

## INFLUÊNCIA DA POLÍTICA DE SELEÇÃO DE SAÍDA NO DESEMPENHO DE UM ALGORITMO DE ROTEAMENTO ADAPTATIVO

Celso Alberto Saibel Santos  
Universidade Federal do Espírito Santo  
Departamento de Informática  
Caixa Postal 01-9011 CEP 29060-970  
Vitória - ES - Brasil  
Tel:(027)335-2685 Fax:(027)335-2650  
*saibel@inf.ufes.br*

Sérgio Takeo Kofuji, Carlos A.P.S. Martins  
Escola Politécnica da Universidade de São Paulo  
Departamento de Engenharia Eletrônica  
Laboratório de Sistemas Integráveis  
Av. Prof. Luciano Gualberto, tv.3, no.158  
CEP 05508-900 - São Paulo - SP - Brasil  
Tel/Fax: (011) 211-4574  
*kofuji@lsi.usp.br capsm@lsi.usp.br*

### RESUMO

A idéia central deste trabalho é demonstrar que a política de seleção de saída dos canais tem influência direta na latência média de comunicação da rede de interconexão. São apresentados alguns resultados de simulações para um sistema em malha tridimensional com controle de fluxo tipo *wormhole* e variação no número de canais virtuais, utilizando um algoritmo de roteamento adaptativo com variação na política de seleção de saída. Estes resultados são comparados aos obtidos utilizando conhecido algoritmo estático ordenado por dimensões.

### ABSTRACT

The focus of this paper is to show that the channel output selection policy influences closely the communication latency mean of the interconnection network. Some simulations results are presented for a tridimensional mesh and wormhole routing system with variation in the virtual channel number using a adaptive routing algorithm with variation in the output selection policy. That results are compared with the well known dimension ordered static algorithm.

## 1- Introdução

Nas estruturas baseadas no paradigma de passagem de mensagens, a comunicação decorrente da troca de informações entre os diversos nós de processamento é um dos fatores principais de limitação de desempenho nas máquinas atuais. Inicialmente, pensava-se que apenas com a restrição do espaço de atuação dos algoritmos paralelos (com o objetivo de gerar uma perfeita localidade de dados) fosse suficiente para garantir um desempenho adequado para estas estruturas. Tais esforços, entretanto, mostram-se eficientes apenas para problemas específicos, nos quais as características da aplicação são conhecidas a priori.

Neste contexto o roteamento de mensagens em redes de interconexão tem atraído grande interesse nos últimos anos. Diferentes implementações e técnicas de desenvolvimento para algoritmos de roteamento foram apresentadas a fim de solucionar de maneira eficiente o problema da troca de mensagens entre os processadores de uma estrutura paralela [1, 2, 3, 4].

Geralmente, os estudos de desempenho do algoritmo estão baseados no levantamento de curvas relacionando a latência média com a taxa de comunicação exigida pelos nós (taxa de utilização dos canais de entrada ou saída dos nós). Nesse caso, tem-se uma estimativa do tempo gasto por uma mensagem para atravessar a rede para uma determinada carga de comunicação.

Nas redes em que a política *wormhole* é utilizada, esquemas mínimos totalmente adaptativos necessitam de um número mínimo de canais virtuais para assegurar a ausência de travamentos que é dependente do número de dimensões do sistema, aumentando em demasia se esse número tende a crescer [1, 2, 5]. Roteadores parcialmente adaptativos, por sua vez, nem sempre permitem a utilização de todos os caminhos disponíveis entre o par fonte-destino, porém podem resultar em implementações muito mais simples e de comportamento bastante aceitável.

Uma proposta bastante eficiente para o aumento de desempenho para redes (mesmo quando nenhuma adaptatividade está presente) está baseada no uso de múltiplas vias (*lanes*) independentes associadas a cada uma das ligações físicas [6]. A idéia básica é dividir o espaço de armazenagem alocado para cada canal físico em diversos acopladores menores como forma de possibilitar uma melhor utilização dos recursos através da redução do tempo "ocioso" (*idle*) das ligações físicas [6, 7]. A utilização de um esquema de roteamento parcialmente adaptativo aliado ao conceito das "vias virtuais", ao invés de roteadores mais complexos com total adaptatividade, parece ser um caminho promissor na tentativa de melhorar o desempenho de uma estrutura de maneira bastante simples e eficiente.

