

Simulando um Protocolo da Camada de Rede que Suporta a Comunicação Móvel

Roberto Wagner da Silva Rodrigues

Coordenação de Telecomunicações
ETFCE / UFPE
Fortaleza, CE / Recife, PE
E-mail: rwsr@di.ufpe.br

Adriano Augusto de Souza

Departamento de Informática
ETFPb / UFPE
João Pessoa, PB / Recife, PE
E-mail: aas@di.ufpe.br

José Augusto Suruagy Monteiro

Departamento de Informática
Universidade Federal de Pernambuco
Recife, PE
E-mail: suruagy@di.ufpe.br

Resumo

Este artigo analisa, na camada de rede, um protocolo que suporte à comunicação móvel através da definição de um modelo e implementação de um programa de simulação conforme esse modelo. Será estudado o comportamento do protocolo quanto ao atraso provocado em relação aos pacotes de dados em função da variação de frequência de envio dos pacotes de controle que ele gera. Para uma dada configuração de rede, serão apresentados gráficos para verificar qual é o intervalo em que essa frequência é ótima.

Abstract

This paper analyses a mobile communication protocol through the definition of a representative model and implements a simulation program from this model. The behaviour of the protocol will be verified as to the delay of data packets based on the sending frequency variation of control packets generated by the protocol. Graphics will be generated to verify which is the range of the best frequency for a given network configuration.

1 Introdução

As redes de computadores com suporte à comunicação móvel são objetos de estudo crescente nos meios de pesquisa. Este tipo de rede tem despertado interesse por proporcionar grande flexibilidade na disposição física dos equipamentos, bem como de sua mobilidade. É possível conectar e desconectar um *host*¹ sem que para isso se façam grandes esforços para sua instalação. Além disso, possibilita a instalação de sistemas de comunicação onde a mobilidade das estações é essencial, como por exemplo em áreas de difícil acesso ou locais onde os dutos para cabeação estão saturados. Porém, associado a essas vantagens, existe um bom número de situações a serem resolvidas. Diversos fatores naturais provocam interferências. Fenômenos, tais como múltiplos caminhos e atenuação de sinal [2], [12], ocorrem com frequência, além de interferências de campos eletromagnéticos de serviços de radiodifusão já existentes. Atualmente o custo e a complexidade ainda é bem menor em equipamentos cabeados do que nos sem fio.

Embora as Redes de comunicação móvel sejam semelhantes às redes cabeadas, para o protocolo IP (*Internet Protocol*), utilizado convencionalmente no ambiente Internet, é necessária uma adaptação que suporte essa mobilidade, já que a forma de endereçamento é função da **localização** do *host* [7]. O principal incremento é a agregação de uma nova extensão ao IP, provendo-o da capacidade de localizar equipamentos que mudam de posição. Várias propostas que tratam da reformulação do IP para suportar comunicação móvel foram analisadas em [1].²

Baseamos nossa escolha tendo como critério principal a existência de um protocolo que já estivesse submetido para padronização. Dentre os protocolos selecionados, foi escolhido um que pudesse ser executado sem necessidade de *upgrading* total da versão atual do IP, produzindo pouco impacto na sua implementação. Finalmente, o protocolo deveria ter resultados reais obtidos por medição ou cálculos analíticos com o qual os resultados da simulação pudessem ser comparados para fins de verificação do modelo e validação dos resultados. Finalmente, o protocolo deveria ser executado sem necessidade de *upgrading* total da atual versão do IP, produzindo pouco impacto na sua implementação. O protocolo VIP (*Virtual Internet Protocol*), conforme descrito em [6], [9] e [5] atende a esses requisitos. O desenvolvimento do trabalho foi realizado com base em publicação mais recente da proposta, de acordo com [5].

Para o trabalho com simulação é importante ter como base um modelo representativo do que se quer simular. Um modelo foi definido a fim de representar o comportamento do protocolo. Algumas sequências importantes são realizadas, tais como definidas em [8], para garantir a correta interpretação dos resultados. O modelo utilizado está em conformidade com as principais convenções usualmente adotadas [4], [10]. Utilizamos aqui o método de modelagem de filas para obtermos o melhor tempo de geração dos pacotes de atualização de endereços dos *hosts* móveis. Algumas abordagens de obtenção desse tempo, como a descrita em [13], onde tal tempo é função do percentual de pacotes perdidos num dado tempo médio de *hand-off*³, poderiam ser utilizadas. Entretanto, optamos por obter

¹Toda e qualquer estação na rede.

