

# A Escolha da Melhor entre as Menores Rotas em Redes Ópticas Transparentes

Gilvan M. Durães<sup>1, \*</sup>, André Soares<sup>2</sup>, William Giozza<sup>1</sup>

<sup>1</sup>Grupo de Pesquisas em Redes Ópticas (GRO) – Universidade Salvador (UNIFACS) – Salvador – BA – Brasil

<sup>2</sup>Departamento de Informática e Estatística – Universidade Federal do Piauí (UFPI) – Teresina – PI – Brasil.

gilvan.duraes@unifacs.br, andre.soares@ufpi.br, giozza@unifacs.br

**Resumo.** Este artigo 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 o algoritmo Melhor entre as Menores Rotas (MMR). O desempenho do MMR é comparado em termos de probabilidade de bloqueio e utilização com o algoritmo de menor caminho de Dijkstra e com o algoritmo proposto em [7]. Os cenários avaliados incluem diversas topologias representativas no estudo de redes ópticas transparentes, considerando arquiteturas com e sem conversão de comprimento de onda. Em todos os cenários estudados observa-se um desempenho superior do algoritmo MMR proposto.

**Abstract.** This work introduces the routing problem of the better combination choice between  $M$  combinations of the shortest paths for dynamic provision of lightpaths in all-optical networks. To solve this problem in an optimized way (shortest path and load balance), the **Melhor entre as Menores Rotas (MMR)** algorithm is proposed. The performance of MMR is compared in terms of blocking probability and network utilization with Dijkstra's shortest path algorithm and the algorithm proposed in [7]. The scenarios evaluated include various topologies representatives for all-optical networking considering architectures with and without wavelength conversion capability. For all scenarios studied, MMR achieved superior performance.

## 1. Introdução

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 [1]. Atualmente, a tecnologia de redes ópticas transparentes com comutação de circuitos é apontada como um dos principais veículos para suportar essa evolução.

---

\* G. M. Durães é aluno de mestrado do PPGCOMP/UNIFACS e bolsista CAPES.

As redes ópticas transparentes comutadas por circuitos realizam o roteamento dos circuitos no domínio óptico e tipicamente fazem uso da tecnologia *Wavelength Division Multiplexing* (WDM) [2]. A tecnologia WDM permite dividir a banda passante de uma fibra em diferentes canais ópticos formados por diferentes comprimentos de onda. Dessa forma, nas redes ópticas transparentes é possível o estabelecimento de mais de um circuito óptico de forma paralela em uma mesma fibra óptica, implicando em um aumento considerável na capacidade de transporte de informação desse tipo de rede [2].

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) [3]. Tipicamente, o comprimento de onda alocado 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 [3].

Para superar a restrição de continuidade obrigatória de comprimento de onda, os nós intermediários em uma determinada rota precisariam ter a capacidade de converter um comprimento de onda de entrada em um comprimento de onda diferente de saída. Isso é possível com o uso de dispositivos conversores de comprimento de onda. Uma rede que tem a capacidade de estabelecer qualquer circuito óptico sem respeitar a continuidade obrigatória de comprimento de onda é chamada de **rede com Conversão Total (CT)**. Apesar da tecnologia de conversão de comprimento de onda ser ainda pouco amadurecida e de custo elevado, limitando portanto as implementações práticas de redes WDM com conversão total, esta arquitetura constitui-se num importante referencial para a avaliação de desempenho de redes ópticas transparentes.

Neste trabalho são consideradas arquiteturas de redes ópticas transparentes com e sem capacidade de conversão de comprimento de onda, sob uma demanda de tráfego dinâmica. O problema RWA dinâmico deve ser resolvido com a rede em operação onde as requisições de circuitos ópticos chegam sob demanda aleatória. Caso não haja recursos suficientes para atender a uma determinada requisição de circuito óptico ela será bloqueada. Por esta razão, o objetivo de um 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.

No RWA dinâmico, os algoritmos de roteamento podem ser separados em três classes: roteamento fixo, roteamento alternativo e roteamento exaustivo [2].