O algoritmo adaptativo de roteamento utilizado na análise foi proposto em [8] através da metodologia do relaxamento das restrições de roteamento [9], o qual é muito semelhante ao algoritmo *negative-first* [3] utilizando o "modelo das viradas" (*turn model*), sem permitir porém que rotas não-mínimas sejam utilizadas.

O trabalho está dividido em 7 seções. As próximas duas seções tratam das características do sistema estudado e das políticas de seleção de saída utilizadas. As seções 4, 5 e 6 fazem uma análise dos resultados obtidos. A seguir, algumas conclusões finais sobre o assunto são apresentadas.

## 2- Características do Sistema

- a) A política de controle de fluxo utilizada é *wormhole*, a qual consiste em avançar cada *flit* (menor unidade de informação utilizada por um canal) de um pacote assim que ele chega a um nó (*pipelining*) e bloqueia pacotes que não podem prosseguir pois os recursos - canais ou acopladores (*buffers*) - necessitados por eles estão indisponíveis. Esta técnica é bastante atraente porque reduz a latência da mensagem comparada à *store-and-forward* e requer somente poucos buffers por nó. Esta técnica difere basicamente do *virtual cut-through* por não exigir a retirada do pacote da rede (armazenando-o completamente), quando este é bloqueado [10].
- b) A rede de interconexão utilizada nas simulações corresponde a uma malha 3d com 216 nós (6 nós por dimensão), devido principalmente ao tempo gasto em cada simulação, apesar de alguns resultados anteriores também terem sido obtidos com redes de 512 nós [11]. Cada nó possui um elemento de comunicação e outro de processamento, sendo o primeiro responsável pelo roteamento das mensagens. Não existe fila interna para injeção de mensagens nos nós e a mensagem é absorvida tão logo alcance seu destino.
- c) Todos os canais, acopladores dos canais de entrada e dos de saída têm largura de um *flit* (5 bytes). Os processadores geram mensagens de tamanho 16 *flits* (80 bytes) com distribuição Erlang [4]. O intervalo entre mensagens varia segundo uma distribuição exponencial negativa, de acordo com os níveis de tráfego (*vazão* ou *throughput*) desejados. Além disso, todas as operações são consideradas simples o bastante para serem realizadas em um ciclo.
- d) Os canais virtuais são entidades lógicas associadas às ligações físicas, tendo como função distinguir as várias sequências de dados que atravessam um mesmo canal físico [12]. Consistem de um buffer (que no caso em estudo pode reter 1 *flit*) e de uma informação de estado associada. Nas simulações foram utilizados 1, 2, 3 ou 4 canais virtuais por ligação física para cada uma das políticas de seleção de saída estudadas.

- e) O padrão de tráfego utilizado é o uniforme, ou seja, a escolha dos destinos para cada uma das mensagens geradas é feita de maneira aleatória. Obviamente, numa aplicação real, a comunicação entre os processadores não deve resultar numa condição de tráfego tão severa, visto que na distribuição inicial de dados, alguma localidade pode ser conseguida.

### 3-As Políticas de Seleção de Saída Utilizadas

Neste estudo, como discutido anteriormente, apenas os caminhos mínimos permitidos pelas restrições do algoritmo de roteamento são utilizados, apesar da função de roteamento permitir a utilização de rotas não-mínimas [8]. Para a não ocorrência de travamentos, a restrição é que canais positivos não repassem mensagens para os negativos. Assim, dependendo do endereço atual e do endereço de destino de uma mensagem, diferentes caminhos podem ser gerados pelo algoritmo de roteamento. Entretanto, a escolha de qual deles utilizar, pode ter uma influência sensível no desempenho do algoritmo.

