

UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS
FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA E DE COMPUTAÇÃO

ESTUDO DE ALGORITMOS DE ALOCAÇÃO DE ROTA E COMPRIMENTO DE ONDA EM REDES ÓPTICAS

Autor: Silvio Mauro Tamashiro

Dissertação de Mestrado apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação como parte dos requisitos para obtenção do título de Mestre em Engenharia Elétrica. Área de Concentração: **Engenharia de Computação**

Orientador:

Prof. Dr. Eleri Cardozo

FEEC-UNICAMP

Banca Examinadora:

Prof. Dr. Eleri Cardozo

FEEC-UNICAMP

Prof. Dr. Ivanil Sebastião Bonatti

FEEC-UNICAMP

Prof. Dr. Hélio Waldman

FEEC-UNICAMP

Prof. Dr. Tereza C. M. B. Carvalho

EPUSP-USP

Campinas/SP, Novembro de 2003

Este exemplar corresponde a redação final da tese defendida por <u>Silvio Tamashiro</u> e aprovada pela Comissão julgada em <u>05/09/2003</u>
<u>Eleri Cardozo</u>

UNICAMP
BIBLIOTECA CENTRAL
SEÇÃO CIRCULANTE

UNIDADE BC
IP CHAMADA T15e
EX
COMBO BC/ 57 380
ROC 16 - 117 - 04
D X
PREÇO 11,00
DATA 13/04/04
IP CPD

CM00196196-7

BIB ID 313659

FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA
BIBLIOTECA DA ÁREA DE ENGENHARIA - BAE - UNICAMP

T15e Tamashiro, Silvio Mauro
Estudo de algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda em redes ópticas / Silvio Mauro Tamashiro.--Campinas, SP: [s.n.], 2003.

Orientador: Eleri Cardozo
Dissertação (mestrado) - Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Comunicações ópticas. 2. Sistemas de telecomunicação. 3. Sistemas de comunicação em banda larga. I. Cardozo, Eleri. II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

Resumo

Neste trabalho estudamos algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda em redes ópticas com multiplexação por divisão de comprimento de onda usando simulação orientada a eventos discretos e modelamento analítico. Algoritmos de roteamento fixo, adaptativo e de caminhos alternativos foram implementados. Foi considerado o efeito da quantidade de comprimentos de onda por fibra óptica, a quantidade de fibras ópticas e o uso de conversores de comprimento de onda no desempenho da rede. A simulação foi escrita na linguagem de programação C++, para fins de eficiência e portabilidade, utilizando orientação a objeto. O modelamento analítico utilizou uma aproximação por redução de carga, supondo que o tráfego oferecido tem distribuição de probabilidade de Poisson e duração exponencial. Os resultados analíticos foram comparados com os resultados de simulação, para roteamento fixo e de caminhos alternativos.

Abstract

In this work we studied Routing and Wavelength Assignment (RWA) algorithms on Wavelength Division Multiplexing Optical Networks, using discrete event simulation and analytical modeling. Fixed routing, alternate routing and adaptive routing algorithms were implemented. The effect of the number of wavelengths per optical fiber, number of optical fibers and use of wavelength conversion on the performance of the network was considered. The simulation software was written in C++ programming language, using object oriented methodology, in order to achieve efficiency and portability. The analytical modeling used a reduced load approximation with Poisson probability distribution call arrivals and exponential holding times. The analytical results were compared with the results from simulation, for fixed and alternate routing.

Aos meus Pais,

pelo apoio e conselhos dados ao longo da vida;

e aos meus Irmãos, pela amizade e carinho

Agradecimentos

Agradeço ao meu orientador, pelo apoio dado durante as atividades do mestrado.

Agradeço também aos professores do Departamento de Comunicações e do Departamento de Telemática da FEEC pelas contribuições técnicas e críticas construtivas efetuadas.

Aos colegas da Fundação CPqD e de cursos de pós-graduação da Unicamp que compartilharam as dificuldades e esforços necessários para alcançar um bom treinamento.

À minha família pelo incentivo e apoio.

À Capes pelo apoio financeiro.

Sumário

<i>Lista de Abreviaturas</i>	vii
<i>Lista de Tabelas</i>	viii
<i>Lista de Figuras</i>	ix
CAPÍTULO I - Introdução	1
CAPÍTULO II - Algoritmos de Alocação de Rota e Comprimento de Onda	4
2.1 - Considerações Iniciais	4
2.1.1 - Problema de Alocação de Rota e Comprimento de Onda	5
2.1.1.1 - Técnicas de Roteamento	6
2.1.1.2 - Técnicas de Alocação de Comprimento de Onda	8
2.1.1.3 - Técnicas de Alocação de Rota e Comprimento de Onda ..	11
2.1.2 - Quantidade de Fibras por Enlace	12
2.1.3 - Quantidade de Comprimentos de Onda	12
2.1.4 - Topologia da Rede	13
2.1.5 - Conversão de Comprimento de Onda em Redes Ópticas	13
2.2 - Algoritmos de Alocação de Rota e Comprimento de Onda Estudados	14
2.2.1 - Algoritmo de Roteamento Fixo, Sequência Fixa	15
2.2.2 - Algoritmo de Roteamento Fixo, Escolha Aleatória	17
2.2.3 - Algoritmo de Roteamento Alternativo, Escolha Aleatória	19
2.2.4 - Algoritmos Adaptativos	19
2.2.5 - Algoritmos para Múltiplas Fibras	23

CAPÍTULO III - Modelos de Simulação e Analítico	26
3.1 - Modelo de Simulação	26
3.1.1 - Algoritmo Dijkstra	26
3.1.2 - Geração de Variáveis Aleatórias	28
3.1.2.1 - Gerador de Números Aleatórios	29
3.1.2.2 - Geração de Variáveis (variates) Aleatórias	30
3.1.3 - Cálculo da Semente de Inicialização	31
3.1.4 - Tempo de Aquecimento	32
3.1.5 - Técnicas de Redução de Variância	32
3.2 - Modelo Analítico	33
3.2.1 - Definições Utilizadas	35
3.2.2 - Formulação das Equações	36
3.2.3 - Comentários Sobre o Modelo Analítico	43
3.3 - Implementação dos Modelos de Simulação e Analítico	44
3.3.1 - Implementação do Modelo de Simulação	44
3.3.2 - Implementação do Modelo Analítico	47
CAPÍTULO IV - Resultados Comparativos	49
4.1 - Estudo do Bloqueio em Rede Tandem	50
4.2 - Estudo do Desempenho de Algoritmos de Alocação de Rota e Comprimento de Onda	51
4.2.1 - Probabilidade de Bloqueio	51
4.2.2 - Comprimento do Caminho	52
4.2.3 - Conclusões	53
4.3 - Estudo Comparativo do Modelo de Simulação e do Modelo Analítico	54
4.3.1 - Rede Tandem	54
4.3.2 - Rede Mesh-torus	54
4.3.3 - Rede Anel Bidirecional	55
4.3.4 - Rede Completa com Caminhos Alternativos	55

4.3.5 - Comparação com a Referência [10]	56
4.4 - Estudo da Influência da Quantidade de Comprimentos de Onda	57
4.5 - Estudo da Influência da Quantidade de Fibras Ópticas	59
4.5.1 - Rede Tandem	60
4.5.2 - Rede NSFNet	61
4.6 - Estudo da Influência de Facilidades de Conversão Total de Comprimento de Onda	62
CAPÍTULO V - Conclusões e Sugestões Para Estudos Futuros	79
<i>Referências Bibliográficas</i>	82

Lista de Abreviaturas

ADAPT:	Algoritmo adaptativo para uma fibra óptica
CC:	Com conversão de comprimento de onda
d:	Distância entre dois nós da rede
E:	Quantidade de enlaces da rede
EXA:	Algoritmo adaptativo exaustivo para múltiplas fibras ópticas
F:	Quantidade de fibras ópticas existentes em um enlace
Gu:	Ganho de utilização
H:	Quantidade de enlaces em uma rota ou caminho óptico
K:	Quantidade de rotas alternativas por interesse de tráfego
MO:	Algoritmo adaptativo menos ocupado para múltiplas fibras ópticas
N:	Quantidade de nós ou vértices da rede
R:	Quantidade de comprimentos de onda reservados no enlace, para o roteamento fixo alternativo
RA:	Rota alternativa
RD:	Rota direta
RF:	Roteamento fixo
SC:	Sem conversão de comprimento de onda
W:	Quantidade de comprimentos de onda da fibra óptica
Erl:	Erlang - unidade de intensidade de tráfego

Lista de Tabelas

Tabela 4.1 - Comparação com resultados da referência [10]	57
Tabela 4.2 - Ganho de utilização G_u obtido com a fórmula e com o método de redução de carga	59
Tabela 4.3 - Ganho de utilização G_u em redes tandem, mesh-torus, anel bidirecional e NSFNet	63

Lista de Figuras

Figura 4.1 - Redes utilizadas no estudo	64
Figura 4.2 - Probabilidade de bloqueio em função do comprimento do caminho na rede tandem, simulado com $W=16$	65
Figura 4.3 - Probabilidade de bloqueio em função do comprimento do caminho na rede tandem, simulado com $W=5$	65
Figura 4.4 - Probabilidade de bloqueio para os algoritmos roteamento fixo e adaptativo na rede ARPA II com $W=5$	66
Figura 4.5 - Probabilidade de bloqueio para os algoritmos roteamento fixo e adaptativo na rede ARPA II com $W=16$	66
Figura 4.6 - Probabilidade de bloqueio para os algoritmos roteamento fixo e adaptativo na rede mesh-torus com $W=5$	67
Figura 4.7 - Probabilidade de bloqueio para os algoritmos roteamento fixo e adaptativo na rede mesh-torus com $W=16$	67
Figura 4.8 - Comprimento médio do caminho para os algoritmos roteamento fixo e adaptativo na rede ARPA II com $W=5$	68
Figura 4.9 - Comprimento médio do caminho para os algoritmos roteamento fixo e adaptativo na rede mesh-torus com $W=5$	68
Figura 4.10 - Probabilidade de bloqueio em função do comprimento do caminho na rede tandem, comparando resultados de simulação e analíticos com $W=5$	69
Figura 4.11 - Probabilidade de bloqueio em função do comprimento do caminho na rede tandem, comparando resultados de simulação e analíticos com $W=16$	69
Figura 4.12 - Probabilidade de bloqueio na rede mesh-torus, comparando resultados de simulação e analíticos com $W=5$	70
Figura 4.13 - Probabilidade de bloqueio na rede anel bidirecional, com conversão de comprimento de onda, comparando resultados de simulação e analíticos com $W=5$	70
Figura 4.14 - Probabilidade de bloqueio na rede anel bidirecional, sem conversão de comprimento de onda, comparando resultados de simulação e analíticos com $W=5$	71
Figura 4.15 - Probabilidade de bloqueio na rede completa com uma rota direta, 1, 2 e 3 rotas alternativas, sem conversão de comprimento de onda, comparando resultados de simulação e analíticos com $W=5$	71

Figura 4.16 - Grau de utilização G_u em função da quantidade de comprimentos de onda W , para probabilidade de bloqueio de 1 %	72
Figura 4.17 - Probabilidade de bloqueio para rede tandem com 3 enlaces	72
Figura 4.18 - Probabilidade de bloqueio para rede tandem com 10 enlaces	73
Figura 4.19 - Probabilidade de bloqueio do algoritmo de roteamento fixo, com escolha aleatória do comprimento de onda, na rede NSFNet	73
Figura 4.20 - Probabilidade de bloqueio do algoritmo adaptativo exaustivo, na rede NSFNet ..	74
Figura 4.21 - Probabilidade de bloqueio médio dos algoritmos de roteamento fixo, adaptativo exaustivo, e adaptativo menos ocupado em função da quantidade de fibras ópticas do enlace, na rede NSFNet, com tráfego de 0,875 Erl por par de nós de origem e destino	74
Figura 4.22 - Probabilidade de bloqueio do algoritmo de roteamento fixo, adaptativo exaustivo, e adaptativo menos ocupado, na rede NSFNet, com $F=4$	75
Figura 4.23 - Probabilidade de bloqueio do algoritmo de roteamento fixo, adaptativo exaustivo, e adaptativo menos ocupado, na rede NSFNet, com $F=1, 2, 4$	75
Figura 4.24 - Comprimento médio do caminho para os algoritmos de roteamento fixo, adaptativo exaustivo e adaptativo menos ocupado, na rede NSFNet, com $F=1, 4, 16$	76
Figura 4.25 - Probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento fixo, adaptativo exaustivo, e adaptativo menos ocupado em função da quantidade de fibras ópticas do enlace, na rede NSFNet, com tráfego = 1 Erl por interesse de tráfego de origem e destino	76
Figura 4.26 - Probabilidade de bloqueio do algoritmo de roteamento fixo, com escolha aleatória do comprimento de onda, em função da distância entre o nó de origem e o nó de destino do tráfego, na rede NSFNet, com $F=1, W=16$	77
Figura 4.27 - Comparação de probabilidade de bloqueio para o caso sem conversão de comprimento de onda e com conversão de comprimento de onda, na rede mesh-torus, com $W=5$	77
Figura 4.28 - Comparação de probabilidade de bloqueio para o caso sem conversão de comprimento de onda e com conversão de comprimento de onda, na rede anel bidirecional, simulado com $W=5$	78

CAPÍTULO I

Introdução

As redes de fibras ópticas atuais dispõem de alta capacidade de transmissão de dados, com elevada disponibilidade, necessária para implantar novos serviços e aumentar a abrangência do atendimento a todas as faixas da população.

O conjunto de serviços disponibilizados está sendo expandido de serviços telefônicos e serviços de transmissão de dados de baixa capacidade, para serviços internet entregues através de acessos ADSL (“Asymmetric Digital Subscriber Line”) até a residência do assinante, e conexões de altas taxas para escritórios e empresas comerciais e industriais.

A primeira geração de redes de fibras ópticas era utilizada basicamente para transmissão e aumento de capacidade, sendo que toda a comutação e funções de rede eram efetuadas através de circuitos eletrônicos.

Na segunda geração, o roteamento e comutação estão se deslocando para a camada óptica, em conjunto com técnicas de multiplexação de comprimento de onda (“Wavelength Division Multiplexing - WDM”).

As redes ópticas de segunda geração, denominadas de redes de roteamento por comprimento de onda (“Wavelength Routed Networks”), estão sendo implantadas atualmente. Os usuários da rede se comunicam através de caminhos ópticos. Estes caminhos ópticos são roteados e comutados pelos nós intermediários através de multiplexadores OADM (“Optical Add-Drop Multiplexer”) e comutadores ópticos OXC (“Optical Cross-Connect”).

Os caminhos ópticos devem ocupar o mesmo comprimento de onda através dos enlaces da rede quando não existirem conversores de comprimento de onda. Esta propriedade é denominada de restrição de continuidade do comprimento de onda.

Estes caminhos ópticos são estabelecidos através da escolha da rota e da alocação do comprimento de onda (“Routing and Wavelength Assignment - RWA”) de maneira semi-permanente e dinâmica.

No caso semi-permanente os caminhos ópticos são estabelecidos sequencialmente à medida que cada chamada chega, e permanecem indefinidamente ou por um longo período de tempo na rede. No caso dinâmico o caminho óptico é estabelecido e liberado após um período finito de tempo. Em ambos os casos, o objetivo é minimizar o número de chamadas bloqueadas ou a quantidade de recursos utilizados da rede.

O objetivo básico deste trabalho de tese foi estudar algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda com roteamento fixo, adaptativo e de caminhos alternativos, analisando o desempenho do algoritmo e o uso de recursos da rede, através de um método de simulação de eventos discretos e de um modelo analítico. O modelo de simulação permite obter um resultado mais exato embora com um custo de processamento maior, enquanto que o modelo analítico possibilita obter resultados mais rapidamente e a menor custo.

Estudamos o problema de alocar rota e comprimento de onda em redes ópticas com restrição de continuidade e sem restrição de continuidade do comprimento de onda, para os casos semi-permanente e dinâmico.

Foram analisados algoritmos clássicos divulgados na literatura e as adaptações propostas para estes algoritmos. Foi considerado também a influência da quantidade de fibras por enlace, a quantidade de comprimentos de onda por fibra, a existência de conversores de comprimento de onda, o número de enlaces necessários para estabelecer uma chamada, e a topologia da rede óptica existente.

É efetuada uma comparação entre os resultados obtidos com o método de simulação de eventos e o modelamento analítico para várias topologias de rede, utilizando um modelo analítico simplificado, com escolha aleatória do comprimento de onda, taxa de chegada de chamadas com distribuição de probabilidade de Poisson, e duração de chamadas com distribuição de probabilidade exponencial negativa. O modelo analítico utiliza o método de aproximação por redução de carga, também conhecido como “Erlang fixed point”.

Os resultados do trabalho poderão ser utilizados no desenvolvimento de técnicas de planejamento e métodos de implantação de redes ópticas WDM, utilizadas como "backbone" para serviços que demandam altas taxas de transmissão tais como serviços de videoconferência, vídeo sob demanda ("video on demand") e de transferência de grandes volumes de dados.

Este documento está organizado da seguinte forma: o capítulo 2 apresenta algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda clássicos descritos na literatura e os algoritmos estudados. O capítulo 3 apresenta o modelo de simulação de eventos discretos e o modelo analítico que serviram de base para implementar as ferramentas usadas nos estudos comparativos do capítulo 4.

O capítulo 4 descreve os resultados obtidos usando a ferramenta de simulação e o ferramental analítico. Foram efetuados estudos de desempenho de algoritmos, os resultados dos modelos de simulação e analítico foram comparados para várias topologias de rede óptica, e foi analisado o efeito da variação da quantidade de comprimentos de onda, a variação da quantidade de fibras ópticas e o uso de conversores de comprimento de onda no desempenho da rede óptica.

O capítulo 5 apresenta as conclusões e sugestões para estudos futuros. Finalmente é apresentada a bibliografia utilizada neste trabalho.

CAPÍTULO II

Algoritmos de Alocação de Rota e Comprimento de Onda

Este capítulo apresenta o problema de alocação de rota e comprimento de onda em redes ópticas com multiplexação por comprimento de onda, descreve os principais algoritmos investigados na literatura, e apresenta de forma sucinta o efeito da quantidade de comprimentos de onda, da quantidade de fibras ópticas e do uso de conversores de comprimento de onda no desempenho da rede óptica. Descreve a seguir os algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda estudados neste trabalho.

2.1 - Considerações Iniciais

Os algoritmos que tratam o problema de alocação de rota e comprimento de onda (“Routing and Wavelength Assignment - RWA Problem”) em uma rede óptica podem ser classificados em termos da forma de controle da rede, do modo de estabelecimento da conexão e da forma de modelamento de tráfego utilizado.

O controle da rede pode ser feito de forma centralizada ou distribuída. No controle centralizado, supomos a existência de um controlador central responsável pelo gerenciamento da rede, mantendo o estado atualizado da rede inteira tal como o estado de ocupação de enlaces e a topologia de nós e enlaces disponíveis ou em falha.

No controle distribuído não existe um controlador centralizado para rotear uma chamada solicitada ou escolher o comprimento de onda a ser utilizado. O gerenciamento da rede e a

informação de estado global não fica disponível para os nós da rede ou é disponibilizada após um tempo de atraso.

Em termos do modo de estabelecimento da conexão, podemos classificar os algoritmos de roteamento e alocação da seguinte forma:

a) estáticos, onde o conjunto de solicitações de caminhos ópticos entre pares de nós de origem e destino está disponível antecipadamente e o problema consiste em estabelecer os caminhos ópticos de forma a minimizar os recursos alocados pela rede óptica, tais como quantidade de comprimentos de onda ou fibras ópticas.

b) semi-permanentes, onde os caminhos ópticos são estabelecidos sequencialmente, e permanecem indefinidamente ou por um longo período de tempo na rede.

c) dinâmicos, onde os caminhos ópticos são estabelecidos quando a chamada chega e liberados após um período finito de tempo. Nos casos semi-permanente e dinâmico, o objetivo é minimizar o número de chamadas bloqueadas ou a quantidade de recursos utilizados da rede.

O modelamento de tráfego deve estabelecer o tipo de distribuição de probabilidade caracterizando a requisição e duração das chamadas. São utilizadas as distribuições de Poisson e exponencial negativa.

Este trabalho estudou o desempenho de algoritmos centralizados que tratam o tráfego com características semi-permanente e dinâmica, com a chegada de chamadas modelada de acordo com a distribuição de Poisson e a duração da chamada com a distribuição exponencial negativa.

As premissas são válidas tanto para o método de simulação de eventos discretos como para o modelo analítico. Adicionalmente, no modelo analítico a escolha do comprimento de onda em cada enlace é feito somente de forma aleatória, e o tráfego de transbordo (“overflow”) no caso de roteamento alternativo foi suposto possuir a mesma distribuição do tráfego de primeira escolha. Escolhemos este modelamento para o tráfego de transbordo pela simplicidade da implementação. O modelamento poderá ser aperfeiçoado através do modelo aleatório equivalente citado na referência [22].

2.1.1 - Problema de Alocação de Rota e Comprimento de Onda

A alocação de rota e comprimento de onda para um caminho óptico pode ser feito basicamente de três maneiras:

a) Algoritmos onde a rota é escolhida em primeiro lugar, e o comprimento de onda é selecionado a seguir.

b) Algoritmos onde o comprimento de onda é selecionado em primeiro lugar, e a rota é selecionada a seguir.

c) Algoritmos onde a rota e o comprimento de onda são escolhidas em conjunto.

A rota pode ser escolhida através de roteamento fixo, através de caminhos alternativos, ou de forma adaptativa. A seleção do comprimento de onda pode ser feita de várias formas, inclusive em sequência fixa, sequência aleatória, ou selecionando o comprimento de onda menos usado, ou o mais usado na rede óptica. As técnicas de roteamento e de alocação de comprimento de onda descritas a seguir são baseadas nas referências [4], [12], [19] e [25].

