



UNIVERSIDADE SALVADOR – UNIFACS
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM SISTEMAS E
COMPUTAÇÃO
MESTRADO ACADÊMICO EM SISTEMAS E COMPUTAÇÃO

GILVAN MARTINS DURÃES

A ESCOLHA DA MELHOR ENTRE AS MENORES ROTAS EM
REDES ÓPTICAS TRANSPARENTES

Salvador
2010

GILVAN MARTINS DURÃES

**A ESCOLHA DA MELHOR ENTRE AS MENORES ROTAS EM
REDES ÓPTICAS TRANSPARENTES**

Dissertação apresentada ao Curso de Mestrado Acadêmico em Sistemas e Computação, Universidade Salvador – UNIFACS, como requisito parcial para obtenção do grau de Mestre.

Orientador: Prof. Dr. William Ferreira Giozza.

Co-orientador: Prof. Dr. André Castelo Branco Soares.

Salvador
2010

Ficha Catalográfica
(Elaborada pelo Sistema de Bibliotecas da Universidade Salvador - UNIFACS)

Durães, Gilvan Martins

Escolha da melhor entre as menores rotas em redes ópticas transparente. / Gilvan Martins Durães. – Salvador, 2010.

67 p. : il.

Dissertação apresentada ao Curso de Mestrado em Sistemas e Computação da Universidade Salvador – UNIFACS, como requisito parcial para a obtenção do grau de Mestre.

Orientador: Prof. Dr. William Ferreira Giozza.

Co- Orientador: Prof. Dr. André Castelo Branco Soares.

1. Redes de computadores. I. Campos, Jorge Alberto Prado de, orient. II. Soares, André Castelo Branco, co-orient. III. Universidade Salvador – Unifacs. IV. Título.

CDD: 004.6

TERMO DE APROVAÇÃO

GILVAN MARTINS DURÃES

A ESCOLHA DA MELHOR ENTRE AS MENORES ROTAS
EM REDES ÓPTICAS TRANSPARENTES

Dissertação aprovada como requisito parcial para obtenção do grau de Mestre em Sistemas e Computação, Universidade Salvador - UNIFACS, pela seguinte banca examinadora:

William Ferreira Giozza – Orientador _____
Doutor em Systèmes D'informatique pela Université de Pierre et Marie Curie - Paris VI.
Universidade de Brasília – UnB.

José Augusto Suruagy Monteiro _____
PhD em Computer Science pela University of California-Los Angeles - UCLA
Universidade Salvador – UNIFACS

Karcius Day Rosario Assis _____
Doutor em Engenharia Elétrica pela Universidade Estadual de Campinas - UNICAMP
Universidade Federal da Bahia - UFBA.

Salvador, 05 de Março de 2010.

Dedico este trabalho aos meus queridos pais Jeová e Luzia, às minhas irmãs Letícia e Luziane, ao Ricardo e à minha noiva Jamile.

AGRADECIMENTOS

Agradeço ao Deus Eterno, Autor e Mantenedor da vida.

À minha família e à minha futura esposa Jamile por sempre estarem ao meu lado.

Ao prof. Giozza pela orientação profissional ao longo desses últimos 5 anos.

Ao prof. André Soares pelo acompanhamento e pela motivação às novas descobertas.

À galera do NUPERC pelas amizades e momentos de descontrações.

À CAPES pela bolsa, fundamental para minha dedicação exclusiva a este curso.

Aos membros da banca pela avaliação e pelas sugestões.

À minha família Metodista pelo acompanhamento espiritual.

Mais uma conquista, para honra e glória do nosso Senhor e Salvador Jesus Cristo!

Se a nossa esperança em Cristo se limita apenas a esta vida, somos os mais infelizes de todos os homens.

—cf. I Coríntios 15,19.

RESUMO

Esta dissertação introduz o problema da escolha da melhor combinação entre as M combinações de menores caminhos no planejamento de rotas para provisão dinâmica de circuitos ópticos transparentes. Para solucionar tal problema de forma otimizada (menor caminho e balanceamento de carga), é proposto um novo algoritmo de roteamento fixo, chamado Melhor entre as Menores Rotas - MMR. O desempenho do MMR é comparado em termos de probabilidade de bloqueio e de utilização com o algoritmo de menor caminho de Dijkstra e com outro algoritmo proposto na literatura. Os cenários avaliados incluem diversas topologias representativas no estudo de redes ópticas transparentes, considerando redes com e sem capacidade de conversão de comprimento de onda, sob tráfego uniforme e não uniforme. Em todos os cenários estudados observa-se um desempenho superior do algoritmo MMR proposto.

Palavras-chave: Redes Ópticas Transparentes. Roteamento. Menor Caminho. Avaliação de Desempenho.

ABSTRACT

This dissertation introduces the problem of the best choice among M combinations of the shortest paths for dynamic provisioning of lightpaths in all-optical networks. To solve this problem in an optimized way (shortest path and load balance), a new fixed routing algorithm, named Best among the Shortest Routes (Melhor entre as Menores Rotas - MMR), is proposed. The MMR's performance is compared in terms of blocking probability and network utilization to Dijkstra's shortest path algorithm and the algorithm proposed in the literature. The evaluated scenarios include several representative topologies for all-optical networking, considering networks with and without wavelength conversion capability, under uniform and non-uniform traffic load. For all the studied scenarios, MMR achieved superior performance.

Keywords: Transparent Optical Network. Routing. Shortest Path. Performance Evaluation.

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

3MC	Melhor Combinação entre as M Combinações de Menores Caminhos
ASON	<i>Automatically Switched Optical Network</i>
A6NET	Anel com 6 Nós e um Enlace Transversal
CR-LDP	<i>Constraint-based Label Distribution Protocol</i>
DJK	Algoritmo de Dijkstra
EON	<i>European Optical Network</i>
GMPLS	<i>Generalized Multiprotocol Label Switching</i>
ISIS-TE	<i>Intermediate System to Intermediate System - Traffic Engineering</i>
LLR	<i>Least Loaded Routing</i>
MMR	Melhor entre as Menores Rotas
OEO	Óptico-Eletro-Óptico
OSPF-TE	<i>Open Shortest Path First Protocol - Traffic Engineering</i>
RNP	Rede Nacional de Ensino e Pesquisa
RRT	<i>Restricted Routing Technique</i>
RSVP-TE	<i>Resource Reservation Protocol - Traffic Engineering</i>
RWA	<i>Routing and Wavelength Assignment</i>
TONetS	<i>Transparent Optical Network Simulator</i>
WDM	<i>Wavelength Division Multiplexing</i>

LISTA DE FIGURAS

Figura 1 - Tecnologia WDM	13
Figura 2 - Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda.....	16
Figura 3 - Bloqueio de requisição por falta de continuidade de comprimento de onda	20
Figura 4 - Atendimento de requisição utilizando conversor de comprimento de onda	21
Figura 5 - Exemplo de Roteamento Fixo	23
Figura 6 - Exemplo de Roteamento Adaptativo Alternativo.....	26
Figura 7 - Exemplo de Roteamento Exaustivo	27
Figura 8 - Topologia A6NET	30
Figura 9 - Topologia da Rede Abilene	32
Figura 10 - Topologia da Rede RNP	33
Figura 11 - Topologia da Rede EON	33
Figura 12 - Topologia da Rede GEANT	34
Figura 13 - Topologia da Rede TORUS	34
Figura 14 - Desempenho de todas as combinações de menores rotas na topologia A6NET ...	36
Figura 15 - Probabilidade de Bloqueio do DJK, RRT e MMR - Topologia A6NET (Fig. 8) .	40
Figura 16 - Comportamento do tempo de execução do MMR.....	40
Figura 17 - Probabilidade de Bloqueio e Utilização em Redes com Conversão Total (CT) ...	45
Figura 18 - Probabilidade de Bloqueio e Utilização em Redes Sem Conversão (SC)	47
Figura 19 - Ganhos do RRT e do MMR em Relação ao DJK.....	49
Figura 20 - Probabilidade de Bloqueio, Sem Conversão, RNP – Tráfego Uniforme.....	50
Figura 21 - Probabilidade de Bloqueio, Sem Conversão, GEANT – Tráfego Uniforme	50
Figura 22 - Probabilidade de Bloqueio, Sem Conversão, TORUS – Tráfego Uniforme	51
Figura 23 - Probabilidade de Bloqueio, RNP – Tráfego Não Uniforme	52
Figura 24 - Probabilidade de Bloqueio, EON – Tráfego Não Uniforme.....	53
Figura 25 - Probabilidade de Bloqueio, Abilene – Tráfego Não Uniforme.....	53
Figura 26 - Probabilidade de Bloqueio por Par de Nós (Origem, Destino) – RNP.....	54
Figura 27 - Probabilidade de Bloqueio por Nó - EON	55
Figura 28 - Probabilidade de Bloqueio, Nó Origem 19 - topologia EON	56
Figura 29 - Enlace sobrecarregado - EON	57
Figura 30 - Enlaces sobrecarregados - Abilene.....	57
Figura 31 - Probabilidade de Bloqueio por Nó - Abilene.....	58
Figura 32 - Probabilidade de Bloqueio, Nó Origem 7 - topologia Abilene.....	59
Figura 33 - Probabilidade de Bloqueio, Nó Origem 6 - topologia Abilene.....	60
Figura 34 - Probabilidade de Bloqueio, Nó Origem 8 - topologia Abilene.....	60

SUMÁRIO

1 INTRODUÇÃO	13
1.1 REDES ÓPTICAS TRANSPARENTES	13
1.2 MOTIVAÇÃO	17
1.3 CONTRIBUIÇÕES DESTA DISSERTAÇÃO	18
1.4 ORGANIZAÇÃO	19
2 ROTEAMENTO EM REDES ÓPTICAS TRANSPARENTES	20
2.1 ROTEAMENTO FIXO	23
2.2 ROTEAMENTO ALTERNATIVO	24
2.3 ROTEAMENTO EXAUSTIVO	26
2.4 CONSIDERAÇÕES GERAIS	28
3 O PROBLEMA DA ESCOLHA DA MENOR ROTA	30
3.1 O PROBLEMA	30
3.2 O ALGORITMO MELHOR ENTRE AS MENORES ROTAS	36
3.2.1 Etapas	37
3.2.2 Análise do Tempo de Execução	40
4 RESULTADOS DE AVALIAÇÃO DE DESEMPENHO	42
4.1 A FERRAMENTA DE SIMULAÇÃO	42
4.2 TRÁFEGO UNIFORME	43
4.2.1 Redes com Capacidade Total de Conversão de Comprimento de Onda	43
4.2.2 Redes Sem Capacidade de Conversão de Comprimento de Onda	46
4.2.3 Ganho Relativo do MMR	48
4.2.4 Resultados de Probabilidade de Bloqueio para outras Topologias	49
4.3 TRÁFEGO NÃO UNIFORME	51
4.3.1 Modelagem do Tráfego Não Uniforme	51
4.3.2 Discussão dos Resultados	52
5 CONSIDERAÇÕES FINAIS	61
REFERÊNCIAS	63
APÊNDICE A - ALGORITMO <i>RESTRICTED ROUTING TECHNIQUE</i> (RRT)	66

1 INTRODUÇÃO

Este capítulo apresenta uma introdução às redes ópticas transparentes, as motivações e contribuições desta dissertação e, por fim, apresenta a organização dos demais capítulos.

1.1 REDES ÓPTICAS TRANSPARENTES

Cada vez mais os diversos serviços existentes ou emergentes na Internet (*e.g.* televisão via Internet, vídeo sob demanda, aplicações *peer-to-peer* e redes privadas virtuais) têm impulsionado uma demanda crescente de banda passante nos *backbones* dos sistemas de comunicações (PALKOPOLOU e outros, 2007).

Atualmente, a tecnologia de redes ópticas *Wavelength Division Multiplexing* (WDM) é apontada como um dos principais veículos para suportar essa evolução.

A tecnologia WDM permite dividir a banda passante de uma fibra óptica em diferentes canais ópticos formados por diferentes comprimentos de onda, conforme ilustra a Figura 1. Em redes WDM, mais de um circuito óptico pode ser estabelecido de forma paralela em uma mesma fibra óptica. Isto implica em um aumento considerável na capacidade de transporte de informação nesse tipo de rede (MURTHY; GURUSAMY, 2002).

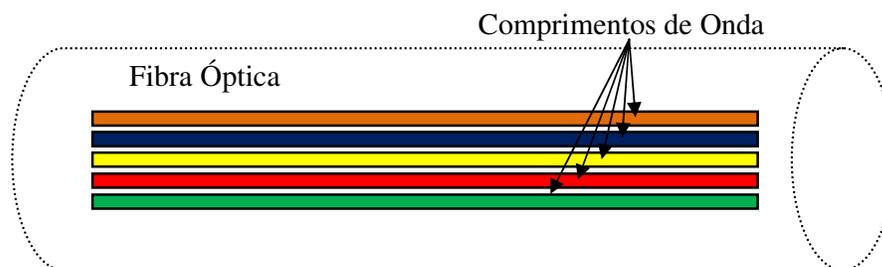


Figura 1 -Tecnologia WDM
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

As redes ópticas WDM comutadas por circuitos podem ser classificadas como opacas ou transparentes. Nas redes ópticas WDM opacas o roteamento dos circuitos é realizado no domínio eletrônico através do uso de conversores Opto-Eletró-Ópticos (OEO) em cada nó da rede. Já nas redes ópticas WDM transparentes, o roteamento é realizado no domínio óptico.

Isso elimina a necessidade do uso de conversores OEO e dos impactos, tais como aumento no custo dos equipamentos e inserção de atrasos de processamento (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002). Dessa forma, a tecnologia de redes ópticas WDM transparentes tende a ser mais vantajosa para a implementação de *backbones* de alta capacidade para as futuras redes de transporte.

Atualmente existem três tecnologias para comutação de redes ópticas transparentes: comutação de pacotes ópticos, comutação de rajadas ópticas e comutação de circuitos ópticos.

Na comutação de pacotes ópticos, os nós da rede necessitam armazenar, processar e encaminhar cada pacote óptico. Isto é feito com base nas informações referentes ao seu destino contidas no cabeçalho do pacote óptico. Essa comutação é feita nó a nó, ou seja, a rota é definida à medida que o pacote óptico vai passando pelos nós intermediários, sem garantia de chegar ao seu destino, principalmente, devido aos atrasos de processamento e a perda de pacotes ópticos. Portanto, nesse tipo de comutação não há reserva de recursos fim-a-fim para o envio do pacote óptico. Atualmente a comutação de pacotes ópticos é difícil de ser implementada em função do pouco amadurecimento da tecnologia para armazenamento e processamento ópticos. A maioria dos estudos nesta área tem procurado formular e amadurecer estratégias para implementação de *buffers* ópticos, como os *loops* de fibra óptica (HUNTER; CHIA; ANDONOVIC, 1998), (BEHESHTI e outros, 2006).

Na comutação por rajadas ópticas, os nós da rede armazenam pacotes ("eletrônicos") que devem ser enviados para um mesmo destinatário. Esse conjunto de pacotes é acomodado no que é chamado de rajada. Após a formação da rajada ("eletrônica"), e antes do seu envio propriamente dito com rajada óptica, uma mensagem de solicitação de reserva de recursos é encaminhada para os nós intermediários que compõem o caminho em que será enviada a rajada óptica. Tipicamente não há confirmação da reserva desses recursos, simplesmente a rajada óptica é enviada. Desta forma, a rajada pode ser descartada devida à impossibilidade de alocação dos recursos necessários para seu envio. Ou seja, assim como na comutação por pacotes, na comutação por rajadas ópticas não há garantia de entrega dos dados ao nó destinatário. A tecnologia de comutação por rajadas ópticas é uma tecnologia com desempenho intermediário com relação à comutação de pacotes ópticos e a comutação de circuitos ópticos, sendo mais adequada para o encaminhamento de tráfego com curta duração de tempo e aplicações mais flexíveis em termos de garantia de serviço (QIAO; YOO, 1999), (BATTESTILLI; PERROS, 2003).

Por outro lado, a comutação por circuitos ópticos é caracterizada pela reserva de recursos fim-a-fim. Desta forma, uma determinada banda é garantida e as matrizes de comutação dos nós intermediários são configuradas antes do início da transmissão dos dados. Apesar da ineficiência na transmissão de tráfego de curta duração, atualmente essa é a tecnologia de comutação mais amadurecida e utilizada (SOARES; GIOZZA; CUNHA, 2007). O foco desta dissertação está em redes ópticas transparentes com comutação de circuitos ópticos.

Para o estabelecimento de um circuito óptico (*lightpath*) entre um nó origem e um nó destino, é necessário definir uma rota e alocar um comprimento de onda em cada enlace dessa rota. O problema de roteamento e alocação de comprimento de onda é conhecido como *Routing and Wavelength Assignment* (RWA) (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000), (SOARES; GIOZZA, 2004).

A Figura 2 ilustra a resolução de um problema RWA para uma requisição de circuito entre o nó origem 1 e o nó destino 2. Tipicamente, o RWA é resolvido em duas etapas, através de dois algoritmos distintos. Primeiramente, um algoritmo define uma rota entre o nó origem e o nó destino e, em seguida, um algoritmo de alocação de comprimento de onda faz a escolha do comprimento de onda a ser alocado nos enlaces da rota definida na primeira etapa.

O problema RWA pode ser estático ou dinâmico. Para o RWA estático, o tráfego é estático e previamente definido. Neste caso, os circuitos ópticos são estabelecidos *offline* com o objetivo de minimizar os recursos da rede (ASSIS; GIOZZA; WALDMAN, 2005), (ASSIS; GIOZZA, 2006).

Por outro lado, no RWA dinâmico, durante a operação da rede, os circuitos ópticos existentes são finalizados e novos circuitos ópticos são estabelecidos em resposta ao tráfego dinâmico ou à falha de algum componente da rede. Caso não haja recursos suficientes para atender a uma determinada requisição de circuito óptico (*lightpath* formado por um par de nós origem-destino), esta requisição será bloqueada. Por esta razão, o objetivo do provedor de serviços de transporte via redes ópticas transparentes, face ao problema RWA dinâmico, é atender às requisições atuais de circuitos ópticos visando minimizar a probabilidade de bloqueio de futuras requisições de circuitos ópticos. Este trabalho considera o problema RWA dinâmico por ser mais flexível e adequado às modernas redes ópticas de transporte (ASSIS; SANTOS; GIOZZA, 2010), (SOARES; GIOZZA, 2004).