²As propostas analisadas nesse artigo foram: Sony ou VIP (Teraoka), Columbia University (Ioannidis), IBM I e IBM II (Perkins)

³intervalo de tempo que o pacote migra de uma célula para outra num sistema de comunicação móvel celular

esse tempo como função do atraso médio dos pacotes de dados numa dada configuração pois o VIP trabalha na camada de rede do modelo OSI (*Open Systems Interconnection*), onde uma das funções básicas é o roteamento de pacotes.

A figura 1 mostra um cenário típico para ambientes de redes de computadores móveis.

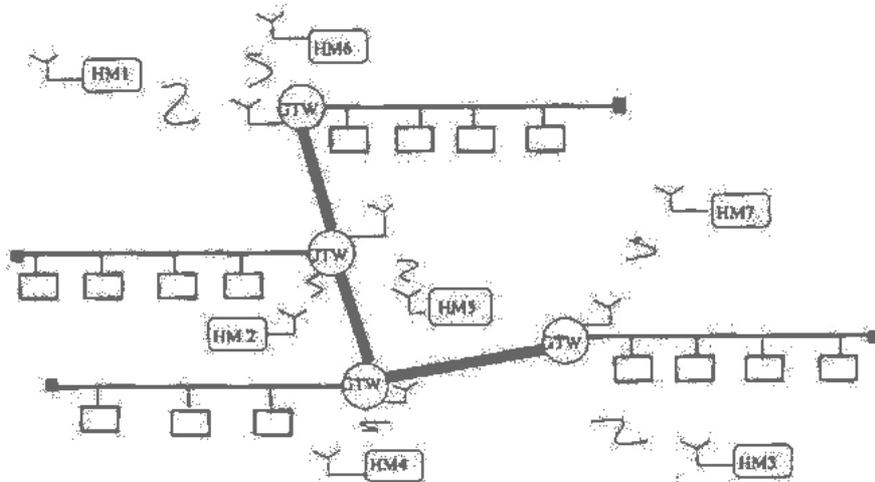


Figura 1: Um cenário de redes de computadores móveis

onde se considera apenas o fluxo dos pacotes que circulam na subrede de comunicação. Nesta subrede, composta principalmente por *gateways* que interconectam LANs, circulam pacotes de controle e de dados do protocolo de comunicação. Esse cenário é bastante comum em locais como universidades, prédios públicos ou edifícios comerciais, sendo portanto considerada nesse artigo.

É importante destacar alguns aspectos desse protocolo. Primeiro, ele serve como suporte à comunicação móvel e trabalha como um protocolo de uso geral, sendo portanto, aplicável à qualquer ambiente, tendo ou não o IP. Segundo, conforme [6], o VIP foi formulado para trabalhar na camada de rede, provendo melhor transparência para a camada de transporte. Sob o ponto de vista da simulação isto traz várias implicações. Uma delas é o fato do roteamento passar a ser uma questão essencial, pois o melhor caminho é que o traz menos retardo para os pacotes. Uma outra, é o fato da configuração (topologia) passar também a ser fator relevante, já que o fluxo dos pacotes também é função da forma como estão interconectados os elementos da rede.

Este artigo está organizado da seguinte forma: inicialmente, na seção 2 é feita uma descrição do protocolo VIP, tanto no que diz respeito à sua funcionalidade como na estruturação dos dados que ele manipula. Na seção 3, um modelo para o protocolo é apresentado espelhando o seu comportamento. Em seguida, os parâmetros para simulação são apresentados e discutidos. O artigo segue com uma descrição dos módulos de simulação, roteamento e interface desenvolvidos para o VIP (seção 4). Mostraremos que essa implementação pode comportar outros protocolos a serem simulados. Finalmente apresentamos os resultados obtidos e apresentamos os trabalhos futuros (seções 5 e 6).