2.1.1.1 - Técnicas de Roteamento

Roteamento Fixo

A técnica de roteamento fixo consiste em escolher sempre a mesma rota para encaminhar uma chamada. Podemos utilizar algoritmos de pesquisa do caminho mais curto, como Dijkstra ou Bellman-Ford, ou tabelas programadas em cada nó da rede ou em uma base de dados global, para efetuar o encaminhamento.

Roteamento Fixo Alternativo

Na técnica fixa alternativa, devemos manter uma tabela de roteamento contendo a rota direta e o conjunto de rotas alternativas para cada par de nós de origem e destino. A chamada é encaminhada através de uma rota, caso um comprimento de onda esteja livre em todos os enlaces que compõe a rota.

Se estiver programada uma rota direta, a chamada deverá ser encaminhada em primeiro lugar através desta rota. Caso contrário, é encaminhada através de uma das rotas alternativas. Se não houver nenhuma rota alternativa disponível, a chamada é bloqueada.

Temos várias formas de roteamento fixo alternativo [12], denominadas de roteamento aleatorizado, sequencial e menos ocupado (“Least Loaded Routing - LLR”).

No roteamento aleatorizado a rota alternativa é escolhida de forma aleatória quando a rota direta estiver ocupada.

No roteamento sequencial temos um conjunto ordenado, na forma sequencial, de rotas alternativas. Neste caso, a rota alternativa é selecionada de forma sequencial, de forma que a primeira rota livre do conjunto de rotas alternativas seja escolhida para conduzir a chamada.

No roteamento menos ocupado a rota alternativa que estiver menos ocupada é escolhida. Se nenhuma rota estiver disponível, a chamada é bloqueada. A ocupação da rota é definida através da equação abaixo. Quando existirem várias rotas com o mesmo nível de ocupação, uma das rotas será escolhida de forma aleatória.

Ocupação da rota = $\max \{ U_j : j \in V \}$, onde U_j indica o nível de ocupação do enlace j , e V designa o conjunto de enlaces da rota.

No roteamento alternativo limitado (“Limited Alternate Routing”), citado na referência [25], os interesses de tráfego com menor distância entre os nós de origem e destino recebem menos rotas alternativas, e os com maior distância recebem mais rotas alternativas, obtendo uma melhoria na performance em termos de probabilidade de bloqueio.

Este método é vantajoso para redes pouco densas com carga de tráfego baixa, dado que a existência de rotas alternativas adicionais resultará em menor bloqueio. Quando o tráfego for maior é provável que estas rotas, tendo maior número de enlaces, sofrerão um bloqueio maior, prejudicando desta forma o desempenho da rede.

Roteamento Adaptativo

No roteamento adaptativo, a rota é escolhida de forma dinâmica em função do estado da rede. O estado da rede é determinado pelo conjunto de chamadas em andamento na rede. Existem duas formas básicas de roteamento adaptativo - caminho mais curto e menos ocupado. A rota pode

ser selecionada considerando um conjunto de caminhos pré-selecionados ou de forma sem restrição, onde todo caminho possível da rede entre cada par de nós de origem e destino pode ser selecionado.

No caso do roteamento adaptativo de caminho mais curto, quando uma chamada chega é selecionado o caminho mais curto, com menor número de enlaces ou de menor custo, entre o nó origem e o nó destino. Se existirem vários caminhos com a mesma distância, um destes caminhos será escolhido usando um dos três seguintes critérios: de forma aleatória, considerando o caminho menos ocupado ou em uma sequência definida de forma arbitrária.

No caso do roteamento adaptativo menos ocupado, o caminho menos ocupado de um conjunto de caminhos possíveis é selecionado. O estado de ocupação do caminho é definido da mesma forma que no caso do roteamento fixo alternativo menos ocupado. Se existirem vários caminhos com o mesmo nível de ocupação, o caminho mais curto poderá ser escolhido.

2.1.1.2 - Técnicas de Alocação de Comprimento de Onda

Na descrição a seguir utilizaremos as seguintes definições:

Sp: Conjunto de enlaces da rota ou caminho p.

Sw: Conjunto de comprimentos de onda livres, existente nos enlaces incluídos na rota ou caminho p.

D: Matriz $E \times W$, onde D_{lj} indica o número de fibras óticas ocupadas para um enlace l e comprimento de onda j. Este valor está contido no intervalo $[0, F]$.

Q: Estado da rede, constituída pelo estado de ocupação dos comprimentos de onda das fibras óticas e enlaces constituintes da rede ótica.

Alocação Aleatória (“Random”)

Nesta técnica, um comprimento de onda é selecionado de forma aleatória, considerando o conjunto de comprimentos de onda livres.

Alocação Sequencial Fixa (“First Fit”)

Os comprimentos de onda são enumerados de forma sequencial fixa. O comprimento de onda de menor número que estiver livre é selecionado. Este sistema não exige informação de estado de rede global, e faz com que os comprimentos de onda de numeração menor sejam utilizados com maior frequência que os comprimentos de onda de numeração maior. Isto permite que para mesma probabilidade de bloqueio, uma quantidade menor de comprimentos de onda seja suficiente para atendimento das chamadas. As chamadas que exigem maior número de enlaces têm maior probabilidade de sucesso.

Menos Usado (“Least Used”)

O comprimento de onda menos usado na rede é selecionado, de forma a balancear a carga entre todos os comprimentos de onda. Este método favorece as chamadas com número menor de enlaces, que terão maior probabilidade de sucesso que as chamadas que exijam maior número de enlaces. Exige informação global de estado de rede para escolha do comprimento de onda menos usado.

Mais Usado (“Most Used”)

Seleciona o comprimento de onda mais usado na rede, exigindo informação global de estado da rede. Tem desempenho semelhante à técnica de alocação sequencial fixa, fazendo com que um número menor de comprimentos de onda seja dedicado para atendimento das chamadas.

Menos Ocupado (“Least Loaded”)

Seleciona o comprimento de onda que possui a maior capacidade residual no enlace mais ocupado da rota, de acordo com a fórmula abaixo. Quando existirem vários comprimentos de onda com mesma capacidade residual um dos comprimentos de onda será escolhido de forma sequencial. É projetado para redes de múltiplas fibras, sendo equivalente à técnica de alocação sequencial fixa no caso de fibra simples.

$$\text{Max } \{ \min \{ (F - D_{lj}): l \in S_p \}: j \in S_w \}$$

MAX-SUM (“MΣ”)

Esta técnica é utilizada para múltiplas fibras óticas, podendo ser utilizada em enlaces com uma fibra ótica, e considera todos os caminhos óticos possíveis entre nós de origem e de destino da rede. MAX-SUM tenta maximizar as capacidades dos caminhos da rede após a conexão ser estabelecida. Os caminhos para cada par de nós de origem e destino são definidos antecipadamente.

A capacidade C do enlace l é definida como a quantidade de fibras livres, para o comprimento de onda j , e Q é o estado da rede. A capacidade C_p do caminho p , para o comprimento de onda j , é definida como:

$$C_p(Q, p, j) = \min \{ C(Q, l, j) : l \in Sp \}, \text{ onde } C(Q, l, j) = F - Dlj$$

A capacidade C_{pw} do caminho é a soma das capacidades de caminho em todos os comprimentos de onda.

$$C_{pw} = \sum_{j=1}^w C_p(Q, p, j)$$

O algoritmo escolhe o comprimento de onda que maximiza a equação:

$$\sum_{p \in P} C_{pw}(Q_n(j), p)$$

Onde P é o conjunto de todos os caminhos possíveis entre os nós de origem e de destino para o estado atual, $Q_n(j)$ é o próximo estado da rede se o comprimento de onda j for alocado para a chamada. Após a conexão ter sido estabelecida, o estado da rede é atualizado e a próxima chamada requisitada é processada.

Reserva de Comprimento de Onda (“Wavelength Reservation”)

Uma certa quantidade de comprimentos de onda é reservada para transportar o tráfego de uma rota de maior comprimento, em todos os enlaces desta rota. A probabilidade de bloqueio

desta rota é reduzida, dado que ela pode utilizar tanto os comprimentos de onda reservados como os não reservados. O tráfego das outras rotas, de menor comprimento, deve utilizar exclusivamente os comprimentos de onda não reservados.

Neste método o percentual de utilização dos comprimentos de onda diminui e existe uma degradação na probabilidade de bloqueio global da rede óptica.

Proteção de Limite (“Threshold Protection”)

As chamadas com rotas de menor comprimento são estabelecidas sómente se a quantidade de comprimentos de onda livres em cada enlace da rota estiver acima de um certo limite pré-definido. Desta forma, estes comprimentos de onda livres podem ser utilizados pela tráfego pertencente às rotas de maior comprimento, diminuindo a sua probabilidade de bloqueio.

Quando o tráfego das rotas de maior comprimento for baixo, as rotas de menor comprimento e a probabilidade de bloqueio global da rede terão a performance diminuída.

2.1.1.3 - Técnicas de Alocação de Rota e Comprimento de Onda

Existem várias técnicas de alocação de rota e comprimento de onda, que são relacionadas a seguir.

a) Roteamento fixo que seleciona primeiro a rota, através de um algoritmo de pesquisa do caminho mais curto ou através de tabelas de rota pre-definidas, e após escolhe o comprimento de onda através de uma das técnicas descritas no item 2.1.1.2.

b) Roteamento fixo alternativo que seleciona a rota através dos métodos sequencial, menos ocupado ou algum outro descrito no item 2.1.1.1 e aloca o comprimento de onda a seguir.

c) Roteamento adaptativo que seleciona o comprimento de onda usando uma das técnicas descritas, e procura a rota a seguir de forma adaptativa. Isto pode ser feito de forma repetitiva, usando o conjunto de comprimentos de onda disponíveis.

d) Roteamento de caminho menos congestionado, que procura a rota menos ocupada existente em um conjunto pré-definido de rotas, e seleciona o comprimento de onda a seguir. É uma forma de roteamento alternativo, onde a rota direta não está programada.

e) Seleção conjunta de rota e comprimento de onda, que considera o custo de pares de rota-comprimento de onda e escolhe um par utilizando algum critério especificado. As rotas são definidas a priori em uma tabela de rotas alternativas, ou são escolhidas de forma adaptativa considerando o estado da rede.

2.1.2 - Quantidade de Fibras por Enlace

Resultados publicados por vários autores indicam que uma rede com múltiplas fibras por enlace é equivalente a uma rede com facilidade de conversão parcial intrínseca.

De acordo com a referência [2] uma rede com F fibras ópticas com W comprimentos de onda por fibra é equivalente a uma rede com conversão parcial de grau F implantada em cada enlace. Este sistema de conversão converte um comprimento de onda de entrada para um entre F comprimentos de onda de saída.

2.1.3 - Quantidade de Comprimentos de Onda

Um modelo analítico simples, devido a “Barry “ e “Humble“, descrito na referência [20], prediz que o ganho de utilização do tráfego transportado G_u aumenta com o número de comprimentos de onda até um valor máximo. A partir daí cai lentamente, voltando ao valor 1 quando o número de comprimentos de onda tender a infinito. Neste modelo, G_u é a relação entre o tráfego transportado na situação com conversão de comprimento de onda e sem conversão de comprimento de onda.

Utilizaremos uma definição de ganho de utilização G_u mais generalizada, como a relação entre os valores de tráfego oferecido (ou transportado) para a rede óptica para um certo valor

de probabilidade de bloqueio, em duas situações distintas, caracterizadas pela quantidade de fibras ópticas, a existência de conversão de comprimento de onda ou o uso de diferentes algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda. O ganho de utilização mede a variação da utilização da rede.

2.1.4 - Topologia da Rede

De acordo com a referência [16], o ganho de utilização devido ao uso de conversores de comprimento de onda é geralmente pequeno em redes com pequeno diâmetro ou grande comprimento de interferência, e pode ser maior em redes com grande diâmetro ou pequeno comprimento de interferência.

Topologias na forma de anel geralmente tem menor ganho de utilização que topologias em malha, dado possuírem maior comprimento de interferência.

Diâmetro da rede é definido como a máxima distância d entre nós existente na rede. A distância d entre dois nós da rede é definida como o número de enlaces do caminho mais curto entre os nós. Comprimento de interferência [20] consiste no número médio esperado de enlaces compartilhados por duas rotas.

2.1.5 - Conversão de Comprimento de Onda em Redes Ópticas

A exigência de continuidade do comprimento de onda ao longo do caminho utilizado pela chamada pode ser evitada através do uso de conversores de comprimento de onda. Este dispositivo converte um sinal de entrada recebido em um comprimento de onda para um sinal de saída transmitido em outro comprimento de onda.

Esta conversão pode ser feita de várias formas: a) esparsa, onde os dispositivos de conversão não precisam estar disponíveis em todos os nós da rede óptica; b) limitada, onde um comprimento de onda de entrada é convertido para um entre m comprimentos de onda de saída, ou

total quando m é igual a quantidade de comprimentos de onda disponíveis na fibra; c) compartilhada, quando um banco de conversores é utilizado de forma conjunta por vários enlaces de fibra óptica, ou por um nó da rede óptica.

A referência [16], citando vários outros autores, conclui que conversores de comprimento de onda oferecem uma melhoria de performance insignificante quando implantados em uma rede ARPA II com 4 fibras ópticas por enlace e 4 comprimentos de onda por fibra, ou uma rede mesh-torus com múltiplas fibras. Estes tipos de rede são descritos no capítulo 4.

2.2 - Algoritmos de Alocação de Rota e Comprimento de Onda Estudados

As redes ópticas com multiplexação por divisão de comprimento de onda ("Wavelength Division Multiplexing Optical Networks") utilizam uma arquitetura baseada em caminhos ópticos para aproveitar a grande largura de faixa disponível para transmissão de dados.

Um caminho óptico sem conversão de comprimento de onda é um canal de comunicação estabelecido entre dois nós em um rede óptica, alocando-se o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces do caminho.

Nesta arquitetura o roteamento e alocação de comprimentos de onda aos caminhos ópticos são efetuados procurando otimizar o uso de recursos da rede com o objetivo de diminuir o bloqueio de chamadas e o custo do hardware dos comutadores ópticos e meios de transmissão disponíveis, enquanto atendem aos requisitos especificados pelos usuários.

O alocação de rota e comprimento de onda para um caminho óptico foram estudados através dos seguintes algoritmos:

a) Algoritmo de roteamento fixo, com rota definida pelo caminho mais curto ou por tabelas, e utilizando escolha do comprimento de onda em sequência fixa.

b) Algoritmo de roteamento fixo, com rota definida pelo caminho mais curto ou por tabelas, utilizando escolha aleatória do comprimento de onda.

c) Algoritmo de roteamento alternativo, com rota definida por tabelas, utilizando escolha aleatória do comprimento de onda.

d) Conjunto de algoritmos adaptativos, que escolhem o comprimento de onda através de várias maneiras: menos usado, aleatório, exaustivo e sequência fixa e a rota através do caminho mais curto, ou de menor custo.

e) Algoritmos para múltiplas fibras, com as seguintes opções: roteamento fixo e procura aleatória do comprimento de onda; adaptativo com procura exaustiva do comprimento de onda; e adaptativo com procura do caminho menos ocupado em termos da quantidade de fibras ópticas utilizadas.

Nas descrições de algoritmos a seguir utilizaremos as seguintes definições:

Caminho: Vetor contendo a relação de enlaces do caminho óptico

comp: Comprimento do caminho óptico

Ocup(s, j): Matriz de ocupação, indexada pelo número de enlace s e comprimento de onda j. $Ocup(s,j)=1$ indica que o comprimento de onda j do enlace s esta ocupado,

$Ocup(s,j)=0$ indica que o comprimento de onda j esta livre.

VectAleat: Vetor de comprimento de onda em sequência aleatória

w: Índice do comprimento de onda

//: Comentário

2.2.1 - Algoritmo de Roteamento Fixo, Sequência Fixa

É um algoritmo de roteamento fixo, com quantidade de comprimentos de onda limitado e sem limitação, baseado na referência [1].

Este algoritmo pesquisa em uma sequência fixa e tenta alocar o primeiro comprimento de onda onde todas os enlaces da rota estão livres. O caminho óptico é obtido através do algoritmo Dijkstra, que encontra o caminho mais curto entre dois vértices de um grafo orientado.

O estabelecimento do caminho óptico a partir do nó de origem para o nó de destino utiliza o procedimento descrito abaixo. Este procedimento tenta encontrar uma coluna da matriz de ocupação Ocup onde todas as entradas correspondentes aos enlaces do caminho estão livres. O contador de comprimentos de onda w é incrementado para alocar um novo comprimento de onda.

Início Algoritmo

// Calcula o caminho

Calcula o caminho mais curto entre a origem s e o destino d através do algoritmo

Dijkstra

// Encontra o comprimento de onda

Encon = Falso

$w = 1$

Enquanto não (Encon) **faz**

Início Laço

temp = 0

para $i = 1$ a comp **faz** temp = temp + Ocup(Caminho(i), w)

Se temp = 0 **então** Encon = Verdade

caso contrário faz $w = w + 1$ (*)

Fim Laço

// atualiza estrutura de dados

para $i = 1$ a comp **faz** Ocup(Caminho(i), w) = 1

Fim Algoritmo

A liberação do caminho óptico utiliza o procedimento a seguir, para marcar desocupado na matriz de ocupação.

Início

Para $i=1$ a comp **faz** Ocup(Caminho(i), w)=0

Fim

O caso de quantidade de comprimentos de onda limitado é implementado através da forma abaixo, substituindo a linha marcada com asterisco, onde W representa a quantidade máxima de comprimentos de onda. Se o comprimento de onda livre não for encontrado a solicitação de chamada é bloqueada.

Se $w < W$ então $w = w + 1$ caso contrário Trata chamada bloqueada

Este algoritmo tem complexidade de pior caso $O(N^2 + NW)$, considerando o algoritmo Dijkstra.

2.2.2 - Algoritmo de Roteamento Fixo, Escolha Aleatória

Este algoritmo é um algoritmo de roteamento fixo, com escolha aleatória do comprimento de onda e operação em duas fases: na primeira fase, calcula o caminho óptico através do algoritmo Dijkstra, que encontra o caminho mais curto entre dois nós de um grafo orientado, ou através de pesquisa em uma tabelas de rotas definidas antecipadamente.

Na segunda fase o algoritmo procura o comprimento de onda em uma sequência definida aleatoriamente, e tenta alocar o primeiro comprimento de onda onde todos os enlaces estão livres.

O estabelecimento do caminho óptico a partir da origem s para o destino d utiliza o procedimento descrito abaixo. Este procedimento tenta encontrar uma coluna da matriz de ocupação $Ocup$ onde todas as entradas correspondentes aos enlaces do caminho estão livres

Início Algoritmo

// Calcula o caminho

Calcula o caminho mais curto entre a origem s e o destino d através do algoritmo Dijkstra, ou seleciona o caminho em uma tabela de rotas direta

// Ordena os comprimentos de onda na forma aleatória

```

Inicializa o vetor de comprimentos de onda em sequência aleatória VectAleat
// Encontra o comprimento de onda
Encon = Falso
w' = 1
Enquanto não ( Encon) faz
    Início Laço
        Lê w=VectAleat(w')
        temp = 0
        para i = 1 a comp faz temp = temp + Ocup(Caminho(i),w)
        Se temp = 0 então Encon = Verdade
        caso contrário {Se (w' < W) faz w' = w' + 1 caso contrário Trata chamada
            bloqueada }
    Fim Laço
// atualiza estrutura de dados
para i = 1 a comp faz Ocup(Caminho(i),w) = 1
Fim Algoritmo

```

O término do caminho óptico utiliza o procedimento a seguir, para marcar desocupado na matriz de ocupação.

```

Início
Para i=1 a comp faz Ocup(Caminho(i),w)=0
Fim

```

Quando utilizar o algoritmo Dijkstra para procura do caminho mais curto o algoritmo terá complexidade de pior caso $O(N^2 + NW)$, como no caso anterior. Se utilizar a pesquisa em tabela de rotas a complexidade de pior caso será $O(NW)$.

2.2.3 - Algoritmo de Roteamento Alternativo, Escolha Aleatória

Este algoritmo é um algoritmo de roteamento alternativo, com escolha aleatória do comprimento de onda e operação em duas fases: na primeira fase, calcula o caminho óptico através de procura em tabelas contendo as rotas direta e alternativas, estabelecidas antecipadamente para cada interesse de tráfego da rede óptica. A rota é selecionada de forma sequencial, a partir da rota direta, e procurando através da sequência de rotas alternativas.

Na segunda fase o algoritmo procura o comprimento de onda em uma sequência definida aleatoriamente, e tenta alocar o primeiro comprimento de onda onde todas os enlaces estão livres.

Se nenhuma rota direta ou alternativa estiver disponível, com comprimento de onda livre em todos os enlaces da rota, a chamada é bloqueada.

O estabelecimento do caminho entre a origem s e o destino d é efetuado através do mesmo algoritmo descrito no item 2.2.2, adaptado para efetuar o cálculo do caminho através da procura na tabela de rotas direta e alternativa.

Este algoritmo tem complexidade de pior caso $O(KNW)$, onde K é a quantidade de rotas alternativas.

2.2.4 - Algoritmos Adaptativos

O algoritmo adaptativo é um algoritmo que trata o problema de roteamento e alocação de comprimento de onda em redes ópticas com comutação dinâmica de circuito, selecionando a rota de forma adaptativa, considerando todos os caminhos possíveis entre a origem e o destino, e levando em conta o estado da rede no roteamento.

Neste algoritmo, o comprimento de onda é selecionado em primeiro lugar, e a rota é selecionada a seguir. Os algoritmos são baseados na referência [2].

