

UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS

FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA E DE COMPUTAÇÃO

**D-ARM: Uma Nova Proposta de Rede de
Interconexão Multidimensional**

Alberto José Centeno Filho
Orientador: **Prof. Dr. Lee Luan Ling**

Dissertação de Mestrado

Este exemplar corresponde à redação final da tese
defendida por ALBERTO JOSÉ CENTENO FILHO
e aprovada pela Comissão
Juizadora em: 25 / 03 / 97
x  
Orientador

Campinas - SP - Brasil
1997



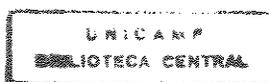
UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS
FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA E DE COMPUTAÇÃO
DEPARTAMENTO DE COMUNICAÇÕES

D-ARM: Uma Nova Proposta de Rede de Interconexão Multidimensional

Alberto José Centeno Filho
Orientador: **Prof. Dr. Lee Luan Ling**

Dissertação de Mestrado apresentada à
Faculdade de Engenharia Elétrica e de
Computação como parte dos requisitos
exigidos para obtenção do título de Mestre
em Engenharia Elétrica. Área de
concentração: Eletrônica e Comunicações

Campinas - SP - Brasil
1997



0309046

| | |
|----------|-------------------------------------|
| UNIDADE | BC |
| CHAMADA | T/UNICAMP |
| | C333d |
| Ex. | |
| COMBO BC | 30638 |
| PROC. | 28/1/97 |
| C | <input type="checkbox"/> |
| D | <input checked="" type="checkbox"/> |
| PREÇO | 28.11,00 |
| DATA | 28/05/97 |
| N.º CPD | |

CM-00098942-6

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

C333d

Centeno Filho, Alberto José

D-ARM: uma nova proposta de rede de interconexão multidimensional / Alberto José Centeno Filho.-- Campinas, SP: [s.n.], 1997.

Orientador: Lee Luan Ling.

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

1. Sistemas de transmissão de dados. 2. Redes de comunicação. 3. Redes de computadores. 4. Topologia.
I. Lee Luan Ling. II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

Aos meus pais,

*pelo constante apoio e incentivo;
presença fundamental em todos
momentos de minha vida.*

“Eu creio

*Creio nos valores humanos
e sou a mulher terra.*

*Creio em Garça e na sua gente.
Creio na força do trabalho
como elo e trança do progresso.*

*Acredito numa energia imanente
que virá um dia ligar a família humana
numa corrente de fraternidade universal.*

*Creio na salvação dos abandonados
e na regeneração dos encarcerados,
pela exaltação e dignidade do trabalho.*

*Exalto o passado, o presente e o futuro de Garça
no valor da sua gente,
no seu constante poder de construção.*

*Acredito nos jovens a procura de caminhos novos
abrindo espaços largos na vida.*

*Creio na superação das incertezas
deste fim de século.”*

Cora Coralina

AGRADECIMENTOS

Um agradecimento de coração à minha *Bella esposa* que fez destes últimos dois anos um período extraordinário. Que me ajudou a superar os momentos difíceis, compartilhando intensamente todas alegrias e tristezas de cada dia. Te amo.

Um especial agradecimento a tia e professora Josetti de Parada pelo indispensável incentivo e pelos infindáveis conselhos que motivaram nossa constante busca não só pelo aperfeiçoamento técnico mas também pelo crescimento humano e emocional.

Aos professores da UNICAMP, Ivanil, Ivan e Motoyama pelas valiosas aulas, discussões e sugestões - acadêmicas e pessoais. Aos professores da UFG, Emilson, Adenone, Curvo e todos os outros que me apoiaram na realização deste trabalho.

Ao meu orientador, professor Lee, pelo incentivo, sugestões e ativa participação durante estes dois anos de pesquisa e trabalho junto à Faculdade de Engenharia Elétrica. Meu muito obrigado, não só pela oportunidade de crescimento profissional mas principalmente pela oportunidade de desenvolvimento pessoal.

Finalmente, mas não menor, meu sincero muito obrigado a todos os colegas da UNICAMP pelos excelentes momentos de lazer e pelo companheirismo. Estes foram com certeza peça chave para o desenvolvimento deste trabalho. Votos de que nossa amizade seja mantida ao longo dos anos vindouros.

SUMÁRIO

| | |
|---|-----|
| LISTA DE FIGURAS | VII |
| LISTA DE TABELAS | IX |
| LISTA DE ABREVIATURAS | X |
| RESUMO | XI |
| ABSTRACT | XII |
| CAPÍTULO 1 - INTRODUÇÃO | |
| 1.1 Motivação | 1 |
| 1.2 Organização dos Capítulos | 3 |
| CAPÍTULO 2 - REDES DE INTERCONEXÃO | |
| 2.1 Introdução | 5 |
| 2.2 Topologias das Redes de Interconexão | 6 |
| 2.3 Decisões de Projeto | 10 |
| 2.4 Roteamento em Redes de Interconexão | 12 |
| 2.5 As Redes de Interconexão Regulares e Suas Aplicações | 18 |
| 2.6 Considerações Finais | 25 |
| CAPÍTULO 3 - AVALIAÇÃO DE DESEMPENHO EM REDES DE INTERCONEXÃO | |
| 3.1 Introdução | 27 |
| 3.2 Propriedades Características da Rede de Interconexão | 28 |
| 3.3 Parâmetros de Desempenho da Rede de Interconexão | 33 |
| 3.4 Estudos de Casos: avaliação de desempenho na ShuffleNet e MSN | 38 |
| 3.5 Considerações Finais | 43 |

CAPÍTULO 4 - UMA NOVA TOPOLOGIA DE REDE DE INTERCONEXÃO

| | |
|---|----|
| 4.1 Introdução | 45 |
| 4.2 A Rede Toroidal Multidimensional | 46 |
| 4.3 Análise da Praticabilidade da Rede Multidimensional | 49 |
| 4.4 Uma Nova Proposta de Rede de Interconexão | 53 |
| 4.5 Estrutura do Nó da Rede D-ARM | 56 |
| 4.6 Propriedades Características da Rede D-ARM | 58 |
| 4.7 Análise Comparativa (D-ARM x ShuffleNet x MSN) | 62 |
| 4.8 Considerações Finais | 66 |

CAPÍTULO 5 - ALGORITMOS DE ROTEAMENTO PARA A REDE D-ARM

| | |
|--|----|
| 5.1 Introdução | 68 |
| 5.2 Roteamento por Desvio | 70 |
| 5.3 Uma Nova Proposta de Resolução de Conflito | 73 |
| 5.4 Parâmetros de Desempenho da Rede D-ARM | 75 |
| 5.5 Análise Comparativa (D-ARM x ShuffleNet x MSN) | 86 |
| 5.6 Considerações Finais | 93 |

CAPÍTULO 6 - CONCLUSÃO E TRABALHOS FUTUROS

| | |
|--------------------------------|-----|
| 6.1 Considerações Gerais | 95 |
| 6.2 Conclusão | 97 |
| 6.3 Trabalhos Futuros | 104 |

| | |
|----------------------------------|-----|
| REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS | 106 |
|----------------------------------|-----|

LISTA DE FIGURAS

| | | |
|----------|--|----|
| Fig. 2.1 | - Topologias regulares estáticas: (a) unidimensional; (b,c) bidimensional; (d,e) tridimensional | 8 |
| Fig. 2.2 | - Topologias regulares dinâmicas: (a) estágio simples; (b,c) múltiplos estágios; (d) <i>Crossbar</i> | 9 |
| Fig. 2.3 | - Taxionomia das topologias de redes de interconexão | 9 |
| Fig. 2.4 | - Estrutura genérica de um comutador de faixa larga | 20 |
| Fig. 2.5 | - Arquitetura de um multicomputador | 21 |
| Fig. 2.6 | - Estrutura de uma Rede Metropolitana (MAN) | 23 |
| Fig. 2.7 | - Rede óptica WDM multihop: (a) topologia física em barramento; (b) topologia virtual ShuffleNet | 24 |
| Fig. 2.8 | - Arquitetura de um nó de comutação fotônico em uma rede fotônica BMSN | 25 |
| Fig. 3.1 | - ShuffleNet 8 nós ($k=2$) | 39 |
| Fig. 3.2 | - Manhattan Street Network 4 x 4 (16 nós) | 41 |
| Fig. 4.1 | - Redes Toroidais: (a) modelo plano; (b) modelo tridimensional | 46 |
| Fig. 4.2 | - Diâmetro: rede Toroidal de dimensão 2, 3, 4 e 5 | 50 |
| Fig. 4.3 | - Custo: rede Toroidal de dimensão 2, 3, 4 e 5 | 51 |
| Fig. 4.4 | - Capacidade: rede Toroidal de dimensão 2, 3, 4 e 5 | 52 |
| Fig. 4.5 | - Custo/Capacidade: rede Toroidal de dimensão 2, 3, 4 e 5 | 53 |
| Fig. 4.6 | - Exemplo de rede D-ARM: uma rede 3-ARM (8 nós) | 54 |
| Fig. 4.7 | - Estrutura de um nó D-ARM | 57 |
| Fig. 4.8 | - Análise comparativa do diâmetro nas topologias ShuffleNet, MSN e D-ARM | 63 |
| Fig. 4.9 | - Comprimento da bisseção nas topologias ShuffleNet, MSN e D-ARM | 64 |

Fig. 5.1 - Rede 3-ARM-4: análise comparativa da vazão obtida com as técnicas de resolução de conflito aleatória, direta e preferencial 81

Fig. 5.2 - Rede 3-ARM-4: análise comparativa do atraso de transferência obtido com as técnicas de resolução de conflito aleatória, direta e preferencial 82

Fig. 5.3 - Rede 4-ARM-4: análise comparativa da vazão obtida com as técnicas de resolução de conflito aleatória, direta e preferencial 84

Fig. 5.4 - Rede 4-ARM-4: análise comparativa do atraso de transferência obtido com as técnicas de resolução de conflito aleatória, direta e preferencial 85

Fig. 5.5 - Análise comparativa da vazão nas redes 3-ARM-4, MSN 8x8 e ShuffleNet-64 89

Fig. 5.6 - Análise comparativa do atraso de transferência nas redes 3-ARM-4, MSN 8x8 e ShuffleNet-64 90

Fig. 5.7 - Limite superior da capacidade de transmissão das redes ShuffleNet, MSN e D-ARM 92

LISTA DE TABELAS

| | | |
|----------|---|----|
| Tab. 3.1 | - Resultados da simulação de uma ShuffleNet com 64 nós e 4 colunas, utilizando a técnica aleatória de resolução de conflito | 40 |
| Tab. 3.2 | - Resultados da simulação de uma MSN 8x8 utilizando a técnica aleatória de resolução de conflito | 43 |
| Tab. 4.1 | - Distância em saltos entre os pares de nós de uma rede 3-ARM-2 | 59 |
| Tab. 4.2 | - Automorfismo do nó I em relação ao nó J para uma rede 3-ARM-2 | 60 |
| Tab. 4.3 | - Complexidade do problema de roteamento em redes que utilizam o roteamento por desvio e o roteamento <i>store-and-forward</i> | 65 |
| Tab. 5.1 | - Determinação da dimensão limite para redes D-ARM em função da complexidade do roteamento | 70 |
| Tab. 5.2 | - Resultado da simulação da rede 3-ARM-4 (64 nós) utilizando a técnica aleatória de resolução de conflito | 80 |
| Tab. 5.3 | - Resultado da simulação da rede 3-ARM-4 (64 nós) utilizando as técnicas direta e preferencial de resolução de conflito | 80 |
| Tab. 5.4 | - Resultado da simulação da rede 4-ARM-4 (256 nós) utilizando a técnica aleatória de resolução de conflito | 82 |
| Tab. 5.5 | - Resultado da simulação da rede 4-ARM-4 (256 nós) utilizando a técnica direta de resolução de conflito | 83 |
| Tab. 5.6 | - Resultado da simulação da rede 4-ARM-4 (256 nós) utilizando a técnica preferencial de resolução de conflito | 83 |

LISTA DE ABREVIATURAS

| | |
|-------|---|
| ATM | Asynchronous Transfer Mode |
| BMSN | Bidirectional Manhattan Street Network |
| D-ARM | Multi-Dimensional Alternated Regular Mesh network |
| DQDB | Distributed Queue Dual Bus |
| FDDI | Fiber Distributed Data Interface |
| HTN | Highway Transfer Network |
| LAN | Local Area Network |
| MAN | Metropolitan Area Network |
| MIN | Multistage Interconnection Networks |
| MSN | Manhattan Street Network |
| RDSI | Rede Digital de Serviços Intergrados |
| RI | Rede de Interconexão |
| SN | ShuffleNet |
| SXN | Shuffle Exchange Network |
| TBSF | Tandem Banyan Switching Fabric |
| WAN | Wide Area Network |
| WDM | Wavelength Division Multiplexing |

RESUMO

Atualmente os sistemas de comunicação têm exigido redes de interconexão de alta capacidade de transmissão e baixo atraso de transferência. O presente trabalho propõe uma nova topologia de rede de interconexão multidimensional, batizada de D-ARM, na qual a principal preocupação é obter uma elevada capacidade de transmissão e um reduzido atraso de transferência. A nova topologia D-ARM possui um padrão de conexão em malha alternada regular com fronteiras toroidais. Cinco propriedades características normalmente utilizadas para caracterizar as topologias de redes de interconexão são empregadas na análise da nova topologia: diâmetro, comprimento da bisseção, índice de desvio, grau de conectividade e simetria. Além disso, os seguintes parâmetros são utilizados para avaliar o desempenho da nova topologia: vazão, atraso de transferência e utilização dos enlaces. Tais parâmetros são determinados através de simulações computacionais. Finalmente, é derivada a expressão do limite superior da capacidade de transmissão da nova rede como função de sua dimensão. A fim de validar a nova topologia proposta como opção viável entre outras topologias já consagradas pela literatura científica especializada, fez-se a análise comparativa entre a rede D-ARM e as redes MSN e ShuffleNet. Os resultados obtidos mostram que a rede D-ARM supera as duas outras redes na maioria dos quesitos analisados. As possíveis aplicações da rede D-ARM incluem: comutadores de faixa larga, multicomputadores, redes metropolitanas de alta velocidade, redes ópticas WDM multihop e redes fotônicas.

ABSTRACT

Since last decade the high speed communication systems have required interconnection networks with high transmission capacity and low transfer delay. This work presents a new topology for multidimensional interconnection networks, namely D-ARM, which has the goal of achieving even higher transmission capacity and simultaneously reduced transfer delay. The new D-ARM topology has a connection pattern arranged in *alternated regular mesh* fashion with toroidal boundary. Five distinctive parameters normally used to characterize interconnection network topologies were employed to analyze the D-ARM topology: the network diameter, bisection width, deflection index, degree of connectivity and symmetry. Then, the evaluation of the performance of the D-ARM network via computer simulation was carried out based on the following measures: throughput, transfer delay and link utilization. Finally, an upper bound to the transmission capacity was derived in terms of the network dimension. In order to validate our proposal, as a viable topology among others well-known topologies, a comparative analysis among D-ARM, MSN and ShuffleNet was done. The results show that D-ARM network outbeats MSN and ShuffleNet in many aspects. We conclude our presentation by suggesting some possible applications of the D-ARM network: broadband switching architectures, multicomputers, high-speed metropolitan area networks, WDM optical networks and photonic networks.

CAPÍTULO 1

Introdução

1.1 Motivação

As redes de interconexão estão presentes atualmente em uma grande variedade de sistemas. Multicomputadores, redes de computadores, comutadores de faixa larga e redes ópticas são alguns exemplos de sistemas que utilizam extensivamente diferentes topologias de redes de interconexão.

O objetivo básico de uma rede de interconexão é estabelecer a comunicação entre os nós do sistema com o menor atraso possível. As redes de interconexão tentam otimizar parâmetros de desempenho tais como taxa de perda de pacotes, vazão e atraso de transferência segundo as necessidades de cada aplicação específica.

O trabalho desenvolvido concentrou-se no estudo e desenvolvimento de redes de interconexão *regulares* (veja definição no cap. 2). As redes regulares possuem grandes vantagens sobre as topologias não regulares em diversas aplicações (vide item 2.5).

Nos sistemas multicomputadores as redes de interconexão são utilizadas para estabelecer a conexão entre os processadores do sistema. Ao longo das últimas décadas diversas topologias de interconexão para multicomputadores tem sido exaustivamente estudadas. Entre as topologias de redes de interconexão mais representativas estão[1]: chordal ring, 3-D binary hypercube, simple ring, 3-D spanning bus hypercube, 3-D torus, 3-D dual bus hypercube, 3-D cube connected cycles, 2-ary-3cube e X-tree.

Com o avanço das tecnologias de rede de faixa larga diversas topologias de malha de comutação têm sido propostas na literatura. Para atender a demanda de comutação de pacotes

em redes de alta velocidade (RDSI-FL, ATM, Frame Relay) é preciso recorrer a algum tipo de paralelismo nas malhas de comutação. Este paralelismo pode ser obtido através da utilização das mesmas redes de interconexão propostas para interconexão de processadores em sistemas multicomputadores [2]. Dois tipos principais de redes de interconexão são extensivamente utilizados na comutação de faixa larga: redes de interconexão com múltiplos estágios (*MIN - Multistage Interconnection Networks*) e *Crossbar*.

As redes de computadores de alta velocidade em ambientes metropolitanos (MANs) e de longa distância (WANs) começam a utilizar redes bidimensionais regulares abandonando as antigas topologias lineares. As redes lineares não conseguem manipular de maneira eficiente comunidades localizadas em grandes populações [3]. Entre as principais redes de interconexão utilizadas no ambiente das redes de alta velocidade estão [3]: Manhattan Street Network (MSN), Hypercube, ShuffleNet e Highway Transfer Network (HTN).

No ambiente das redes ópticas, as redes de interconexão regulares tem sido utilizadas como rede virtual na camada de conectividade óptica [4] de redes WDM multihop. As topologias regulares com *roteamento por desvio* (vide capítulo 2) têm sido amplamente consideradas em redes fotônicas (redes totalmente ópticas) [5]. ShuffleNet e de-Bruijn graph são exemplos de topologias regulares utilizadas em redes WDM ópticas [5, 6].

Nos sistemas descritos até aqui, a rede de interconexão possui papel fundamental no desempenho global dos mesmos. A importância da rede de interconexão no desempenho de diferentes sistemas motiva o desenvolvimento e análise de novas topologias capazes de suportar a alta demanda de comunicação exigida pelas diferentes aplicações relacionadas anteriormente. O estudo das redes regulares e o desenvolvimento e análise de uma nova topologia são apresentados nos capítulos seguintes. A avaliação do desempenho da topologia é fundamental para validar a nossa proposta como opção entre as demais topologias existentes. As medidas de desempenho da nova topologia de interconexão foram obtidas

através de simulações computacionais da rede. A fim de determinar as vantagens e desvantagens da nova proposta em relação a outras topologias amplamente conhecidas fez-se necessário um breve estudo comparativo relacionando os atributos característicos e os parâmetros de desempenho de cada topologia.

1.2 Organização dos Capítulos

Os capítulos seguintes apresentam uma nova proposta de rede de interconexão multidimensional descrevendo detalhadamente sua topologia, estrutura dos nós e algoritmos de roteamento. São apresentados os resultados da análise de desempenho da nova topologia e da análise comparativa com outras topologias de redes de interconexão. A partir do capítulo seguinte o presente trabalho é dividido em 5 outros capítulos organizados de acordo com a descrição a seguir.

O capítulo 2 faz uma revisão da teoria das redes de interconexão. O capítulo elabora e apresenta uma taxionomia das redes de interconexão, analisa as decisões fundamentais ao projeto de redes de interconexão e apresenta uma taxionomia dos algoritmos de roteamento. Finalmente, um estudo mais detalhado da teoria das redes de interconexão regulares e suas aplicações é elaborado ao final do capítulo.

O capítulo 3 apresenta as principais medidas de desempenho das redes de interconexão, dividindo-as em dois grandes grupos: as propriedades características e os parâmetros de desempenho. São definidas diversas propriedades características e parâmetros de desempenho das redes de interconexão. Essas definições são fundamentais para análise da nova topologia, análise essa, desenvolvida nos capítulos seguintes. Através da utilização das definições apresentadas, encerra-se o capítulo 3 avaliando-se as propriedades características e os parâmetros de desempenho de duas topologias bem conhecidas: ShuffleNet e MSN. Os

resultados obtidos são utilizados como figura de mérito na avaliação das medidas de desempenho da nova topologia proposta.

O capítulo 4 faz um breve estudo das vantagens e desvantagens da utilização de altas dimensões em redes toroidais. Uma vez determinado as vantagens das redes multidimensionais, o capítulo apresenta em detalhes a nova topologia de rede de interconexão, batizada de “D-ARM”. Apresenta também, os detalhes da estrutura do nó D-ARM e a análise das propriedades características da nova topologia. Encerrando o capítulo, faz-se uma análise comparativa entre as topologias D-ARM, MSN e ShuffleNet utilizando-se os valores obtidos nos capítulos 3 e 4.

O capítulo 5 apresenta e detalha o algoritmo de roteamento utilizado pela nova rede de interconexão. Uma nova proposta de roteamento, mais adequada a topologias de altas dimensões, é apresentada e investigada. Os parâmetros de desempenho da nova rede são determinados, permitindo assim, a análise comparativa entre esta e as demais topologias (MSN e ShuffleNet).

O capítulo 6, conclusão do trabalho, reúne todas as conclusões parciais afirmadas ao longo do texto acrescentando novas observações sobre a topologia desenvolvida. Alguns experimentos que foram desenvolvidos mas não figuram no presente texto são brevemente comentados. Finalmente, algumas sugestões para trabalhos futuros são relacionadas.

CAPÍTULO 2

Redes de Interconexão

2.1 Introdução

As técnicas de rede foram originalmente empregadas na indústria de telefonia onde são geralmente denominadas de redes de telecomunicações. Durante a primeira fase das redes de telecomunicações, iniciada com a invenção do telefone por Graham Bell em 1876, a evolução da tecnologia de rede foi lenta e limitada às necessidades específicas da telefonia [7].

Na década de 50, a evolução da eletrônica permitiu o desenvolvimento de comutadores de maior velocidade e grande capacidade de tráfego. Surgiram os primeiros estudos em redes de interconexão com múltiplos estágios (MINs - *Multistage Interconnection Networks*) direcionados para redes de comutação por circuito, com destaque para os trabalhos de pesquisa desenvolvidos por C. Clos [8] em MINs não bloqueantes.

A década de 70 foi caracterizada pela introdução das redes de dados e da tecnologia de comutação de pacotes. Redes como ARPANET (USA, 1969), TELENET (USA, 1973), CYCLADES (França, 1973), CIGALE (França, 1973) e DATAPAC (Canadá, 1973-77) motivaram um grande volume de pesquisa sobre a tecnologia de comutação de pacotes e de redes de interconexão.

Ainda na década de 70, com a evolução das arquiteturas de computadores, surgiram os primeiros estudos em MINs para aplicações em redes de comutação por pacotes direcionados para sistemas de computação paralelos. Dentre as diversas propostas de MINs estabelecidas na época destaca-se a “Rede Banyan” originalmente introduzida por Goke e Lipovski [9] em

1972. Grande parte das topologias de redes de interconexão utilizadas atualmente são frutos dos esforços de pesquisa em sistemas de computação paralela.

Nos últimos anos as tecnologias de rede tem evoluído com grande velocidade. Rede Digital de Serviços Integrados (RDSI), redes ópticas, comutadores ATM, Frame Relay são algumas das novas tecnologias que exigem redes de interconexão cada vez mais velozes, capazes de atender a alta demanda de tráfego do sistema.

Ao longo do anos termos específicos tem sido utilizados para caracterizar as redes de interconexão em diferentes aplicações. Na computação utiliza-se o termo “Rede de Computadores”, na telefonia - “Rede de Comunicação”, nas redes ópticas - “Diagrama de Conectividade Óptica”, nas arquiteturas de comutadores - “Malha de Comutação”, nos sistemas paralelos - “Rede de Interconexão”. Entretanto, o termo “Rede de Interconexão” será utilizado aqui para representar qualquer topologia de rede independente de sua aplicação.

Neste contexto amplo, rede de interconexão (RI) será definida aqui como **o arranjo topológico de enlaces que permite a troca de informação entre dispositivos de comunicação, enlaces estes interligados através de elementos de comutação ou através dos próprios dispositivos de comunicação.**

2.2 Topologias das Redes de Interconexão

O termo topologia se refere ao desenho dos enlaces e elementos de comutação que estabelece a interconexão dos dispositivos de comunicação (nós) da rede. Os enlaces são caracterizados pelo conjunto de fios e/ou conexões elétricas presentes na rede. Os elementos de comutação, quando existentes, são dispositivos básicos que conectam um conjunto de enlaces de entrada a um conjunto de enlaces de saída.

As topologias das redes de interconexão podem ser classificadas inicialmente de acordo com a estrutura em que os nós estão organizados como: **topologia regular** ou **topologia irregular**. Uma rede regular é aquela que tem forma de uma malha simples, com a replicação de estruturas bem definidas, em que cada nó é capaz de determinar *de-facto* a configuração completa da rede sem necessidade de consultar nenhuma base de dados para a localização dos demais nós da rede [3]. As redes que não possuem as características de regularidade mencionadas anteriormente são classificadas como irregulares.

As topologias regulares e irregulares podem ser agrupadas de acordo com o tipo de conexão existente entre os nós da rede em duas categorias distintas: **topologia estática** e **topologia dinâmica**. Nas redes estáticas os enlaces existentes entre os nós são permanentes e não podem ser facilmente reconfigurados para estabelecer conexão direta com um novo nó. Estas redes não utilizam elementos de comutação e na maioria dos casos as mensagens devem ser roteadas através de alguns nós intermediários até alcançar o nó destino. Já as redes dinâmicas utilizam extensivamente elementos comutadores que permitem a fácil reconfiguração dos enlaces da rede. Em uma rede dinâmica as mensagens são roteadas entre o nó origem e destino através de um conjunto de elementos de comutação.

A taxionomia das redes regulares estáticas pode ser dividida em diversos grupos de acordo com as características peculiares de cada topologia. Alguns exemplos de grupos de redes regulares estáticas são [10]: topologia unidimensional, topologia bidimensional, topologia tridimensional e topologia hipercúbica. A figura 2.1 apresenta alguns exemplos de diferentes topologias regulares estáticas.

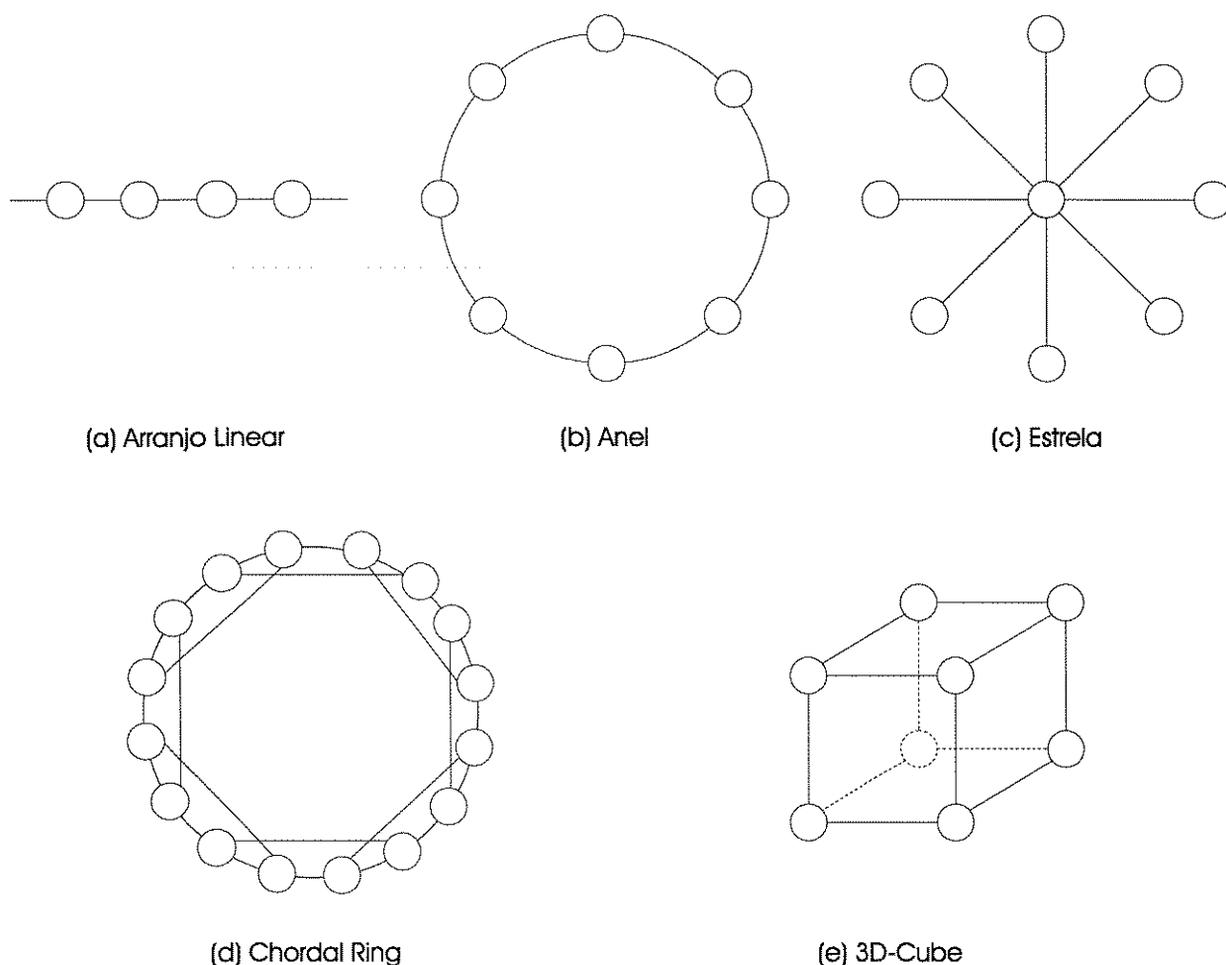


Figura 2.1 - Topologias regulares estáticas: (a) unidimensional; (b,c) bidimensional; (d,e) tridimensional.