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. Isto significa que após o surgimento da requisição, o desafio passa a ser a alocação de um comprimento de onda.

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 rota, na tentativa de estabelecer um circuito óptico. O roteamento alternativo pode ainda 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 [2, 4], as rotas são previamente ordenadas, por exemplo, em função do número de saltos. A seleção da rota é feita seguindo a ordem previamente definida. 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 contínuo livre a requisição é bloqueada. No roteamento adaptativo alternativo [5], 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, como por exemplo, alocar a rota menos carregada.

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 [2]. Com isso, uma requisição de circuito óptico apenas será bloqueada se nenhuma rota, entre sua origem e destino, dispuser de pelo menos um comprimento de onda contínuo livre.

Em termos gerais, as classes de algoritmos de roteamento apresentam a seguinte ordem crescente de desempenho em termos de probabilidade de bloqueio: fixo, fixo alternativo e exaustivo [3,4]. Entretanto, esse aumento do desempenho é acompanhado também pelo incremento da complexidade de suas soluções. Algoritmos de roteamento que dependem de informações globais sobre o estado da rede resultam em uma maior complexidade para os protocolos do Plano de Controle. Tal complexidade pode ser traduzida 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 complexidade 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.

Este trabalho propõe e apresenta um novo algoritmo de roteamento chamado **Melhor entre as Menores Rotas (MMR)** para compor o Plano de Controle de redes ópticas transparentes comutadas por circuitos. O MMR é da classe de roteamento fixo, o que representa uma menor complexidade quando comparado com os representantes das outras classes de roteamento. Além disso, o MMR é caracterizado por escolher as rotas de menor caminho e, ao mesmo tempo, buscar um melhor balanceamento de carga entre os enlaces da rede.

O restante deste artigo está organizado da seguinte forma. Na próxima seção são apresentados os trabalhos relacionados e as nossas contribuições. Na Seção III é definido o problema da escolha da Melhor Combinação entre as M Combinações de Menores Caminhos. O algoritmo Melhor entre as Menores Rotas é apresentado na Seção IV. Na Seção V é realizado um estudo de avaliação de desempenho comparando o algoritmo MMR com o algoritmo clássico de *Dijkstra* (DJK) [6] e um algoritmo de roteamento fixo com balanceamento de carga proposto em [7]. As considerações finais são feitas na Seção VI.

## 2. Trabalhos Relacionados

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 [2, 4, 5, 8, 9]. Por exemplo, em

[5] 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 [4] 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 [4] tenta atender a uma 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 é bloqueada.

Entretanto, a grande 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 [2, 8, 9]. 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* [6] é um dos mais citados. A partir daqui neste artigo, 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) 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 circuitos ópticos.

Recentemente, foi proposto em [7] o algoritmo *Restricted Routing Technique* (RRT) para roteamento fixo em redes ópticas transparentes. Os autores em [7] 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.

Neste trabalho 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 as topologias das redes Abilene [11] e EON [12] com arquiteturas de conversão total e sem capacidade de conversão de comprimento de onda.

### 3. O Problema da Escolha da Melhor Combinação Entre as M Combinações de Menores Caminhos

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  $par(o,d)$ .

Conforme apresentado na Seção II, a maioria dos trabalhos na literatura utiliza os algoritmos clássicos de menor caminho (*Dijkstra* e *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, na topologia aqui nomeada como **A6NET** (Anel com 6 Nós e um Enlace Transversal) e ilustrada na Figura 1, há 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 com três saltos.

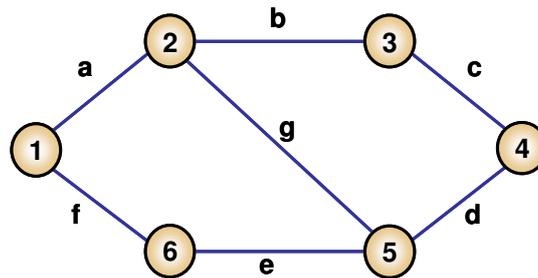


Figura 1. Topologia A6NET.