São considerados quatro algoritmos, classificados em função da técnica de alocação do comprimento de onda.

a) Menos Usado - Este algoritmo tenta rotear a chamada alocando o comprimento de onda menos utilizado, procurando na sequência ascendente de utilização, a fim de balancear a carga sobre o conjunto de comprimentos de onda disponíveis.

b) Aleatório - O algoritmo procura no conjunto de comprimentos de onda livres de forma aleatória, com distribuição uniforme sobre o conjunto de todas as possíveis arranjos.

c) Exaustivo - Todos os comprimentos de onda são procurados, de forma que o caminho de menor custo disponível na rede seja selecionado. Quando existirem vários caminhos de mesmo comprimento o de menor índice de comprimento de onda será selecionado.

d) Sequência Fixa - Os comprimentos de onda são procurados em ordem fixa, a partir do menor índice de comprimento de onda.

O estado da rede é descrito pela matriz de ocupação $Ocup(s,j)$, indexada pelo número de enlace s e número do comprimento de onda j .

O algoritmo procura um caminho que conecte a origem e o destino da chamada, onde o comprimento de onda esteja na condição não ocupado em todos os enlaces que compõe o caminho. Esta implementação utiliza o algoritmo Dijkstra para procura do caminho, calculando o caminho de menor custo. O custo do caminho é considerado como a soma dos custos dos enlaces que constituem o caminho óptico.

Ao contrário do roteamento fixo, este algoritmo de roteamento adaptativo procura o caminho de menor custo sobre a topologia de rede de forma dinâmica, considerando o estado da rede no instante de chegada da chamada. O algoritmo a) utiliza informação de estado de utilização global do comprimento de onda, que poderia ser obtida através da troca periódica de informação entre os nós da rede.

O estabelecimento do caminho óptico a partir do nó de origem para o nó de destino para o algoritmo Sequência Fixa utiliza o procedimento descrito abaixo. Este procedimento tenta encontrar uma coluna da matriz de ocupação $Ocup$ onde todas as entradas correspondentes aos enlaces do caminho estão livres. O processo de estabelecimento do caminho óptico para os algoritmos menos usado e aleatório é efetuado de forma equivalente, de acordo com o algoritmo específico.

O contador de comprimentos de onda w é incrementado para alocar um novo comprimento de onda. O custo associado a cada enlace do grafo pesquisado pelo algoritmo Dijkstra é atualizado, de forma a refletir o estado da rede, de forma consistente com a matriz de ocupação Ocup. Quando um elemento da matriz de ocupação Ocup estiver com valor 1 o custo correspondente será infinito, caso contrário será o valor correspondente a comprimento de onda livre.

Início Algoritmo

Encon = Falso

$w = 1$

Enquanto Encon=Falso **faz**

Início Procura comprimento de onda

 // Calcula o caminho

 Calcula o caminho de menor custo entre a origem e o destino no grafo através do algoritmo Dijkstra

Início Laço

 temp = 0

para $i = 1$ a comp **faz** temp = temp + Ocup(Caminho(i),w)

Se temp = 0 **então** Encon = Verdade

caso contrário { **Se** $w < W$ **faz** $w = w + 1$ **caso contrário** Trata chamada bloqueada }

Fim Laço

Fim Procura comprimento de onda

 // atualiza estrutura de dados

para $i = 1$ a comp **faz** Ocup(Caminho(i),w) = 1

 Atualiza custo do grafo utilizado pelo algoritmo Dijkstra

Fim Algoritmo

A liberação do caminho óptico utiliza o procedimento a seguir, para marcar desocupado na matriz de ocupação.

Início

Para $i=1$ a comp **faz** $Ocup(\text{Caminho}(i),w)=0$

Atualiza custo do grafo utilizado pelo algoritmo Dijkstra

Fim

O estabelecimento do caminho óptico para o algoritmo Exaustivo utiliza o procedimento descrito a seguir, adaptado da descrição anterior. Todos os comprimento de onda são procurados e o que tiver o caminho de menor custo da rede é selecionado. A liberação do caminho óptico usa o mesmo procedimento anterior.

Quando o caminho óptico for selecionado para uma chamada, o custo associado ao comprimento de onda de cada enlace do caminho óptico no grafo pesquisado pelo algoritmo Dijkstra é atualizado, de forma a refletir o estado da rede, de forma consistente com a matriz de ocupação *Ocup*.

Quando o caminho óptico for liberado ao final da chamada os custos deverão ser atualizados para o valor de comprimento de onda livre.

Se um elemento da matriz de ocupação *Ocup* estiver com valor 1 o custo correspondente no grafo será infinito, caso contrário será o valor correspondente a livre.

Início Algoritmo

Caminho de menor custo = Vazio

Custo do caminho = Infinito

Encon = Falso

Para $w = 1$ até $w = W$ **faz**

Início Procura caminho

// Calcula o caminho

Calcula o caminho de menor custo entre a origem e o destino no grafo através do algoritmo Dijkstra

// Encontra o comprimento de onda

temp = 0

```

para i = 1 a comp faz temp = temp + Ocup(Caminho(i),w)
Se temp = 0 então
    Inicio Atualiza custo do caminho
    Encon = Verdade
    Se custo do caminho atual é menor que o custo do caminho anterior
    então {Caminho de menor custo = caminho atual
            Custo do caminho = custo do caminho atual}
    Fim Atualiza custo do caminho
Fim Procura caminho
Se Encon = Falso então Trata chamada bloqueada
// atualiza estrutura de dados
para i = 1 a comp faz Ocup(Caminho(i),w) = 1
Atualiza custo do grafo utilizado pelo algoritmo Dijkstra
Fim Algoritmo

```

Os algoritmos adaptativos tem complexidade de pior caso $O(WN^2)$.

2.2.5 - Algoritmos para Múltiplas Fibras

O uso de múltiplas fibras pode ser considerado uma alternativa ao uso de sistemas de conversão de comprimento de onda. Uma rede com F fibras óticas e W comprimentos de onda, sem conversão, é funcionalmente equivalente a uma rede com conversão parcial de grau F (O comprimento de onda de entrada seria convertido para um entre F comprimentos de onda de saída ao conversor).

Os algoritmos para múltiplas fibras foram implementados com as seguintes opções:

a) roteamento fixo, com procura aleatória do comprimento de onda, onde a rota é obtida através do algoritmo Dijkstra, que procura o caminho mais curto entre o nó de origem e o de destino, e o comprimento de onda selecionado a seguir de forma aleatória.

Este algoritmo tem descrição idêntica ao item 2.2.2, adaptado para múltiplas fibras, e complexidade de pior caso $O(N^2 + NW)$.

b) adaptativo, onde o comprimento de onda é selecionado em primeiro lugar, e o roteamento é efetuado a seguir de forma adaptativa, procurando o caminho de menor custo com o algoritmo Dijkstra. Este algoritmo é equivalente ao algoritmo Exaustivo descrito no item 2.2.4., adaptado para múltiplas fibras, com mesma complexidade de pior caso.

O custo associado ao comprimento de onda de cada enlace da topologia de rede óptica é constante enquanto o enlace contiver fibras ópticas livres. Quando todas as fibras do enlace estiverem ocupadas o custo será alterado para infinito.

c) adaptativo, onde o comprimento de onda é selecionado em primeiro lugar, e o roteamento é efetuado a seguir de forma adaptativa, selecionando o caminho de menor custo através do algoritmo Dijkstra, e o caminho selecionado possui enlaces que têm o menor índice de ocupação, em termos de quantidade de fibras ocupadas para um determinado comprimento de onda.

Este algoritmo, denominado de Menos Ocupado, é baseado no algoritmo SPREAD citado na referência [8], utilizando representação da rede em grafo de uma só camada, ao passo que os algoritmos citados na referência [8] utilizam representação em grafo multi-camada.

A descrição deste algoritmo é idêntica ao do algoritmo Exaustivo, item 2.2.4, adaptado para múltiplas fibras, com atualização do custo dos enlaces do grafo pesquisado pelo algoritmo Dijkstra feito de forma incremental, refletindo o estado de ocupação das fibras ópticas do enlace.

Quando um comprimento de onda do enlace for ocupado o custo será incrementado, tendo um valor igual ao custo inicial acrescido de um múltiplo do incremento. Quando todas as fibras do enlace estiverem ocupadas, para um certo comprimento de onda, o custo é considerado infinito.

O algoritmo Dijkstra procura o caminho de menor custo sobre a topologia de rede, levando em conta o estado da rede atualizado. A escolha de um caminho de menor custo para cada chamada originada, em conjunto com a sistemática de atualização de custo de enlaces, faz com que ocorra um balanceamento da carga de tráfego sobre os caminhos da rede.

Quando vários caminhos tiverem mesmo custo, um dos caminhos será escolhido de forma arbitrária, em função do algoritmo Dijkstra implementado.

O algoritmo Menos Ocupado tem complexidade de pior caso $O(WN^2)$.

CAPÍTULO III

Modelos de Simulação e Analítico

Descreveremos a seguir o modelo de simulação e o modelo analítico utilizados no estudo de algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda para obter resultados de probabilidade de bloqueio, comprimento médio do caminho, dentre outros.

É também fornecida uma breve descrição do programa de simulação de eventos discretos e da ferramenta de cálculo analítico que implementam os dois modelos.

3.1 - Modelo de Simulação

O modelo de simulação é orientado a eventos discretos com procedimento para geração de números aleatórios otimizado, procedimento para geração de sementes para o gerador de números aleatórios, rotina de cálculo de caminho mais curto utilizando o algoritmo Dijkstra e módulos para implementação dos algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda descritos na seção 2.2.

3.1.1 - Algoritmo Dijkstra

O algoritmo Dijkstra é um algoritmo de rotulação do tipo indução e ajuste, descrito nas referências [5] e [24], que encontra o caminho mais curto ou de menor custo entre o vértice origem

e todos os outros vértices de um grafo orientado, com comprimentos de arco não negativos. O caminho mais curto é obtido usando o custo unitário.

O algoritmo divide o conjunto de vértices em dois conjuntos: os rotulados de forma permanente e os rotulados de forma temporária. O rótulo de distância de um vértice permanente representa o caminho mais curto ou de menor custo entre este vértice e a origem. Para um vértice temporário, o rótulo de distância é um limite superior no comprimento do caminho mais curto ou de menor custo para aquele vértice.

A idéia básica do algoritmo é rotular os vértices de forma permanente, em ordem crescente de distância, a partir do vértice origem. Em cada iteração, um vértice i com o rótulo temporário mínimo é selecionado, tornado permanente, e os vértices adjacentes a este (conjunto $A(i)$) são atualizados. O algoritmo termina quando todos os vértices estão no estado permanente.

Para encontrar o caminho, é mantida uma árvore com base na origem, utilizando índices denominados predecessores, que armazenam a identificação do vértice imediatamente anterior do caminho calculado. O predecessor fornece a partir do vértice destino os enlaces pertencentes ao caminho calculado entre o vértice de origem e o de destino.

Requisitos exigidos pelo algoritmo Dijkstra:

- a) O grafo é direcionado
- b) O comprimento ou custo de arco são inteiros não negativos
- c) O grafo contém um caminho direcionado do vértice de origem para todos os outros vértices do grafo. O grafo deve ser fortemente conexo.

No caso de grafos não direcionados, as arestas existentes entre vértices i e j são convertidas para arcos, na forma de dois arcos (i, j) e (j, i) , com custo idêntico e capacidade conjunta. O grafo utiliza estrutura de adjacência, com lista de arcos adjacentes de saída para cada vértice.

Fluxograma do algoritmo Dijkstra:

Início Algoritmo

$$S = \emptyset \quad S' = \{1, 2 \dots N\}$$

$d(i) = \text{INFINITO}$ para \forall vértice $i \in S'$

$d(s) = 0$ e $\text{pred}(s) = 0$

Enquanto $|S| < N$ **Faça**

Início Laço

Escolha i tal que $d(i) = \min \{d(j) : j \in S'\}$

$S = S \cup \{i\}$

$S' = S' - \{i\}$

Para cada arco $(i,j) \in A(i)$ **Faça**

Se $d(j) > d(i) + c_{ij}$ **Então**

$d(j) = d(i) + c_{ij}$ e $\text{pred}(j) = i$;

Fim Laço

Fim Algoritmo

Foi utilizada a seguinte notação:

A(i): conjunto ordenado dos arcos adjacentes, de saída, ao vértice i

c_{ij}: comprimento ou custo do arco, com origem no vértice i e destino no vértice j

d(i): rótulo de distância do vértice i

N: quantidade de vértices do grafo

pred(i): predecessor do vértice i

s: vértice origem

S: conjunto de vértices rotulados de forma permanente

S': conjunto de vértices rotulados de forma temporária

O algoritmo Dijkstra possui complexidade assintótica de pior caso $O(N^2)$.

3.1.2 - Geração de Variáveis Aleatórias

A geração de variáveis aleatórias (ou variates) é feita em duas fases. Na primeira fase é gerado um número aleatório com distribuição uniforme no intervalo (0,1), que é transformado na fase dois no valor da variável aleatória desejada.

Os números aleatórios são gerados na forma de uma sequência de números pseudo-aleatórios com distribuição uniforme no intervalo (0,1), com características determinísticas, a partir de uma semente inicial.

O gerador de números aleatórios deve possuir as seguintes propriedades:

- a) Números distribuídos uniformemente no intervalo (0,1)
- b) O gerador deve ser rápido e utilizar pouca memória
- c) Capaz de reproduzir uma sequência de números aleatórios, reutilizando a mesma semente.
- d) Reproduzir sequências distintas, através do uso de diferentes sementes.
- e) Ter portabilidade para máquinas de 32 bits. Consideramos máquinas de 32 bits as que suportam no mínimo aritmética inteira usando palavras de 32 bits.

A reprodução de uma sequência tem a vantagem de permitir que sequências idênticas de números aleatórios possam ser utilizados para obter uma comparação mais precisa de diferentes sistemas e facilitar a depuração do programa de simulação.

3.1.2.1 - Gerador de Números Aleatórios

O método de geração de números aleatórios utilizado neste simulador foi o de congruência linear, de acordo com a seguinte expressão recursiva:

$$Z(i) = [A * Z(i-1) + c] \text{ mod } M, \quad U(i) = Z(i)/M$$

M = Módulo

A = multiplicador

c = incremento

$Z(0)$ = semente de inicialização

$Z(i)$ = resto da divisão de $(A*Z + c)$ por M

U = número aleatório calculado no intervalo $(0,1)$

i = número da iteração ou índice do número aleatório gerado

Quando o parâmetro c for igual a 0, temos o método de congruência multiplicativa.

Quando c for diferente de 0, temos o método de congruência mista.

Selecionamos o gerador multiplicativo PMMLCG ("Prime Modulus Multiplicative Linear Congruential Generator") com os parâmetros abaixo, escrito na linguagem de programação C e descrito na referência [6], baseado no código FORTRAN de Marse e Roberts, obtendo um gerador de período $(2^{31} - 2)$.

$A = 630.360.016$

$M = 2^{31} - 1 = 2.147.483.647$

A implementação na linguagem C efetua os cálculos com números inteiros com sinal entre $-M$ e $+M$ e fornece os resultados em ponto flutuante com precisão simples.

Este gerador foi escrito na linguagem de programação C++ ANSI, efetua o cálculo do próximo número aleatório utilizando números inteiros sem sinal, com palavras de 32 bits, no intervalo $[0, 2^{32} - 1]$, e fornece os resultados $U(i)=Z(i)/M$ em ponto flutuante com precisão dupla.

O uso deste método aumenta a portabilidade do programa que utiliza o algoritmo, com maior densidade dos números aleatórios gerados.

3.1.2.2 - Geração de Variáveis (variates) Aleatórias

As variáveis aleatórias são geradas utilizando-se o método da transformada inversa, da seguinte forma:

a) Gerar $U(0,1)$

b) Gerar $X =$ Transformada Inversa de $F(U)$.

Para o caso da distribuição de probabilidade exponencial negativa, temos a distribuição de probabilidade $F(x) = 1 - \exp(-\lambda * x)$ com transformada inversa:

$$X = (-1 / \lambda) * \log(U(0,1))$$

λ é a média da distribuição de probabilidade, e \log é o logaritmo neperiano.

3.1.3 - Cálculo da Semente de Inicialização

O cálculo da semente de inicialização para cada sequência de números aleatórios é efetuado de acordo com o seguinte equação, onde $S(i)$ é semente de inicialização da sequência i :

$$S(i) = [S(i-1) * A^{100.000}] \text{ mod } M$$

Cada sequência tem o comprimento de 100.000 números. Podem ser geradas 21474 sequências distintas de números aleatórios.

Este cálculo foi implementado estendendo o método de cálculo com números inteiros sem sinal, utilizado na implementação do gerador multiplicativo, para este caso, de acordo com o algoritmo descrito a seguir, citado na referência [6]:

Início Algoritmo

$$z = S(0) = 1.973.272.912$$

Para $i = 1$ **Até** Número da sequência i **Faça**

Início Laço

$$z = (z * M1) \text{ mod } M$$

$$z = (z * M2) \text{ mod } M$$

$$z = (z * M3) \text{ mod } M$$

Fim Laço

$$S(i) = z$$

Fim Algoritmo

Os números M1, M2, M3 são definidos de forma que $A^{100.000} = M1 * M2 * M3$. São usados os valores 715, 1058 e 1385 para M1, M2 e M3 respectivamente.

3.1.4 - Tempo de Aquecimento

Utilizamos o método de aquecimento de modelo ou de cancelamento de dados iniciais, segundo a referência [6], para tratar o problema de transiente inicial existente nas corridas de simulação.

O procedimento consiste em cancelar uma quantidade de observações obtidas no início da corrida e usar os dados restantes para estimar o parâmetro de interesse. Plotamos os dados do parâmetro de interesse em um gráfico, e estimamos o tempo de aquecimento como o instante de tempo onde a curva alcança o valor de regime.

3.1.5 - Técnicas de Redução de Variância

Utilizamos a técnica de redução de variância do tipo números aleatórios comuns (“common random numbers - CRN”) para obter maior precisão nos resultados [6]. Ela é aplicável quando queremos comparar duas ou mais alternativas de configuração de sistemas.

Esta técnica consiste em simular diferentes configurações de sistemas sob as mesmas condições de operação, aplicando as mesmas sequências de números aleatórios para simular as configurações, de forma a obter uma correlação positiva entre os resultados de cada configuração e conseqüente diminuição da variância existente no processo de comparação.

É aplicável, em princípio, a experimentos onde as curvas de resultados de simulação têm inclinação monotônica de mesmo sentido, e o método de geração de variáveis aleatórias seja o método da transformada inversa preferencialmente.

As sequências de números aleatórios aplicadas a diferentes configurações de sistema devem estar sincronizadas, de forma que, no caso ideal, um número aleatório específico utilizado

em uma certa função em determinada configuração tenha exatamente o mesmo propósito nas outras configurações.

Isto exige que sequências diferentes de números aleatórios, não sobrepostas, sejam dedicadas a cada função. É também necessário que as mesmas sequências de números aleatórios sejam aplicadas a todas as configurações de sistema.

3.2 - Modelo Analítico

O objetivo desta seção é apresentar um modelo analítico aproximado do bloqueio em redes ópticas sem conversão de comprimento de onda e com conversão total de comprimento de onda, suportando roteamento fixo e alternativo sequencial, usando o método de redução de carga generalizado.

O método de redução de carga é uma extensão de uma aproximação, que considera o tráfego em cada enlace como a somatória das cargas de tráfego oferecidas pelos interesses de tráfego que usam o enlace. O método consiste em melhorar a aproximação, reduzindo a carga de tráfego apresentada ao enlace, considerando o bloqueio dos outros enlaces que compõe a rota.

Na técnica de redução de carga simplificada a carga de tráfego apresentada ao enlace independe do estado do enlace, e na generalizada esta carga é dependente do estado.

O modelo analítico utilizado é baseado nos algoritmos apresentados nas referências [9], [10], [11] e [12]. A referência [9] propõe um modelo analítico aproximado para redes ópticas, usando redução de carga generalizada que incorpora roteamento alternativo e conversão de comprimento de onda. A referência também efetua estudos comparativos entre o modelo analítico e o de simulação para redes ópticas completa, anel bidirecional e rede de anéis interconectados. A referência [10] calcula através de um esquema de redução de carga generalizado a probabilidade de bloqueio para redes ópticas com roteamento fixo e roteamento menos ocupado.

A referência [11] desenvolve um modelo analítico usando redução de carga simplificada, para roteamento fixo em redes estrela, mesh-torus e anel, e compara os resultados analíticos com os de simulação. A referência [12] estuda modelos de redução de carga simplificado e generalizado para

roteamento fixo, vários tipos de roteamento alternativo, e desenvolve aproximações assintóticas para a probabilidade de bloqueio, para redes de comutação de circuito.

O item 3.2.3 descreve as diferenças entre estas referências e o modelo analítico implementado, e propõe extensões ao modelo.

O modelo adotado neste trabalho segue as premissas definidas a seguir:

a) Independência de carga de tráfego entre enlaces da rede óptica. Este modelo é válido para redes em malha, onde a correlação entre enlaces pode ser considerada baixa. Em redes em anel, esta correlação pode ser elevada, e o modelo de independência de carga superestima o valor da probabilidade de bloqueio efetiva.

b) É assumido que exista independência na ocupação de comprimentos de onda em enlaces sucessivos de um caminho óptico.

c) O método de seleção do comprimento de onda em um enlace é feito de forma aleatória.

d) A taxa de chegada de chamadas tem distribuição de probabilidade de Poisson, com duração exponencial negativa de valor unitário. Esta premissa é assumida tanto para o tráfego de primeira escolha que é transportado pela rota direta como para o tráfego de transbordo (“overflow”) que é transportado pelas rotas alternativas.