Assim como nas redes regulares estáticas, a taxionomia das redes regulares dinâmicas pode ser dividida em diferentes grupos. As classificações mais conhecidas são [10, 11]: estágio simples, múltiplos estágios e *crossbar*. A figura 2.2 apresenta alguns exemplos de diferentes topologias regulares dinâmicas.

A taxionomia das redes de interconexão discutida até o momento apresenta alguns dos critérios de classificação mais utilizados na literatura em geral. Diferentes critérios podem ser utilizados de acordo com a abordagem pretendida. O breve estudo taxionômico apresentado não tem como objetivo esgotar completamente o assunto mas apenas oferecer uma referência clara para análise comparativa de diferentes topologias de redes. A taxionomia aqui descrita está representada na figura 2.3.

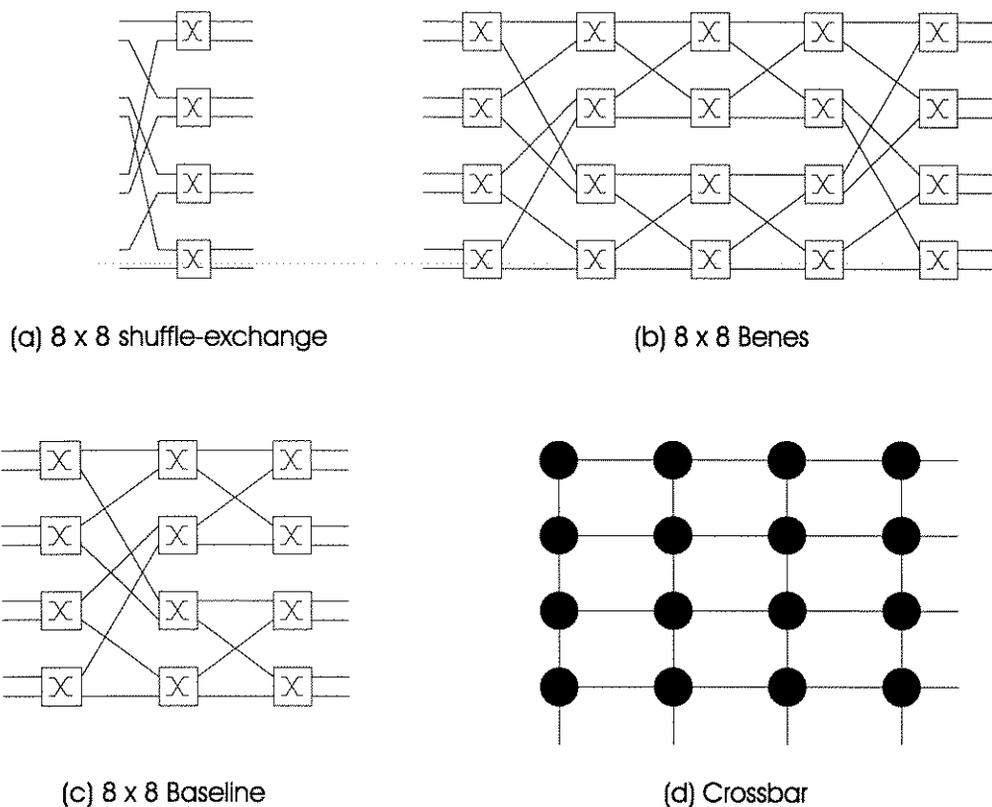


Figura 2.2 - Topologias regulares dinâmicas: (a) estágio simples; (b,c) múltiplos estágios; (d) *Crossbar*.

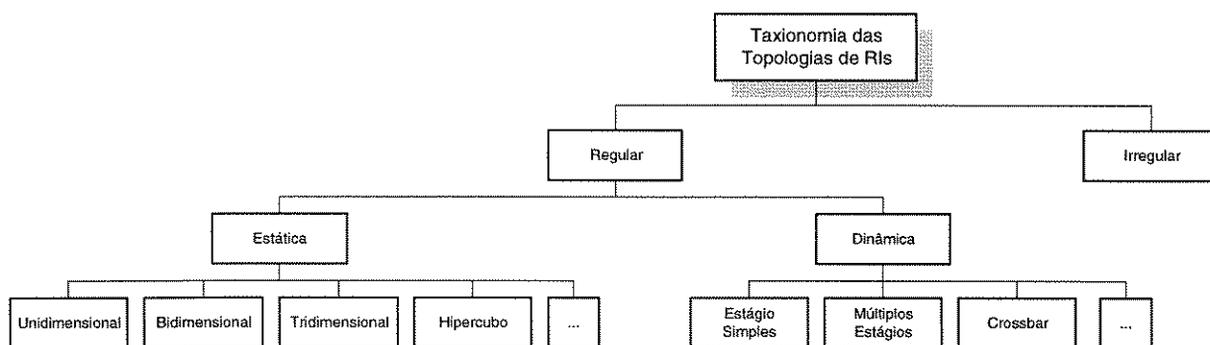


Figura 2.3 - Taxionomia das topologias de redes de interconexão.

2.3 Decisões de Projeto

O problema básico a ser resolvido no projeto de redes de interconexão é encontrar a topologia capaz de suportar uma alta demanda de tráfego, provendo comunicação rápida e eficiente entre os nós da rede, com um custo que permita sua implementação prática. Existem quatro decisões de projeto fundamentais para o desenvolvimento ou seleção da rede de interconexão mais adequada a uma dada aplicação[10]: modo de operação, metodologia de comutação, estratégia de controle e topologia da rede.

Modo de operação. Existem dois modos de operação básicos em redes de interconexão: o modo síncrono e o modo assíncrono. No modo síncrono o nó transmissor envia a seqüência de *bits* da mensagem utilizando uma taxa de transmissão fixa (um *bit* a cada *T* segundos) [12]. Assim, durante o período de transmissão, o nó transmissor e o nó receptor trabalham em sincronismo. No modo assíncrono os *bits* de cada unidade de mensagem são enviados a uma taxa de transmissão fixa, mas unidades de mensagem podem ser separadas por um atraso variável mínimo [12]. Alguns sistemas de computação paralela utilizam simultaneamente os modos síncronos e assíncronos a fim de obter as vantagens de comunicação características de cada um.

Metodologia de comutação. As duas principais metodologias de comutação são: comutação de circuitos (*circuit switching*) e comutação de pacotes (*packet switching*). Na comutação de circuitos um caminho físico (circuito) de interconexão é estabelecido entre o nó origem e o nó destino. Este circuito é mantido durante todo o tempo de transmissão de mensagens entre os dois nós. A comutação de circuitos é especialmente adequada para a transferência contínua de grandes quantidades de dados entre dois nós.

Na comutação de pacotes não existe uma conexão física dedicada entre os nós. Os dados são encapsulados em pacotes e enviados pela rede de nó em nó de acordo com algum algoritmo de roteamento. Os pacotes contêm informações adicionais (cabeçalho) que são

utilizadas no roteamento, correção de erro, controle de fluxo, etc. A comutação de pacotes aumenta a vazão do canal através da natural multiplexação de diversos pacotes em um mesmo caminho.

Técnicas de comutação híbridas, derivadas das duas metodologias básicas, são utilizadas em diferentes sistemas. Entre as técnicas de comutação híbrida estão: comutação rápida de circuitos (*fast circuit switching*), comutação de circuitos de taxa múltipla (*multirate circuit switching*) e comutação rápida de pacotes (*fast packet switching*).

Estratégia de controle. As redes dinâmicas utilizam elementos comutadores para interconectar os enlaces da rede. As características funcionais dos elementos de comutação são [11]: tamanho, lógica de roteamento, número de possíveis estados do comutador, detecção e correção de falha, protocolos de comunicação e espaço de armazenamento de pacotes disponível. Estas funcionalidades são ou não providas pelo elemento comutador de acordo com os requisitos de custo e eficiência da implementação.

A estratégia de controle representa a maneira pela qual o sistema controla os estados dos comutadores espalhados pela rede. A estratégia de controle pode ser: centralizada ou distribuída. Na estratégia de controle centralizada uma unidade de controle única coordena os estados de todos elementos comutadores da rede. Na estratégia de controle distribuída cada elemento comutador determina o seu próprio estado através de algum algoritmo de roteamento executado localmente.

Topologia da rede. Entre os parâmetros mais importantes para o projeto ou seleção de uma topologia de rede de interconexão estão [11]: diâmetro, grau de conectividade, roteamento, uniformidade de tráfego, existência de caminhos múltiplos. Apresentamos a seguir um breve comentário sobre cada parâmetro relacionado deixando para os capítulos seguintes a tarefa de defini-los com exatidão.

1. *Diâmetro*. O diâmetro possui uma relação direta com o atraso de transferência da rede de interconexão. O diâmetro da rede deve ser o menor possível e crescer lentamente com o aumento do número de nós da rede.
2. *Grau de conectividade*. É desejável que o número de nós ligados a um dado nó da rede seja independente do número total de nós da rede. Isto permite que a rede de interconexão seja expandida até atingir um elevado número de nós.
3. *Roteamento*. O algoritmo para roteamento de mensagens entre nós deve ser o mais simples e eficiente possível. As mensagens devem ser roteadas através do caminho mais curto (segundo algum critério de distância preestabelecido) entre o nó origem e o nó destino, fazendo uso de toda capacidade disponível na rede.
4. *Uniformidade de tráfego*. O tráfego em diferentes setores da rede de interconexão deve ser o mais uniforme possível. A uniformidade de tráfego evita a sobrecarga de nós e enlaces em setores isolados da rede de interconexão.
5. *Caminhos múltiplos*. A existência de caminhos múltiplos é fundamental para aumentar a confiabilidade e a vazão da rede. A topologia da rede deve apresentar caminhos alternativos para o roteamento da mensagem mesmo em situações de falha de alguns componentes da rede.

2.4 Roteamento em Redes de Interconexão

A função básica dos algoritmos de roteamento é direcionar os pacotes de informação entre o nó origem e o nó destino através dos enlaces da rede. A literatura apresenta diferentes taxionomias de algoritmos de roteamento. Entre as taxionomias mais comuns estão: roteamento *estático* versus *dinâmico* [7], roteamento *centralizado* versus *distribuído* [7, 13] e roteamento *por tabelas* versus *auto-roteamento* [3].

Sendo as Redes de Interconexão regulares alvo principal do estudo desenvolvido, optou-se pela taxionomia “roteamento por tabela versus auto-roteamento”, a qual enfatiza as características únicas presentes nas redes regulares. O primeiro grupo (roteamento por tabela) desta taxionomia engloba os algoritmos de roteamento tradicionais que têm sido utilizados por diversas redes de baixa velocidade. Já o segundo grupo (auto-roteamento) se refere principalmente aos algoritmos utilizados em redes regulares.

2.4.1 Roteamento por Tabela

O princípio básico dos algoritmos de roteamento por tabela consiste na determinação do enlace de saída do pacote através da consulta a uma ou mais tabelas de roteamento. A localização, o conteúdo e a forma de atualização das tabelas varia de algoritmo para algoritmo. Algumas características comuns estão presentes na maioria das implementações de algoritmos de roteamento por tabela:

- A tabela de roteamento contém uma entrada para cada nó da rede, indicando o enlace de saída mais apropriado para um pacote destinado ao nó em questão. O tamanho da tabela é proporcional ao tamanho da rede o que reduz o desempenho destes algoritmos em redes com elevado número de nós.
- As tabelas devem ser atualizadas com alguma frequência (determinada pelo algoritmo específico), isto faz com que a rede tenha que reservar parte de sua capacidade de transmissão para enviar as informações de atualização a cada nó da rede reduzindo a capacidade de transmissão de informação útil.

Grandes redes como a ARPANET¹, que por questões históricas utiliza o roteamento por tabela até hoje, conseguem amenizar o problema de armazenamento e manutenção de

¹ A rede ARPANET foi criada em 1969 nos Estados Unidos pela ARPA (*Advanced Research Projects Agency*). O objetivo inicial da rede era promover pesquisas sobre as tecnologias de rede de computadores em centros de pesquisa e universidades. Para maiores detalhes consulte as referências 1, 7, 9, 10 e 11.

tabelas através da utilização de *domínios* [14, 15]. Cada domínio representa um conjunto de máquinas suficientemente próximas que podem ser agrupadas em um conjunto único, assim, uma máquina remota visualizará uma distância única a todas máquinas de um dado domínio. As mensagens poderão ser roteadas para o domínio e não mais para cada máquina do conjunto.

Entre os algoritmos de roteamento por tabela mais conhecidos estão: roteamento pelo menor caminho (*shortest path routing*) e roteamento ótimo (*optimal routing*)

Roteamento pelo menor caminho. A idéia básica dos algoritmos baseados neste tipo de roteamento é direcionar o pacote ao enlace que faz parte do menor caminho existente entre o nó origem e o nó destino. O *comprimento* do caminho entre dois nós é calculado através da soma dos comprimentos individuais de cada enlace que será percorrido durante o caminho. Comprimento é um valor positivo atribuído a cada enlace da rede de acordo com algum critério preestabelecido. A definição do comprimento pode ser estática ou dinâmica. Na definição estática critérios como tempo de propagação, número de nós intermediários e capacidade nominal do enlace são em geral utilizados na determinação do comprimento do enlace. Na definição dinâmica critérios adicionais como volume de tráfego em um dado instante e disponibilidade das filas de armazenamento complementam a determinação do comprimento do enlace.

O conhecimento da topologia global da rede é fundamental na determinação do menor caminho. A manutenção de tabelas com a relação dos nós, enlaces e custos é um método simples de manter as informações topológicas da rede necessárias ao cálculo do menor caminho. Os algoritmos de roteamento pelo menor caminho possuem duas desvantagens principais: existência de um único “menor caminho” entre um nó origem e um nó destino limitando o potencial de vazão da rede; a reduzida capacidade de adaptação da rede frente a mudanças na característica das condições de tráfego da rede [12]. Entre os algoritmos de

roteamento pelo menor caminho mais conhecidos estão [12, 16]: algoritmo *Bellman-Ford*, algoritmo *Dijkstra* e algoritmo *Floyd-Warshall*.

Roteamento ótimo. O roteamento ótimo é baseado na otimização de alguma medida de desempenho tal como atraso de transferência médio. Para compreender a idéia básica do roteamento ótimo considere uma função $C_{ij}(1/t)$ que representa o custo do enlace entre o nó i e o nó j operando com uma taxa de transmissão $1/t$. A função custo $C_{ij}(1/t)$ pode ser composta de diversos parâmetros. Alguns dos parâmetros mais utilizados são: capacidade do enlace, taxa de transmissão do enlace, atraso de processamento e atraso de transferência. Após a determinação da função de custo o problema do roteamento pode ser encarado como um problema de otimização da função $C_{ij}(1/t)$ com objetivo de minimizar o custo de transmissão entre o nó origem e o nó destino.

O roteamento ótimo consegue eliminar as duas principais desvantagens do roteamento pelo menor caminho (existência de um “menor caminho” único e reduzida capacidade de adaptação à diferentes condições de tráfego). Entretanto, o armazenamento e manutenção de tabelas com os parâmetros de custo indexados por enlaces e nós continua sendo necessária, o que dificulta a utilização do roteamento ótimo em “grandes” redes de interconexão.

2.4.2 Auto-Roteamento

Os algoritmos de auto-roteamento incluem as técnicas que não utilizam tabelas de roteamento e as técnicas que utilizam algum tipo de tabela de roteamento estática que não é alterada (ou raramente alterada) durante a operação normal da rede. No auto-roteamento os nós determinam o enlace de saída sem ter que consultar a base de dados de roteamento da rede. As principais vantagens do auto-roteamento em comparação com o roteamento por tabela são: simplificação dos elementos comutadores, simplificação dos procedimentos de roteamento, eliminação do tráfego de administração de roteamento na rede. A principal

desvantagem é: dificuldade em atingir as características ótimas de roteamento da rede em diversas topologias.

O auto-roteamento pode ser dividido em três grandes grupos: roteamento em RIs com topologias regulares, roteamento por desvio (*deflection routing*) e dilúvio (*flooding*).

Roteamento em topologias regulares. Em redes regulares é possível estabelecer uma metodologia para determinar *de-facto* a distribuição de nós e enlaces da rede (topologia) sem a necessidade de consultas a uma base de dados específica. O auto-roteamento em redes regulares é bastante simples e eficiente. Ao longo dos últimos 30 anos as RIs regulares têm sido utilizadas em um grande número de diferentes aplicações. Inúmeras RIs regulares têm sido propostas para sistemas multiprocessador e sistemas multicomputador [1, 10, 17]. Algumas RIs regulares, especialmente as redes em malha (*mesh networks*) [3, 18, 19], já foram propostas para ambientes de redes de longa distância (WANs) e redes metropolitanas (MANs). As RIs regulares têm sido amplamente utilizadas na comutação de faixa larga [20-22]. Finalmente, nas redes ópticas as RIs regulares têm sido consideradas com sucesso em diversos casos [4-6].

Roteamento por desvio. O roteamento por desvio foi proposto inicialmente em 1964 por P. Baran [23] com o nome de *Hot-potato*. Na década de 80 o roteamento por desvio voltou a ser estudado como técnica promissora capaz de atingir alto desempenho (vazão) em redes comutadas por pacotes com topologia regular [5]. Com o desenvolvimento de RIs cada vez mais velozes, o roteamento por desvio tem se mostrado eficiente e extremamente sofisticado. A ausência de filas de armazenamento e a simplificação das funções de roteamento possibilita uma redução significativa do atraso de transferência da rede.

A idéia básica do roteamento por desvio é desviar da rota ótima pacotes em *conflito*. Ao receber os pacotes da rede o nó executa algum tipo de algoritmo para determinar os enlaces de saída de cada pacote. O algoritmo mais utilizado é o do menor caminho. Caso um

ou mais pacotes possuam preferência única pelo mesmo enlace de saída determina-se a ocorrência de um conflito. Considere, por exemplo, uma rede regular onde cada nó possui dois enlaces de entrada e dois enlaces de saída. Ocorrerá conflito sempre que um nó da rede receber dois pacotes que desejem sair pelo mesmo enlace de saída.

Diversas técnicas de resolução de conflito são propostas na literatura especializada [24]: aleatória (*random*), direta (*straight-through*), por distância (*closest to finish*). A técnica de resolução de conflito que tem se consolidado como mais adequada é a aleatória [24, 25]. Na técnica de resolução de conflito aleatória faz-se um sorteio aleatório entre os pacotes conflitantes. O pacote vencedor recebe o direito de ser transmitido por seu enlace preferencial, os pacotes perdedores são desviados para enlaces não preferenciais.

Dilúvio. Outra técnica utilizada no auto-roteamento é o dilúvio [12, 16]. O dilúvio consiste na difusão da mensagem por todos os enlaces do nó exceto pelo enlace por onde o nó recebeu a mensagem. A grande desvantagem do dilúvio é o desperdício da capacidade da rede devido ao número ilimitado de cópias circulando pela rede. O dilúvio tem sido empregado em algumas redes apenas como técnica de difusão de mensagens (*broadcasting*). A ARPANET, por exemplo, utiliza o dilúvio para difundir informações periódicas sobre o estado da rede para todos os nós. As vantagens do dilúvio são:

- Técnica extremamente robusta. Mesmo na presença de falhas múltiplas é capaz de rotear mensagens entre dois nós que ainda possuam alguma conexão.
- Correção de erro facilitada devido às cópias extras recebidas pelo nó destino.
- É adequado para qualquer topologia regular ou não.
- Escolhe automaticamente o caminho de menor atraso de transferência entre o nó origem e o nó destino.

2.5 As Redes de Interconexão Regulares e Suas Aplicações

As RIs regulares vem sendo amplamente estudadas e cada vez mais consideradas em um grande número de diferentes aplicações. As principais vantagens das RIs regulares sobre as RIs irregulares são: conhecimento da topologia global sem a necessidade de consultar uma base de dados específica, fácil implementação de algoritmos de auto-roteamento simples e eficientes, possibilidade de utilização do mesmo algoritmo de roteamento em todos os nós da rede. Embora as RIs regulares possuam nítidas vantagens sobre as irregulares, existem aplicações em que as redes regulares não se adequam perfeitamente. A restrição de *modularidade* (veja definição cap. 3) necessária para acomodar um crescimento contínuo do número de nós da rede dificulta a utilização das RIs regulares em diversas aplicações.

Mesmo com a restrição de modularidade as redes regulares têm ganhado espaço cada vez maior em diversas aplicações. Maxemchuk [18] ressalta as vantagens do arranjo topológico em malha regular da Manhattan Street Network (MSN) em aplicações de redes metropolitanas (MANs). Baransel, *et al.* [3] ressaltam as vantagens das topologias regulares bidimensionais concluindo que elas representam o futuro da nova geração de redes de alta velocidade. Acampora [4] demonstra a utilização de topologias regulares, tais como ShuffleNet, nas redes ópticas WDM multihop. Steenstrup [5] enfatiza as vantagens do roteamento por desvio (algoritmo de auto-roteamento adequado a redes regulares) nas redes fotônicas. Monteiro [2] relaciona algumas redes regulares amplamente utilizadas em comutadores de faixa larga. Finalmente, no ambiente de processamento paralelo, vários autores [1, 10, 17, 26] relacionam e avaliam diferentes topologias regulares adequadas a aplicações em multicomputadores e multiprocessadores.

As redes regulares, em especial as topologias *toroidais*, são o alvo principal deste trabalho. Entres as diversas topologias regulares a topologia toroidal tem despertado grande interesse entre os pesquisadores. Robertazzi [27] apresenta um estudo das redes toroidais

relacionando suas vantagens e algumas aplicações: redes metropolitanas, interconexão de multiprocessadores e interconexão VLSI. Diversas topologias toroidais foram propostas e analisadas nas últimas décadas. Exemplos de topologias toroidais incluem: Manhattan Street Network [18], Highway Transfer Network [28], Bidirectional Manhattan Street Network [19], Doubly Twisted Toroidal Network [29] e Diagonal Mesh Network [30].

Nos capítulos seguintes apresentamos uma nova proposta de RI regular toroidal, avaliando o seu desempenho e considerando possíveis aplicações práticas. As principais aplicações consideradas durante o desenvolvimento e avaliação da nova proposta foram: comutadores de faixa larga, multicomputadores, redes metropolitanas de alta velocidade, redes ópticas WDM multihop e redes fotônicas.

2.5.1 Comutadores de Faixa Larga

No desenvolvimento e estudo de malhas de comutação para comutadores de faixa larga, as topologias regulares têm sido amplamente empregadas [13, 20, 22, 31]. Dois pontos são fundamentais para determinar a viabilidade da malha de comutação: probabilidade de perda de pacotes e atraso de transferência do pacote. Valores típicos de probabilidade de perda de pacotes em comutadores de faixa larga variam de 10^{-8} a 10^{-11} [32] e de atraso de transferência variam de $10\mu\text{s}$ a $1000\mu\text{s}$ [32]. Os produtos comerciais disponíveis no mercado apresentam atrasos de transferência típicos entre $1,2\mu\text{s}$ e $250\mu\text{s}$ [33].

A figura 2.4 ilustra a estrutura genérica de um comutador de faixa larga. Existem quatro elementos básicos: módulos de entrada, módulos de saída, unidade de controle e malha de comutação. Os módulos de entrada preparam os pacotes recebidos para serem roteados através da malha de comutação. Os módulos de saída preparam os pacotes para serem transmitidos através dos enlaces. A unidade de controle é responsável pela coordenação de funções de alto-nível tais como: estabelecer e encerrar conexão, alocação de canal e

gerenciamento. Finalmente, a malha de comutação é a responsável pelo roteamento dos pacotes entre os módulos de entrada e saída.

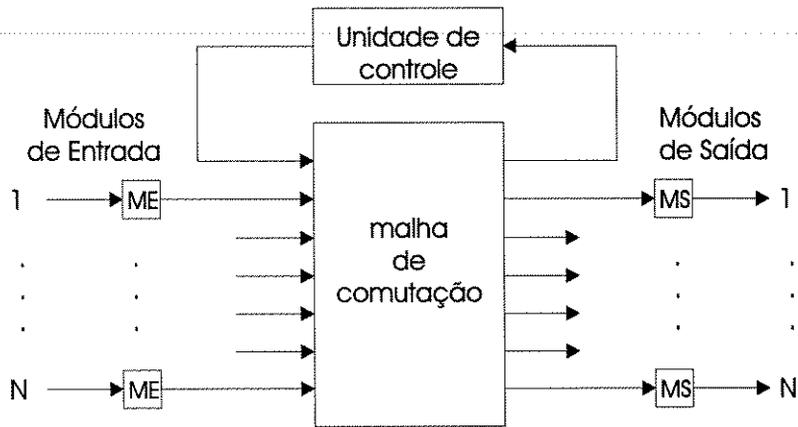


Figura 2.4 - Estrutura genérica de um comutador de faixa larga.

A rede Banyan e a rede ShuffleNet são duas topologias frequentemente consideradas em aplicações em malhas de comutação. Tobagi, *et al.* [34] apresentam uma nova proposta de malha de comutação baseada na rede Banyan, a *tandem banyan switching fabric* (TBSF). A TBSF opera com auto-roteamento de células baseado em *bit*. Pattavina, *et al.* [35, 36, 37] apresentam duas malhas de comutação baseada na rede Shuffle, a Closed-Loop Shuffleout e a Open-Loop Shuffleout. Ambas utilizam um algoritmo de roteamento por desvio que reduz substancialmente o atraso de transferência da célula.

2.5.2 Multicomputadores

As RIs regulares são extensivamente utilizadas para aplicações em multicomputadores. Diversos autores apresentam estudos comparativos [1, 26, 38, 39, 40] avaliando diferentes parâmetros de desempenho tais como: atraso de transferência, densidade de tráfego, número de conexões por nós, custo das conexões e confiabilidade. Bhuyan [16] e

Zargham [11] enfatizam a importância da utilização de redes de interconexão eficientes para o desempenho global dos sistemas paralelos.

A figura 2.5 ilustra a estrutura de um sistema multicomputador. Os dois elementos básicos do sistema são: os elementos de processamento e a rede de interconexão. Cada elemento de processamento inclui um processador e uma memória local. Um processador não pode acessar diretamente a memória local de outro processador. A rede de interconexão é responsável por estabelecer a comunicação entre os elementos processadores do sistema.

As redes toroidais são freqüentemente consideradas para aplicações em multicomputadores. Reed e Schwetman [40] analisam a topologia *D-Dimensional Toroid* para os casos bidimensional e tridimensional e observam que a topologia *3-D Toroid* apresenta a melhor relação desempenho/custo, para redes com mais de trinta nós, em comparação com outras topologias não toroidais tais como: *3-D Bus Hypercube*, *Chordal Ring*, *Topologia Completamente Conectada* e *Single Global Bus*. Após analisarem diferentes topologias de RIs, Reed e Grunwald [1] concluem que as topologias toroidais e a topologia *R-ary-N-cube* são as mais promissoras para aplicações em multicomputadores.

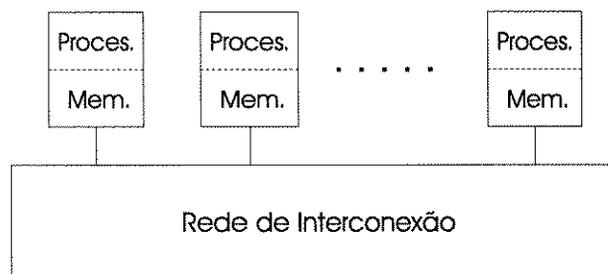


Figura 2.5 - Arquitetura de um multicomputador.

2.5.3. Redes Metropolitanas de Alta Velocidade

As redes metropolitanas (MANs) têm como objetivo principal interconectar redes locais de alta velocidade distribuídas ao longo de uma área metropolitana. A definição de área metropolitana, embora não muito precisa, engloba uma área circular com raio entre 10 km e 25 km. Baransel, *et al.* [3] concluem que as antigas topologias unidimensionais (regulares ou não) não são adequadas para as novas MANs de alta velocidade e que o futuro da tecnologia de redes metropolitanas está nas redes em malha. As redes em malha fazem parte do grupo das RIs regulares toroidais. Estas redes têm sido amplamente consideradas em aplicações de redes de alta velocidade.

A figura 2.6 representa a estrutura de uma MAN composta de dois elementos principais: os usuários e a sub-rede de interconexão. Os usuários podem ser redes locais, supercomputadores, estações de trabalho ou qualquer outro dispositivo de comunicação. A sub-rede de interconexão é composta por um conjunto de elementos comutadores interligados segundo alguma topologia física preestabelecida. A sub-rede de interconexão é responsável pelo roteamento das mensagens entre os usuários da rede.

Na última década diversas topologias tem sido propostas ou adaptadas para o ambiente de redes metropolitanas. Entre as topologias mais conhecidas estão: a Manhattan Street Network (MSN), a Highway Transfer Network (HTN) e a Shuffle Exchange Network (SXN). A MSN, apresentada por Maxemchuk [18] em 1985, é uma rede em malha projetada especificamente para o ambiente de redes metropolitanas. A MSN possui topologia regular toroidal em que cada nó possui dois enlaces de entrada e dois enlaces de saída. A HTN, com topologia semelhante a MSN, foi apresentada em 1990 por Kubo e Yoguchi [28]. A SXN foi inicialmente desenvolvida para sistemas de processamento paralelo. Baransel, *et al.* [3] analisam a topologia SXN para aplicações em redes metropolitanas.