Assim sendo, como cada  $par(o,d)$  pode ter mais de uma rota de menor caminho (chamadas neste trabalho 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 pela equação

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

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. 1), 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.

A Tabela 1 apresenta todas as rotas candidatas de menor caminho para cada  $par(o,d)$  da topologia A6NET. As rotas computadas para cada  $par(o,d)$  pelo algoritmo DJK implementado segundo [10] estão indicadas com um asterisco na Tabela 1.

**Tabela 1. Todos Pares de Nós na Topologia A6NET e seus Respectivos Menores Caminhos.**

<b>Par de Nós</b> (Origem, Destino)	(1,2)	(1,3)	(1,4)		(1,5)	(1,6)	(2,3)	(2,4)
<b>Menores Caminhos</b>	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
<b>Par de Nós</b> (Origem, Destino)	(2,5)	(2,6)	(3,4)	(3,5)	(3,6)	(4,5)	(4,6)	(5,6)
<b>Menores Caminhos</b>	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*

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 2 apresenta o número de rotas **R** de uma solução  $S_k$ , a soma do número de rotas candidatas de menor caminho ( **$\Sigma RC$** ) de todos os  $par(o,d)$  e o número **M** de soluções para o problema 3MC considerando-se diferentes topologias de interesse para o estudo de redes ópticas transparentes [11-15].

**Tabela 2. Exemplos de Topologias e seus Respectivos Valores de R,  $\Sigma RC$  e M.**

Rede	R	$\Sigma RC$	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	$\cong 4,7 \times 10^{101}$

Observa-se na Tabela 2 que o valor de  $M$  cresce rapidamente à medida em que se têm mais pares de nós e mais rotas candidatas à menor rota escolhida para um determinado  $par(o,d)$ .

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. Por exemplo, aplicando-se o DJK para encontrar o menor caminho para cada  $par(o,d)$  na topologia A6NET, obtêm-se uma sobrecarga nos enlaces "a" e "b" (Fig. 1). Seis rotas atravessam cada um desses enlaces, enquanto apenas duas rotas atravessam os enlaces "e" e "d".

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 possível

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 PC Pentium IV (2GHz), 512MB de RAM, com 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 na explosão do número  $M$  de combinações de menores caminhos para todos os pares de nós, conforme evidenciado na Tabela 2.

As características dessas simulações, como número de requisições geradas, característica de tráfego e algoritmo de alocação de comprimento de onda são os mesmos descritos na Seção de Avaliação de Desempenho do MMR (Seção 5).

A Figura 2 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. O desempenho da solução de roteamento encontrada pelo algoritmo DJK está destacado no gráfico. Vale ressaltar a variabilidade dos resultados de probabilidade de bloqueio em função das diferentes combinações de rotas existentes em uma dada topologia, o que mostra a necessidade de um planejamento criterioso no que diz respeito à escolha do conjunto de rotas de menores caminhos para uma rede óptica transparente.

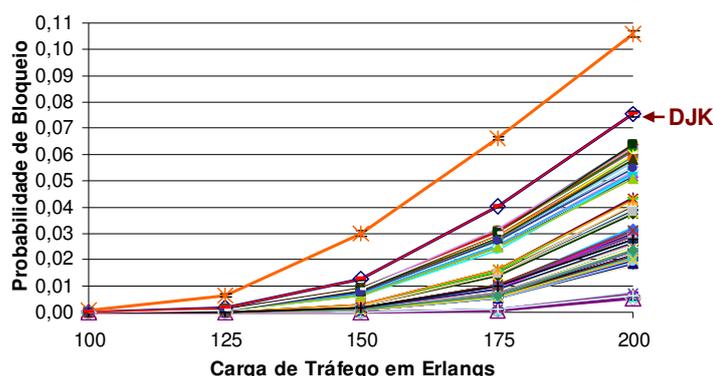


Figura 2. Desempenho de todas as combinações de menores rotas na topologia A6NET.