2 Descrição do Protocolo

2.1 Técnicas Básicas

O VIP (*Virtual Internet Protocol*) é um protocolo proposto para utilização de equipamentos móveis dentro de uma rede que utilize endereçamento IP, de tal forma que um *host* possa migrar de um ponto a outro da rede de forma transparente. O protocolo baseia-se em duas técnicas de manipulação e controle de dados em computadores.

A primeira é conhecida como *endereçamento virtual*⁴. Neste esquema, cada programa tem seu próprio espaço de endereçamento, mas ao ser carregado, ocorre um mapeamento para a zona de memória real disponível. Analogamente, é definido para qualquer nó de uma subrede, um endereço único chamado de **endereço virtual** ou **lógico**, que não se modifica em nenhuma hipótese. Este endereço apenas identifica o nó, ao contrário do endereço IP que determina a sua localização, significando que se um *host* muda de subrede, é necessário também mudar o endereçamento IP. Assim, este tipo de endereçamento se torna impróprio para trabalhar com computadores móveis, pois não dá a transparência que a camada de transporte precisa no momento em que o *host* migra para outro ponto da rede.

A segunda técnica, é conhecida como *método de propagação de cache*. Cada roteador ou *host* da rede possui uma tabela, em cujas entradas são registrados dados que permitem a localização correta do *host* que se moveu. Essa tabela tem que ser atualizada a cada deslocamento, propagando a atualização mais recente realizada pelo *host*. Caso a entrada na tabela não seja a mais recente, ela terá que ser invalidada para que outros pacotes não sigam pelo caminho errado. As entradas da tabela (AMTs - *Address Mapping Table*) são manipuladas por pacotes de controle (CAMT - *Control Address Mapping Table*), que permitem manter registrados corretamente a localização exata do *host* móvel. Os pacotes de dados (PD) circulam na rede em função do controle exercido pelo CAMT. Ambas as técnicas são detalhadas em [5].

Na figura 2, são mostrados os campos que compõem os pacotes de controle e de dados. Alguns campos são auto-explicativos e outros merecem algumas considerações. O campo *holding time*, por exemplo, indica o último tempo registrado no pacote para a entrada AMT mais recentemente visitada, desde a sua criação ou última atualização. Se o próximo tempo encontrado na próxima AMT visitada for diferente ou não existir, essa entrada deverá ser atualizada ou criada, respectivamente para os dois casos, pelo pacote de dados. Assim, é possível ao chegar um novo pacote, saber se aquela entrada é obsoleta ou não. O campo *Resolving System IP Address* corresponde a um endereço físico do roteador que faz a conversão para o pacote que chega. Os campos "target" dentro dos pacotes de controle de dados (CAMT e INVAMT - *Invalidate Address Mapping Table*) indicam todos os valores da entrada AMT da máquina de destino que deverão ser atualizados para identificação do *host* de destino.

⁴Todo e qualquer serviço da rede que manipule endereços virtuais estará dentro do que chamaremos de rede Virtual ou VN (*Virtual Network*). Tudo que disser respeito ao endereço IP, estará relacionado com a rede física ou PN (*Physical Network*).