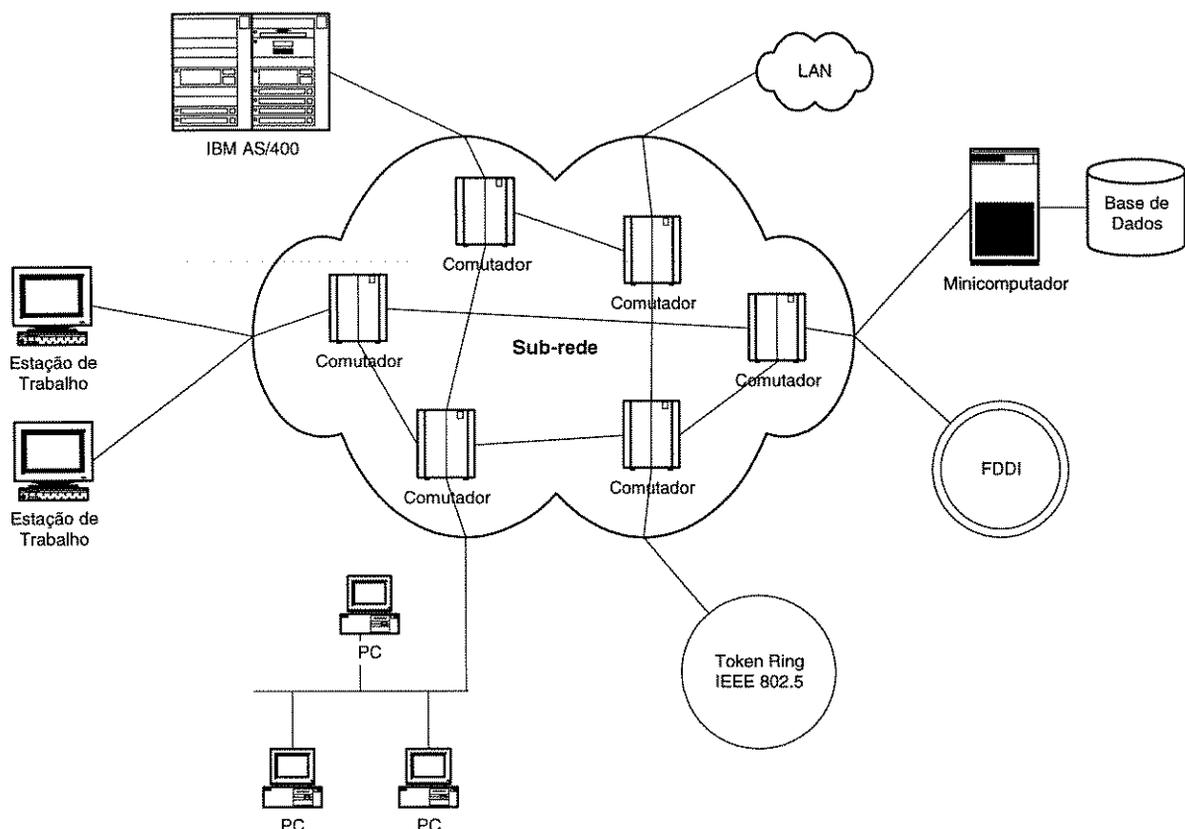


Figura 2.6 - Estrutura de uma Rede Metropolitana (MAN).

2.5.4 Redes Ópticas

A fibra óptica tem proporcionado uma verdadeira revolução nos sistemas de comunicação [31, 32]. As antigas redes baseadas em cabos de cobre têm sido gradativamente trocadas por redes ópticas tais como: FDDI², DQDB³ e RDSI⁴. A taxionomia das redes ópticas pode ser dividida em [5]: redes com enlaces ópticos, redes ópticas single-hop, redes ópticas multi-hop, redes ópticas híbridas e redes fotônicas.

²O FDDI (Fiber Distributed Data Interface - padrão ANSI X3T9.5) é uma rede em duplo anel que utiliza a fibra óptica como meio de transmissão e opera com uma taxa de transmissão de dados de 100 Mbps.

³O DQDB (Distributed Queue Dual Bus - padrão IEEE 802.6) é uma topologia de rede metropolitana composta de dois barramentos unidirecionais.

⁴A RDSI (Rede Digital de Serviços Integrados - padrão ITU-T) representa a nova geração de redes de comunicação que fornecerá a infra-estrutura de transporte para uma variedade de fontes de tráfego (vídeo, voz, dados, etc.) com alta taxa de transmissão.

Diversos autores [4, 41, 42] investigam a utilização de RIs regulares nas redes ópticas multi-hop. Nas redes ópticas multi-hop as mensagens são transmitidas do nó origem para o nó destino através de comutadores eletrônicos intermediários. Estas redes são caracterizadas por uma topologia física (figura 2.7a), a qual representa os enlaces e nós reais da rede, e por uma topologia virtual (figura 2.7b), a qual representa a interconexão lógica entre as estações. A topologia física e a topologia virtual são independentes entre si.

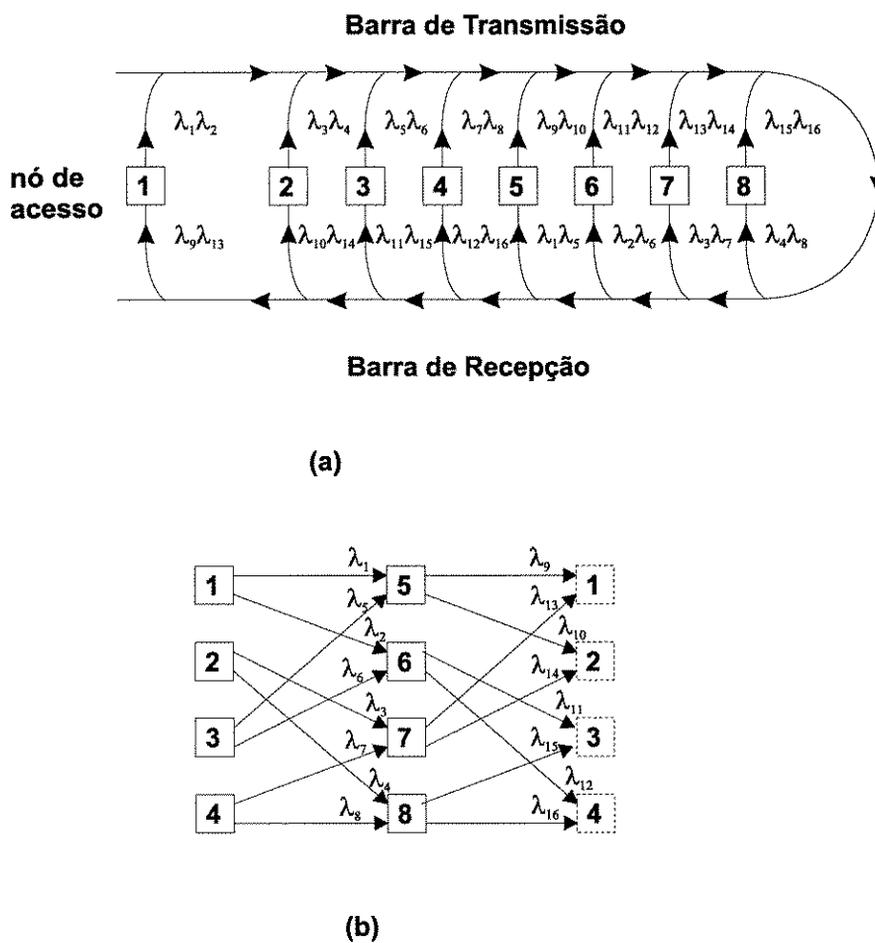


Figura 2.7 - Rede óptica WDM multihop: (a) topologia física em barramento; (b) topologia virtual ShuffleNet.

As redes fotônicas, ou redes totalmente ópticas, transmitem as mensagens entre os nós origem e os nós destino através de comutadores totalmente ópticos. Dado que a

implementação de memórias ópticas rápidas ainda é tecnologicamente limitada, o roteamento por desvio tem sido considerado como a técnica de roteamento ideal para as redes fotônicas. Assim, as RIs regulares são as candidatas naturais para implementação das redes fotônicas. Borgonovo, *et al.* [43, 44] apresentam um estudo do roteamento por desvio em redes fotônicas considerando *nós de comutação fotônicos* (figura 2.8) conectados segundo a topologia BMSN.

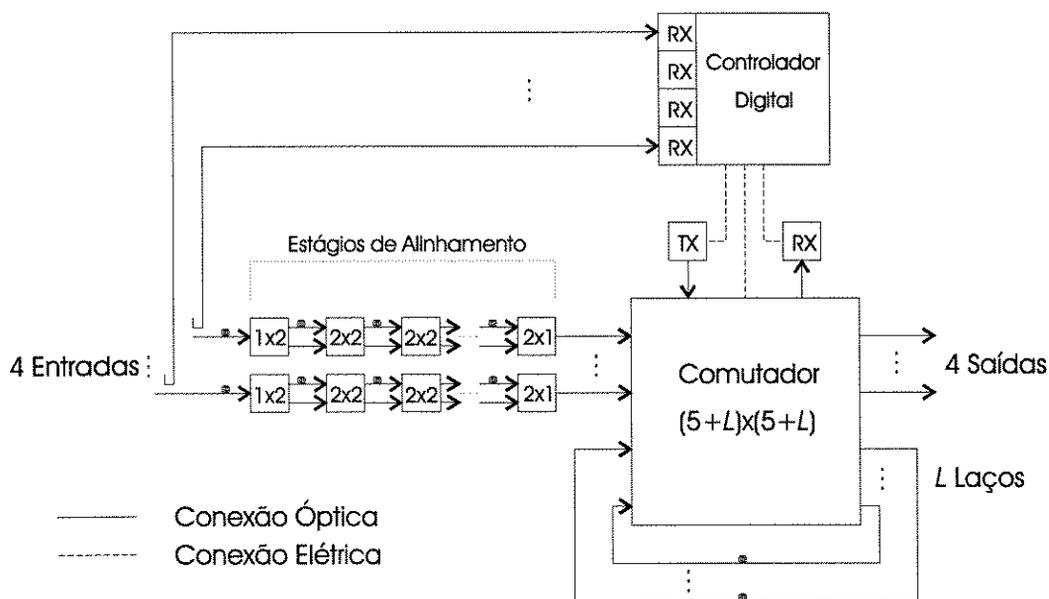


Figura 2.8 - Arquitetura de um nó de comutação fotônico em uma rede fotônica BMSN.

2.6 Considerações Finais

A revisão e apresentação dos conceitos básicos da teoria das redes de interconexão é fundamental para a compreensão dos demais capítulos. A análise taxionômica das redes de interconexão e dos algoritmos de roteamento permitem a visualização e inserção do trabalho desenvolvido dentro do espectro global das redes de interconexão. Finalmente, a apresentação de possíveis aplicações das topologias regulares enfatiza as possibilidades e vantagens das

redes regulares sobre as demais topologias. Essas vantagens estabelecem, sem dúvida alguma, a motivação primária para o desenvolvimento do presente trabalho de pesquisa.

O capítulo seguinte detalha e define as principais medidas de desempenho das redes de interconexão que serão utilizadas durante a análise da nova topologia aqui proposta. A fim de permitir a análise comparativa entre a nova topologia e outras topologias de notório conhecimento, encerra-se o capítulo avaliando-se as medidas de desempenho de duas topologias bem conhecidas: ShuffleNet e MSN.

CAPÍTULO 3

Avaliação de Desempenho em Redes de Interconexão

3.1 Introdução

Sistemas de processamento paralelo, redes de computadores e comutadores são exemplos de sistemas em que a eficiência da rede de interconexão é fundamental para o bom desempenho global do mesmo [3, 17, 20, 45]. Nestes sistemas, a RI é o componente *hardware* mais importante afetando diretamente os parâmetros de custo, desempenho, capacidade e complexidade do sistema como um todo.

A avaliação da potencialidade e praticabilidade de uma rede de interconexão pode ser dividida em:

- avaliação das *propriedades características* da rede;
- análise dos *parâmetros de desempenho* da rede.

A análise das propriedades características e parâmetros de desempenho da rede de interconexão permite estabelecer índices comuns para comparação entre diferentes propostas de topologias. Desta forma, é possível determinar as topologias mais adequadas à aplicação considerada.

Em cada um destes itens, diferentes variáveis são utilizadas para a caracterização da potencialidade e praticabilidade da rede de interconexão. As principais propriedades características de uma rede de interconexão incluem: diâmetro, comprimento da bisseção, índice de desvio, grau de conectividade e simetria. Os principais parâmetros de desempenho

de uma rede de interconexão são: vazão, atraso de transferência, utilização do canal e capacidade.

3.2 Propriedades Características da Rede de Interconexão

As propriedades características de uma rede de interconexão¹ são determinadas exclusivamente pela topologia da rede. As propriedades características da rede são independentes da característica do tráfego ao qual a rede está submetida, do volume de tráfego aplicado, dos mecanismos de roteamento e dos mecanismos de controle de congestionamento.

As propriedades características estão diretamente relacionadas com a capacidade e a tolerância a falhas da rede [3]. Em redes com topologia estática as propriedades características da rede permanecem inalteradas enquanto que em redes com topologia dinâmica as propriedades características podem sofrer alterações sempre que a topologia da rede é modificada.

As principais propriedades características de uma rede de interconexão incluem: diâmetro, comprimento da bisseção, índice de desvio, grau de conectividade e simetria. As subseções seguintes apresentam com detalhes as propriedades características de uma RI.

3.2.1 Diâmetro (δ)

Para formular a definição de “diâmetro de uma RI” é necessário primeiramente apresentar o conceito de *salto*, de *comprimento do caminho* e de *menor caminho*.

Salto. Denomina-se salto a distância existente entre cada nó intermediário que faz parte do caminho entre o nó origem e o nó destino e que executa funções de roteamento [3]. O conceito de salto é independente da distância física entre os nós e da capacidade do enlace. Nós que não executam roteamento, tais como pontes e repetidores, não são considerados.

¹ Alguns autores utilizam o termo “atributos da rede”.

Comprimento do caminho. O caminho representa o conjunto de nós e enlaces necessários para conectar um dado nó de origem a um dado nó de destino. Assim, comprimento do caminho representa a distância entre nó origem e nó destino de acordo com uma ou mais unidades de medida preestabelecidas. Diversas unidades de medidas podem ser utilizadas [16]: salto, distância geográfica, capacidade do enlace, nível de congestionamento. O presente trabalho considera o salto como a unidade de medida utilizada para o cálculo do comprimento do caminho.

Menor caminho. O menor caminho entre um nó origem I e um nó destino J é o caminho que possui o menor número de saltos entre o nó I e o nó J . O número de saltos do menor caminho entre o nó I e o nó J será representado matematicamente pela função $m_c(I,J)$. Em redes que possuem múltiplos caminhos entre seus nós, é possível que exista múltiplos “menores caminhos” entre um dado nó origem e um dado nó destino.

O diâmetro de uma rede de interconexão pode ser agora definido como:

Diâmetro é o maior caminho dentre o conjunto dos menores caminhos de todos os possíveis pares de nós da rede.

Matematicamente o diâmetro de uma RI é expresso por:

$$\delta = \max\{m_c(I, J)\} \quad , \quad 1 \leq I, J \leq N$$

Onde N representa o número de nós da rede

Em redes *multi-hop* o diâmetro é um atributo altamente representativo, diretamente relacionado com o atraso máximo de transferência da rede. Em redes com roteamento por desvio o diâmetro representa o atraso máximo de transferência de um pacote dentro da rede sem desvio. Nestas redes quanto menor for a utilização do enlace da rede menor será o probabilidade de desvio e conseqüentemente, menor será a diferença entre o diâmetro e o atraso máximo de transferência da rede.

3.2.2 Comprimento da Bissecção (β)

O comprimento da bissecção de uma rede de interconexão pode ser definido como [30]:

Comprimento da bissecção representa o número mínimo de enlaces que devem ser removidos para dividir a rede em duas metades com números idênticos de nós (a menos de um nó, em caso de redes ímpares).

O comprimento da bissecção é fator crítico na determinação do desempenho de uma rede de interconexão. Na maioria dos problemas científicos e de engenharia uma das metades da rede necessita dos dados pertencentes e/ou computados pela outra metade [30]. Assim, é vantajoso que a rede possua um largo comprimento da bissecção o que evidencia uma maior eficiência de comunicação entre as duas metades da rede. Além disso, um comprimento de bissecção largo aumenta o grau de tolerância à falha do sistema.

Nos circuitos VLSI quanto maior o comprimento da bissecção, maior será o custo de implementação. Desta sorte, é necessário balancear as vantagens e desvantagens de um largo comprimento de bissecção de acordo com a aplicação considerada. Entre os sistemas parcialmente ou totalmente implementados em circuitos VLSI estão: os multicomputadores, os multiprocessadores e os comutadores de faixa larga.

3.2.3 Índice de Desvio (ϕ)

Embora o índice de desvio não dependa exclusivamente da topologia da rede ele é considerado propriedade característica, uma vez que a topologia é o fator principal para determinação do seu valor [3].

Considerando a topologia e o algoritmo de roteamento utilizado, o índice de desvio de uma rede de interconexão pode ser definido como [46]:

O índice de desvio de uma rede é o número máximo de saltos adicionados ao atraso de transferência de um pacote por um único desvio de roteamento.

Somente redes que utilizam o roteamento por desvio possuem a propriedade característica do índice de desvio. Assim como o diâmetro, o índice de desvio está diretamente relacionado com o atraso de transferência da rede. A rede de interconexão ideal em termos do atraso de transferência será aquela em que não só o índice de desvio é pequeno mas que também possua um diâmetro reduzido. Otimizar estes dois atributos é um desafio na proposta de novas topologias de redes de interconexão.

Em algumas topologias, tais como a topologia em malha e a topologia toroidal, o índice de desvio pode ser definido sem referência a algoritmos de roteamento em particular. Assim, uma definição alternativa para índice de desvio pode ser enunciada como [3]:

O índice de desvio de uma rede é o comprimento do menor caminho circular existente na topologia da rede.

3.2.4 Grau de Conectividade (θ)

O grau de conectividade de uma RI pode ser definido com relação aos enlaces de entrada (θ_{in}) ou com relação aos enlaces de saída (θ_{out}) como[3]:

O grau de conectividade de entrada/saída (θ_{in} , θ_{out}) representa o número de enlaces de entrada/saída conectados a um dado nó da rede.

Redes de interconexão que possuem o mesmo grau de conectividade de entrada/saída para todos os nós são classificadas como **redes com topologia regular**. As redes regulares são também referenciadas como **redes p-conectadas** (do inglês: *p-connected*), na qual “p” representa o grau de conectividade de entrada ou saída da rede.

Diferentes aplicações impõem diferentes limites para o grau de conectividade da RI. Borgonovo [5] ressalta que em aplicações de redes locais e metropolitanas o aumento indiscriminado do grau de conectividade possui custo elevado, sendo preferível a utilização de

algoritmos de roteamento mais eficientes. Assim, redes com grau de conectividade maior do que 4 não são consideradas.

No ambiente de redes ópticas e de comutadores de faixa larga a principal limitação é o *tempo de roteamento*. O tempo de roteamento representa o tempo necessário para que o nó tome todas as decisões de roteamento, direcionando os pacotes recebidos aos enlaces de saída. O tempo de roteamento deve ser menor que o tempo de transmissão de um pacote. Caso contrário, a taxa de entrada será maior do que a taxa de saída tornando o sistema instável e fazendo com que as filas de armazenamento cresçam indefinidamente [3]. Assim, quanto maior a taxa de transmissão da rede maior será a limitação do seu grau de conectividade.

Em sistemas de computação paralela, a grande maioria das propostas apresentadas não possuem grau de conectividade maior do que 6 [1, 10, 40, 45]. No projeto de uma RI para sistemas de computação paralela a implementação VLSI e o algoritmo de roteamento são os principais parâmetros que estabelecem o limite máximo do grau de conectividade [11].

3.2.5 Simetria

A definição de simetria em redes de interconexão engloba os conceitos de *isomorfismo* e *automorfismo* utilizados na teoria dos grafos. Dois grafos (ou topologias) **G** e **H** são ditos isomórficos se existir uma correspondência biunívoca entre os enlaces de **G** e **H** [47], ou seja, se **H** puder ser obtido pela renomeação dos enlaces de **G** e vice-versa. O automorfismo de um grafo (ou topologia) **G** representa o isomorfismo de **G** em relação ao próprio **G** [48].

Da definição de isomorfismo e automorfismo pode-se definir simetria de uma rede de interconexão como:

Uma rede simétrica é aquela que, para qualquer par de nós “a” e “b” da rede, existe sempre um automorfismo do grafo da rede que mapeia “a” e “b” na rede.

Em outras palavras, se uma rede é simétrica ela é vista da mesma forma por todos os nós da rede. Esta propriedade é extremamente útil na implementação de redes de interconexão, uma vez que a homogeneidade dos nós em uma rede simétrica permite a implementação de algoritmos de roteamento locais mais eficientes.

Os algoritmos de roteamento locais possuem diversas vantagens sobre os algoritmos de roteamento centralizados. Dentre as principais vantagens do roteamento local estão: aumento da tolerância à falha do sistema de roteamento; aumento da flexibilidade do crescimento da topologia da rede e do seu sistema de roteamento.

Em geral as redes simétricas permitem um tratamento estocástico mais simplificado tornando possível a determinação de modelos probabilísticos para o cálculo de medidas de desempenhos tais como vazão média e atraso de transferência médio da rede. O tempo necessário para obtenção dos parâmetros de desempenho de uma rede através da simulação do sistema é em geral reduzido consideravelmente pela utilização dos modelos probabilísticos da rede.

3.3 Parâmetros de Desempenho da Rede de Interconexão

Os parâmetros de desempenho de uma rede de interconexão são variáveis dinâmicas que dependem não só da topologia da rede como também do padrão de tráfego utilizado, do volume de tráfego aplicado à rede e do algoritmo de roteamento implementado. Os parâmetros de desempenho são dados fundamentais na avaliação da possibilidade de utilização da rede de interconexão em uma dada aplicação real.

Os principais parâmetros de desempenho de uma rede de interconexão incluem: vazão, atraso de transferência, utilização do canal e capacidade. Para definição destes parâmetros é necessário estabelecer algumas medidas básicas que caracterizam a história da RI.

Considerando a observação de uma RI a partir do tempo $t=0$ até um futuro t qualquer, pode-se armazenar algumas quantidades de interesse que descrevem a história da RI entre 0 e t . As principais medidas descritoras da história da RI entre 0 e t são [12]:

$P(t) \equiv$ Número total de pacotes na RI no instante t

$\alpha_t \equiv$ Número de pacotes que entrou na RI no intervalo $[0,t]$

$T_i \equiv$ Tempo de transmissão do i -ésimo pacote pela RI

As subseções seguintes utilizam as variáveis apresentadas acima para definir os principais parâmetros de desempenho de uma rede de interconexão.

3.3.1 Vazão (λ)

A vazão de uma rede de interconexão no intervalo $[0,t]$ pode ser definida como a taxa média de chegada de pacotes no intervalo $[0,t]$, ou seja:

$$\lambda_t = \frac{\alpha_t}{t}$$

A medida que t aumenta a vazão λ_t tende ao estado-estacionário. O estado-estacionário representa o tempo necessário para que a rede atinja a estabilidade, ou seja, para que a taxa média de entrada de pacotes na rede seja igual a taxa média de saída de pacotes da rede. A vazão de uma rede de interconexão em estado-estacionário (λ) pode ser definida como:

Vazão representa a taxa média de chegada de pacotes por unidade de tempo à rede de interconexão, com esta operando em estado-estacionário.

Ao longo do texto o termo “vazão” substituirá a expressão “vazão em estado-estacionário”. Matematicamente a vazão de uma RI pode ser definida por:

$$\lambda = \lim_{t \rightarrow \infty} \lambda_t$$

Freqüentemente, a vazão é normalizada através da divisão com a taxa de transmissão do canal, obtendo-se um número adimensional usualmente entre 0 e 1 [49]. Em redes com múltiplos enlaces de conexão a vazão normalizada em geral atinge valores maiores do que 1.

A vazão é um importante parâmetro de desempenho capaz de definir as possibilidades da rede em suportar ou não um determinado volume de tráfego necessário a uma dada aplicação. A vazão é parâmetro fundamental na definição da potencialidade e praticabilidade da rede de interconexão considerada.

3.3.2 Atraso de Transferência (T)

O atraso de transferência de uma rede de interconexão no intervalo $[0,t]$ pode ser definido como o tempo médio de transmissão dos pacotes que entraram na rede no intervalo $[0,t]$, ou seja:

$$T_t = \frac{\sum_{i=0}^{\alpha_t} T_i}{\alpha_t}$$

A medida que t aumenta, o atraso de transferência tende ao estado-estacionário. O atraso de transferência em estado-estacionário de uma rede de interconexão, ou simplesmente “atraso de transferência”, pode ser definido como:

Atraso de transferência é o tempo médio entre o instante em que os pacotes entram na rede de interconexão (pelo nó origem) e o instante em que os pacotes saem da rede de interconexão (através do nó destino), com a rede operando em estado-estacionário.

Assim como a vazão, o atraso de transferência também pode ser normalizado pela tempo de transmissão do canal. Matematicamente o atraso de transferência de uma RI pode ser definido por:

$$T = \lim_{t \rightarrow \infty} T_t$$

O atraso de transferência é variável importante para definir a possibilidade de utilização da rede em uma dada aplicação. Em algumas aplicações, tais como voz e imagem, o tempo de transmissão da informação é variável fundamental para o bom funcionamento do sistema como um todo. Para essas aplicações, redes com baixo atraso de transferência são fundamentais [2, 32, 50].

3.3.3 Utilização do Canal (U)

A definição da utilização do canal exige o conhecimento de dois outros parâmetros: o número médio de pacotes na rede (P) e o número de enlaces da rede (l).

O número médio de pacotes na rede de interconexão no intervalo $[0,t]$ é dado por:

$$P_t = \frac{1}{t} \int_0^t P(\tau) d\tau$$

A medida que t aumenta o número médio de pacotes na rede tende ao estado-estacionário. O número médio de pacotes na rede em estado-estacionário, ou simplesmente “número médio de pacotes”, é dado por:

$$P = \lim_{t \rightarrow \infty} P_t$$

O número de enlaces da rede (l) é uma variável estática que depende apenas da topologia da RI e pode ser definida como a *soma dos enlaces ponto-a-ponto que compõem a topologia da rede de interconexão*.

A utilização do canal em uma rede de interconexão em estado-estacionário pode ser definida como [50]:

Utilização do canal é a fração média de tempo em que os enlaces da rede se encontram ocupados (transmitindo informação) com a rede operando em estado-estacionário.

Das definições anteriores, a utilização do canal pode ser expressa por:

$$U = \frac{P}{l}$$

O número de enlaces individuais que a rede possui representa aqui o número máximo de pacotes que podem ser transmitidos em um intervalo de tempo. Assim, utilização do canal representa uma medida da *eficiência* da rede em utilizar a capacidade máxima de transmissão de seus canais.

As três medidas de desempenho definidas até aqui, podem ser relacionadas entre si através do teorema de Little [51]. Segundo o teorema de Little tem-se:

$$\lambda = \frac{P}{T}$$

O teorema de Little define que *o número médio de clientes em um sistema de filas é igual a taxa média de chegada de clientes no sistema multiplicado pelo tempo médio que o cliente gasta no sistema*. Aqui, a rede de interconexão representa os sistema de filas e os clientes são os pacotes transmitidos pela rede.

3.3.4 Capacidade (C)

Ao contrário das medidas de desempenho apresentadas até agora, a capacidade não depende do volume de tráfego da rede. A capacidade de uma RI pode ser definida como [49]:

Capacidade de uma rede de interconexão representa a vazão máxima que a rede pode alcançar operando em estado-estacionário.

A capacidade é função da topologia da rede e do algoritmo de roteamento utilizado. Matematicamente a capacidade é expressa por:

$$C = \max\{\lambda\}$$

Em redes em que todos os enlaces possuem a mesma taxa de transmissão, a capacidade é limitada superiormente pela expressão [5]:

$$C \leq \frac{l}{L_0}$$

onde: l representa o número de enlaces da rede.

L_0 é o comprimento médio do conjunto dos comprimentos dos menores caminhos de todos os pares de nós da rede.

A capacidade é outro parâmetro importante na definição da aplicabilidade da rede de interconexão para uma dada aplicação. A capacidade de uma rede expressa a eficiência com que a topologia e o algoritmo de roteamento exploram toda a largura de faixa disponível para transmissão de informação na rede [5].

3.4 Estudo de Casos: avaliação de desempenho na ShuffleNet e MSN

Esta seção avalia as propriedades características e parâmetros de desempenho de duas redes de interconexão de destaque no estudo de algoritmos de roteamento por desvio, a *ShuffleNet* (SN) [56] e a *Manhattan Street Network* (MSN) [18].

O objetivo deste estudo é apresentar parâmetros para comparação e avaliação dos resultados obtidos pela nova proposta de rede. Assim, os resultados aqui apresentados serão utilizados ao longo dos demais capítulos como figura de mérito na avaliação dos resultados obtidos pela nova proposta de rede.

3.4.1 A ShuffleNet (SN)

A ShuffleNet é uma generalização da topologia *Shuffle Exchange Network* (SXN). A SXN é a topologia que possui o menor diâmetro entre todas as topologias 2-conectadas [53]. Os nós da SXN são organizados em uma coluna única e conectados segundo o padrão *shuffle*, compondo uma topologia não simétrica.

Enquanto que a SXN é organizada em uma única coluna, a topologia ShuffleNet (SN) é formada por um conjunto de k colunas, cada qual com 2^k nós (figura 3.1). Assim, o número de nós (N) de uma SN é dado por $N=k \cdot 2^k$. Ao contrário da SXN, a ShuffleNet é uma rede simétrica na qual o roteamento por desvio com controle local pode ser facilmente implementado.

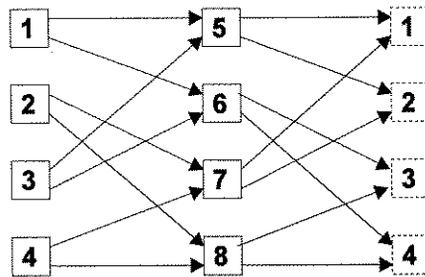


Figura 3.1 - ShuffleNet 8 nós ($k=2$).

Propriedades Características da ShuffleNet

a) O diâmetro (δ_{SN}) de uma ShuffleNet com N nós e k colunas é dado por:

$$\delta_{SN} = 2k - 1 \approx 2 \log_2 N$$

b) O comprimento da bisseção (β_{SN}) de uma SN com N nós e k colunas é dado por:

$$\beta_{SN} = \min\{2^{k+2}, k \cdot 2^k\}$$

c) O índice de desvio (ϕ_{SN}) de uma ShuffleNet com N nós e k colunas é dado por:

$$\phi_{SN} = k \approx \log_2 N$$

d) O grau de conectividade de entrada e saída de uma ShuffleNet é o mesmo para todos os nós da rede:

$$\theta_{in,SN} = \theta_{out,SN} = 2$$

ou seja, a ShuffleNet é uma rede regular 2-conectada.

e) A topologia ShuffleNet é simétrica para qualquer N , onde $N=k \cdot 2^k$.

