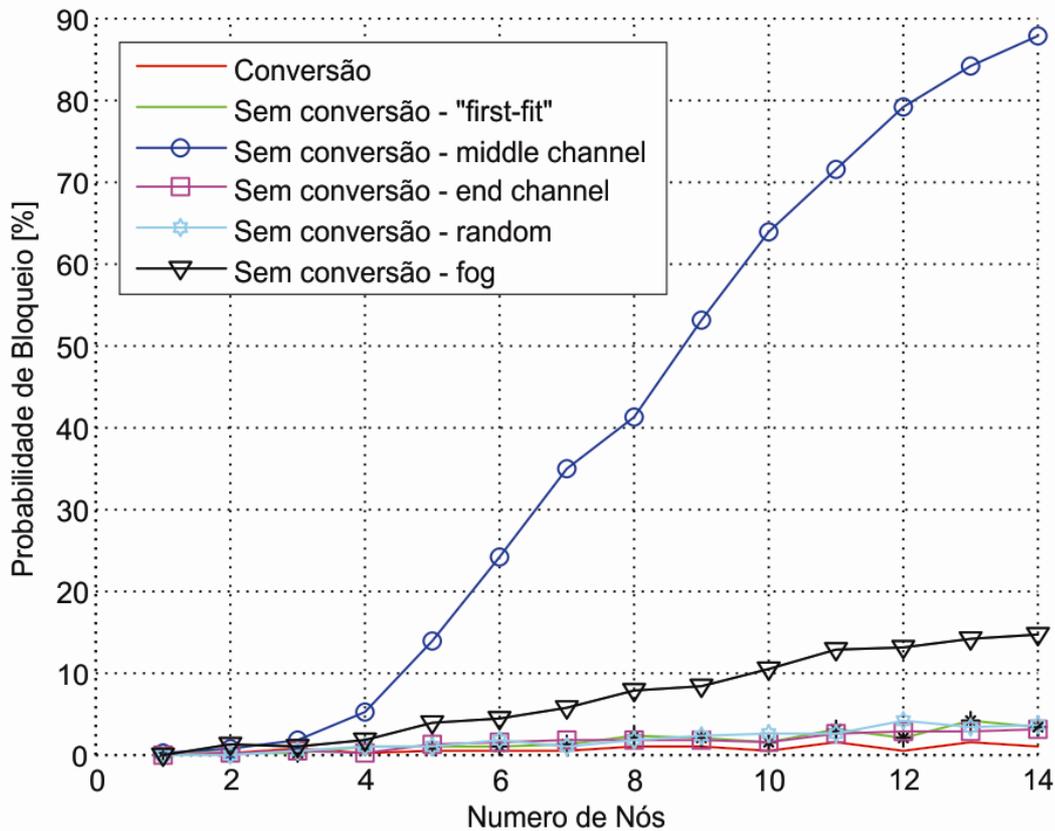


Figura 10: Probabilidade de bloqueio com carga de 2 Erlangs por link.

⁹ Fórmula desenvolvida por A.K. Erlang para determinar o número de troncos necessários para atender um determinado volume de chamadas durante o período de uma hora.

Com a carga de 2 Erlangs (figura 10) o pior desempenho é do algoritmo *middle channel*, como esperado. O FOG vem em seguida com um desempenho muito melhor que o *middle channel*, mas inferior aos demais algoritmos.

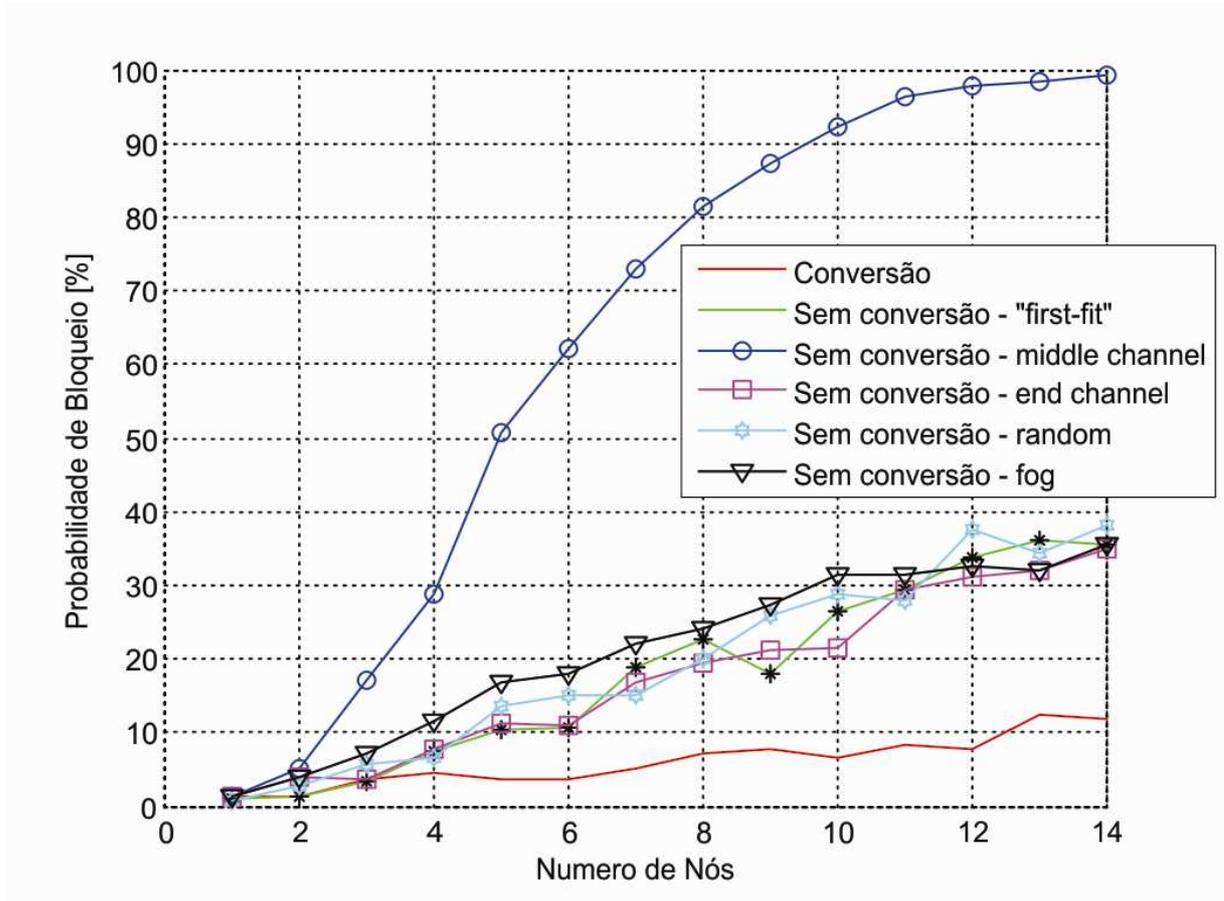


Figura 11: Probabilidade de bloqueio com carga de 3 Erlangs por link.

Com uma carga de 3 Erlangs, como mostra a figura 11, a rede tem o *middle channel* ainda com o pior desempenho e a rede com conversão total com o melhor. O FOG com um resultado mediano como o *random*, *end* e o *first fit*, mas apresentando uma pequena desvantagem em relação a estes. É importante observar que com essa carga, o algoritmo *middle channel* atinge 100% de bloqueio no décimo quarto nó.

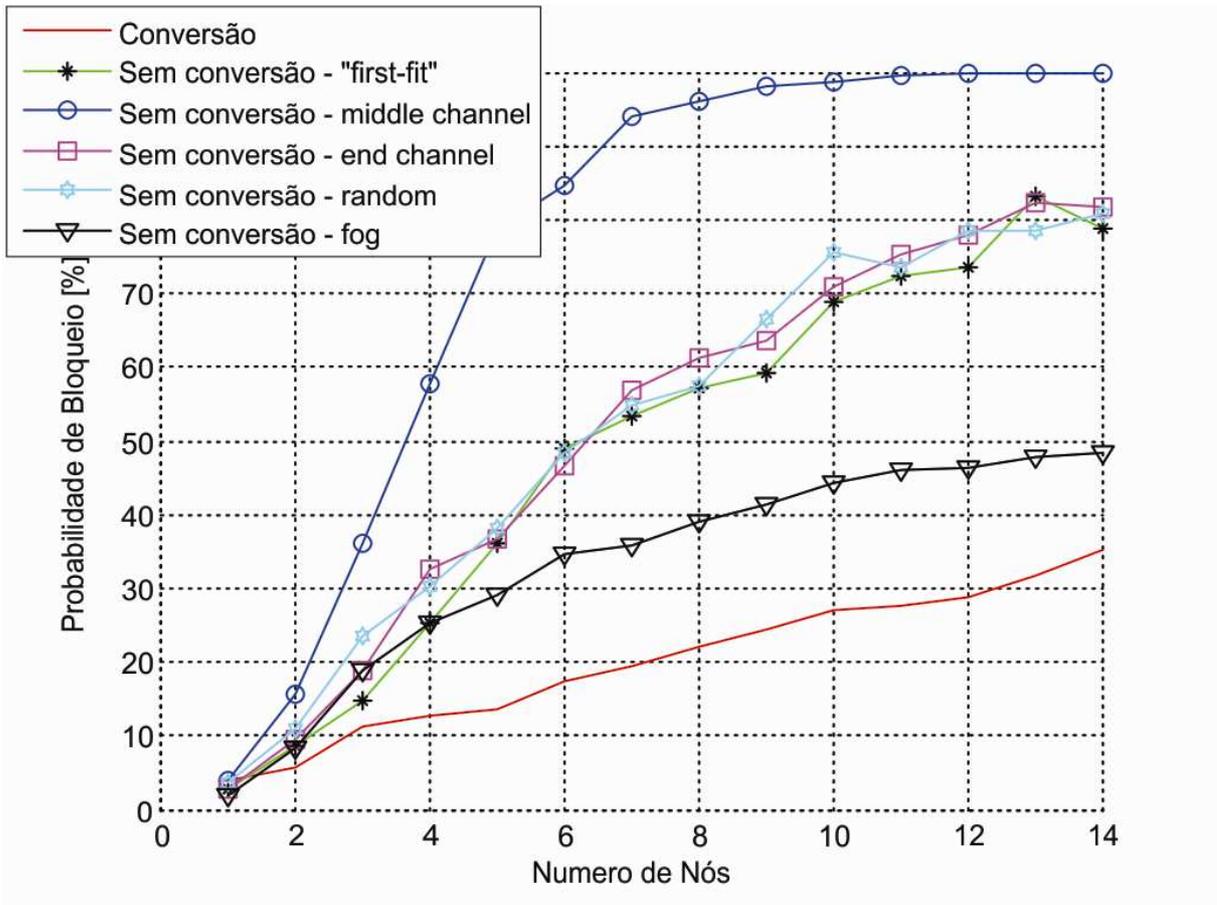


Figura 12: Probabilidade de bloqueio com carga de 4 Erlangs por link.

Na figura 12, com uma carga de 4 Erlangs, o pior e o melhor se mantêm. O destaque é do algoritmo FOG, que tem melhor desempenho em relação aos algoritmos que eram medianos como ele. Enquanto estes atingem 50% de probabilidade de bloqueio, em média, em uma rota com 07 (sete) nós, o FOG não ultrapassa os mesmos 50% em uma rota com 14 (quatorze) nós, ou seja, o dobro do número de nós.

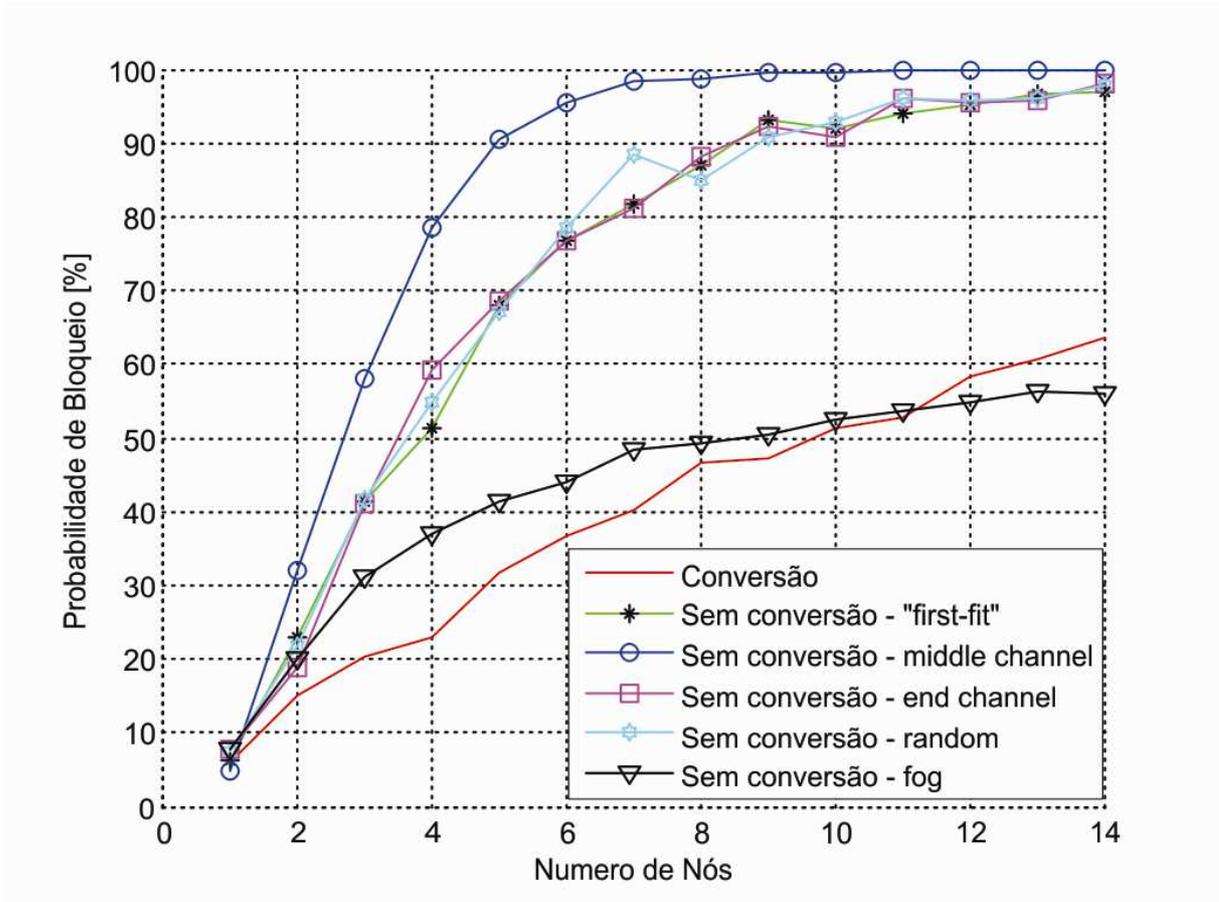


Figura 13: Probabilidade de bloqueio com carga de 5 Erlangs por link.