Quando um *flit* cabeçalho de uma mensagem chega a um dos acopladores de entrada, cabe ao algoritmo de roteamento determinar um conjunto de possíveis rotas a serem seguidas por ele e pelos *flits* restantes, já que o controle de fluxo é do tipo *wormhole*. A política de seleção de saída é responsável pela indicação de qual destes canais de saída gerados pelo algoritmo deve ser o utilizado pela mensagem. A tentativa do algoritmo de roteamento proposto é distribuir a carga entre os diferentes canais através da simples observação do número de canais virtuais utilizados por ligação. Acredita-se que desta forma a seleção das saídas possa direcionar as mensagens de forma a conseguir uma melhor utilização das ligações e dos canais virtuais, fazendo com que a carga dos mesmos seja sempre que possível equilibrada, resultando em melhor desempenho.

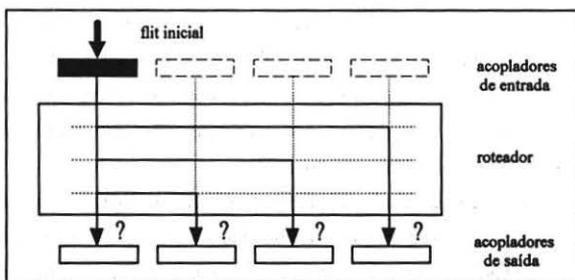


Figura 1 - Esquema da política de seleção de saída. As linhas cheias correspondem aos caminhos permitidos à mensagem pelo algoritmo de roteamento.

nó destino	nó atual	saltos restantes		
4   2   2	2   5   4	2   -3   -2		carga x < carga y tráfego y < tráfego x
menor carga	z   y   x 2   -3   -2	Dinâmico 1	maior adaptatividade	z   y   x 2   -3   -2
aleatória	2   -3   -2	Dinâmico 2	menor carga & maior adaptatividade	2   -3   -2
XYZ	2   -3   -2	Dinâmico 3	tráfego anterior	2   -3   -2
				Dinâmico 4
				Dinâmico 5
				Dinâmico 6

Figura 2 - Caminhos permitidos pelo algoritmo de roteamento e os escolhidos pelas políticas de seleção de saída utilizadas.

No primeiro caso, a seleção do próximo canal a ser utilizado pela mensagem é feita a partir de informações de carregamento da rede (mais precisamente do carregamento dos canais). O canal de saída escolhido será aquele com menor número de canais virtuais utilizados. Caso dois ou mais possuam a mesma carga, a escolha pode ser aleatória, como no caso do algoritmo DINÂMICO 1, ou definida pela maior adaptatividade após o roteamento, dando origem ao algoritmo DINÂMICO 5.

Outra política de seleção estudada é a aleatória, ou seja, os canais gerados pelo roteamento tem a mesma probabilidade de serem escolhidos (DINÂMICO 2). Tal operação tende a uniformizar o tráfego pelos canais utilizados.

O algoritmo denominado DINÂMICO 3, utiliza uma política bastante simples do tipo XYZ, ou seja, dados os caminhos permitidos pelas restrições, as mensagens são roteadas seguindo a prioridade das dimensões. Essa seleção de saída foi adotada no algoritmo *Negative-first* [3], o qual buscava um canal livre pela ordem crescente das dimensões, ou seja, se as dimensões x, y ou z forem permitidas para o roteamento da mensagem, primeiro tenta-se enviar a mensagem para a dimensão x, para a y e para a z.

Numa outra implementação, a determinação da prioridade de escolha dos canais de saída é fixada a partir da máxima adaptatividade proporcionada à mensagem após o roteamento. Assim, o canal pertencente à dimensão que possui maior número de passos (*hops*) a serem percorridos até o nó destino deve ser sempre escolhida, a não ser que esteja ocupada (algoritmo DINÂMICO 4).

A última proposta (DINÂMICO 6) é escolher o caminho a partir de informações anteriores de tráfegos e não apenas instantâneas como no caso do número de canais virtuais utilizados. Nesse caso, um intervalo de observação é definido e, o número de mensagens que atravessou determinado canal é armazenado. A prioridade de seleção é dada para o canal que tenha recebido o maior número de *flits* de finalização no intervalo de tempo considerado. Isso equivale a dizer que um maior número de mensagens atravessou esse canal durante este intervalo, e que estas mensagens podem ter

encontrado um menor número de conflitos nos canais posteriores. Um problema neste caso, é determinar o melhor intervalo de amostragem a ser utilizado.