Parâmetros de Desempenho da ShuffleNet

A determinação dos parâmetros de desempenho da ShuffleNet pode ser feita através de simulações ou da utilização de modelos estocásticos propostos na literatura [53-55, 57]. Não existe fórmula fechada que permita o cálculo do desempenho da ShuffleNet de forma simplificada. A tabela 3.1 apresenta os resultados da simulação de uma ShuffleNet com 64 nós e 4 colunas utilizando o roteamento por desvio e a técnica aleatória de resolução de conflito. Estes resultados foram extraídos do trabalho publicado por Forghieri, *et al.* [53].

Tabela 3.1 - Resultados da simulação de uma ShuffleNet com 64 nós e 4 colunas, utilizando a técnica aleatória de resolução de conflito.

| Taxa de geração (g) | Vazão (λ) [pck/saltos] | Atraso de Transf. (T) [saltos] | Utilização (U) [%] |
|-------------------------|-------------------------------------|------------------------------------|------------------------|
| 0,100 | 6,0 | 5,6 | 0,26 |
| 0,200 | 10,0 | 6,7 | 0,52 |
| 0,300 | 11,8 | 7,5 | 0,69 |
| 0,400 | 12,7 | 8,0 | 0,79 |
| 0,500 | 13,2 | 8,4 | 0,86 |
| 0,600 | 13,5 | 8,6 | 0,91 |
| 0,700 | 13,7 | 8,8 | 0,94 |
| 0,800 | 13,9 | 8,9 | 0,97 |
| 0,900 | 14,0 | 9,0 | 0,98 |

A capacidade de uma ShuffleNet (C_{SN}) é função do algoritmo de roteamento e da regra de resolução de conflito utilizada. No exemplo anterior a capacidade da rede é de aproximadamente 14,1 [pacotes/salto]. Para uma ShuffleNet com N nós ($N=k \cdot 2^k$) a capacidade é limitada superiormente pela expressão abaixo [3, 5] qualquer que seja o algoritmo de roteamento utilizado.

$$C_{SN} \leq \frac{k \cdot 2^{2k+1}}{3(k-1)2^{k-1} + 2}$$

3.4.2 A Manhattan Street Network (MSN)

A Manhattan Street Network (figura 3.2) é uma rede em malha regular duplamente conectada através de enlaces unidirecionais proposta por Maxemchuck em 1985 [18]. A MSN é uma proposta de topologia para redes locais e metropolitanas que aumenta significativamente a vazão e a confiabilidade destas redes. Ela utiliza a técnica de roteamento por desvio onde os pacotes conflitantes de menor prioridade são desviados de sua rota ótima. Devido a simetria da rede o roteamento local pode ser facilmente implementado.

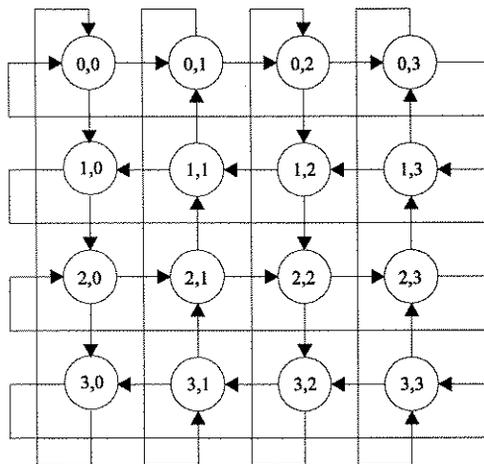


Figura 3.2 - Manhattan Street Network 4 x 4 (16 nós).

Propriedades Características da MSN

a) O diâmetro (δ_{MSN}) de uma MSN quadrada $n \times n$ é dado por:

- se n é ímpar, $\delta_{MSN} = n$
- se n é par e $4 \nmid n$, $\delta_{MSN} = n$
- se n é par e $4 \mid n$, $\delta_{MSN} = n + 1$

b) O comprimento da bisseção (β_{MSN}) de uma MSN quadrada $n \times n$ é dado por:

- se n é ímpar, $\beta_{MSN} = 2n + 2$
- se n é par, $\beta_{MSN} = 2n$

c) O índice de desvio (ϕ_{MSN}) de uma MSN é independente de n e igual a:

$$\phi_{MSN} = 4$$

d) O grau de conectividade de entrada e saída de uma MSN é o mesmo para todos os nós da rede:

$$\theta_{in,MSN} = \theta_{out,MSN} = 2$$

ou seja, a MSN é uma rede regular 2-conectada.

e) Apenas a MSN quadrada com n par é simétrica. Assim, em uma MSN quadrada par todos os nós possuem a mesma visão da topologia da rede.

Parâmetros de Desempenho da MSN

A determinação dos parâmetros de desempenho da MSN pode ser feita através de simulações ou da utilização de modelos estocásticos propostos na literatura [24, 46, 52-55]. Assim como a ShuffleNet, a MSN não possui fórmula fechada que permita o cálculo do seus parâmetros de desempenho. A tabela 3.2 apresenta os resultados da simulação de uma MSN 8×8 (64 nós) utilizando a técnica aleatória de resolução de conflito. Estes resultados foram

extraídos do trabalho publicado por Forghieri, *et al.* [53] e verificados através dos resultados apresentados por Greenberg e Goodman [46].

Tabela 3.2 - Resultados da simulação de uma MSN 8x8 utilizando a técnica aleatória de resolução de conflito.

| Taxa de geração (g) | Vazão (λ) [pck/saltos] | Atraso de Transf. (T) [saltos] | Utilização (U) [%] |
|-------------------------|----------------------------------|------------------------------------|------------------------|
| 0,100 | 6,0 | 6,0 | 0,28 |
| 0,200 | 9,9 | 7,1 | 0,55 |
| 0,300 | 11,7 | 7,8 | 0,71 |
| 0,400 | 12,5 | 8,3 | 0,81 |
| 0,500 | 13,0 | 8,6 | 0,87 |
| 0,600 | 13,2 | 8,8 | 0,91 |
| 0,700 | 13,5 | 8,9 | 0,94 |
| 0,800 | 13,7 | 9,0 | 0,97 |
| 0,900 | 13,8 | 9,1 | 0,98 |

A capacidade de uma MSN (C_{MSN}) é função do algoritmo de roteamento e da regra de resolução de conflito utilizada. No exemplo anterior a capacidade da rede é de aproximadamente 13,9 [pacotes/salto]. Em uma MSN quadrada na qual todos os enlaces possuem a mesma taxa de transmissão a capacidade é limitada superiormente pela expressão abaixo qualquer que seja o algoritmo de roteamento utilizado.

$$C_{MSN} \leq 4 \cdot n$$

3.5 Considerações Finais

A avaliação do desempenho de uma dada topologia é fundamental para determinar sua potencialidade e praticabilidade. O presente capítulo divide o estudo do desempenho em duas partes: avaliação das propriedades características e análise dos parâmetros de desempenho.

As propriedades características dependem exclusivamente da topologia da rede, já os parâmetros de desempenho são influenciados pelo algoritmo de roteamento utilizado. As definições estabelecidas neste capítulo são fundamentais para a continuidade do trabalho. De agora em diante elas serão extensivamente utilizadas sem qualquer definição ou explicação prévia, uma vez que estão completamente detalhadas no presente capítulo.

O “estudo de casos” elaborado no item 3.4 é fundamental para o desenvolvimento das análises comparativas apresentadas nos capítulos seguintes. Os valores e especificações aqui estabelecidos serão utilizados na caracterização das redes ShuffleNet e MSN ao longo dos próximos capítulos.

No capítulo seguinte investiga-se as vantagens da utilização de altas dimensões nas topologias tipo toroidal. Apresenta-se uma nova proposta de rede de interconexão, investigando-se suas propriedades características e desenvolvendo-se uma análise comparativa entre a nova rede e as duas redes aqui apresentadas (ShuffleNet e MSN).

CAPÍTULO 4

Uma Nova Topologia de Rede de Interconexão

4.1 Introdução

Ao longo da história da pesquisa e desenvolvimento da teoria de redes de comunicação, as topologias regulares sempre exerceram um grande fascínio em engenheiros e matemáticos. Nos sistemas de computação e comunicação algumas topologias ocupam lugar de destaque nas pesquisas e trabalhos desenvolvidos por especialistas da área. A topologia toroidal é um exemplo dessas estruturas de destaque.

Robertazi [27] relaciona as razões que fazem da topologia toroidal uma opção interessante para redes de computação e comunicação:

1. O endereçamento e roteamento são de fácil implementação.
2. A topologia é isotrópica, ou seja, cada nó tem o mesmo conjunto de conexões e visualiza localmente a mesma topologia da rede. Assim, todos os nós podem executar o mesmo algoritmo de roteamento local.
3. As conexões em volta da topologia reduzem o comprimento médio dos caminhos na rede e eliminam os efeitos de borda.
4. No mapeamento de problemas computacionais em multiprocessadores a topologia toroidal pode ser facilmente associada ao espaço Euclidiano.
5. Em redes metropolitanas a topologia toroidal pode facilmente cobrir uma área retangular com seus enlaces representando as ruas e avenidas de uma região metropolitana.

Robertazi [27] define rede toroidal como o complexo em que cada face poligonal possui o mesmo número de enlases e cada nó está conectado a um igual número de enlases. Uma rede toroidal bidimensional pode ser representada por um modelo plano do toro (figura 4.1-a) ou através de uma visão tridimensional da superfície do toro (figura 4.1-b). Entretanto, é possível generalizar a superfície do toro em espaços de maior dimensão. As topologias tridimensionais têm sido consideradas principalmente nos sistemas multicomputadores. Os enlases da rede toroidal são bidirecionais, o que reduz ainda mais o comprimento médio dos caminhos entre os nós de origem e destino da informação transmitida pela rede.

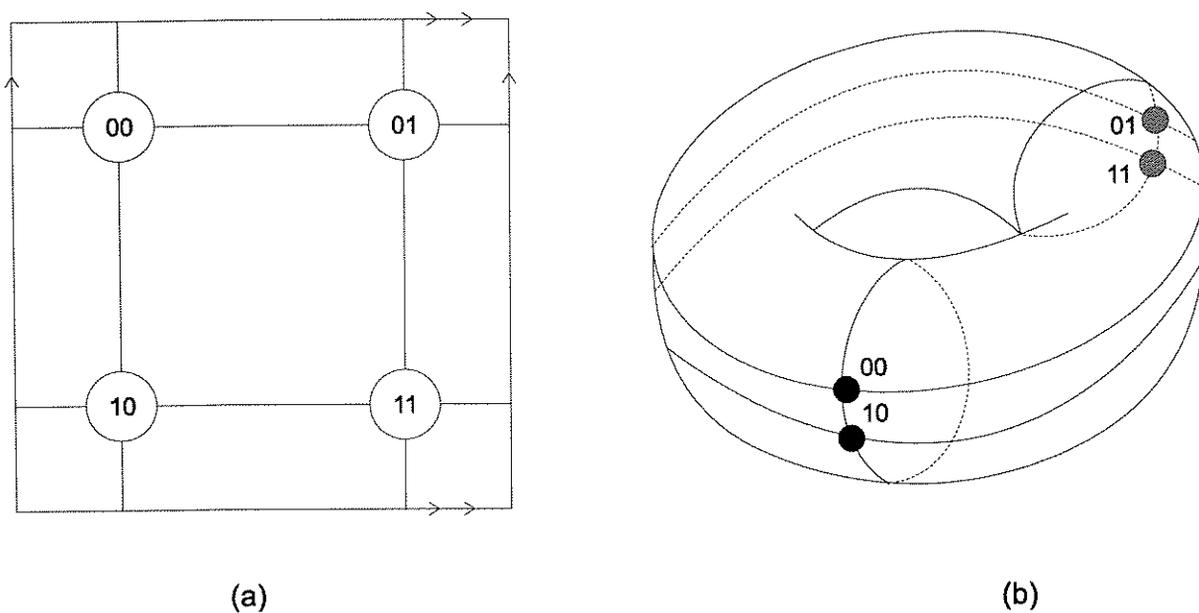


Figura 4.1 - Redes Toroidais: (a) modelo plano; (b) modelo tridimensional.

4.2 A Rede Toroidal Multidimensional

A construção de redes toroidais multidimensionais de maior dimensão pode ser feita facilmente a partir da generalização das características das rede toroidais de menor dimensão. Entretanto, esse procedimento levanta naturalmente algumas questões fundamentais. Qual é a vantagem da utilização de redes toroidais de altas dimensões? Qual é a dimensão ideal para uma dada aplicação? Com objetivo de responder essas perguntas fez-se uma análise de três

importantes medidas características freqüentemente utilizadas no estudo de redes de interconexão: o diâmetro da rede, a capacidade de transmissão e o custo da rede. Procurou-se portanto, demonstrar a viabilidade ou não de se investir na pesquisa de topologias multidimensionais baseadas na topologia toroidal.

Em topologias toroidais operando com roteamento por desvio (vide item 2.4) o diâmetro da rede (definição: item 3.2) fornece um valor representativo do atraso máximo de transferência de informação dentro da rede. Note que atraso máximo de transferência é variável limitante em diversas aplicações de alta velocidade. Já a capacidade da rede (definição: item 3.3) enfatiza o volume de tráfego que a rede é capaz de suportar. Finalmente, o custo da rede, é uma variável importante para decidir sobre a implementação ou não de um dado projeto.

Diâmetro

Uma rede toroidal de dimensão D com N nós e E enlaces ($E=D \cdot N$) tem o seu diâmetro expresso por [27]:

$$\delta_{Toro} = \frac{D \cdot N^{1/D}}{2} \quad (1)$$

Capacidade

A capacidade é função do algoritmo de roteamento utilizado. Pode-se, entretanto, determinar um valor limite máximo o qual, na prática, tenta se aproximar através de algoritmos de roteamento otimizados para cada situação. A capacidade da rede toroidal pode ser obtida através do cálculo da vazão da rede na forma que se segue.

O número médio de pacotes (P_{Toro}) na rede é limitado por [58]:

$$P_{Toro} \leq D \cdot N \quad (2)$$

O limite inferior do atraso de transferência (T_{Toro}) da rede é dado por [58]:

$$T_{Toro} \geq \frac{\sum_{\substack{I, J=0 \\ I \neq J}}^{N-1} m_c(I, J)}{N \cdot (N-1)} \approx \frac{D \cdot N^{1/D}}{4} \quad (3)$$

onde: I representa o nó de origem e J o nó de destino.
 $m_c(I, J)$ denota o comprimento do menor caminho entre I e J .

A vazão (λ_{Toro}) da rede pode ser calculada através do teorema de Little utilizando as expressões (2) e (3):

$$\lambda_{Toro} = \frac{P_{Toro}}{T_{Toro}} \leq 4 \cdot N^{(D-1)/D}$$

Obviamente, a capacidade de uma rede toroidal de dimensão D , considerando-se o conjunto R de todos os possíveis algoritmos de roteamento, é expressa por:

$$C_{Toro} = \max_{r \in R} \{\lambda_{Toro}\} \leq 4 \cdot N^{(D-1)/D} \quad (4)$$

Custo

Reed e Schwetman [40] determinam uma função de custo para comparar diferentes topologias de redes. Os parâmetros da função de custo variam de topologia para topologia.

Para a topologia toroidal D -dimensional a função de custo é expressa por:

$$\text{Custo} = C_{nós} \cdot N + C_{enl} \cdot D \cdot N + C_{con} \cdot 2 \cdot D \cdot N \quad (5)$$

onde: N representa o número de nós.
 D representa a dimensão da rede.
 $C_{nós}$ representa o custo unitário do nó.
 C_{enl} representa o custo unitário do enlace.
 C_{con} representa o custo unitário da conexão.

A definição do custo unitário de cada um dos componentes da fórmula depende da tecnologia de implementação e da aplicação em questão. Uma vez que o nosso principal objetivo é desenvolver uma análise comparativa entre redes toroidais com diferentes dimensões, a especificação da unidade de custo unitário não se faz necessária. É imperativo observar que não se faz aqui referência a nenhuma aplicação em particular, uma vez que não é objetivo do presente trabalho determinar os custos de implementação industrial das diferentes topologias em aplicações comerciais.

4.3 Análise da Praticabilidade da Rede Multidimensional

Através da análise dos parâmetros determinados no item anterior procurou-se verificar a potencialidade e praticabilidade de redes de interconexão multidimensionais. Assim, este estudo comparativo abrange uma **propriedade característica** (o diâmetro), um **parâmetro de desempenho** (a capacidade) e uma **variável econômica** (o custo).

O diâmetro é uma propriedade característica altamente representativa, diretamente relacionada com o atraso máximo de transferência da rede. Em princípio quanto maior a dimensão da rede menor será o seu diâmetro. Assim, aplicações onde o atraso de transmissão deve ser o menor possível, como redes de alta velocidade e comutadores ATM, é conveniente a utilização de redes com maior dimensão. Da análise da expressão (1) observa-se que para uma rede com N nós existe uma dimensão máxima na qual o diâmetro da rede será mínimo. Para simplificar o cálculo do ponto de mínimo diâmetro da rede é possível considerar a função $\delta_{Toro}(D)$, onde $D \in \mathbb{N}$, uma restrição da mesma função para $D \in \mathbb{R}$. Assim, a dimensão máxima na qual o diâmetro de uma rede com N nós é mínimo, é expressa por:

$$D = \langle \ln N \rangle$$

onde: $\langle |x| \rangle \equiv$ valor inteiro
mais próximo de x

O gráfico da figura 4.2 representa o diâmetro de uma rede toroidal de dimensão 2, 3, 4 e 5 para redes com até 300 nós. Dois pontos fundamentais devem ser observados no gráfico:

1. Para um pequeno número de nós (<25) redes tridimensionais ou superiores não são adequadas. Neste caso a rede bidimensional é a melhor opção.
2. Quanto maior a rede maior será a redução do diâmetro provocada pelo incremento da dimensão da rede.

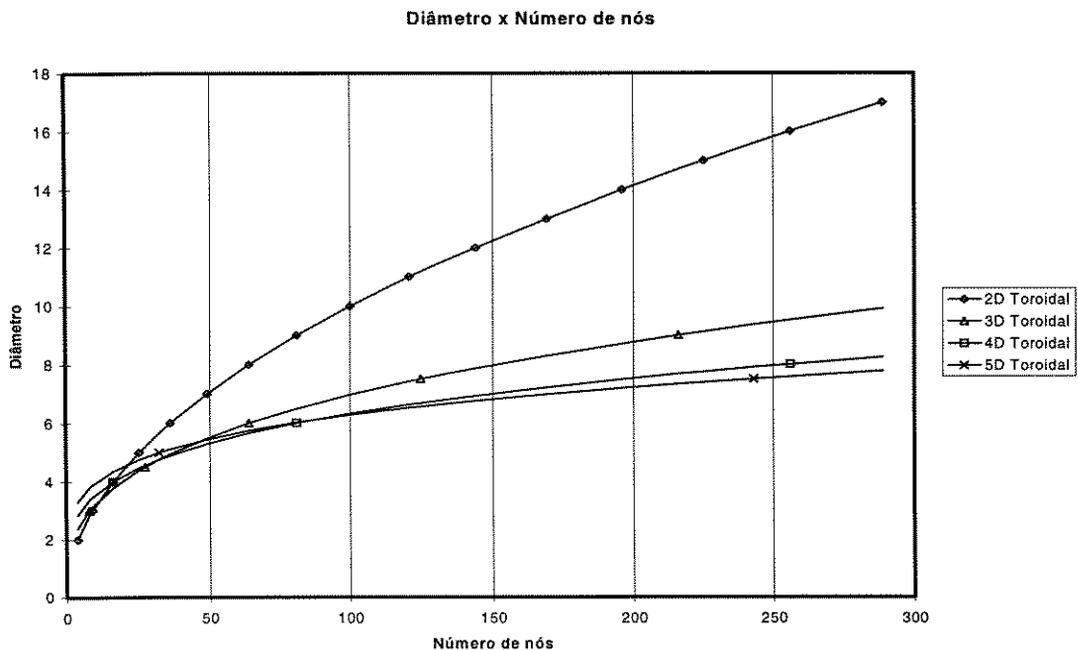


Figura 4.2 - Diâmetro: rede Toroidal de dimensão 2, 3, 4 e 5.

O segundo ponto enfatiza a utilização de redes multidimensionais em sistemas de grande porte. Observe-se que quanto menor a rede, menor será a redução do diâmetro obtida com o aumento da dimensão. Considere-se, por exemplo, uma rede com 250 nós. Aumentando a dimensão de 2 para 3 é possível reduzir o diâmetro da rede a metade, mas o aumento de 3 para 4 reduz o diâmetro em menos de 20%. Isso sugere que de acordo com o tamanho da rede existe uma dimensão mais adequada que concilie a redução do diâmetro com o incremento da complexidade de implementação.

Diferentemente do diâmetro, o custo é uma variável que representa as questões econômicas de implementação do projeto. O custo não limita a dimensão a ser utilizada, mas apenas fornece uma medida para o bom senso na determinação da dimensão mais adequada para uma dada rede. A figura 4.3 apresenta as funções de custo para uma rede toroidal de dimensões 2, 3, 4 e 5 considerando todas unidades de custo igual a um.

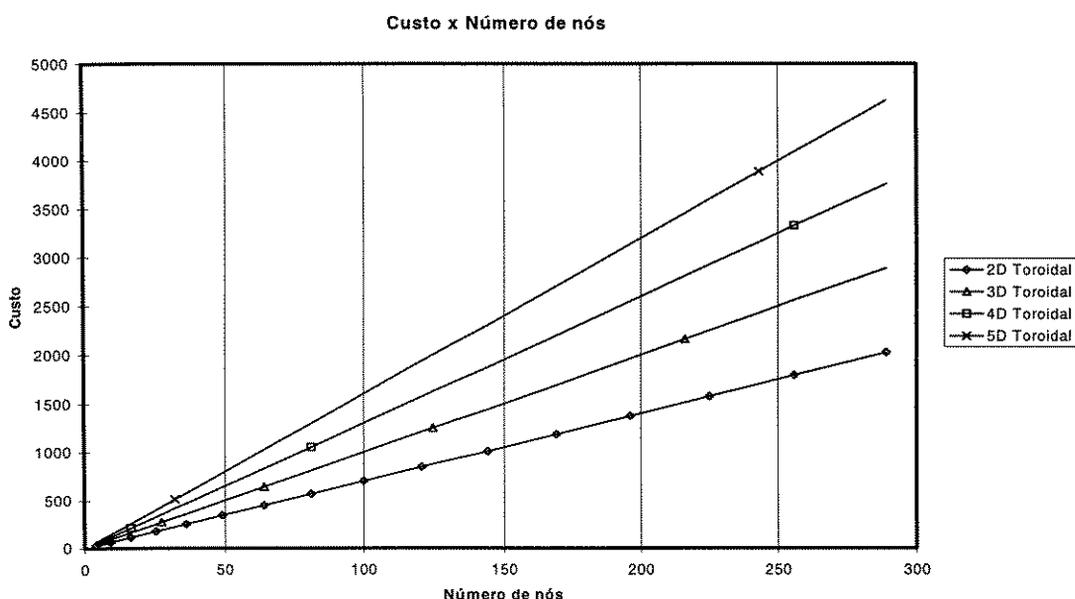


Figura 4.3 - Custo: rede Toroidal de dimensão 2, 3, 4 e 5.

A capacidade de transmissão é outra medida importante para justificar a necessidade ou não da utilização de redes de maior dimensão. Em aplicações como comutação ATM é interessante a utilização de redes de maior capacidade a fim de reduzir a perda de células na entrada da rede e a probabilidade de desvio de uma célula de sua rota preferencial. A figura 4.4 apresenta as curvas da capacidade em relação ao número de nós para redes toroidais de dimensão 2, 3, 4 e 5. Considerando o exemplo anterior, observe que para uma rede de 250 nós um aumento de 3 para 5 na dimensão da rede pouco altera o seu diâmetro (figura 4.2) mas aumenta a capacidade de transmissão da rede em mais de 100% (figura 4.4). Assim, aplicações nas quais uma alta capacidade de transmissão é fundamental torna-se interessante a

utilização de dimensões mais elevadas mesmo que isso não represente uma redução substancial no diâmetro da rede.

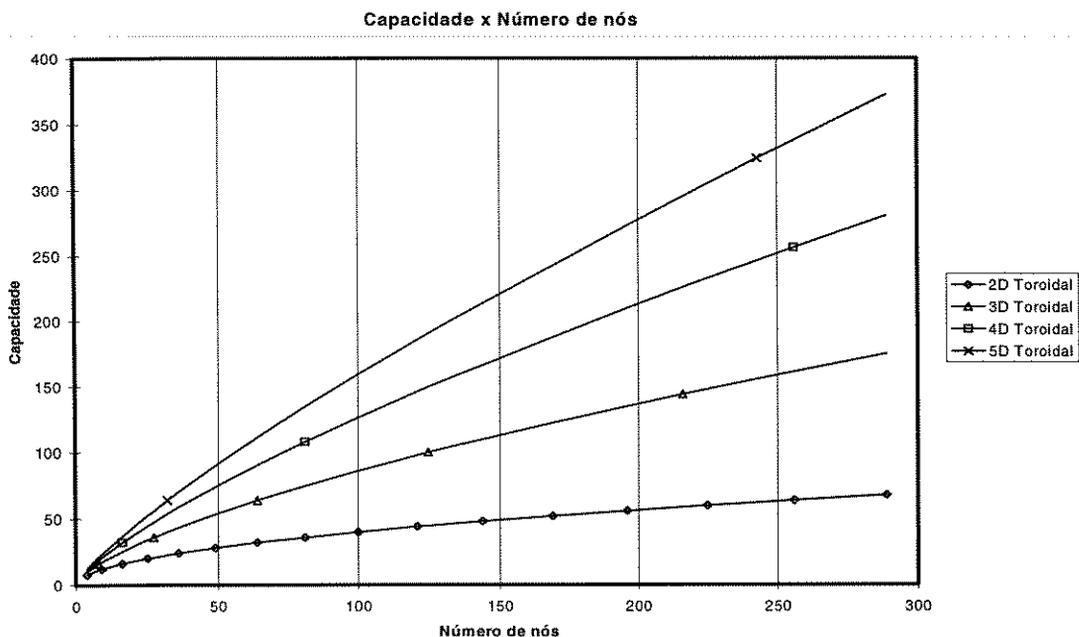


Figura 4.4 - Capacidade: rede Toroidal de dimensão 2, 3, 4 e 5.

A utilização da relação custo/capacidade, ao invés da utilização do custo ou capacidade isoladamente, fornece uma medida mais realística para determinar a dimensão ideal da rede para uma dada aplicação. A figura 4.5 apresenta a relação custo/capacidade para redes toroidais de dimensão 2, 3, 4 e 5. Observe que para redes com mais de 25 nós a unidade de capacidade em redes bidimensionais é a mais cara. Para redes maiores o custo da unidade de capacidade diminui a medida que a dimensão da rede aumenta. Esta redução é limitada, assim, para uma dada rede com N nós existe sempre uma dimensão onde a relação custo/capacidade é mínima.

De forma semelhante ao diâmetro, para uma rede com N nós, existe uma dimensão a partir da qual uma redução da razão custo/capacidade torna-se muito pequena. Uma vez que o aumento da dimensão implica em aumento do custo absoluto (figura 4.3), não é interessante aumentar a dimensão da rede até atingir a relação custo/capacidade mínima.

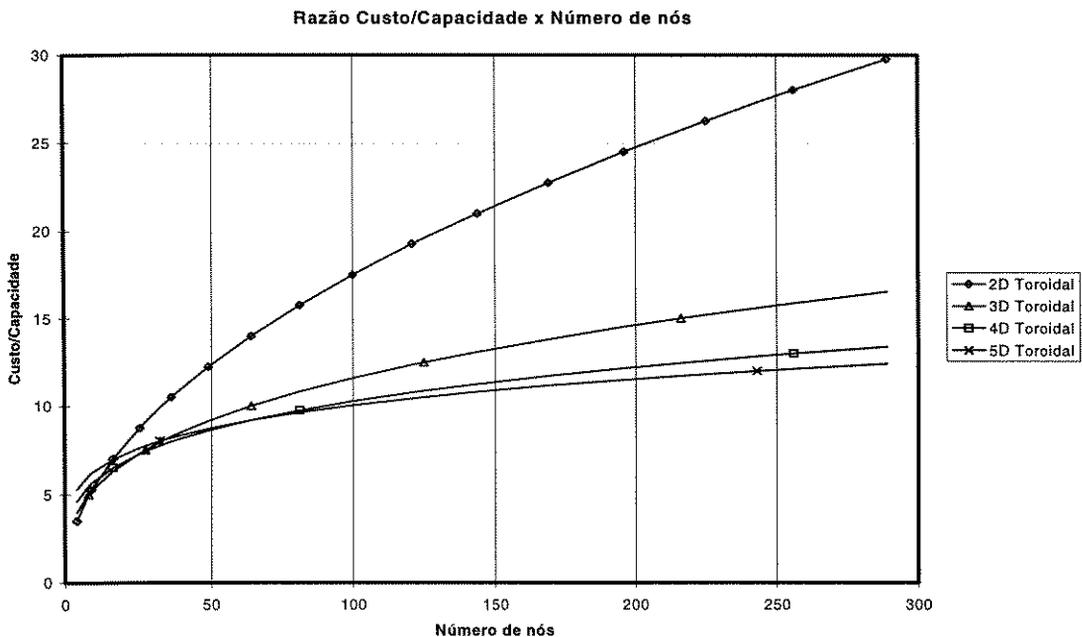


Figura 4.5 - Custo/Capacidade: rede Toroidal de dimensão 2, 3, 4 e 5.

Além de reduzir o diâmetro e aumentar a capacidade, o aumento da dimensão, acarreta o aumento de tolerância à falha da rede. Redes de maior dimensão possuem um número maior de caminhos redundantes entre os nós da rede. Assim, observa-se que a utilização de redes multidimensionais pode ser uma boa opção em redes com maior número de nós. Essa conclusão estabelece a principal motivação para investigação de topologias multidimensionais baseadas na topologia toroidal.

4.4 Uma Nova Proposta de Rede de Interconexão

Observado a viabilidade do estudo de novas propostas de redes multidimensionais (seção anterior), desenvolveu-se uma nova topologia de rede baseada na topologia toroidal. O aumento da capacidade de transmissão e a redução do atraso de transferência são os principais objetivos da nova topologia de rede de interconexão proposta.