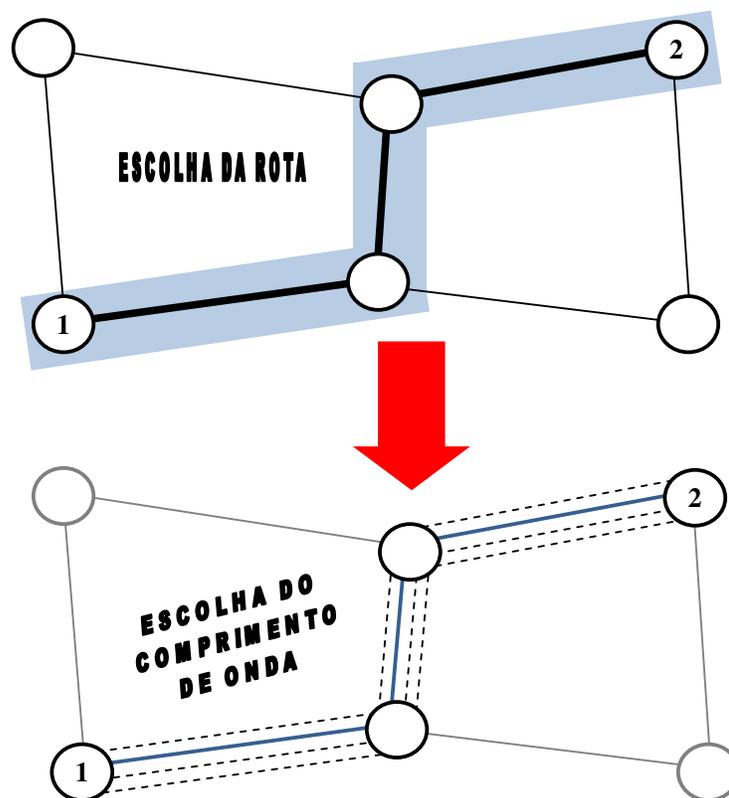


Figura 2 -Roteamento e alocação de comprimento de onda
 Nota: Elaborada pelo autor (2010).

No RWA dinâmico, os algoritmos de roteamento podem ser separados em três classes: roteamento fixo, roteamento alternativo e roteamento exaustivo (MURTHY; GURUSAMY, 2002).

No roteamento fixo, uma rota para cada par de nós (origem, destino) da rede óptica é computada na fase de planejamento da rede. Durante a operação da rede, os circuitos são estabelecidos apenas nestas rotas computadas previamente.

No roteamento alternativo, um conjunto com mais de uma rota é definido previamente para cada par de nós (origem, destino). Isto representa mais de uma alternativa, em termos de rotas, na tentativa de estabelecer um circuito óptico. A seleção da rota é feita seguindo uma ordem previamente definida ou em função do estado atual da carga de tráfego na rede. Se a primeira rota não possui recursos disponíveis, as rotas seguintes são analisadas uma a uma até ser encontrada uma rota com recursos disponíveis. Se nenhuma das alternativas de rotas pré-definidas tiver um comprimento de onda livre a requisição será bloqueada.

Os algoritmos da classe de roteamento exaustivo buscam atender a uma requisição de circuito óptico em todas as rotas possíveis da topologia (MURTHY; GURUSAMY, 2002). Com isso,

uma requisição de circuito óptico somente será bloqueada se nenhuma rota, entre sua origem e destino, dispuser de pelo menos um comprimento de onda livre.

Em termos gerais, as classes de algoritmos de roteamento apresentam a seguinte ordem crescente de desempenho em termos de probabilidade de bloqueio: fixo, alternativo e exaustivo (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000), (LIN; WANG; TSAI, 2006). Entretanto, esse aumento do desempenho é acompanhado também pelo incremento da complexidade de suas soluções. O Capítulo 2 descreve com maiores detalhes estas classes de roteamento em redes ópticas transparentes.

1.2 MOTIVAÇÃO

O problema RWA tem sido bastante estudado nos últimos anos. Várias estratégias de roteamento foram propostas visando melhorar o desempenho das redes ópticas transparentes em termos de probabilidade de bloqueio (MURTHY; GURUSAMY, 2002), (RAMAMURTHY; MUKHERJEE, 1998), (LIN; WANG; TSAI, 2006), (BIRMAN, 1996), (SOARES e outros, 2008), (CHU; LIU; ZHAN, 2004).

Por exemplo, em (BIRMAN, 1996) é apresentado um algoritmo de roteamento adaptativo chamado *Least Loaded Routing* (LLR) que escolhe a rota “menos carregada” em termos de comprimentos de onda utilizados, ou seja, a rota que possui mais comprimentos de onda disponíveis em todos os enlaces. Em (LIN; WANG; TSAI, 2006) é proposto um algoritmo de roteamento fixo alternativo para redes ópticas transparentes sem conversão de comprimento de onda. Nesse trabalho um conjunto de rotas disjuntas é ordenado de acordo com as características de tráfego de cada par de nós (origem, destino). Seguindo o conjunto ordenado de rotas, o algoritmo proposto em (LIN; WANG; TSAI, 2006) tenta atender a uma dada requisição de circuito óptico entre um par específico de nós. Caso nenhuma das rotas do conjunto tenha ao menos um comprimento de onda contínuo disponível, a requisição será bloqueada.

A maioria dos trabalhos na literatura que estuda o problema RWA em redes ópticas transparentes baseia-se na classe de roteamento fixo em função de sua menor complexidade (MURTHY; GURUSAMY, 2002), (SOARES e outros, 2008), (CHU; LIU; ZHAN, 2004). Tais trabalhos consideram o uso de algoritmos de menor caminho (menor número de saltos, isto é, o custo de cada enlace é igual a 1) para definir uma rota fixa para cada par de nós

(origem, destino). Dentre os algoritmos de menor caminho, o algoritmo de *Dijkstra* (DIJKSTRA, 1959) é um dos mais citados. A partir daqui nesta dissertação, por simplicidade, o termo menor caminho será utilizado para denotar o menor caminho em termos do número de saltos de uma rota. Ao mesmo tempo em que o algoritmo de menor caminho de *Dijkstra* será denotado por DJK.

A opção pelo uso de algoritmos de menor caminho tradicionais (*e.g.*, *Dijkstra*, *Bellman-Ford* etc (CORMEN e outros, 2001)) tende a limitar a capacidade de uma rede óptica transparente comutada por circuitos. Nesses algoritmos, a escolha da rota de menor caminho é feita sem avaliar o impacto que essa rota pode ocasionar em outras rotas que compartilhem os mesmos enlaces. Como esses algoritmos tradicionais não têm por objetivo balancear a carga entre os enlaces da rede óptica, é possível o surgimento de enlaces "gargalos", comprometendo o desempenho no atendimento à demanda de novos circuitos ópticos.

Recentemente, foi proposto em (RAJALAKSHMI; JHUNJHUNWALA, 2008) o algoritmo *Restricted Routing Technique* (RRT) para roteamento fixo em redes ópticas transparentes. Os autores em (RAJALAKSHMI; JHUNJHUNWALA, 2008) avaliam o RRT em cenários de rede com a capacidade de conversão total de comprimento de onda. O RRT se propõe a descongestionar enlaces críticos, em termos do número de rotas que utilizam esses enlaces. Tal conduta é adotada com o objetivo de diminuir a probabilidade de bloqueio de circuitos ópticos. Durante a execução do RRT, enlaces críticos são temporariamente retirados para forçar a busca de outras rotas disjuntas desses enlaces. Isso tende a diminuir a sobrecarga nos enlaces críticos. O Apêndice A descreve em detalhes o algoritmo RRT.

1.3 CONTRIBUIÇÕES DESTA DISSERTAÇÃO

Nesta dissertação são apresentadas as seguintes contribuições:

- a) introduz a formulação do problema da escolha da Melhor Combinação entre as M Combinações de Menores Caminhos na classe de roteamento fixo em redes ópticas transparentes;
- b) propõe o algoritmo Melhor entre as Menores Rotas (MMR) que busca identificar a melhor rota entre as diferentes possibilidades de rotas de menores caminhos para cada

par de nós origem e destino, visando o balanceamento de carga entre os enlaces da rede;

- c) compara o desempenho dos algoritmos de roteamento MMR, DJK e RRT, considerando diversas topologias de redes, com conversão total e sem capacidade de conversão de comprimento de onda, sob tráfego uniformemente distribuído entre os pares de nós (origem, destino) da rede;
- d) analisa o impacto do tráfego não uniforme no desempenho dos algoritmos de roteamento fixo em redes ópticas transparentes.

Os resultados parciais dessas contribuições foram publicados nos seguintes trabalhos: (DURÃES; SOARES; GIOZZA, 2009), (DURÃES; SOARES; GIOZZA, 2009), (DURÃES e outros, 2010).

1.4 ORGANIZAÇÃO

O Capítulo 2 apresenta o roteamento em redes ópticas transparentes e suas peculiaridades. No Capítulo 3 é apresentado o problema da escolha da Melhor Combinação entre as M Combinações de Menores Caminhos e o algoritmo Melhor entre as Menores Rotas. No Capítulo 4, são discutidos os resultados de avaliação de desempenho das estratégias de roteamento fixo em redes ópticas transparentes, considerando redes com e sem capacidade de conversão de comprimentos de onda, sob condições de tráfego uniforme e não uniforme. As considerações finais são apresentadas no Capítulo 5.

2 ROTEAMENTO EM REDES ÓPTICAS TRANSPARENTES

Este capítulo apresenta algumas características peculiares do roteamento e suas classes em redes ópticas transparentes, destacando as principais diferenças entre cada uma delas.

No contexto do problema RWA dinâmico, circuitos ópticos são estabelecidos e finalizados durante a operação da rede, em resposta ao tráfego dinâmico ou à falha de algum componente da rede. Desta forma, o roteamento e a alocação de um comprimento de onda devem ser realizados *on-line*, isto é, com a rede em operação. Uma requisição de circuito óptico é bloqueada quando não há recursos suficientes para estabelecer o circuito no instante em que ele é requisitado. Os estudos nesta área visam propor estratégias que buscam estabelecer circuitos ópticos, evitando o bloqueio de futuras requisições de novos circuitos ópticos.

Tipicamente, o comprimento de onda alocado para a formação de um circuito óptico deve ter continuidade, isto é, ser o mesmo em todos os enlaces da rota. Esta propriedade é conhecida como continuidade obrigatória de comprimento de onda (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002). A Figura 3 ilustra um cenário exemplificando a existência de alguns circuitos ópticos previamente estabelecidos (1-2, 2-4 e 3-4) no instante em que surge uma requisição de um circuito óptico para o par de nós (1,4). Observa-se que, apesar de haver comprimentos de onda disponíveis em todos os enlaces da rota 1-2-3-4, nenhum comprimento de onda está livre com continuidade em todos os enlaces desta rota. Neste caso, a requisição de circuito óptico do par (1,4) será bloqueada.

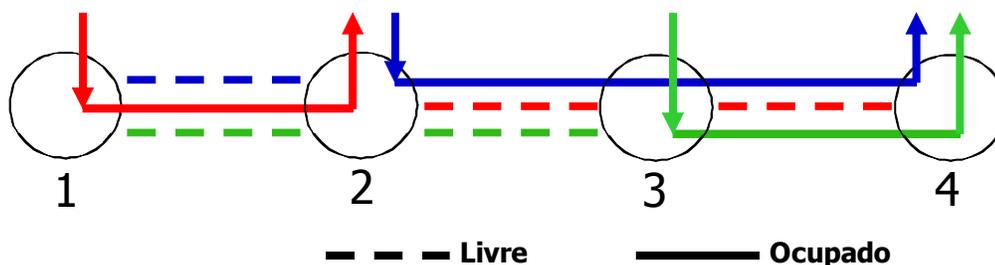


Figura 3 -Bloqueio de requisição por falta de continuidade de comprimento de onda
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

Para superar a restrição de continuidade obrigatória de comprimento de onda, os nós intermediários em uma determinada rota devem ter a capacidade de converter um

circuitos ópticos. O Plano de Gerência é responsável pelos protocolos de gerenciamento das diversas camadas de protocolos da rede e pelo gerenciamento entre os planos.

Visando à reserva de banda, à disponibilidade de informações sobre o estado atualizado da rede e à configuração da matriz de comutação, o Plano de Controle disponibiliza protocolos para envio de mensagens entre os nós da rede. O Plano de Controle e seus protocolos são definidos através das arquiteturas *Generalized Multiprotocol Label Switching* (GMPLS) e a *Architecture for Automatically Switched Optical Network* (ASON).

A arquitetura *Generalized Multiprotocol Label Switching* (GMPLS) (MANNIE, 2004) provê às redes ópticas um plano de controle comum e define um conjunto de protocolos os quais permitem a configuração, o estabelecimento e a manutenção de caminhos ópticos dinamicamente. Visando aumentar o desempenho da rede e atender aos requisitos de tráfego dos usuários, o Plano de Controle GMPLS disponibiliza informações úteis para a engenharia de tráfego. Estas informações incluem capacidade dos enlaces (banda, proteção, limitações físicas, etc.) e nível de serviço requerido por cada conexão (*e.g.*, probabilidade de bloqueio, tempo de recuperação). As informações sobre os estados dos enlaces são propagadas pelos protocolos de roteamento *Open Shortest Path First Protocol - Traffic Engineering* (OSPF-TE) ou *Intermediate System to Intermediate System - Traffic Engineering* (ISIS-TE) e disponibilizadas para a seleção de caminhos ópticos. Uma vez conhecidos a topologia e os recursos disponíveis da rede óptica, o processo de estabelecimento de caminhos ópticos, baseado em restrições de engenharia de tráfego, é realizado pelos protocolos de sinalização *Resource Reservation Protocol - Traffic Engineering* (RSVP-TE) ou *Constraint-based Label Distribution Protocol* (CR-LDP).

Outra arquitetura de plano de controle mais ampla e genérica, é a *Architecture for Automatically Switched Optical Network* (ASON) (ITU-T, 2006). A ASON especifica os aspectos arquiteturais e funcionais para a implementação de um Plano de Controle separado do Plano de Dados e do Plano de Gerência, visando à comutação automática e à rápida recuperação de falhas no contexto dinâmico da rede óptica. Diferentemente da GMPLS, a ASON não especifica protocolos, podendo inclusive "aceitar" protocolos de roteamento e de sinalização do GMPLS (*e.g.*, OSPF-TE e RSVP-TE) como conformes às suas especificações.

No RWA dinâmico, os algoritmos de roteamento podem ser separados em três classes: roteamento fixo, roteamento alternativo e roteamento exaustivo (MURTHY; GURUSAMY, 2002). A seguir são descritas as principais características de cada classe de roteamento em redes com provisão dinâmica de circuitos ópticos transparentes.

Para uma análise da complexidade computacional de cada classe de roteamento considera-se o tempo decorrido entre a chegada de uma requisição de circuito óptico e a definição da rota para atender a esta requisição de circuito. Nas discussões sobre a complexidade computacional é utilizada a seguinte notação:

N : número de nós da rede;

E : número de enlaces da rede;

E_R : número médio de enlaces por rota;

W : número de comprimentos de onda por enlace;

K : número de rotas alternativas e

T : tempo para acessar uma estrutura de dados.

2.1 ROTEAMENTO FIXO

No roteamento fixo, cada par de nós (origem, destino) da rede óptica dispõe de apenas uma rota que é computada previamente. Assim, antes mesmo de surgir uma requisição de circuito óptico, o Plano de Controle responsável pelo roteamento já sabe qual rota deve ser utilizada. A Figura 5 ilustra uma rota fixa para o par de nós (1,2). Deste modo, durante a operação da rede, para todo circuito a ser estabelecido já existe uma rota definida, na qual será verificada apenas a disponibilidade de comprimento de onda.

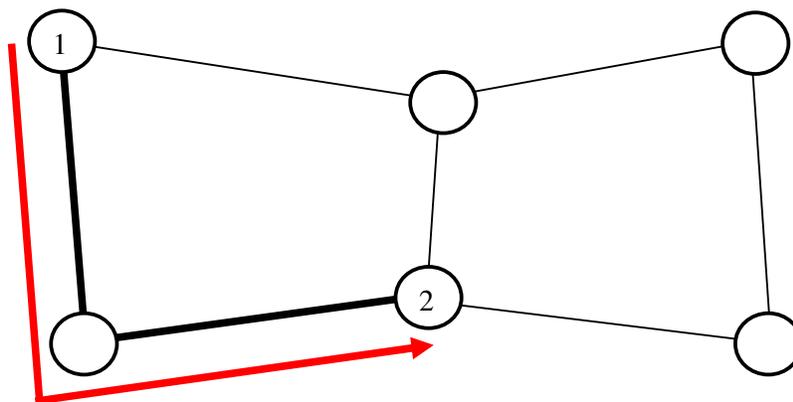


Figura 5 -Exemplo de Roteamento Fixo
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

No momento em que ocorre uma requisição de circuito óptico (origem, destino), é suficiente acessar uma estrutura de dados que contém a única rota definida na fase de planejamento para esse par de nós (origem, destino). Com isso, o tempo de execução do algoritmo BSR é da ordem de $O(T)$.

Desta forma, o roteamento fixo é muito simples de ser implementado, pois não requer informações atualizadas sobre o estado de ocupação dos recursos da rede. Além disso, a classe de roteamento fixo apresenta menor tempo para estabelecimento de um circuito óptico, uma vez que a rota na qual o circuito será estabelecido já é conhecida. No entanto, a desvantagem desta abordagem é que, se os recursos ao longo da rota predeterminada estiverem todos ocupados ou algum enlace da rota estiver falho, a requisição de circuito é bloqueada. Observa-se na Figura 5 que uma requisição de circuito óptico para o par de nós (1,2) será bloqueada caso não se tenha disponibilidade de um mesmo comprimento de onda nos dois enlaces que formam a rota fixa para este par de nós, ou caso um destes enlaces esteja falho no momento da requisição.

Na literatura normalmente é utilizado o algoritmo de menor caminho para determinar a rota fixa de cada par de nós (origem, destino) (MURTHY; GURUSAMY, 2002), (SOARES e outros, 2008), (CHU; LIU; ZHAN, 2004).

2.2 ROTEAMENTO ALTERNATIVO

No roteamento alternativo cada par de nós (origem, destino) dispõe de um conjunto fixo de rotas definidas previamente. Estas rotas geralmente são obtidas através de pequenas modificações nos algoritmos clássicos de menor caminho (*e.g.*, algoritmo de *Dijkstra* ou *Bellman Ford*), visando o cômputo de mais de uma rota para cada par de nós (origem, destino). O roteamento alternativo pode ser classificado em roteamento fixo alternativo ou roteamento adaptativo alternativo. A diferença entre eles é a forma como é feita a seleção de uma rota do conjunto de rotas alternativas previamente definido.