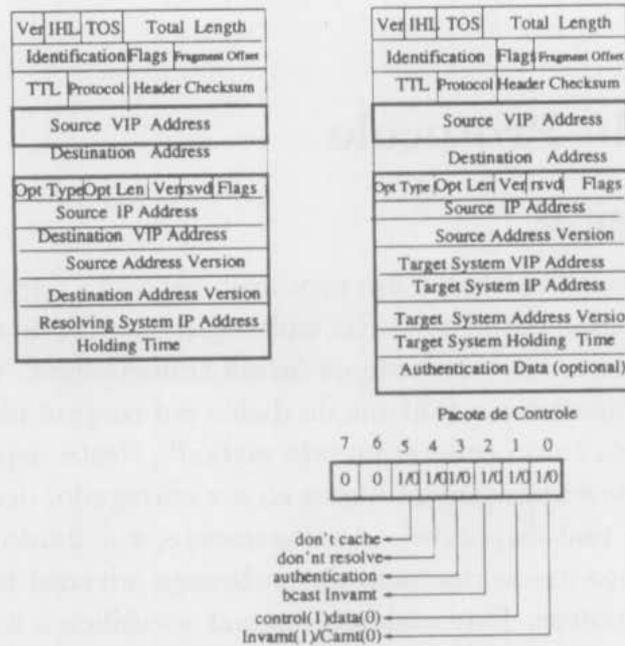


Figura 2: Formato de pacotes de dados e de controle

2.2 Fluxo de Pacotes

A idéia do fluxo de pacotes é mostrar em quais situações há necessidade de decisão sobre o seu roteamento, bem como, da forma como a conversão de endereço VN em PN será resolvida. A sequência descrita abaixo mostra como ocorre a dinâmica desse fluxo de pacotes pela subrede.

- Na transmissão, quando um *host* se move e envia um pacote CAMT para sua subrede originária. Um outro CAMT é enviado para a subrede onde ele estava previamente conectado, caso esta subrede não seja a de origem. Como resultado, tanto a subrede anterior quando a de origem terão a entrada AMT mais recente até haver um *timeout*. É assim que esta subrede se transforma num *proxy* temporário⁵. A ação do protocolo é fazer com que o endereço seja resolvido. O pacote que estava indo para a rede originária do *host* de destino é redirecionado para o *proxy* temporário do *host*. Quando o pacote chega ao *proxy subrede anterior*, o endereço é resolvido, uma vez que já está lá a entrada mais recente para aquele *host*. O pacote é então enviado para a sua localização correta. Logo que o *host* destino recebe o pacote, a sua entrada AMT correspondente é atualizada.
- Na retransmissão, quando o pacote chega aos roteadores, várias situações podem ocorrer e cada caso será considerado a seguir:

⁵O conceito de *proxy* temporário é implementado para resolver uma situação em que o pacote chegou até a rede originária e, é possível que as entradas na subrede originária do *host* sejam obsoletas. Neste caso, um outro CAMT é enviado para a subrede onde o *host* móvel estava previamente. Esta subrede possuirá também uma entrada AMT mais recente até ocorrer um *timeout*. O objetivo é então possibilitar a subrede anterior direcionar corretamente o pacote, mesmo que o *host* não esteja mais lá.

- Existe a entrada AMT:
Neste caso, o *host* fonte possui a entrada AMT e portanto, pode enviar o pacote pela melhor rota calculada ou pré-definida na camada de rede. O endereço simplesmente é resolvido antes que o pacote seja enviado.
- Não existe a entrada AMT:
Neste caso, suponha que o *host* fonte não possui a entrada AMT para o *host* destino. Assim, a única alternativa é considerar que o endereço virtual *VN* e o endereço real *PN* são os mesmos. O pacote é então encaminhado à subrede originária do *host* destino. Se qualquer roteador no caminho do pacote (normalmente roteadores secundários) contém entradas recentes, o endereço será resolvido (senão, o pacote chegará a subrede originária do *host* destino, que é o próximo caso) e redirecionado para a subrede onde o *host* destino realmente está. O *host* fonte receberá um CAMT atualizando sua tabela. O envio do próximo pacote já será resolvido imediatamente e o *host* fonte receberá um CAMT atualizando sua tabela.
- O pacote chega à subrede originária:
Neste caso, o pacote circulou até a subrede originária do *host* de destino e são os roteadores primários que receberão por último o pacote. Apenas eles resolverão o endereço e o pacote será encaminhado para o *host* de destino.
- Roteadores contêm entradas obsoletas:
Uma entrada válida ou inválida poderá representar um mapeamento obsoleto para o *host* de destino, o qual poderia ser causado por uma entrada AMT obsoleta em outra máquina. Quando um *host* ou roteador detecta um mapeamento obsoleto no pacote, ele transmite um INVAMT ao endereço do resolvedor indicado pelo campo do pacote.

É importante explicitar como o protocolo se comporta quando dentro de uma ou mais subredes, existem *hosts* e/ou *gateways* que não trabalham com *VN*. A questão da compatibilidade torna-se primordial para um protocolo que pretende ser padrão. Assim, se um pacote *VN* é transmitido para um *host* IP, os endereços de destino IP e *VN* são iguais. O pacote seguirá a melhor rota normalmente até o *host* destino IP. Roteadores e *hosts* IP ignorarão o cabeçalho *VIP*, tratando-os como uma opção IP desconhecida. Entretanto, o cabeçalho *VIP* não se perde sendo retransmitido normalmente. Como existe no endereço fonte do cabeçalho *VIP* um endereço IP, o destino reconhece a fonte que originou o pacote.