A rede de interconexão aqui proposta possui topologia multidimensional com padrão de conexão em malha alternada regular e recebeu o nome de D-ARM (do inglês: Alternated Regular Mesh). As fronteiras da rede D-ARM (figura 4.6) são ligadas de forma toroidal evitando, assim, os efeitos de borda e reduzindo a distância média entre os nós.

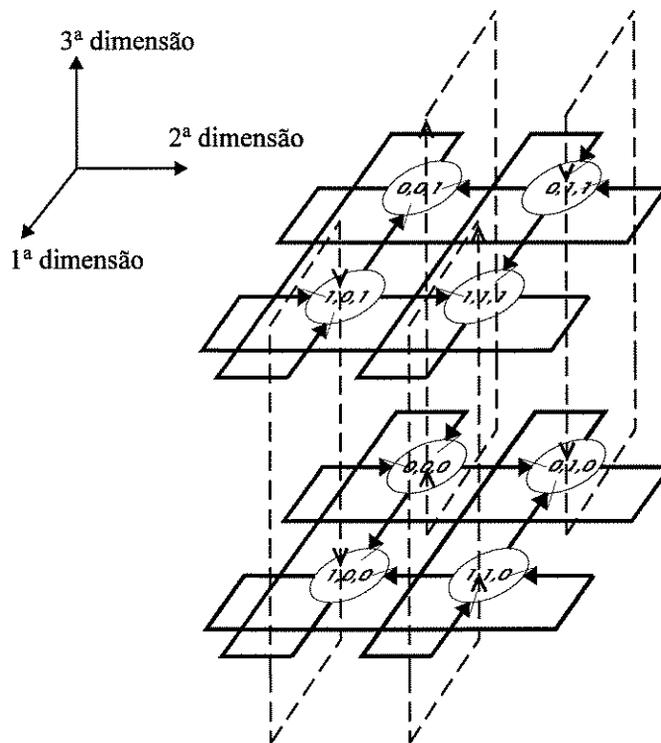


Figura 4.6 - Exemplo de rede D-ARM: uma rede 3-ARM (8 nós).

Cada nó da rede D-ARM possui D enlaces de entrada e D enlaces de saída. O endereço de um dado nó dentro da rede é designado por um vetor $I=(i_1,i_2,\dots,i_D)$ de D elementos pertencentes ao conjunto dos números naturais (\mathbb{N}).

Os enlaces da rede D-ARM são ponto-a-ponto e unidirecionais. Maxemchuk ressalta as vantagens da transmissão feita em enlaces ponto-a-ponto sobre a transmissão feita em enlaces multiponto [59]. Nos enlaces ponto-a-ponto os protocolos de acesso são mais simples porque, com a presença de uma única fonte de informação, não é necessário fazer a multiplexação de usuários em um canal comum ou resolver problemas de colisão. A recepção

também é simplificada porque a distância entre fonte e destino é constante fazendo com que a potência do sinal varie muito pouco a cada novo pacote recebido. A regeneração do sinal para eliminar as limitações de distância é bastante simples uma vez que o sinal se propaga em uma única direção. O sincronismo também fica facilitado nos enlaces ponto-a-ponto, pois o transmissor pode transmitir continuamente não sendo necessário restabelecer o sincronismo no início de cada pacote. Os enlaces ponto-a-ponto não possuem derivações intermediárias o que facilita a utilização de fibras ópticas e da nova tecnologia de equipamentos ópticos.

No arranjo espacial da rede os enlaces possuem sempre uma única dimensão. Assim, os enlaces da rede D-ARM são classificados de acordo com a dimensão a que pertencem em: enlace da 1ª dimensão, enlace da 2ª dimensão, ..., enlace da D -ésima dimensão. Cada nó possui um enlace de entrada e um enlace de saída em cada dimensão. O sentido de transmissão de cada enlace pode ser crescente ou decrescente. Para determinar o sentido de um enlace da d -ésima dimensão ($1 \leq d \leq D$) que sai de um determinado nó $I=(i_1, i_2, \dots, i_D)$ utiliza-se a seguinte estratégia:

$$\text{Se, } \left(\sum_{n=1}^D i_n \right) - i_d \quad e' \quad \begin{cases} \text{par} \Rightarrow \text{enlace crescente} \\ \text{ímpar} \Rightarrow \text{enlace decrescente} \end{cases}$$

O comprimento da rede em cada dimensão é outra variável utilizada na caracterização de redes em malha. O comprimento na dimensão d em uma rede em malha regular representa o número de nós interligados em um anel da dimensão d . Um anel da dimensão d é um conjunto fechado de nós interligados entre si através de enlaces da d -ésima dimensão. A topologia D-ARM possui o mesmo comprimento para todas as dimensões. Assim, uma rede D-ARM pode ser completamente especificada através de sua dimensão (D) e de seu comprimento (L). O número de nós (N) da rede é dado por:

$$N = L^D$$

A notação utilizada para representar uma rede D-ARM de diâmetro D e comprimento L será:

D -ARM- L

Para representação de uma rede D-ARM de dimensão D sem comprimento especificado, define-se a seguinte notação simplificada:

D -ARM

A topologia D-ARM, assim como qualquer outra topologia tipo toroidal, facilita a utilização de algoritmos de roteamento locais. A rede D-ARM utiliza o sistema de comunicação de pacotes segmentados (*slotted packet*) onde cada nó pode receber da rede até D pacotes a cada segmento de tempo. Os pacotes de dados (pacotes que contém informação), em um sistema de comunicação segmentado, possuem tamanho fixo. Para facilitar o sincronismo, cada nó transmite continuamente *bits* por todos enlaces de saída e transmite periodicamente uma seqüência padrão de **início de segmento**. A transmissão de um pacote de dados é sempre antecipada pela transmissão de uma indicação de início de segmento. Entretanto, a transmissão de uma indicação de início de segmento pode ser seguida por um pacote de dados ou por um pacote vazio (seqüência de bits que não contém informação).

4.5 Estrutura do Nó da Rede D-ARM

A topologia D-ARM é composta de nós capazes de comutar os pacotes recebidos pelos seus D enlaces de entrada para qualquer um de seus D enlaces de saída (figura 4.7). O nó de uma rede D-ARM é composto de:

1. um módulo de recepção responsável por receber os pacotes dos nós adjacentes e ler o cabeçalho de cada pacote recebido;
2. filas de alinhamento utilizadas para sincronizar os pacotes na rede;

3. módulo de comutação e transmissão, responsáveis pelo roteamento dos pacotes aos nós de destino;
4. uma unidade de controle responsável pela execução do algoritmo de roteamento;
5. um módulo de entrada/saída local responsável pela geração/absorção de pacotes da rede.

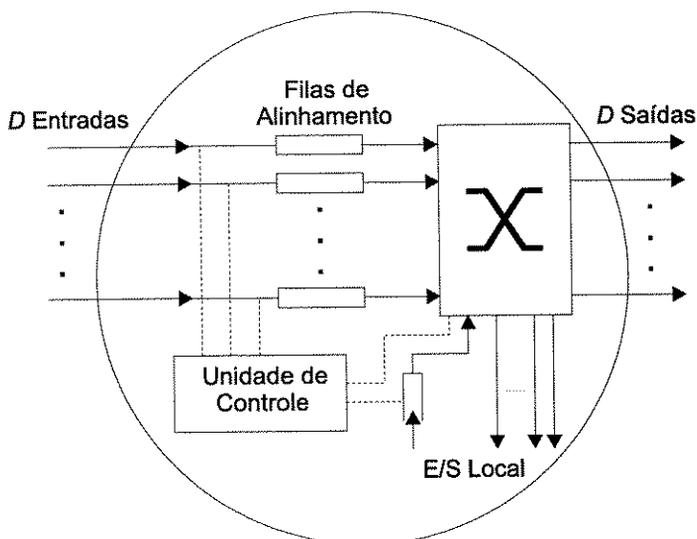


Figura 4.7 - Estrutura de um nó D-ARM.

Os nós D-ARM não possuem filas de armazenamento. Assim, caso ocorra conflito entre dois ou mais pacotes durante o roteamento apenas duas ações são possíveis: desviar o pacote de sua rota ótima ou descartar o pacote. Optou-se aqui pela primeira opção através da utilização de um algoritmo de roteamento por desvio que é detalhado no capítulo seguinte.

A operação de um nó D-ARM obedece aos seguintes princípios:

- todos os enlaces possuem a mesma taxa de transmissão;
- o número de enlaces de entrada é igual o número de enlaces de saída;
- os pacotes possuem tamanho fixo;
- a comutação e transmissão são segmentadas e sincronizadas localmente;
- os pacotes recebidos são temporariamente armazenados na fila de alinhamento para garantir o sincronismo da rede;

- um novo pacote só entra na rede caso exista um ou mais enlaces de transmissão livres.

4.6 Propriedades Características da Rede D-ARM

A avaliação das propriedades características da rede D-ARM possibilita uma análise comparativa entre esta e as demais redes aqui consideradas (ShuffleNet e MSN). As seguintes propriedades características são analisadas: diâmetro, comprimento da bisseção, índice de desvio, grau de conectividade e simetria.

Diâmetro

Avaliando-se todos os possíveis menores caminhos da topologia D-ARM através de simulação computacional é possível determinar que o diâmetro (δ_{ARM}) de uma rede D-ARM de comprimento (L) é dado por:

- Se L é ímpar,
$$\delta_{ARM} = \frac{D \cdot (L - 1) + 2}{2}$$
- Se L é par e $4 \nmid L$
$$\delta_{ARM} = \frac{D \cdot L}{2}$$
- Se L é par e $4 \mid L$
$$\delta_{ARM} = \frac{D \cdot L + 2}{2}$$

Comprimento da Bisseção

Na topologia D-ARM o comprimento da bisseção (β_{ARM}) é função da dimensão (D) e do comprimento (L) da rede:

- Se L é ímpar,
$$\beta_{ARM} = 2L^{D-1} + 2L^{D-2}$$
- Se L é par,
$$\beta_{ARM} = 2L^{D-1}$$

Índice de Desvio

O índice de desvio (ϕ_{ARM}) de uma D-ARM é independente de sua dimensão (D) e de seu comprimento (L) e igual a:

$$\phi_{ARM} = 4$$

Grau de Conectividade

O grau de conectividade de entrada e saída de uma D-ARM é função da dimensão (D) da rede:

$$\theta_{in,ARM} = \theta_{out,ARM} = D$$

Simetria

A verificação de que o mapeamento da rede é invariante sobre todos automorfismos da mesma determina a simetria da rede. Através da utilização de ferramentas computacionais, especialmente desenvolvidas para esta análise, determinou-se as distâncias entre todos os pares de nós da rede com objetivo de verificar se o mapeamento da rede é ou não invariante sobre todos automorfismos.

A tabela 4.1 apresenta os resultados do cálculo da distância entre todos os pares de nós de uma rede 3-ARM-2. A tabela 4.2 apresenta o automorfismo do nó I em relação ao nó J , para $(0,0,0) \leq I, J \leq (1,1,1)$, que renombra todos nós de origem da rede para o nó $(0,0,0)$.

Tabela 4.1 - Distância em saltos entre os pares de nós de uma rede 3-ARM-2.

| I - nó origem | J - nó destino | | | | | | | |
|-----------------|------------------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|
| | 0,0,0 | 0,0,1 | 0,1,0 | 0,1,1 | 1,0,0 | 1,0,1 | 1,1,0 | 1,1,1 |
| 0,0,0 | 2 | 1 | 1 | 2 | 1 | 2 | 2 | 3 |
| 0,0,1 | 1 | 2 | 2 | 1 | 2 | 1 | 3 | 2 |
| 0,1,0 | 1 | 2 | 2 | 1 | 2 | 3 | 1 | 2 |
| 0,1,1 | 2 | 1 | 1 | 2 | 3 | 2 | 2 | 1 |
| 1,0,0 | 1 | 2 | 2 | 3 | 2 | 1 | 1 | 2 |
| 1,0,1 | 2 | 1 | 3 | 2 | 1 | 2 | 2 | 1 |
| 1,1,0 | 2 | 3 | 1 | 2 | 1 | 2 | 2 | 1 |
| 1,1,1 | 3 | 2 | 2 | 1 | 2 | 1 | 1 | 2 |

Através da análise comparativa entre as tabelas 4.1 e 4.2 observa-se que as distâncias entre os pares de nós da rede são invariantes sobre todos os automorfismos da rede. Assim, é possível afirmar que a rede 3-ARM-2 é simétrica, uma vez que a existência de um automorfismo do grafo da rede garante a simetria do mesmo (vide item 3.2.5).

Tabela 4.2 - Automorfismo do nó I em relação ao nó J para uma rede 3-ARM-2.

| I - nó origem | J - nó destino | | | | | | | |
|-----------------|------------------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|
| | 0,0,0 | 0,0,1 | 0,1,0 | 0,1,1 | 1,0,0 | 1,0,1 | 1,1,0 | 1,1,1 |
| 0,0,0 | 0,0,0 | 0,0,1 | 0,1,0 | 0,1,1 | 1,0,0 | 1,0,1 | 1,1,0 | 1,1,1 |
| 0,0,1 | 0,0,1 | 0,0,0 | 0,1,1 | 0,1,0 | 1,0,1 | 1,0,0 | 1,1,1 | 1,1,0 |
| 0,1,0 | 0,1,0 | 0,1,1 | 0,0,0 | 0,0,1 | 1,1,0 | 1,1,1 | 1,0,0 | 1,0,1 |
| 0,1,1 | 0,1,1 | 0,1,0 | 0,0,1 | 0,0,0 | 1,1,1 | 1,1,0 | 1,0,1 | 1,0,0 |
| 1,0,0 | 1,0,0 | 1,0,1 | 1,1,0 | 1,1,1 | 0,0,0 | 0,0,1 | 0,1,0 | 0,1,1 |
| 1,0,1 | 1,0,1 | 1,0,0 | 1,1,1 | 1,1,0 | 0,0,1 | 0,0,0 | 0,1,1 | 0,1,0 |
| 1,1,0 | 1,1,0 | 1,1,1 | 1,0,0 | 1,0,1 | 0,1,0 | 0,1,1 | 0,0,0 | 0,0,1 |
| 1,1,1 | 1,1,1 | 1,1,0 | 1,0,1 | 1,0,0 | 0,1,1 | 0,1,0 | 0,0,1 | 0,0,0 |

A fim de afirmar a metodologia utilizada na análise comparativa das tabelas 4.1 e 4.2 apresenta-se a seguir o procedimento utilizado, através de um exemplo ilustrativo. O mesmo procedimento pode ser repetido para qualquer rede D-ARM.

Exemplo: Seja o nó de origem $I=(0,0,1)$. Através da tabela 4.2 determina-se o automorfismo do nó I em relação aos nós de destino J e, da tabela 4.1, determina-se a distância entre o nó $(0,0,0)$ e os automorfismos anteriores. O automorfismo e a distância entre dois nós I e J serão representados respectivamente por $A_I(J)$ e $D_I(J)$.

- da tab. 4.2: $A_{0,0,1}(0,0,0) = 0,0,1$ da tab. 4.1: $D_{0,0,0}(0,0,1) = 1$
- da tab. 4.2: $A_{0,0,1}(0,0,1) = 0,0,0$ da tab. 4.1: $D_{0,0,0}(0,0,0) = 2$
- da tab. 4.2: $A_{0,0,1}(0,1,0) = 0,1,1$ da tab. 4.1: $D_{0,0,0}(0,1,1) = 2$
- da tab. 4.2: $A_{0,0,1}(0,1,1) = 0,1,0$ da tab. 4.1: $D_{0,0,0}(0,1,0) = 1$
- da tab. 4.2: $A_{0,0,1}(1,0,0) = 1,0,1$ da tab. 4.1: $D_{0,0,0}(1,0,1) = 2$

- da tab. 4.2: $A_{0,0,1}(1,0,1) = 1,0,0$ da tab. 4.1: $D_{0,0,0}(1,0,0) = 1$
- da tab. 4.2: $A_{0,0,1}(1,1,0) = 1,1,1$ da tab. 4.1: $D_{0,0,0}(1,1,1) = 3$
- da tab. 4.2: $A_{0,0,1}(1,1,1) = 1,1,0$ da tab. 4.1: $D_{0,0,0}(1,1,0) = 2$

O passo final consiste em verificar se as distâncias entre os pares de nós são invariantes com os automorfismos considerados, ou seja, se $D_{0,0,1}(J) = D_{0,0,0}(A_{0,0,1}(J))$ para $(0,0,0) \leq J \leq (1,1,1)$. Da tabela 4.1, o conjunto C_{inicial} das distâncias $D_{0,0,1}(J)$ da rede inicial, para $(0,0,0) \leq J \leq (1,1,1)$, é dado por:

$$C_{\text{inicial}} = \{1,2,2,1,2,1,3,2\} \quad (1)$$

Dos resultados anteriores, o conjunto $C_{\text{automorfo}}$ das distâncias $D_{0,0,0}(A_{0,0,1}(J))$ do automorfismo da rede inicial, para $(0,0,0) \leq J \leq (1,1,1)$, é dado por:

$$C_{\text{automorfo}} = \{1,2,2,1,2,1,3,2\} \quad (2)$$

Uma vez que os conjuntos (1) e (2) são idênticos, tem-se que as distâncias entre os pares de nós são invariantes com os automorfismos considerados. Esse mesmo procedimento deve ser repetido para $(0,0,0) \leq I \leq (1,1,1)$ a fim de comprovar a simetria da rede. ■

Com o apoio de ferramentas computacionais, repetiu-se o procedimento anterior para redes 3-ARM, 4-ARM e 5 ARM com comprimentos entre 2 e 12 nós. Os resultados obtidos mostram que, somente nas redes com comprimento par, as distâncias entre os pares de nós da rede são invariantes sobre todos os automorfismos da rede. Portanto, apenas as redes com comprimento par são **simétricas** (definição item 3.2.5). Os resultados da análise de simetria obtidos para redes D-ARM de 3, 4 e 5 dimensões juntamente com a característica regular da topologia D-ARM são condições suficientes para estabelecer o lema a seguir.

Lema: *Uma rede D-ARM é simétrica sempre que o seu comprimento (L) for par.*

4.7 Análise Comparativa (D-ARM x ShuffleNet x MSN)

Através da análise comparativa das propriedades características da topologia D-ARM com outras topologias amplamente utilizadas em diferentes aplicações, é possível estabelecer as vantagens e desvantagens da nova topologia validando a nossa proposta como opção entre as demais topologias existentes.

Diâmetro

No ambiente de redes de alta velocidade o diâmetro é uma propriedade característica fundamental para avaliar a adequação de uma topologia a uma dada aplicação. O diâmetro da rede representa o valor mínimo do atraso de transferência do maior caminho da rede, ou seja, o limite superior do atraso de transferência será sempre maior ou igual ao diâmetro da rede. Assim, o diâmetro é uma variável eliminatória em aplicações nas quais imperam um limite máximo para o atraso de transferência.

A figura 4.8 apresenta o diâmetro das topologias ShuffleNet, MSN e D-ARM para redes com até 400 nós. Para redes pequenas (<50 nós) o diâmetro pouco se altera nas diferentes topologias. Em redes com maior número de nós a topologia ShuffleNet e D-ARM reduzem significativamente o diâmetro da rede em relação a topologia MSN.

A topologia ShuffleNet faz parte do grupo de **topologias de diâmetro mínimo** [3]. Assim, o diâmetro da topologia ShuffleNet será utilizado aqui como figura de mérito para avaliação do diâmetro da nova topologia proposta. Observa-se que para redes com até 400 nós a topologia D-ARM tridimensional é suficiente para manter o diâmetro da rede menor ou igual ao diâmetro da topologia ShuffleNet. Mesmo em redes com um número muito grande de nós não é necessário utilizar dimensões maiores do que 4 ou 5 para manter o diâmetro limitado aos valores obtidos pela topologia ShuffleNet. Considere, por exemplo, uma rede com 10.240 nós, o diâmetro na topologia ShuffleNet é de 19 saltos enquanto que na topologia 4-ARM é de aproximadamente 20 saltos e na topologia 5-ARM, 16 saltos.

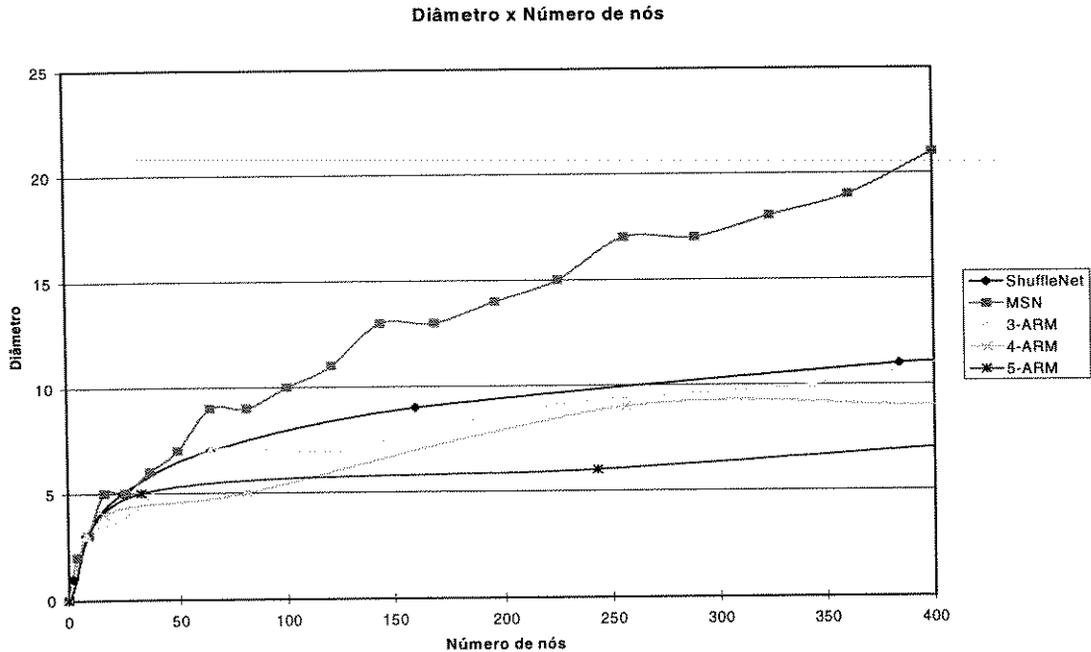


Figura 4.8 - Análise comparativa do diâmetro nas topologias ShuffleNet, MSN e D-ARM.

Comprimento da Bisseção

A figura 4.9 apresenta o comprimento da bisseção das topologias ShuffleNet, MSN e D-ARM para redes com até 400 nós. A topologia ShuffleNet apresenta um comprimento de bisseção muito superior ao da topologia MSN. Pelo gráfico observa-se que quanto maior o número de nós da rede, maior deve ser a dimensão da topologia D-ARM para que esta obtenha um comprimento de bisseção superior ao valor obtido pela topologia ShuffleNet. Para redes com um número de nós entre 100 e 400, por exemplo, é necessário a utilização de dimensões maiores ou iguais a 5 para que a topologia D-ARM seja superior a topologia ShuffleNet.

Um elevado comprimento da bisseção é fundamental a fim de reduzir o atraso de transferência em redes com tráfego uniformemente distribuído. Nesse caso, existe um elevado volume de tráfego entre as duas metades da rede. Entretanto, em diversas aplicações práticas, o tráfego de informação em grandes redes (>1000 nós) possui uma tendência de ser mais

concentrado em pequenas comunidades de interesse (formadas por algumas dezenas de nós da grande rede). Desta sorte, o comprimento da bisseção tende a ter menor influência no atraso de transferência das grandes redes de interconexão.

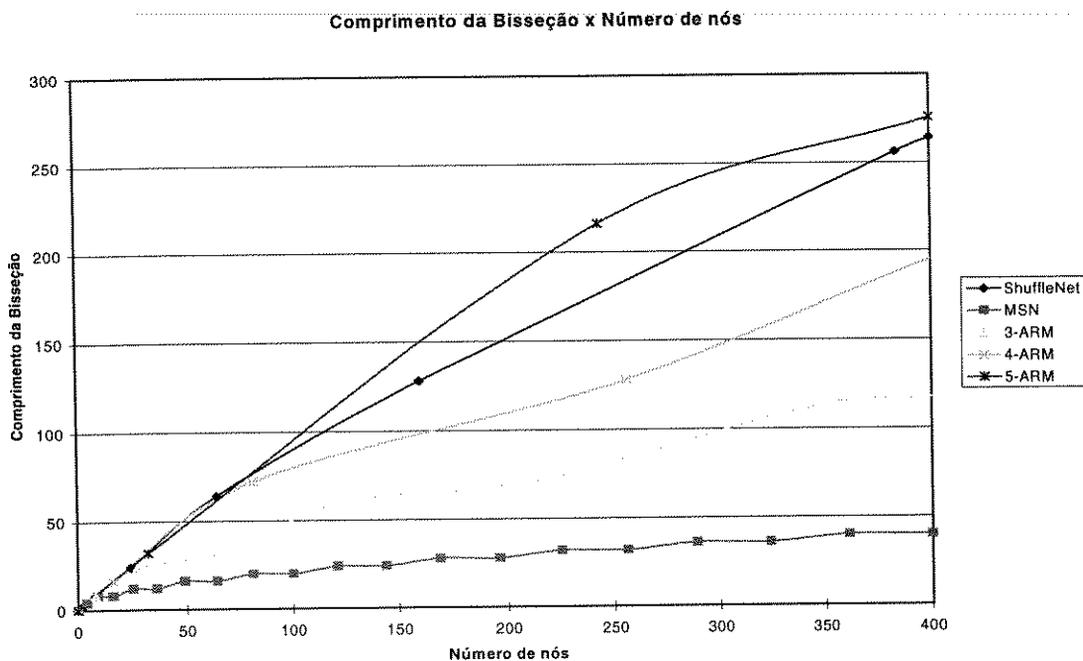


Figura 4.9 - Comprimento da bisseção nas topologias ShuffleNet, MSN e D-ARM.

Índice de Desvio

O índice de desvio é outra variável relacionada diretamente com o atraso de transferência da rede. As topologias MSN e D-ARM, por serem tipo toroidal, possuem índice de desvio constante e igual a 4. Já na topologia ShuffleNet o índice de desvio é proporcional ao número de nós da rede. Com 64 nós a topologia ShuffleNet possui o mesmo índice de desvio da topologia MSN e D-ARM. Quanto maior a rede maior a desvantagem da topologia ShuffleNet em relação as demais no que se refere ao índice de desvio.

Em redes operando com elevado volume de tráfego (>0.8 da taxa de transmissão de cada enlace) um alto índice de desvio pode elevar de maneira considerável o atraso de transmissão na rede. Considere, por exemplo, uma rede com 2.048 nós: utilizando a topologia ShuffleNet o índice de desvio é de 8 saltos enquanto que na topologia MSN e D-ARM é de

apenas 4, ou seja, a cada desvio um pacote ShuffleNet será em média duas vezes mais penalizado do que o pacote D-ARM ou MSN. Quando operando com alto volume de tráfego a probabilidade de desvio aumenta. Assim, quanto maior for o percurso do pacote mais desvios ele sofrerá. Ao desviar o pacote, aumenta-se seu percurso. Aumentando seu percurso, aumenta-se o número de desvios. Esse ciclo pode fazer com que o atraso de transferência aumente de forma considerável. O problema será tanto pior quanto maior for o volume de tráfego e o índice de desvio da rede.

Grau de Conectividade

O grau de conectividade impõe um limite para utilização de dimensões elevadas pela topologia D-ARM, uma vez que na topologia D-ARM o grau de conectividade é igual a sua dimensão (D). Um grau de conectividade elevado dificulta as decisões de roteamento e a implementação real da topologia.

O tempo necessário para roteamento dos pacotes não pode ser maior que o intervalo médio de chegada dos pacotes ao nó. Caso isso ocorra o sistema se tornará instável. Em uma topologia p -conectada que utilize o roteamento por desvio os p pacotes que chegam ao nó podem ser roteados para p enlaces de saída de $p!$ maneiras diferentes. Utilizando a técnica de roteamento *store-and-forward* as opções de roteamento aumentam para p^p uma vez que neste caso é possível direcionar múltiplos pacotes para um mesmo enlace de saída. A tabela 4.3 ilustra o problema do tempo de roteamento para redes com diferentes graus de conectividade.

Tabela 4.3 - Complexidade do problema de roteamento em redes que utilizam o roteamento por desvio e o roteamento *store-and-forward*.

| p | número de opções de roteamento | |
|-----|--------------------------------|-------------------------------------|
| | Roteamento por Desvio | Roteamento <i>store-and-forward</i> |
| 2 | 2 | 4 |
| 4 | 24 | 256 |
| 8 | 40.320 | 16.777.216 |
| 16 | $2,09 \times 10^{13}$ | $1,84 \times 10^{19}$ |

Simetria

Mesmo não sendo completamente simétricas, as topologias MSN e D-ARM permitem a utilização de algoritmos de roteamento locais tão eficientes quanto os algoritmos que podem ser utilizados pela topologia ShuffleNet.

4.8 Considerações Finais

A investigação inicial sobre as vantagens da construção de redes toroidais multidimensionais de maior dimensão foi o passo inicial para determinar a importância e viabilidade da investigação de novas topologias multidimensionais. Com análise de três medidas características (diâmetro, capacidade e custo) da topologia toroidal foi possível vislumbrar as vantagens da utilização de dimensões mais altas.

A nova topologia proposta (D-ARM) incorpora as vantagens das topologias toroidais multidimensionais de maior dimensão, tendo como principais objetivos o aumento da capacidade da rede e a redução do atraso de transferência. A fim de possibilitar uma análise comparativa entre a topologia D-ARM e demais topologias consideradas, o item 4.6 avalia as propriedades características da nova topologia.

A topologia D-ARM é a de menor diâmetro entre as topologias consideradas. No quesito comprimento da bisseção supera facilmente a topologia MSN. Para redes com até 64 nós a rede 4-ARM e 5-ARM possuem maior comprimento da bisseção que a topologia ShuffleNet. Entre 64 e 460 (não mostrado na figura 4.9) apenas a rede 5-ARM supera a topologia ShuffleNet. Observe-se que para redes com mais de 460 nós começa a crescer a ocorrência de comunidades localizadas, reduzindo assim a importância do comprimento da bisseção no desempenho global do sistema.