#### 4. Algoritmo MMR - 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 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. É importante destacar que, por se tratar de um algoritmo de roteamento fixo, a execução do MMR não é feita com a rede em operação. O MMR é executado em uma fase de planejamento. 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  $\alpha$  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.

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 na Seção 3 (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  $T=20$  iterações.

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.

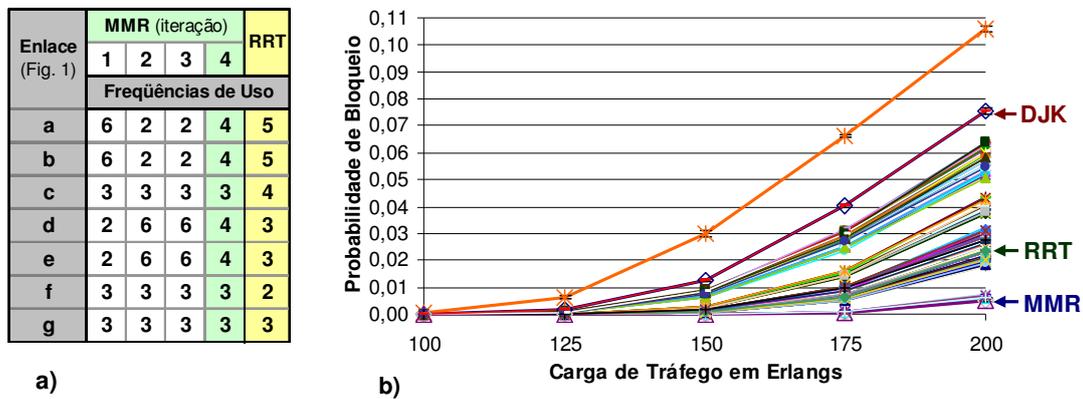
A seguir, é apresentado um resumo das etapas do algoritmo MMR.

- 
- 1) Atribuir o custo 1 para cada enlace 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. Simular a rede com a solução de roteamento  $S_{i+1}$ .
  - 4) Se  $i < T$  volte para o passo 2. Caso contrário vá para o passo 5.
  - 5) 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 Figura 3a) mostra a frequência de uso (*i.e.*, número de rotas que atravessam um determinado enlace) de cada enlace da topologia A6NET (Fig. 1) para cada iteração

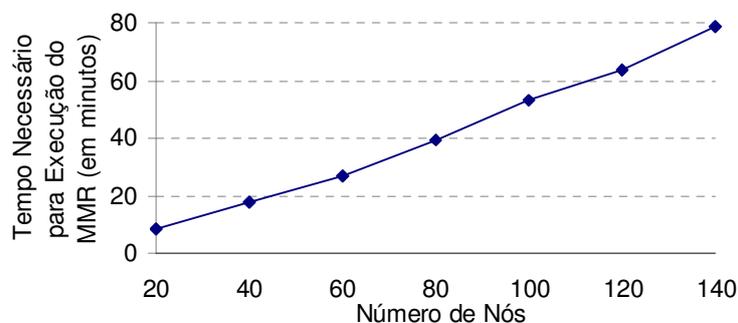
do algoritmo MMR e para o algoritmo RRT. Vale lembrar que a iteração 1 do MMR equivale à execução do algoritmo DJK, com os custos de todos os enlaces iguais a 1. Na solução simples do DJK, os enlaces “e” e “d” apresentam frequência de uso igual a 2, enquanto que os enlaces “a” e “b” ficam com frequência 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.

A Figura 3b) mostra o mesmo gráfico da Fig. 2 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 3. Frequências de Uso dos Enlaces e Probabilidade de Bloqueio do DJK, RRT e MMR para a Topologia A6NET (Fig. 1).**

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, os parâmetros de simulação foram fixados e as topologias foram variadas. Sete topologias aleatórias foram geradas com grau médio 3 variando o números de nós de 20 a 140, conforme representado na Figura 4.