O outro caso é quando o pacote transmitido tem o formato convencional do IP, tendo como destino um *host* *VIP*. Se um roteador intermediário tem a entrada AMT para o *host* destino do pacote, o cabeçalho da subcamada *VN* é adicionado ao pacote e o mesmo é enviado. No pior caso, esse pacote convencional alcança o resolvedor de endereço primário do *host* de destino e é convertido em pacote do tipo *VN*.

3 Simulação

O protocolo *VIP* trabalha na camada de rede a fim de prover transparência para a camada de transporte. O *VIP* implementa as regras de comunicação entre os nós

garantindo a chegada dos pacotes até o *host* que se moveu. Na camada de rede não há preocupação com o processo que receberá o pacote. Isso é preocupação da camada de transporte. Logo, na simulação de um protocolo nessa camada, o roteamento é uma das preocupações básicas. Dessa forma, a descrição do fluxo de pacotes da subseção anterior deverá ser considerada na implementação. O modelo da figura 3 simulará exatamente esse fluxo, espelhando o comportamento do sistema. O algoritmo de roteamento utilizado influencia diretamente os fatores a serem medidos nessa camada, já que quanto maior o número de nós percorridos maior o atraso na chegada dos pacotes.

A figura 3 mostra o diagrama final do modelo. O mesmo foi concebido considerando as

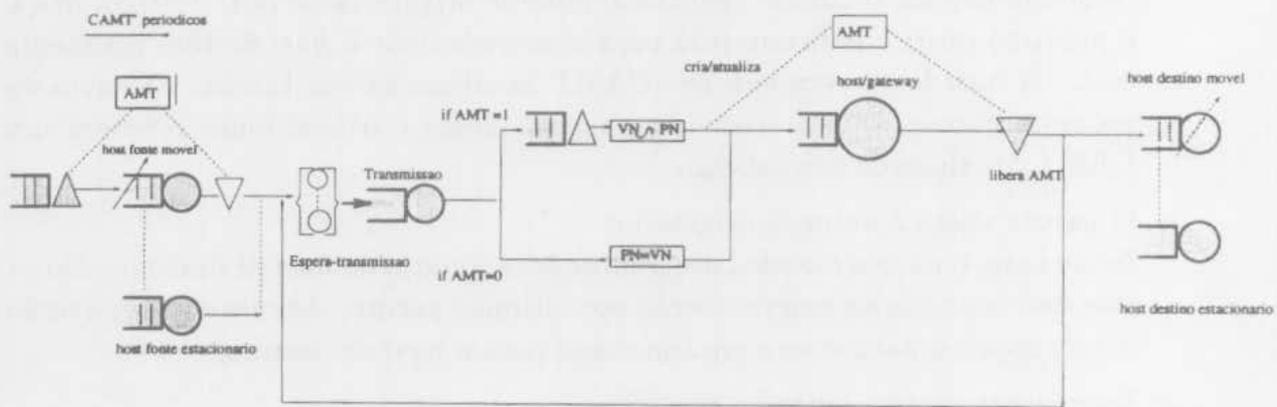


Figura 3: Modelo do protocolo VIP

diretrizes recomendadas em [10] e é baseado inteiramente na descrição do fluxo de pacotes descrito. No programa de simulação poderá ser observada essa sequência. Cada CAMT é enviado periodicamente quando o *host* móvel estiver fora da sua rede. Quando um *host* deseja transmitir, ele entra numa fila para aguardar o momento em que possa enviar o pacote. Quando liberado, será analisado se o endereço virtual destino é igual ao endereço físico destino, pois se não o for será colocado o pacote em outra fila a fim de transformar o endereço virtual em físico. Após isso, o pacote chegará a rede, onde fica numa fila para ser roteado. O enfileiramento na fila de roteamento repetir-se-á até que seja encontrado o *host* destino. Por último, o *host* destino enfileirá o pacote até que aquele possa lê-lo. A modelagem do sistema a ser simulado é de suma importância, uma vez que não só ajuda no conhecimento do problema, mas também no correto direcionamento de sua solução.