No roteamento fixo alternativo (MURTHY; GURUSAMY, 2002), (RAMAMURTHY; MUKHERJEE, 1998), (LIN; WANG; TSAI, 2006), as rotas são previamente ordenadas, por exemplo, em função do número de saltos e a seleção da rota é feita seguindo esta ordem previamente definida. Se a primeira rota não possuir recursos disponíveis, as rotas seguintes são analisadas uma a uma até ser encontrada uma rota com recursos disponíveis. Se nenhuma

das alternativas de rotas pré-definidas dispuserem de pelo menos um comprimento de onda livre com continuidade, a requisição será bloqueada.

Tipicamente, uma rede com roteamento fixo alternativo apresenta menor probabilidade de bloqueio, quando comparada com uma rede que utiliza um algoritmo da classe de roteamento fixo. No entanto, os algoritmos da classe de roteamento fixo alternativo apresentam maior tempo para estabelecimento do circuito óptico dinâmico e maior complexidade de implementação. Isto ocorre porque no momento de uma requisição de circuito, estes algoritmos percorrem uma estrutura de dados em busca de uma rota disponível para estabelecer o circuito óptico. Quando um algoritmo fixo alternativo encontra uma rota com disponibilidade para atender à requisição, este interrompe a busca e retorna a rota encontrada. Contudo, potencialmente pode percorrer toda esta estrutura de dados e não encontrar nenhuma rota com disponibilidade. Além disso, na verificação de disponibilidade da rota se faz necessário acessar informações atualizadas sobre o estado atual dos enlaces da rede. Estas informações devem ser disponibilizadas pelo Plano de Controle.

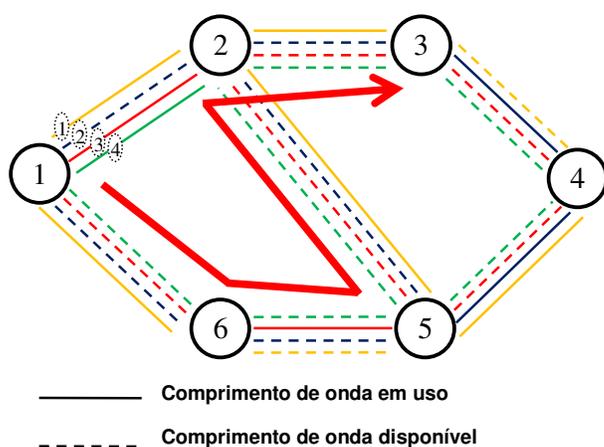
Já no roteamento adaptativo alternativo (LIN; WANG; TSAI, 2006), a seleção de uma rota do conjunto de rotas definido previamente é feita de acordo com informações do estado atual da rede. Essas informações servem de entrada para uma função objetivo.

A Figura 6 representa um exemplo de funcionamento do roteamento adaptativo alternativo baseado no algoritmo *Least Loaded Routing* (LLR) (BIRMAN, 1996). Este algoritmo tem como finalidade escolher, dentre as rotas alternativas, a rota que apresenta maior disponibilidade de comprimento de onda. A Figura 6.a) ilustra a topologia e o estado atual (ocupado ou disponível) de cada comprimento de onda, em todos os enlaces da rede. Neste exemplo, um circuito óptico é requisitado para o par de nós (1,3). A Figura 6.b) mostra uma tabela com o conjunto de rotas alternativas computadas previamente para este par. No instante em que é requisitado o circuito, a rota 1-2-3 apresenta 1 comprimento de onda disponível com continuidade (comprimento de onda *azul*), a rota 1-6-5-4-3 também apresenta 1 comprimento de onda disponível com continuidade (*verde*), enquanto que a rota 1-6-5-2-3 apresenta no momento 2 comprimentos de onda livres com continuidade (*azul e verde*). Desta forma, dentre as rotas alternativas, a rota 1-6-5-2-3 é escolhida pelo algoritmo LLR, pois é a rota que apresenta maior disponibilidade de comprimento de onda contínuo, neste cenário.

Apesar de geralmente apresentarem melhor desempenho, em termos de probabilidade de bloqueio, os algoritmos da classe de roteamento adaptativo alternativo apresentam maior complexidade de implementação do que os algoritmos da classe de roteamento fixo

alternativo (LIN; WANG; TSAI, 2006). Os algoritmos da classe de roteamento adaptativo alternativo necessariamente percorrem toda a estrutura de rotas alternativas coletando informações (*e.g.*, número de comprimentos de onda disponíveis) para, depois disto, decidirem qual a rota a ser escolhida. Desta forma, os algoritmos da classe de roteamento adaptativo alternativo exigem uma maior troca de mensagens de sinalização no Plano de Controle visando definir uma rota baseada em informações atualizadas da rede. Isso acarreta um maior tempo para estabelecimento de um circuito óptico.

a) Topologia e estado atual da rede



b) Tabela de rotas alternativas - par(1,3)

<i>i)</i>	1-2-3
<i>ii)</i>	1-6-5-4-3
<i>iii)</i>	1-6-5-2-3

Figura 6 -Exemplo de Roteamento Adaptativo Alternativo
 Nota: Elaborada pelo autor (2010).

Como visto, para atender a uma requisição de circuito óptico, tanto um algoritmo fixo alternativo quanto um algoritmo dinâmico alternativo, necessita, no pior caso, percorrer uma lista com K rotas alternativas e, para cada enlace de uma rota alternativa, verificar a disponibilidade de cada comprimento de onda, através do acesso a uma estrutura de dados. Logo, pode-se considerar que o tempo de execução de um algoritmo da classe de roteamento alternativo é da ordem de $O(K E_R W T)$.

2.3 ROTEAMENTO EXAUSTIVO

No roteamento exaustivo não há um conjunto de rotas predeterminadas para cada par de nós (origem, destino). A definição da rota é feita dinamicamente em função do estado atual da rede, qualquer rota entre um par de nós (origem, destino) pode ser escolhida para o

estabelecimento do circuito óptico. Os algoritmos da classe de roteamento exaustivo têm como vantagem a capacidade de utilizar qualquer rota possível da topologia na tentativa de estabelecer um circuito óptico (LIN; WANG; TSAI, 2006).

Um exemplo de algoritmo exaustivo é o *Adaptive Shortest-Cost Path* (ASCP) (ZHANG; JUE; MUKHERJEE, 2000), roteamento adaptativo de menor custo. Este algoritmo rotula os enlaces livres com custo 1 e os enlaces ocupados com um custo ∞ , em seguida executa um algoritmo de menor caminho considerando estes custos.

A Figura 7 ilustra a execução do algoritmo ASCP para atender a uma requisição de circuito do par de nós (1,3). Neste caso, nota-se que se fosse um algoritmo fixo de menor caminho, esta requisição de circuito óptico seria bloqueada, pois a rota de menor caminho 1-2-3 apresenta um enlace totalmente ocupado. Observa-se que o mesmo aconteceria caso o roteamento fosse alternativo e o conjunto de rotas previamente definidas fosse: 1-2-3, 1-6-2-3 e 1-6-5-3. Ou seja, a requisição de circuito para o par de nós (1,3) também seria bloqueada, pois os enlaces (2,3) e (5,3) também estão ocupados.

Nesta classe de roteamento uma requisição de circuito óptico somente será bloqueada se nenhuma rota, entre sua origem e destino, dispuser de pelo menos um comprimento de onda contínuo livre. Desta forma, os algoritmos exaustivos tendem a apresentar um melhor desempenho em termos de probabilidade de bloqueio, quando comparados com os algoritmos das classes de roteamento fixo e roteamento alternativo.

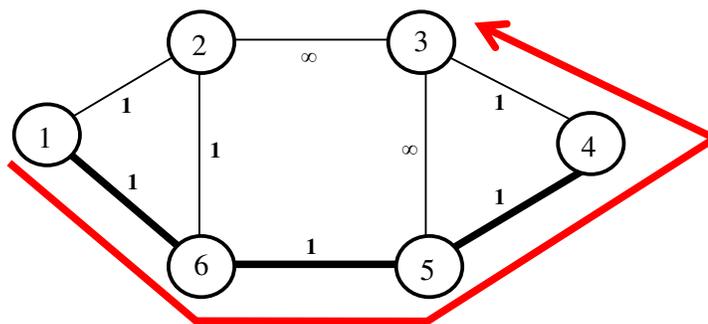


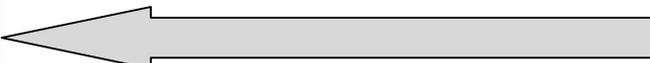
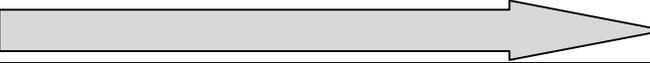
Figura 7 -Exemplo de Roteamento Exaustivo
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

Por outro lado, o roteamento exaustivo necessita de informações atualizadas sobre a disponibilidade de comprimento de onda em cada enlace da rede para atualizar a métrica do enlace. Uma vez atualizada a métrica, é utilizado um algoritmo de menor caminho para o

cálculo da rota. Normalmente o tempo de execução desses algoritmos de menor caminho é de pelo menos $O(N \log N)$. Desse modo, a complexidade computacional de um algoritmo exaustivo é da ordem de $O(EWT+N \log N)$. Com isso, o tempo de computação de uma rota disponível pode ser longo. O uso de algoritmos exaustivos em redes ópticas transparentes é geralmente considerado computacionalmente ineficiente (LIN; WANG; TSAI, 2006), (ZHANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

2.4 CONSIDERAÇÕES GERAIS

O Quadro 1 mostra algumas das principais características das estratégias de roteamento em Redes Ópticas Transparentes. Em termos gerais, é esperado que as classes de algoritmos de roteamento apresentem a seguinte ordem crescente de desempenho em termos de probabilidade de bloqueio: fixo, fixo alternativo, dinâmico alternativo e exaustivo (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000), (LIN; WANG; TSAI, 2006). Entretanto, esse aumento do desempenho é acompanhado também pelo incremento da complexidade de suas soluções.

ROTEAMENTO <hr/> CARACTERÍSTICA	Fixo	Fixo Alternativo	Dinâmico Alternativo	Exaustivo
Probabilidade de Bloqueio (esperada)	<div style="display: flex; justify-content: space-between;"> ALTA BAIXA </div> 			
Complexidade Computacional	<div style="display: flex; justify-content: space-around;"> $O(T)$ $O(K E_R W T)$ $O(K E_R W T)$ $O(EWT+N \log N)$ </div> 			
Tempo para estabelecimento do circuito óptico	<div style="display: flex; justify-content: space-between;"> BAIXO ALTO </div> 			

Quadro 1 – Características importantes das abordagens existentes de roteamento
Nota: Elaborado pelo autor (2010).

Algoritmos de roteamento que dependem de informações globais sobre o estado da rede resultam em uma maior carga de tráfego para os protocolos do Plano de Controle. Tal carga implica diretamente em um maior atraso no estabelecimento de um circuito óptico. Certamente, a solução prévia das rotas, com o uso de um algoritmo representante da classe de roteamento fixo, potencializa a redução do tempo requerido para o estabelecimento dinâmico

do circuito óptico. O roteamento fixo proporciona uma menor carga de tráfego para os protocolos do Plano de Controle, uma vez que a escolha da rota para cada par de nós origem e destino é feita em uma fase de planejamento da rede. Por isso, o foco deste trabalho está no roteamento fixo.

3 O PROBLEMA DA ESCOLHA DA MENOR ROTA

Este capítulo apresenta o problema da Melhor Combinação entre as M Combinações de Menores Caminhos (3MC) associado ao roteamento fixo em redes ópticas transparentes comutadas por circuito e propõe um algoritmo chamado Melhor entre as Menores Rotas (MMR) que considera tal problema.

3.1 O PROBLEMA

Dada uma topologia de rede óptica com N nós, o número de pares de nós (origem, destino) é $N \times (N - 1)$. Será utilizada a notação $par(o,d)$ para representar um par ordenado de nós com origem no nó o e destino no nó d . Para fazer o planejamento de uma estratégia de roteamento fixo é necessário definir uma rota para cada $par(o,d)$. Assumido que o $par(o,d)$ utiliza a mesma rota do $par(d,o)$ com alteração apenas do sentido da rota, então, é suficiente encontrar apenas as rotas de ida. Dessa forma, são requeridas $R = N \times (N - 1) / 2$ rotas para uma dada topologia com N nós, uma para cada $par(o,d)$.

A maioria dos trabalhos na literatura utiliza os algoritmos clássicos de menor caminho (*Dijkstra* ou *Bellman Ford*) para definir o roteamento fixo. Esses algoritmos têm como objetivo encontrar um menor caminho qualquer para cada $par(o,d)$. No entanto, entre dois nós (origem, destino) pode existir mais de um menor caminho. Por exemplo, considere a topologia aqui nomeada como Anel com 6 Nós e um Enlace Transversal (A6NET) ilustrada na Figura 8. Nessa topologia observa-se três menores caminhos para o par (1,4), todos com três saltos. São eles: 1-2-3-4; 1-2-5-4 e 1-6-5-4. Sem distinção, um algoritmo clássico de menor caminho escolhe qualquer um desses caminhos.

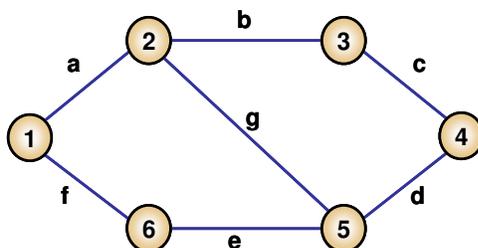


Figura 8 -Topologia A6NET
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

O Quadro 2 apresenta todas as rotas de menor caminho para cada $par(o,d)$ da topologia A6NET. As rotas computadas para cada $par(o,d)$ pelo algoritmo DJK, implementado segundo (CORMEN e outros, 2001), estão indicadas com um asterisco no Quadro 2.

Par de Nós (Origem, Destino)	(1,2)	(1,3)	(1,4)		(1,5)	(1,6)	(2,3)	(2,4)
Menores Caminhos	1-2*	1-2-3*	1-2-3-4* 1-2-5-4 1-6-5-4		1-2-5* 1-6-5	1-6*	2-3*	2-3-4* 2-5-4
Par de Nós (Origem, Destino)	(2,5)	(2,6)	(3,4)	(3,5)	(3,6)	(4,5)	(4,6)	(5,6)
Menores Caminhos	2-5*	2-1-6* 2-5-6	3-4*	3-2-5* 3-4-5	3-2-1-6* 3-2-5-6 3-4-5-6	4-5*	4-5-6*	5-6*

Quadro 2 – Todos Pares de Nós na Topologia A6NET e seus Respetivos Menores Caminhos
Nota: Elaborado pelo autor (2010).

Assim sendo, como cada $par(o,d)$ pode ter mais de uma rota de menor caminho (chamadas de Rotas Candidatas - RC), existem M soluções diferentes para o planejamento das rotas fixas em uma determinada topologia de rede. O cálculo de M, que representa o número de soluções possíveis, é dado por

$$M = \prod_{i=1, j=1, i \neq j}^{N,N} RC_{par(i,j)} \quad (1)$$

em que, $RC_{par(i,j)}$ indica o número de rotas de menor caminho candidatas para o $par(i,j)$, com $i \neq j$. Note que todas as rotas candidatas possuem o menor número de saltos.

Exemplificando o cálculo de M para a topologia A6NET (Fig. 8), tem-se que $M = 1^9 \times 2^4 \times 3^2 = 144$. Isso porque a topologia A6NET contém 9 pares de nós (origem, destino) com apenas uma rota candidata de menor caminho, 4 pares com 2 rotas candidatas de menor caminho e 2 pares com 3 rotas candidatas de menor caminho. Portanto, considerando-se todas as rotas candidatas de menor caminho para cada $par(o,d)$ na topologia A6NET, observa-se a possibilidade de $M=144$ combinações diferentes de menores caminhos.

Pode-se então definir o problema da escolha da Melhor Combinação entre as M Combinações de Menores Caminhos – 3MC – como sendo o de identificar uma solução de rotas de menor

caminho S_k com $1 \leq k \leq M$, tal que a combinação S_k resulte em um melhor desempenho em termos de probabilidade de bloqueio da rede.

A Tabela 1 apresenta o número de rotas R de uma solução S_k , a soma do número de rotas candidatas de menor caminho (ΣRC) de todos os $par(o,d)$ e o número M de soluções para o problema 3MC. São consideradas, além da topologia A6NET (Fig. 8), as seguintes topologias de interesse para o estudo de redes ópticas transparentes: Abilene (SOARES; GIOZZA; CUNHA, 2007), EON (MAHONY, 1994), RNP (RNP, 2009), GÉANT (GÉANT2, 2009) e TORUS (SAENGUDOMLERT; MODIANO; GALLAGER, 2006). Essas topologias são ilustradas nas Figuras 9 a 13, respectivamente.

Observa-se na Tabela 1 que o valor de M cresce rapidamente à medida em que se tem mais pares de nós e mais rotas candidatas à menor rota escolhida para um determinado $par(o,d)$.

Tabela 1 – Exemplos de topologias e seus respectivos valores de R , ΣRC e M

Rede	R	ΣRC	M
"A6NET"	15	23	144
Abilene	55	69	9.216
RNP	351	421	$\cong 1,2 \times 10^{21}$
EON	171	299	$\cong 1,2 \times 10^{32}$
GEANT	561	926	$\cong 9,9 \times 10^{81}$
TORUS	300	800	$\cong 4,7 \times 10^{101}$

Nota: Elaborada pelo autor (2010).