Nos quesitos índice de desvio e simetria a diferença entre as topologias é irrelevante (com uma pequena ressalva para redes ShuffleNet com elevado número de nós). Entretanto,

no quesito grau de conectividade a topologia D-ARM fica a reboque das demais topologias. O grau de conectividade da topologia D-ARM é igual a dimensão da rede. Assim, dimensões maiores do que 6 são desaconselháveis, pois tornariam o algoritmo de roteamento extremamente lento.

No capítulo seguinte investiga-se o algoritmo de roteamento mais adequado à rede D-ARM. A possibilidade da utilização de graus de conectividade maiores do que 2 motiva a investigação de propostas alternativas de roteamento. Finalmente, para validar a nova topologia como opção entre outras topologias amplamente conhecidas, o capítulo seguinte faz uma análise comparativa dos parâmetros de desempenho das redes D-ARM, MSN e ShuffleNet.

CAPÍTULO 5

Algoritmos de Roteamento para a Rede D-ARM

5.1 Introdução

O roteamento é um componente fundamental de qualquer rede de comunicação. A função do algoritmo de roteamento é encaminhar os pacotes de informação entre o nó origem e o nó destino através dos enlaces da rede de acordo com a qualidade de serviço preestabelecida e as restrições de serviço impostas pela rede. O principal objetivo de qualquer algoritmo de roteamento é otimizar os parâmetros de desempenho da rede, como por exemplo, vazão, atraso de transferência e utilização do canal.

As tecnologias de comutação, a topologia da rede e o tipo de serviço que a rede oferece impõem limitações aos algoritmos de roteamento favorecendo a utilização de um ou outro algoritmo em particular. Baransel, *et al.* ressaltam as vantagens dos algoritmos de auto-roteamento [3]. Daddis e Torng relacionam as vantagens dos algoritmos distribuídos sobre os centralizados [13]. Entretanto, a utilização de tais algoritmos também é limitada pela tecnologia de comutação e pela própria topologia da rede.

Dentre os algoritmos de auto-roteamento distribuídos, o roteamento por desvio vem sendo considerado uma excelente opção para redes comutadas por pacote com topologia regular [3, 5, 25, 35]. Para aplicações de alta velocidade em ambientes ópticos o roteamento por desvio é uma opção interessante pois admite a ausência de filas de armazenamento e possibilita uma redução significativa do atraso de transferência da rede [3-5, 53].

Sendo a rede D-ARM uma rede regular, simétrica (quando seu comprimento é par) e que não possui filas de armazenamento o roteamento por desvio é uma boa opção de escolha entre os diversos algoritmos propostos pela literatura especializada [5-7, 16]. A ausência de filas é fundamental para a simplificação do processo de roteamento, especialmente em redes com maior grau de conectividade.

Em redes comutadas por pacote, para que o sistema não se torne instável, o tempo necessário para rotear os pacotes entre os enlaces de entrada e os enlaces de saída do nó não deve ser maior do que o intervalo médio de chegada dos pacotes ao nó. Considere, por exemplo, uma aplicação em rede ATM com uma taxa de transmissão de 1Gbps. Sendo as células ATM de 53 bytes [32], o tempo máximo para que o nó execute o roteamento dos pacotes recebidos será de 424ns. Atualmente, mesmo os circuitos eletrônicos de maior velocidade, não conseguem atingir velocidades muito maiores do que 10Gbps [62]. Assim, para que o sistema não se torne instável, o roteamento deve ser completado em no máximo 4240 pulsos de *clock* (considerando-se um *clock* de 10GHz).

Em geral, a complexidade do algoritmo de roteamento será tanto maior quanto maior for o grau de conectividade da rede. A tabela 5.1 ilustra novamente o problema da complexidade do roteamento em redes D-ARM com dimensão entre 3 e 7 utilizando o roteamento por desvio e o roteamento *store-and-forward* (baseado em filas de armazenamento). Do exemplo anterior, assumindo uma rede ATM de 1Gbps e *clock* de 10GHz, a dimensão da topologia D-ARM fica limitada a 5 para o roteamento por desvio e a 4 para o roteamento *store-and-forward* para que a rede opere satisfatoriamente (considerando-se necessário no mínimo $D-1$ operações de soma e 1 operação de comparação para avaliar cada uma das opções de roteamento - com cada operação necessitando o mínimo de um pulso de *clock*). Para o roteamento por desvio o número de diferentes opções de roteamento é de $D!$. Para roteamento *store-and-forward* o número de diferentes opções de roteamento é de D^D .

Tabela 5.1 - Determinação da dimensão limite para redes D-ARM em função da complexidade do roteamento.

| D | Número de opções de roteamento - Número mínimo de pulsos de clock | | | |
|-----|---|--------|-------------------------------------|-----------|
| | Roteamento por Desvio | | Roteamento <i>store-and-forward</i> | |
| 3 | 6 | 18 | 27 | 81 |
| 4 | 24 | 96 | 256 | 1.024 |
| 5 | 120 | 600 | 3.125 | 15.625 |
| 6 | 720 | 4.320 | 46.656 | 279.936 |
| 7 | 5.040 | 35.280 | 823.543 | 5.764.801 |

| | |
|-----------------------|---|
| Dimensão aceitável | Considerando o exemplo anterior: Rede ATM de 1Gbps |
| Dimensão impraticável | |

O exemplo anterior enfatiza a necessidade de algoritmos de roteamento simples e eficientes para redes de alta velocidade. Desta sorte, para a topologia D-ARM seria impraticável a utilização de filas de armazenamento, especialmente em redes de maior dimensão. Sendo a topologia D-ARM uma topologia tipo toroidal e levando-se em conta as limitações de tempo de roteamento impostas por algumas aplicações de redes de alta velocidade, optou-se aqui pela utilização do algoritmo de roteamento por desvio.

5.2 Roteamento por Desvio

O algoritmo de roteamento por desvio é classificado como algoritmo de auto-roteamento distribuído. Ele é executado de forma independente em cada nó da rede. Em princípio, o algoritmo de roteamento por desvio não utiliza filas de armazenamento.

Algumas variantes do algoritmo de roteamento por desvio, que consideram a presença de filas, têm sido propostas na literatura especializada. Nesse caso, a idéia básica é utilizar filas de capacidade limitada para evitar o desvio imediato do pacote de sua rota preferencial dando-lhe outra chance de seguir seu caminho ótimo durante mais 1 ou 2 segmentos de tempo. Maxemchuck [54], Choudhury e Li [52] estudam o efeito da utilização de filas de saída nos parâmetros de desempenho da MSN. Concluem que a utilização de filas com

capacidade para até 2 pacotes (em MSNs de 64 e 256 nós) aumenta a vazão da rede em até 55% em relação à rede sem fila. Entretanto, mesmo com filas maiores não é possível atingir valores de vazão muito superiores aos valores obtidos com filas de 2 pacotes. Obviamente, quanto maior a fila maior o atraso de transferência da rede.

Em princípio, pequenas filas de até dois elementos poderiam aumentar de forma considerável a vazão da rede D-ARM sem muito prejuízo para o atraso de transferência da rede. Entretanto, a adoção de filas de armazenamento aumenta a complexidade do algoritmo de roteamento limitando ainda mais a utilização de redes de maior dimensão em certas aplicações de alta velocidade. Assim, optamos pela exclusão total de filas de armazenamento na rede D-ARM a fim de facilitar a análise de desempenho e expandir o leque de possíveis aplicações da rede. A nova tendência de utilização da tecnologia óptica é outro forte argumento para eliminação total das filas de armazenamento uma vez que, no atual cenário tecnológico, a fila de armazenamento óptica é um componente de difícil implementação e de alto custo.

Sem considerar a utilização de filas de armazenamento a execução do algoritmo de roteamento por desvio pode ser dividido em duas partes. A primeira determina um **vetor de preferência** para cada pacote recebido. A segunda seleciona a **configuração de comutação** que maximiza a soma das preferências de cada pacote aos enlaces de saída do nó. Para o caso particular da topologia D-ARM tem-se a seguinte seqüência de operações:

1ª Etapa

Determinar o vetor de preferência $\vec{v}_i = (v_i(1), \dots, v_i(D))$ de cada pacote i . Para a topologia D-ARM define-se:

- pacote i representa o pacote que chegou ao nó através do enlace da dimensão i ;
- $v_i(k)$ representa a taxa de preferência que o pacote i tem com respeito ao enlace de saída da dimensão k , onde $1 \leq i, k \leq D$ e $0 \leq v_i(k) \leq D$

2ª Etapa

Selecionar a configuração de comutação χ_j ($1 \leq j \leq D!$) que maximiza a soma das preferências de cada pacote aos D enlaces de saída da rede. A soma das preferências dos pacotes é representada pela função de roteamento R , ou seja:

$$R(\chi_j) = \sum_{i=1}^D v_i(s_i(\chi_j))$$

onde, χ_j representa uma configuração de comutação específica
 $s_i(\chi_j)$ representa a dimensão do enlace de saída selecionado pelo pacote i
em função da configuração de comutação χ_j , logo $1 \leq s_i \leq D$.

Caso mais de uma configuração de comutação maximize a função R faz-se um sorteio aleatório para determinar a configuração a ser utilizada pelo nó. Nesse caso, um ou mais pacotes são desviados de sua rota ótima.

A estratégia de roteamento e resolução de conflito ficam caracterizadas na primeira etapa pela forma com que se determina o vetor de preferência de cada pacote. Para calcular o vetor de preferência do pacote recebido é possível a utilização de tabelas de roteamento pré-calculadas ou, caso seja suficientemente rápido, de algum algoritmo específico. Das diversas técnicas de resolução de conflito propostas na literatura [24] considera-se aqui, para fins ilustrativos e comparativos, a técnica aleatória (*random*) e a técnica direta (*straight-through*).

Na técnica aleatória faz-se um sorteio aleatório entre os pacotes conflitantes. Para imprimir as características da técnica aleatória ao vetor de preferência basta atribuir taxa de preferência 1 aos enlaces de saída que levam ao menor caminho e 0 aos demais enlaces de saída.

Na técnica direta, caso ocorra conflito cada pacote será emitido pelo enlace de saída da mesma dimensão do seu enlace de entrada. Para imprimir as características da técnica direta ao vetor de preferência atribui-se taxa de preferência 2 ao enlace de saída que leva ao menor

caminho e que está na mesma dimensão do enlace de entrada do pacote. Para o enlace que leva ao menor caminho mas não é da mesma dimensão que o enlace de entrada atribui-se taxa 1 e para os demais taxa 0.

5.3 Uma Nova Proposta de Resolução de Conflito

Nas topologias que utilizam o roteamento por desvio, as técnicas de resolução de conflito aleatória e direta são freqüentemente consideradas e avaliadas. As técnicas aleatória e direta apresentam bom desempenho em topologias 2-conectadas tais como MSN e ShuffleNet. Greenberg e Goodman [24] analisam o desempenho das técnicas aleatória e direta para topologia MSN e concluem que a vazão da rede é quase 1% maior quando operando com a técnica direta e alto volume de tráfego (>0,8 da taxa de transmissão de cada enlace).

A topologia D-ARM é uma topologia D -conectada na qual o diâmetro pode atingir valores iguais ou superiores a 5. A possibilidade de utilizar graus de conectividade maiores do que 2 motiva a investigação de propostas de resolução de conflito alternativas mais adequadas as topologias de maior grau de conectividade. Desta sorte, na tentativa de melhorar o desempenho do algoritmo de roteamento por desvio na rede D-ARM, propomos uma nova técnica de resolução de conflito batizada de técnica de resolução de conflito **preferencial**, ou simplesmente, técnica preferencial

Técnica de resolução de conflito preferencial

A nova técnica de resolução de conflito descrita é baseada no conceito de **grau de preferência** dos pacotes a serem roteados pelo nó. O grau de preferência (G_P) corresponde ao número de caminhos ótimos (enlaces de saída preferenciais) de um dado pacote. Por exemplo: um pacote com preferência de roteamento pelo enlace de saída da dimensão 1 e 3 possui

$G_p=2$. Observe que o grau de preferência de um pacote da rede D-ARM será no mínimo igual a 1 e no máximo igual a dimensão (D) da rede.

Uma vez calculado o grau de preferência dos pacotes a serem roteados a técnica de resolução de conflito preferencial estabelece:

- pacotes com menor G_p possuem maior prioridade;
- em caso de conflito entre pacotes de mesmo G_p será invocada uma regra de **resolução de conflito de preferência**;
- será atribuído $G_p=0$ aos pacotes que perderem a possibilidade de escolha de um caminho ótimo;
- os pacotes com $G_p=0$ terão seus enlaces determinados através de sorteio aleatório entre os enlaces restantes ao final do algoritmo de roteamento.

A regra de **resolução de conflito de preferência** será invocada sempre que o número de pacotes de mesmo G_p for maior do que o G_p de cada pacote. Nesse caso será feito um sorteio aleatório entre os pacotes de mesmo G_p . Os pacotes perdedores receberão $G_p=0$ e terão seus enlaces determinados através de sorteio aleatório ao final do algoritmo.

Implementação da técnica preferencial

A forma mais simples de implementar a técnica de resolução de conflito preferencial é através da utilização do vetor de preferência definido no item anterior. Para imprimir as características da técnica preferencial ao vetor de preferência atribui-se uma taxa de preferência igual a $(D-G_p+1)$ aos enlaces de saída que levam ao menor caminho e 0 aos demais enlaces de saída, onde, D representa o diâmetro da rede D-ARM e G_p o grau de preferência do pacote.

Como exemplo, considere que o nó $(0,0,0,0)$ de uma rede 4-ARM-6 tenha que fazer o roteamento de 4 pacotes destinados aos seguintes nós:

- pacote 1 - nó destino $(1,1,1,0) \Rightarrow G_P=3$
- pacote 2 - nó destino $(2,0,2,0) \Rightarrow G_P=2$
- pacote 3 - nó destino $(0,5,0,0) \Rightarrow G_P=1$
- pacote 4 - nó destino $(3,0,0,0) \Rightarrow G_P=1$

O vetor de preferência de cada pacote será:

- $\bar{v}_1 = (2,2,2,0)$
- $\bar{v}_2 = (3,0,3,0)$
- $\bar{v}_3 = (0,4,0,0)$
- $\bar{v}_4 = (4,0,0,0)$

Com os vetores de preferência acima a única configuração de comutação (dentre as 24 possíveis configurações) que maximiza a função de roteamento R é $\chi = (4,3,2,1)$, ou seja:

- o pacote 1 será roteado para o enlace 4: $s_1(\chi) = 4$
- o pacote 2 será roteado para o enlace 3: $s_2(\chi) = 3$
- o pacote 3 será roteado para o enlace 2: $s_3(\chi) = 2$
- o pacote 4 será roteado para o enlace 1: $s_4(\chi) = 1$

5.4 Parâmetros de Desempenho da Rede D-ARM

A avaliação das medidas de desempenho da rede D-ARM foi feita através de simulações computacionais, para a qual se desenvolveu diferentes módulos de simulação em linguagem C++ rodando em plataformas UNIX e PC. Com o objetivo de reduzir o tempo de processamento necessário para o cálculo dos parâmetros de desempenho de cada rede optou-

se pela utilização de *workstations* de maior capacidade de processamento (SUN - Sparc 1000). A complexidade dos módulos de simulação e o elevado tempo de execução necessário para determinar um único ponto de desempenho - de até 9 horas de processamento ininterrupto - limitaram a avaliação dos parâmetros de desempenho a redes D-ARM de dimensão 3 e 4 (3-ARM e 4-ARM). Para a construção do modelo de simulação, descreveu-se detalhadamente todos os elementos do sistema. Os principais elementos descritores do modelo de simulação da rede D-ARM incluem: algoritmo de roteamento, relógio simulado, critério de parada e padrão de tráfego.

Algoritmo de Roteamento

Os módulos de simulação desenvolvidos implementam as duas etapas de execução do algoritmo de roteamento por desvio detalhadas no item 5.2. Três diferentes técnicas de resolução de conflito foram consideradas na avaliação dos parâmetros de desempenho da rede D-ARM: a técnica aleatória, a técnica direta e a técnica preferencial. Módulos de simulação específicos foram utilizados para determinar a vazão da rede, o atraso de transferência da rede e a utilização do canal para cada uma das três técnicas de resolução de conflito.

A modelagem da rede D-ARM foi feita através de um **modelo de simulação discreto e orientado a evento**, uma vez que esta alternativa se mostrou mais simples e mais adequada às características da rede. Na simulação discreta orientada a evento, o sistema é modelado pela definição das mudanças do estado do sistema para cada evento. Assim, o estado do sistema permanece inalterado entre os instantes de ocorrência dos eventos. Os eventos podem ser divididos em primários e secundários. Os eventos primários são escalonados diretamente pelo simulador de acordo com o **relógio simulado**. Os eventos secundários não possuem nenhum escalonamento prévio e seu tratamento depende de um evento primário que o originou [60].

Relógio Simulado

O princípio básico de um simulador acionado por eventos é incrementar uma variável (relógio simulado) até o instante de tempo no qual ocorrerá o próximo evento. Após o avanço do relógio o estado do sistema é atualizado de acordo com o evento. Via de regra, o relógio simulado é iniciado com o valor zero sendo incrementado a cada novo evento. A unidade de tempo utilizada pelo simulador é chamada de **unidade de tempo simulado** (uts) e representa o menor intervalo de tempo significativo para o sistema. Na simulação da rede D-ARM considerou-se a unidade de tempo simulado igual a 1 segmento de tempo (*time slot*). Assim, os demais parâmetros foram representados por múltiplos inteiros de um segmento de tempo.

Em um simulador acionado por eventos, o relógio é sempre avançado para o instante de ocorrência do próximo evento. Existem duas maneiras de se adiantar o relógio para o tempo de ocorrência do próximo evento [61]. A maneira mais simples consiste em incrementar o relógio em passos de 1 uts e checar se algum evento está escalonado para aquele instante. A segunda maneira consiste em incrementar o relógio diretamente para o instante de ocorrência do próximo evento. Na última opção o tempo de execução do simulador é totalmente independente da unidade de tempo simulado, e o tempo total de simulação é menor. Na simulação da rede D-ARM utilizou-se o primeiro método, já que existe sempre um ou mais eventos escalonados a cada segmento de tempo.

Critério de Parada

Outro ponto fundamental para execução de um modelo de simulação consiste em estabelecer adequadamente o **critério de parada**. O critério de parada representa as condições que determinam o instante no qual a simulação será interrompida. Quanto maior for o tempo de simulação maior será o número de amostras coletadas pelo sistema. Quando o número de amostras consideradas é muito pequeno o sistema não atinge a estacionariedade estatística e

não é possível garantir que os valores obtidos pela simulação sejam próximos dos valores obtidos por uma implementação real do sistema. Quanto maior o número de amostras, mais próximo da estacionariedade estatística estará o sistema. Entretanto, o tempo de simulação poderá atingir valores muito elevados. Para a simulação da rede D-ARM considerou-se os seguintes critérios de parada:

- o valor absoluto da diferença entre a taxa de saída de pacotes da rede no tempo $t+1$ e a taxa de saída de pacotes da rede no tempo t deve ser menor que 10^{-3} ;
- o valor absoluto da diferença entre a taxa de entrada de pacotes na rede no tempo $t+1$ e a taxa de entrada de pacotes na rede no tempo t deve ser menor que 10^{-3} ;
- o valor absoluto da diferença entre a taxa de saída de pacotes da rede no tempo $t+1$ e a taxa de entrada de pacotes na rede no tempo $t+1$ deve ser menor que 10^{-3} .

O valor 10^{-3} estabelece um equilíbrio entre precisão e tempo de duração da simulação. Este valor foi estabelecido através da execução de sucessivas replicações da simulação de uma rede 3-ARM considerando diferentes critérios de parada (10^{-1} , 10^{-2} , 10^{-3} , 10^{-4} e 10^{-5}). Observou-se que a diferença dos parâmetros de desempenho obtidos entre simulações consecutivas é inferior a 1,0% sempre que o número de amostras (número de pacotes que entram na rede) é maior do que 50.000. Na avaliação dos parâmetros de desempenho das redes 3-ARM de 64 nós e 4-ARM de 256 nós, o valor de parada 10^{-3} foi suficiente para garantir mais de 50.000 amostras mesmo no pior caso (taxa de geração de 0,1).

Padrão de Tráfego

Para a simulação da rede D-ARM considerou-se que a característica do tráfego roteado pela rede, ou padrão de tráfego, obedece a uma distribuição de probabilidade uniforme. Para garantir a uniformidade do padrão de tráfego, a geração de novos pacotes é independente de nó para nó. Cada nó possui a mesma taxa de geração (g) e o destino dos novos pacotes é

escolhido de forma aleatória (distribuição uniforme) entre os $N-1$ nós restantes da rede. A taxa de geração (g) é normalizada pela taxa de transmissão do enlace (igual para todos os enlaces da rede - vide item 4.5) assumindo valores entre 0 e 1.

Diversos autores utilizam o padrão de tráfego uniforme na avaliação dos parâmetros de desempenho de diferentes topologias de redes de interconexão. Greenberg e Goodman [24, 46] consideram o padrão uniforme no estudo da MSN. Krishna e Hajek [57] consideram-no ao estudarem as topologias de rede *Shuffle-Like*. Tobagi, Kwok e Chiussi [34] fazem o mesmo para o estudo de uma rede de interconexão tipo *banyan*. Estes são apenas alguns exemplos da utilização do padrão de tráfego uniforme.

A simplicidade do padrão de tráfego uniforme facilita a implementação de modelos de simulação e, principalmente, de modelos estocásticos [24]. Ele ajuda o algoritmo de roteamento a dividir o tráfego da rede de forma mais uniforme entre todos os enlaces [53]. E finalmente, ele é mais flexível já que não faz considerações sobre o tipo de processamento que está gerando as mensagens a serem transmitidas pela rede [1].

Validação do Modelo de Simulação

Para obter um maior grau de confiabilidade dos resultados obtidos via modelo de simulação adotou-se o seguinte procedimento:

1. o cálculo de cada uma das medidas de desempenho (vazão, atraso de transferência, utilização do canal) é feito de forma independente;
2. utiliza-se o teorema de Little ($\lambda \cdot T = U \cdot l$ - veja item 3.3.3) para verificar a consistência dos valores obtidos via simulação.

Todos os valores de vazão, atraso de transferência e utilização do canal, obtidos via simulação, para redes 3-ARM e 4-ARM obedeceram ao teorema de Little com erros nunca superiores a 0,1%.

Resultados da Simulação

A tabela 5.2 apresenta os resultados da simulação de uma rede 3-ARM de 64 nós operando com roteamento por desvio e a técnica de resolução de conflito aleatória. O maior tempo de simulação registrado foi de 8 minutos (Sparc 1000) com 114.439 interações para uma taxa de geração de 0,9.

Tabela 5.2 - Resultado da simulação da rede 3-ARM-4 (64 nós) utilizando a técnica **aleatória** de resolução de conflito.

| Taxa de geração (g) | Vazão (λ) [pck/uts] | Atraso de Transf. (T) [uts] | Utilização (U) [%] |
|-------------------------|-------------------------------|---------------------------------|------------------------|
| 0,100 | 6,2333 | 4,2003 | 0,1364 |
| 0,200 | 12,0511 | 4,4300 | 0,2781 |
| 0,300 | 17,0182 | 4,6776 | 0,4146 |
| 0,400 | 20,9874 | 4,9200 | 0,5378 |
| 0,500 | 23,9182 | 5,1393 | 0,6402 |
| 0,600 | 26,0215 | 5,3246 | 0,7216 |
| 0,700 | 27,5155 | 5,4766 | 0,7848 |
| 0,800 | 28,6076 | 5,5976 | 0,8340 |
| 0,900 | 29,4397 | 5,6957 | 0,8733 |

A tabela 5.3 apresenta os resultados da simulação de uma rede 3-ARM de 64 nós operando com roteamento por desvio e as técnicas de resolução de conflito direta e preferencial. Em redes D-ARM tridimensionais as técnicas direta e preferencial possuem exatamente o mesmo comportamento, uma vez que as configurações de comutação que maximizam as funções de roteamento são as mesmas para todos os nós da rede. O maior tempo de simulação registrado foi de 8 minutos (Sparc 1000) com 114.252 interações ($g=0,9$).

Tabela 5.3 - Resultado da simulação da rede 3-ARM-4 (64 nós) utilizando as técnicas **direta e preferencial** de resolução de conflito.

| Taxa de geração (g) | Vazão (λ) [pck/uts] | Atraso de Transf. (T) [uts] | Utilização (U) [%] |
|-------------------------|-------------------------------|---------------------------------|------------------------|
| 0,100 | 6,2565 | 4,1974 | 0,1368 |
| 0,200 | 12,0520 | 4,4291 | 0,2780 |
| 0,300 | 17,0047 | 4,6663 | 0,4133 |
| 0,400 | 21,0108 | 4,9038 | 0,5366 |
| 0,500 | 23,9989 | 5,1087 | 0,6386 |
| 0,600 | 26,1559 | 5,2791 | 0,7192 |
| 0,700 | 27,7217 | 5,4168 | 0,7821 |
| 0,800 | 28,8884 | 5,5270 | 0,8316 |
| 0,900 | 29,7794 | 5,6159 | 0,8710 |

A figura 5.1 e 5.2 comparam os resultados obtidos pela simulação da rede 3-ARM (64 nós) considerando as técnicas aleatória, direta e preferencial. Quando a rede opera com elevado volume de tráfego ($g \geq 0,8$) as técnicas direta e preferencial conseguem aumentar a vazão e reduzir o atraso de transferência da rede. O incremento na vazão não é grande, chega no máximo a 1,15%, mas é o suficiente para motivar a utilização da técnica direta e preferencial uma vez que a dificuldade de implementação é exatamente a mesma para as três técnicas consideradas. A mesma observação é válida para o atraso de transferência que sofre uma redução máxima de 1,42% quando a rede opera com taxa de geração de 0,9.

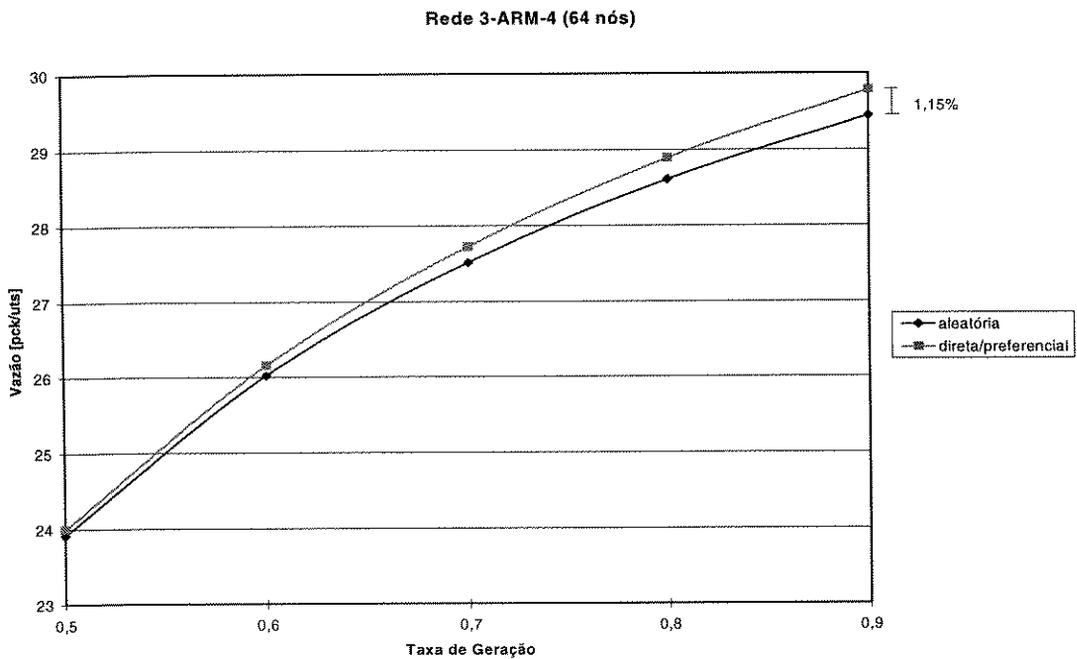


Figura 5.1 - Rede 3-ARM-4: análise comparativa da vazão obtida com as técnicas de resolução de conflito aleatória, direta e preferencial.

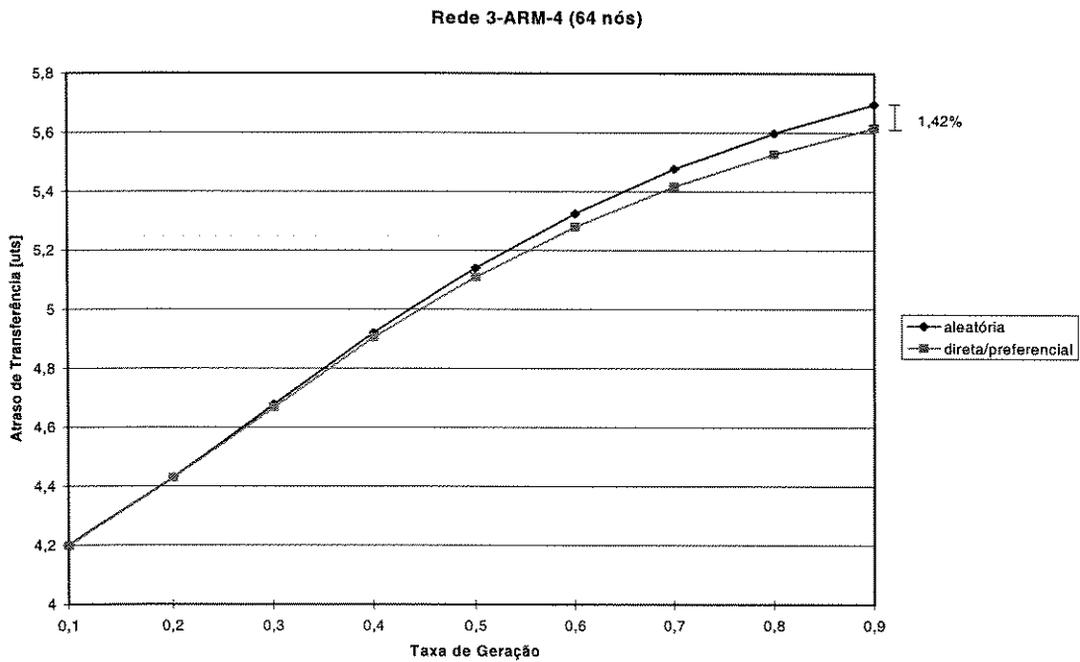


Figura 5.2 - Rede 3-ARM-4: análise comparativa do atraso de transferência obtido com as técnicas de resolução de conflito aleatória, direta e preferencial.