Os resultados das simulações para as diferentes políticas foram comparados com o conhecido algoritmo determinístico das dimensões ordenadas (no qual as dimensões são percorridas numa única sequência definida), os quais são apresentados a seguir.

#### 4- O algoritmo adaptativo x algoritmo dimensões ordenadas

As simulações sob tráfego uniforme mostraram que o algoritmo de roteamento estático ordenado por dimensões apresenta uma curva de desempenho da latência superior ao algoritmo adaptativo proposto (Figura 3). Entre as razões para esse resultado está um possível desbalanceamento do tráfego provocado pela imposição do algoritmo adaptativo de que as mensagens devem percorrer as dimensões negativas (dimensões onde a coordenada do nó origem é maior que a do nó destino) antes das positivas. Com isso, existe uma concentração excessiva e desnecessária sobre estes canais negativos com conseqüente queda de desempenho, pois com o escolha aleatória de endereços, certamente as mensagens percorrem na maioria das vezes dimensões no sentido negativo antes de alcançarem seus destinos. Este efeito torna-se ainda mais claro se for observada a distribuição da latência média nos diferentes nós da rede, e lembrando-se que a latência média é calculada como a média aritmética das latências das mensagens que chegam ao nó durante o intervalo de simulação. Os nós de coordenadas baixas, ou seja, próximos da origem (0,0,0) possuem latência média muito superiores aos nós de coordenadas mais altas, pois para atingirem os destinos próximos à origem, as mensagens necessariamente devem atravessar os canais negativos mais congestionados, enquanto que as direcionadas às coordenadas mais altas, utilizam na maior parte do percurso os canais positivos com total adaptatividade. A tabela 1 a seguir mostra valores comparativos de latência para alguns nós da rede:

Coordenadas do nó	Latência média	Mensagens recebidas
0,0,0	132	297
0,0,1	121	287
0,0,3	115	299
0,4,1	114	257
4,4,5	32	282
5,5,4	31	279
4,5,5	29	301
5,5,5	29	334

Tabela 1 - Valores de latência média e número de mensagens recebidas para alguns nós da rede com o algoritmo adaptativo. A latência média calculada para toda rede foi de aproximadamente 78 ciclos para uma utilização dos canais de entrada de 32,3%.

Com o uso da interface gráfica proposta em [13] podem ser visualizados dados referentes à quantidade de *flits* injetados (ou recebidos) pelo nó durante a simulação, dando uma boa amostra da distribuição do tráfego na estrutura e dos nós "prejudicados" (ou favorecidos) pela forma de roteamento.

#### **5-A influência das políticas de seleção de saída no desempenho**

A influência direta da política de seleção de saída no comportamento da rede sob o algoritmo de roteamento adaptativo proposto pode ser comprovada pelas curvas de desempenho mostradas a seguir (Figuras 3 a 6). As políticas que buscam uniformizar o tráfego pelos canais (1, 2 e 5) através da observação das condições instantâneas ou pela utilização da aleatoriedade apresentam latências muito inferiores para um mesmo nível de carga que baseadas em regras determinísticas de decisão (3 e 4). Isto se deve a uma melhor utilização da banda de passagem dos canais, principalmente quando canais virtuais são implementados. Com isso, um maior número de mensagens pode ser manipulado pela rede, mantendo a latência em níveis aceitáveis.