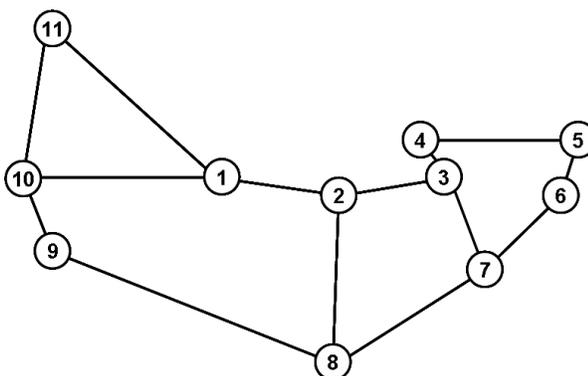


Figura 9 - Topologia da Rede Abilene
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

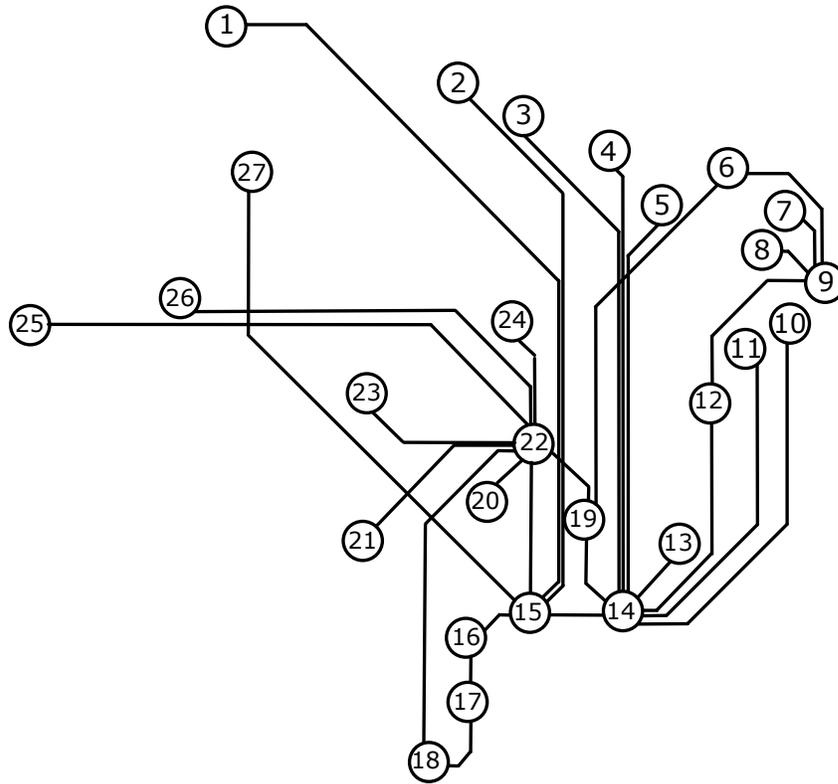


Figura 10 - Topologia da Rede RNP
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

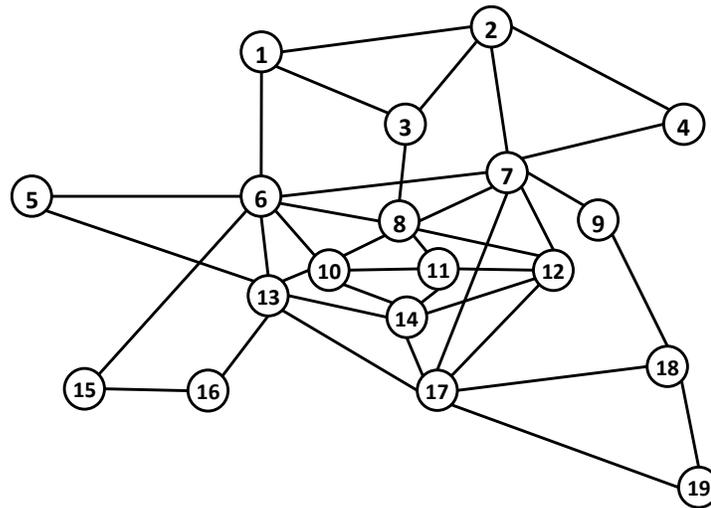


Figura 11 - Topologia da Rede EON
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

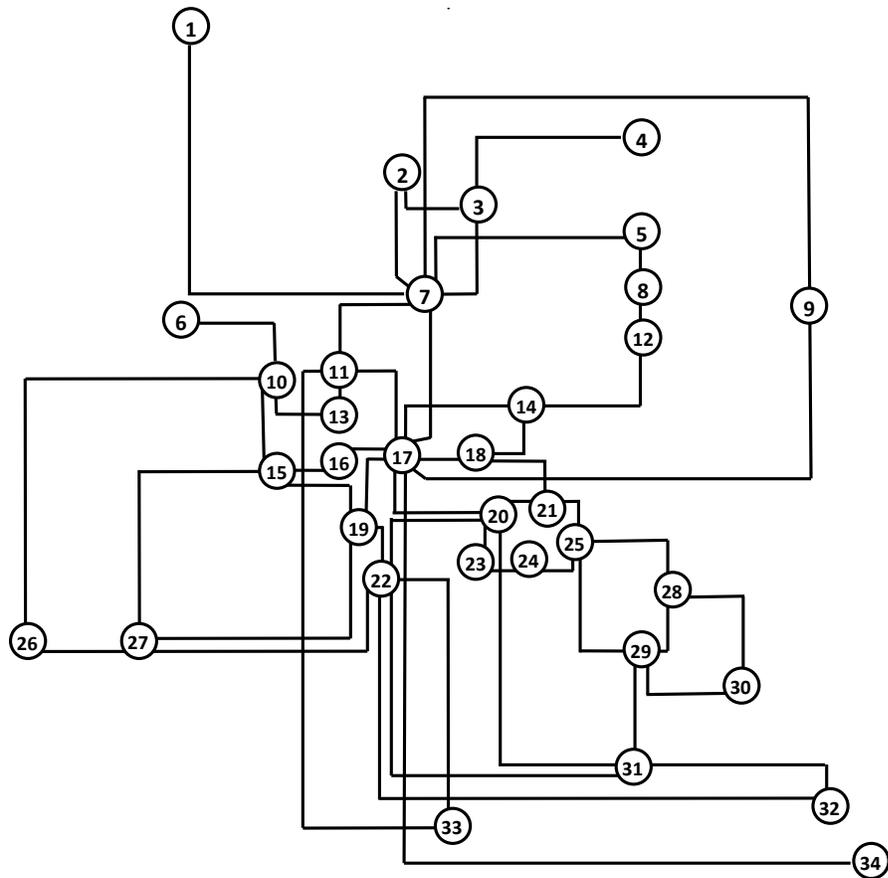


Figura 12 - Topologia da Rede GEANT
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

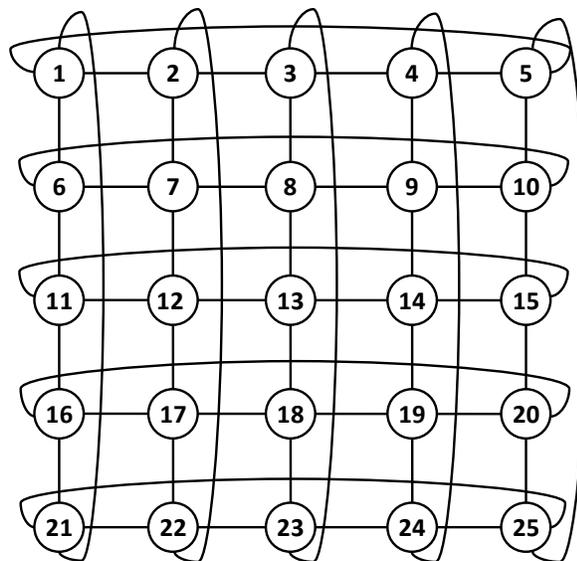


Figura 13 - Topologia da Rede TORUS
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

Os algoritmos clássicos de menor caminho encontram uma solução S_k qualquer do universo de M soluções para o problema 3MC. Isso é feito sem o uso de um critério para identificar a melhor dentre as M combinações de soluções possíveis.

Visando obter o desempenho para cada uma das possíveis combinações ($M=144$) de menores caminhos na topologia A6NET, foram realizadas 144 simulações com todas as possíveis rotas de menores caminhos existentes. Neste caso, foi viável identificar a melhor combinação de rotas uma vez que se trata de uma topologia com poucos nós e enlaces. O tempo para simulação de todas as $M=144$ soluções foi de aproximadamente 9 horas em um ambiente computacional composto de um PC Pentium IV (2GHz) com 512MB de RAM e sistema operacional Windows XP. Vale lembrar que tal conduta, simulação de todas as possíveis soluções, passa a ser inviável com aumento do número de nós e enlaces da topologia de rede. Esse crescimento da topologia da rede, em termos de nós e enlaces, implica numa explosão do número M de combinações de menores caminhos para todos os pares de nós, conforme evidenciado na Tabela 1.

As simulações efetuadas nesse estudo preliminar com a topologia A6NET foram caracterizadas da seguinte forma:

- a) a demanda de tráfego é composta por requisições de circuitos ópticos representados por pares de nós (origem, destino);
- b) a geração de requisições é um processo poissoniano de taxa média λ e o tempo médio de retenção dos circuitos é distribuído exponencialmente com média $1/\mu$;
- c) a carga de tráfego na rede em *Erlangs* é dada por $\rho=\lambda/\mu$;
- d) todos os enlaces da rede são bidirecionais e possuem 40 comprimentos de onda em cada sentido;
- e) o algoritmo *First-Fit* (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000) é utilizado na alocação dos comprimentos de onda;
- f) para cada simulação são realizadas cinco replicações com diferentes sementes de geração de variável aleatória;
- g) são geradas cinco milhões de requisições para cada replicação;
- h) os resultados gráficos apresentam os intervalos de confiança calculados com um nível de confiança de 95%.

A Figura 14 mostra um gráfico com 144 curvas de probabilidade de bloqueio. Cada curva representa o desempenho de uma solução de roteamento dentre as $M=144$ possíveis soluções para o problema 3MC em função da carga de tráfego na rede. Observa-se uma grande variabilidade dos resultados de probabilidade de bloqueio em função das diferentes combinações de rotas existentes em uma dada topologia. O desempenho da solução de roteamento encontrada pelo algoritmo DJK está destacado no gráfico. Fica portanto evidenciada a necessidade de se ter critérios adicionais aos comumente adotados pelos algoritmos de roteamento fixo no que diz respeito à escolha do conjunto de rotas de menores caminhos numa rede óptica transparente comutada por circuito.

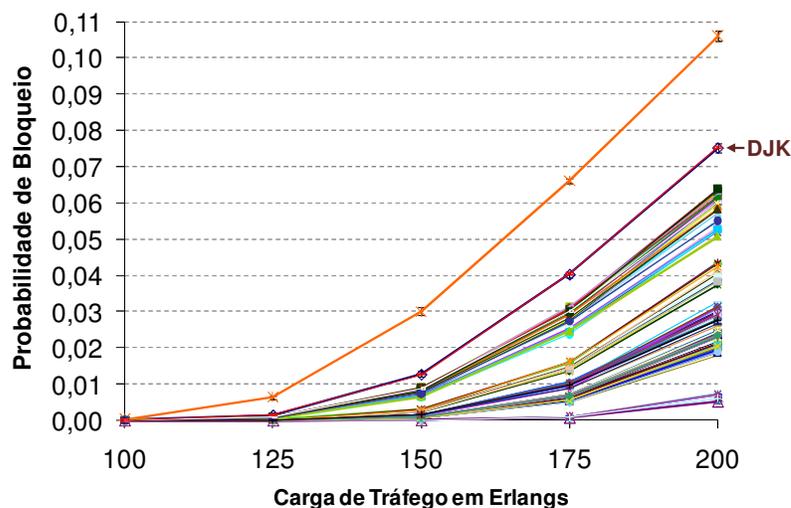


Figura 14 - Desempenho de todas as combinações de menores rotas na topologia A6NET
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

3.2 O ALGORITMO MELHOR ENTRE AS MENORES ROTAS

Esta seção apresenta o algoritmo Melhor entre as Menores Rotas – MMR – da classe de roteamento fixo proposto para redes ópticas transparentes.

O objetivo principal deste algoritmo é encontrar uma solução otimizada para o problema da escolha da Melhor Combinação entre as M Combinações de Menores Caminhos – 3MC. Para isto, dois objetivos específicos foram traçados: encontrar, para uma determinada topologia de rede, uma combinação entre as M combinações de menores caminhos existentes e balancear a utilização dos enlaces.

3.2.1 Etapas

O MMR faz uso de resultados de simulações iterativas na tentativa de encontrar a melhor solução para o problema 3MC. O desafio do algoritmo MMR proposto é balancear a carga entre os enlaces da rede de modo a diminuir a probabilidade de bloqueio das requisições de circuitos ópticos. Por se tratar de um algoritmo de roteamento fixo, destaca-se que a execução do MMR não é feita com a rede em operação. O MMR é executado em uma fase de planejamento da rede. Por isso, o tempo necessário para a realização de suas simulações iterativas não é algo impeditivo. A seguir são listadas algumas notações utilizadas na apresentação do algoritmo MMR:

- L é o conjunto de todos os enlaces da rede;
- l é um enlace que pertence a L ;
- $c(l)$ é o custo do enlace l ;
- $c(l)_i$ é o custo do enlace l na i -ésima iteração;
- $u(l)_i$ é a utilização do enlace l obtida via simulação na i -ésima iteração;
- T é o número de iterações do MMR.

Cada iteração i do MMR simula uma solução de roteamento S_i do universo de M soluções possíveis. Os resultados da simulação realizada na i -ésima iteração são os valores de utilização de cada enlace da rede ($u(l)_i$) e o desempenho da rede em termos de probabilidade de bloqueio obtidos com a solução de roteamento S_i .

A idéia básica deste algoritmo é ajustar, na iteração $i+1$, o custo de cada enlace com uma pequena ponderação $(1-\alpha)$ proporcional ao valor da utilização do enlace obtido na simulação da iteração i . O ajuste no custo de cada enlace é dado pela equação

$$c(l)_{i+1} = \alpha \times c(l)_i + (1 - \alpha) \times u(l)_i \quad (2)$$

com $1 \leq i \leq T$ e $\alpha = 0,9999$. Observe que o valor de α deve ser próximo de 1 para que os custos dos enlaces sejam minimamente alterados, em função da utilização dos mesmos, e para que as novas rotas encontradas continuem sendo rotas com o menor número de saltos. O valor de $\alpha = 0,9999$ foi determinado empiricamente, após análises dos resultados obtidos com diferentes valores. Por exemplo, com $\alpha=0,99$ e $\alpha=0,999$ a probabilidade de bloqueio do MMR aplicado à topologia A6NET, com 200 Erlangs, foi de 0,02, já com $\alpha=0,9999$ a probabilidade

de bloqueio diminuiu para 0,005. Para valores maiores de $\alpha=0,9999$ não houve melhoria na probabilidade de bloqueio.

Após obter os custos $c(l)_{i+1}$ utiliza-se um algoritmo de menor caminho simples (DJK) para encontrar a solução de roteamento S_{i+1} que será utilizada na simulação da iteração $i+1$. Esse pequeno ajuste serve como um critério de desempate para que o algoritmo DJK encontre uma solução S_{i+1} com rotas que representem um maior equilíbrio na utilização dos enlaces da rede e, conseqüentemente, diminua a probabilidade de bloqueio de uma requisição de circuito óptico.

Vale salientar que, diferentemente do que foi apresentado no capítulo anterior (simulação de todas as $M=144$ combinações para a topologia A6NET), o MMR realiza um número relativamente pequeno de iterações na procura da melhor solução para o problema 3MC. Por exemplo, nos experimentos apresentados neste trabalho foram realizadas apenas 20 iterações. Um estudo preliminar foi realizado para encontrar o número de iterações que seriam necessárias para alcançar soluções em tempo razoável. Nesse estudo, foram realizadas 100 iterações para todos os cenários e, em todos os casos, a melhor solução foi encontrada até a 20ª iteração. Apesar de não ser possível afirmar que a melhor solução encontrada até a 20ª iteração será a melhor entre todas as soluções possíveis, do ponto de vista prático, parar na 20ª iteração é uma boa alternativa entre a qualidade da solução e o tempo de execução. Por exemplo, a execução de 100 iterações do MMR na topologia EON levou mais de um dia de simulação.

Inicialmente, na iteração 1, aplica-se a solução de roteamento encontrada com o DJK assumindo a topologia de rede em questão com o custo dos seus enlaces igual a 1.

A seguir, é apresentado um resumo das etapas do algoritmo MMR.

-
- 1) Atribuir o custo 1 para cada enlace da topologia de rede em questão. Executar a simulação da iteração $i=1$ utilizando a solução de roteamento $S_i=1$ obtida com o algoritmo de roteamento de menor caminho (DJK).
 - 2) Atualizar os custos dos enlaces para a iteração $i+1$ de acordo com a Equação (2).
 - 3) Encontrar a nova solução de roteamento S_{i+1} utilizando o algoritmo DJK considerando os custos dos enlaces da topologia da rede em questão obtidos no passo anterior.

- 4) Simular a rede com a solução de roteamento S_{i+1} .
- 5) Incrementar o valor de i .
- 6) Se $i < T$ voltar para o passo 2. Caso contrário ir para o passo 7.
- 7) Verificar dentre as T iterações qual a solução de roteamento que apresentou menor probabilidade de bloqueio. A solução de rotas fixas utilizadas na simulação desta iteração representa as rotas escolhidas pelo algoritmo MMR.

A Tabela 2 mostra a frequência de uso de cada enlace da topologia A6NET (Fig. 8) para as quatro primeiras iterações do algoritmo MMR e para o algoritmo RRT. Vale lembrar que a iteração 1 do MMR equivale à execução do algoritmo DJK, com os custos de todos os enlaces iguais a 1. Na solução simples do DJK, os enlaces “d” e “e” apresentam frequência de uso igual a 2, enquanto que os enlaces “a” e “b” ficam com frequência de uso igual a 6, sobrecarregando esses últimos. O RRT obteve um desempenho superior ao DJK e apresentou frequência de uso dos enlaces entre 2 e 5. O MMR alcançou o melhor desempenho. Após 4 iterações do algoritmo MMR, a frequência de uso de cada enlace passa a ser igual a 3 ou 4. Isto mostra a eficácia do algoritmo MMR em termos de balanceamento da frequência de uso entre os enlaces da rede.

Tabela 2 – Frequências de uso dos enlaces para a topologia A6NET

Enlace (Fig.1)	MMR (iteração 1)	MMR (iteração 2)	MMR (iteração 3)	MMR (iteração 4)	RRT
a	6	2	2	4	5
b	6	2	2	4	5
c	3	3	3	3	4
d	2	6	6	4	3
e	2	6	6	4	3
f	3	3	3	3	2
g	3	3	3	3	3

Nota: Elaborada pelo autor (2010).

A Figura 15 mostra o mesmo gráfico da Fig. 14 destacando agora o desempenho das soluções encontradas pelos algoritmos DJK, RRT e MMR. Observa-se que o MMR encontrou uma das melhores soluções de rotas para o cenário da topologia A6NET. Tal solução alcançou um desempenho de, aproximadamente, 0,005 de probabilidade de bloqueio para o último ponto de carga (200 Erlangs). Os algoritmos RRT e DJK obtiveram 0,026 e 0,075 de probabilidade de bloqueio, respectivamente.