A tabela 5.4 apresenta os resultados da simulação de uma rede 4-ARM de 256 nós operando com roteamento por desvio e a técnica de resolução de conflito aleatória. O maior tempo de simulação registrado foi de 7:15 horas (Sparc 1000) com 742.764 interações para uma taxa de geração de 0,9.

Tabela 5.4 - Resultado da simulação da rede 4-ARM-4 (256 nós) utilizando a técnica **aleatória** de resolução de conflito.

| Taxa de geração (g) | Vazão (λ) [pck/uts] | Atraso de Transf. (T) [uts] | Utilização (U) [%] |
|---------------------|-------------------------------|-----------------------------|--------------------|
| 0,100 | 24,7616 | 6,2890 | 0,1521 |
| 0,200 | 47,8825 | 6,4741 | 0,3027 |
| 0,300 | 68,1858 | 6,7039 | 0,4464 |
| 0,400 | 84,3750 | 6,9569 | 0,5732 |
| 0,500 | 96,1980 | 7,1942 | 0,6758 |
| 0,600 | 104,3922 | 7,3956 | 0,7539 |
| 0,700 | 110,0329 | 7,5611 | 0,8123 |
| 0,800 | 114,0179 | 7,6938 | 0,8567 |
| 0,900 | 116,9180 | 7,8010 | 0,8907 |

A tabela 5.5 apresenta os resultados da simulação de uma rede 4-ARM de 256 nós operando com roteamento por desvio e a técnica de resolução de conflito direta. O maior tempo de simulação registrado foi de 9:10 horas (Sparc 1000) com 738.132 interações para uma taxa de geração de 0,9.

Tabela 5.5 - Resultado da simulação da rede 4-ARM-4 (256 nós) utilizando a técnica **direta** de resolução de conflito.

| Taxa de geração (g) | Vazão (λ) [pck/uts] | Atraso de Transf. (T) [uts] | Utilização (U) [%] |
|-------------------------|-------------------------------|---------------------------------|------------------------|
| 0,100 | 24,7610 | 6,2892 | 0,1521 |
| 0,200 | 47,8967 | 6,4737 | 0,3028 |
| 0,300 | 68,2129 | 6,6918 | 0,4458 |
| 0,400 | 84,5337 | 6,9186 | 0,5711 |
| 0,500 | 96,6459 | 7,1249 | 0,6725 |
| 0,600 | 105,2524 | 7,2957 | 0,7499 |
| 0,700 | 111,3621 | 7,4320 | 0,8082 |
| 0,800 | 115,8060 | 7,5394 | 0,8526 |
| 0,900 | 119,1164 | 7,6260 | 0,8871 |

Em redes 4-ARM as técnicas direta e preferencial já não se comportam de maneira idêntica. A tabela 5.6 apresenta os resultados da simulação de uma rede 4-ARM de 256 nós operando com roteamento por desvio e a técnica de resolução de conflito preferencial. O maior tempo de simulação registrado foi de 8:05 horas (Sparc 1000) com 741.770 interações para uma taxa de geração de 0,9.

Tabela 5.6 - Resultado da simulação da rede 4-ARM-4 (256 nós) utilizando a técnica **preferencial** de resolução de conflito.

| Taxa de geração (g) | Vazão (λ) [pck/uts] | Atraso de Transf. (T) [uts] | Utilização (U) [%] |
|-------------------------|-------------------------------|---------------------------------|------------------------|
| 0,100 | 24,7463 | 6,2882 | 0,1519 |
| 0,200 | 47,8850 | 6,4738 | 0,3027 |
| 0,300 | 68,2058 | 6,6913 | 0,4457 |
| 0,400 | 84,5351 | 6,9168 | 0,5710 |
| 0,500 | 96,6786 | 7,1206 | 0,6723 |
| 0,600 | 105,2979 | 7,2906 | 0,7497 |
| 0,700 | 111,4402 | 7,4247 | 0,8080 |
| 0,800 | 115,9038 | 7,5307 | 0,8524 |
| 0,900 | 119,2548 | 7,6150 | 0,8868 |

A figura 5.3 compara os resultados obtidos pela simulação da rede 4-ARM (256 nós) considerando as técnicas aleatória, direta e preferencial. Quando a rede opera com elevado volume de tráfego ($g \geq 0,8$) a técnica preferencial supera as demais técnicas. Quando a rede opera com taxa de geração de 0,9 e técnica de resolução de conflito preferencial, a vazão da rede fica 2,00% acima da vazão obtida com a técnica aleatória e 0,11% acima da vazão obtida com a técnica direta. É importante observar que a diferença de desempenho entre a técnica preferencial e a técnica aleatória aumentou de 1,15% para 2,00% (um aumento de 74%) com o aumento da dimensão de 3 para 4.

Na comparação entre a técnica preferencial e direta, embora a primeira leve uma ligeira vantagem, a diferença de desempenho entre ambas é desprezível. Em princípio não haveria razões para escolha de uma em detrimento de outra. Entretanto, é possível enumerar duas vantagens da técnica preferencial sobre a direta: o tempo de simulação da técnica preferencial é menor (no pior caso mais de 1 hora de diferença); é possível que a diferença de desempenho entre ambas aumente ainda mais com o aumento da dimensão.

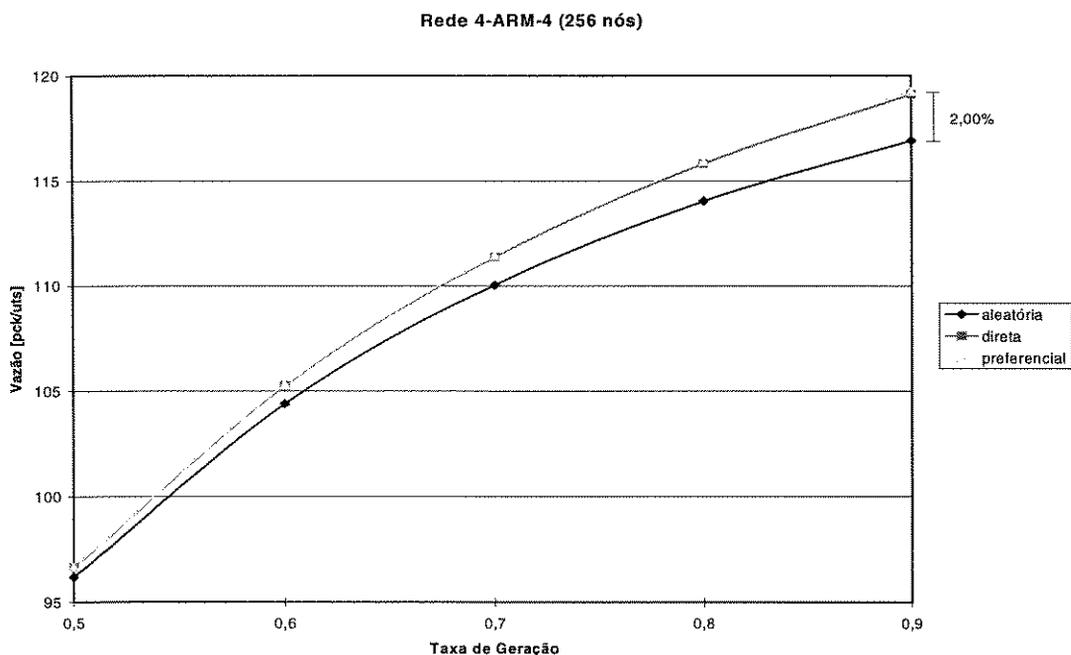


Figura 5.3 - Rede 4-ARM-4: análise comparativa da vazão obtida com as técnicas de resolução de conflito aleatória, direta e preferencial.

O resultado obtido através da análise comparativa da vazão da rede 4-ARM repete-se na análise comparativa do atraso de transferência da rede (figura 5.4). Quando a rede opera com taxa de geração de 0,9 e utiliza a técnica preferencial, o atraso de transferência da rede fica 2,44% abaixo do atraso de transferência obtido com a técnica aleatória e 0,14% abaixo do atraso de transferência obtido com a técnica direta.

De forma semelhante a vazão, a diferença de desempenho do atraso de transferência entre a técnica preferencial e a técnica aleatória aumentou de 1,42% para 2,44% (um aumento de 72%) com o aumento da dimensão de 3 para 4. Já na comparação entre técnica preferencial e técnica direta, a diferença de desempenho do atraso de transferência é muito pequena.

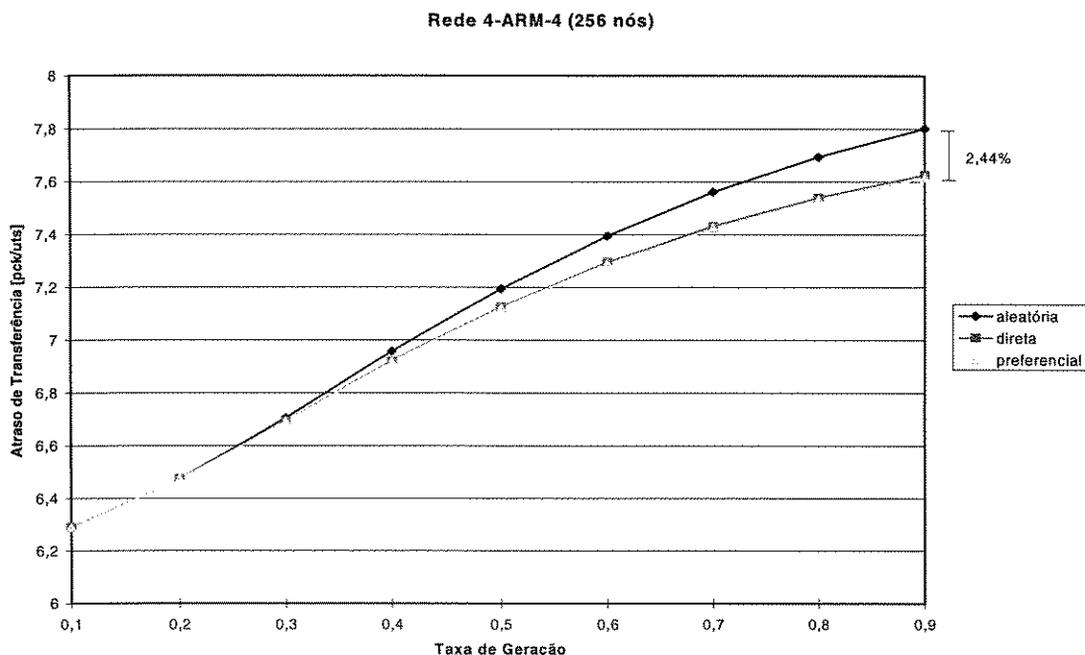


Figura 5.4 - Rede 4-ARM-4: análise comparativa do atraso de transferência obtido com as técnicas de resolução de conflito aleatória, direta e preferencial.

Capacidade

A capacidade é a vazão máxima que uma rede de interconexão pode alcançar através da utilização de um dado algoritmo de roteamento. Para uma rede 3-ARM-4 (64 nós) a capacidade é de aproximadamente 30,0 [pck/uts] quando se utiliza o roteamento por desvio e

a técnica de resolução de conflito aleatória. Utilizando-se a técnica direta ou preferencial, a rede 3-ARM-4 consegue aumentar a capacidade para 30,3 [pck/uts].

Para uma rede 4-ARM-4 (256 nós) operando com roteamento por desvio e técnica de resolução de conflito aleatória a capacidade é de 118,9 [pck/uts]. A capacidade dessa mesma rede operando com a técnica direta é de 121,2 [pck/uts] e com a técnica preferencial é de 121,5 [pck/uts].

Para uma rede D-ARM qualquer, o limite superior da capacidade é determinado através da expressão $C \leq l / L_0$ (item 3.3.4), onde l representa o número de enlaces da rede e L_0 o comprimento médio do conjunto dos menores caminhos da rede. Observe que nesse caso não se faz consideração alguma sobre o algoritmo de roteamento utilizado, uma vez que o limite superior da capacidade representa o valor máximo que a rede pode atingir quando operando com um *algoritmo de roteamento ideal* (de existência e realização hipotética). Assim, qualquer que seja o algoritmo considerado, a capacidade (C_{ARM}) de uma rede D-ARM de comprimento L é limitada superiormente pela expressão:

$$C_{ARM} \leq 4 \cdot L^{D-1}$$

5.5 Análise Comparativa (D-ARM x ShuffleNet x MSN)

Através da análise comparativa dos parâmetros de desempenho da topologia D-ARM com outras topologias de grande importância técnico-científica, tais como a topologia ShuffleNet e a topologia MSN, é possível estabelecer as vantagens e desvantagens da nova topologia com relação a topologias já consagradas pela literatura científica especializada.

A presente análise comparativa considera as topologias MSN, ShuffleNet e D-ARM, estando dividida em 2 diferentes subseções. A primeira faz a análise comparativa da vazão e do atraso de transferência de redes com o mesmo número de nós. A segunda compara o limite

superior da capacidade de transmissão das três topologias considerando redes com no mínimo 2 nós e no máximo 400 nós.

5.5.1 Redes com o Mesmo Número de Nós

Medidas de desempenho tais como vazão e atraso de transferência da rede, são normalmente normalizadas pela taxa de transmissão do canal. Em topologias com múltiplos enlaces ponto-a-ponto a taxa de transmissão do canal corresponde a taxa de transmissão de um único enlace ponto-a-ponto, caso todos enlaces possuam a mesma taxa de transmissão, ou a taxa de transmissão média de todos enlaces da rede, caso contrário. Assim, a vazão e o atraso de transferência da rede geralmente atingem valores maiores do que 1.

Em topologias com múltiplos enlaces ponto-a-ponto a vazão da rede será tanto maior quanto maior for o número de nós da rede. Assim, uma análise comparativa entre diferentes redes só será *justa* se o número de nós for o mesmo para todas as redes consideradas. As topologias ShuffleNet, MSN e D-ARM não são definidas para um número qualquer de nós. Considerando redes com no mínimo 2 e no máximo 400 nós a topologia ShuffleNet, MSN e D-ARM são definidas para os seguintes conjuntos (A) de nós:

- topologia ShuffleNet: $A_{SN} = \{2, 8, 24, 64, 160, 384\}$
- topologia MSN: $A_{MSN} = \{4, 9, 16, 25, 36, 49, 64, 81, 100, 121, 144, 169, 196, 225, 256, 289, 324, 361, 400\}$
- topologia 3-ARM: $A_{3-ARM} = \{8, 27, 64, 125, 216, 343\}$
- topologia 4-ARM: $A_{4-ARM} = \{16, 81, 256\}$
- topologia 5-ARM: $A_{5-ARM} = \{32, 243\}$

A interseção de todos os conjuntos de nós (A) definidos acima resulta em conjunto vazio. Observe que a única interseção não vazia que contempla a topologia ShuffleNet, a topologia MSN e ao menos uma dimensão da topologia D-ARM é:

$$A_{SN} \cap A_{MSN} \cap A_{3-ARM} = \{64\}$$

Assim, na análise comparativa dos parâmetros de desempenho, utiliza-se uma rede ShuffleNet de 64 nós, uma rede MSN 8x8 e uma rede 3-ARM 4x4x4. A fim de manter as mesmas condições de operação entre as diferentes redes, utilizou-se aqui os resultados da simulação da rede 3-ARM operando com técnica aleatória (vide tabela 5.2), uma vez que os resultados apresentados para as demais redes adotam essa mesma técnica (vide item 3.4).

Vazão

A vazão representa a taxa média de chegada de pacotes por unidade de tempo na rede de interconexão (vide item 3.3.1). Em uma rede de interconexão a vazão reflete a capacidade que a rede possui de suportar um determinado volume de tráfego. Quanto maior a vazão da rede, maior será o volume de tráfego que a rede pode suportar.

A figura 5.5 apresenta a vazão das redes ShuffleNet, MSN e 3-ARM para taxas de geração (g) de 0 a 0,9. As três redes consideradas utilizam o roteamento por desvio e a técnica de resolução de conflito aleatória.

Para análise da figura 5.5 é conveniente dividi-la em duas partes: a primeira definida pela região do gráfico na qual os valores da taxa de geração é menor que 0,3 e a segunda definida pela região do gráfico complementar à primeira. Dessa divisão, define-se a taxa de geração de saturação, ou simplesmente **taxa de saturação**, como sendo o limite inferior do intervalo a partir do qual a taxa de crescimento da vazão da rede é menor ou igual a 10% da taxa de crescimento da vazão da rede na primeira região do gráfico (de 0 a 0,3). Considera-se aqui que o comprimento de cada intervalo é de 0,1 (quanto menor o comprimento do intervalo, mais preciso será o valor da taxa de saturação).

3-ARM-4 x MSN 8x8 x ShuffleNet-64

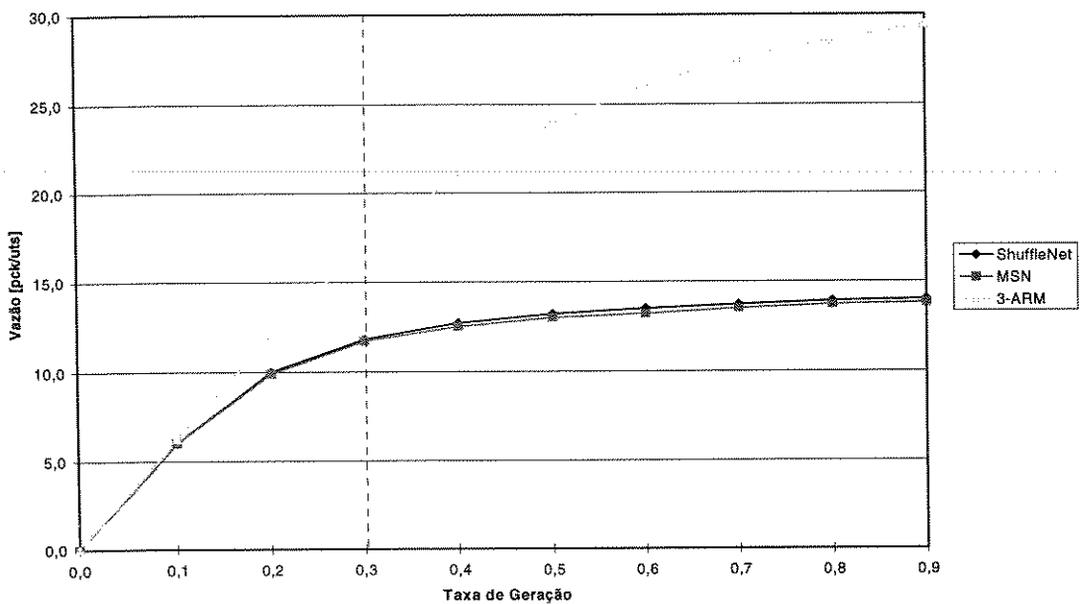


Figura 5.5 - Análise comparativa da vazão nas redes 3-ARM-4, MSN 8x8 e ShuffleNet-64.

A taxa de crescimento da vazão da rede ShuffleNet e MSN na primeira região do gráfico é de $\approx 39,3$. Para as redes ShuffleNet e MSN o intervalo $[0,5 \text{ a } 0,6]$ é o primeiro em que a taxa de crescimento da vazão é inferior a $3,93$. Assim, a taxa de saturação de ambas é igual a $0,5$ [pck/uts].

A taxa de crescimento da vazão da rede 3-ARM na primeira região do gráfico é de $56,7$. A taxa de crescimento da vazão da rede 3-ARM na região complementar do gráfico se mantém acima de $8,0$ para todos os intervalos. Assim, segundo a definição de taxa de saturação a rede 3-ARM não atinge o estado de saturação. Nesse caso define-se que a taxa de saturação da rede é de $0,9$ [pck/uts], uma vez que os dados coletados estão limitados a uma taxa de geração de $0,9$ [pck/uts].

Com a análise da taxa de saturação fica evidente a superioridade da rede 3-ARM sobre as demais no que diz respeito a capacidade de suportar maiores volumes de tráfego. Além disso, observa-se pelo gráfico (figura 5.5) que a rede 3-ARM consegue suportar um volume de tráfego até 2 vezes maior quando opera com altas taxas de geração ($g \geq 0,8$).

Atraso de Transferência

O atraso de transferência representa o tempo médio entre o instante em que os pacotes entram na rede de interconexão e o instante em que os pacotes saem da rede de interconexão (vide item 3.3.2). Em um sistema de comunicação o atraso de transferência é uma das principais variáveis que compõem o cálculo do *tempo de resposta* do sistema. O tempo de resposta do sistema engloba, além do atraso de transferência, outras variáveis tais como: tempo de acesso a rede, tempo de reconhecimento e tempo de propagação. Para aplicações em comutação de faixa larga, multicomputadores, redes ATM e redes fotônicas um baixo atraso de transferência é fundamental para garantir a viabilidade da rede de interconexão.

A figura 5.6 apresenta o atraso de transferência das redes ShuffleNet, MSN e 3-ARM operando com taxas de geração (g) variando de 0,1 a 0,9. Pelo gráfico observa-se que a rede 3-ARM, além de apresentar-se com o menor valor absoluto de atraso de transferência, possui também a menor taxa de crescimento do atraso de transferência entre as redes consideradas.

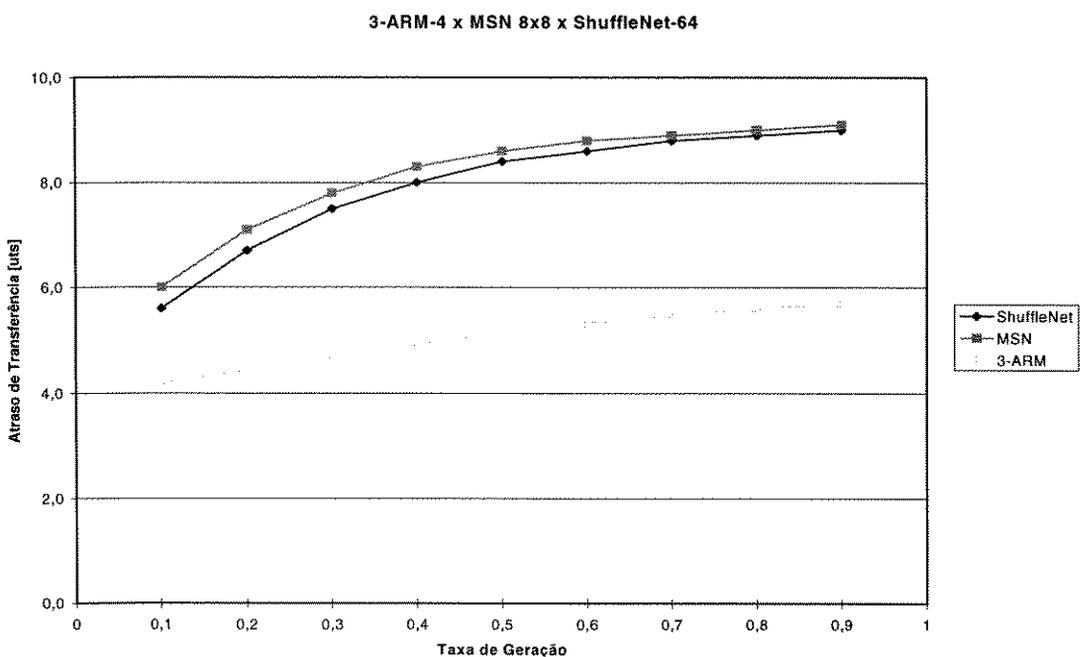


Figura 5.6 - Análise comparativa do atraso de transferência nas redes 3-ARM-4, MSN 8x8 e ShuffleNet-64.

Para uma taxa de geração maior do que 0,3 o atraso de transferência das redes ShuffleNet e MSN é no mínimo 59% maior do que o atraso de transferência da rede 3-ARM. Pelo gráfico (figura 5.6) observa-se que esta diferença é ainda maior para taxas de geração intermediárias. Para uma taxa de geração de 0,5 o atraso de transferência das redes ShuffleNet e MSN chega a ser 63% maior do que o atraso de transferência da rede 3-ARM.

Outra questão importante a ser avaliada no estudo do atraso de transferência de uma rede de interconexão é a taxa de crescimento do atraso a medida que o volume de tráfego da rede aumenta. Na rede ShuffleNet o atraso de transferência varia de 5,6[uts] ($g=0,1$) a 9,0[uts] ($g=0,9$), uma variação de 60,7%. Na rede MSN a variação é de 51,7% e na rede 3-ARM é de apenas 35,5%. Portanto, a rede D-ARM possui um comportamento mais uniforme durante eventuais variações no volume de tráfego na rede. Essa é uma grande vantagem para aplicações de redes em alta velocidade nas quais o tempo de resposta do sistema não deve apresentar grandes variações durante uma eventual flutuação no volume de tráfego.

5.5.2 Capacidade de Transmissão (ShuffleNet x MSN x D-ARM)

A capacidade de uma rede de interconexão representa a vazão máxima que a rede pode alcançar (vide item 3.3.4). Os itens 3.4 e 5.4 apresentam as expressões que determinam o limite superior da capacidade para as redes ShuffleNet, MSN e D-ARM. O limite superior da capacidade representa a vazão máxima que a rede pode atingir quando operando com um *algoritmo de roteamento ideal*. Na prática, os algoritmos de roteamento utilizados não conseguem atingir esse valor máximo ideal [49].

O estudo comparativo do limite superior da capacidade de diferentes redes permite inferir conclusões sobre o potencial de cada rede para um dado algoritmo de roteamento. A figura 5.7 apresenta as curvas do limite superior da capacidade para as redes ShuffleNet, MSN, 3-ARM, 4-ARM e 5-ARM. É imperativo observar que a figura 5.7 não faz qualquer

referência a algoritmos de roteamento. Por certo, a capacidade de transmissão dessas mesmas redes será inferior quando referenciadas a algum algoritmo de roteamento específico.

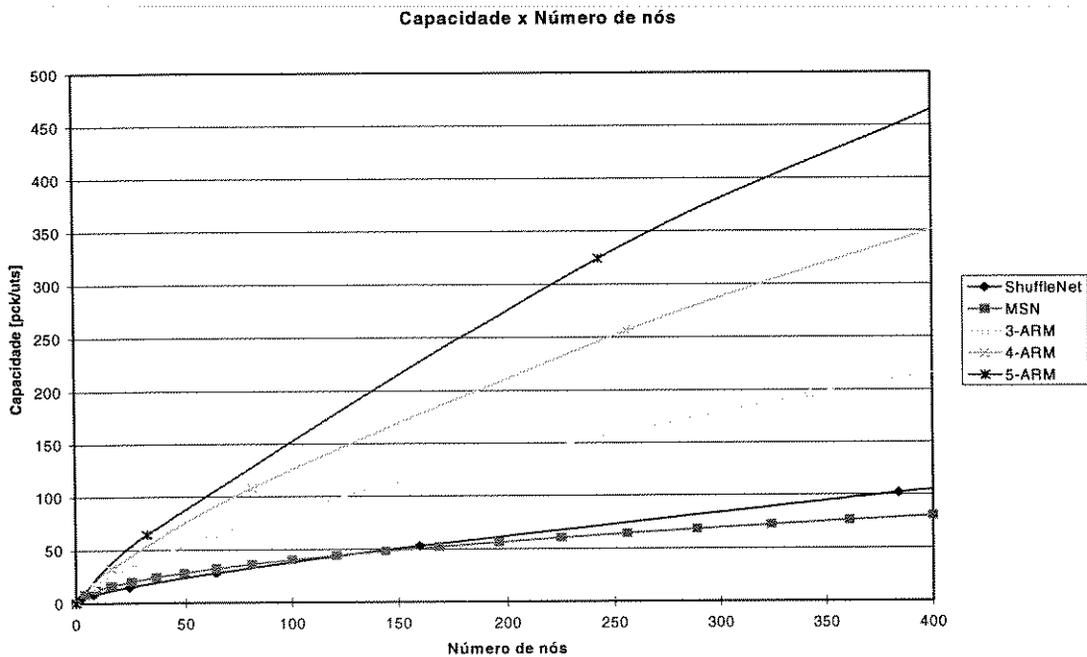


Figura 5.7 - Limite superior da capacidade de transmissão das redes ShuffleNet, MSN e D-ARM.

Pela análise do gráfico (figura 5.7) observa-se que quanto maior o número de nós da rede mais vantajosa é a utilização de redes D-ARM de maior dimensão. Para redes com 400 nós a topologia 5-ARM possui uma capacidade 343% maior do que a ShuffleNet e 481% maior do que a MSN. O elevado limite superior da capacidade de transmissão da rede D-ARM, na prática se traduz nas seguintes vantagens:

- maior eficiência na utilização da largura de faixa disponível para transmissão de informação na rede;
- capacidade de suportar um volume mais elevado de tráfego sem alterar em demasia os padrões de vazão e atraso de transferência da rede;
- redução do tempo médio de acesso a rede.

Essas vantagens são muitas vezes imperativas nas aplicações de alta velocidade aqui consideradas: comutação de faixa larga, multicomputadores, redes ATM e rede fotônicas. Assim, a topologia D-ARM se consolida como opção viável e muitas vezes superior a outras redes de interconexão, tais como ShuffleNet e MSN. Em princípio, nos parece interessante a utilização de dimensões muito elevadas. Entretanto, os itens anteriores deixam claro as dificuldades e desvantagens da utilização de dimensões muito grandes ($D > 5$).

5.6 Considerações Finais

Esta seção avalia a questão da complexidade do algoritmo de roteamento, enfatizando a necessidade da utilização de algoritmos rápidos e de baixa complexidade que possam ser utilizados pela topologia D-ARM em aplicações de alta-velocidade. Conclui-se que a utilização de filas não é adequada à topologia D-ARM uma vez que o maior tempo de comutação necessário nesse caso, tornaria a rede D-ARM inadequada a algumas aplicações de alta-velocidade.

Devido às características toroidais da rede D-ARM o algoritmo de roteamento por desvio foi uma opção natural e adequada de roteamento. Para fins comparativos considerou-se duas técnicas de resolução de conflito: a técnica aleatória e a técnica direta. Entretanto, a característica multidimensional da rede D-ARM motivou a determinação e investigação de uma nova proposta de técnica de resolução de conflito: a técnica preferencial.