A idéia principal da política da máxima adaptatividade era deixar a mensagem com o máximo de rotas alternativas após cada roteamento nos diversos nós intermediários, de forma que possíveis congestionamentos fossem mais facilmente evitados pelo maior número de caminhos disponíveis. Entretanto, as simulações demonstraram que a curva de latência para esta política de saída saturava-se com uma intensidade de tráfego ainda menor do que as que buscavam a uniformização do tráfego, apesar de apresentar o melhor desempenho entre as seleções determinísticas implementadas. Vale lembrar que um sistema com um maior número de dimensões tende a ser mais beneficiado com esta política, já que o número máximo de caminhos permitidos a partir de um nó (que corresponde ao número de dimensões do sistema) passa a ser maior. Além disso, a imposição de que as mensagens devem atravessar primeiro as dimensões negativas contribui para reduzir o número de rotas alternativas geradas pelo algoritmo para uma situação de tráfego aleatório. Isto ocorre pelo fato de que máxima adaptatividade só é alcançada quando todas as dimensões têm de ser percorridas num mesmo sentido para que a mensagem alcance seu destino, ou seja, todos os canais percorridos devem ter o mesmo sinal. Dada uma escolha aleatória dos destinos das mensagens, é fácil perceber que tal situação (máxima adaptatividade) ocorre em um pequeno número de casos, restringindo assim as possíveis vantagens desta forma de seleção de saída.

Na política denominada XYZ, ou com prioridade para a dimensão mais baixa, buscava-se manter a mensagem seguindo o algoritmo ordenado por dimensões enquanto fosse possível. Desta forma, a mensagem só trocava uma dimensão mais baixa antes

percorrê-la totalmente<sup>1</sup> por outra mais alta, se as condições de tráfego exigissem, ou seja, se o próximo canal a ser percorrido na dimensão mais baixa estivesse ocupado. Assim, o objetivo era utilizar a adaptatividade proporcionada pelo algoritmo somente quando necessário, mantendo um roteamento ordenado por dimensões, caso contrário. Os resultados obtidos porém, demonstraram que esta política gerou o pior desempenho final entre todas as estudadas, apesar de mostrar-se ligeiramente beneficiada com a inclusão dos canais virtuais. Mais uma vez, o principal componente para o aumento da latência foi a concentração de tráfego nos canais negativos no início do roteamento das mensagens.

A política baseada na observação do tráfego anterior, a qual decide pelo canal de saída em que o tráfego flui de maneira mais rápida num determinado intervalo de observação (através da comparação do número de *flits* de finalização recebidos pelo canal) também não apresentou resultados satisfatórios neste estudo. A tentativa neste caso não era a de dividir igualmente a carga entre os canais, mas de encontrar o canal permitido pelas restrições que proporcionasse o menor número de colisões nos nós posteriores. Tal seleção era baseada na observação do número de *flits* de finalização que atravessaram o canal no intervalo considerado, acreditando-se que esta seria a rota de menor latência. Entretanto, como mostraram os resultados, esta escolha não foi eficiente resultando num desempenho muito ruim (o intervalo de simulação mostrou ter influência direta no desempenho deste algoritmo, podendo ser uma das explicações para os maus resultados. Neste caso, o intervalo considerado foi de 5 vezes a latência mínima da rede [13]).

As políticas de seleção baseadas na divisão equilibrada de carga nos canais de saída foram superiores em todos os casos estudados, mostrando que não só a adaptatividade de um algoritmo é responsável por uma melhoria de desempenho, mas principalmente a forma como são utilizados os recursos (ligações e canais virtuais). Pode-se concluir então, que o melhor desempenho ocorre quando existe um perfeito balanceamento de carga entre os canais que compõe a rede de interconexão. Apesar das curvas de desempenho extremamente próximas, deve-se notar que a implementação de um gerador confiável de valores aleatórios é muito mais custosa do que um sistema observação e comparação de valores de carga dos acopladores dos canais. Além disso, a diferença entre os valores de latência média dos nós (como discutido anteriormente) tende a ser ainda maior para a política aleatória, como mostra a Tabela 2 a seguir.

---

<sup>1</sup> Percorrer totalmente uma dimensão é o mesmo que reduzir a zero a distância entre a mensagem e o nó destino nessa dimensão.

Seleção pela menor carga			Seleção aleatória		
Latência média	Nó	Mens. recebidas	Latência média	Nó	Mens. recebidas
169 %	0,0,0	297	199 %	0,0,1	314
158 %	0,0,4	265	164 %	0,0,0	313
155 %	0,0,1	287	153 %	0,1,0	294
147 %	0,0,3	299	153 %	0,0,4	327
41 %	4,4,5	282	46 %	4,4,5	274
39 %	5,5,4	279	42 %	5,5,4	282
38 %	4,5,5	301	39 %	4,5,5	271
37 %	5,5,5	334	39 %	5,5,5	302

Tabela 2 - Valores percentuais de latência em relação à média e número de mensagens recebidas para alguns nós da rede com o algoritmo adaptativo para as políticas aleatória e baseada na carga dos canais.