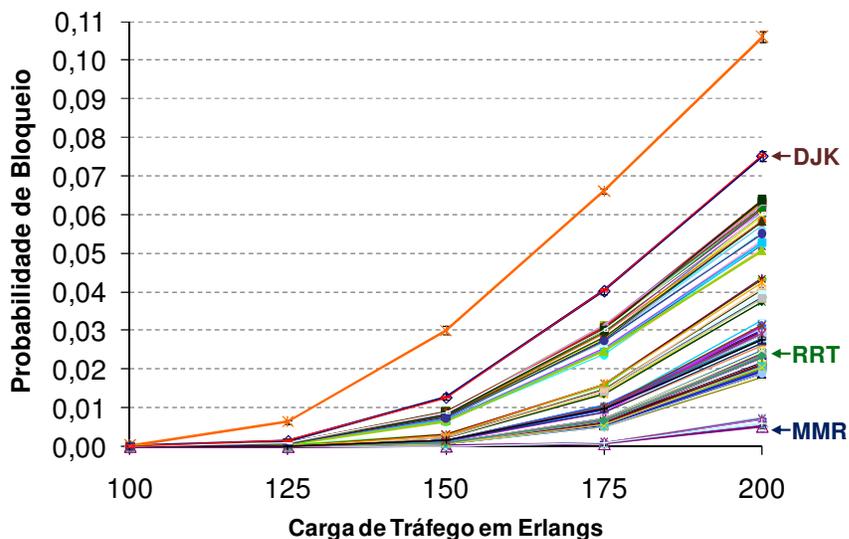


Figura 15 - Probabilidade de Bloqueio do DJK, RRT e MMR - Topologia A6NET (Fig. 8)
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

3.2.2 Análise do Tempo de Execução

Tendo em vista que o algoritmo MMR é baseado em simulações prévias, foram realizados alguns experimentos com o propósito de verificar a viabilidade computacional de execução do MMR, em função das características topológicas. Nesses experimentos, foram executadas 20 iterações do algoritmo MMR e os parâmetros de simulação foram fixados. Sete topologias aleatórias foram geradas, variando o número de nós de 20 a 140, conforme representado na Figura 16.

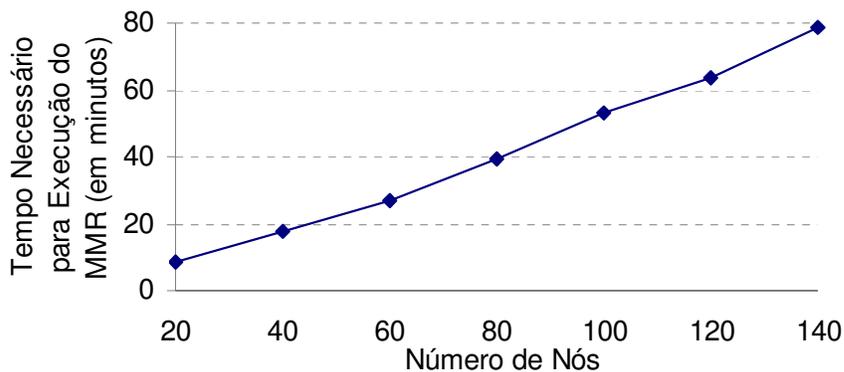


Figura 16 - Comportamento do tempo de execução do MMR
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

Observa-se que o crescimento do tempo de execução em função do número de nós da rede é aproximadamente linear, ou seja, o tempo de simulação é proporcional ao número de nós da

topologia. Portanto, com base neste experimento, pode-se afirmar que o MMR é viável computacionalmente. Além disso, é importante destacar mais uma vez que o tempo necessário para sua execução (*e.g.*, 80 minutos para uma topologia com 140 nós num ambiente computacional muito pouco sofisticado) não é significativo. O MMR, como qualquer outro algoritmo da classe de roteamento fixo, computa uma solução para roteamento em uma fase de planejamento da rede. Vale ressaltar que, mesmo se tratando da fase de planejamento, tende a ser inviável computacionalmente exaurir todas as M combinações de menores rotas para topologias de rede maiores como a EON, GEANT, RNP etc, visando encontrar a solução ótima. Esse valor de M apresenta um crescimento exponencial com o aumento do número de nós e enlaces da topologia, conforme evidenciado na Tabela 1.

4 RESULTADOS DE AVALIAÇÃO DE DESEMPENHO

Este capítulo apresenta um estudo comparativo de avaliação de desempenho entre o algoritmo clássico de roteamento de menor caminho (DJK), o *Restricted Routing Technique* (RRT) e o algoritmo proposto no Capítulo 3 desta dissertação, chamado Melhor entre as Menores Rotas (MMR). Ressaltando que todos são da classe de roteamento fixo em redes ópticas transparentes. Esse estudo foi realizado usando a ferramenta de simulação *Transparent Optical Network Simulator* (TONetS) (SOARES e outros, 2008).

4.1 A FERRAMENTA DE SIMULAÇÃO

Estudos de avaliação de desempenho podem ser realizados através de três técnicas: medição, modelagem analítica ou simulação (JAIN, 1991). Devido à escassez ou difícil acesso a protótipos de sistemas de redes ópticas transparentes, a técnica de medição fica em geral impossibilitada de ser empregada. Por outro lado, existem alguns modelos analíticos, mas a maioria desses modelos é complexa e limitada a algumas métricas e a cenários de rede com capacidade de conversão de comprimento de onda. Por isso, esse estudo de avaliação de desempenho foi baseado principalmente na técnica de simulação. Entretanto, nos cenários de rede óptica transparente com capacidade de conversão de comprimento de onda, foi também utilizado o modelo analítico proposto em (BIRMAN, 1996).

Esse estudo de avaliação de desempenho foi realizado com o auxílio da ferramenta de simulação *Transparent Optical Network Simulator* (TONetS) (SOARES e outros, 2008). A ferramenta TONetS foi desenvolvida com o objetivo de atender à necessidade de se ter um simulador gratuito com fácil acesso, bem documentado e com facilidades de extensão (código aberto), e que tratasse importantes problemas das redes ópticas transparentes comutadas por circuitos, como o problema RWA, dimensionamento e posicionamento de conversores e sobrevivência a falhas. O TONetS foi implementado na linguagem de programação JAVA e utiliza o *framework* de aplicação distribuída proposto em (DURÃES e outros, 2006). Outra característica importante do TONetS é a capacidade de gerar relatórios individuais para cada par de nós (origem, destino). Neste estudo os resultados de probabilidade de bloqueio para cada par de nós (origem, destino) e utilização de cada enlace foram muito úteis para conhecer

os enlaces sobrecarregados das topologias e compreender o impacto do tráfego não uniforme no desempenho dos algoritmos de roteamento fixo.

Para suportar os estudos apresentados neste capítulo foram implementados no TONetS o algoritmo MMR, apresentado na Seção 3, e o algoritmo *Restricted Routing Technique* (RRT) descrito no Apêndice A desta dissertação.

As simulações apresentadas neste estudo de avaliação de desempenho seguem as mesmas características das simulações descritas no Capítulo 3 desta dissertação. As principais métricas consideradas são: probabilidade de bloqueio de requisição de circuito óptico, taxa de utilização da rede e justiça no atendimento das requisições.

Inicialmente são apresentados os resultados utilizando um tráfego uniformemente distribuído entre todos os pares de nós (origem, destino). Em seguida é analisado o impacto do tráfego não uniforme no desempenho dos algoritmos de roteamento fixo.

4.2 TRÁFEGO UNIFORME

Nesse estudo a carga de tráfego é distribuída uniformemente entre todos os $N \times (N - 1)$ pares de nós (origem, destino). São utilizadas as topologias da rede Abilene (SOARES; GIOZZA ; CUNHA, 2007) e da rede EON (MAHONY, 1994). O estudo com o tráfego uniforme está dividido em duas partes. Primeiramente é considerado que a rede óptica em ambas as topologias possui capacidade total de conversão de comprimento de onda. Em seguida, são considerados cenários de redes ópticas sem capacidade de conversão de comprimento de onda.

4.2.1 Redes com Capacidade Total de Conversão de Comprimento de Onda

Com o objetivo de ratificar a validação da ferramenta TONetS, além dos resultados de simulação, são apresentados também os resultados obtidos com o modelo analítico, apresentado em (CHU; LIU; ZHAN, 2004), para o cálculo da probabilidade de bloqueio e da utilização em redes com conversão total. Os sufixos “*Sim*” e “*MA*” são utilizados na legenda dos gráficos para indicar que uma determinada curva foi obtida através de simulação ou através de modelagem analítica, respectivamente.

Os resultados referentes à probabilidade de bloqueio e à utilização da rede para as topologias Abilene e EON são ilustrados na Figura 17.

Analisando os resultados de probabilidade de bloqueio (Fig. 17), observa-se que o RRT apresentou um desempenho superior ao DJK para as duas topologias. O DJK não possui critério extra para escolher uma rota, além do critério de menor caminho. Ele simplesmente escolhe um menor caminho qualquer, conforme visto no Capítulo 3. A superioridade do algoritmo RRT se justifica pelo seu objetivo de “aliviar” alguns enlaces críticos, em termos de frequência de uso. Porém, para alcançar esse objetivo, o RRT pode escolher rotas que não sejam de menor caminho. Por exemplo, após analisar as soluções de rotas para a topologia EON, o número médio de saltos das rotas dos algoritmos DJK e MMR é igual a 2,22, enquanto que no RRT é igual a 2,36. O RRT requer um número maior de comprimentos de onda, tornando a rede mais utilizada e, conseqüentemente, com menos recursos disponíveis para atender às futuras requisições de circuitos ópticos. Logo, tal comportamento tende a aumentar a probabilidade de bloqueio. Diferentemente do RRT, os algoritmos DJK e MMR, sempre utilizam soluções de roteamento com rotas de menor caminho em termos de número de saltos, minimizando a utilização dos recursos da rede.

No caso do MMR, além das rotas escolhidas para cada $par(o,d)$ serem uma combinação dentre as M Combinações de Menores Caminhos existentes, elas são escolhidas com o objetivo de balancear a carga entre todos os enlaces da rede. Isto faz o MMR ter um desempenho superior aos algoritmos DJK e RRT.

Os gráficos de utilização (Fig. 17) evidenciam o maior uso de recursos por parte do RRT, mesmo atendendo menos clientes que o MMR (apresenta maior probabilidade de bloqueio de requisições de circuitos, quando comparado com o MMR). Isto ocorre porque o RRT nem sempre escolhe rotas de menores caminhos para todos os pares de nós (origem, destino). Já o algoritmo DJK, apesar de utilizar rotas menores, não se compromete em balancear a utilização dos enlaces da rede. Isso pode transformar alguns enlaces em “gargalos” para o estabelecimento dos circuitos ópticos. De acordo com os nossos experimentos, o algoritmo DJK subutiliza a rede, apresentando maior probabilidade de bloqueio e menor utilização total.

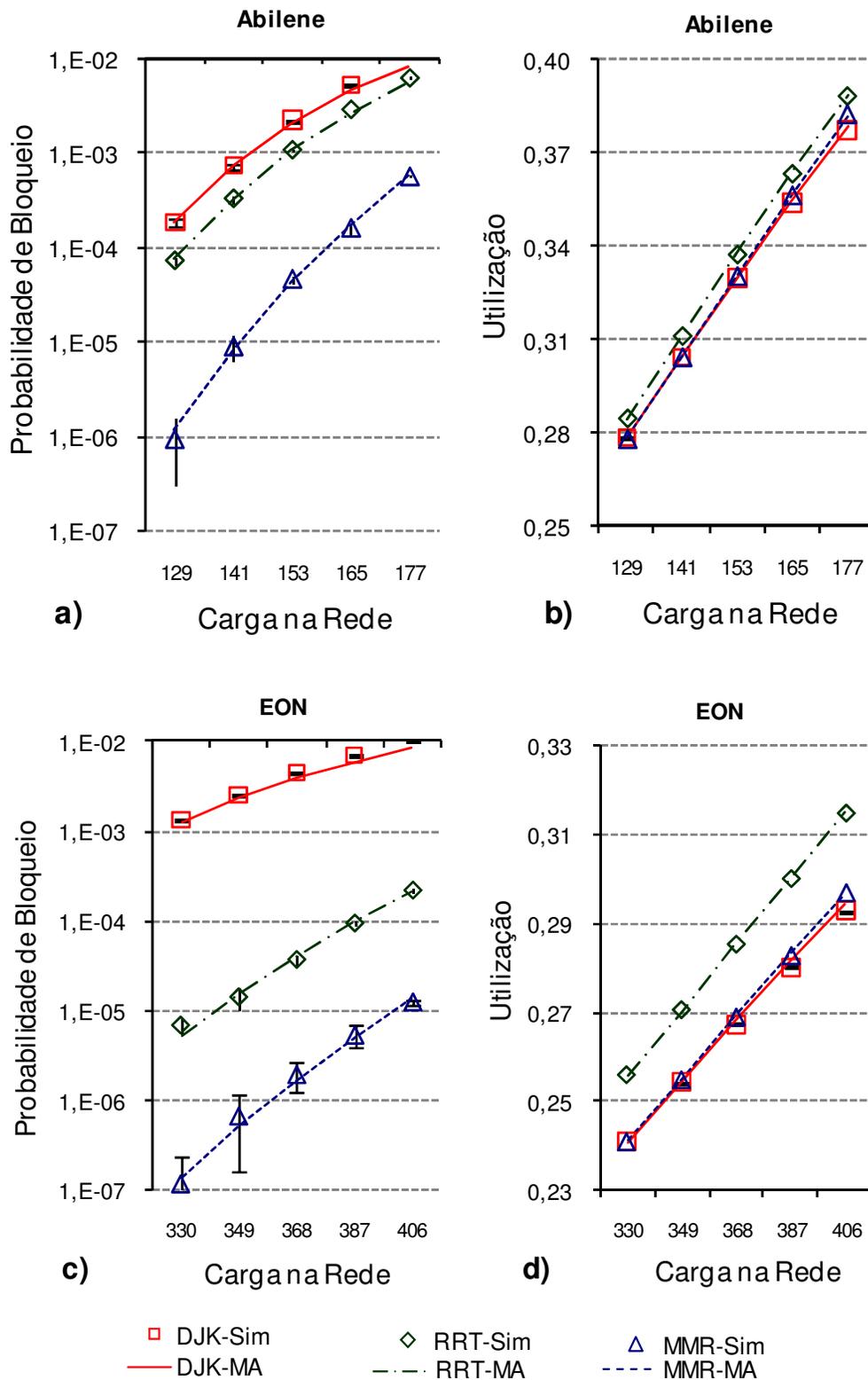


Figura 17 - Probabilidade de Bloqueio e Utilização em Redes com Conversão Total (CT)
 Nota: Elaborada pelo autor (2010).

4.2.2 Redes Sem Capacidade de Conversão de Comprimento de Onda

Aqui são ilustrados os desempenhos dos algoritmos MMR, DJK e RRT em um cenário sem capacidade de conversão de comprimento de onda. Segundo o nosso conhecimento, os modelos analíticos propostos na literatura para o cálculo da probabilidade de bloqueio em redes ópticas transparentes sem conversão de comprimento de onda são muito limitados. Essas limitações incluem nível de conectividade da topologia utilizada e número de saltos das rotas. Além disso, de maneira geral esses modelos propostos na literatura para o cálculo da probabilidade de bloqueio apresentam baixa precisão. Por isso, nesta subseção, serão apresentados apenas os resultados obtidos através de simulações. Os gráficos de probabilidade de bloqueio e de utilização da rede para cada uma das topologias de redes ópticas consideradas nesse estudo são ilustrados na Figura 18.

Apesar da restrição de continuidade obrigatória de comprimento de onda, presente nas redes sem capacidade de conversão, mais uma vez, os resultados obtidos destacam a superioridade do algoritmo MMR em relação aos algoritmos DJK e RRT. Isto é evidenciado pela menor probabilidade de bloqueio obtida com o MMR, em ambas as topologias estudadas, sob todos os pontos de carga. O comportamento dos resultados de utilização da rede sem capacidade de conversão de comprimento de onda foi semelhante ao obtido nos cenários com capacidade de conversão total. Portanto, persistem as considerações feitas na subseção anterior em relação aos algoritmos de roteamento fixo comparados.

Nos cenários aqui avaliados, o MMR apresentou o melhor desempenho em termos de probabilidade de bloqueio e de utilização da rede sem depender da topologia, da carga de tráfego e da capacidade de conversão de comprimento de onda.

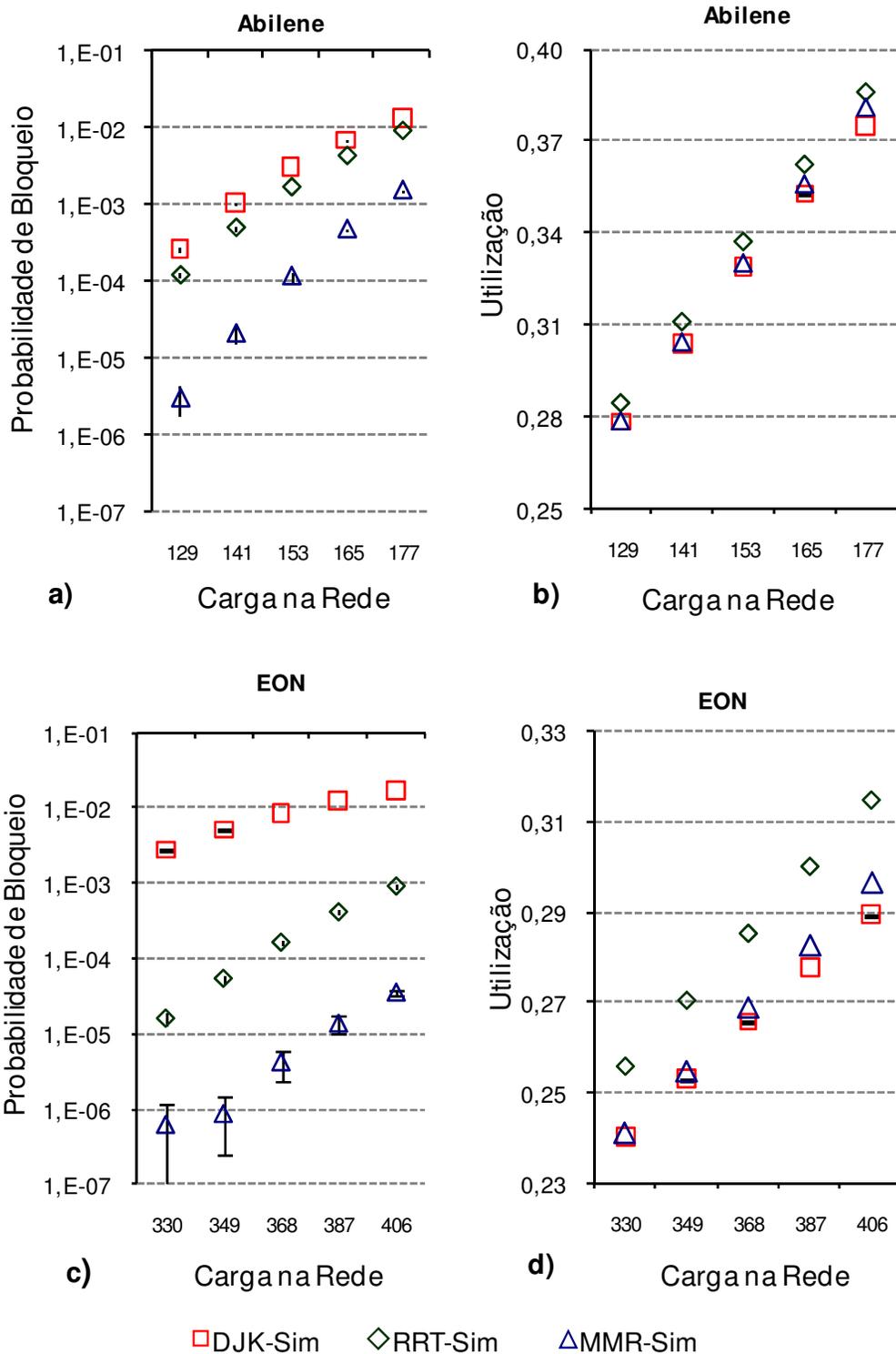


Figura 18 - Probabilidade de Bloqueio e Utilização em Redes Sem Conversão (SC)
 Nota: Elaborada pelo autor (2010).