Com carga de 5 Erlangs, como mostra a figura 13, o FOG supera, a partir do décimo primeiro nó, a rede com conversão total. Todos os demais algoritmos atingem ou se aproximam de 100% de bloqueio no décimo quarto nó.

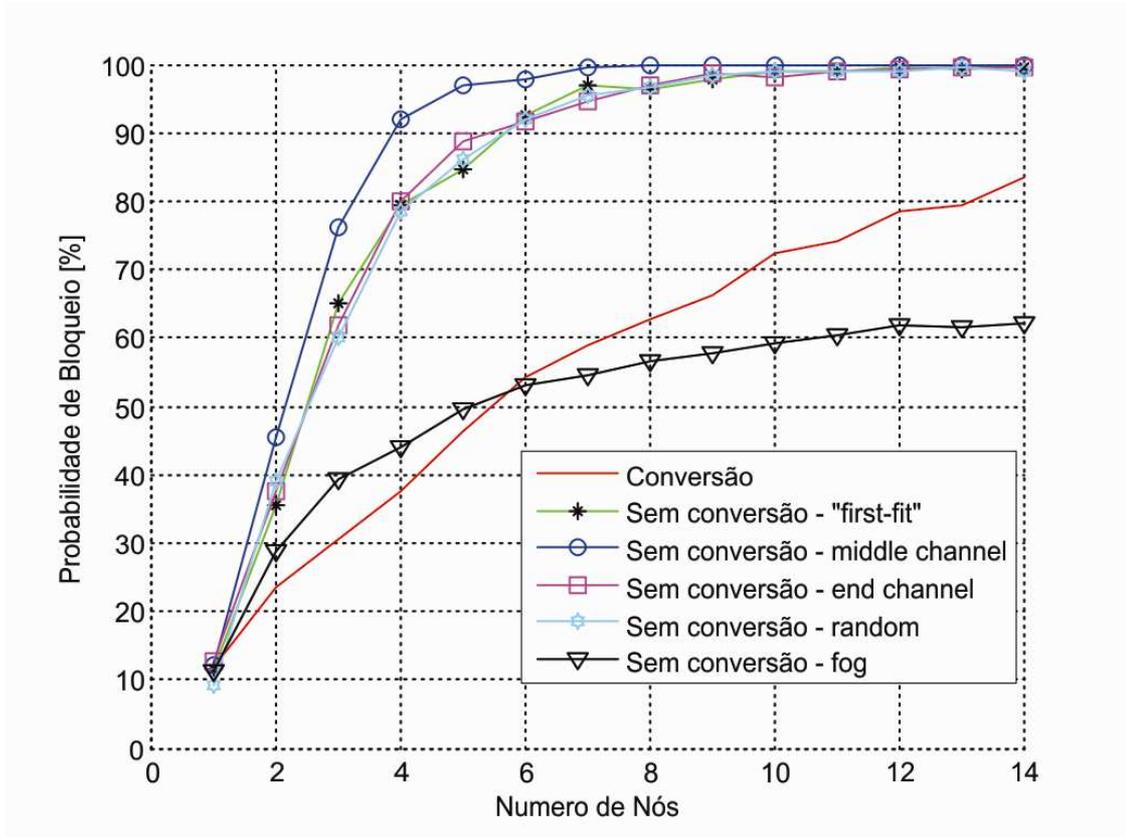


Figura 14: Probabilidade de bloqueio com carga de 6 Erlangs por link.

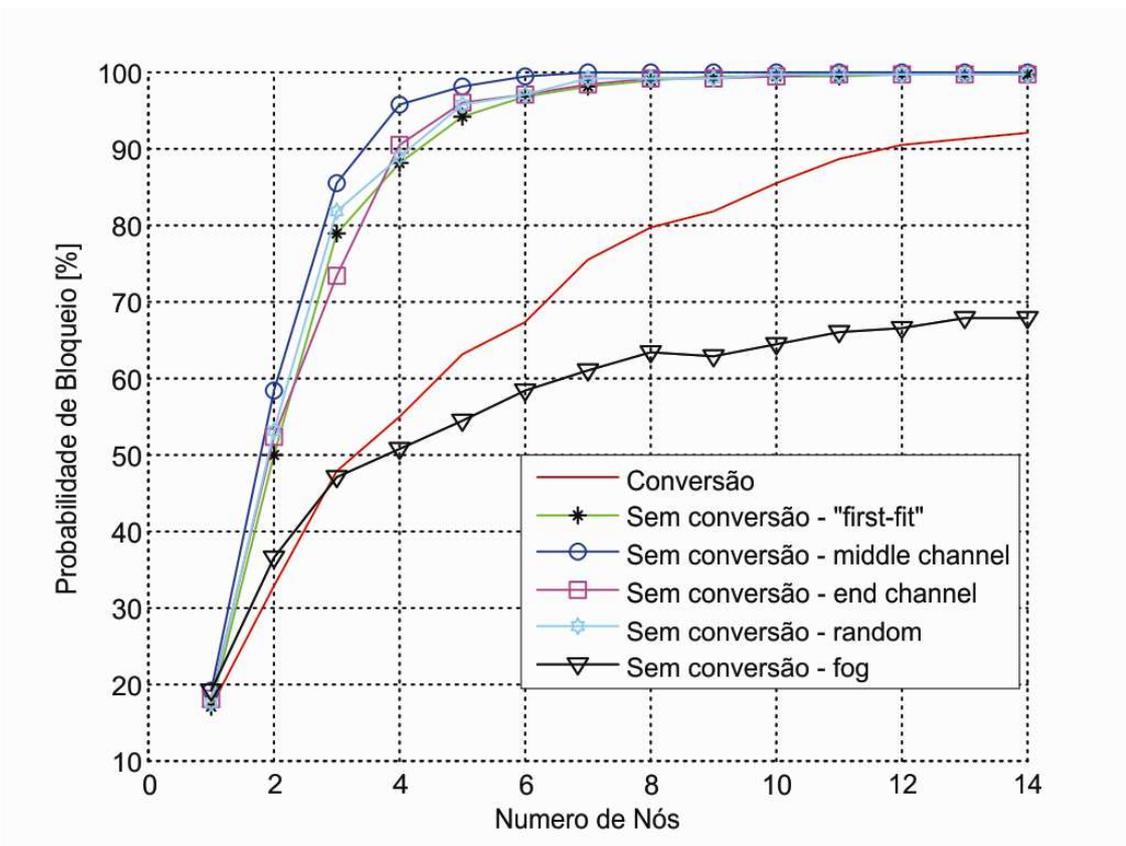


Figura 15: Probabilidade de bloqueio com carga de 7 Erlangs por link.

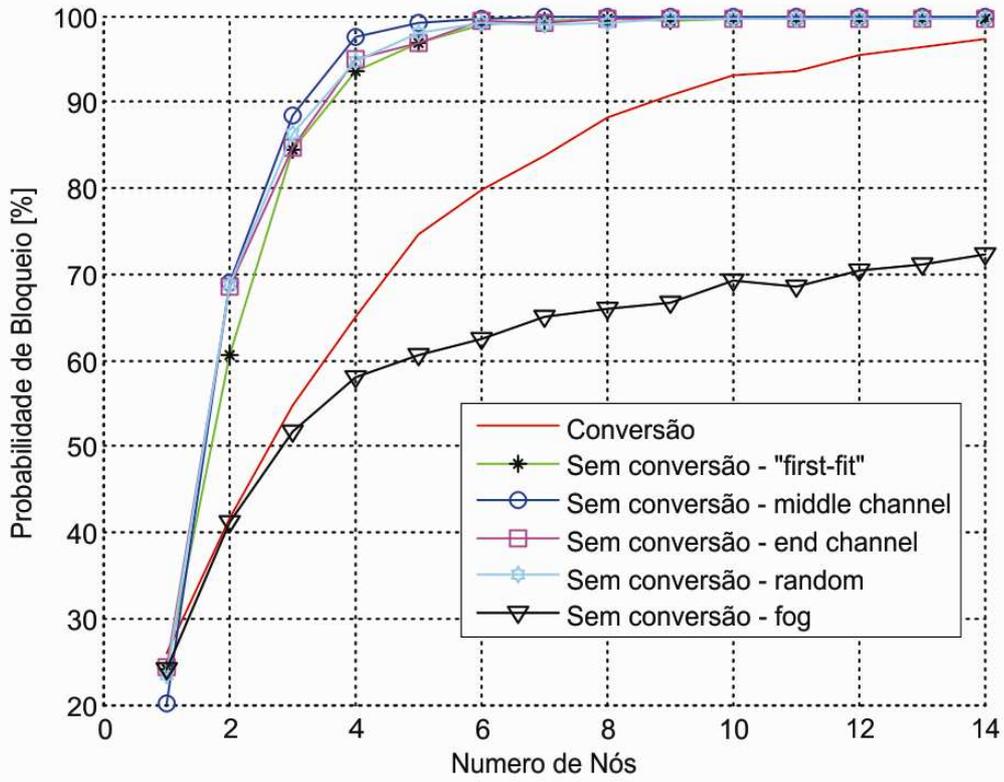


Figura 16: Probabilidade de bloqueio com carga de 8 Erlangs por link.

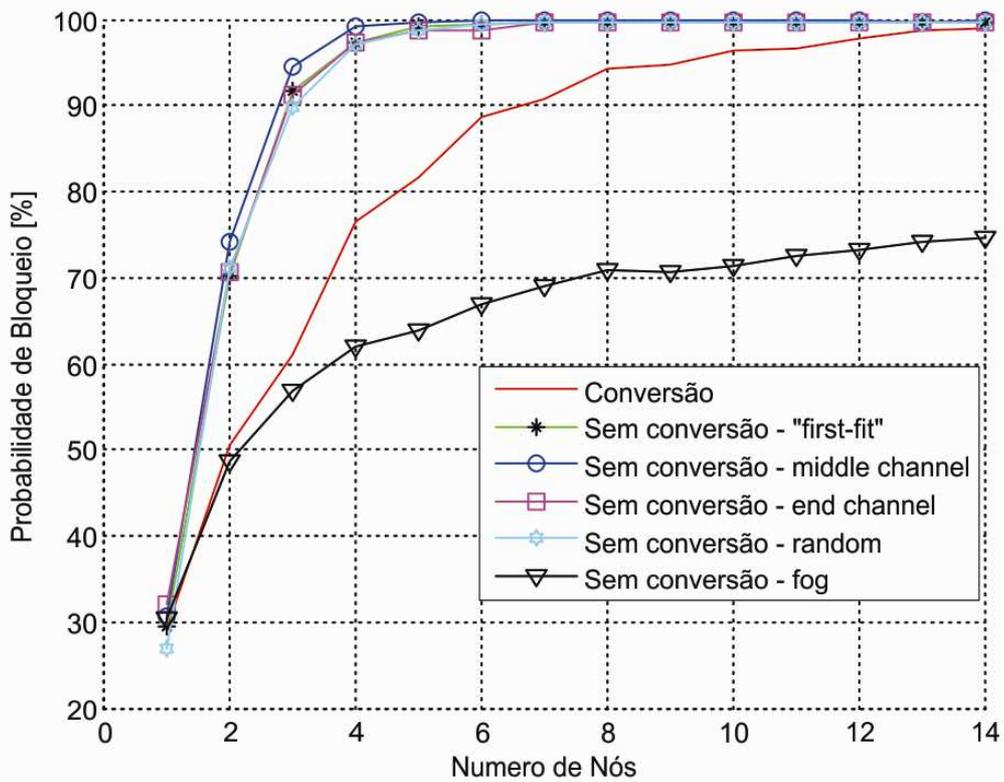


Figura 17: Probabilidade de bloqueio com carga de 9 Erlangs por link.