A aproximação é correta para o caso do tráfego transportado pela rota direta. Contudo, modelar o tráfego escoado pelas rotas alternativas com a distribuição de Poisson leva a que a probabilidade de bloqueio calculada com o modelo analítico seja diferente da efetiva.

As chamadas bloqueadas são consideradas perdidas, não existindo espera nem retentativas.

e) Supomos que a conversão de comprimento de onda, quando existir, é total e disponível em todos os nós da rede.

f) Consideramos a aproximação de que as rotas alternativas são bloqueadas de forma independente, mesmo no caso em que compartilhem enlaces. As rotas em geral são planejadas de forma que os enlaces sejam disjuntos para fins de confiabilidade no caso de falha com queda do enlace.

O modelo considera que a rede consiste de N nós interconectados através de E enlaces, onde a cada enlace associamos uma capacidade de W comprimentos de onda.

É gerado um conjunto de equações para cada enlace, fornecendo uma aproximação para a probabilidade de ocupação. Estas equações são função da carga de tráfego aplicada ao enlace, de forma independente para cada enlace da rede óptica.

As equações podem ser resolvidas através do método de substituições repetidas, começando com um valor de tráfego inicial e iterando até uma solução ser encontrada. Para a maioria das redes de interesse prático, em malha, o sistema de equações converge para o ponto fixado em poucas iterações (geralmente menor que 10).

Este ponto pode não ser único em redes dotadas de caminhos alternativos, refletindo uma instabilidade da rede [12]. O parâmetro de reserva de canais de tráfego R permite que exista uma convergência para um valor único, revertendo para roteamento fixo e transportando o tráfego pela rota direta quando a carga de tráfego for alta. O parâmetro R define uma quantidade de canais reservados que só podem ser usados pelo tráfego escoado pela rota direta.

3.2.1 - Definições Utilizadas

Utilizamos a seguintes definições:

a) As chamadas oferecidas para cada interesse de tráfego i obedecem a uma distribuição de Poisson com taxa $A(i)$, com tráfego transportado $At(i)$. A duração do serviço tem distribuição exponencial com média 1.

b) As rotas são ordenadas na forma de um par (i, r) , onde i indica o número do interesse de tráfego e r indica o índice da rota para este interesse de tráfego. As rotas são classificadas em rota direta e rotas alternativas, onde $r=0$ indica a rota direta e $r > 0$ indica uma rota alternativa.

c) O tráfego oferecido à rota r é denominado de $Al(i, r)$, e o tráfego transportado é denominado de $Alt(i, r)$. Existe K rotas alternativas por interesse de tráfego, numeradas de 0 a $K-1$.

d) É definido um parâmetro R de quantidade de comprimentos de onda reservados. A quantidade de comprimentos de onda reservados sómente pode ser utilizada pelo tráfego escoado através da rota direta.

e) P_g é a probabilidade de bloqueio global da rede.

f) $Pl(i, r)$ é a probabilidade de bloqueio entre a origem e o destino da rota r , relativa ao interesse de tráfego i , e $Pls(i, r, s)$ indica a probabilidade de bloqueio dependente do estado do enlace s .

g) $Ls(w)$ é a carga de tráfego oferecida ao enlace, dependente do estado de ocupação do enlace, quantificado através do número de comprimentos de onda w .

h) $Airs$ é a matriz de incidência de interesse de tráfego, enlace e caminho. $Airs=1$ indica que o enlace s é utilizado pela rota r pertencente ao interesse de tráfego i .

i) A quantidade de interesses de tráfego varia de 1 a m .

h) n é o número de enlaces do caminho ou rota.

i) P é a probabilidade de ocupação do enlace

3.2.2 - Formulação das Equações

Probabilidade de bloqueio global

A probabilidade de bloqueio global é a razão entre o tráfego bloqueado e o tráfego oferecido à rede óptica. O tráfego bloqueado por interesse de tráfego é igual à diferença entre o tráfego oferecido $A(i)$ e o tráfego transportado $At(i)$.

$$P_g = \frac{\sum_{i=1}^m (A(i) - At(i))}{\sum_{i=1}^m A(i)} \quad (3.1)$$

Tráfego oferecido para a rota k , relacionado ao interesse de tráfego i

No roteamento fixo alternativo sequencial o tráfego $Al(i, k)$ é oferecido à rota (i, k) pertencente ao interesse de tráfego i se todas as rotas (i, r) , com $0 \leq r \leq k-1$ estiverem bloqueadas.

$$Al(i,0) = A(i) \text{ para } k = 0 \quad (3.2)$$

$$Al(i, k) = A(i) * Pl(i,0) * \prod_{j=1}^{k-1} Pl(i, j) \text{ para } k > 0 \quad (3.3)$$

$Pl(i, 0)$ é a probabilidade de bloqueio da rota direta, e $Pl(i, k)$ para $k > 0$ é a probabilidade de bloqueio da rota alternativa k .

Probabilidade de bloqueio Pl e Pls , para redes com conversão de comprimento de onda

a) Probabilidade de bloqueio Pl

A probabilidade de bloqueio Pl consiste na diferença entre o tráfego oferecido à rota r e o tráfego transportado. O tráfego transportado é reduzido pelo bloqueio dos enlaces que transportam tráfego da rota r .

$$Pl = 1 - \prod_{j=1}^n (1 - pw(j)) \quad (3.4)$$

b) Probabilidade Pls , em função do estado do enlace s

Consideramos U uma variável que indica a quantidade de comprimentos de onda ocupados em uma rota r e $X(s)$ a quantidade de comprimentos de onda ocupados no enlace s (estado do enlace s) que transporta tráfego da rota r .

A probabilidade de bloqueio da rota em função do estado do enlace s Pls é definida como a probabilidade condicional de que a rota esteja bloqueada quando existirem m comprimentos de onda ocupados no enlace s .

$$Pls(m) = Pl(U \geq W - R \mid X(s) = m) \quad (3.5)$$

$$Pls(m) = 1 - \prod_{j=1, j \neq s}^n (1 - pw(j)) \quad (3.6)$$

c) pw é a probabilidade de que o enlace esteja com todos os comprimentos de onda ocupados, no caso de rota direta ($R=0$), ou até W-R comprimentos de onda ocupados para o caso de rota alternativa.

Probabilidade de bloqueio Pl e Pls, para redes sem conversão de comprimento de onda

Calculamos a probabilidade de bloqueio de uma rota sem conversão de comprimento de onda de forma recursiva a partir de dois enlaces iniciais.

a) Quantidade de comprimentos de onda livres, em dois enlaces

Calculamos através da fórmula abaixo a probabilidade condicional R de que existem k comprimentos de onda livres em um caminho constituído por dois enlaces a e b, dado que existam n_a e n_b comprimentos de onda livres nos enlaces a e b.

$$R(k, n_a, n_b) = \frac{\binom{n_a}{k} * \binom{W - n_a}{n_b - k}}{\binom{W}{n_b}} \quad (3.7)$$

Onde $\max(0, n_a + n_b - W) \leq k \leq \min(n_a, n_b)$.

Supomos que a distribuição de comprimentos de onda entre os enlaces seja independente, e a distribuição de comprimentos de onda livres em cada enlace seja feita de forma aleatória.

Podemos considerar os comprimentos de onda livres do enlace a como bolas vermelhas, que estão distribuídas de forma aleatória em W cestas, com no máximo uma bola por cesta [10]. Os comprimentos de onda do enlace b são bolas azuis, que são distribuídas de forma aleatória nas

mesmas W cestas. R é a probabilidade condicional de que existam k cestas que contenham duas bolas, uma vermelha e uma azul.

b) Distribuição de probabilidade de comprimentos de onda ocupados $q(k)$ em um caminho constituído de dois enlaces a e b :

$$q(k) = \sum_{i=0}^W \sum_{j=0}^W R(W - k | W - i, W - j) p_i * p_j \quad (3.8)$$

Onde p_i, p_j é a probabilidade de que existam i, j comprimentos de onda ocupados nos enlace a e enlace b respectivamente e $q(k)$ é a probabilidade de existir k comprimentos de onda ocupados no caminho constituído pelos enlaces a e b .

c) Probabilidade condicional correspondente, em um caminho constituído de dois enlaces a e b :

$$q(k | X(b) = m) = \sum_{i=0}^W R(W - k | W - i, W - m) * p_i \quad (3.9)$$

Onde p_i é a probabilidade de que existam i comprimentos de onda ocupados no enlace a , estando o enlace b no estado de ocupação m . $X(b)$ é a variável aleatória associada ao estado de ocupação do enlace b .

d) Distribuição de probabilidade de comprimentos de onda ocupados $q(k)$ em um caminho constituído de n enlaces é definida recursivamente de acordo com a equação:

$$q(k) = \sum_{i=0}^W \sum_{j=0}^W R(W - k | W - i, W - j) p_i * p_j \quad (3.10)$$

Onde p_i é a probabilidade de bloqueio no caminho constituído pelos enlaces 1 a $n-1$ e p_j é a probabilidade de bloqueio no enlace n .

e) Probabilidade de bloqueio PI de uma rota sem conversão de comprimento de onda

A probabilidade de bloqueio PI consiste na diferença relativa entre o tráfego oferecido à rota r e o tráfego transportado. O tráfego transportado é reduzido pelo bloqueio causado pela exigência de continuidade do comprimento de onda ao longo da rota e pela falta de recursos para rotear a chamada.

- Para rota direta, quando todos os comprimentos de onda estão ocupados

$$PI = q(k = W) \quad (3.11)$$

- Para rota alternativa, quando até $W-R$ comprimentos de onda estão ocupados, onde R é o parâmetro de reserva de comprimento de onda

$$PI = \sum_{k=R}^W q(k) \quad (3.12)$$

f) Probabilidade PI_s de uma rota sem conversão de comprimento de onda, dependente do estado do enlace s

Consideramos U uma variável que indica a quantidade de comprimentos de onda ocupados em uma rota r e $X(s)$ a quantidade de comprimentos de onda ocupados no enlace s (estado do enlace s) que transporta tráfego da rota r .

A probabilidade de bloqueio da rota em função do estado do enlace s PI_s é definida como a probabilidade condicional de que a rota esteja bloqueada quando existirem m comprimentos de onda ocupados no enlace s .

- Para rota direta, quando todos os comprimentos de onda estão ocupados

$$Pls(m) = Pl(U=W|X(s) = m) \quad (3.13)$$

$$Pls(m) = q(U = W|X(s) = m) \quad (3.14)$$

- Para rota alternativa, quando até W-R comprimentos de onda estão ocupados, onde R é o parâmetro de reserva de comprimento de onda

$$Pls(m) = Pl(U \geq W - R|X(s) = m) \quad (3.15)$$

$$Pls(m) = \sum_{U=W-R}^W q(U|X(s) = m) \quad (3.16)$$

Distribuição da quantidade de comprimentos de onda no enlace s

A distribuição da quantidade de comprimentos de onda ocupados em um enlace s pode ser modelada através de uma fila M/M/m/m/∞, com taxa de chegada de chamadas dependente do estado da fila. A variável aleatória X define o estado de ocupação da fila, em termos de número de comprimentos de onda ocupados.

Esta fila é caracterizada por taxa de chegada de chamadas com distribuição de Poisson, duração de chamadas com distribuição exponencial negativa com média 1, m servidores, m posições na fila, sem espera, e um número infinito de fontes de tráfego.

a) Probabilidade P(X) de que a quantidade de comprimentos de onda ocupados seja zero.

$$P(X = 0) = \left(1 + \sum_{k=1}^W \frac{\prod_{i=0}^{k-1} Ls(i)}{\prod_{i=0}^{k-1} (i + 1)} \right)^{-1} \quad (3.17)$$

b) Probabilidade $P(X)$ de que a quantidade de comprimentos de onda ocupados seja k :

$$P(X = k) = \left(\frac{\prod_{i=0}^{k-1} Ls(i)}{\prod_{i=0}^{k-1} (i+1)} \right) * P(X = 0) \quad (3.18)$$

Taxa de chamadas apresentada a um enlace, dependente de estado

A carga de tráfego L_s apresentado a um enlace s é a soma de cargas de tráfego correspondentes a todos os interesses de tráfego que utilizam o enlace. É dependente do estado de ocupação m do enlace.

$$L_s(m) = \sum_i \sum_j A_{i,r} * A_{l(i,r)} * (1 - P_{l(s,m)}) \quad (3.19)$$

Taxa média de utilização do enlace

É a utilização média do enlace da rede, em termos de quantidade de comprimentos de onda ocupados na média. A variável aleatória $X(s)$ descreve o estado de ocupação do enlace s .

$$\text{Taxa} = \frac{\sum_s \sum_m m * P(X(s))}{E} \quad (3.20)$$

Procedimento de solução das equações

Utilizamos um processo de substituições repetidas para resolver o sistema de equações, a partir de uma solução inicial de entrada.

1) Para todas as rotas determine a carga de tráfego A_l apresentado à rota usando as equações 3.2 e 3.3.

2) Calcule a carga transportada por enlace L_s , dependente do estado do enlace, utilizando a equação 3.19.

- 3) Calcule a probabilidade de ocupação do enlace usando as equações 3.17 e 3.18.
- 4) Calcule a probabilidade de bloqueio P_l e P_{ls} usando as equações 3.4 a 3.6 para o caso com conversão de comprimento de onda e 3.7 a 3.16 para o caso sem conversão de comprimento de onda.
- 5) Calcule a probabilidade de bloqueio global P_g usando a equação 3.1.
- 6) Verifique se a diferença entre $P_g(n)$ e $P_g(n-1)$ for menor que o valor limite, onde n é o número da iteração. Se for menor, termine o processo emitindo os relatórios. Caso contrário, volte ao passo 1.

3.2.3 - Comentários Sobre o Modelo Analítico

a) Nesta implementação, a distribuição de quantidade de comprimentos de onda no enlace utiliza como referência a quantidade de comprimentos de onda ocupados (referências [11] e [12]), e não a quantidade de comprimentos de onda livres, como nas referências [9] e [10].

Além disso o tráfego apresentado ao enlace L_s é obtido reduzindo o tráfego oferecido através da probabilidade de bloqueio P_{ls} , dependente do estado do enlace, como definido na referência [9], e não dividindo pelo fator $(1 - P)$, onde P é a probabilidade de ocupação do enlace.

Estas soluções evitam a ocorrência de “overflow” nas equações de distribuição de comprimentos de onda no enlace e viabilizam a convergência do algoritmo em todos os casos estudados.

b) A formulação de bloqueio utilizada, citada na referências [9] e [11], permite que a rota possa ter um número indeterminado de enlaces. Ao contrário, nas referências [10] e [12] o número de enlaces é limitado a 3. Na prática, é provável que este número não seja superior a 3, em função do elevado bloqueio existente em caminhos sem conversão de comprimentos de onda.

c) O modelo analítico pode ser estendido para suporte a múltiplas fibras utilizando as equações citadas na referência [28], e a conversão esparsa de comprimento de onda de acordo com a referência [9].

Adotar o método aleatório equivalente de R. Wilkinson citado na referência [22] permitiria melhorar o resultado no caso de rotas alternativas, ao considerar que o tráfego de transbordo (“overflow”) não é poissoniano.

3.3 - Implementação dos Modelos de Simulação e Analítico

3.3.1 - Implementação do Modelo de Simulação

O modelo de simulação é implementado através de um programa que efetua a simulação dinâmica de algoritmos de alocação de comprimentos de onda e roteamento de caminhos ópticos, em redes ópticas sem conversão de comprimento de onda e com conversão de comprimento de onda. A estrutura do programa é mostrada na figura 3.1.

O programa de simulação é monousuário e mono-processo, foi escrito na linguagem C++, para fins de eficiência e portabilidade, utilizando orientação a objeto. É portátil para máquinas de 32 bits ou superior.

O programa é composto pelos seguintes módulos: Entrada de Dados, Grafo, Relatório, Programa Principal e Interface com Usuário, Definição de Parâmetros, Funções Aleatórias, Arquivo de Dados de Entrada, Cálculo do Caminho Mais Curto e módulos de algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda. Estes módulos são descritos a seguir:

a) Módulo de Entrada de Dados

Processa o arquivo de dados de entrada e converte em palavras reservadas e valores, constituindo a estrutura de grafo e dados de tráfego para programação das simulações.

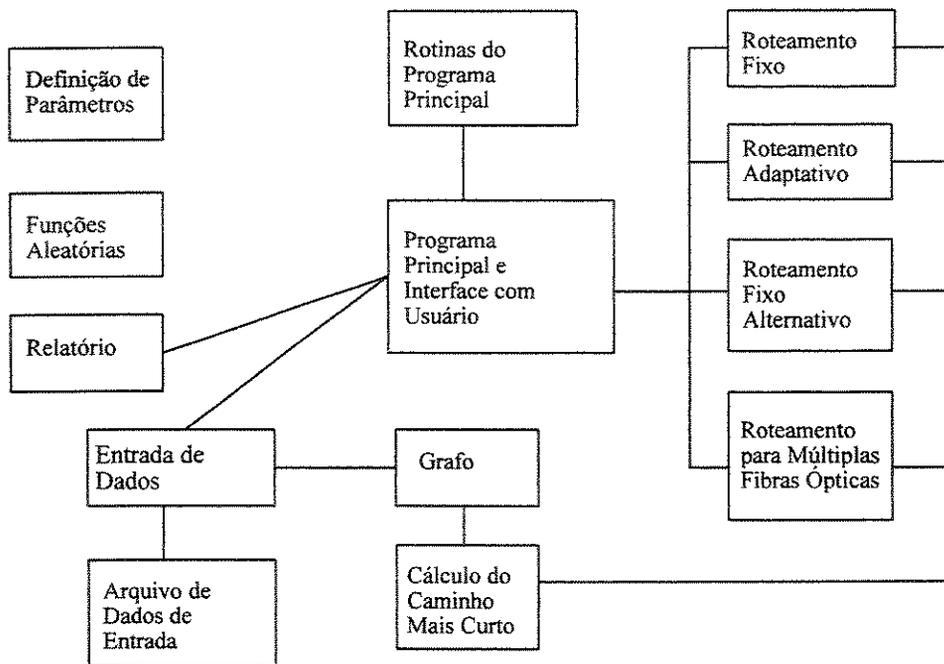


Figura 3.1 - Estrutura do programa de simulação de redes ópticas

b) Módulo de Grafo

Implementa as estruturas de dado e métodos utilizados para armazenar e suportar as informações de vértice e arcos do grafo. O grafo utiliza estrutura de adjacência, com lista de arcos adjacentes de saída para cada vértice.

c) Módulo de Relatório

Implementa os seguintes relatórios:

- Quantidade de comprimentos de onda médio.
- Probabilidade de bloqueio global da rede médio.
- Probabilidade de bloqueio por interesse de tráfego e rota.
- Média e estatística de comprimento do caminho.

d) Programa Principal e Interface com Usuário

É composto pelo programa principal e rotinas de suporte, com as seguintes funções:

- Processar a linha de comando, contendo os parâmetros de tipo de algoritmo, tipo de relatório e identificação do arquivo de dados de entrada.

- Chamar as rotinas de escalonamento de eventos, roteamento, escolha de comprimento de onda e escrita de dados para relatório.

- Inicializar áreas de dados de módulos e finalizar a execução do programa.

e) Módulo de Definição de Parâmetros

Contem a definição de parâmetros utilizados pelo pacote de simulação, tais como número máximo de vértices e arcos do grafo, número máximo de chamadas simultâneas suportadas, quantidade máxima de comprimentos de onda e tamanho da matriz de dados de relatório.

f) Módulo de Funções Aleatórias

É constituído por uma classe contendo os seguintes métodos, que implementam as funções descritas no item 3.1:

- Geração de números aleatórios.

- Cálculo da semente de inicialização para cada sequência de números aleatórios.

- Geração de variáveis exponencial negativa.

- Geração de variáveis discretas (não está descrito no item 3.1).

g) Arquivo de Dados de Entrada

O arquivo de dados de entrada é constituído por um arquivo ASCII, contendo os dados de grafo e informações para simulação. Cada linha do arquivo consiste em um comando, composto por uma palavra reservada e vários parâmetros. As palavras reservadas e parâmetros têm formato livre e devem ser separados por espaço.

Existem os seguintes comandos:

- Comentário.

- Comandos para definição da estrutura do grafo, tais como número de vértices e dados de arco.

- Comandos para programação da simulação, tais como taxa de geração de chamadas, tempo de duração do serviço, número das sequências de números aleatórios, tempo máximo da simulação e tempo de aquecimento.

h) Rotina para Cálculo do Caminho Mais Curto

Utiliza o algoritmo Dijkstra (item 3.1.1) para cálculo do caminho mais curto ou de menor custo entre o nó de origem e o de destino do grafo.

i) Módulos de algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda

Foram escritos módulos para os seguintes algoritmos:

- Roteamento Fixo, implementando o algoritmo de roteamento fixo através do caminho mais curto, com escolha sequencial e aleatória do comprimento de onda, de acordo com os itens 2.2.1 e 2.2.2.

- Roteamento Fixo Alternativo, por tabelas, implementando o algoritmo de roteamento alternativo através de tabelas de rotas direta e alternativa, de acordo com o item 2.2.3.

- Roteamento Adaptativo, implementando os algoritmos definidos no item 2.2.4.

- Roteamento para Múltiplas Fibras Ópticas, implementando os algoritmos definidos no item 2.2.5.

3.3.2 - Implementação do Modelo Analítico

O modelo analítico é implementado através de um programa de cálculo de bloqueio que efetua o cálculo de bloqueio em redes ópticas com conversão total de comprimento de onda e sem conversão, através do método de redução de carga generalizado.

Suporta algoritmos de roteamento fixo e fixo alternativo, com escolha aleatória do comprimento de onda, de acordo com a descrição do item 3.2.

É escrito na linguagem C++ utilizando orientação a objetos, para fins de eficiência e portabilidade, e foi projetado para ser utilizado em estudos de desempenho de redes ópticas.