4.2.3 Ganho Relativo do MMR

O ganho relativo do MMR sobre o DJK em termos de probabilidade de bloqueio de requisições de circuitos ópticos pode ser definido por

$$G = \frac{PB_{DJK} - PB_{MMR}}{PB_{DJK}} \quad (3)$$

em que PB_{DJK} representa a probabilidade de bloqueio com roteamento fixo baseado no algoritmo DJK e PB_{MMR} representa a probabilidade de bloqueio obtida quando é usado o MMR. De forma semelhante ao cálculo do ganho relativo do MMR sobre o DJK, é possível também calcular o ganho relativo do RRT sobre o DJK, substituindo, neste caso, PB_{DJK} por PB_{RRT} , em que PB_{RRT} indica a probabilidade de bloqueio com roteamento fixo baseado no algoritmo RRT.

Considerando o primeiro valor de carga da topologia Abilene (129 Erlangs) e o cenário sem conversão (Fig. 18a), as probabilidades de bloqueio referente aos algoritmos DJK, RRT e MMR foram de 2,66E-4, 1,21E-4 e 3,12E-6, respectivamente. Substituindo na equação 3, temos que o ganho do RRT e do MMR relativo ao DJK foi de 55% e 99%, respectivamente. Isso significa que, nesse ponto de carga, a probabilidade de bloqueio associada ao RRT equivale a 45% da probabilidade de bloqueio relativa ao DJK, enquanto que a probabilidade de bloqueio referente ao MMR equivale a menos de 1% da probabilidade de bloqueio relativa ao DJK.

A Figura 19 mostra os ganhos obtidos pelos algoritmos MMR e RRT em relação ao DJK, para todos os cinco pontos de carga de tráfego avaliados nos gráficos anteriores de probabilidade de bloqueio (Figs. 17 e 18) com e sem conversão de comprimento de onda.

À medida em que aumenta a carga de tráfego (Fig. 19), o ganho do MMR vai decaindo lentamente, mas permanecendo próximo dos 100% em ambas as topologias. Esse comportamento deve-se à sua otimização na utilização dos recursos da rede, o que o faz ter um ganho superior ao ganho obtido com o RRT. O algoritmo RRT apresenta uma queda mais acentuada do ganho com o aumento da carga na rede (independente da capacidade ou não de conversão), quando comparado com o MMR (Fig. 19). Vale ressaltar a maior diferença entre os ganhos alcançados pelo RRT e MMR na topologia Abilene. No cenário sem conversão, essa diferença de ganho chega a 57%.

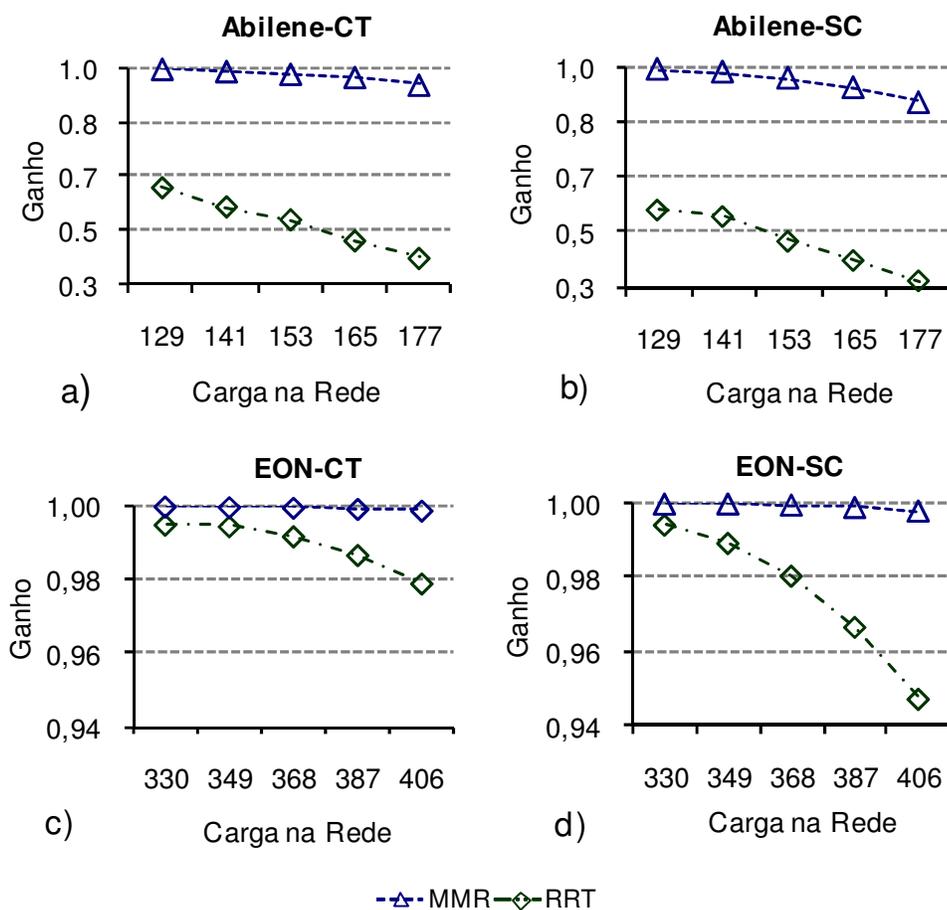


Figura 19 - Ganhos do RRT e do MMR em Relação ao DJK
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

Para evitar a sobrecarga de alguns enlaces críticos, o RRT pode escolher rotas que não são de menor caminho. Estas rotas, por não serem de menor caminho, acabam utilizando mais enlaces. Isto faz com que a rede no geral fique mais utilizada diminuindo os recursos disponíveis da rede como um todo. Portanto, tal comportamento pode ocasionar um aumento mais rápido da probabilidade de bloqueio de requisições de circuitos ópticos, diminuindo, desta forma, seu ganho relativo ao DJK.

4.2.4 Resultados de Probabilidade de Bloqueio para outras Topologias

Com o objetivo de analisar os resultados de desempenho do algoritmo MMR em outras topologias, além dos resultados discutidos para as topologias Abilene e EON nas subseções anteriores, as Figuras 20-22 ilustram os gráficos de probabilidade de bloqueio para as

topologias RNP, GEANT e TORUS, sem a capacidade de conversão de comprimento de onda.

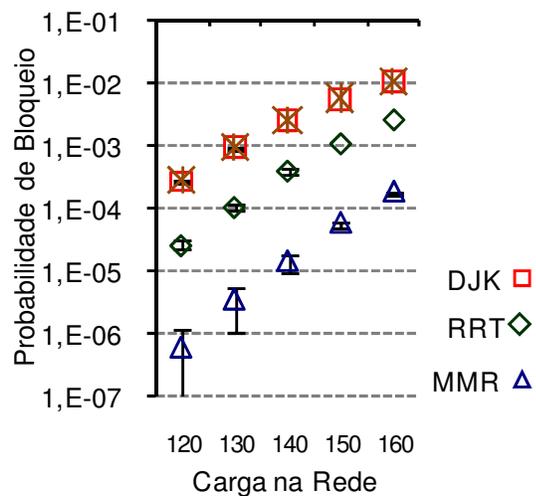


Figura 20 - Probabilidade de Bloqueio, Sem Conversão, RNP – Tráfego Uniforme
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

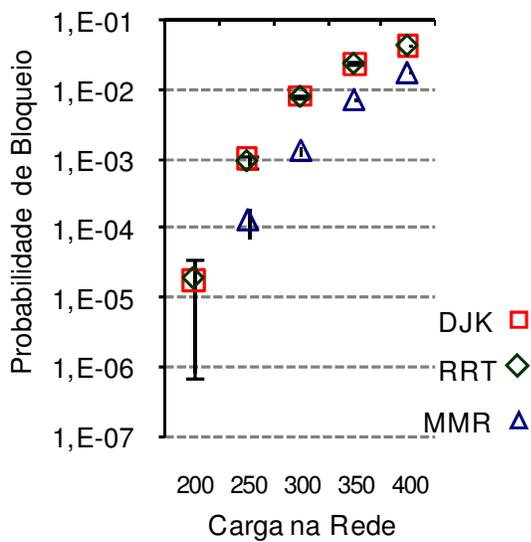


Figura 21 - Probabilidade de Bloqueio, Sem Conversão, GEANT – Tráfego Uniforme
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

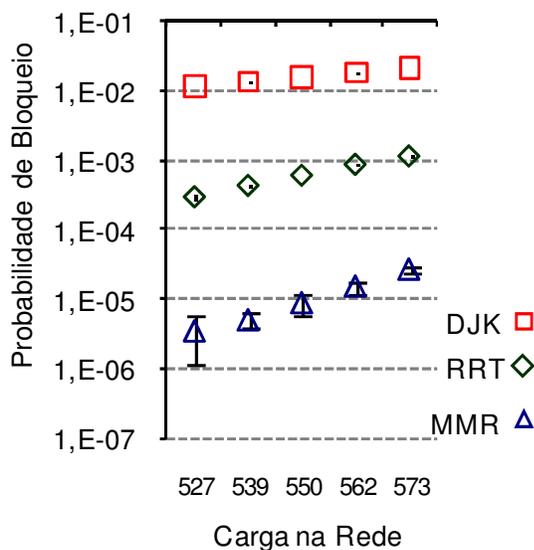


Figura 22 - Probabilidade de Bloqueio, Sem Conversão, TORUS – Tráfego Uniforme
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

Reiterando as conclusões dos estudos apresentados nas subseções anteriores, os gráficos ilustrados nas Figuras 20 a 22 evidenciam o melhor desempenho do algoritmo MMR em termos de probabilidade de bloqueio para todas as topologias de rede consideradas.

4.3 TRÁFEGO NÃO UNIFORME

Nesse estudo foram utilizadas as topologias das redes RNP (RNP, 2009), EON (MAHONY, 1994) e Abilene (SOARES; GIOZZA; CUNHA, 2007) para avaliar o desempenho dos algoritmos Dijkstra (DIJKSTRA, 1959), RRT (RAJALAKSHMI; JHUNJHUNWALA, 2008) e MMR (DURÃES e outros, 2009) sob tráfego não uniforme.

A seguir é explicado como foi modelado o tráfego não uniforme. Em seguida, os resultados obtidos são analisados e discutidos.

4.3.1 Modelagem do Tráfego Não Uniforme

A carga de tráfego considerada neste trabalho segue o modelo *Population-Distance* (PD) (MAHONY; SINCLAIR; MIKAC, 1993). Aplicando este modelo, o tráfego gerado na rede é dividido de forma ponderada para cada par de nós (origem, destino) de acordo com

$$PesoTráfego_{Origem, Destino} = \frac{Pop_{Origem} Pop_{Destino}}{Dist_{Origem, Destino}} \quad (4)$$

onde, *Pop* indica a população em milhões de habitantes e *Dist* indica a distância em quilômetros entre a origem e o destino de um circuito óptico.

4.3.2 Discussão dos Resultados

A seguir são apresentados e analisados os resultados de avaliação de desempenho dos algoritmos sob tráfego não uniforme. As Figuras 23 a 25 exibem os gráficos de probabilidade de bloqueio considerando as topologias das redes RNP, EON e Abilene, respectivamente.

No cenário com a topologia da RNP (Fig. 23), observa-se que a probabilidade de bloqueio referente ao algoritmo de *Dijkstra* continuou sendo maior do que a probabilidade de bloqueio dos outros algoritmos. Nota-se também que o algoritmo RRT apresenta um melhor desempenho que o *Dijkstra*, em toda a faixa de carga de tráfego avaliada. Contudo, o MMR é o algoritmo que se destaca com menor probabilidade de bloqueio em relação aos outros algoritmos. Tal comportamento dos algoritmos com a topologia RNP, sob tráfego não uniforme, é semelhante ao observado no cenário sob tráfego uniforme. Isto mostra que o algoritmo MMR continuou eficaz em encontrar uma solução de rotas de menor caminho, além de balancear a utilização dos enlaces da rede.

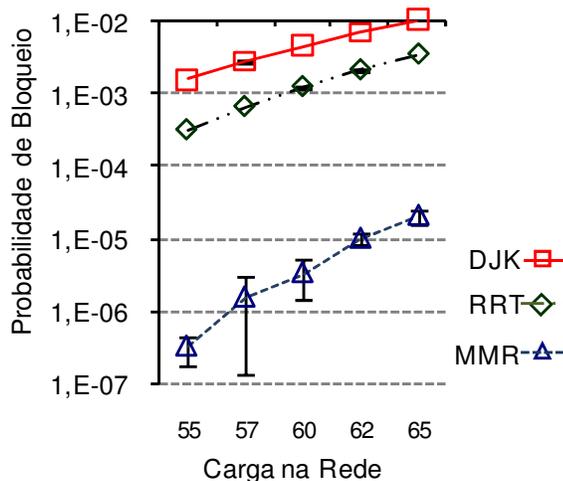


Figura 23 - Probabilidade de Bloqueio, RNP – Tráfego Não Uniforme
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

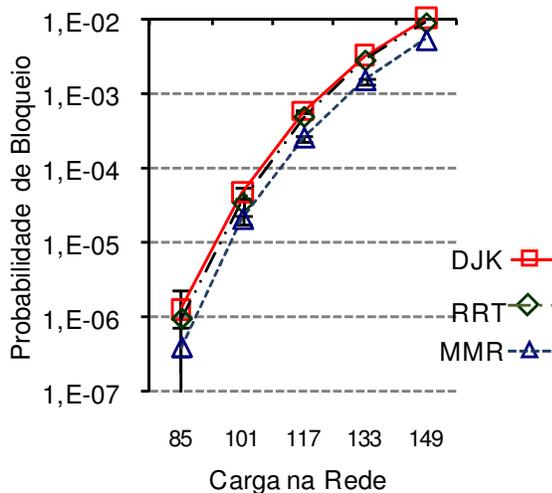


Figura 24 - Probabilidade de Bloqueio, EON – Tráfego Não Uniforme
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

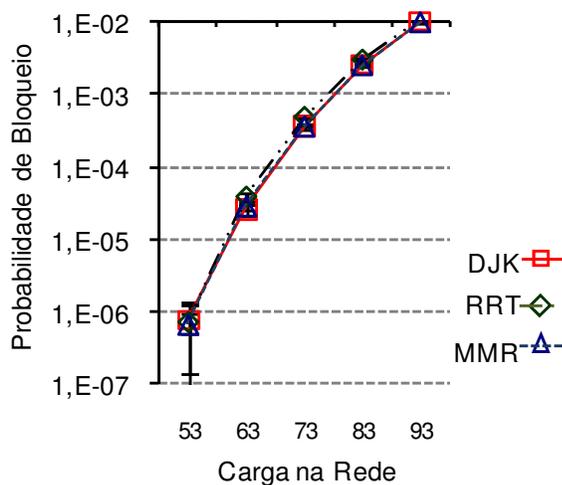


Figura 25 - Probabilidade de Bloqueio, Abilene – Tráfego Não Uniforme
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

A Figura 26 ilustra a probabilidade de bloqueio por par de nós (origem, destino) no cenário RNP. Aplicando-se o algoritmo DJK observou-se pares de nós (origem, destino) com mais de 40% de bloqueio, enquanto que outros pares apresentaram zero de bloqueio (Fig. 26) refletindo um baixo nível de justiça – *fairness*. Aplicando-se o algoritmo RRT, a máxima probabilidade de bloqueio é de 0,017 e também alguns pares apresentaram zero de bloqueio (Fig. 26). Por outro lado, aplicando-se o MMR, a máxima probabilidade de bloqueio é de 0,0007 (Fig. 26). Isto mostra que o balanceamento proporcionado pelo MMR, não apenas diminuiu consideravelmente a probabilidade de bloqueio média geral, mas também atendeu as requisições de circuitos ópticos dos diversos pares de nós (origem, destino) com melhor justiça.