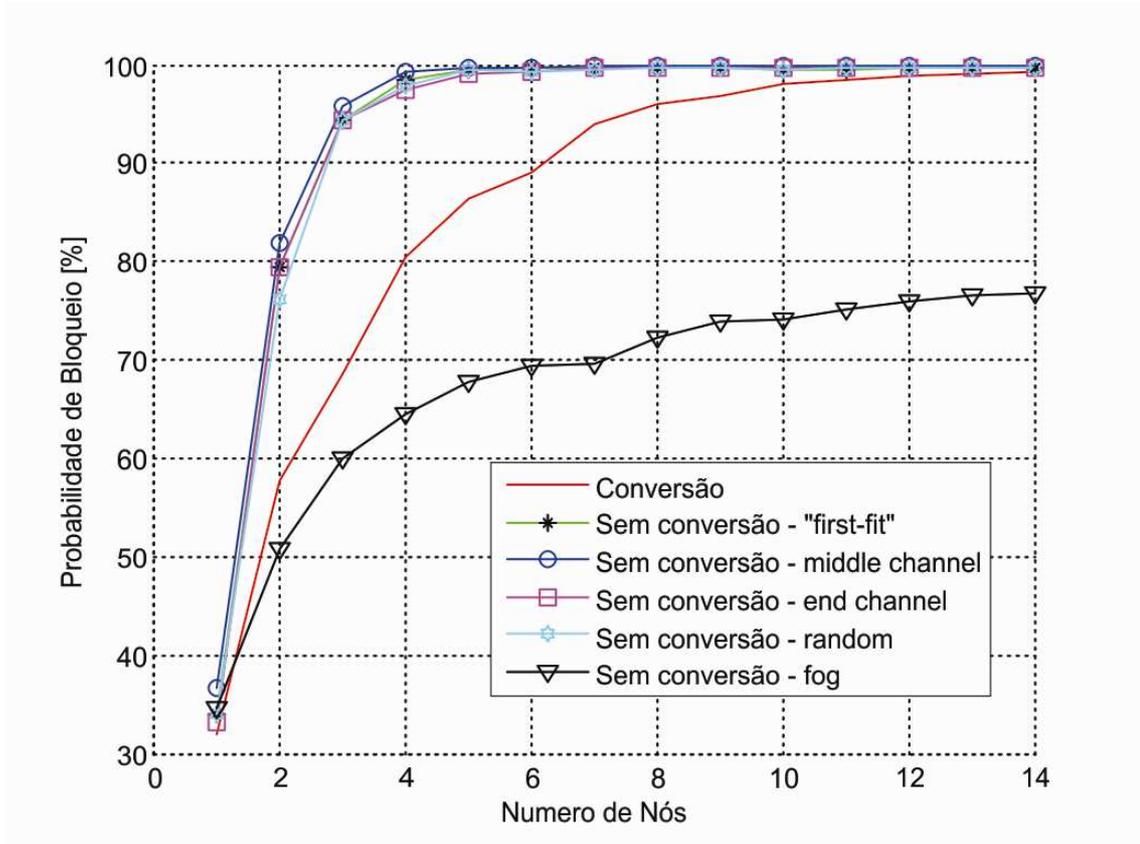


Figura 18: Probabilidade de bloqueio com carga de 10 Erlangs por link.

Com o aumento gradativo da carga em 1 Erlang, as figuras de 14 a 18 mostram que o FOG só amplia a diferença, apresentando um desempenho muito superior em relação aos demais algoritmos. Com a carga de 10 Erlangs, a vantagem é praticamente na rota inteira. O que chama a atenção é a probabilidade de bloqueio muito alta ainda no primeiro nó à medida que a carga aumenta, ultrapassando os 30% para todos os algoritmos. Por outro lado, no décimo quarto nó, todos os algoritmos testados atingem 100% de bloqueio a partir do décimo nó (mesmo a rede com conversão total), exceto o FOG que não ultrapassa os 80%.

6.4 FOG COMO ALGORITMO RWA EM UMA REDE OPACA

Este é o principal cenário de simulação desta Tese, pois apresenta os resultados da FOG atuando nos dois subproblemas do RWA simultaneamente, ou seja, atua tanto descobrindo a melhor rota quanto fazendo a alocação de comprimento de onda para essa rota. Para fins de análise, a simulação compara a FOG com a combinação de quatro algoritmos

existentes. Essas quatro combinações tratam o problema RWA da forma convencional, ou seja, o problema é composto de duas partes, usando uma técnica para resolver cada uma delas. Os algoritmos são: Dijkstra e WLCR como soluções para o subproblema de roteamento e *first-fit* e *random* como soluções para o subproblema de alocação de comprimentos de onda.

Para o roteamento, Dijkstra foi adotado por ser um dos algoritmos mais utilizados e WLCR por ser o algoritmo mais eficiente e recente encontrado na literatura, além de seguir uma estratégia com leve semelhança com a FOG. Para a alocação de comprimentos de onda, optou-se pelos algoritmos *first-fit* e Random, porque além de clássicos, são sabidamente eficientes.

As combinações foram feitas conforme mostra o quadro 3.

Quadro 3: Combinações de algoritmos para simulação.

Ordem	Algoritmos	Cor	Símbolo
01	Dijkstra- <i>first-fit</i>	Verde	-
02	Dijkstra-Random	Vermelho	x
03	WLCR- <i>first-fit</i>	Rosa	+
04	WLCR-Random	Azul	o
05	FOG	Preto	*

A estrutura de rede considerada é a da NSFNet, rede norte americana da NSF (*National Science Foundation*) que é usada como referência para testes, composta de 14 nós e 21 enlaces, conforme mostrado na figura 19.

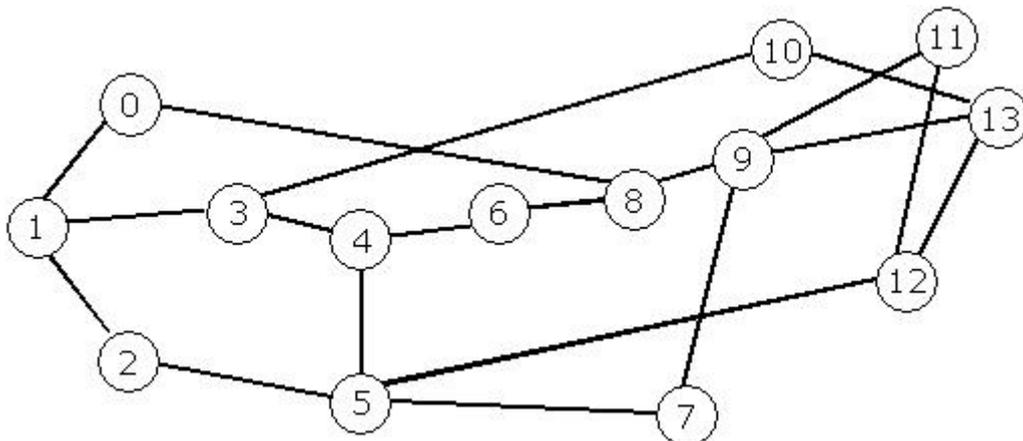


Figura 19: Rede NSFNet.

A simulação foi feita considerando uma transmissão entre os nós 1 e 13, entre as cidades de Palo Alto na Califórnia e Princeton em Nova Jersey, conforme mostra a figura 20. Essa opção se mostra significativa, pois representa uma comunicação que atravessa o país e tem inúmeras possibilidades de rotas.

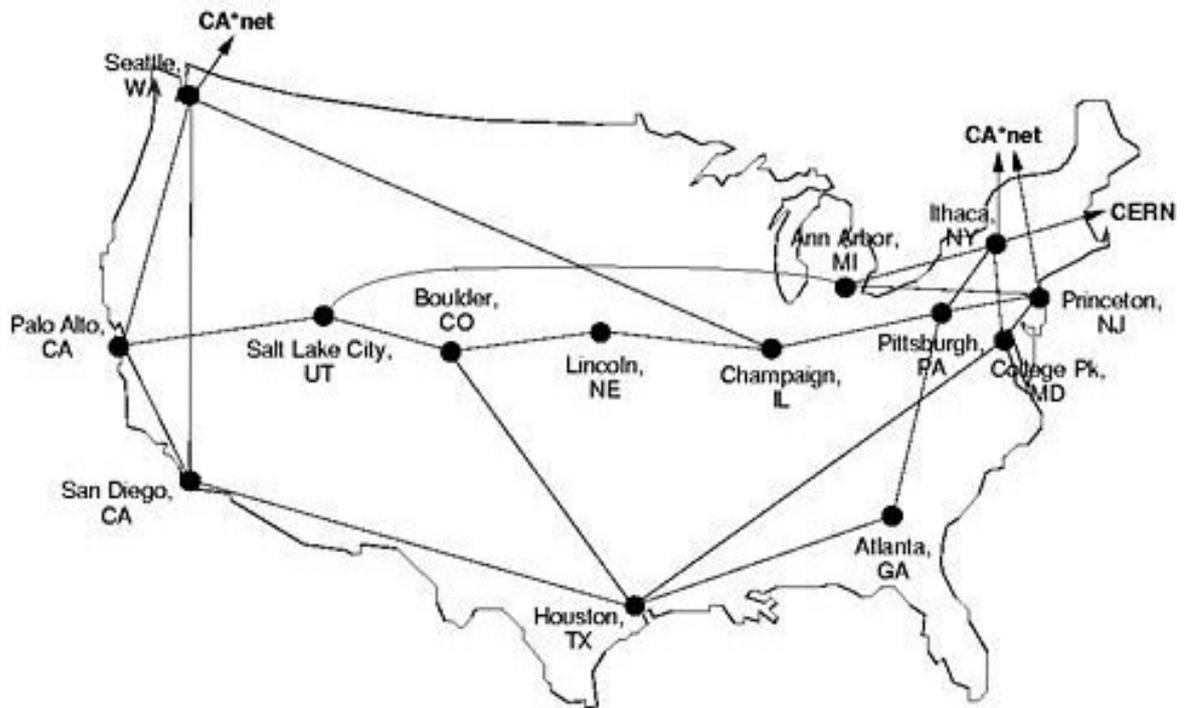


Figura 20: Enlaces da rede NSFNet.

Os resultados da simulação são mostrados nos gráficos das figuras 21 e 22, a seguir.

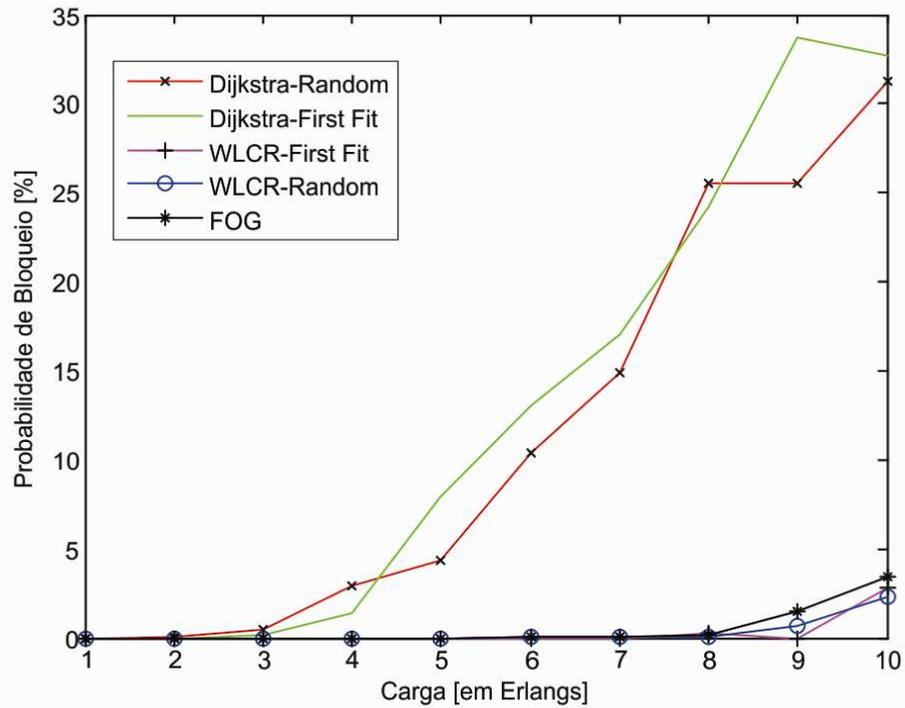


Figura 21: Probabilidade de bloqueio com carga de 10 Erlangs.

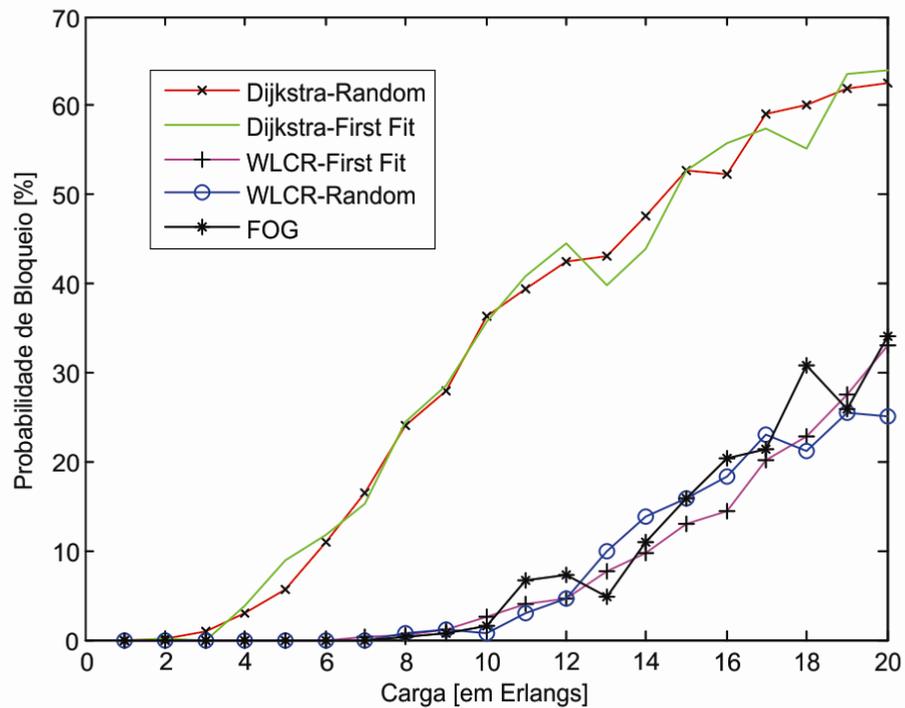


Figura 22: Probabilidade de bloqueio com carga de 20 Erlangs.

Diferente da FOG utilizada apenas como algoritmo WA onde a probabilidade de bloqueio é analisada em função da quantidade de nós e consequentemente em relação ao número de enlaces (já que a simulação é feita em cima de uma única rota), ao utilizá-la como

algoritmo RWA, a simulação da FOG analisa a probabilidade de bloqueio em função da carga. Neste caso, deve ser utilizada obrigatoriamente a carga e não o número de enlaces, pois são analisadas todas as rotas possíveis que podem ser utilizadas entre a origem e o destino.