A utilização da política de seleção baseada na carga e máxima adaptatividade visava aproveitar as características de adaptatividade do algoritmo aliada a uma divisão suficientemente justa da carga entre os canais, eliminando ainda a necessidade de implementar uma geração de números aleatórios numa situação de igualdade de carga entre os canais observados. Como pode ser observado nos gráficos a seguir, esta variação na política de seleção de saída resultou num desempenho levemente superior (um a dois ciclos no máximo) às duas anteriormente discutidas quando canais virtuais não foram usados. Quando o número de canais virtuais aumenta, ambas as alternativas passam a ter desempenho praticamente idêntico.

Concluindo, uma divisão equilibrada de carga entre os canais é fundamental para que a rede de interconexão tenha um desempenho próximo do permitido por suas limitações físicas. A política de seleção de saída utilizada contribui decisivamente para este objetivo como discutido anteriormente. Esquemas que procuram utilizar de maneira equilibrada os canais, seja pelo uso da aleatoriedade, seja pela observação das condições instantâneas de carga, resultam em desempenhos muito superiores aos que têm decisões fixas e independentes da situação da rede. Além disso, se forem levados em conta a simplicidade de implementação, o esquemas propostos (baseados no número de canais virtuais utilizados) passam a levar vantagem por não exigirem a utilização de uma fonte geradora de valores aleatórios, baseando suas escolhas finais apenas em comparações.

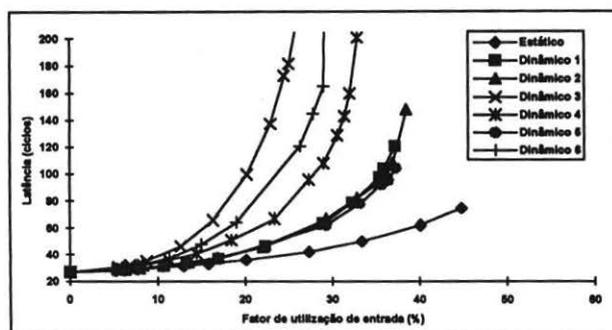


Figura 3 - Curva de latência em função do fator de utilização dos canais de entrada da rede para os seis algoritmos estudados sob tráfego uniforme sem canais virtuais.

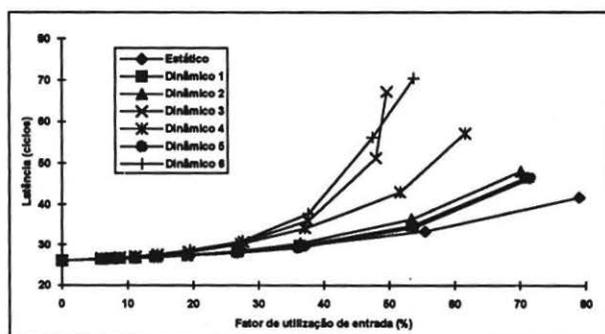


Figura 4 - Curva de latência em função do fator de utilização dos canais de entrada da rede para os seis algoritmos estudados sob tráfego uniforme utilizando 2 canais virtuais.

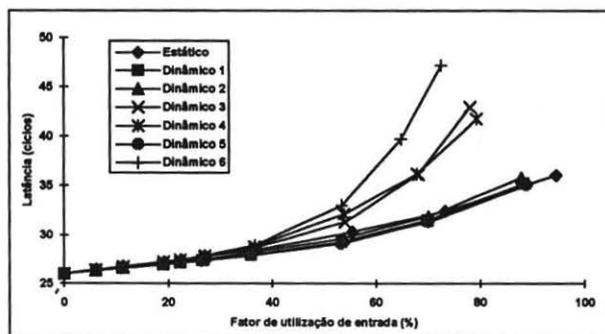


Figura 5 - Curva de latência em função do fator de utilização dos canais de entrada da rede para os seis algoritmos estudados sob tráfego uniforme utilizando 3 canais virtuais.