**Figura 4. Comportamento do tempo de execução do MMR.**

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) 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, torna-se 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 da topologia, conforme evidenciado na Tabela 2.

## 5. Avaliação de Desempenho do MMR

A avaliação de desempenho do algoritmo MMR foi realizada com o auxílio da ferramenta de simulação TONetS [8]. Esse estudo, bem como o estudo de simulação realizado na Seção 3 segue as seguintes características. A demanda de tráfego é composta por requisições de circuitos ópticos representados por pares de nós (origem, destino). A carga de tráfego é distribuída uniformemente entre todos os  $N \times (N - 1)$  pares de nós (origem, destino). A geração de requisições é um processo poissoniano de taxa média  $\lambda$  e o tempo médio de retenção dos circuitos é distribuído exponencialmente com média  $1/\mu$ ; a intensidade de tráfego na rede em *Erlangs* é dada por  $\rho = \lambda/\mu$ . Todos os enlaces da rede são bidirecionais e possuem 40 comprimentos de onda em cada sentido. O algoritmo *First-Fit* [3] é utilizado na alocação dos comprimentos de onda. Para cada simulação são realizadas cinco replicações com diferentes sementes de geração de variável aleatória. São geradas cinco milhões de requisições para cada replicação. Os resultados gráficos apresentam os intervalos de confiança calculados com um nível de confiança de 95%. Apesar de exibidos em todos os gráficos, os intervalos de confiança são imperceptíveis para alguns pontos, pelo fato do erro estar muito próximo de zero. Nessa avaliação são utilizadas as topologias da rede Abilene [11] e da rede EON [12]. O algoritmo MMR é comparado com o algoritmo de *Dijkstra* [6] (DJK) e com o algoritmo RRT [7].

Inicialmente é apresentado um estudo considerando que ambas as topologias possuem capacidade de Conversão Total (CT) de comprimento de onda. Em seguida, o MMR é avaliado em cenários Sem Conversão (SC) de comprimento de onda.

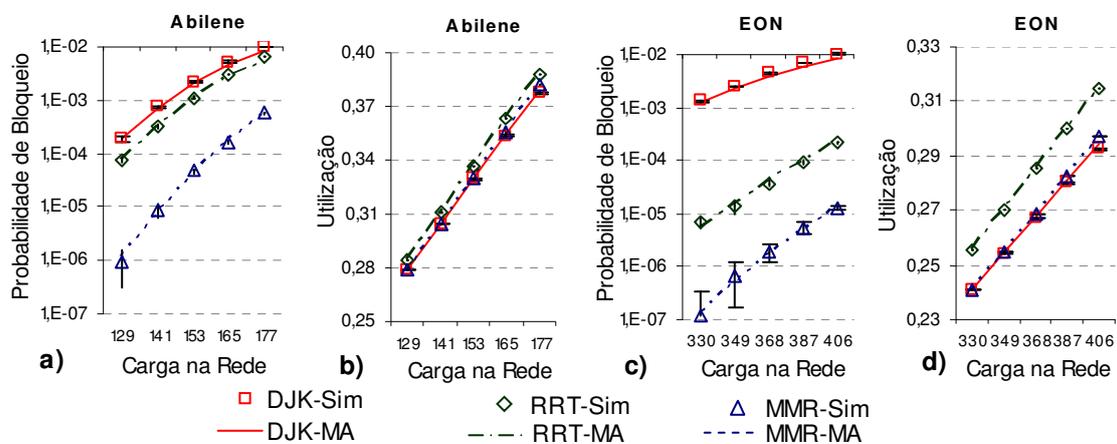
### 5.1. Redes com Capacidade Total de Conversão de Comprimento de Onda

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 [9], 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 5.

Analisando os resultados de probabilidade de bloqueio (Fig. 5), 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 na Seção 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 possuem o 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 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.