Foram feitas simulações com carga crescente de 1 em 1 Erlang. São mostrados nas figuras 21 e 22 dois momentos (10 e 20 Erlangs) da mesma simulação, utilizando 8(oito) comprimentos de onda. Os aspectos que se pode destacar são:

- 01) Apesar de os algoritmos de alocação de comprimentos de onda *first-fit* e *random* serem eficientes, o resultado dos seus usos com o algoritmo de *Dijkstra* faz com que o processo tenha grande probabilidade de bloqueio em relação às outras combinações testadas. O que se conclui é que *Dijkstra* pode não ser uma boa opção de uso em redes ópticas. A probabilidade de bloqueio com baixa carga pode ser em função da alta recursividade do algoritmo de *Dijkstra* combinada com algoritmos (*first fit* e *random*) desenvolvidos originalmente para redes ópticas com tráfego dinâmico.
- 02) O algoritmo WLCR pode ser a prova da afirmação anterior sobre o algoritmo de *Dijkstra*, pois as combinações do WLCR com os mesmos *first-fit* e *random* apresentaram resultados muito melhores.
- 03) O algoritmo da FOG mostrou desempenho médio semelhante ao WLCR, mas com uma vantagem: o algoritmo da FOG resolve as duas etapas do processo RWA simultaneamente, enquanto o WLCR só resolve a etapa de roteamento, precisando sempre ser acompanhada de um algoritmo de alocação de comprimentos de onda, que por ser uma etapa mais complexa, dependendo do algoritmo de alocação que seja escolhido, pode diminuir consideravelmente o desempenho WLCR.

6.5 CONSIDERAÇÕES FINAIS

Os resultados apresentados pela FOG são muito bons comparados com resultados que ainda são muito usados em diversas soluções, independente da FOG ser usada como algoritmo de alocação de comprimentos de onda (WA) ou como algoritmo de roteamento e alocação de comprimentos de onda (RWA). A surpresa maior dos resultados é o bom desempenho demonstrado como algoritmo WA, haja vista que mesmo nessa condição o processo RWA é realizado completamente, o que demonstra a sua generalidade.

Como algoritmo RWA, o que chama a atenção é que, apesar de ser uma única fórmula para resolver um problema multiobjetivo, o que na literatura é tido como uma solução complexa, o algoritmo da FOG consegue se manter em patamar aceitável. Conclui-se assim que, a solução proposta é eficiente e abre possibilidades para que estudos complementares possam ser feitos.

7 CONCLUSÕES

7.1 PROBLEMA E ABORDAGEM

As soluções para o problema RWA, como descritas nos capítulos anteriores, procuram cobrir diversas situações denominadas de restrições, como forma de resolver problemas pontuais como: reserva de recursos, requisições múltiplas para o mesmo par de nós origem-destino, localização de conversores de comprimentos de onda, etc. Além disso, outro aspecto pontua tais soluções: a resolução do problema RWA dividido em duas etapas, como forma de diminuir a complexidade do problema, para assim atingir a solução de forma mais fácil. Diante disto, esta Tese questiona duas questões básicas:

- 01) Discutir problemas pontuais é importante, mas em excesso pode dificultar o caminho da padronização, que é ainda um dos problemas das redes ópticas. Reunindo a resolução de dezenas de problemas pontuais, se fosse possível, geraria uma solução com altíssima complexidade, além de que deixaria de fora soluções que tratam o mesmo aspecto, cujo critério de exclusão teria que ser bem explicado. A solução resultante, por ser complexa, não seria viável comercialmente e na verdade não factível, já que as várias soluções usam técnicas de otimização diversas, que não permitiriam, *a priori*, a compatibilização completa.
- 02) A divisão de um problema multiobjetivo em problemas de um objetivo, certamente, facilita a redução da complexidade do problema, facilitando, em tese, a sua resolução. Entretanto, no caso do RWA, dividindo-o ou não, o resultado tem que ser único, ou seja, permitir que a melhor rota seja escolhida e que seja alocado o mais adequado comprimento de onda, naquele momento, para essa rota. Se o resultado é único, independente de como o sistema foi tratado, a análise de complexidade do algoritmo que o tratou também deve ser único, independente do número de algoritmos usados. Entretanto, não há essa discussão em relação às soluções apresentadas para a resolução do problema RWA. Assim, a análise de complexidade das soluções que dividem o problema RWA deveria ser o resultado das somas das complexidades dos algoritmos que são usados e não apenas da técnica que é utilizada para resolver o problema principal, que é a alocação de comprimentos de onda.

Diante dessas duas questões-chave é que a Função de Objetivo Genérico foi desenvolvida e o seu modelo de uso considera que:

- 01) Nenhuma restrição pontual é considerada, ou seja, não se consideram as restrições explícitas. O objetivo é resolver o problema RWA considerando apenas as restrições implícitas. Dessa forma, garante-se que o RWA é resolvido e cria-se a possibilidade de a FOG servir como padrão para redes ópticas WDM.
- 02) Se for possível resolver um problema multiobjetivo, como o RWA, com uma solução integrada com baixa complexidade, não se justifica dividir o problema em problemas menores. Assim, a FOG não procura diminuir a complexidade do problema e sim diminuir a complexidade da solução do problema.

7.2 A TESE

A Tese aqui apresentada é a FOG (Função de Objetivo Genérico) e se justifica como Tese porque, além de inédita, na resolução do problema RWA, substitui duas técnicas de uma única vez, sejam clássicas ou não. No processo de roteamento, substitui algoritmos clássicos como roteamento fixo, roteamento fixo-alternado, roteamento adaptativo, etc, e substitui algoritmos muito usados como o de Dijkstra.

No processo de alocação de comprimentos de onda, a FOG substitui algoritmos heurísticos como: *first-fit*, *random*, *least-used*, *most-used* e algoritmos muito usados como o algoritmo de coloração de grafos.

Outro aspecto é quanto à formulação do problema RWA para redes ópticas com demanda de tráfego estática, denominada SLE (*Static Lightpath Establishment*). A formulação SLE tem como objetivo típico minimizar o número de comprimentos de onda necessários para estabelecer um conjunto de *lightpaths* para uma dada topologia física. Entretanto há estudo (Cavendish et al., 2004) que questiona ser válido o esforço em diminuir a quantidade de comprimentos de onda usada na rede, para que uma rede tenha um desempenho aceitável e não tenha um custo de rede oneroso. Se assim for, esse objetivo torna-se secundário, pois, redes DWDM (*Dense Wavelength Division Multiplexing*) foram

desenvolvidas para trabalhar com dezenas de comprimentos de onda, o que vai de encontro com o objetivo típico SLE.

A FOG pode ser utilizada com qualquer quantidade de comprimentos de onda e acaba com um problema que o SLE também tenta resolver, que é o problema composto: maximizar o número de conexões que pode ser estabelecido para uma dada quantidade de comprimentos de onda e um dado conjunto de requisições de conexão. Esse objetivo tem como meta não permitir que conexões curtas (com poucos enlaces) tenham prioridade sobre conexões longas, o que é uma característica apresentada por algumas soluções para o problema SLE. Com a FOG esse problema não acontece porque o parâmetro caminho mais curto (menos enlaces) é secundário diante da disponibilidade de comprimentos de onda em todos os enlaces da rota, ou seja, o número de enlaces não importa *a priori*, o que importa é a disponibilidade de comprimentos de onda. O número de enlaces só vai importar caso haja mais do que uma rota com comprimentos de onda disponíveis.

7.3 DIFICULDADES ENCONTRADAS E POSSÍVEIS SOLUÇÕES

A principal dificuldade da FOG é originária da decisão de não utilizar nenhuma técnica de otimização conhecida e sim fazer que a própria solução já visasse um melhor desempenho da resolução do problema RWA. O fato de o problema RWA ser um problema NP-Completo leva a conclusão de que a FOG está incluída entre as soluções que possui tempo computacional que cresce de forma exponencial. A solução pode ser o uso da Teoria da Complexidade Parametrizada, que segundo Drummond e Fonseca (2008) pode permitir uma solução exata do problema, além de retirar a exponencialidade da complexidade do problema inicial.

Outra dificuldade, já citada no texto da Tese, é quanto ao uso de conversores de comprimento de onda, pois, ao se definir pela manutenção do identificador numérico original do comprimento de onda convertido, não foi determinado o que ocorre caso o antigo e o novo comprimento de onda estejam disponíveis no próximo enlace. A solução poderia ser manter o identificador numérico caso haja comprimentos de onda, abandonando a partir da conversão a diferença do valor dos identificadores numéricos entre os comprimentos de onda disponíveis. Essa solução não foi estudada em função de o conversor de comprimentos de onda ser considerado uma restrição explícita, tipo de restrição que não foi objeto desta Tese.

7.4 PROPOSTAS PARA TRABALHOS FUTUROS

A partir do estabelecimento da FOG nos moldes como foi exposto ao longo da Tese, é possível e necessário desenvolver outros trabalhos, para que a possibilidade de padronização se torne cada vez mais factível. O principal deles seria incluir as restrições explícitas, considerando os diversos aspectos abordados por outros trabalhos. Aliás, seriam vários trabalhos e não apenas um, haja vista a grande quantidade de restrições.

Outros trabalhos poderão ser feitos para comparar o algoritmo da FOG com outros algoritmos, tanto algoritmos WA, quanto algoritmos com soluções combinadas e neste caso, a FOG como algoritmo RWA. Entre essas comparações, as principais seriam: 1) combinação WLCR-FOG, onde o WLCR seria o algoritmo de roteamento e a FOG o algoritmo de alocação. Essa combinação promete bom desempenho, já que individualmente os dois têm bons resultados; 2) comparação da FOG com a combinação WLCR com coloração de grafos; 3) comparação da combinação WLCR-FOG com WLCR-Coloração de grafos; 4) outras dezenas de combinações possíveis.

Por a FOG ter objetivo genérico, outros trabalhos poderão abordar o seu uso como função de custos, função de decisão, função *fitness*, etc., em heurísticas de otimização como: Processo Markoviano de Decisão, Algoritmo Genético, Algoritmo Evolucionário por Enxame de Partículas, Colônia de Formigas, Lógica Fuzzy, Redes Neurais, Redes Bayseanas, Pesquisa Tabu, etc.

REFERÊNCIAS

AHUJA, R. K.; MAGNANTI, T. L.; ORLIN, J. B. **Network Flows: theory, algorithms and applications**. Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 1993. 846 p.

ALBRECHT, C. H. **Algoritmos evolutivos aplicados à síntese e otimização de sistemas de ancoragem**. 2005. 166 f. Tese (Doutorado)-Universidade Federal do Rio de Janeiro, COPPE, Rio de Janeiro.

ALI, M.; RAMAMURTHY, R.; DEOGUN, J. S. Routing algorithms for all-optical networks with power consideration: the unicast case. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMPUTER COMMUNICATIONS AND NETWORKS, 8., 1999, Boston-Natick MA. **Proceedings ...**, Boston: IEEE, 1999. p. 335-340.

ANDREWS, M.; ZHANG, L. Complexity of wavelength assignment in optical network optimization. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, v. 17, n. 2, p. 646-657, 2009.

ARABAS, J.; KOZDROWSKI, S. Applying an evolutionary algorithm to telecommunication network topology design. **IEEE Transactions on Evolutionary Computation**, v. 5, n. 4, p. 309-322, Aug. 2001.

ASSOCIAÇÃO BRASILEIRA DE NORMAS TÉCNICAS. **NBR 6023: informação e documentação – referências – elaboração**. Rio de Janeiro, 2002. 24 p.

_____. **NBR 14724: informação e documentação – trabalhos acadêmicos – apresentação**. Rio de Janeiro, 2002. 6 p.

_____. **NBR 10550: informação e documentação – citações em documentos – apresentação**. Rio de Janeiro, 2002. 7 p.

BANERJEE, N.; SHARAN, S. An evolutionary algorithm for solving the single objective routing and wavelength assignment problem in WDM networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON INTELLIGENT, 2004, Chennai. **Proceedings...** Chennai: IEEE Press, 2004. p. 12-17.

BARPANDA, R. S. et al. Solving large problem instances of the RWA problem using genetic algorithms. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON INDUSTRIAL AND INFORMATION SYSTEMS, 5., 2010, Mangalore, India. **Anais...** Mangalore: National Institute of Technology Karnataka, 2010. p. 41-46. ICIIS.

BRASIL, Y. A. et al. SIRCO-FOG: uma ferramenta para simulação do algoritmo RWA utilizando a função objetivo genérica. In: SEMANA DE INFORMÁTICA DA UFPA, 13., 2006, Belém, PA. **Anais...** Belém, PA: UFPA, 2006.

BRÉLAZ, D. New methods to color the vertices of a graph. **Communications of the ACM**, n. 22, p. 251-256, 1979.

CARSON, Y.; MARIA, A. Simulation optimization: methods and applications. In: WINTER SIMULATION CONFERENCE, 5., 1997, Atlanta, Geórgia. **Proceedings...** Nova York:

Association for Computing Machinery; Piscataway: IEEE; San Diego: The Society for Computer Simulation, International, 1997. [1419 p.].

CAVENDISH, D.; KOLAROV, A.; SENGUPTA, B. Is it a good idea to design WDM networks to minimize the number of wavelengths used? In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATIONS, 2004, Paris. [**Proceedings...**]. Piscataway: IEEE, 2004. v. 4, p. 2097-2101

CHARBONNEAU, N.; VOKKARANE, V. M. Tabu search meta-heuristic for static manycast routing and wavelength assignment over wavelength-routed optical WDM networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE COMMUNICATIONS, 2010, Cape Town, South Africa. **Proceedings...** Cape Town: IEEE, 2010. p. 1-5. IEEE ICC 2010.

CHEN, C.; BANERJEE, S. A new model for optimal routing and wavelength assignment in wavelength division multiplexed optical networks. In: ANNUAL JOINT CONFERENCE OF THE IEEE COMPUTER SOCIETIES. NETWORKING THE NEXT GENERATION, 15., 1996, San Francisco, CA . **Proceedings IEEE**. Los Alamitos: IEEE Computer Society, 1996. v. 1, p. 164-171. INFOCOM' 96.