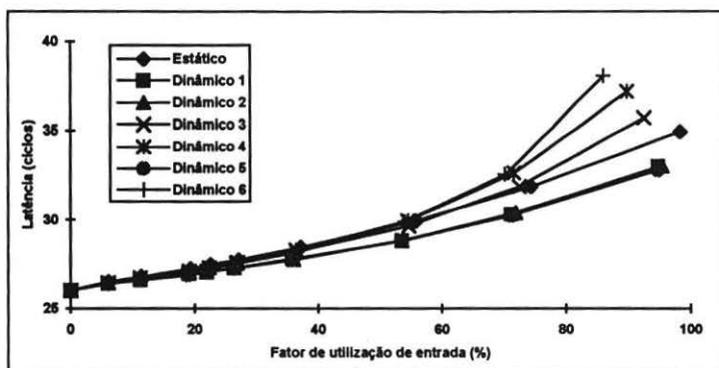


Figura 6 - Curva de latência em função do fator de utilização dos canais de entrada da rede para os seis algoritmos estudados sob tráfego uniforme utilizando 4 canais virtuais.

### 6-Variação da latência com inclusão dos canais virtuais

Como discutido anteriormente, os canais virtuais deixaram de ter a função única de auxiliar o desenvolvimento de algoritmos livres-de-travamento, tornando-se ferramentas simples de aumento de desempenho das redes de interconexão [6,7]. Obviamente, existe um compromisso entre o número de canais virtuais e a complexidade final do sistema, a qual é traduzida diretamente como um maior atraso nas estruturas de chaveamento atravessadas pelas mensagens durante seus percursos pela rede.

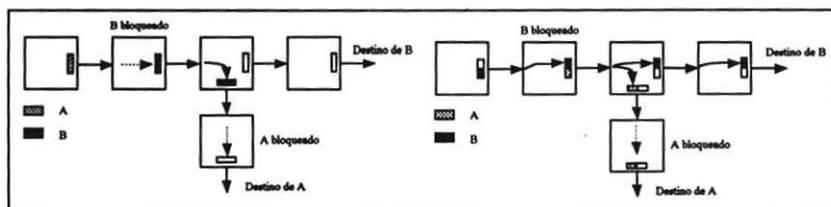


Figura 7 - Aumento da vazão com canais virtuais: à esquerda sem a utilização dos canais virtuais, e à direita com sua utilização.

Em todos os casos estudados, a inclusão dos canais virtuais melhora sensivelmente o desempenho da rede. Os resultados estão plenamente de acordo com estudos anteriores de que a organização do acopladores associados a cada canal sob a forma de canais ou vias virtuais ao invés de uma simples fila do tipo FIFO resultam num melhor desempenho [6]. Tal comportamento é resultado do desacoplamento da alocação dos canais virtuais para os pacotes da alocação da banda física dos canais para os *flits*. Em outras palavras, um pacote bloqueado em um dos acopladores de entrada (canais

virtuais) não necessariamente tem a posse do canal, permitindo assim que outros pacotes pertencentes a vias virtuais diferentes ultrapassem os *flits* bloqueados e utilizem este mesmo canal.

Mesmo as políticas de seleção de saída que não tinham um desempenho satisfatório (Dinâmicos 3, 4 e 6), tiveram uma redução considerável da latência para uma mesma utilização dos canais quando o número de canais virtuais aumentou. As que procuraram balancear o tráfego entre os canais baseando-se em condições instantâneas (Dinâmicos 1, 2 e 5), continuaram com desempenho superior, pois esta divisão aparentemente justa de carga resulta numa utilização mais eficiente da banda de passagem dos canais e conseqüentemente, menor latência para uma mesma vazão.

Deve ser observado também, que o ganho proporcionado pela inclusão de canais virtuais não é constante, ou seja, existe um limite a partir do qual um aumento no número de canais não é traduzido como melhoria de desempenho. No sistema em estudo, o ganho com a inclusão do quarto canal virtual quase não é perceptível em todos os casos.