**Fig. 5. Probabilidade de Bloqueio e Utilização com Conversão Total (CT).**

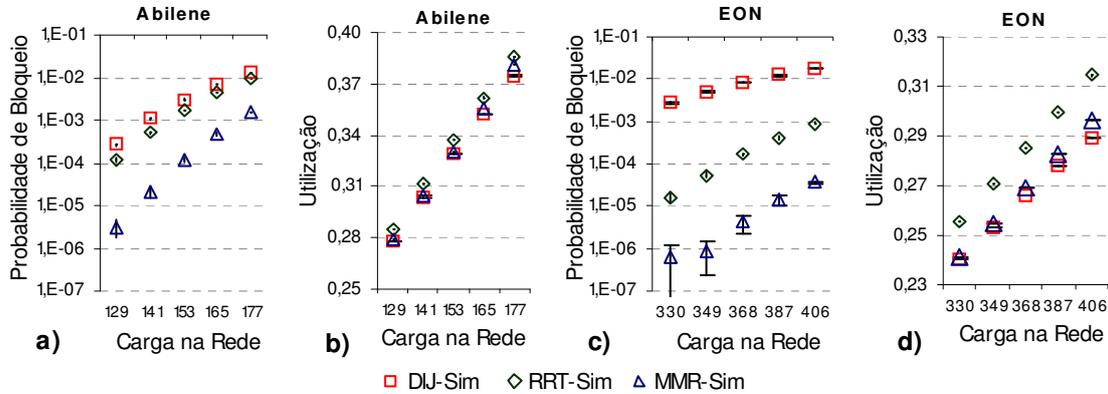
No caso do MMR, além das rotas escolhidas para cada  $par(o,d)$  serem uma combinação dentre as  $M$  Combinações de Menores Caminhos existentes, elas são escolhidas com o objetivo de balancear a carga entre todos os enlaces da rede. Isto faz o MMR ter um desempenho superior aos algoritmos DJK e RRT.

Os gráficos de utilização (Fig. 5) 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.

## 5.2. 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 possuem limitações. Essas limitações incluem nível de conectividade da topologia utilizada e número de saltos das rotas, além disso, de maneira geral esses modelos 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 6.



**Fig. 6. Probabilidade de Bloqueio e Utilização em Redes Sem Conversão (SC).**

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 de estudo 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.

### 5.3. Ganho Relativo do MMR.

A equação (3) representa o ganho percentual do MMR sobre o DJK em termos de probabilidade de bloqueio de requisições de circuitos ópticos.

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

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 percentual do MMR sobre o DJK, é possível também calcular o ganho percentual 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. 6a), a probabilidade de bloqueio referente aos algoritmos DJK, RRT e MMR foi 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 7 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. 5 e 6) com e sem conversão de comprimento de onda.

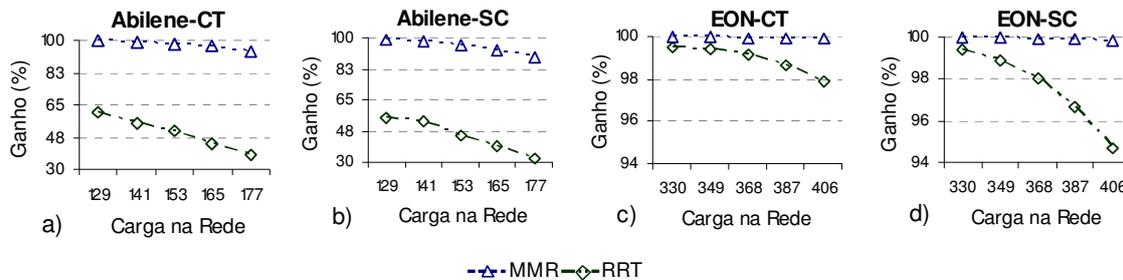


Fig. 7. Ganhos do RRT e do MMR em Relação ao DJK.

À medida que aumenta a carga de tráfego (Fig. 7), o ganho do MMR vai decaindo lentamente, mas permanecendo muito 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. 7). 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%.

Para evitar a sobrecarga de alguns enlaces críticos o RRT pode escolher rotas que não são de menores caminhos. Estas rotas, por não serem de menores caminhos, 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 o aumento mais rapidamente da probabilidade de bloqueio de requisições de circuitos ópticos, diminuindo, desta forma, seu ganho relativo ao DJK.