3.1 Considerações sobre Parâmetros de Desempenho

Os parâmetros a serem utilizados na simulação de desempenho podem ser avaliados a luz de três níveis básicos [14]. Cada nível corresponde a uma classe de itens passíveis de serem considerados, desde que reflitam parâmetros significativos de processamento do protocolo. As classes de itens de desempenho são relativas a **capacidade de processamento, base de dados e comunicação**.

Com relação à capacidade, vários itens poderiam ser considerados. Desde que tivéssemos pelo menos um protótipo à disposição a fim de efetuar medidas, poderíamos ter uma variedade de parâmetros para análise, tais como taxas de transmissão, vazão máxima, tempo

de resposta, bem como utilização de *gateways* na rede, etc. Porém, embora o protótipo não esteja disponível, poderíamos fornecer um valor de vazão quando da implementação do modelo se considerássemos a disputa entre várias estações.

Com referência à base de dados, no modelo proposto, ela é composta pela *cache* AMT. Poderíamos avaliar itens como taxas de requisição da AMT, ou números de vezes que foram atualizadas, etc.

No que diz respeito ao aspecto de comunicação, optamos por avaliar o atraso médio de um pacote de dados em função da taxa de transmissão de um pacote de controle CAMT transmitido para a rede. Utilizaremos as medidas já realizadas em [5]. Outros parâmetros tais como tempo médio, tempo de transmissão entre os nós da rede, taxa de erros que poderiam ser simuladas por meio de estimativas de probabilidade, tempo de estabelecimento de conexão em função de uma possível disputa pelo canal de rádio, disponibilidade de serviços, etc., também poderiam ser considerados. A tabela 1 dá uma visão geral dos parâmetros que iremos trabalhar.

Classes x Parâmetros				
	Capacidade		Comunicação	Base de dados
	Vazão	✓	Atraso médio	Tx. req. AMT
✓	Tx. Transm		Tempo de respost	Num. atualiz.
	Utiliz.		Tx de erros	
			Tempo de conexão	

Tabela 1: Parâmetros de desempenho que serão usados

3.2 Considerações sobre a Carga de Trabalho

A principal preocupação no nível de rede é o de rotear pacotes de um nó fonte para um nó destino. Sob esse aspecto, conforme [8], uma carga de trabalho típica dessa camada exigiria a especificação de uma tabela que mapeasse os *hosts* fontes aos seus respectivos destinos. Outras considerações sobre a carga seriam a distância entre os nós e as características do pacote transmitido, o qual é função do protocolo que se está utilizando. A carga de trabalho que definimos consistirá no roteamento dos pacotes em configurações diferentes de subrede, sendo portanto necessária a criação de uma matriz de roteamento. Uma configuração fixa seria muito restritiva para exercitar o modelo. Entretanto, a simulação ficaria mais simples.

Cada configuração apresenta características próprias. Naturalmente temos que executar o simulador para cada uma delas. Os nós estarão arranjados em alguma disposição e para evitar que a configuração seja alterada dentro do programa além de ter que recompilar o mesmo, resolvemos construir outro programa que gerasse a configuração e a tabela de mapeamento de endereços. Essa tabela é implementada por meio de uma matriz que direciona o pacote conforme seu destino.

Com relação aos outros aspectos, a questão da distância não está sendo considerada, uma vez que consideramos um ambiente de rede local e, a migração de um *host* de um