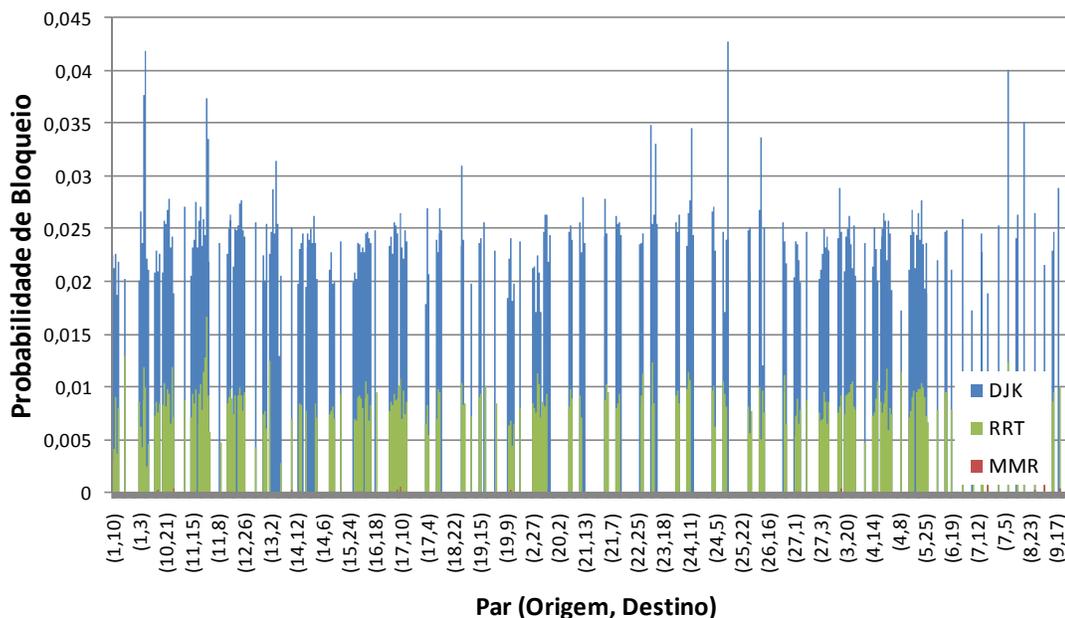


Figura 26 - Probabilidade de Bloqueio por Par de Nós (Origem, Destino) – RNP
 Nota: Elaborada pelo autor (2010).

O gráfico de probabilidade de bloqueio referente à topologia EON (Fig. 24) mostra que, ao se utilizar o algoritmo MMR sob o tráfego não uniforme, não há um ganho tão significativo, como o ganho observado no mesmo cenário, sob tráfego uniforme (Fig. 18). Isso ocorre, principalmente, porque um enlace fica sobrecarregado na topologia EON, devido às características do tráfego não uniforme dessa topologia. A seguir é analisado como o tráfego não uniforme impacta no desempenho dos algoritmos de roteamento estudados. Esta análise é feita considerando o último ponto de carga aplicada na rede EON (Fig. 24), 149 Erlangs.

A Figura 27 mostra a probabilidade de bloqueio por nó de origem de requisições. Observa-se que as rotas de menor caminho encontradas pelo algoritmo MMR apresentam menor probabilidade de bloqueio para todos os nós de origem da rede. Contudo, aplicando o algoritmo MMR, o nó 19 apresenta mais de 2% de bloqueio, enquanto que os demais nós ficam com um valor abaixo de 0,2%. Devido a este valor discrepante, a seguir o nó 19 é analisado de forma mais detalhada.

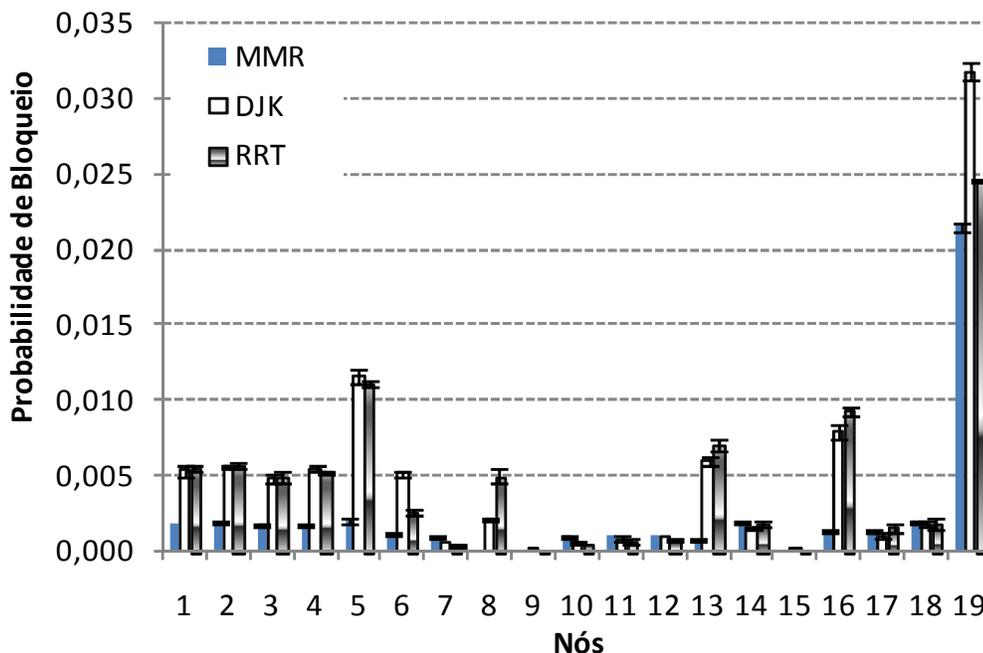


Figura 27 - Probabilidade de Bloqueio por Nó - EON
 Nota: Elaborada pelo autor (2010).

A Figura 28 ilustra a probabilidade de bloqueio para cada par de nós (origem, destino), tendo como origem o nó 19. Neste gráfico nota-se que há um melhor balanceamento da probabilidade de bloqueio quando se utiliza o MMR. Alguns pares que apresentam maior probabilidade de bloqueio com os algoritmos DJK e RRT, como os pares (19,4), (19,1), (19,3) e (19,5), quando aplicado o MMR tiveram uma queda significativa na probabilidade de bloqueio. Para isto, alguns pares de nós que estavam mais “folgados” em termos de probabilidade de bloqueio, como por exemplo, os pares (19,13), (19,7), (19,10) (19,12) e (19,16), tiveram alguns enlaces de suas respectivas rotas, compartilhados com um número maior de rotas, aumentando a probabilidade de bloqueio destes pares. Portanto, também neste cenário, pode-se dizer que o MMR é um algoritmo mais justo no que diz respeito ao atendimento das diversas requisições de circuitos ópticos.

Observa-se ainda na Figura 28 que não houve bloqueio para os pares (19,15), (19,8) e (19,9), independente do algoritmo de roteamento fixo aplicado. A seguir, é justificado o motivo pelo qual estes pares de nós não apresentam bloqueio.

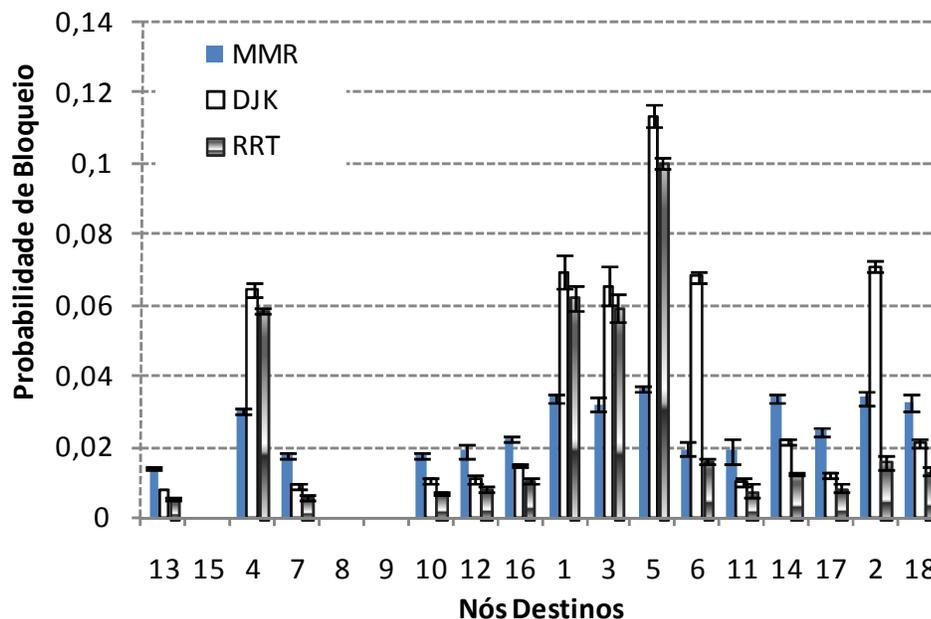


Figura 28 - Probabilidade de Bloqueio, Nó Origem 19 - topologia EON
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

A Figura 29 ilustra a topologia da rede EON, destacando os nós de destino (do nó 19) que apresentam probabilidade de bloqueio igual a zero (nós 15, 8 e 9). Nota-se que o nó 19 possui apenas dois enlaces de saída: $\langle 19,15 \rangle$ e $\langle 19,13 \rangle$. Aplicando o algoritmo MMR, apenas os nós de destino com "zero" de bloqueio utilizam o enlace $\langle 19,15 \rangle$, enquanto que o enlace $\langle 19,13 \rangle$ é compartilhado por todos os outros nós de destino da rede. O enlace $\langle 19,13 \rangle$ é o mais utilizado de toda a rede, alcançando uma taxa de 75% de utilização. Todas as rotas de menor caminho para cada um destes nós de destino utilizam o enlace $\langle 19,13 \rangle$, totalizando uma carga de aproximadamente 11% de toda a rede. Com isso, uma vez que o algoritmo MMR sempre atribui rotas de menor caminho, ele não pode deixar de utilizar este enlace sobrecarregado, para utilizar o enlace $\langle 19,15 \rangle$. Vale ressaltar que no modelo do tráfego não uniforme, os nós 19, 13 e 4 são responsáveis por 42% de todo o tráfego gerado na rede. Contudo, diferentemente do nó 19, os nós 13 e 4 apresentam sete enlaces de saída, aumentando suas possibilidades de balanceamento de carga.

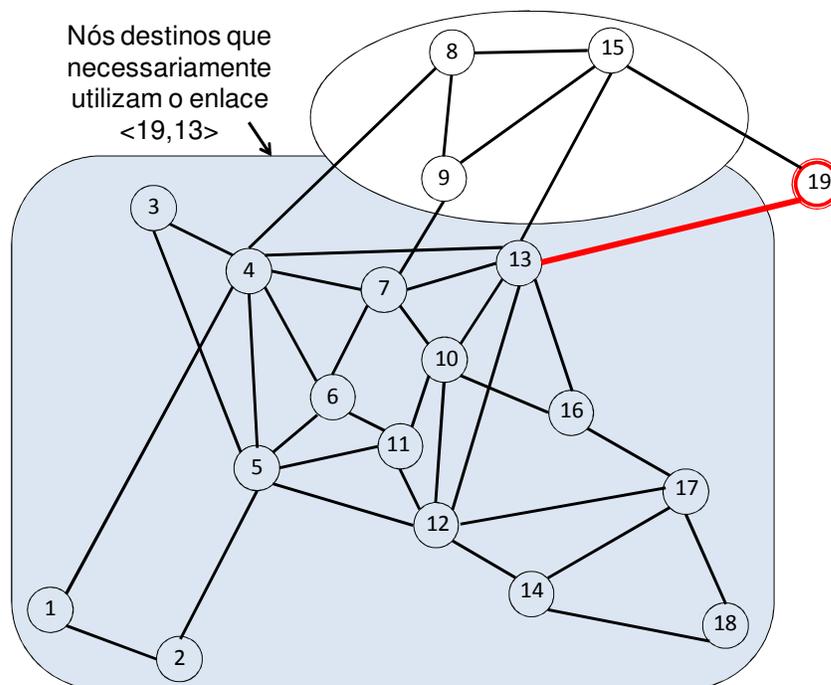


Figura 29 - Enlace sobrecarregado - EON
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

Portanto, apesar do melhor desempenho do algoritmo MMR, justificado pela sua capacidade de balanceamento de carga, as condições de tráfego e topologia juntas, no cenário da rede EON, levaram a uma limitação deste desempenho.

No cenário da topologia Abilene (Fig. 25), o impacto do tráfego não uniforme no desempenho relativo dos algoritmos de roteamento é ainda maior.

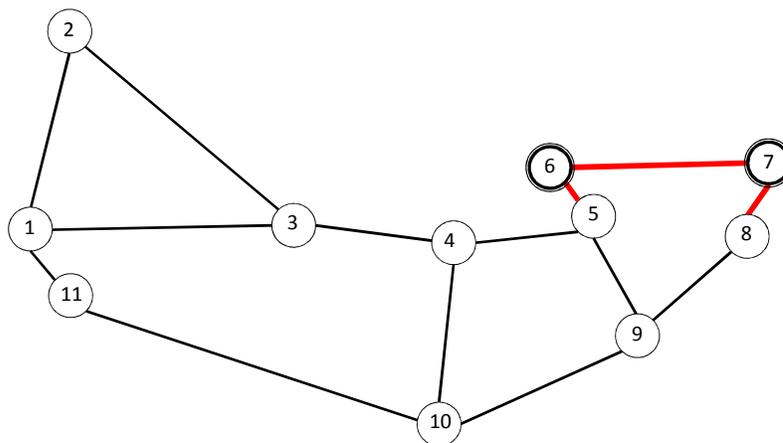


Figura 30 - Enlaces sobrecarregados - Abilene
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

Metade do tráfego gerado nesta rede tem origem nos nós 6 e 7 (Chicago e Nova Iorque, respectivamente). Percebe-se que as rotas fixas definidas com origem nestes nós, necessariamente, devem utilizar os enlaces $\langle 5,6 \rangle$, $\langle 6,7 \rangle$ ou $\langle 7,8 \rangle$, o que causa uma sobrecarga nestes enlaces (Fig. 30). Desta forma, as diferentes soluções de rotas obtidas com a execução dos algoritmos Dijkstra, RRT e MMR, apresentam desempenhos semelhantes em termos de probabilidade de bloqueio.

O gráfico da Fig. 31 representa a probabilidade de bloqueio de requisições de circuitos por nó de origem, considerando o ponto de carga de 93 Erlangs. Observa-se que o desempenho dos algoritmos continua semelhante em cada nó. Além disso, é notável que a maior parte do bloqueio ocorra em requisições com origem nos nós 7, 6 e 8, sendo o nó 7 o nó que apresenta maior probabilidade de bloqueio. As Figuras 32, 33 e 34 mostram a probabilidade de bloqueio para cada destino, com origem nos nós 7, 6 e 8, respectivamente.

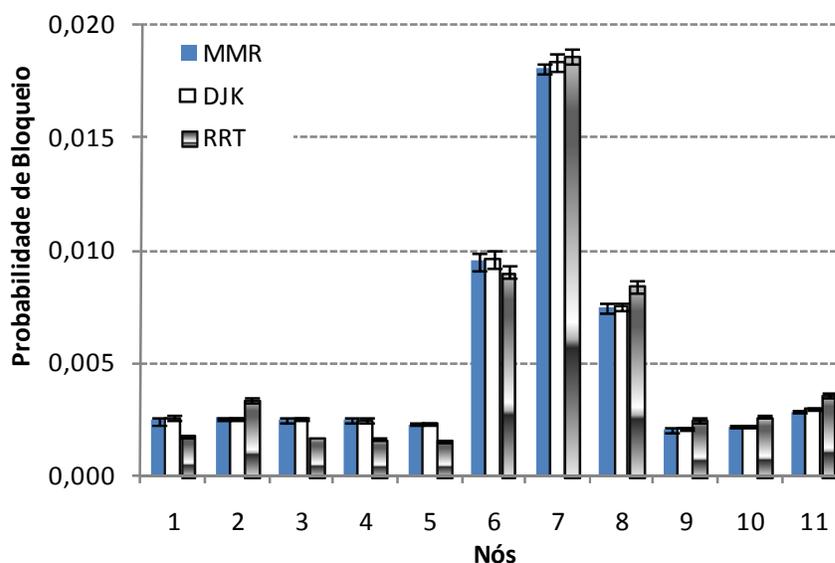


Figura 31 - Probabilidade de Bloqueio por Nó - Abilene
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

A Figura 32 mostra que há certa uniformidade no atendimento das requisições de circuito com origem no nó 7, à exceção das requisições com destino no nó 6, as quais apresentam menor probabilidade de bloqueio. Esta menor probabilidade é justificada porque o nó 6 está diretamente conectado ao nó 7 e, além disso, as outras rotas que utilizam o enlace $\langle 7,6 \rangle$ possuem em média um tamanho (número de saltos) igual a 3,5, favorecendo ao atendimento das requisições de circuito do par (7,6), o qual possui apenas um salto. Apesar do nó 8 também estar diretamente conectado ao nó 7, o mesmo não ocorre com as requisições do par

(7,8). O tamanho médio das outras requisições de circuito que utilizam o enlace <7,8> é de apenas 2,75. Estas requisições são mais atendidas (em comparação com aquelas de tamanho médio igual 3,5), dificultando o atendimento às requisições do par (7,8).

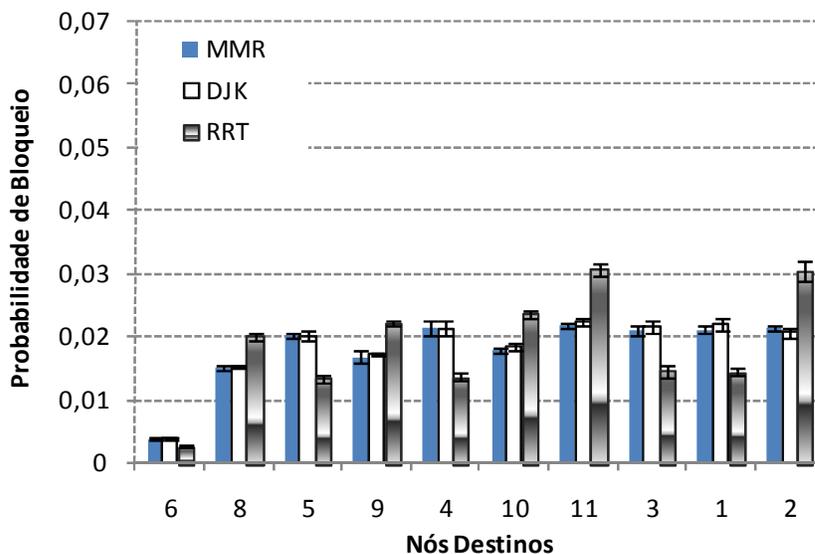


Figura 32 - Probabilidade de Bloqueio, Nó Origem 7 - topologia Abilene
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

Para os demais pares com origem no nó 7, seis rotas definidas utilizam o enlace <7,6> e quatro rotas utilizam o enlace <7,8>, considerando a configuração de rotas obtidas com o DJK ou MMR. A única rota diferente obtida com o RRT é a rota 7-8-9-10-11-1-2 do par de nós (7,2) que aumenta o número de saltos em uma unidade. Além disso, esta diferença diminui o número de rotas que utilizam o enlace <7,6> e aumenta o número de rotas do enlace <7,8>, ficando ambos com cinco rotas cada. Com isto, no RRT, os cinco destinos que utilizam o enlace <7,6> (nós 6, 5, 4, 3 e 1) apresentam um notável ganho na probabilidade de bloqueio. Em contrapartida, para os outros cinco destinos que utilizam o enlace <7,8> (nós 8, 9, 10, 11 e 2), o desempenho em termos de probabilidade de bloqueio diminui.