A estrutura e parâmetros da rede óptica são fornecidos ao programa através de um arquivo de descrição de dados, da mesma maneira que o simulador descrito no item 3.3.1. O arquivo de descrição é escrito em ASCII, permitindo incluir linhas de comentários.

Emite relatórios de probabilidade de bloqueio médio global da rede, de ocupação média do enlace e de bloqueio e tráfego por interesse de tráfego.

CAPÍTULO IV

Resultados Comparativos

Os resultados apresentados neste capítulo foram obtidos utilizando quatro redes ópticas com topologia simétrica - tandem, mesh-torus, anel e completa e duas redes ópticas com topologia assimétrica, ARPA II e NSFNet, mostradas na figura 4.1.

A rede tandem pode ser considerada como a abstração de um caminho estabelecido ao longo dos nós e enlaces de uma rede óptica, incluindo os enlaces existentes entre o nó de origem ao nó de destino. É implementada transmitindo um tráfego de baixa intensidade, constituído de chamadas para amostragem da taxa de bloqueio, na rota entre o nó de origem e o de destino.

Nos nós intermediários é simulado o tráfego médio da rede presente no enlace de saída ao nó. Este tráfego médio deve ter valor muito maior que o tráfego utilizado para amostragem da taxa de bloqueio, para não influenciar o resultado.

Considerando as redes simétricas, a rede tandem foi estudada com comprimento de caminho $H = 1, 2, 4, 6, 8, 10$ e 12 enlaces, rede mesh-torus com quantidade de nós $N = 25$ e quantidade de enlaces $E = 50$, anel bidirecional com $N = 9$ e $E = 9$ e a rede completa com $N = 6$ e $E = 15$.

Para as redes assimétricas, a rede ARPA II selecionada possui $N = 21$ e $E = 26$ e a rede NSFNet possui $N = 14$ e $E = 21$.

Foram usados 5 e 16 comprimento de onda nas fibras ópticas dos enlaces da rede óptica, com conversão total de comprimento de onda e sem conversão de comprimento de onda. Para verificar a influência da quantidade de fibras ópticas no desempenho usamos enlaces com 1, 2, 4, 8 e 16 fibras ópticas.

As topologias de rede utilizadas neste estudo facilitam a comparação dos resultados obtidos com os resultados de outros estudos, efetuados por outros pesquisadores, que utilizaram

topologias semelhantes. Adicionalmente, no item 4.3 onde efetuamos uma comparação entre o modelo analítico e o de simulação, verificamos o nível de fidelidade do modelamento analítico em função da topologia de rede utilizada.

Os estudos efetuados com a ferramenta de simulação utilizaram o modelo de simulação apresentado no item 3.1, e consideraram o intervalo de confiança de 95% para estimação da média do parâmetro de interesse.

Para estimação de probabilidade de bloqueio e comprimento do caminho foi utilizado o intervalo de confiança para médias, com pequena quantidade de amostras (número de amostras $n < 30$). Para obtenção das amostras foi utilizado o método de divisão de uma corrida em sub-intervalos, utilizando no mínimo cinco sub-intervalos, e descartando o período relativo ao tempo de aquecimento do modelo. Um procedimento semelhante foi citado em outros estudos [10][12].

O tráfego de chamadas oferecidas à rede óptica foi definido em termos do interesse de tráfego por par de nós de origem e destino de tráfego.

4.1 - Estudo do Bloqueio em Rede Tandem

Foram efetuados estudos de probabilidade de bloqueio para uma rede tandem, mostrada na figura 4.1, com comprimento de caminho $H = 1, 2, 4, 6, 8, 10$ e 12 enlaces, com 5 e 16 comprimentos de onda por fibra óptica e uma fibra óptica por enlace. Foi usada a ferramenta de simulação com algoritmo de roteamento fixo e escolha aleatória do comprimento de onda.

As figuras 4.2 e 4.3 mostram a probabilidade de bloqueio em função do comprimento do caminho H , sem conversão de comprimento de onda e com conversão total de comprimento de onda.

Na figura 4.2 com $W=16$, taxa de utilização de enlace de 60%, a curva sem conversão de comprimento de onda mostra que a probabilidade de bloqueio tem uma inclinação muito abrupta, alcançando rapidamente uma taxa de bloqueio elevada (aproximadamente 30%) para valores de H baixos, da ordem de 2 a 3 enlaces.

Com $W=5$ e taxa de utilização de 20%, a inclinação da curva é menos abrupta, e a probabilidade de bloqueio tem valores menores (aproximadamente 5%) para mesmo comprimento do caminho, como vemos na figura 4.3.

As curvas com conversão total de comprimento de onda mostram valores de probabilidade de bloqueio muito menores que as curvas sem conversão de comprimento de onda.

Isto motivou o estudo de algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda, considerando a quantidade de comprimentos de onda, de fibras ópticas e o uso de conversores de comprimento de onda, de forma a implantar uma rede totalmente óptica com desempenho satisfatório e custo baixo.

4.2 - Estudo do Desempenho de Algoritmos de Alocação de Rota e Comprimento de Onda

4.2.1 - Probabilidade de Bloqueio

Foram efetuados estudos comparativos dos algoritmos de roteamento fixo (RF), com escolha do comprimento de onda em sequência fixa e aleatória, e dos algoritmos adaptativos (ADAPT) com opções sequência fixa, aleatório, menos usado e exaustivo. Foi analisada a probabilidade de bloqueio em função de tráfego nas redes ARPA II e mesh-torus com uma fibra óptica por enlace, usando a ferramenta de simulação.

Os algoritmos de roteamento fixo usam o caminho mais curto para encaminhar o tráfego entre o nó de origem e o de destino. O caminho mais curto é calculado através do algoritmo Dijkstra.

O modelo de tráfego utilizado supõe que as chamadas tenham uma taxa de chegadas com distribuição de Poisson e duração exponencial negativa, e sejam geradas de maneira uniforme para todos os nós da rede. Os estudos foram efetuados com 5 e 16 comprimentos de onda. As figuras 4.4, 4.5, 4.6 e 4.7 mostram os resultados do estudo.

Verificamos para a rede mesh-torus com $W=16$, e tráfego de 0,5 Erl por interesse de tráfego, que o desempenho dos algoritmos estudados se colocam na seguinte ordem, de maior probabilidade de bloqueio para menor probabilidade de bloqueio: roteamento fixo com escolha aleatória, roteamento fixo com escolha em sequência fixa, roteamento adaptativo menos usado, aleatório, sequência fixa e exaustivo.

Os esquemas adaptativos menos usado e aleatório distribuem a carga sobre o conjunto de comprimentos de onda, e têm um desempenho semelhante. Quando o número de comprimentos de onda é pequeno, a performance do esquema sequência fixa acompanha a performance dos outros dois, indicando que a limitação deste recurso é determinante na probabilidade de bloqueio.

Na rede mesh-torus observamos que o ganho de utilização entre os algoritmos de roteamento fixo e adaptativo é maior que na rede ARPA II. Podemos ordenar os esquemas em três grupos em termos de desempenho: o primeiro grupo corresponde ao roteamento fixo, o segundo inclui os esquemas adaptativos menos usado, aleatório e sequência fixa e o terceiro grupo consiste no esquema exaustivo. Observamos que o desempenho do algoritmo exaustivo é muito superior aos dos outros algoritmos.

4.2.2 - Comprimento do Caminho

Foram efetuados estudos comparativos de comprimento médio do caminho em função do tráfego para os mesmos algoritmos na rede ARPA II e mesh-torus, usando a ferramenta de simulação. Os resultados são mostrados nas figuras 4.8 e 4.9.

Verificamos que os algoritmos de roteamento fixo têm o melhor desempenho, seguido pelos algoritmos adaptativos. O comprimento de caminho do esquema adaptativo é maior porque o algoritmo escolhe rotas adicionais, de maior comprimento que o caminho mais curto, para diminuir a probabilidade de bloqueio.

Os esquemas adaptativos aleatório e menos usado têm desempenho semelhante, dado que distribuem a carga sobre os caminhos disponíveis.

O esquema adaptativo sequência fixa tem um desempenho baixo, com comprimento de caminho relativamente alto, mesmo com baixos valores de tráfego. Isto ocorre em função da sistemática de escolha do comprimento de onda, que é feita de forma sequencial, ocupando todo o conjunto de caminhos existente em um certo comprimento de onda antes de avançar para o seguinte.

4.2.3 - Conclusões

Verificamos que os algoritmos adaptativos têm desempenho superior aos algoritmos de roteamento fixo em termos de probabilidade de bloqueio.

Foi contudo observado que o comprimento médio do caminho, e conseqüentemente a quantidade média de recursos utilizados da rede, é maior para o caso do roteamento adaptativo. Em relação ao caso de roteamento fixo, este custo pode ser até 40 % maior.

O algoritmo adaptativo exaustivo é o que tem desempenho melhor em termos de bloqueio, entre todos os algoritmos estudados, com comprimento de caminho satisfatório, menor que o dos outros esquemas adaptativos. Para valores de bloqueio de 1 %, verificamos um aumento menor que 10% no comprimento de caminho, em relação ao caminho mais curto entre a origem e destino.

Na referência [2], o desempenho do algoritmo adaptativo é avaliada através da rede ARPA II e de uma topologia de rede gerada aleatoriamente, utilizando esquemas equivalentes. Verificamos que os resultados descritos são semelhantes aos resultados obtidos nos estudos de simulação, sendo que o comprimento de caminho não foi analisado. Confirmamos que o roteamento adaptativo tem desempenho superior ao roteamento fixo em termos de probabilidade de bloqueio, e que o esquema exaustivo é o mais eficiente.

4.3 - Estudo Comparativo do Modelo de Simulação e do Modelo Analítico

Os estudos foram efetuados usando as topologias de rede tandem, mesh-torus, anel bidirecional e completa com caminhos alternativos, mostradas na figura 4.1, com uma fibra óptica por enlace. Foi também efetuada uma comparação com resultados apresentados na referência [10]. Foi adotado roteamento fixo com escolha aleatória do comprimento de onda, que permite comparar os modelos. O parâmetro de comparação é o bloqueio médio global da rede óptica, considerando o intervalo de confiança de 95% para estimação da média do parâmetro de interesse.

4.3.1 - Rede Tandem

As figuras 4.10 e 4.11 comparam o modelamento analítico e o de simulação, para $W=5$ e $W=16$. Os resultados do modelo analítico são idênticos aos resultados obtidos na simulação tanto para o caso com conversão de comprimento de onda como para o caso sem conversão de comprimento de onda, considerando o intervalo de confiança de 95 % para estimação da probabilidade de bloqueio.

4.3.2 - Rede Mesh-torus

Na rede mesh-torus (Figura 4.12) com $W=5$ observamos para o caso com conversão que existe uma boa aproximação entre os resultados analíticos e os resultados da simulação. Isto é esperado para redes com topologia em malha onde o roteamento dos interesses de tráfego seja feito de forma a garantir uma distribuição de tráfego otimizada.

O algoritmo de roteamento usado para escolher os enlaces do caminho é determinístico e funciona da seguinte forma: sendo D_x e D_y as distância mais curta, em termos de número de enlaces, ao longo do eixo x e do eixo y respectivamente, entre o nó de origem e o de destino. Se

$D_x \geq D_y$ escolhemos um enlace no eixo x para chegar ao destino. Caso contrário escolhemos um enlace no eixo y. Repetimos este procedimento até o caminho alcançar o destino [11].

Para o caso sem conversão existe uma pequena diferença entre os resultados do modelo analítico e os resultados da simulação. Isto provavelmente decorre do tipo de modelamento utilizado, que pressupõe independência entre comprimentos de onda selecionados ao longo de enlaces sucessivos, e da correlação entre cargas de tráfego.

4.3.3 - Rede Anel Bidirecional

Na rede anel bidirecional (Figuras 4.13 e 4.14) com $W=5$ vemos que existe uma discrepância entre os resultados analíticos e de simulação na parte intermediária da curva.

Os resultados analíticos superestimam os de simulação tanto para o caso sem conversão como no caso com conversão, em função provavelmente do modelamento assumido (vide premissas do modelo analítico no item 3.2). A premissa de independência entre as cargas de tráfego transportadas pelos enlaces da rede é uma aproximação pouco válida para o caso de uma rede em anel.

Existe uma discrepância maior para o caso sem conversão de comprimento de onda porque adicionalmente supomos que exista independência entre os comprimentos de onda selecionados ao longo de enlaces sucessivos de um mesmo caminho óptico.

Para valores baixos de tráfego a probabilidade de bloqueio calculada com a aproximação analítica converge para os resultados de simulação.

4.3.4 - Rede Completa com Caminhos Alternativos

A figura 4.15 mostra a probabilidade de bloqueio em função do tráfego usando ferramentas analítica e de simulação, sem conversão de comprimento de onda, para uma rede completa com rota direta, 1, 2 e 3 rotas alternativas, com $W=5$ e $R=0$.

As rotas diretas foram escolhidas procurando o caminho mais curto entre os nós de origem e destino do tráfego. As configurações de rede com 1, 2 ou 3 rotas alternativas foram definidas de maneira que as rotas tenham 2, 3 ou 4 enlaces respectivamente.

Verificamos para a rede configurada somente com rota direta, que os resultados de simulação e analítico são idênticos. Existe uma discrepância entre os resultados com 1, 2 e 3 rotas alternativas, sendo que esta discrepância é progressivamente maior em função do número de rotas alternativas.

Isto é esperado devido ao modelo de tráfego com distribuição de Poisson, utilizado para descrever o tráfego de transbordo ("overflow"). Esta aproximação subestima o valor da probabilidade de bloqueio do tráfego de transbordo transportado pelas rotas alternativas, para valores baixos de tráfego.

Observamos também que o acréscimo de rotas alternativas melhora muito o desempenho da rede óptica, em termos de probabilidade de bloqueio.

4.3.5 - Comparação com a Referência [10]

Os resultados apresentados na referência [10], com tráfego moderado e sem conversão de comprimento de onda, foram comparados na Tabela 4.1 com resultados de simulação e analítico obtidos. A rede utilizada tem 7 enlaces, 12 comprimentos de onda por enlace e 15 rotas.

Verificamos que os resultados do modelo analítico e o da referência são basicamente idênticos. Deve-se levar em conta que foi utilizada uma formulação analítica equivalente, que contribuiu para este resultado.

Os resultados de simulação e o da referência são ligeiramente diferentes e uma explicação possível para esta discrepância seria que os resultados estão relacionados à escolha da sequência de números aleatórios, ou outro parâmetro, utilizados nas corridas de simulação.

Os resultados analíticos superestimam os de simulação, quando a rota tem vários enlaces transportando um tráfego baixo, provavelmente por que a carga de tráfego nos enlaces não pode ser considerada independente.

ROTA	TRÁFEGO (Erl)	PROBABILIDADE DE BLOQUEIO (%)			
		Simulado	Simulado Ref[10]	Analítico	Analítico Ref[10]
{1}	3,6	(0,11 a 0,13)	(0,11 a 0,12)	0,11	0,11
{2}	3,6	(0,11 a 0,13)	(0,11 a 0,12)	0,12	0,12
{3}	3,6	(0,11 a 0,13)	(0,11 a 0,13)	0,12	0,12
{4}	3,6	(0,10 a 0,13)	(0,10 a 0,11)	0,11	0,11
{5}	3,6	(0,02 a 0,03)	(0,02 a 0,03)	0,03	0,03
{6}	3,6	(0,06 a 0,07)	(0,06 a 0,07)	0,06	0,06
{7}	3,6	(0,05 a 0,07)	(0,05 a 0,06)	0,06	0,06
{4,7}	0,36	(0,73 a 0,85)	(0,70 a 0,78)	0,78	0,78
{2,3}	0,36	(1,00 a 1,12)	(0,98 a 1,08)	1,09	1,10
{1,6}	0,36	(0,69 a 0,80)	(0,75 a 0,84)	0,80	0,80
{1,2}	0,36	(0,97 a 1,10)	(0,95 a 1,04)	1,06	1,07
{3,4}	0,36	(0,97 a 1,13)	(0,90 a 1,00)	1,06	1,07
{2,3,6}	0,036	(3,98 a 4,54)	(3,88 a 4,50)	4,68	4,71
{3,4,7}	0,036	(3,66 a 4,30)	(3,41 a 3,91)	4,54	4,56
{1,2,6}	0,036	(3,73 a 4,43)	(3,59 a 4,21)	4,61	4,64

Tabela 4.1 - Comparação com resultados da referência [10]

4.4 - Estudo da Influência da Quantidade de Comprimentos de Onda

Considerando que as cargas de tráfego dos enlaces da rede óptica são independentes e os comprimentos de onda são escolhidos também de forma independente ao longo dos enlaces que

fazem parte do caminho óptico, a referência [20] obteve uma fórmula simplificada para o ganho de utilização.

O ganho de utilização G_u calcula a relação entre as cargas de tráfego oferecidas na situação com conversão total de comprimento de onda e sem conversão de comprimento de onda, para uma certa probabilidade de bloqueio global da rede óptica.

A fórmula descrita a seguir é função da quantidade de comprimentos de onda W , do comprimento de caminho H , e da probabilidade de bloqueio da rede P_b . Fornece resultados aproximados para valores de P_b baixos, e considera que exista independência entre as cargas transportadas pelos enlaces da rede. Foi estendida considerando o efeito do comprimento de interferência, na mesma referência [20].

$$G_u = \frac{(1 - (1 - P_b)^{1/H})^{1/W}}{1 - (1 - P_b)^{1/W}}$$

A Figura 4.16 mostra curvas do ganho de utilização G_u em função da quantidade de comprimentos de onda W para comprimento de caminho H igual a 3, 4 e 10, com $P_b = 1\%$.

A curva de ganho de utilização aumenta rapidamente até alcançar um pico de valor aproximadamente $H/2$, com 5 - 10 comprimentos de onda, e após cai lentamente.

O valor de G_u é unitário para $H=1$ ou $W=1$ dado que nestes casos a rede com conversão de comprimento de onda é idêntica a uma rede sem conversão. Para valores de W grandes G_u diminui, dado que enlaces de grande capacidade são mais eficientes.

A Tabela 4.2 compara os resultados obtidos com fórmula e resultados analíticos obtidos com o método de redução de carga, para uma rede tandem. Observamos que a fórmula é uma aproximação pouco satisfatória, embora válida em termos qualitativos.

W	H=3 fórmula	H=3 analítico	H=4 fórmula	H=4 analítico	H=10 fórmula	H=10 analítico
5	2,05	1,54	2,53	1,80	5,23	3,26
16	1,9	1,45	2,35	1,72	5,02	3,25

Tabela 4.2 - Ganho de utilização G_u obtido com a fórmula e com o método de redução de carga.

Na referência [1], para o algoritmo de roteamento fixo com escolha do comprimento de onda em sequência fixa, efetuando simulações com taxa de chamadas com distribuição de Poisson e duração determinística, sem limitação na quantidade de comprimentos de onda, são descritos os seguintes resultados:

- A razão entre o número de comprimentos de onda necessários para o caso sem conversão e com conversão permanece praticamente o mesmo independente do tamanho da rede. Para redes com tamanho 15, 30 e 45.

- Precisamos de 25% comprimentos de ondas adicionais na média para estabelecer caminhos óticos de forma dinâmica no caso sem conversão de comprimento de onda, do que no caso com conversão de comprimento de onda.

4.5 - Estudo da Influência da Quantidade de Fibras Ópticas

Foram efetuados estudos de desempenho dos algoritmos de roteamento fixo, adaptativo exaustivo e menos ocupado para redes de múltiplas fibras, em termos de probabilidade de bloqueio e comprimento do caminho, usando a ferramenta de simulação. Utilizamos topologia de rede tandem com 3 e 10 enlaces e a topologia assimétrica NSFNet, mostradas na figura 4.1. Os valores de probabilidade de bloqueio e ganho de utilização citados no texto a seguir são aproximados.

4.5.1 - Rede Tandem

A rede tandem estudada (figuras 4.17 e 4.18) tem 3 e 10 enlaces, fixando o produto $W \cdot F = 16$, onde W representa a capacidade da fibra óptica e F a quantidade de fibras ópticas. F assumiu os valores 1, 2, 4, 8 e 16. Foi utilizado o algoritmo de roteamento fixo com escolha aleatória do comprimento de onda.

Observamos que a utilização de múltiplas fibras ópticas produz o efeito de uma facilidade de conversão virtual, diminuindo a probabilidade de bloqueio para chamadas efetuadas.

Isto acontece em função de um determinado caminho óptico que utilize o nó da rede poder seleccionar um universo maior de comprimentos de onda disponíveis ao ser encaminhado para outro nó da rede.

Uma rede com F fibras ópticas por enlace é equivalente a uma rede com conversão de comprimento de onda parcial de grau F implantada nos enlaces. $F=1$ com $W=16$ representa a situação sem conversão de comprimento de onda, e $F=16$ com $W=1$ é equivalente a conversão total de comprimento de onda. Os casos intermediários são exemplos de conversão limitada de comprimento de onda.

Na configuração com 10 enlaces a função de conversão virtual permite diminuir o bloqueio de 85 % para 5 % quando aumentamos a capacidade do enlace de 1 fibra óptica para quatro fibras ópticas, mantendo a quantidade total de caminhos ópticos em 16, com tráfego aplicado de 6 Erl. Para 3 enlaces a variação é menor, e o bloqueio cai de 3 % para 0,3 %, com mesmo tráfego aplicado.

O ganho de utilização G_u na configuração com 10 enlaces é 2,5 quando aumentamos a quantidade de fibras ópticas de 1 para 4 fibras e na configuração com 3 enlaces é 1,3. O ganho máximo seria 3,2 e 1,5 respectivamente, aumentando a quantidade de fibras para 16, que é equivalente a incluir conversão total de comprimento de onda em todos os enlaces do caminho.