## 7- Conclusões

A análise comparativa dos algoritmos estático e adaptativo demonstrou que para um padrão uniforme de tráfego, o algoritmo ordenado por dimensões têm desempenho superior, devido à concentração de tráfego nos canais negativos gerado pelas restrições do algoritmo adaptativo. Entretanto, para outros padrões de tráfego não abordados neste trabalho, a técnica adaptativa mostra-se superior [13].

As simulações com diferentes políticas de seleção de saída demonstraram que os esquemas que procuram utilizar de maneira equilibrada os canais proporcionam um desempenho muito superior aos que têm decisões fixas e independentes da situação da rede. Além disso, foi demonstrado de maneira objetiva a influência das políticas de seleção no desempenho final do algoritmo, um assunto ainda não havia sido diretamente abordado por trabalhos anteriores relacionados ao tema roteamento.

Com relação aos canais virtuais, sua utilização tende a melhorar o desempenho em todos os casos analisados, mesmo as variações do algoritmo adaptativo que resultavam num comportamento muito ruim. Isso reforça a idéia de que estas entidades permitem um razoável ganho de desempenho com um pequeno custo de implementação [6].

**Bibliografia**

- [1] Berman, P. et al. Adaptive deadlock- and livelock-free routing with all minimal paths in torus networks. In: Symposium on Parallel Algorithms and Architectures, 4., Madison, 1992. **Proceedings**. New York, ACM, 1992, p.3-12.
- [2] Boppana, R.V.; Chalasani, S. A comparison of *wormhole* routing algorithms based on adaptivity. **Computer Architecture News**, v.21, n.2, p.351-60, May 1993. Dally,
- [3] Glass, C.J.; Ni, L.M. The turn model for adaptative routing. **Computer Architecture News**, v.20, n.2, p.278-87, May 1992.
- [4] Ngai, J. **A framework for adaptive routing in multicomputers networks**. Pasadena, 1989. 169p. (Phd)Thesis - Computer Science Department, California Institute of Technology. (Caltech-CS-TR-89-09).
- [5] Linder, D.H.; Harden, J.C. An adaptive and fault-tolerant *wormhole* routing strategy for k-ary n-cubes. **IEEE Transactions on Computers**, v.40, n.1, p.2-12, Jan. 1991.
- [6] Dally, W.J. Virtual-channel flow control. **IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems**, v.3, n.2, p.194-205, Mar. 1992.
- [7] Gaughan, P.T.; Yalamanchili; S. Adaptive routing protocols for hypercube interconnection networks. **IEEE Computer**, v.26, n.5, p.12-23, May 1993.
- [8] Santos, C.A.S. et al. Um algoritmo de roteamento adaptativo em estruturas mesh n-dimensionais. In: Simpósio Brasileiro de Arquiteturas de Computadores / Processamento de Alto Desempenho, 5., Florianópolis, 1993. **Anais**. Florianópolis, UFSC, 1993. v.1, p.49-58.
- [9] Li, Q. Minimum deadlock-free message routing restrictions in binary hypercubes. **Journal of Parallel and Distributed Computing**, n.15, p.153-9, 1992.
- [10] Dally, W.J. Deadlock-free message routing in multiprocessor interconnection networks. **IEEE Transactions on Computers**, v.36, n.5, p.547-53, May 1987.
- [11] Santos, C.A.S. et al. Análise de desempenho de um algoritmo de roteamento adaptativo em malhas 3d sob diversos padrões de tráfego. In: Simpósio Brasileiro de Arquiteturas de Computadores / Processamento de Alto Desempenho, 6., Caxambu, 1994. **Anais**. Belo Horizonte, UFMG, 1994. p.273-86.
- [12] Reed, D.A.; Fujimoto, R.M. **Multicomputer networks: message-based parallel processing**. Cambridge, The MIT Press, 1987. (Scientific Computation Series).
- [13] Santos, C.A.S. **Um algoritmo de roteamento adaptativo em malhas tridimensionais**. São Paulo, 1994. 101p. Dissertação (Mestrado) - Escola Politécnica, Universidade de São Paulo.