Tendo como origem o nó 6, o nó 8 é o destino que se destaca com maior probabilidade de bloqueio de requisições, ficando em torno de 0,06, enquanto que os demais pares de nós com origem no nó 6 estão abaixo de 0,01 (Fig. 33). Tanto o algoritmo MMR como o DJK e o RRT escolheram a rota 6-7-8 para o par (6,8). Esta rota utiliza dois dos três enlaces sobrecarregados, os enlaces <6,7> e <7,8>, enquanto que as outras rotas, com origem no nó 6, utilizam apenas um enlace sobrecarregado, o enlace <6,5>. Por isso, o nó 8 apresenta maior probabilidade de bloqueio.

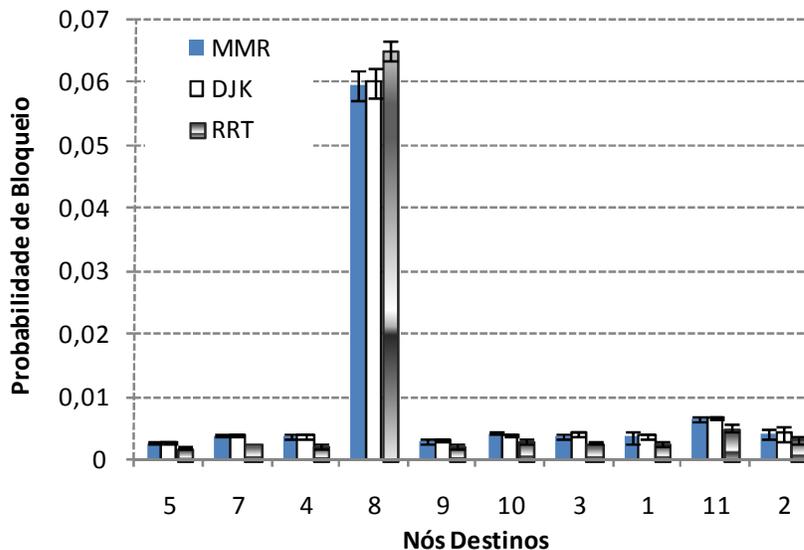


Figura 33 - Probabilidade de Bloqueio, Nó Origem 6 - topologia Abilene
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

Por último, a Fig. 34 mostra o gráfico da probabilidade de bloqueio das requisições com origem no nó 8. É possível observar que praticamente só houve bloqueio para os nós destinos 7 e 6. Isto ocorre porque apenas as rotas para estes destinos utilizam os enlaces sobrecarregados $\langle 8,7 \rangle$ e $\langle 7,6 \rangle$. Todas as rotas para os demais pares com origem no nó 8 não utilizam nenhum dos enlaces sobrecarregados, independente do algoritmo de roteamento aplicado.

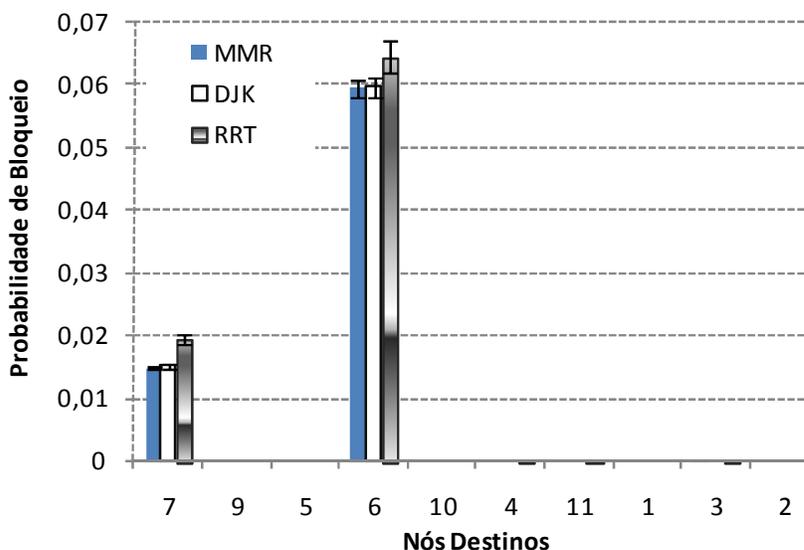


Figura 34 - Probabilidade de Bloqueio, Nó Origem 8 - topologia Abilene
Nota: Elaborada pelo autor (2010).

5 CONSIDERAÇÕES FINAIS

Esta dissertação caracterizou o problema da escolha da Melhor Combinação entre as M Combinações de Menores Caminhos (3MC) ao se utilizar a estratégia de roteamento fixo em redes ópticas transparentes comutadas por circuitos.

Neste contexto, foi mostrada a ineficiência ao se utilizar algoritmos de roteamento fixo que apenas encontram um menor caminho qualquer entre um par de nós (origem, destino). Além disso, foi proposto um novo algoritmo de roteamento fixo para redes ópticas transparentes comutadas por circuitos, chamado de Melhor entre as Menores Rotas (MMR), que tenta encontrar a melhor solução para o problema 3MC através do balanceamento de carga nos enlaces da rede óptica. O desempenho do MMR foi avaliado comparativamente aos algoritmos DJK e RRT em diferentes topologias e em redes com e sem capacidade de conversão de comprimento de onda. Em todos os casos, observa-se um desempenho superior do algoritmo MMR proposto, independentemente da topologia e da capacidade de conversão de comprimento de onda.

Este trabalho também apresentou um estudo sobre o impacto do tráfego não uniforme no desempenho dos algoritmos de roteamento fixo em redes ópticas transparentes. Foram consideradas três topologias, nas quais foram observados diferentes comportamentos dos algoritmos em função das características de tráfego e da configuração topológica. O estudo permitiu identificar cenários em que a topologia e as características de tráfego ocasionam “gargalos” no desempenho dos algoritmos, sugerindo o uso de estratégias corretivas. Contudo, de maneira geral, pode-se concluir que o algoritmo MMR se destaca em termos de menor probabilidade de bloqueio em comparação com os dois outros algoritmos de roteamento fixo, nos cenários avaliados neste trabalho. Além disso, o MMR apresenta uma tendência em tratar com melhor justiça às diversas requisições de todos os pares de nós (origem, destino), mesmo sob o tráfego não uniforme.

Como trabalhos futuros sugere-se a modelagem matemática de programação linear e o uso de novas técnicas baseadas em conceitos de computação evolucionária, visando encontrar melhores soluções para o problema 3MC. Sugere-se também a realização de estudos comparativos do algoritmo MMR com algoritmos da classe de roteamento adaptativo alternativo. Além disso, o problema 3MC pode ser estendido para outras áreas de otimização combinatória como, por exemplo, a área de roteamento de veículos. Além da restrição de

menor caminho em termos de saltos, outras restrições importantes podem ser consideradas no planejamento de rotas em geral, como menor caminho em termos de distância, por exemplo. Desta forma, novas abordagens de roteamento podem ser propostas a partir dessas considerações.

REFERÊNCIAS

- ASSIS, K. D. R.; GIOZZA, W. F.; WALDMAN, H. WDM optical networks: a complete design. **Journal of Communication and Information Systems**, [S.l.], v.20, n.3, 2005.
- ASSIS, K. D. R.; GIOZZA, W. F. Measures of OBJECTIVE FUNCTION on VTD in optical networks with and without wavelength conversion. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON NETWORKING (ICN), 5., 2006, Mauritius. **Anais... IEEE Computer Society**, v.1, p.1-10, 2006.
- ASSIS, K. D. R.; SANTOS, A. F.; GIOZZA, W. F. Algorithms for the routing and wavelength assignment in optical networks. **IEEE Latin American Magazine**, [S.l.], 2010 (aceito para publicação).
- BANERJEE, D. ; MUKHERJEE, B. Practical approaches for routing and wavelength assignment in large all optical wavelength routed networks. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, [S.l.], v. 14, p. 903–908, 1996.
- BATTESTILLI, T.; PERROS, N. An introduction to OBS. **IEEE Optical Communications**, [S.l.], 0163-6804, 2003.
- BEHESHTI, N. et al. Buffer Sizing in All-Optical Packet Switches. In: OPTICAL FIBER COMMUNICATION CONFERENCE (OFC), 9., 2006, Anaheim. **Anais... p.1-8**, 2006.
- BIRMAN, A. Computing approximate blocking probabilities for a class of all-optical networks. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, [S.l.], v.14, n. 5, p.852-857, Junho, 1996.
- CORMEN, T. H. et al. **Introduction to algorithms**. 2. ed. [S.l.]: The MIT Press and McGraw-Hill Book Company, 2001.
- CHU, X.; LIU, J.; ZHAN, Z. Analysis of sparse-partial wavelength conversion in wavelength-routed WDM networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMPUTER COMMUNICATIONS (IEEE INFOCOM), 23., 2004, Hong Kong. **Anais... p.1363-1371**, 2004.
- DIJKSTRA, E. W. A Note on Two Problems in Connection with Graphs. **Numerical Mathematics**, v.1, p.269–271, 1959.
- DURÃES, G. M. et al. SimRWA-D: uma abordagem distribuída para simulação de redes ópticas transparentes. In: INTERNATIONAL INFORMATION AND TELECOMMUNICATION TECHNOLOGIES SYMPOSIUM (I2TS), 5., 2006, Cuiabá. **Anais... p. 1-8**, 2006.
- DURÃES, G. M.; SOARES, A. C. B.; GIOZZA, W. F. A escolha da melhor entre as menores rotas em redes ópticas transparentes. In: SIMPÓSIO BRASILEIRO DE REDES DE COMPUTADORES, 27., 2009, Recife. **Anais... p. 1-14**, 2009.
- DURÃES, G. M.; SOARES, A. C. B.; GIOZZA, W. F. Impacto do tráfego não uniforme no desempenho dos algoritmos de roteamento fixo em redes ópticas transparentes. In:

SIMPÓSIO BRASILEIRO DE TELECOMUNICAÇÕES (SBRT), 27., 2009, Blumenau. **Anais...** p. 1-6, 2009.

DURÃES, G.M. et al. The choice of the best among the shortest routes in transparent optical networks. **Computer Networks**, 30 mar. 2010.

GÉANT2. **GÉANT2 Topology**. Disponível em: <<http://www.geant2.net/server/show/nav.00d007009>>. Acesso em: 28 dez. 2009.

HUNTER, D. K.; CHIA, M. C.; ANDONOVIC, I. Buffering in optical packet switches. **Journal of Lightwave Technologies**, [S.l.], v. 16, n 12, 1998.

ITU-T G.8080. **Architecture for automatically switched optical network (ASON)**. [S.l.], 2006.

JAIN, R. **The art of computer systems performance analysis**. [S.l.]: Wiley, 1991.

LIN, H. C., WANG, S. W.; TSAI C. Traffic intensity based fixed-alternate routing in all-optical WDM networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATIONS (IEEE ICC), 24., 2006, Istanbul. **Anais...** p.11-15, 2006.

MAHONY, M. J.; SINCLAIR, M. C.; MIKAC, B. Ultra-high capacity optical transmission network: European research projetct COST 239. **Information, Telecommunications, Automata Journal**, [S.l.], v.12 n.1-3, p.33-45, Croácia, 1993.

MAHONY, M. J. A European optical network: design considerations. **IEEE Colloquium on Transparent Optical Networks**, p. 1-16, abr. 1994.

MANNIE, E. RFC 3945. **Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Architecture**. [S.l.]: 2004.

MURTHY, C. S. R.; GURUSAMY, M. **WDM optical networks: concepts, design and algorithms**. [S.l.]: Prentice Hall PTR, 2002.

PALKOPOLOU, E. et al. Service oriented traffic models for future backbone networks. In: ITG-FACHTAGUNG PHOTONISCHE NETZE, 8., 2007, Leipzig. **Anais...** p.1-8, 2007.

QIAO, C.; YOO, M. Optical burst switching (OBS): a new paradigm for an optical internet. **J. High Speed Networks (JHSN) on WDM Networks**, [S.l.], v.8, n.1, pp. 69-84, 1999.

RAJALAKSHMI, P.; JHUNJHUNWALA, A. Load balanced routing to enhance the performance of optical backbone networks. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON WIRELESS AND OPTICAL COMMUNICATIONS NETWORKS (WOCN), 5., 2008, Surabaya. **Anais...** p.1-8, 2008.

RAMAMURTHY, S.; MUKHERJEE, B. Fixed-alternate routing and wavelength conversion in wavelength-routed optical networks. In: IEEE GLOBAL COMMUNICATIONS CONFERENCE (GLOBECOM), 16., 1998, Sydney. **Anais...** p. 2295-2302, 1998.

RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K. N. **Optical network: a pratical perspective**. 2.ed. [S.l.]: Morgan Kaufmann Publishers, 2002.

REDE NACIONAL DE ENSINO E PESQUISA – RNP. **Mapa do backbone da RNP**. Disponível em: <<http://www.rnp.br/backbone>>. Acesso em: 28 dez. 2009.

SAENGUDOMLERT, P. MODIANO, E.; GALLAGER, R. On-line routing and wavelength assignment for dynamic traffic in WDM ring and torus networks. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, [S.l.], v.14, n.2, p. 330 - 340, abr. 2006.

SOARES, A. C. B.; GIOZZA, W. F. Avaliação de desempenho de algoritmos para alocação dinâmica de comprimentos de onda em redes ópticas transparentes. In: SIMPÓSIO BRASILEIRO DE REDES DE COMPUTADORES (SBRC), 22., 2004, Gramado. **Anais...** p.661–674, 2004.

SOARES, A. C. B.; GIOZZA, W. F.; CUNHA, P. R. F. A New approach for performance evaluation of survivability services in all-optical networks. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON TELECOMMUNICATIONS (ICT), 14., 2007, Penag. **Anais...** p. 307-312, 2007.

SOARES, A. C. B. et al. TONetS: ferramenta para avaliação de desempenho de redes ópticas transparentes. In: SALÃO DE FERRAMENTAS DO SIMPÓSIO BRASILEIRO DE REDES DE COMPUTADORES (SBRC), 7., 2008, Rio de Janeiro. **Anais...** p. 1-16, 2008.

ZHANG, H., JUE, J. P.; MUKHERJEE, B. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical WDM network. **Optical Network Magazine**, [S.l.], v.1, n.1, p.47-60, Janeiro, 2000.

ZHANG, J.; MUKHERJEE, B. A review of fault management in WDM mesh networks basic concepts and research challenges. **IEEE Network**, [S.l.], v.18, n.2, p. 41- 48, Abril, 2004.

APÊNDICE A - Algoritmo *Restricted Routing Technique* (RRT)

O algoritmo RRT foi proposto em (RAJALAKSHMI; JHUNJHUNWALA, 2008). Este algoritmo visa distribuir uniformemente a carga (número de rotas que atravessam um enlace) entre todos os enlaces da rede. A seguir é descrito o algoritmo RRT.

Enquanto é formada a tabela de rotas para todos os pares de nós (origem, destino) da rede, o menor caminho ou um caminho alternativo é escolhido dependendo da carga nos enlaces da rota. Para cada par de nós, primeiramente é escolhido o menor caminho. Depois disto, é verificado através da tabela de rotas se existe algum enlace cuja carga exceda o valor de carga de corte ($Load_{cutoff}$) para que seja escolhido um caminho alternativo. Se a carga sobre os enlaces alternativos também ultrapassar o valor de $Load_{cutoff}$ então o caminho primário ou um caminho alternativo é escolhido alternadamente, visando o balanceamento de carga. Os autores escolheram dois caminhos alternativos, além do menor caminho. Para encontrar um caminho alternativo, apenas os enlaces cujas cargas estejam excedidas são retirados temporariamente da rede.

Para uma rede com N nós, o ideal seria que o número total de rotas bidirecionais $R = N \times (N - 1) / 2$ fosse distribuído uniformemente entre os E enlaces da rede. Logo, é assumido $Load_{cutoff} = R/E$. Porém, é observado que os enlaces centrais são geralmente muito carregados em relação aos enlaces periféricos da rede. Desta forma, este número é um valor muito pequeno para começar a desviar a carga para caminhos alternativos. Por isso, os autores aumentaram o valor de $Load_{cutoff}$ por um fator de dois, alterando para $Load_{cutoff} = 2 \times R/E$.

Antes de descrever os detalhes dos passos do algoritmo RRT, algumas considerações são feitas:

- o **caminho primário** é o menor caminho em termos de saltos (calculado com o algoritmo de Dijkstra);
- o **caminho secundário** é o próximo menor caminho alternativo;
- o **caminho terciário** é o próximo do próximo menor caminho alternativo;

- o *flag fp*=1 indica que o caminho primário deve ser escolhido, o *flag fs*=1 indica que o caminho secundário deve ser escolhido e o *flag fss*=1 indica que o caminho terciário deve ser escolhido.

A seguir, são apresentadas as principais etapas do algoritmo RRT.

- 1) Inicialize $Load_{cutoff} = 2 \times R/E$; $fp=1$; $fs=0$; $ft=0$;
- 2) Para cada par de nós (origem, destino), computar o caminho primário;
 - A. Se a carga de algum enlace ultrapassa $Load_{cutoff}$
 - I. Remover apenas estes enlaces da rede e calcular o caminho secundário;
 - II. Se a carga de algum enlace ultrapassou $Load_{cutoff}$
 - a. Remover apenas estes enlaces da rede e calcular o caminho terciário;
 - b. Se a carga de algum enlace ultrapassou $Load_{cutoff}$
 - i. Se $fp=1$ então a rota escolhida será o caminho primário e configura $fp=0$, $fs=1$ e $fss=1$
 - ii. Senão se $fs=1$ então a rota escolhida será o caminho secundário e configura $fp=1$, $fs=0$ e $fss=1$
 - iii. Senão se $fss=1$ então a rota escolhida será o caminho terciário e configura $fp=1$, $fs=0$ e $fss=0$;
 - c. Senão a rota escolhida será o caminho terciário;
 - III. Senão a rota escolhida será o caminho secundário;
 - B. Senão a rota escolhida será o caminho primário;
- 3) Recolocar todos os enlaces removidos e voltar para a Etapa 2.