Consideramos ganho de utilização G_u como a relação entre as cargas de tráfego transportadas com x fibras ópticas por enlace e com y fibras ópticas por enlace, $x \geq y$, para probabilidade de bloqueio global da rede de 1 %.

Isto indica que o uso de múltiplas fibras ópticas é uma opção importante a ser considerada nas redes ópticas para diminuir o bloqueio. Este efeito deve ser progressivamente maior em função da quantidade de fibras ópticas.

4.5.2 - Rede NSFNet

O estudo foi efetuado fixando o produto $W * F = 16$, onde W representa a capacidade da fibra óptica e F a quantidade de fibras ópticas. F assumiu os valores 1, 2, 4, 8 e 16.

Esta rede tem distâncias igual a 1, 2 e 3 e diâmetro 3. Consideramos distância d entre dois nós da rede como o número de enlaces do caminho mais curto entre os nós, e diâmetro como a maior distância entre nós.

Foram utilizados algoritmos de roteamento fixo com escolha aleatória do comprimento de onda, adaptativo exaustivo (EXA) e adaptativo menos ocupado (MO), para múltiplas fibras ópticas, descritos no item 2.2.5. O algoritmo adaptativo menos ocupado foi estudado com custo inicial de enlace e incremento unitários.

Observamos nas figuras 4.19 e 4.20 o efeito do aumento da quantidade de fibras ópticas no desempenho médio dos algoritmos de roteamento fixo aleatório e adaptativo exaustivo. O algoritmo adaptativo menos ocupado tem comportamento semelhante e não será mostrado aqui.

Na figura 4.21 vemos para os mesmos algoritmos que o aumento de uma para quatro fibras ópticas diminui significativamente a probabilidade de bloqueio, e aumentos adicionais tem pouco efeito no desempenho.

Quando comparamos o desempenho dos três algoritmos, verificamos que os algoritmos adaptativos têm um desempenho muito superior ao de roteamento fixo, como mostrado na figura 4.22, para $F = 4$. O efeito da quantidade de fibras ópticas no desempenho é mostrado na figura 4.23, para $F = 1, 2, 4$.

Entre os algoritmos adaptativos, o menos ocupado é um pouco melhor que o exaustivo. Isto é devido provavelmente ao balanceamento de carga efetuado, que permite diminuir o bloqueio médio da rede.

Considerando o comprimento do caminho, a figura 4.24 mostra que os algoritmos adaptativos exibem um comprimento de caminho médio da ordem de 30 % maior que o roteamento fixo, aumentando com o aumento da quantidade de fibras. O algoritmo menos ocupado utiliza os recursos da rede de forma equivalente ou melhor que o exaustivo.

Quando analisamos o desempenho considerando rotas de diferentes distâncias, em termos de probabilidade de bloqueio, verificamos na figura 4.25 que o bloqueio do tráfego referente aos interesses de tráfego com distância $d=1$, aumenta com o aumento na quantidade de fibras, e o de distância $d=3$, diminui com aumento na quantidade de fibras. Isto acontece para todos os algoritmos estudados. Existe um efeito de balanceamento de tráfego, onde o tráfego transportado pelas rotas de maior distância é favorecido pela inserção da conversão virtual representada pelo acréscimo de fibras ópticas e o tráfego de menor distância é prejudicado.

Na figura 4.26 com $F=1$ e algoritmo de roteamento fixo, verificamos que as rotas de maior distância sofrem um bloqueio maior do que as rotas com menor distância. Para tráfego de 0,6 Erl por interesse de tráfego entre o nó de origem e o destino, as rotas com distância 1 têm bloqueio de 0,03 %, com distância 2 têm bloqueio de 0,5 %, e as rotas com distância 3 têm bloqueio de 3% aproximadamente, sendo que o bloqueio médio é 1 %.

Estes resultados sugerem o estudo de algoritmos que tenham por objetivo o balanceamento de tráfego entre rotas com diferentes distâncias entre o nó de origem e o nó de destino. Estes algoritmos, atuando no controle de admissão de chamadas, impactam de forma diferenciada o bloqueio das rotas de diferentes distâncias, equalizando o bloqueio sofrido. O balanceamento produz efeito equivalente ao da introdução de facilidades de conversão conversão total ou limitada na rede óptica. Os algoritmos Reserva de Comprimento de Onda e Proteção de Limite descritos no item 2.1.1.2 são exemplos deste tipo de algoritmo.

4.6 - Estudo da Influência de Facilidades de Conversão Total de Comprimento de Onda

Estudamos o efeito de implantar facilidades de conversão total de comprimento de onda em todos os enlaces da rede óptica, para rede tandem, mesh-torus, anel bidirecional e NSFNet.

Foi usado roteamento fixo com escolha aleatória do comprimento de onda, com $W=5$. O critério de comparação é o ganho de utilização G_u , com probabilidade de bloqueio de 1 %. Os resultados mostrados na tabela 4.3 foram obtidos com a ferramenta analítica, exceto para as redes anel bidirecional e NSFNet.

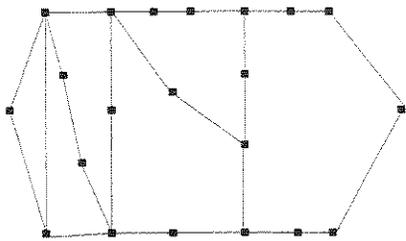
Rede óptica	Figura	Diâmetro da rede	Ganho de utilização G_u
Rede tandem com 10 enlaces	-	10	3,2
Rede tandem com 4 enlaces	-	4	1,8
Rede tandem com 3 enlaces	-	3	1,5
mesh-torus	4.27	4	1,4
anel bidirecional	4.28	4	1,2
NSFNet	-	3	1,2

Tabela 4.3 - Ganho de utilização G_u em redes tandem, mesh-torus, anel bidirecional e NSFNet.

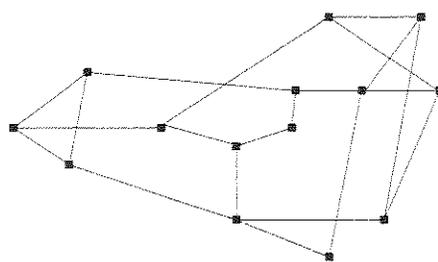
Concluimos que a inserção de facilidades de conversão total em todos os nós da rede traz um grande benefício no caso de rede tandem e mesh-torus e ganhos pequenos no caso das redes anel bidirecional e NSFNet.

Para rede tandem observamos na Tabela 4.3 que quanto maior o diâmetro da rede maior é o ganho de utilização. Com redes de mesmo diâmetro (igual a quatro), verificamos que as redes tandem, mesh-torus e anel bidirecional, nesta ordem, estão ordenadas em ordem crescente de comprimento de interferência, e ordem decrescente de ganho de utilização.

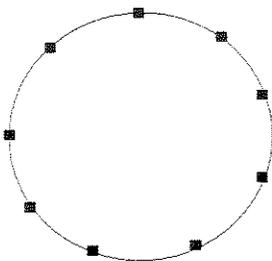
Estes resultados estão de acordo com o descrito no item 2.1.4., que relaciona o ganho de utilização com o diâmetro da rede e o comprimento de interferência.



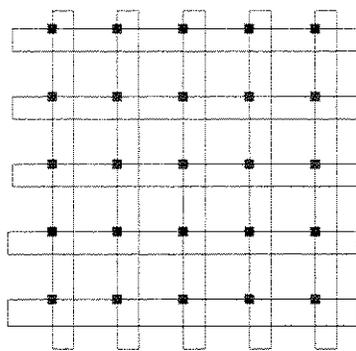
ARPA II - $N=21$, $E=26$



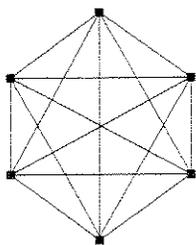
NSFNet - $N=14$, $E=21$



Anel - $N=9$, $E=9$

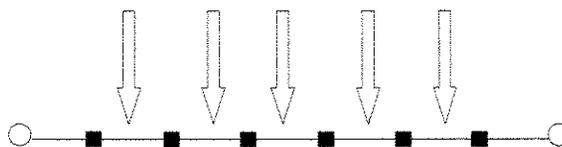


Mesh-torus - $N=25$, $E=50$



Rede Completa - $N=6$, $E=15$

Tráfego médio da rede



Rede Tandem - $E=1$ a 12

- - nó intermediário
- - nó origem ou destino

Figura 4.1 - Redes utilizadas no estudo.

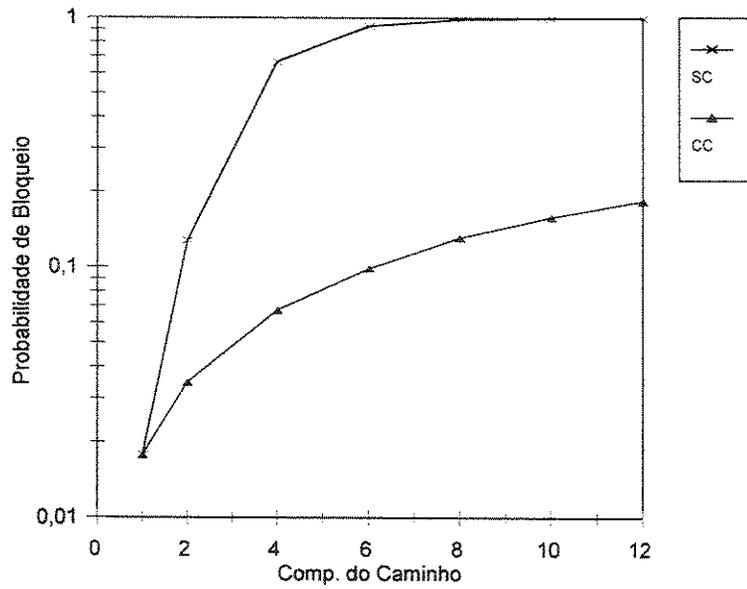


Figura 4.2 - Probabilidade de bloqueio em função do comprimento do caminho na rede tandem, simulado com $W=16$.

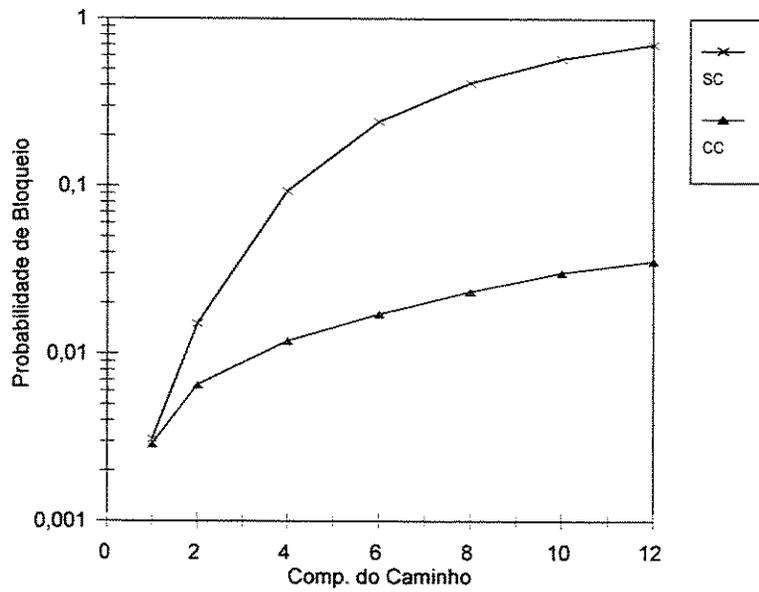


Figura 4.3 - Probabilidade de bloqueio em função do comprimento do caminho na rede tandem, simulado com $W=5$.

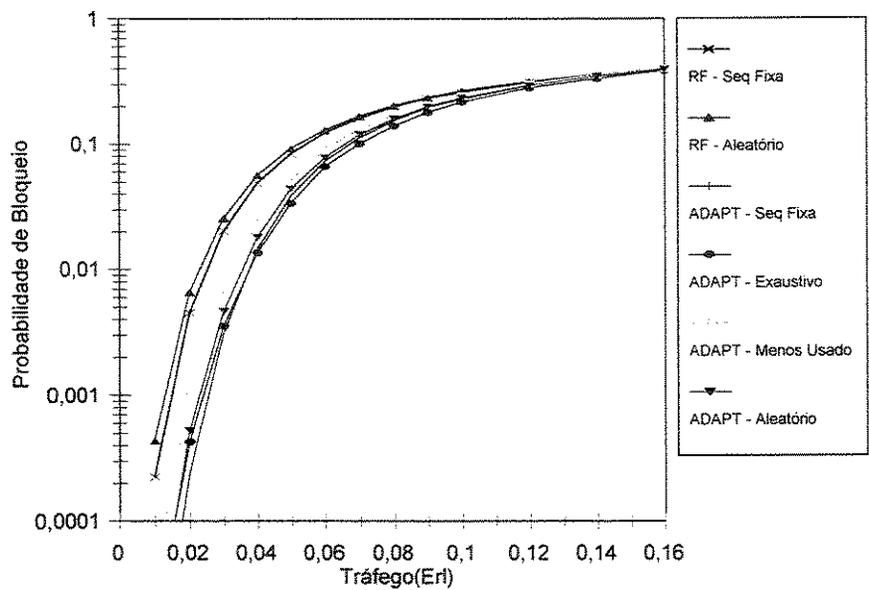


Figura 4.4 - Probabilidade de bloqueio para os algoritmos roteamento fixo e adaptativo na rede ARPA II com W=5.

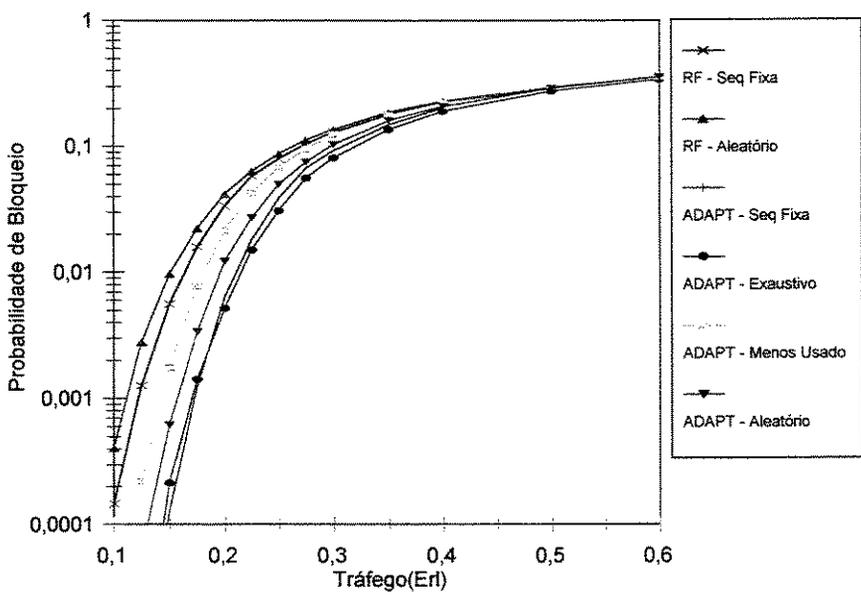


Figura 4.5 - Probabilidade de bloqueio para os algoritmos roteamento fixo e adaptativo na rede ARPA II com W=16.

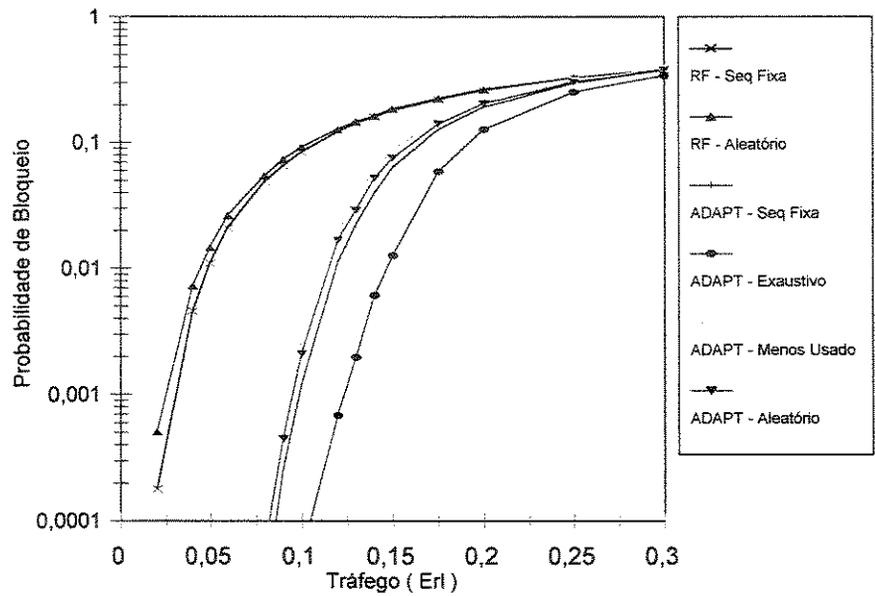


Figura 4.6 - Probabilidade de bloqueio para os algoritmos roteamento fixo e adaptativo na rede mesh-torus com $W=5$.

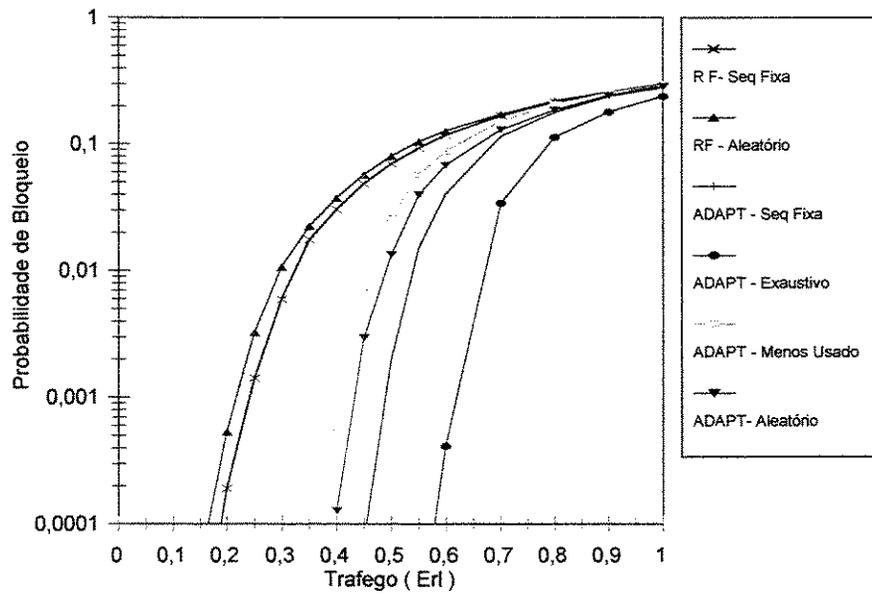


Figura 4.7 - Probabilidade de bloqueio para os algoritmos roteamento fixo e adaptativo na rede mesh-torus com $W=16$.

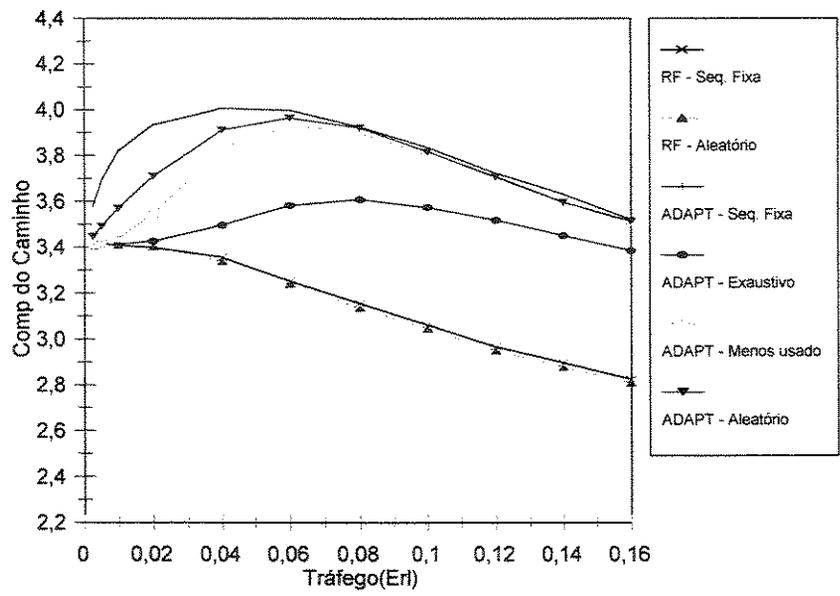


Figura 4.8 - Comprimento médio do caminho para os algoritmos roteamento fixo e adaptativo na rede ARPA II com W=5.

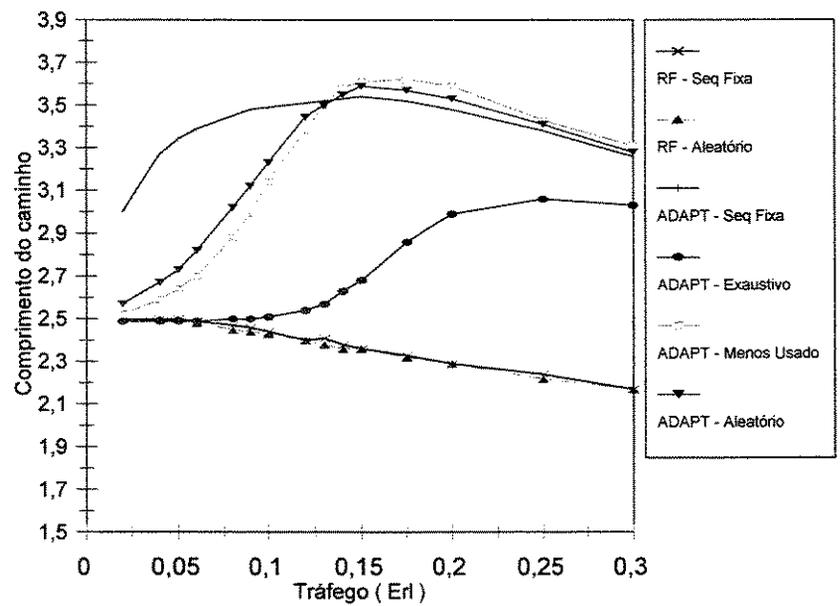


Figura 4.9 - Comprimento médio do caminho para os algoritmos roteamento fixo e adaptativo na rede mesh-torus com W=5.