CHEN, B.; WANG, J. Efficient routing and wavelength assignment for multicast in WDM networks. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, v. 20, n. 1, Jan. 2002.

CHOI, J. S. et al. A functional classification of routing and wavelength assignment schemes in DWDM networks: static case. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON OPTICAL COMMUNICATION AND NETWORKS, 7., 2000, Paris. **Proceedings...** Paris, IEEE, 2000. p. 1109-1115.

CHU, X.; LI, B. Dynamic routing and wavelength assignment in the presence of wavelength conversion. **IEEE/ACM TRANSACTIONS ON NETWORKING**, v. 13, n. 3, p. 704-715, June 2005.

DRUMMOND, A. C.; FONSECA, N. L. da. Um algoritmo tratável por parâmetro-fixo para a alocação de comprimentos de onda em redes WDM. In: SIMPÓSIO BRASILEIRO DE REDES DE COMPUTADORES E SISTEMAS DISTRIBUÍDOS, 26., 2008. [**Anais...**]. Rio de Janeiro: Sociedade Brasileira de Computação: Laboratório Nacional de Redes de Computadores: UFRJ, 2008. p. 163-173.

ESHOUL, A. E.; MOUFTAH, H. T. Survivability approaches using p-cycles in WDM mesh networks under static traffic. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, v. 17, n.2, p. 671-683, 2009.

FLETCHER, R. An overview of unconstrained optimization. In: SPEDICATO, E. (Ed.). **Algorithms for continuous optimization: the state of the art**. Netherlands: Kluwer Academic Publishers, 1994. p. 110-214.

FROTA, Y. A. de M. Problemas de coloração em grafos. 2008. 100 f. Tese (Doutorado)-Universidade Federal do Rio de Janeiro, Rio de Janeiro.

GALSKI, R. L. **Desenvolvimento de versões aprimoradas, híbridas, paralela e multiobjetivo do método de otimização extrema generalizada e sua aplicação no projeto**

de sistemas espaciais. 2006. 279 f. Tese (Doutorado)- Instituto Nacional de Pesquisas Espaciais, São José dos Campos.

GOLDBARG, M. C.; LUNA, H. P. L. **Otimização combinatória e programação linear:** modelos e algoritmos. Rio de Janeiro: Elsevier, 2005. 536 p.

GROSSO, A. et al. Logical Topology Design over WDM wavelength routed networks robust to traffic uncertainties. **IEEE Communications Letters**, v. 5, n. 4, p. 172-174, Apr. 2001.

GUAN, X. et al. A new method for solving routing and wavelength assignment problems in optical networks. **Journal of Lightwave Technology**, v. 25, n. 8, Aug. 2007.

HASSAN, A.; PHILLIPS, C. Static routing and wavelength assignment inspired by particle swarm optimization. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON INFORMATION AND COMMUNICATION TECHNOLOGIES: FROM THEORY TO APPLICATIONS, 3., 2008, Damascus, Syria. [**Proceedings...**]. Los Alamitos: IEEE Computer Society, 2008. p. 1-6. ICTTA 2008.

HE, J.; BRANDT-PEARCE, M.; SUBRAMANIAM, S. Optimal RWA for static traffic in transmission impaired wavelength-routed networks. **IEEE Communications Letters**, v. 12, n. 9, p. 693-695, 2008.

HENTENRYCK, P. V.; SARASWAT, V. Strategic directions in constraint programming. **ACM Computing Surveys**, v. 28, n. 4, Dez. 1996.

HOULE, A. C.; JAUMARD, B.; SOLARI, Y. Addressing the GRWA problem in WDM networks with a tabu search algorithm. In: CANADIAN CONFERENCE ON ELECTRICAL AND COMPUTER ENGINEERING, 18., 2005, Saskatoon, Canada. [**Proceedings...**]. Saskatoon: IEEE Canadá, 2005. p. 1630-1633.

HUA, Y.; XU, W.; WU, C. Routing and wavelength assignment in GMPLS networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON PARALLEL AND DISTRIBUTED COMPUTING, APPLICATIONS AND TECHNOLOGIES, 4., 2003, Chengdu, China. **Proceedings...** Chengdu: [s. ed.], 2003. p. 268-271.

HWANG, I-S.; HUANG, I-F.; YU, S.-C. Dynamic RWA scheme using fuzzy logic control (FLC RWA) on IP with GMPLS over DWDM networks. In: 2004 IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON NETWORKING, SENSING AND CONTROL, 2004, Taipei, Taiwan. **Proceedings...** Piscataway: IEEE, 2004. v. 2, p. 1049-1056.

HYYTIA, E.; VIRTAMO, J. Dynamic routing and wavelength assignment using first policy iteration. In: IEEE SYMPOSIUM ON COMPUTERS AND COMMUNICATIONS, 5., 2000, Antibes-Juan les Pins, France. **Proceedings...** Los Alamitos: IEEE Computer Society, 2000. p. 146-151.

INKRET, R.; MIKAC, B.; PODNAR, I. A heuristic approach to wavelength assignment in all-optical network. In: MEDITERRANEAN ELECTROTECHNICAL CONFERENCE, 9., 1998, Tel-Aviv, Israel. **Proceedings...** [Tel-Aviv?]: IEEE, 1998. v. 2, p. 759-763. MELECON'98.

JAIN, R. **The Art of Computer Systems Performance Analysis: techniques for experimental design, measurement, simulation and modeling**. Nova York: John Wiley & Sons, Inc., 1991. 689 p.

JIMENEZ, V. M.; MARZAL, A. Computing the k shortest paths: a new algorithm and experimental comparison. **Springer Verlag, Lecture Notes in Computer Science**, v. 1668, p. 15-29, 1999.

KOVACEVIC, M.; ACAMPORA, A. Benefits of wavelength translation in all-optical clear channel networks. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, v. 14, n. 5, p. 868-880, June. 1996.

LE, V. T. et al. Dynamic RWA based on the combination of mobile agents technique and genetic algorithm WDM networks with sparse wavelength conversion. In: IEEE INTERNATIONAL PARALLEL AND DISTRIBUTED PROCESSING SYMPOSIUM, 19., 2005, Denver. **Proceedings...** Los Alamitos: IEEE Computer Society, 2005. v. 1, p. 61a.

LEE, K. C; LI, V. O. K. A wavelength-convertible optical network. **IEEE Journal of Lightwave Technology**, v. 11, n. 5/6, p. 962-970, 1993.

LI, D.; XIAO-HONG, B. A dynamic RWA algorithm for optical networks with wavelength conversion capacity. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON PERVASIVE COMPUTING, SIGNAL PROCESSING AND APPLICATIONS, 1., 2010, Harbin. **Proceedings...** Los Alamitos: IEEE Computer Society, 2010. p. 197-201.

LI, G.; SIMHA, R. The partition coloring problem and its application to wavelength routing and assignment. In: WORKSHOP ON OPTICAL NETWORKS, 1., Dallas, 2000. **Proceedings...** [Dallas: s. n., 2000].

LI, K. Heuristic algorithms for routing and wavelength assignment in WDM optical networks. In: IEEE INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON PARALLEL AND DISTRIBUTED PROCESSING, 2008, Miami, Flórida. **Proceedings...** Los Alamitos: IEEE Computer Society, 2008. p. 1-8.

LIMA, M. A. C. de. **Alocação de recursos e roteamento de tráfego em telecomunicações por meio de algoritmo genético: rede óptica WDM e rede de comunicação móvel celular**. 2005. 219 f. Tese (Doutorado)- Universidade de São Paulo, São Carlos, SP.

LIN, W.; WOLFF, R. S.; MUMEY, B. A markov-based reservation algorithm for wavelength assignment in all-optical networks. **Journal of Lightwave Technology**, v. 25, n. 7, p. 1676-1683, Jul. 2007.

MARTINS, E. de Q. V.; PASCOAL, M. M. B.; SANTOS, J. L. E. dos. The K shortest loopless paths problem. **Research Report**. Coimbra: CISUC, 1998.

MARTINS, E. de Q. V.; PASCOAL, M. M. B.; SANTOS, J. L. E. dos. A new implementation of Yen's ranking loopless paths algorithm. **Research Report**. Coimbra: CISUC, 2000.

MUKHERJEE, B.; BANERJEE, D.; MUKHERJEE, A. Some principles of designing a wide-area WDM optical network. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, v. 5, n. 5, p. 489-500, Oct. 1995.

MURTHY, C. S. R.; GURUSAMY, M. **WDM optical network: concepts, design and algorithms**. Upper Saddle River, NJ: Prentice-Hall, 2002.

NGO, S. H.; XIAOHONG, J.; HORIGUCHI, S. Adaptive routing and wavelength assignment using ant-based algorithm. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON NETWORKS, 12., 2004, Singapore. **Proceedings...** Los Alamitos: IEEE Computer Society, 2004. v. 2, p. 482-486.

NGO, S. H. et al. Ant-based survivable routing in dynamic WDM networks with shared backup paths. **The Journal of Supercomputing**, v. 36, n. 3, p. 297-307, June 2006.

NORONHA, T. F.; RIBEIRO, C. C. Routing and wavelength assignment by partition coloring. **European Journal of Operational Research**, v. 171, p. 797-810, 2006.

OZDAGLAR, A.; BERTSEKAS, D. P. Routing and wavelength assignment in optical networks. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, v. 11, n. 2, p. 259-272, Apr. 2003.

PAVANI, G. S.; WALDMAN, H. Routing and wavelength assignment with crankback re-routing extensions by means of ant colony optimization. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, v. 28, n. 4, p. 532-541, 2010.

POO, G.; ZHOU, Y. A new multicast wavelength assignment algorithm in wavelength-routed wdm networks. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, v. 24, n. 4, Apr. 2006.

QI, Y. et al. Impairment-aware dynamic RWA algorithm in multigranularity WDM optical networks. In: NETWORK ARCHITECTURES, MANAGEMENT, AND APPLICATIONS, 6., 2008, Hangzhou, China. **Proceedings of SPIE**. [S. l.]: SPIE, 2008. v. 7137.

RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K. Optimal routing and wavelength assignment in all-optical networks. In: NETWORKING FOR GLOBAL COMMUNICATIONS, 13., 1994, Toronto. **Proceedings IEEE**. Los Alamitos: IEEE, 1994. p. 970-983. INFOCOM'94.

RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K. Routing and wavelength assignment in all-optical networks. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, v. 3, n. 5, p. 489-500, Oct. 1995.

RAO, T. M.; ANAND, V. Particle swarm optimization for routing and wavelength assignment in optical network. In: 2006 IEEE. SARNOFF SYMPOSIUM, 2006, Princeton-NJ. [**Proceedings...**]. Los Alamitos: IEEE, 2006. p. 1-4.

SAHA, D.; PURKAYASTHA, M. D.; MUKHERJEE, A. An approach to wide area WDM optical area network design using genetic algorithm. **Computer Communications**, v. 22, n. 2, p. 156-172, Jan. 1999.

SILVA, A. G. da et al. Análise da função objetivo genérica (FOG) com ausência de restrições no algoritmo RWA utilizando lógica *fuzzy*. In: ENCONTRO REGIONAL DE COMPUTAÇÃO, 3., 2006, Formiga. [Anais...]. Formiga: UNIFOR-MG, 2006.

SILVEIRA, R. M. et al. Arquitetura, topologias e roteamento em redes ópticas. In: SIMPÓSIO BRASILEIRO DE REDES DE COMPUTADORES, 21., 2003, Natal. **Minicursos**. Natal: UFRN, 2003. p. 279-317.

SKORIN-KAPOV, N.; KOS, M. Static routing and wavelength assignment in wavelength routed WDM networks. In: 2006 IEEE MEDITERRANEAN ELECTROTECHNICAL CONFERENCEIEEE, 2006, Málaga, Spain. Proceedings... Málaga: IEEE-Spain Section: University of Málaga, 2006. v. 1, p. 692-695. MELECON'06.

TAYLOR, E. **NEOS**: Network-Enable Optimization Sistem. Argonne, Illinois: Argonne National Laboratory U.S, 2009. Disponível em: <<http://www-neos.mcs.anl.gov/>>. Acesso em: 07 set. 2009.

TODE, H.; HAMADA, K.; MURAKAMI, K. ORGAN: online route and wavelength design based on genetic algorithm for OPS networks. In: CONFERENCE OPTICAL NETWORK DESIGN AND MODELING, 14., 2010, Kyoto, Japan. [Proceedings...]. Kyoto: IFIP: IEEE, 2010. p. 1-6. ONDM 2010.

TOSCANI, L. V.; VELOSO, P. A. S. **Complexidade de algoritmos**. Porto Alegre: UFRGS, Instituto de Informática, 2005.

TRIAY, J.; CERVELLÓ-PASTOR, C. An ant-based algorithm for distributed routing and wavelength assignment in dynamic optical networks. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, v. 28, n. 4, p. 542-552, 2010.

VARELA, G. N.; SINCLAIR, M. C. Ant colony optimization for virtual-wavelength-path routing and wavelength allocation. In: CONGRESS ON EVOLUTIONARY COMPUTATION, 1999, Washington-DC. **Proceedings...** Piscataway: IEEE Service Center, 1999. v. 3, p. 1809-1816. CEC'99.

VIJAYANAND, C. et al. Converter placement in all-optical networks using genetic algorithms. **Computer Communications**, v. 23, p. 1223-1234, 2000.

WANG, Y.; CHENG, T. H.; LIM, M. H.. A tabu search algorithm for static routing and wavelength assignment problem. **IEEE Communications Letters**, v. 9, n. 9, Sep. 2005.

WANG, Y.; CHENG, T. H.; MA, M. Priority and maximum revenue based routing and wavelength assignment for all-optical WDM networks. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON RESEARCH, INNOVATION AND VISION FOR THE FUTURE, 2007, Hanoi, Vietnam. **Information & communication technologies**.Piscataway: IEEE, 2007. p. 135-139,

WASON, A.; KALER, R. S. Wavelength assignment problem in optical WDM networks. **International Journal of Computer Science and Network Security**, v. 7, p. 27-31, Apr. 2007.