## 6. Considerações Finais

Este trabalho 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. O desempenho do MMR foi avaliado comparativamente aos algoritmos DJK e RRT em diferentes topologias e arquiteturas de conversão de comprimento de onda.

O desempenho do MMR foi avaliado também com as topologias RNP [13], Geant [14], Torus [15] sob diversas faixas de carga de tráfego com e sem capacidade de conversão. Em todos os casos, foram observados resultados semelhantes aos descritos neste trabalho reforçando as conclusões quanto ao desempenho do algoritmo MMR

independentemente da topologia e arquitetura de conversão. Outros estudos estão sendo conduzidos para avaliar o desempenho do algoritmo MMR sob tráfego não uniforme.

## Referências

- [1] E. Palkopolou; D. A. Schupke; C. G. Gruber; A. Kirstädter e C. Merkle, “Service Oriented Traffic Models for Future Backbone Networks”, *ITG-Fachtagung Photonische Netze*, Leipzig, Alemanha, Maio 2007.
- [2] C. S. R. Murthy e M. Gurusamy, *WDM Optical Networks - Concepts, Design and Algorithms*. Prentice Hall PTR, 2002.
- [3] H. Zang, J. P. Jue e B. Mukherjee, “A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed Optical WDM Network”. *Optical Network Magazine*, p. 47-60, 2000.
- [4] H. C. Lin, S. W. Wang e C. Tsai, “Traffic Intensity Based Fixed-Alternate Routing in All-Optical WDM Networks”, in *Proceedings of the IEEE ICC'2006*, Istanbul, Turkey, Junho 11 – 15, 2006.
- [5] A. Birman, “Computing Approximate Blocking Probabilities for a Class of All-optical Networks,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 14, ed. 5, pp. 852-857, Junho 1996.
- [6] E. W. Dijkstra. “A Note on Two Problems in Connection with Graphs”. *Numerical Mathematics*, 1: 269–271, 1959.
- [7] P. Rajalakshmi e A.Jhunjhunwala, “Load Balanced Routing to Enhance the Performance of Optical Backbone Networks”, in *5th IFIP International Conference on Wireless and Optical Communications Networks (WOCN 2008)*, Surabaya, Indonésia, 2008.
- [8] A. C. B. Soares, G. M. Durães, W. Giozza e P. Cunha, “TONetS: Ferramenta para Avaliação de Desempenho de Redes Ópticas Transparentes” in *VII Salão de Ferramentas do Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - SBRC*, Maio 2008.
- [9] X. Chu, J. Liu e Z. Zhan. “Analysis of Sparse-Partial Wavelength Conversion in Wavelength-Routed WDM Networks”. *INFOCOM 2004*, vol 2, p. 1363-1371, Março 2004.
- [10] T. H. Cormen, C. E. Leiserson, R. L. Rivest, C. Stein, *Introduction to Algorithms*, 2ª ed., The MIT Press and McGraw-Hill Book Company, 2001.
- [11] “Abilene Network”. Disponível em: <http://ieeexplore.ieee.org/search/wrapper.jsp?arnumber=4448651>, acessado em 07/04/2009.
- [12] M. J. Mahony, “A European optical network: design considerations” in *IEEE Colloquium on Transparent Optical Networks*, p. 1-16, Abril 1994.
- [13] “Rede Nacional de Ensino e Pesquisa - RNP”. Disponível em: <http://www.rnp.br/backbone>, acessado em 07/04/2009.
- [14] “GÉANT2 Topology”. Disponível em: <http://www.geant2.net/server/show/nav.00d007009>, acessado em 07/04/2009.
- [15] P. Saengudomlert, E. Modiano, e R. Gallager, “On-Line Routing and Wavelength Assignment for Dynamic Traffic in WDM Ring and Torus Networks”. *IEEE/ACM Transactions on Networking* 14, 330 - 340, Abril 2006.