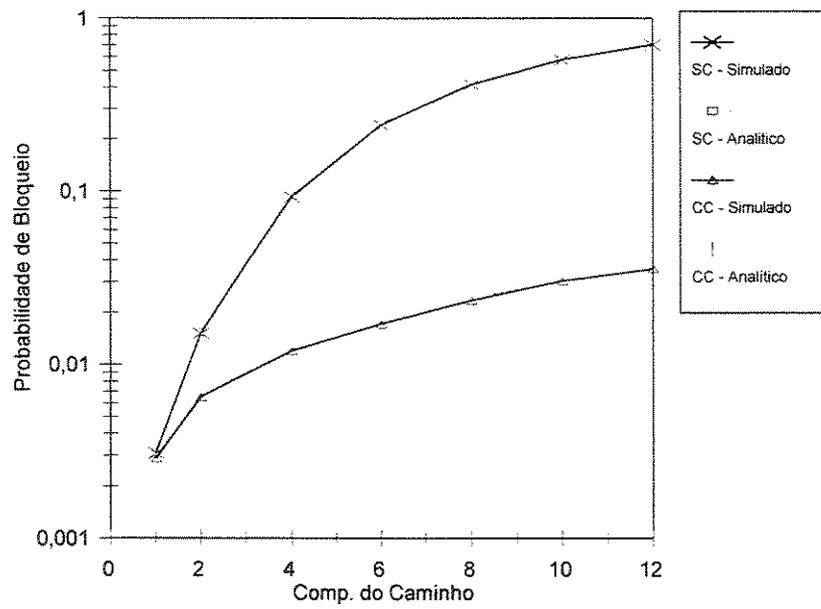


Figura 4.10 - Probabilidade de bloqueio em função do comprimento do caminho na rede tandem, comparando resultados de simulação e analíticos com $W=5$.

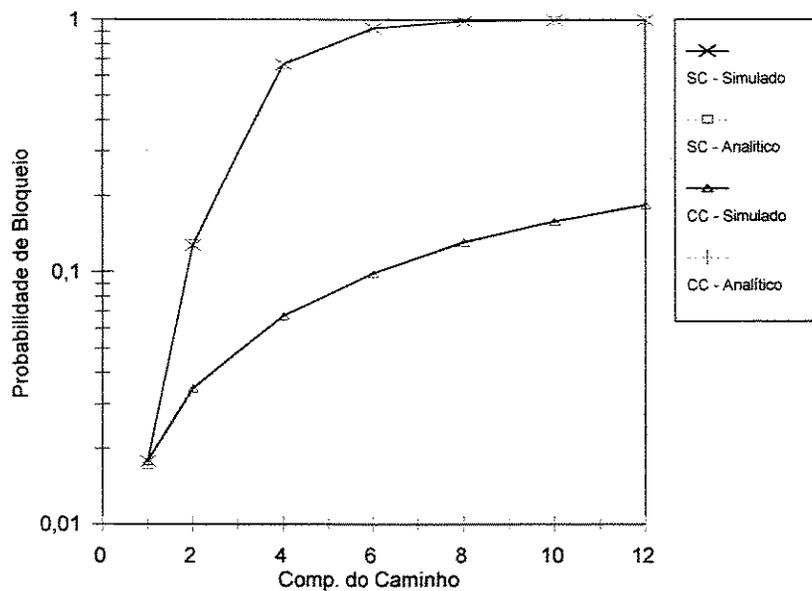


Figura 4.11 - Probabilidade de bloqueio em função do comprimento do caminho na rede tandem, comparando resultados de simulação e analíticos com $W=16$.

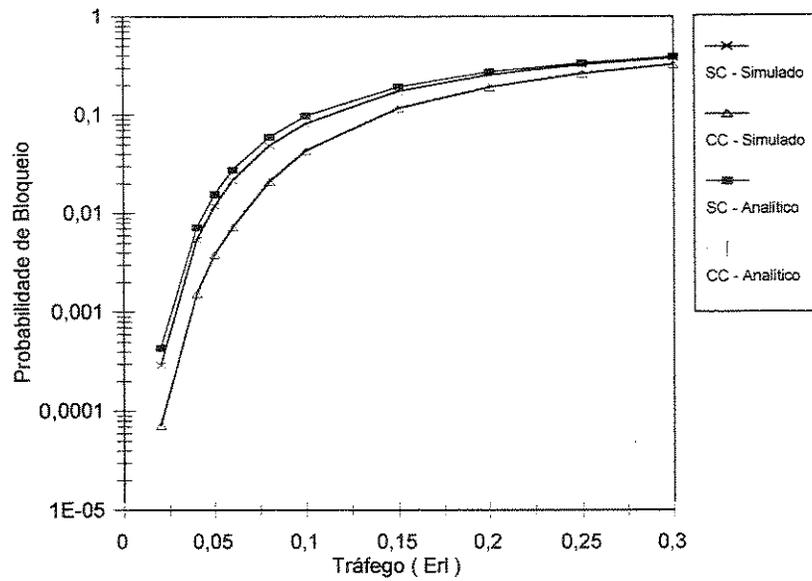


Figura 4.12 - Probabilidade de bloqueio na rede mesh-torus, comparando resultados de simulação e analíticos com $W=5$.

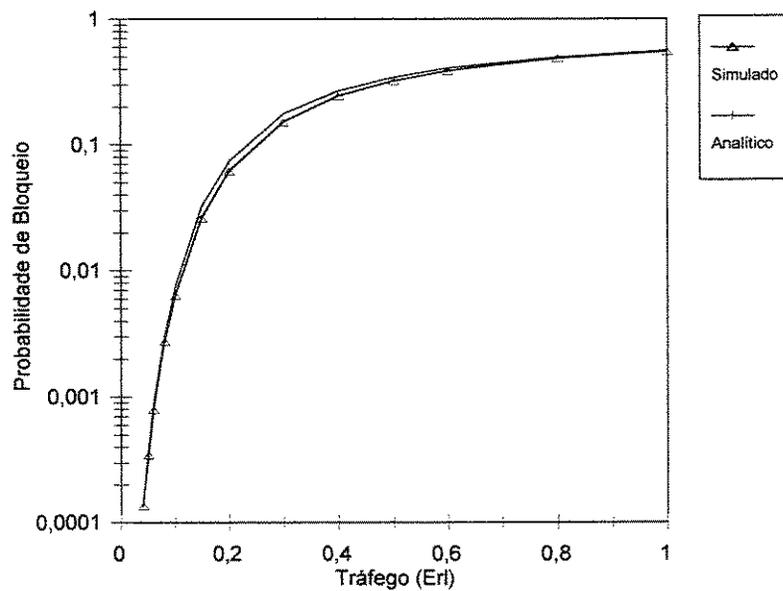


Figura 4.13 - Probabilidade de bloqueio na rede anel bidirecional, com conversão de comprimento de onda, comparando resultados de simulação e analíticos com $W=5$.

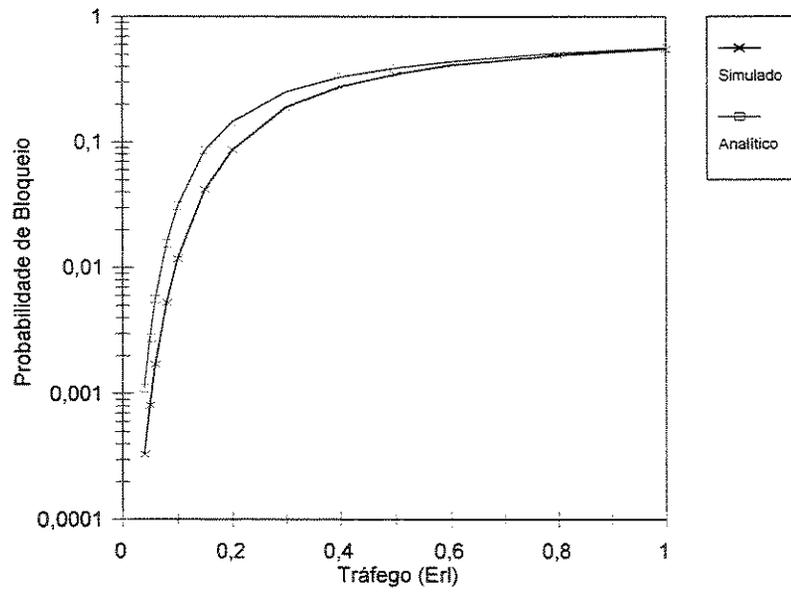


Figura 4.14 - Probabilidade de bloqueio na rede anel bidirecional, sem conversão de comprimento de onda, comparando resultados de simulação e analíticos com $W=5$.

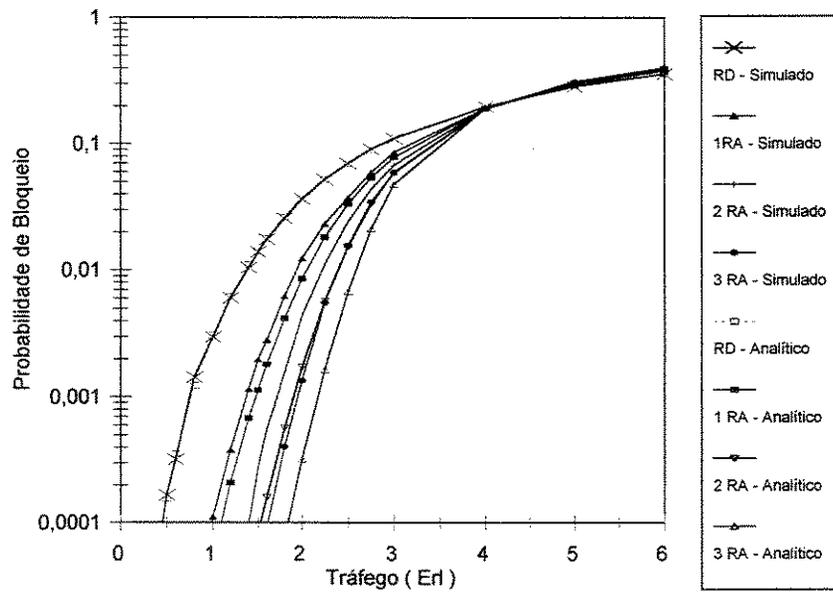


Figura 4.15 - Probabilidade de bloqueio na rede completa com uma rota direta, 1, 2 e 3 rotas alternativas, sem conversão de comprimento de onda, comparando resultados de simulação e analíticos com $W=5$.

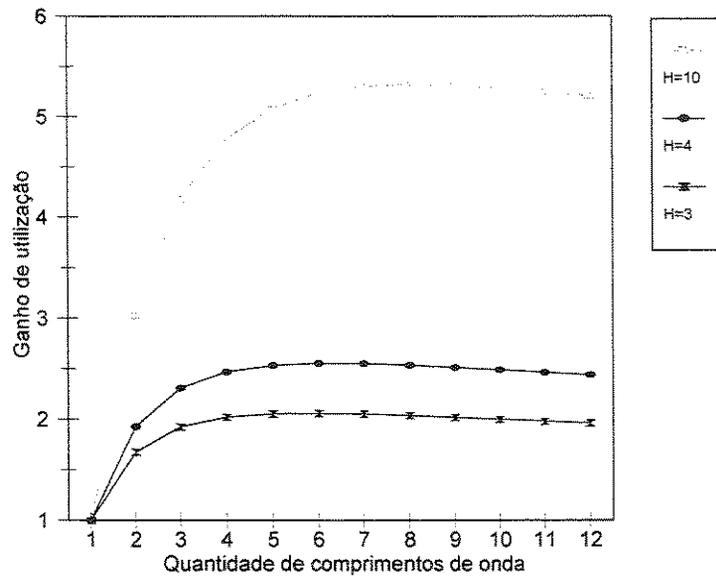


Figura 4.16 - Grau de utilização G_u em função da quantidade de comprimentos de onda W , para probabilidade de bloqueio de 1 %.

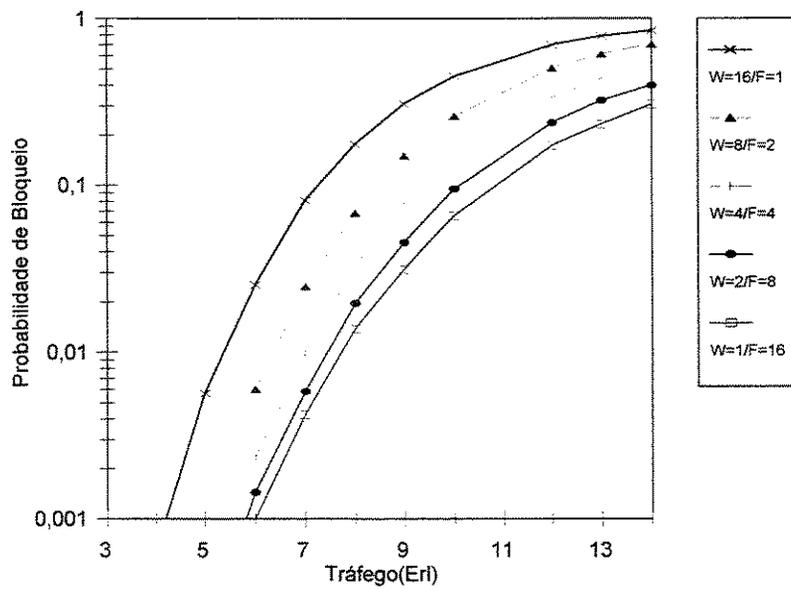


Figura 4.17 - Probabilidade de bloqueio para rede tandem com 3 enlaces.

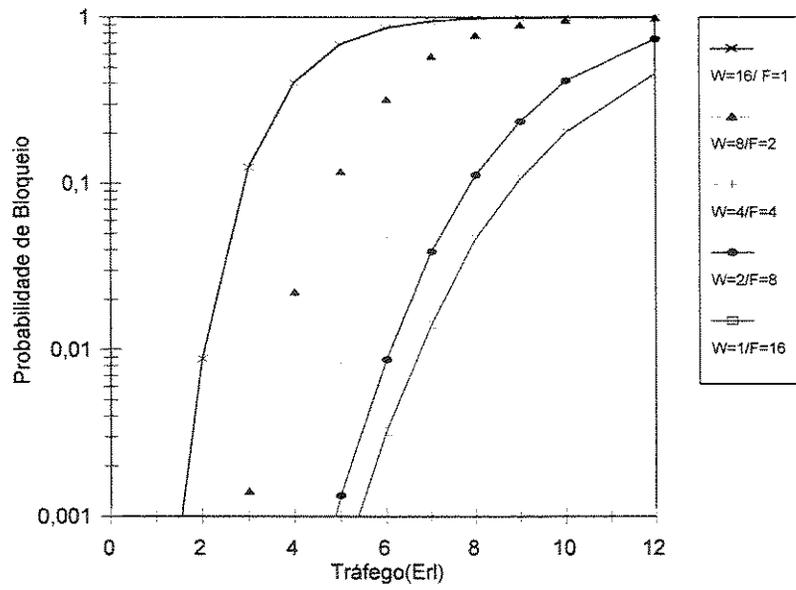


Figura 4.18 - Probabilidade de bloqueio para rede tandem com 10 enlaces.

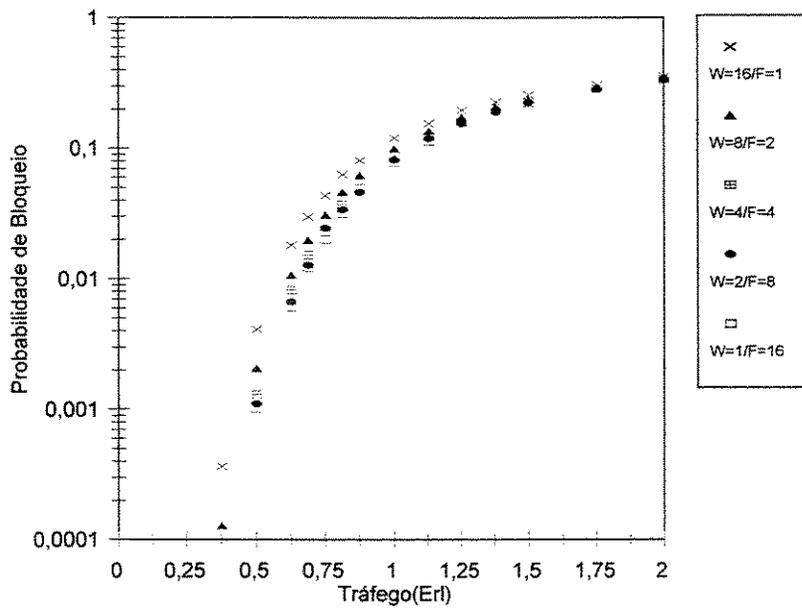


Figura 4.19 - Probabilidade de bloqueio do algoritmo de roteamento fixo, com escolha aleatória do comprimento de onda, na rede NSFNet.

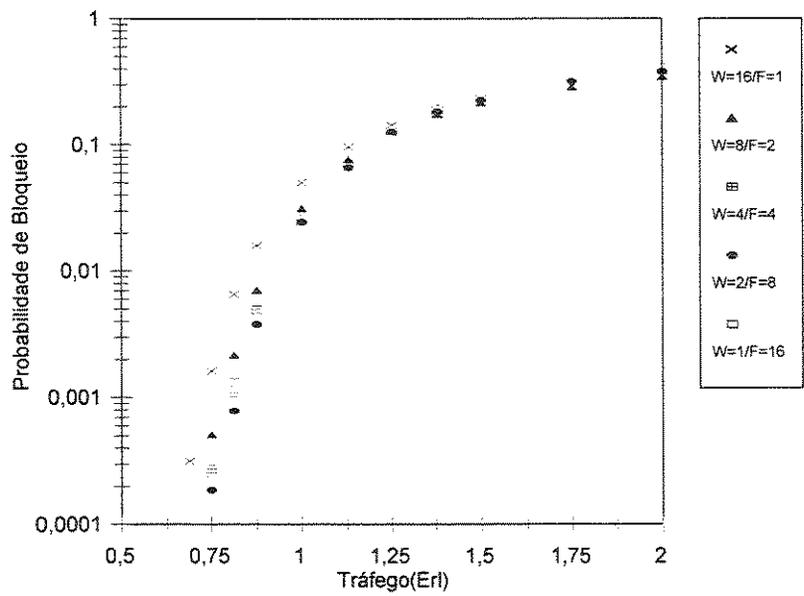


Figura 4.20 - Probabilidade de bloqueio do algoritmo adaptativo exaustivo, na rede NSFNet.

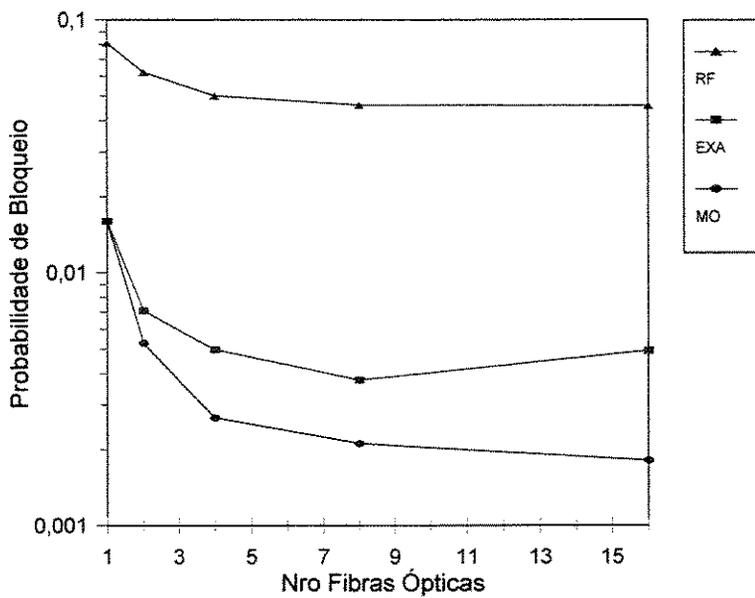


Figura 4.21 - Probabilidade de bloqueio médio dos algoritmos de roteamento fixo, adaptativo exaustivo, e adaptativo menos ocupado em função da quantidade de fibras ópticas do enlace, na rede NSFNet, com tráfego de 0,875 Erl por par de nós de origem e destino.

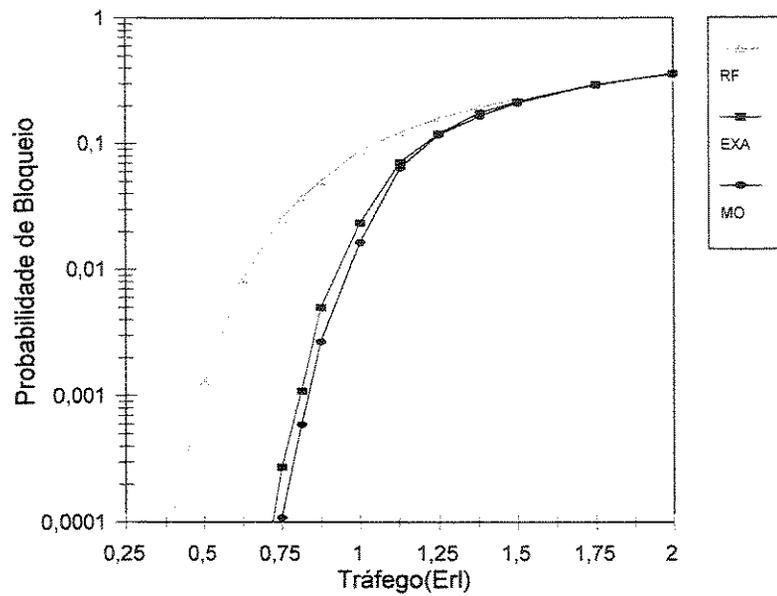


Figura 4.22 - Probabilidade de bloqueio do algoritmo de roteamento fixo, adaptativo exaustivo, e adaptativo menos ocupado, na rede NSFNet, com F=4.