WINKLER, P.; ZHANG, L. Wavelength assignment and generalized interval graph coloring. In: ANNUAL ACM-SIAM SYMPOSIUM ON DISCRETE ALGORITHMS, 14., 2003, Baltimore, Maryland. **Proceedings...** [S. l.: s. n.], 2003. p. 830-831.

YANG, X.; RAMAMURTHY, B. Dynamic routing in Translucent WDM optical networks: the intradomain case. **Journal of Lightwave Technology**, v. 23, n. 3, Mar. 2005.

YONG, K.; CHENG, T.; POO, G. Dynamic multicast routing and wavelength assignment with minimal conversions in delay-constrained WDM networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMPUTER COMMUNICATIONS AND NETWORKS, 18., 2009, San Francisco, USA. **Proceedings...** Los Alamitos: IEEE, 2009. p. 1-6.

ZALESKY, A. et al. Routing and wavelength assignment over multi-fiber optical networks with no wavelength conversion. In: IFIP WORKING CONFERENCE ON OPTICAL NETWORK DESIGN AND MODELING, 7., 2003, Budapest. **Proceedings...** Viena: Institute of Telecommunications, 2003. v. 3, p. 1155-116.

ZANG, H.; JUE, J. P.; MUKHERJEE, B. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical WDM networks. **SPIE/BALTZER Optical Network Magazine**, v. 1, p. 47-60, Jan. 2000.

ZHANG, Z.; ACAMPORA, A. A heuristic wavelength assignment algorithm for multihop WDM networks and wavelength routing and wavelength reuse. In: NETWORKING FOR GLOBAL COMMUNICATIONS, 13., 1994, Toronto. **Proceedings IEEE**. Los Alamitos: IEEE, 1994. p. 534-543. INFOCOM'94.

ZHANG, J. Y. et al. A proof of wavelength conversion not improving the Lagrangian bound of the static RWA problem. **IEEE Communications Letters**, v. 13, n.5, p. 345-347, 2009.

APÊNDICE

Artigo “A New Proposal of an Efficient Algorithm for Routing and Wavelength Assignment in Optical Networks” – Aceito em IEEE COMSOC/SBrT THE JOURNAL OF COMMUNICATION AND INFORMATION SYSTEMS (JCIS).

A New Proposal of an Efficient Algorithm for Routing and Wavelength Assignment in Optical Networks

Afonso Jorge F. Cardoso, João Crisóstomo W. A. Costa and Carlos Renato L. Francês

Abstract - The routing and wavelength assignment (RWA) algorithms used in optical networks are critical to achieve good network performance. However, despite several previous studies to optimize the RWA, which is classified as an NP-Hard, it seems that there is not, a priori, any solution that would lead to standardization of this process. This article presents the proposed RWA algorithm based on a Generic Objective Function (GOF) which aims to establish a base from which it is possible to develop a standard or multiple standards for optical networks. The GOF algorithm introduces the concept of implicit constraint, which guarantees a simple solution to a problem not as trivial as the RWA.

Index Terms - GOF, optical networks, RWA, static traffic.

Introduction

THE increasing demand for services which requires more bandwidth, speed and quality of service of telecommunication networks, makes optical networks a major choice among the networking solutions available nowadays. What ensures this notability is mainly its cabling, since the optical fibers allow a large geographical reach and the use of various optical paths in the same physical link. However, optical networks have very different characteristics from electronic networks and these characteristics influence directly the way resources should be managed in this type of network. Among these characteristics, we highlight the process of forwarding packets between the transmitter and receiver. While in electronic networks it is only necessary to find the shortest path between the source node and destination node in optical networks there is an additional step, the allocation of wavelengths on the path established. This process is known as routing and wavelength assignment (RWA).

The RWA process is thoroughly studied, and many solutions have been proposed to solve it. These efforts can be divided considering the type of traffic demand used: dynamic or static. Some works consider only the dynamic traffic ([1]-[3]), whose main characteristic is the absence of information about the overall state of the network, making the routing process to be done in real time. Other works are devoted solely to static traffic([4]-[6]), where there is prior knowledge about the state of the network, enabling policies to address the RWA process to be prepared in accordance with the environment that we are dealing with. Some other works offer solutions considering both traffics.

Whereas the solutions for networks with dynamic traffic are or have been developed for networks where the prior knowledge of the global state of the network is not required and

Manuscript received Dec 29, 2010. This work was supported by Embrapa Eastern Amazon, Federal University of Pará and Unama (Amazon University).

A. J. F. Cardoso is with the Embrapa Eastern Amazon –Sector Information – P.O. Box 48 – 66095-100 Belém – PA - Brazil (corresponding author to provide phone: 55-91-3204-1255; e-mail: afonso@cpatu.embrapa.br).

J. C. W. A. Costa is with the Electrical Engineering Institute, Federal University of Pará, P.O. Box 479 – 66075-110 Belém – PA - Brazil (e-mail: jweyl@ufpa.br).

C. R. L. Francês is with the Electrical Engineering Institute, Federal University of Pará, P.O. Box 479 – 66075-110 Belém – PA - Brazil (e-mail: rfrances@ufpa.br).

considering that the networks operating today are still largely opaque networks, i.e., perform the conversion opto-electro-opto on intermediate nodes, it was decided to treat in this article only issues relating to networks with static traffic.

In solutions for the RWA process with static traffic that take into account the conversion opto-electro-opto in the intermediate nodes, the consensus is that this conversion is a major obstruction to the performance of routing and wavelength assignment in optical networks. Thus, the studies tend to focus on the search for optimization of RWA, which is defined as a non-linear numerical optimization, where in many cases probabilistic methods classified as evolutionary or purely random are used. Among the evolutionary probabilistic methods used, we can mention among others: a genetic algorithm (GA), fuzzy logic, based on ants colony (ANT), evolutionary by particle swarm optimization (EPSO), artificial neural networks (ANN) and Bayesian networks (Bayes). Among the purely random probabilistic methods, we can mention among others: the tabu search (TS), Simulated Annealing and Markov decision process (LDCs). Some of these methods have been applied to the RWA process, for example, genetic algorithm ([7],[8]), tabu search([9],[10]), particle swarm([11],[12]), ant([13],[14]) fuzzy logic[15] and Markov decision process [16].

Regardless of the method used, among the factors inherent to the optimization, the objective function stand out, since all other elements are directly or indirectly connected to it as for example [17]: free or independent variables, dependent variables, constraints and solution space. In the optimization methods used in the RWA process so far, it is observed that the objective function is different in all cases, regardless of the problem being the same, in this case the RWA, or that the technique itself also is the same as the solutions presented by [18] and [19], where both use AG in the RWA process. It can be considered natural when the method used to solve a problem is different, depending on the characteristics of the method employed. When the problem and the method used are the same, initially, the objective function should be similar, but it is not what happens in most cases.

When the objective function is the same, it is usually the simplest task, i.e., a function of only one variable that needs to be maximized or minimized, followed by many constraints. In non-trivial cases such as the RWA, which itself contains two sub-processes, leading to the tendency to use at least two variables, the objective function becomes more complex. This complexity increases even more when it is decided to insert the objective function in the constraints you want to consider. On the one hand, there is the advantage of optimizing the whole process of RWA only once for a given situation, i.e., the RWA process and constraints of the environment analyzed. On the other hand, there are disadvantages of having an objective function for each situation and the need to change it at every change occurring in the system environment. Knowing that the systems are certainly changeable over its life cycle, it may not be the best option.

One can assume that, due to the different ways of working with the objective function, it is not trivial to propose a resolution of the RWA process applicable to any environment. However, one can try to minimize the effort to reach a desired objective function, starting from a common point.

This paper proposes an algorithm based on a Generic Objective Function (GOF) to solve the RWA problem, considering only the basic constraints contained in an optical network, here called implicit constraints, and the discussion about the possibility of using it as a default option. It is important to remark that, despite the name, the analytical model that gave rise to the algorithm GOF is not a traditional objective function, i.e., the goal is not to minimize it or maximize it, but simply use it to solve the RWA problem, which itself is a way to optimize the resolution of the problem, which is not trivial.

RWA Problem

The routing and wavelength assignment comprise the sub-problems of the problem called RWA, which is essential for efficient management of an optical network. The routing sub-problem has already been extensively explored during the development of electronic networks, with classical solutions such as Dijkstra's algorithm [20]. In optical networks, despite the importance of routing, the action wavelength assignment is considered critical [21] because it determines the acceptance or rejection of a request. In the wavelength assignment sub-problem, it is necessary to define a wavelength considering the chosen route in the routing sub-problem. In the case of static traffic, considered in this article, you must ensure that this wavelength is available on all links of the route, a condition which is defined as wavelength-continuity constraint and is considered an implicit constraint. To solve the RWA problem it is necessary to identify what are the restrictions imposed on it, which are numerous and can be treated in many different ways, in general, according to the network environment being considered.

One way to facilitate the modeling of the RWA problem and create a simple mathematical model is to consider only the essential features of the system, i.e., those features whose absence implies the inexistence or not functioning. Based on this principle it is observed that there are two categories of constraints: those which correspond to the essential features of the system and to other restrictions. The first category will be called here implicit constraint and the second explicit constraint.

Implicit constraint consists of all that is part of the modeling developed considering only the normal or common system, i.e. only the minimum requirements for operating the system are considered as a constraint.

Explicit constraint consists of all that is related to aspects that are not part of the minimum operating system, or aspects that the system dispenses to its operation.

Thus, we can consider that, only with implicit constraints, the system operation is ensured regardless of its performance being efficient or not. With explicit constraints, it is ensured that the system works and that its performance may be higher or lower depending on the explicit constraints considered. An example of the latter would be the use of wavelength converter, where the simple use of a converter reduces the blocking probability thus increasing system performance, regardless of its location on the network. However, if that same drive is put in the more critical place considering the network traffic, this performance will certainly be better.

GOF Algorithm

The development of GOF algorithm, to ensure simplicity, took into consideration the basic mathematical operations addition, multiplication and division. Considering all the candidate routes between a source-destination pair in an optical network, with their links and they with their respective wavelengths available, we have:

For each route, the calculation is made of a label considering each wavelength used in their bindings. The calculation of the label is done as follows:

$$L(R_j, \lambda_x) = \frac{\sum_{i=1}^n (w_{\lambda_x})_i}{w_{\lambda_x} \sum_{i=1}^n L_i} \quad (01)$$

whereas,

- L is the label that connects a route (R) to a wavelength (λ). If the result equals 1, it means that, at that route, the wavelength exists in every link; that is, the communication between origin-destination may be done without using wavelength converters. Whichever amounts different from 1 means that the communication is not possible without wavelength converters.
- R is a route that is formed by one or more links.
- j identifies a specific route, varying from 1 to N , where N is the amount of positive whole numbers, that is, $\{1,2,3,\dots,N\}$.
- λ is a wavelength, whose quantity to be used in the network may vary either upward or downward.
- x identifies a specific wavelength
- i identifies the number of links at a route.
- w is the weight attributed to each wavelength. If it has been established in 4, the number of wavelengths, the number of weights is also 4, thus the weight may vary from 1 to 4.
- l is the link, which is the connection between two nodes in the network. A group of links form a route.
- n indicates the number of interactions to calculate links and wavelength weights in these links.

Applying the GOF algorithm in the network NSFNet, North American network of NSF (National Science Foundation), consisting of 14 nodes, 21 links and using four wavelengths, as shown in Figure 1, considering a call between nodes 1 and 14 with the following candidate routes [Route 1 (1-3-9-10-12-14), Route 2 (1-6-11-12-14) and Route 3 (1-2-4-14)] ,

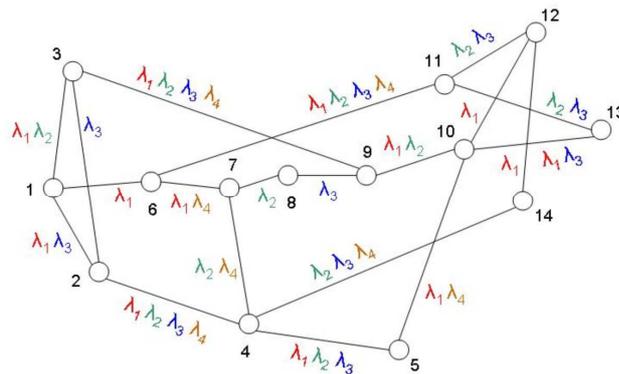


Fig. 1. NSFNet using four wavelengths

where each wavelength is associated with a weight as shown in Table 1,

Table 1: Lambdas and associated weights

Lambdas	Peso
λ_1	1
λ_2	2
λ_3	3
λ_4	4

we obtain the following results:

For Route 1 (1-3-9-10-12-14) shown in Figure 2

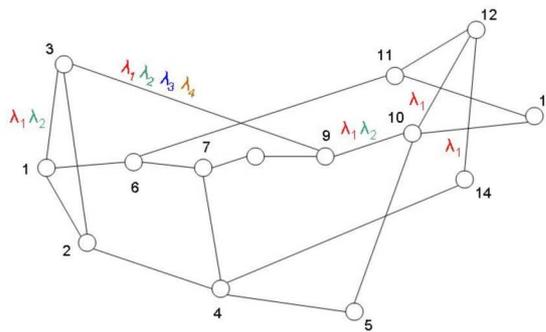


Fig. 2. Wavelengths available in route 1

the labels are,

$$L(R_1, \lambda_1) = \frac{1+1+1+1+1}{1 \times 5} = \frac{5}{5} = 1$$

$$L(R_1, \lambda_2) = \frac{2+2+2+0+0}{2 \times 5} = \frac{6}{10} = 0,6$$

$$L(R_1, \lambda_3) = \frac{0+3+0+0+0}{3 \times 5} = \frac{3}{15} = 0,2$$

$$L(R_1, \lambda_4) = \frac{0+4+0+0+0}{4 \times 5} = \frac{4}{20} = 0,2$$

Thus, based on the results, it can be stated that a candidate route can be used as long as the wavelength lambda is allocated λ_1 , because its label is $L(R_1, \lambda_1) = 1$.