Com objetivo de avaliar as potencialidades da topologia D-ARM, o item 5.4 determina os parâmetros de desempenho da nova topologia através da utilização de modelos de simulação. Finalmente, para validar a topologia D-ARM como opção viável entre as demais redes de interconexão, faz-se um estudo comparativo entre os parâmetros de desempenho da topologia ShuffleNet, MSN e D-ARM.

O capítulo seguinte reúne as conclusões parciais apresentadas ao longo do texto e outras observações finais sobre a nova topologia proposta. Outros experimentos relativos a topologia D-ARM que foram desenvolvidos mas não figuram no presente trabalho são relacionados e comentados. Encerrando o capítulo, algumas sugestões para trabalhos futuros são apresentadas.

CAPÍTULO 6

Conclusão e Trabalhos Futuros

6.1 Considerações Gerais

O presente trabalho desenvolveu a proposta de uma nova rede de interconexão, batizada de D-ARM, capaz de oferecer uma elevada capacidade de transmissão com um reduzido atraso de transferência. A topologia proposta possui um padrão de conexão em malha alternada regular com fronteiras toroidais. Na teoria, a topologia D-ARM está definida para qualquer dimensão maior ou igual a três. Entretanto, na prática, devido a relação direta que existe entre a dimensão da rede D-ARM e a complexidade do algoritmo de roteamento, a topologia D-ARM fica limitada a dimensões menores ou iguais a seis (vide item 5.1).

As principais medidas de desempenho normalmente utilizadas para caracterizar as topologias de redes de interconexão foram definidas e divididas em dois grupos: as propriedades características e as medidas de desempenho. Com objetivo de estabelecer uma figura de mérito para avaliar as vantagens e desvantagens da nova topologia, foram relacionadas as propriedades características e parâmetros de desempenho de duas topologias já consagradas na literatura técnica especializada, a topologia MSN e a topologia ShuffleNet.

A fim de estabelecer as vantagens e desvantagens da nova topologia frente as topologias MSN e ShuffleNet, foram avaliadas cinco propriedades características e quatro parâmetros de desempenho da topologia D-ARM. As propriedades características incluem: diâmetro, comprimento da bisseção, índice de desvio, grau de conectividade e simetria. Os parâmetros de desempenho incluem: vazão, atraso de transferência, utilização do enlace e capacidade de transmissão.

As propriedades características da nova rede foram matematicamente determinadas, já os parâmetros de desempenho foram determinados através de simulações computacionais. A simulação computacional é um dos métodos comumente utilizados para avaliar parâmetros como vazão, atraso de transferência e utilização do enlace em redes de interconexão. Assim como a simulação computacional, a modelagem estocástica também é freqüentemente utilizada na avaliação dos parâmetros de desempenho de redes de interconexão. Greenberg e Goodman [46], por exemplo, propõem um novo modelo estocástico para a rede MSN e utilizam a simulação para validar o modelo proposto.

Intuitivamente, devido a simetria das redes regulares, acredita-se que a modelagem estocástica seja em geral mais simples e de execução mais rápida do que a simulação computacional. Este fato motivou o desenvolvimento de um modelo estocástico para a nova topologia D-ARM. O modelo estocástico, por nós desenvolvido (mas que não é apresentado no presente trabalho), é baseado no **modelo de nó único** para redes MSN proposto por Greenberg e Goodman [46]. Ao contrário do que esperávamos, o modelo estocástico desenvolvido tornou-se complexo e de execução extremamente lenta. O elevado aumento do tempo de execução em função de um pequeno incremento na dimensão da topologia da rede foi o principal fator que desmotivou a utilização do novo modelo estocástico.

O modelo estocástico para a rede D-ARM, ou simplesmente modelo D-ARM, foi definido para qualquer dimensão maior ou igual a três. Entretanto, o modelo D-ARM impõem a restrição de simetria, ou seja, o modelo só pode ser utilizado em redes D-ARMs simétricas. Isso limitou a utilização do modelo a redes de comprimento par. Além desta desvantagem, o tempo de execução do modelo é extremamente elevado. Considerando, por exemplo, uma rede 3-ARM-4 com uma taxa de geração de 0,5 [pck/uts] são necessários 6 minutos para determinar os parâmetros de desempenho via simulação computacional e 40 horas e 20 minutos para determinar os mesmo parâmetros via modelo estocástico (utilizando-se sempre

uma plataforma Sparc 1000). Ou seja, o modelo estocástico possui um tempo de execução aproximadamente 400 vezes maior que o tempo de execução da simulação computacional.

Uma vez que o tempo de execução da simulação computacional chegou a ser maior do que 9 horas para o pior caso aqui analisado (rede 4-ARM-4 com $g=0,9$), o modelo estocástico se tornou inviável. Neste caso, por exemplo, seriam necessários cerca de 150 dias para execução do modelo estocástico. Na verdade, da análise do algoritmo desenvolvido para resolução do modelo D-ARM, acreditamos que o tempo necessário pode ser ainda maior. Desta sorte, não se encontrou motivos para detalhar o modelo D-ARM desenvolvido no presente trabalho.

Os resultados preliminares de desempenho da rede 3-ARM-2 obtidos via modelo estocástico, durante as fases preliminares de determinação do modelo, corroboram com a validação dos resultados obtidos via modelo de simulação. Observou-se que os resultados obtidos pelo modelo estocástico e pelo modelo de simulação não divergem em mais de 1% no caso de uma rede 3-ARM-2.

6.2 Conclusão

A análise comparativa entre as propriedades características e os parâmetros de desempenho das rede D-ARM, ShuffleNet e MSN, nos permitiu avaliar as vantagens e desvantagens da nova topologia. As conclusões relacionadas a seguir refletem os resultados obtidos na análise comparativa das 3 topologias, considerando também o conjunto de possíveis aplicações da rede D-ARM: comutadores de faixa larga, multicomputadores, redes metropolitanas de alta velocidade, redes ópticas WDM multihop e redes fotônicas. Para facilitar a discussão o presente item é organizado segundo o conjunto das propriedades características e dos parâmetros de desempenho estudados.

Diâmetro

O diâmetro representa o maior caminho dentre o conjunto dos menores caminhos de todos os possíveis pares de nós da rede. A rede D-ARM possui o menor diâmetro entre todas as topologias consideradas para redes de até 400 nós (figura 4.8). Para redes maiores é necessário utilizar dimensões maiores (4 ou 5) para que o diâmetro da rede D-ARM seja menor que o diâmetro das redes ShuffleNet e MSN. De qualquer forma, fica claro a superioridade da rede D-ARM sobre as duas outras topologias, uma vez que mesmo em redes extremamente grandes (mais de 10.000 nós) a rede 5-ARM ainda supera as demais redes.

Com seu reduzido diâmetro a rede D-ARM mostra-se como boa opção para aplicações de alta velocidade. Uma vez que o diâmetro representa o valor mínimo do atraso de transferência do maior caminho da rede, é fundamental a utilização de redes de baixo diâmetro em aplicações de alta velocidade. Dado que a rede D-ARM mantém um reduzido diâmetro mesmo quando possui um elevado número de nós, ela se apresenta como uma opção de destaque para aplicações em malhas de comutação de comutadores de faixa larga. ■

Comprimento da bisseção

O comprimento da bisseção representa o número mínimo de enlaces que devem ser removidos para dividir a rede em duas metades com números idênticos de nós. Tang e Padubidri [30] ressaltam que o comprimento da bisseção é um fator crítico para determinar o desempenho de sistemas multicomputadores, uma vez que na resolução da maioria dos problemas científicos uma metade da rede necessita dos dados contidos e/ou computados pela outra metade da rede.

A maior concorrente da rede D-ARM neste quesito é a rede ShuffleNet. Para redes com até 64 nós a rede 4-ARM e 5-ARM superam a rede ShuffleNet. Já para redes maiores (entre 64 e 460) apenas a rede 5-ARM supera a rede ShuffleNet. A vantagem da topologia

D-ARM (ainda que pequena) sobre a topologia ShuffleNet, qualifica a nova topologia como boa opção de escolha para aplicações em sistemas multicomputadores. Alguém poderia argumentar que para redes maiores do que 460 nós não teria sentido a utilização da rede D-ARM, uma vez que a rede ShuffleNet possui um maior comprimento de bisseção. Entretanto, a possibilidade da ocorrência natural de comunidades de dados isoladas em redes maiores, reduz a importância do comprimento da bisseção no desempenho global do sistema. Neste caso, outras variáveis, tais como o diâmetro, podem ter maior peso na escolha final da topologia a ser utilizada. ■

Índice de desvio

O atraso de transferência de uma rede de interconexão está diretamente relacionado com o índice de desvio da rede. O índice de desvio da rede representa o número máximo de saltos adicionados ao atraso de transferência de um pacote por um único desvio de roteamento. Em geral redes de menor índice de desvio tendem a atingir maior vazão e menor atraso de transferência do que redes de maior índice de desvio [3].

As redes MSN e D-ARM, por serem do tipo toroidal, possuem índice de desvio constante e igual a 4. Já na topologia ShuffleNet o índice de desvio é proporcional ao número de nós da rede. Assim, quanto maior a rede, maior a desvantagem da topologia ShuffleNet em relação às duas outras topologias no que se refere ao índice de desvio. Observe que, em redes ShuffleNet com um grande número de nós (>1.000), o elevado índice de desvio reflete negativamente no atraso de transferência da rede enquanto que o comprimento da bisseção reflete positivamente.

Considere, por exemplo, uma rede com 2048 nós: para a rede ShuffleNet tem-se índice de desvio igual a 8 e comprimento da bisseção igual a 1024, já para a rede 5-ARM tem-se índice de desvio igual a 4 e comprimento da bisseção aproximadamente igual a 994. Ou seja,

enquanto o índice de desvio da rede ShuffleNet é 100% maior do que o índice de desvio da rede 5-ARM, o comprimento da bisseção da rede ShuffleNet é apenas 3% maior do que o comprimento da bisseção da rede 5-ARM. Desta sorte, é razoável imaginar que a redução do atraso de transferência provocada pelo maior comprimento da bisseção da rede ShuffleNet não é capaz de compensar o aumento do atraso de transferência provocado pelo maior índice de desvio. Essa constatação corrobora com o argumento de superioridade da rede D-ARM sobre a rede ShuffleNet para aplicações em sistemas multicomputadores.

As redes ópticas, e especialmente as redes fotônicas (ou: *redes totalmente ópticas*) limitam ao máximo a utilização de filas de armazenamento. A fila de armazenamento óptica é de difícil implementação e de alto custo. Além disso, as filas de armazenamento aumentam o atraso de transferência da rede e a complexidade dos algoritmos de roteamento. Uma vez que optamos pela exclusão total da utilização de filas de armazenamento na rede D-ARM é fundamental que o índice de desvio seja pequeno e constante, pois todos os pacotes conflitantes serão imediatamente desviados sem uma segunda chance. A inexistência de filas de armazenamento, o baixo índice de desvio e o reduzido diâmetro fazem da rede D-ARM uma excelente opção para aplicações em redes ópticas WDM e redes fotônicas. ■

Grau de conectividade

O grau de conectividade representa o número de enlaces de entrada e/ou saída conectados a um dado nó da rede. Em geral, quanto maior o grau de conectividade da rede maior é a complexidade do algoritmo de roteamento [3]. As redes ShuffleNet e MSN não são limitadas pelo grau de conectividade, uma vez que este é sempre constante e igual a dois. Entretanto, na rede D-ARM o grau de conectividade é igual a dimensão da rede. Isso faz com que a topologia D-ARM fique limitada a pequenas dimensões (não maiores do que 6) para que o algoritmo de roteamento seja adequado a aplicações de alta velocidade. Não é apenas a

complexidade do algoritmo de roteamento que limita a dimensão da rede D-ARM, mas também a dificuldade da implementação prática da rede D-ARM. Entretanto, mesmo limitada a dimensões não maiores do que 6 a rede D-ARM mostra-se superior as duas outras redes aqui consideradas. ■

Simetria

Segundo a definição do item 3.2.5 uma rede simétrica é aquela que, para qualquer par de nós “a” e “b” da rede, existe sempre um automorfismo do grafo da rede que mapeia “a” e “b” na rede. A propriedade da simetria facilita a modelagem estocástica e a implementação de algoritmos de roteamento locais [30]. Assim como a rede MSN, a rede D-ARM é simétrica apenas quando seu comprimento é par. A falta de simetria completa da rede D-ARM restringe o seu modelamento estocástico mas não dificulta a implementação de algoritmos de roteamento locais, uma vez que a rede é sempre regular. Desta sorte, a não simetria das redes D-ARM de comprimento ímpar não representa grande desvantagem na implementação real da rede de interconexão. ■

Vazão

A vazão de uma rede de interconexão representa a taxa média de chegada de pacotes por unidade de tempo na rede de interconexão, com esta operando em estado estacionário. A vazão é um dos principais parâmetros de desempenho na avaliação das possibilidades de uma rede de interconexão. Uma vazão elevada é fundamental, especialmente nas redes de alta velocidade (MANs e redes ópticas), para garantir o funcionamento satisfatório da rede diante dos mais variados tipos de tráfego.

A análise comparativa entre as redes 3-ARM, ShuffleNet e MSN deixa claro a vantagem da rede 3-ARM sobre as demais (figura 5.5). No pior caso ($g=0,9$) a vazão da rede

3-ARM chega a ser duas vezes maior do que a vazão da rede MSN e ShuffleNet. Além disso, enquanto a vazão das redes MSN e ShuffleNet satura com uma taxa de geração de 0,5 [pck/uts] a taxa de saturação da rede 3-ARM é de 0,9 [pck/uts]. Obviamente, outras redes D-ARM de maior dimensão conseguirão atingir valores de vazão ainda melhores. Isso faz da rede D-ARM uma excelente candidata para todas as aplicações de alta velocidade aqui relacionadas. ■

Atraso de transferência

O atraso de transferência representa o tempo médio entre o instante em que os pacotes entram na rede e o instante em que os pacotes saem da rede. Em geral, redes com menor atraso de transferência conseguem atingir uma maior vazão do que redes com maior atraso de transferência [3]. Em aplicações tais como comutação de faixa larga, multicomputadores, redes ATM e redes fotônicas, a presença de redes de interconexão com atraso de transferência é fundamental para o bom funcionamento do sistema.

A análise comparativa entre as rede 3-ARM, ShuffleNet e MSN mostra a superioridade da rede 3-ARM sobre as demais (figura 5.6). O atraso de transmissão das redes ShuffleNet e MSN chega a ser 63% maior do que o atraso de transferência da rede 3-ARM. Em grandes redes (>1.000 nós) essa diferença tende a ser ainda maior quando se considera redes D-ARM de maior dimensão. Os resultados obtidos da análise comparativa da vazão da rede e do atraso de transferência corroboram com a afirmação anterior de que “redes com menor atraso de transferência conseguem atingir uma maior vazão do que redes com maior atraso de transferência”. ■

A técnica de resolução de conflito preferencial

A busca de novos algoritmos de roteamento é uma constante no desenvolvimento da teoria de redes de interconexão. A nova técnica de resolução de conflito proposta tenta tirar vantagem da característica multidimensional da nova topologia com objetivo de aumentar a vazão da rede. Quando comparada à técnica aleatória, a técnica preferencial é sem dúvida alguma superior, o que justifica de pronto a adoção da segunda em detrimento à primeira. Quando compara-se a técnica direta e a técnica preferencial, observa-se que a diferença de desempenho entre ambas é muito pequena. Entretanto duas razões justificam a escolha da técnica preferencial em detrimento da técnica direta: o tempo de simulação da técnica preferencial é menor (no pior caso chegou a mais de 1 hora de diferença); dos resultados até agora obtidos observa-se uma tendência de que com o aumento da dimensão da rede ocorra um maior aumento do desempenho da técnica preferencial do que do desempenho da técnica direta. ■

Com a análise comparativa das propriedades características e dos parâmetros de desempenho das redes D-ARM, MSN e ShuffleNet, observou-se a grande potencialidade da nova topologia em aplicações de alta velocidade. Acreditamos que a rede D-ARM é uma opção não só viável mas também superior a diversas outras topologias em várias das aplicações aqui consideradas. Encerrando o presente trabalho, apresentamos a seguir algumas sugestões e considerações para possíveis trabalhos futuros que venham a contribuir com o entendimento ainda mais amplo desta nova topologia.

6.3 Trabalhos Futuros

A topologia D-ARM, assim como qualquer outra topologia de rede de interconexão, permite e estimula inúmeras pesquisas abordando os mais diferentes aspectos. Entre as infinitas possibilidades de novos estudos sobre o tema, relacionamos a seguir algumas possibilidades que julgamos, no momento, serem de grande valia para um entendimento mais amplo da nova topologia.

No presente estudo, a topologia D-ARM é definida como uma topologia em malha regular que possui o mesmo comprimento (L) em todas suas dimensões. É possível estender o conceito da rede D-ARM para topologias regulares que admitam diferentes comprimentos em cada dimensão. Isto torna a topologia D-ARM mais modular e facilita a adequação da rede a diferentes aplicações práticas.

O estudo da topologia D-ARM incompleta (sem 1 ou mais nós) é outro interessante tema para ampliar entendimento sobre essa nova topologia. A avaliação das propriedades características e dos parâmetros de desempenho da topologia D-ARM incompleta, possibilita a determinação da tolerância à falha do sistema. É possível assim, visualizar a capacidade que a rede possui de suportar determinados padrões e volumes de tráfego diante de uma situação de falha de 1 ou mais nós da rede.

Finalmente, a possibilidade da utilização de filas de armazenamento posicionadas nos enlaces de saída da rede D-ARM é uma questão que não deve ser totalmente descartada. A investigação do uso de filas é especialmente interessante nas redes de menor dimensão, uma vez que nestas redes o grau de conectividade é menor, possibilitando a implementação de algoritmos suficientemente rápidos mesmo com a utilização de filas. Em princípio, esse estudo ficaria limitado as redes 3-ARM e 4-ARM.

As três sugestões aqui relacionadas são apenas algumas possibilidades para ampliação do entendimento da topologia D-ARM. Com toda certeza, quanto maior for o número de

pesquisas e estudos sobre o assunto maior será o entendimento das vantagens, desvantagens e possibilidades da nova topologia D-ARM. Só então, conheceremos com clareza e abrangência o comportamento da nova topologia definida e de suas possíveis variantes.

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- [1] REED, D.A., GRUNWALD, D.C. The Performance of Multicomputer Interconnection Networks. *IEEE Computer Magazine*, v.20, n.6, p.63-73, June 1987.
- [2] MONTEIRO, J.A.S. *Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga (RDSI-FL)*. In: IX Escola de Computação, 1994, Recife. UFPE-DI: MEIRA, S.L. (ed.).
- [3] BARANSEL, C., DOBOSIEWICZ, W., GBURZYNSKI, P. Routing in Multihop Packet Switching Networks: Gb/s Challenge. *IEEE Network Magazine*, p.38-61, May/June 1995.
- [4] ACAMPORA, A.S. The Scalable Lightwave Network. *IEEE Communications Magazine*, p.36-42, Dec. 1994.
- [5] STEENSTRUP, M. *Routing in Communications Networks*. New Jersey: Prentice Hall, 1995. 399p.
- [6] ACAMPORA, A.S. *An Introduction to Broadband Networks: LANs, MANs, ATM, B-ISDN, and Optical Networks for Integrated Multimedia Telecommunications*. New York: Plenum, 1994. 336p.
- [7] SASDAWI, T.N., AMMAR, M.H., HAKEEM, A.E. *Fundamentals of Telecommunication Networks*. New York: John Wiley & Sons, 1994. 485p.
- [8] CLOSS, C. A Study of Non-Blocking Switching Networks. *Bell System Technical Journal*, v.32, p.406-24, 1953.
- [9] GOKE, L., LIPOVSKI, G. Banyan Networks for Partitioning Multiprocessor Systems. *1st International Symposium on Computer Architectures*, Dec. 1972.
- [10] FENG, T. A Survey of Interconnection Networks. *IEEE Computer Magazine*, p.12-27, Dec. 1981.

- [11] ZARGHAM, M.R. *Computer Architecture: Single and Parallel Systems*. New Jersey: Prentice Hall, 1996. 472p.
- [12] BERTSEKAS, D., GALLAGER R. *Data Networks*. 2 ed. New Jersey: Prentice Hall, 1992. 556p.
- [13] DADDIS Jr., G.E., TORNG, H.C. A Taxonomy of Broadband Integrated Switching Architectures. *IEEE Communication Magazine*, p.32-42, May 1989.
- [14] ROSEN, E.C. The Updating Protocol of ARPANET's New Routing Algorithm. *IEEE Computer Networks*, v.4, p.11-9, Feb. 1980.
- [15] McQUILLAN, J.M., RICHER, I., ROSEN, E.C. The New Routing Algorithm for the ARPANET, *IEEE Transactions on Communications*, v.28, n.5, p.711-9, May 1980.
- [16] TANENBAUM, A.S. *Computer Networks*. 2 ed. New Jersey: Prentice Hall, 1989. 658p.
- [17] BHUYAN, L.N. Interconnection Networks for Parallel and Distributed Processing. *IEEE Computer Magazine*, v.20, n.6, p.9-12, June 1987.
- [18] MAXEMCHUK, N.F. The Manhattan Street Network. *Proceedings of IEEE GLOBECOM '85*, p.255-61, Dec. 1985.
- [19] BORGONOVO, F., CADORIN, E. HR⁴-NET: A Hierarchical Random-Routing Reliable and Reconfigurable Network for Metropolitan Area. *Proceedings of IEEE INFOCOM '87*, p.320-6, Mar./Apr. 1987.
- [20] NEUMAN, P. ATM Technology for Corporate Networks. *IEEE Communications Magazine*, p.90-101, Apr. 1992.
- [21] TURNER, J.S. New Directions in Communications (or Which Way to the Information Age?). *IEEE Communications Magazine*, v.24, n.10, p.8-15, Oct. 1986.
- [22] AHMADI, H., DENZEL, W.E. A Survey of Modern High-Performance Switching Techniques. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v.7, n.7, p.1091-103, Sep. 1989.

- [23] BARAN, P. On Distributed Communication Networks. *IEEE Transactions on Communications*, v.12, n.1, p.1-9, Jan. 1964.
- [24] GREENBERG, A.G., GOODMAN, J. Sharp Approximate Models of Deflection Routing in Mesh Networks. *IEEE Transactions on Communications*, v.41, n.1, p.325-38, Jan. 1993.
- [25] MAXEMCHUK, N.F., Routing in the Manhattan Street Network. *IEEE Transactions on Communications*, v.35, n.5, p.503-12, May 1987.
- [26] SIEGEL, H.J. *Interconnection Networks for Large-Scale Parallel Processing: Theory and Case Studies*. Massachusetts: Lexington Books, 1985. 260p.
- [27] ROBERTAZZI, T.G. Toroidal Networks. *IEEE Communication Magazine*, v.26, n.6, p.45-50, June 1988.
- [28] KUBO, T., YOGUCHI, K. Highway Transfer: A New Forward Technique for Real-Time Applications. *Proceedings of IEEE INFOCOM '90*, p.403-8, 1990.
- [29] SEQUIN, C.H. Doubly Twisted Torus Networks for VLSI Processor Arrays. *Proceedings of 8th Symposium on Computer Architecture*, p.471-480, May 1981.
- [30] TANG, K.W., PADUBIDRI, S.A. Diagonal and Toroidal Mesh Networks. *IEEE Transactions on Computers*, v.43, n.7, p.815-26, July 1994.
- [31] ROOHOLAMINI, R., CHERKASSKY, V., GARVER, M. Finding the Right ATM Switch for the Market. *IEEE Computer Magazine*, p.16-28, Apr. 1994.
- [32] de PRYCKER, M., *Asynchronous Transfer Mode: Solution for Broadband ISDN*. 2 ed. New York: Ellis Horwood, 1995. 331p.
- [33] McDYSAN, D.E., SPOHN, D.L. *ATM Theory and Application*. New York: McGraw-Hill, 1995.

- [34] TOBAGI, F.A., KWOK, T., CHIUSSI, F.M. Architecture, Performance, and Implementation of the Tandem Banyan Fast Packet Switch. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v.9, n.8, p.1173-93, Oct. 1991.
- [35] BASSI, S., *et al.*, Multistage Shuffle Networks with Shortest Path and Deflection Routing for High Performance ATM Switching : The Open-Loop Shuffleout. *IEEE Transactions on Communications*, v.42, n.10, p.2881-9, Oct. 1994.
- [36] DÈCINA, M., GIACOMAZZI, P., PATTAVINA, A. Multistage Shuffle Networks with Shortest Path and Deflection Routing for High Performance ATM Switching : The Closed-Loop Shuffleout. *IEEE Transactions on Communications*, v.42, n.11, p.3034-44, Nov. 1994.
- [37] DÈCINA, M., GIACOMAZZI, P., PATTAVINA, A. Shuffle Interconnection Networks with Deflection Routing for ATM Switching: the Closed-Loop Shuffleout. *Proceedings of IEEE INFOCOM '91*, p.1254-63, Apr. 1991.
- [38] WITTÍE, L.D. Communication Structures for Large Networks of Microcomputers. *IEEE Transactions on Computers*, v.30, n.4, p.264-73, Apr. 1981.
- [39] LOH, P.K.K., *et al.*, How Network Topology Affects Dynamic Load Balancing. *IEEE Parallel & Distributed Technology*, v.4, n.3, p.25-35, Fall 1996.
- [40] REED, D.A., SCHWETMAN, H.D. Cost-Performance Bounds for Multicomputer Networks. *IEEE Transactions on Computers*, v.32, n.1, p.83-95, Jan. 1983.
- [41] RAMASWAMI, R. Multiwavelength Lightwave Networks for Computer Communication. *IEEE Communication Magazine*, v.31, n.2, p.78-88, Feb. 1993.
- [42] CHIDGEY, P.J. Multi-Wavelength Transport Networks. *IEEE Communication Magazine*, p.28-35, Dec. 1994.

- [43] BORGONOVO, F., FRATTA, L., BANNISTER, J.A. Problems of Unslotted Deflection Routing in All-Optical Networks. *Proceedings of the IC³N '93*, p.439-44, San Diego, June 1993.
- [44] BORGONOVO, F., FRATTA, L., BANNISTER, J.A. Unslotted Deflection Routing in All-Optical Networks. *Proceedings of the IEEE GLOBECOM '93*, v.1, p.119-25, Houston, Nov. 1993.
- [45] BHUYAN, L.N., YANG, Q., AGRAWAL, D.P. Performance of Multiprocessor Interconnection Networks. *IEEE Computer Magazine*, v.22, n.2, p.25-37, Feb. 1989.
- [46] GREENBERG, A.G., GOODMAN, J. Sharp Approximate Models of Adaptive Routing in Mesh Networks: preliminary report. In: BOXMA, O.J., COHEN, J.W., TIJMS, H.C.. *Teletraffic Analysis and Computer Performance Evaluation*. North-Holland: Elsevier Science, 1986. p.255-70.
- [47] WILSON, R.J., WATKINS, J.J. *Graphs - An Introductory Approach*: a first course in discrete mathematics. New York: John Wiley & Sons, 1990. 340p.
- [48] BEHZAD, M., CHARTRAND, G., LESNIAK-FOSTER, L. *Graphs & Digraphs*. Boston: Prindle, Weber & Schmidt, 1979. 406p.
- [49] HAMMOND, J.L., O'REILLY, P.J.P. *Performance Analysis of Local Computer Networks*. Reading: Addison-Wesley, 1988 (Reprint). 411p.
- [50] MINOLI, D., VITELLA, M. ATM & Cell Relay Service for Corporate Environments. New York: McGraw-Hill, 1994. 384p.
- [51] KLEINROCK, L. *Queueing Systems*: v.1, Theory. New York: John Wiley & Sons, 1975. 417p.
- [52] CHOUDHURY, A.K., LI, V.O.K. Performance Analysis of Deflection Routing in the Manhattan Street Network. *Proceedings of IEEE International Conference on Communications*, p.1659-65, June 1991.

- [53] FORGHIERI, F., BONONI, A., PRUCNAL, P.R. Analysis and Comparison of Hot-Potato and Single-Buffer Deflection Routing in Very High Bit Rate Optical Mesh Networks. *IEEE Transactions on Communications*, v.43, n.1, p.88-98, Jan. 1995.
- [54] MAXEMCHUCK, N.F. Comparison of Deflection and Store-and-Foward Techniques in the Manhattan Street and Shuffle-Exchange Networks. *Proceedings of IEEE INFOCOM '90*, p.800-9, Apr. 1989.
- [55] AYANOGLU, E. Signal Flow Graphs for Path Enumeration and Deflection Routing Analysis in Multihop Networks. *Proceedings of IEEE GLOBECOM '89*, p.1022-9, Nov. 1989.
- [56] KAROL, M., SHAIKH, S.Z. A Simple Adaptive Routing Scheme for Congestion Control in ShuffleNet Multihop Lightwave Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v.9, n.7, p.1040-51, Sep. 1991.
- [57] KRISHNA, A., HAJEK, B. Performance of Shuffle-Like Switching Networks with Deflection. *Proceedings of IEEE INFOCOM '90*, p.473-80, June 1990.
- [58] LEE, L.L., CENTENO FILHO, A.J. A New Multi-Dimensional Network Architecture Arranged in Alternated Regular Mesh Fashion. *Proc. of IEEE Midwest Symposium on Circuits and Systems*, Ames, Iowa, USA, Aug. 1996.
- [59] MAXEMCHUCK, N.F. Regular Mesh Topologies in Local and Metropolitan Area Networks. *AT&T Technical Journal*, v.64, n.7, p.1659-85, Sep. 1985.
- [60] SOARES, L.F.G. *Modelagem e Simulação Discreta de Sistemas*. Rio de Janeiro: Campus, 1992. 250p.
- [61] GIOZZA, W.F., *et al.*, *Redes Locais de Computadores* (Protocolos de Alto Nível e Avaliação de Desempenho). São Paulo: McGraw-Hill, 1986. 454p.
- [62] KOINUMA, T., MIYAHO, N. ATM in B-ISDN Communication Systems and VLSI Realization. *IEEE Journal on Solid-State Circuits*, v.30, n.4, p.341-7, Apr. 1995.

O presente trabalho é de livre reprodução.

Pede-se, entretanto, a gentileza de comunicar o fato ao autor.

Campinas, 23 de março de 1997

ALBERTO JOSÉ CENTENO FILHO
centeno@decom.fee.unicamp.br