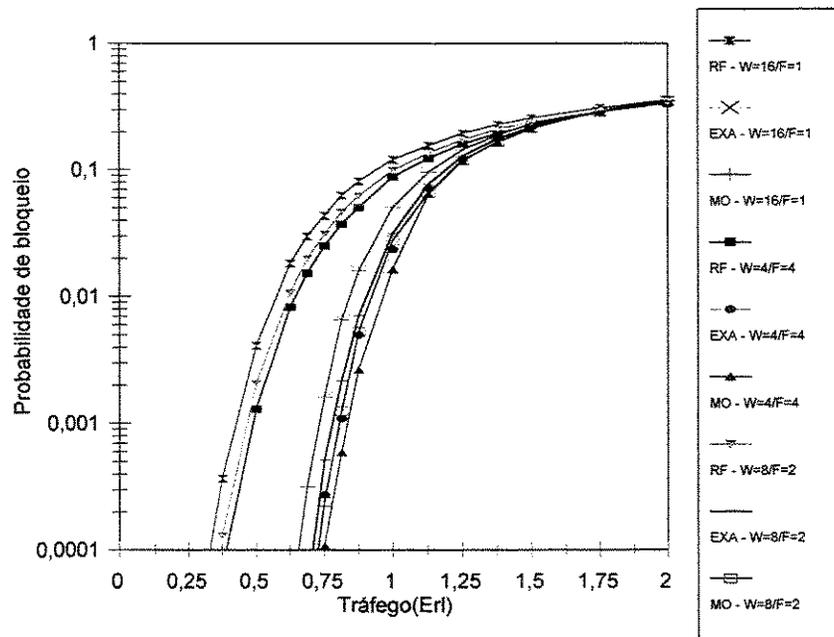


Figura 4.23 - Probabilidade de bloqueio do algoritmo de roteamento fixo, adaptativo exaustivo, e adaptativo menos ocupado, na rede NSFNet, com F=1, 2, 4.

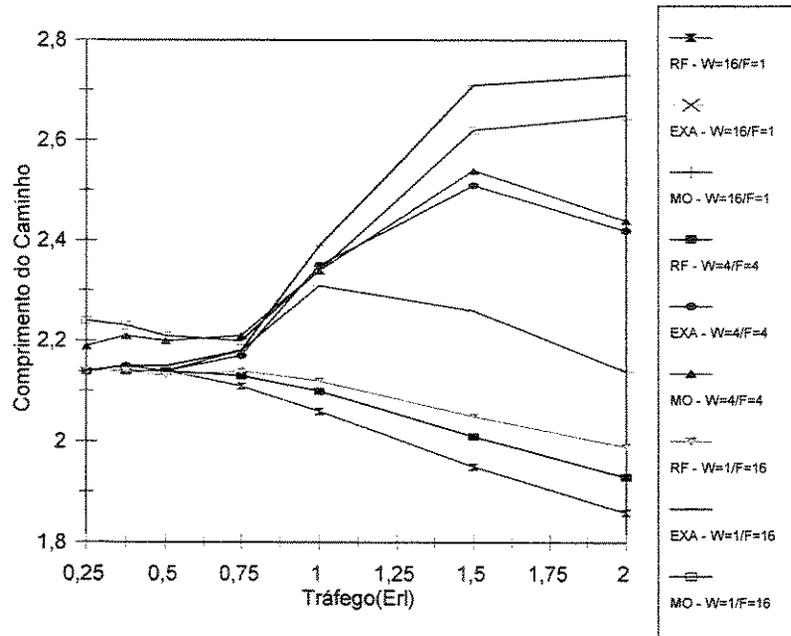


Figura 4.24 - Comprimento médio do caminho para os algoritmos de roteamento fixo, adaptativo exaustivo e adaptativo menos ocupado, na rede NSFNet, com F=1, 4, 16.

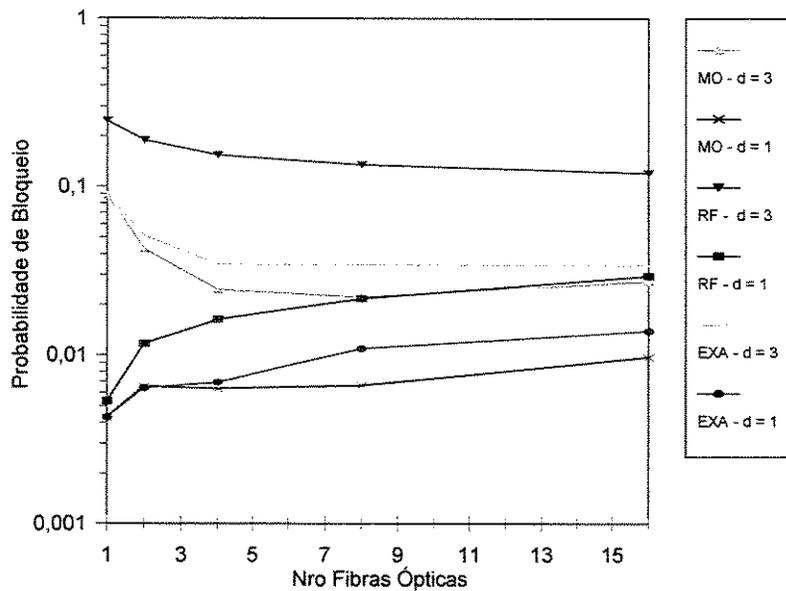


Figura 4.25 - Probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento fixo, adaptativo exaustivo, e adaptativo menos ocupado em função da quantidade de fibras ópticas do enlace, na rede NSFNet, com tráfego = 1 Erl por interesse de tráfego de origem e destino.

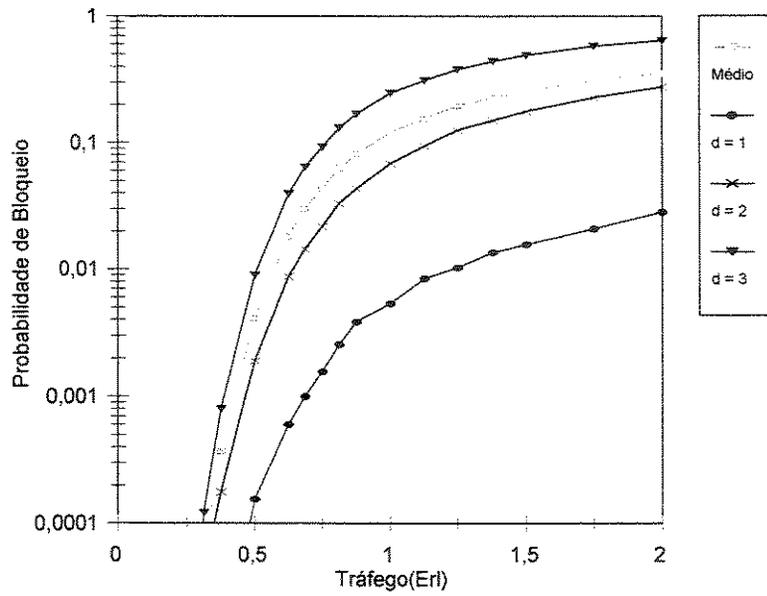


Figura 4.26 - Probabilidade de bloqueio do algoritmo de roteamento fixo, com escolha aleatória do comprimento de onda, em função da distância entre o nó de origem e o nó de destino do tráfego, na rede NSFNet, com $F=1$, $W=16$.

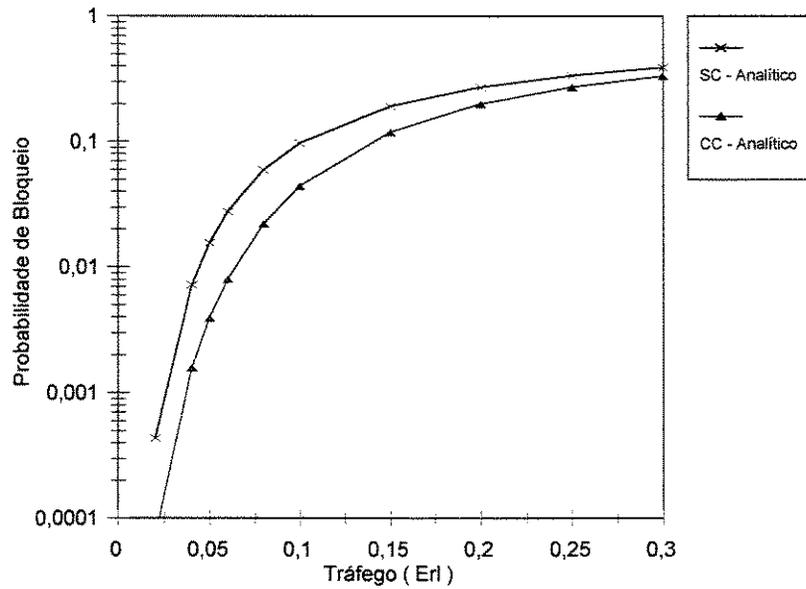


Figura 4.27 - Comparação de probabilidade de bloqueio para o caso sem conversão de comprimento de onda e com conversão de comprimento de onda, na rede mesh-torus, com $W=5$.

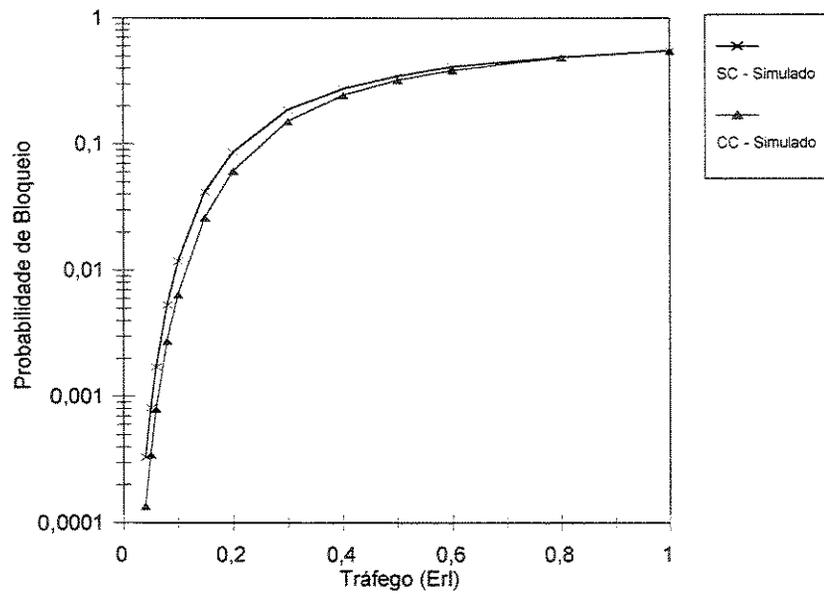


Figura 4.28 - Comparação de probabilidade de bloqueio para o caso sem conversão de comprimento de onda e com conversão de comprimento de onda, na rede anel bidirecional, simulado com $W=5$.

CAPÍTULO V

Conclusões e Sugestões Para Estudos Futuros

Estudamos o desempenho dos algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda de roteamento fixo e de roteamento adaptativo nas redes ARPA II e mesh-torus, com enlaces com fibra óptica simples, com distribuição uniforme de tráfego, e verificamos que o algoritmo adaptativo exaustivo é o que possui geralmente melhor desempenho em termos de probabilidade de bloqueio, com uso eficiente de recursos da rede, embora seja também o de maior complexidade.

Os algoritmos adaptativos aleatório, sequência fixa e menos usado possuem desempenho semelhante. O menos eficiente no uso de recursos da rede é o algoritmo sequência fixa, mesmo com nível de tráfego aplicado baixo. Quando o tráfego assume uma maior intensidade, todos os algoritmos adaptativos tendem ao mesmo nível de utilização dos recursos. Verificamos também que o desempenho dos algoritmos adaptativos é superior ao desempenho do roteamento fixo, em termos de probabilidade de bloqueio.

O impacto da implantação de múltiplas fibras ópticas no desempenho da rede foi estudado em uma rede NSFNet e verificou-se que é equivalente a uma facilidade de conversão de comprimento de onda virtual. Foram testados os algoritmos para múltiplas fibras roteamento fixo, adaptativo exaustivo e adaptativo menos ocupado e observamos que os algoritmos adaptativos tem um desempenho muito superior ao roteamento fixo. O algoritmo menos ocupado é um pouco melhor que o exaustivo, usando de forma satisfatória os recursos disponíveis da rede óptica.

Considerando o comprimento da rota verificamos que o aumento da quantidade de fibras ópticas no enlace diminui o bloqueio das rotas mais longas e aumenta o bloqueio das rotas mais curtas, geralmente com pequena diminuição do bloqueio global médio da rede. Isto é um efeito

significativo que também deve ser levado em conta quando utilizamos conversão de comprimento de onda parcial ou total.

O uso de facilidades de conversão total de comprimento de onda na rede óptica foi estudado e verificamos que introduz um ganho de utilização de 40% na rede mesh-torus e traz ganhos pequenos em anel bidirecional e NSFNet. O desempenho está bastante relacionado ao diâmetro da rede e ao comprimento de interferência presente na rede.

O modelamento analítico adotado é otimizado e eficiente, podendo ser estendido a outros algoritmos de roteamento, além do roteamento fixo e fixo alternativo estudados. Possui uma boa fidelidade para o caso de redes com topologia em malha, como a rede mesh-torus.

No caso da rede em anel, revelou ter um desempenho baixo, principalmente para o caso sem conversão. O motivo é que a premissa de independência da carga de tráfego dos enlaces da rede e independência na seleção de comprimento de onda ao longo de enlaces sucessivos da rota serem pouco válidas para a topologia em anel.

Quando estudamos o roteamento alternativo com a ferramenta analítica verificamos que a probabilidade de bloqueio em rotas alternativas é diferente da simulada, em função do modelo poissoniano de tráfego assumido no modelamento analítico. Este resultado poderia ser melhorado utilizando o modelo aleatório equivalente proposto por R. Wilkinson, citado na referência [22], para caracterizar o tráfego de transbordo (“overflow”).

A ferramenta de simulação implementada na linguagem de programação C++ seguindo orientação a objeto revelou-se bastante eficiente, portátil e modular, podendo ser facilmente adaptada a novos algoritmos, programar e simular diferentes topologias de rede rapidamente, explorando melhor o espaço de resultados. Permite também repetibilidade das corridas de simulação através de múltiplos fluxos de números aleatórios, e redução da variância entre corridas provenientes de diferentes algoritmos, com comparação mais fiel entre os algoritmos.

Sugerimos que para complementar este trabalho sejam efetuados estudos relativos a protocolos e algoritmos de roteamento e alocação de comprimento de onda distribuídos, algoritmos de controle de acesso a recursos da rede e o estudo de métodos de reconfiguração da rota por mudança no interesse de tráfego e por falha de nó ou enlace. O domínio destas técnicas é necessário para a implantação e operação de redes ópticas de alto desempenho, capacidade e disponibilidade.

Outra área de estudo que poderia trazer grandes benefícios seria a de algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda estáticos, utilizados no planejamento e dimensionamento da rede óptica, e a comutação de rajadas e pacotes ao nível óptico, que permitiria aproveitar de forma mais eficiente a alta capacidade de transmissão disponível nas fibras ópticas existentes.

Referências Bibliográficas

- [1] I. Chlamtac, A. Gans e G. Karmi, "Lightpath Communications: An Approach to High Bandwidth Optical WAN's", *IEEE Transactions on Communications*, vol. 40, no. 7, Julho de 1992.
- [2] A. Mokhtar e M. Azizoğlu, "Adaptive Wavelength Routing in All-Optical Networks", *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 6, no. 2, Abril de 1998.
- [3] I. Chlamtac, A. Faragó e T. Zhang, "Lightpath (Wavelength) Routing in Large WDM Networks", *IEEE JSAC*, vol. 14, no. 5, Junho de 1996.
- [4] H. Zang, J. P. Jue e B. Mukherjee, "A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed Optical WDM Networks", *Optical Networks Magazine*, vol. 1, no. 1, Janeiro de 2000.
- [5] R. K. Ahuja, T. L. Magnanti e J. B. Orlin, "Network Flows - Theory, Algorithms, and Applications", Prentice Hall, Upper Saddle River, New Jersey 07458, 1993.
- [6] A. M. Law e W. D. Kelton, "Simulation Modeling and Analysis", 2. edition, McGraw-Hill, New York, 1991.
- [7] C. Perin Filho, "Introdução à Simulação de Sistemas", Editora da Unicamp, Campinas, São Paulo, 1995.
- [8] S. Xu, L. Li, and S. Wang, "Dynamic Routing and Assignment of Wavelength Algorithms in Multifiber Wavelength Division Multiplexing Networks", *IEEE JSAC*, vol. 18, no. 10, Outubro de 2000.

- [9] R. Ramamurthy e B. Mukherjee, "Fixed-Alternate Routing and Wavelength Conversion in Wavelength-Routed Optical Networks", IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 10, no. 3, Junho de 2002.
- [10] A. Birman, "Computing Approximate Blocking Probabilities for a Class of All-Optical Networks", IEEE JSAC, vol. 14, no. 5, Junho de 1996.
- [11] M. Kovačević e A. Acampora, "Benefits of Wavelength Translation in All-optical Clear-Channel Networks", IEEE JSAC, vol. 14, no. 5, Junho de 1996.
- [12] K. W. Ross, "Multiservice Loss Models for Broadband Telecommunication Networks", Springer - Verlag London Limited, Great Britain, 1995.
- [13] S. Chung, A. Kashper e K. W. Ross, "Computing Approximate Blocking Probabilities for Large Loss Networks with State-Dependent Routing, IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 1, no. 1, Fevereiro de 1993.
- [14] E. Karasan e E. Ayanoglu, "Effects of Wavelength Routing and Selection Algorithms on Wavelength Conversion Gain in WDM Optical Networks", IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 6, no. 2, Abril de 1998.
- [15] B. Ramamurthy e B. Mukherjee, "Wavelength Conversion in WDM Networking", IEEE JSAC, vol. 16, no. 7, Setembro de 1998.
- [16] J. M. Yates e M. P. Rumsewicz, "Wavelength Converters in Dynamically-Reconfigurable WDM Networks", IEEE Communications Surveys, segundo trimestre de 1999.
- [17] E. Karasan e E. Ayanoglu, "Performance of WDM Transport Networks", IEEE JSAC, vol. 16, no. 7, Setembro de 1998.

- [18] C. Hsu, T. Liu e N. Huang, "On adaptive routing in wavelegth-routed networks", Optical Networks Magazine, Janeiro/Feveireiro de 2002.
- [19] J. Spath e S. Bodamer, "Routing Strategies for Photonic Networks under Dynamic Traffic Conditions", Proceedings of the European Conference on Networks and Optical Communications (NOC'98): Technology and Infrastructure, Manchester, junho de 1998.
- [20] R. A. Barry e P. A. Humblet, "Models of Blocking Probability in All-Optical Networks with and Without Wavelength Changers", IEEE JSAC, vol. 14, no. 5, Junho de 1996.
- [21] H. Harai, M. Murata e H. Miyahara, "Performance Analysis of Wavelength Assignment Policies in All - Optical Networks with Limited Range Wavelength Conversion", IEEE JSAC, vol. 16, no. 7, Setembro de 1998.
- [22] J. M. Yates, M. P. Rumsewicz, J. P. R. Lacey e D. E. Everitt, "Modeling Blocking Probabilities in WDM Networks with Fixed Alternate Routing", in Int'l Conf. on Telecommun., p. 1367-1372, Abril de 1997.
- [23] G. Brassard e P. Bratley, "Fundamentals of Algorithmics", Prentice-Hall, Englewood Cliffs, New Jersey 07632, 1995.
- [24] M. C. Goldberg e H. P. L. Luna, "Otimização Combinatória e Programação Linear - Modelos e Algoritmos", Editora Campus, Rio de Janeiro, 2000.
- [25] C. S. R. Murthy e M. Gurusamy, "WDM Optical Networks: concepts, design and algorithms", Prentice Hall - PTR, Upper Saddle River, New Jersey 07458, 2002.
- [26] M. R. Spiegel, "Probabilidade e Estatística", McGraw - Hill do Brasil, São Paulo, 1978.

[27] T. E. Stern e K. Bala, "Multiwavelength-Optical Networks - a Layered Approach", Prentice Hall PTR, Upper Saddle River, Nj 07458, 2000.

[28] S. Subramaniam e R. A. Barry, "Wavelength Assignment in Fixed Routing WDM Networks", in IEEE Int'l Conference on Communications, p. 406 - 410, Junho de 1997.

[29] H. Zang, J. P. Jue, L. Sahasrabudde, R. Ramamurthy e B. Mukherjee, "Dynamic Lightpath Establishment in Wavelength-Routed WDM Networks", IEEE Communications Magazine, vol. 39, no. 9, Setembro de 2001.

[30] K. Chan e T. P. Yum, "Analysis of Least Congested Path Routing in WDM Lightwave Networks", in IEEE INFOCOM, p. 962-969, Abril de 1994.

[31] R. Ramaswami e K. Sivarajan, "Optical Networks - a Pratical Perspective", 2. edição, Morgan Kauffman, 2002.