For Route 2 (1-6-11-12-14) shown in Figure 3

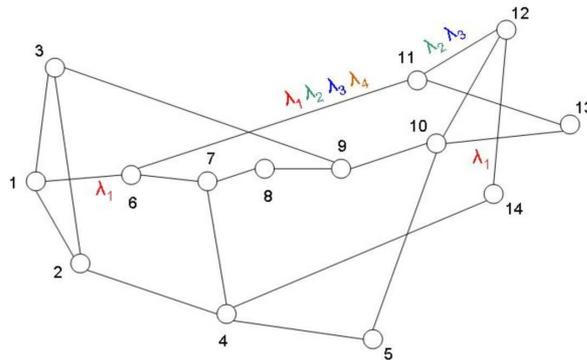


Fig. 3. Wavelengths available in route 2

the labels are,

$$L(R_2, \lambda_1) = \frac{1+1+0+1}{1 \times 4} = \frac{3}{4} = 0,75$$

$$L(R_2, \lambda_2) = \frac{0+2+2+0}{2 \times 4} = \frac{4}{8} = 0,5$$

$$L(R_2, \lambda_3) = \frac{0+3+3+0}{3 \times 4} = \frac{6}{12} = 0,5$$

$$L(R_2, \lambda_4) = \frac{0+4+0+0}{4 \times 4} = \frac{4}{16} = 0,25$$

Thus, based on the results, it can be stated that the candidate route 2 cannot be used, as every wavelengths have label $L(R_j, \lambda_x) < 1$.

For Route 3(1-2-4-14) show in Figure 4

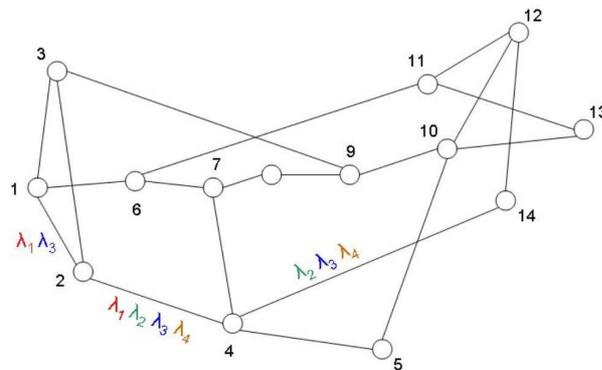


Fig. 4. Wavelengths available in route 3

the labels are,

$$L(R_3, \lambda_1) = \frac{1+1+0}{1 \times 3} = \frac{2}{3} = 0,66$$

$$L(R_3, \lambda_2) = \frac{2+2+2}{2 \times 3} = \frac{6}{6} = 1$$

$$L(R_3, \lambda_3) = \frac{3+3+3}{3 \times 3} = \frac{9}{9} = 1$$

$$L(R_3, \lambda_4) = \frac{0+4+4}{4 \times 3} = \frac{8}{12} = 0,66$$

Thus, based on the results, it is observed that the candidate route 3 can be used, allocating the lambda λ_2 whose label is $L(R_3, \lambda_2)=1$ or lambda λ_3 whose label is $L(R_3, \lambda_3)=1$. When there is more than one wavelength available, the choice can be made by considering the lower weight or simply using a classic algorithm as the first-fit algorithm.

It is possible to calculate the label considering only the binary digits 0 (zero) and 1 (one), where 1 would be assigned to link (l) where the wavelength (λ) considered was present and 0 in the absence of the wavelength. The weight (w) would always equal 1.

Complexity of the Algorithm

The complexity of the Generic Objective Function (GOF) algorithm was determined through a methodology based on the structure of the algorithm shown in [22]. The methodology aims to achieve the complexity of the algorithm, step by step, through the complexities of the basic components and their consequent combinations. The analysis followed the essence of the developing idea of GOF and is therefore made by considering the worst-case complexity or pessimistic complexity (c_p).

The algorithmic structures used in the methodology are contained in Table 2.

Table 2: Structures used in the analysis of the algorithm GOF

Algorithmic Structure	Type
Assignment	$\mathbf{v} \leftarrow \mathbf{e}$
Conditional	If \mathbf{b} then \mathbf{S} else \mathbf{T} end up (or if \mathbf{b} then \mathbf{S} end to)
Sequence (or composition)	$\mathbf{S}; \mathbf{T}$
Interaction set (or unconditional)	for i from j to m do \mathbf{S} end-to
Indefinite interaction (or conditional)	while \mathbf{b} do \mathbf{S} end-while

where \mathbf{v} and \mathbf{i} are variables, \mathbf{b} is a condition on a logic value test, and, \mathbf{e} , \mathbf{j} and \mathbf{m} are expressions, whereas \mathbf{S} and \mathbf{T} are stretch of the algorithm.

The GOF algorithm can be described as shown in table 3.

Table 3: GOF Algorithm

```

Procedure FindValueRoute (route,wavelength);
  Begin
    code(route,list);//insert nodes of the route in the list
    sum = 0;
    hop = 0;
    while p < number of items in list do
      begin
        while b < number of line array CompLamb do
          begin
            If CompLamb[0,b]=list[p] and
              CompLamb[1,b]=list[p+1]
            then
              increase(hop);
            else
              if thereisLamb(b,lambda) then
                sum = sum + lambda
              end
            end
          end
        end
      end
    end
  
```

Considering Table 3, the logical blocks of the GOF algorithm would be willing as shown in Figure 5:

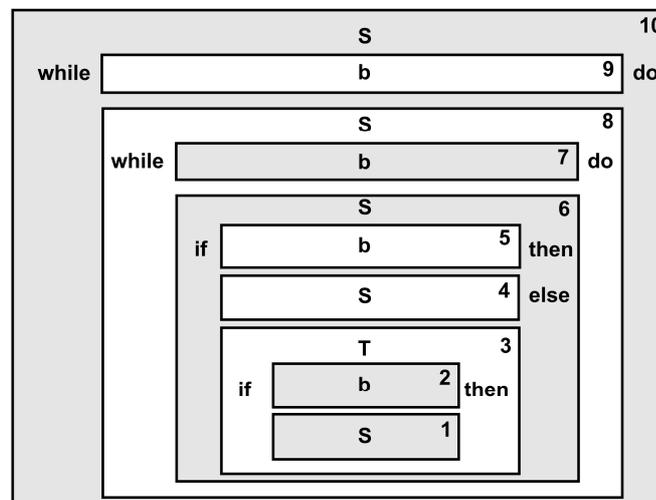


Fig. 5. Logical blocks of the GOF algorithm

The first block (S1) is equivalent to a sequence structure which is an integer variable $m: m \leftarrow m+1$, whose complexity has order $n+1: \Theta(n)$. The second block (b2) is a condition where it is checked whether or not the wavelength exists, i.e. it is equivalent to determine if the value of a variable $i = 0$, whose complexity is $\Theta(1)$. The third block (T3) is a conditional structure involving the blocks S1 and b2, whose complexity, in the worst case, has a linear order: $O(n)$. The fourth block (S4) has the same block structure from S1, so its complexity is also $\Theta(1)$. The fifth block (b5) is a double award for the comparison of lists, equivalent to an assignment of transference, transferring each element of the list v , and having complexity $O(n)$ to a list u with length $n: u \leftarrow v$ {transfer list}. The sixth block (S6) has a conditional

structure like: If b then S else T end up, which involves computing efforts associated with: 1) assessment of the condition b, and 2) execution of a segment of the algorithm S or T, as appropriate. Thus, the pessimistic complexity of the block (S6) is $c_p[S6] = O(n + MxAO(n, n)) = O(n + n + n) = O(n)$. The seventh block (b7) is composed of an interaction of the type integer variable i , whose complexity has constant order 10.1: $O(1)$. Block S8 is the startup vector type $A[1...n]$ of integers whose complexity has constant order n .1: $O(n)$. Whereas the complexity of the block S6 is $O(n)$ we have:

$$c_p[S8] = O(\Sigma \text{ complexity of the interactions of the block S6})$$

$$c_p[S8] = O(n + n + \dots + n) = O(n)$$

As blocks (S9) and (S10) are similar to blocks (S7) and (S8), we can conclude that the complexity of the GOF algorithm is:

$$c_p[GOF] = O(\sum(c_p[S8] + c_p[S10]))$$

$$c_p[GOF] = O(n + n) = O(n)$$

The complexity analysis of GOF algorithm shows that it has a complexity consistent with what is proposed to solve the RWA problem, mainly because the solution is achieved in one step and the problem is complex. In the classical solutions it is achieved through two steps, for example, Dijkstra's routing algorithm with complexity equal to $O(n^2)$ and first-fit algorithm, allocation, with complexity equal to $O(1)$.

Simulation Model

This section details the model used to evaluate the blocking probability in a WDM network. In this study we have used the NSFNET network topology and the model has the following characteristics:

- The requests are generated randomly and sequentially.
- Requests that fail to allocate a wavelength are considered blocked.
- The blocking probability is calculated by dividing the number of requests not served by the number of requests generated.
- All links are bidirectional.
- Once a request is given a wavelength, this will have to be used at all links.
- If there is no availability of a particular wavelength in a link of the route, a queue is not formed and the request is blocked.
- The wavelength assignment algorithms analyzed are: first fit, middle channel, end channel, random and GOF.
- No routing algorithm was used because there is always the route from one node to another network node, i.e. no choice of shortest paths for routing purposes, not to affect the performance of wavelength assignment algorithms tested. Thus, the blocking probability is measured by the number of nodes.
- The routing algorithms analyzed are: Dijkstra and WLCR (Weighted Least-Congestion Route).
- The wavelength assignment algorithms analyze dare : *first fit* and *random*.

- The routing and wavelength assignment algorithms are used in all possible combinations, i.e., each routing algorithm was tested with all the wavelength assignment algorithms and vice versa.
- The GOF algorithm is used in both steps: routing and wavelength assignment, always acting alone, since it addresses problems simultaneously.
- The charge used follows a Poisson distribution and is given in Erlang-B, whose formula is [23]:

$$P_{b(L,\lambda)} = \frac{\frac{L^\lambda}{\lambda!}}{\sum_{i=0}^{\lambda} \frac{L^i}{i!}} \quad (02)$$

where $P_{b(L,\lambda)}$ is the blocking probability for a load L and λ wavelengths.

The choice of algorithms for the simulation was done considering some aspects:

01) For routing, Dijkstra's algorithm was adopted as one of the most widely used algorithms and WLCR algorithm for being an efficient algorithm and comparable to GOF algorithm regarding simplicity.

The WLCR algorithm [24] is designed to work with the first-fit and therefore is also called RWA WLCR-FF algorithm, but here is referred to only as WLCR. In the WLCR algorithm a set of routes is pre-computed for each source-destination pair. These routes are recomputed if the network topology changes. If you get a connection request from a pair of nodes, a route must be chosen from the set of pre-computed routes being allocated a free wavelength for the selected route afterwards. Arriving a connection request of the pair of nodes, a route of candidate routes is selected. The WLCR algorithm will select the route as outlined below.

A weight $W(R)$ is associated with each candidate route. The weight function $W(R)$ is defined as

$$W(R) = \frac{F(R)}{\sqrt{h(R)}} \quad (03)$$

where $F(R)$ is the number of free wavelengths on route R and $\sqrt{h(R)}$ is the length of route R .

After calculating the values of all weights, the route with the largest weight is selected. If no wavelength is available in any route, i.e., $F(R)=0$ for all routes, the connection request is blocked. Once the route is set, the allocation scheme will be employed first-fit in each segment of the route selected. For each segment, the free wavelength with the smallest label will be allocated to all links in that segment. It should be noted that when the decision for a route is taken, two important factors are considered:

- The number of free wavelengths;
- The length of the routes.

The idea is simple, the route with more wavelengths should be selected while the length of the route will not be so long. If there is no conversion of wavelengths, these two factors are

related: a short route is more likely to have longer wavelengths than the long routes. Anyway, if your network has the ability to convert the wavelength, the correlation between the number of free wavelengths and the length of the route is not convincing: a long route is likely to have more wavelengths than a short route. If the preference is for routes with the highest number of free wavelengths, it is possible that many long routes may be selected, resulting in higher blocking probability. At first, the weight function should be directly proportional to the number of free wavelengths and inversely proportional to the length of the route.

02) For the allocation of wavelengths, it was decided to use the first-fit and random algorithms, because they are known to be effective, besides being classics.

Results Obtained

The simulations were performed using Matlab 7.1 and considering the NSFNET network whose topology is shown in Figure 1. The NSFNET is composed of 14 nodes and 21 links. The number of channels ($\lambda = 8$) and the number of links ($l = 13$) were fixed, varying the load in Erlang. The results are as follows:

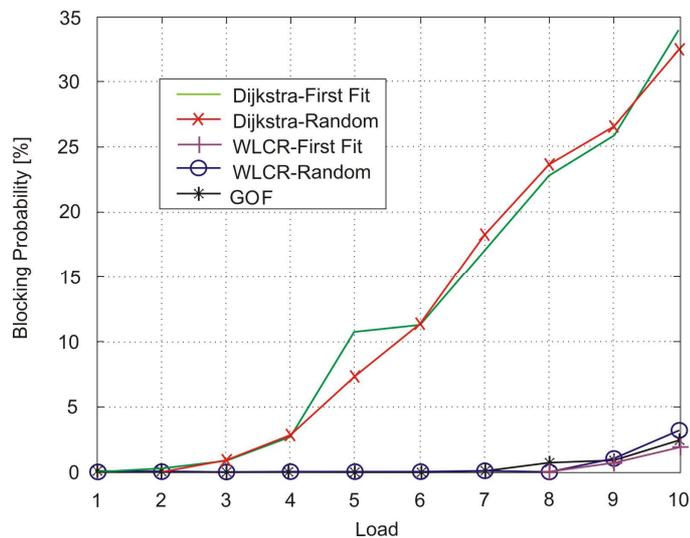


Fig. 6: Blocking Probability with 10 Erlangs and 8 lambdas

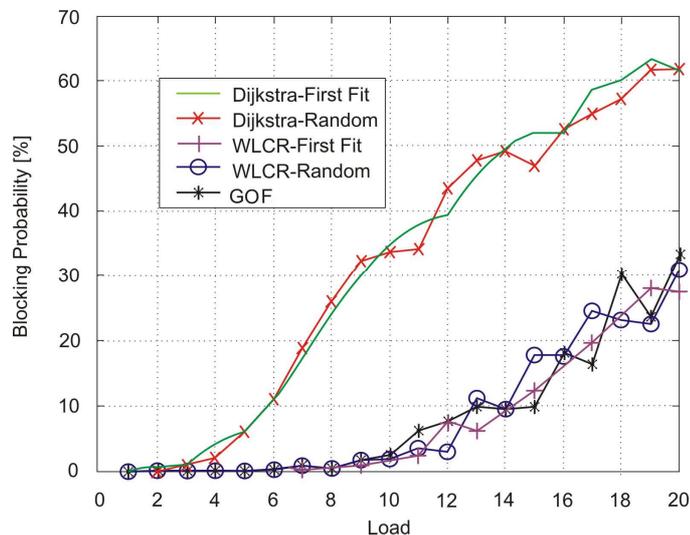


Fig. 7: Blocking Probability with 20 Erlangs and 8 lambdas

Simulations were made with end-scale 10 and 20 Erlangs and step of 1 Erlang. The Figures 6 and 7 show two times (10 and 20 Erlangs) in the same simulation using 8 (eight) wavelengths. The aspects that stand out are:

- Despite the wavelength assignment algorithms first-fit and random being effective, the result of its numerous use with the Dijkstra's algorithm leads the process to a high blocking probability for the other combinations tested. What is apparent is that Dijkstra's algorithm may not be a good choice to use in optical networks. The blocking probability at low load can be high due to the recursiveness of Dijkstra's algorithm combined with algorithms (*first fit* and *random*) originally developed for optical networks with dynamic traffic. Figure 8 shows the same simulation results shown in Figures 6 and 7 on a smaller scale. We can observe that the blocking probability occurs at low load when using Dijkstra's algorithm, while it is zero for WLCR and GOF algorithms. For WLCR and GOF algorithms blocks begin to appear around 8 Erlangs load, which is expected considering that they are being used eight wavelengths on each link.

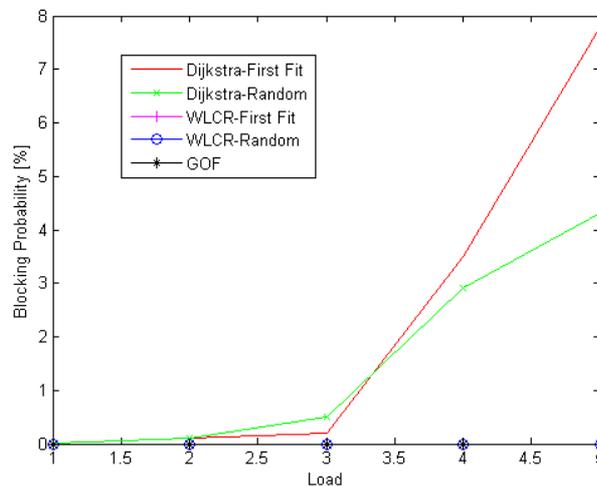


Fig. 8: Blocking Probability with 5 Erlangs and 8 lambdas

- The WLCR algorithm can be the proof of the previous statement about Dijkstra's algorithm, because the combinations of WLCR with the same first-fit and random have shown much better results.

The GOF algorithm showed average performance similar to WLCR algorithm, but with one advantage: the GOF algorithm solves two stages of RWA simultaneously while the WLCR algorithm only solves the routing step, always needing to be accompanied by an wavelength assignment algorithm, which is a more complex step. Depending on the wavelength assignment algorithm that is chosen, it may decrease considerably the WLCR performance, considering a network with static traffic, network type for which the GOF algorithm was developed.

Conclusion

In this paper we have presented a new type of routing and wavelength assignment (RWA) algorithm, called GOF (Generic Objective Function), for networks with static traffic. The simulation results have shown that the algorithm GOF has good performance, despite being a single algorithm to solve a multi-objective problem as RWA.

The solutions to the RWA problem try to cover different situations called constraints, as a way to solve specific problems such as: resource reservation, multiple requests for the same pair of source-destination nodes, location of wavelength converters etc. Furthermore, another aspect point out such solutions: the resolution of the RWA problem in two steps, in order to decrease the complexity of the problem so that the solution may be achieved more easily. Thus, this article seeks to draw attention to two basic matters:

- Discuss specific problems is important, but does not lead to standardization, which is still one of the problems of optical networks. Bringing together the resolution of dozens of localized problems, if possible, would generate a solution with high complexity, and would leave out solutions that address the same subject, whose exclusion criteria would have to be well explained. The resulting solution, due to its complexity, would not be commercially viable and in fact not feasible, since the different solutions use various optimization techniques, which would not allow, a priori, the complete compatibility.
- The division of a multi-objective problem in a problem of one objective, certainly helps to reduce the complexity of the problem, making it easier, in theory, its resolution. However, in the case of RWA, dividing it or not, the result has to be unique, i.e., allow the best route to be chosen and the most appropriate wavelength to be allocated at that point, for the chosen route. If the result is unique, regardless of how the system was treated, the analysis of complexity of the algorithm that treated it must also be unique, regardless of the number of algorithms used. However, there is not such discussion about the solutions presented to solve the RWA problem. Thus, the analysis of complexity of the solutions that divide the RWA problem, should be the result of the sums of the complexities of the algorithms that are used and not just the technique that is used to solve the main problem, which is the allocation of wavelengths.

Given these two key issues, the algorithm GOF was developed and its usage model considers that:

- No restriction point is considered, i.e. no explicit restrictions are considered. The goal is to solve the RWA problem considering only the restrictions implied. This guarantees that the RWA is solved and creates the possibility that the algorithm GOF serve as a standard for optical WDM networks.
- If you can solve a multi-objective problem, such as RWA problem, with an integrated solution with low complexity, it is not justifiable to divide the problem into smaller issues. Thus, the GOF algorithm does not seeks to diminish the complexity of the problem but to reduce the complexity of the solution.

The fact that the function of GOF is of generic goal and solve the RWA problem in pure form, allows it to be used, for example, as wavelength assignment algorithm WA, as a fitness function on genetic algorithms (GA) and other optimization techniques that use the cost function.

References

- [1] D. LI and B. Xiao-Hong, "A dynamic RWA algorithm for optical networks with wavelength conversion capacity", in *First International Conference on Pervasive Computing, Signal Processing and Applications (PCSPA, Harbin, China, 2010)*, pp. 197-201.
- [2] K. Yong, T. Cheng and G. Poo, "Dynamic multicast routing and wavelength assignment with minimal conversions in delay-constrained WDM networks", in *Proceedings of 18th International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN, San Francisco, USA, 2009)*, pp. 1-6
- [3] Y. Qi, Y. Zhu, T. Wang, X. Zhou, S. Qian and Q. Li, "Impairment-aware dynamic RWA algorithm in multigranularity WDM optical networks", in *Proceedings SPIE(Network Architectures, Management and Applications VI)*, Hangzhou, China, 2008.
- [4] J.Y. Zhang, J. Wu, G.V. Bochmann and M. Savoie, "A proof of wavelength conversion not improving the Lagrangian bound of the static RWA problem", *IEEE Communications Letters*, v. **13**, n.5, pp. 345-347, 2009.
- [5] A.E. Eshoul and H.T. Mouftah, "Survivability approaches using p-cycles in WDM mesh networks under static traffic", *IEEE/ACM Transactions on Networking*, v. **17**, n.2, pp. 671-683, 2009.
- [6] J. He, M. Brandt-Pearce and S. Subramaniam, "Optimal RWA for static traffic in transmission impaired wavelength-routed networks", *IEEE Communications Letters*, v. **12**, n.9, pp. 693-695, 2008.
- [7] H. Tode, K. Hamada and K. Murakami, "ORGAN: online route and wavelength design based on genetic algorithm for OPS networks", in *Optical Network Design and Modeling (ONDM, Kyoto, Japan, 2010)*, pp. 1-6.
- [8] R.S. Barpanda, A.K. Turuk, B. Sahoo and B. Majhi, "Solving large problem instances of the RWA problem using genetic algorithms", in *5th International Conference on Industrial and Information Systems (ICIIS, Mangalore, India, 2010)*, pp. 41-46.
- [9] N. Charbonneau and V.M. Vokkarane, "Tabu search meta-heuristic for static manycast routing and wavelength assignment over wavelength-routed optical WDM networks", in *IEEE International Conference Communications (ICC, Cape Town, South Africa, 2010)*, pp. 1-5.
- [10] Y. Wang, T.H. Cheng and M.H. Lim, "A tabu search algorithm for static routing and wavelength assignment problem", *IEEE Communications Letters*, v. **9**, n.9, pp. 841-843, 2005.
- [11] A. Hassan and C. Phillips, "Static routing and wavelength assignment inspired by particle swarm optimization", in *3rd International Conference on Information and Communication Technologies: from Theory to Applications (ICTTA, Damascus, Syria, 2010)*, pp. 1-6.
- [12] T.M. Rao and V. Anand, "Particle swarm optimization for routing and wavelength assignment in optical networks", in *IEEE Sarnoff Symposium (Princeton, USA, 2010)*, pp. 1-4.
- [13] G.S. Pavani and H. Waldman, "Routing and wavelength assignment with crankback re-routing extensions by means of ant colony optimization", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. **28**, n.4, pp. 532-541, 2010.
- [14] J. Triay and C. Cervelló-Pastor, "An ant-based algorithm for distributed routing and wavelength assignment in dynamic optical networks", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. **28**, n.4, pp. 542-552, 2010.
- [15] I. Hwang, I. Huang and S. Yu, "Dynamic RWA scheme using fuzzy logic control (FLC RWA) on IP with GMPLS over DWDM networks", in *Proceedings IEEE International Conference on Networking Sensing & Control (Taipei, Taiwan, 2004)*, pp. 1049-1056.
- [16] W. Lin, R.S. Wolff and B. Mumeey, "A Markov-based reservation algorithm for wavelength assignment in all-optical networks", *Journal of Lightwave Technology*, v. **25**, n.7, pp. 1676-1683, 2007.
- [17] M.C. Goldberg and H.P.L. Luna, "Otimização combinatória e programação linear – modelos e algoritmos." Rio de Janeiro: Elsevier, 2005.
- [18] M.A.C. de Lima, "Alocação de recursos e roteamento de tráfego em telecomunicações por meio de algoritmo genético: rede óptica WDM e rede comunicação móvel celular." São Carlos-SP: Universidade de São Paulo, 2005. Tese de Doutorado.
- [19] C. Vijayanand, M.S. Kumar, K.R. Venugopal and P.S. Kumar, "Converter placement in all-optical networks using genetic algorithms" *Computer Communications*, vol. **23**, pp. 1223-1234, 2000.
- [20] C.S.R. Murthy and M. Gurusamy, "WDM optical network – concepts, design and algorithms." Upper Saddle River, NJ.: Prentice-Hall, 2002.
- [21] M. Andrews and L. Zhang, "Complexity of wavelength assignment in optical network optimization", *IEEE/ACM Transactions on Networking*, v. **17**, n.2, pp. 646-657, 2009.
- [22] Laira V. Toscani and Paulo A.S. Veloso, in *Complexidade de Algoritmos*, ed. (UFRGS, Instituto de Informática, Porto Alegre, RS., 2005).
- [23] A. Wason and R.S. Kaler, "Wavelength Assignment Problem in Optical WDM Networks". *Inter. J. Comp. Sc. and Network Security*, v.7, n.4, 27-31 (2007).
- [24] X. Chu, B. Li and Z. Zhang, "A dynamic RWA algorithm in a wavelength-routed all-optical network with wavelength converters", in *Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications (INFOCOM, San Francisco, USA, 2003)*, pp. 1795-1804.



Afonso Jorge Ferreira Cardoso, was born in Macapá, Amapá, Brazil. He graduated from Technologist in Data Processing from the Federal University of Pará (1987), Masters in Computer Science from Federal University of Rio Grande do Sul (1997) and is a doctoral candidate in electrical engineering from the UFPA. He is currently a technical level A - Embrapa Eastern Amazon, and III, associate professor of the Center for Engineering and Technology - CCET the University of Amazon - UNAMA. He has experience in computer science, with emphasis on Teleinformatics, acting on the following topics: computer networks, fault tolerance, local area network and optical networks.



João Crisóstomo Weyl Albuquerque Costa, was born in Bragança, Pará, Brazil. Scholarship of Research Productivity 1D. He graduated from Electronic Engineer at the Federal University of Pará (1981), Master in Electrical Engineering from Catholic University of Rio de Janeiro (1989) and Ph.D. in Electrical Engineering from the University of Campinas (1994). He is a member of the Brazilian Society of Microwaves and Optoelectronics and the Brazilian Society of Telecommunications. CNPq Researcher since 1994. Since Jan. 2007 acts as the Secretariat for Development, Science and Technology. It acts as a researcher at the Graduate Program in Computer Science and Graduate Program in Electrical Engineering in the areas of communications networks, electromagnetism and applied computer science.



Carlos Renato Lisboa Frances, was born in Belém, Pará, Brazil. Scholarship of Research Productivity 2. He graduated in Bachelor in Computer Science from Federal University of Pará (1995), Master of Computer Science and Computational Mathematics at the University of São Paulo (1998) and Ph.D. in Computer Science and Computational Mathematics at the University of São Paulo (2001). He is currently a professor of School of Computer Engineering, Federal University of Para, President of the Company Data Processing of Pará State and member of the advisory committee of the National Institute of Computer Studies and Research (INEP-MEC). He has experience in computer science, with emphasis on performance assessment, acting on the following topics: access technologies, performance models and Markov simulation, correlation techniques (Bayesian networks) and optimization.