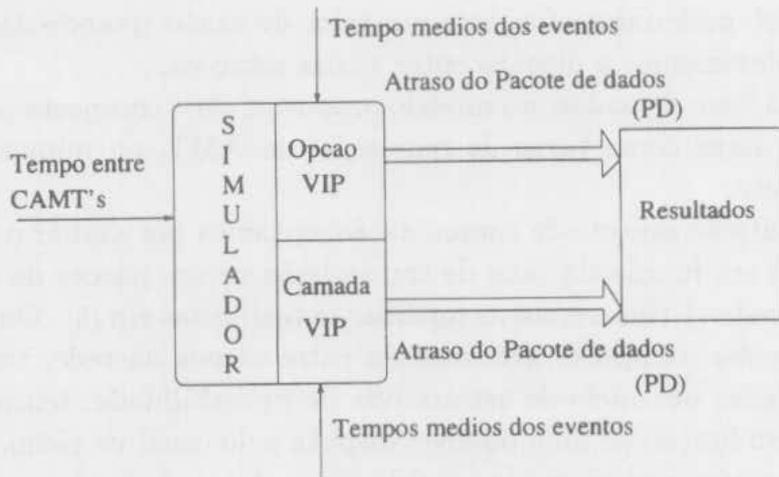


Figura 4: Parâmetros e fatores.

ponto a outro seria numa distância negligenciável no que diz respeito à sua influência no atraso do pacote. Quanto às características do pacote de transmissão, são aqui considerados não quanto à sua estrutura, mas quanto ao seu tipo. Como mencionado, iremos verificar o atraso do pacote de dados em função do intervalo periódico de um pacote de controle, conforme a figura 4. O pacote de dados fluirá dentro do modelo da figura 3, de onde então obteremos os resultados.

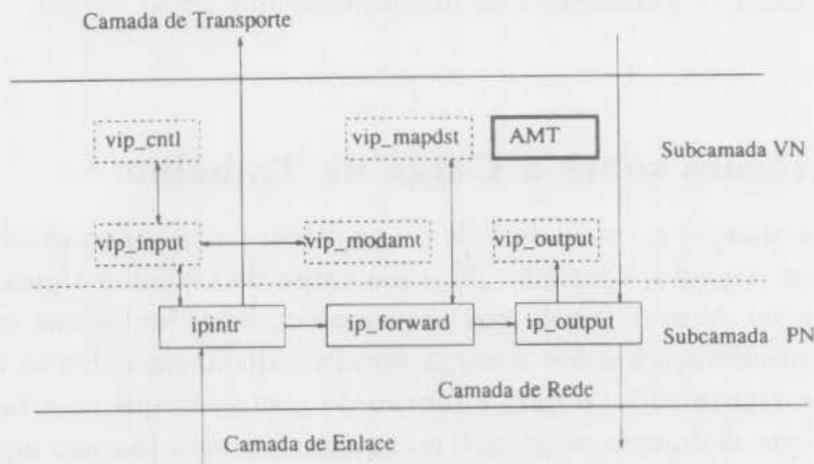


Figura 5: Funções VIP

3.3 Considerações sobre Medidas de Desempenho

A análise do VIP terá como ênfase a estimativa do **atraso médio** ocasionado pelo protocolo VIP quando implementado como uma opção do IP. O atraso é função da quantidade de tempo gasto na transmissão, na recepção, na retransmissão e na periodicidade da geração dos pacotes CAMT. Esses tempos adicionais são medidos, considerando as funções

do protocolo, como mostrado na figura 5. Assim, os tempos são contabilizados da seguinte forma:

- O tempo de transmissão é o tempo médio medido deste instante que IP-Output recebe um pedido de transmissão da camada TCP/UDP até o instante que IP-Output solicita o pedido de transmissão à interface inferior da camada de rede.
- O tempo de retransmissão é o tempo médio medido do instante que IPIntr recebe o sinal de pacote da interface inferior da camada de rede até o instante que IP-Output solicita o pedido de transmissão à interface inferior da camada de rede.
- O tempo de recepção é o tempo médio medido deste instante que IPIntr recebe o sinal de pacote da interface inferior da camada de rede até o instante que IPIntr passa o pacote recebido à camada TCP/UDP.

4 Implementação do Simulador

O programa simula o protocolo VIP (*Virtual Internet Protocol*), utilizando SMPL (*Simulation Model Programming Language*), que é uma ferramenta de simulação orientada a eventos escrita em C. Na realidade, smpl é um ambiente de simulação composto por uma linguagem de programação de propósito geral, no caso C, acrescida de uma biblioteca de funções que permite requisitar, escalonar, liberar, cancelar recursos, além de outras funções adicionais. Essa ferramenta está descrita com detalhes em [11].

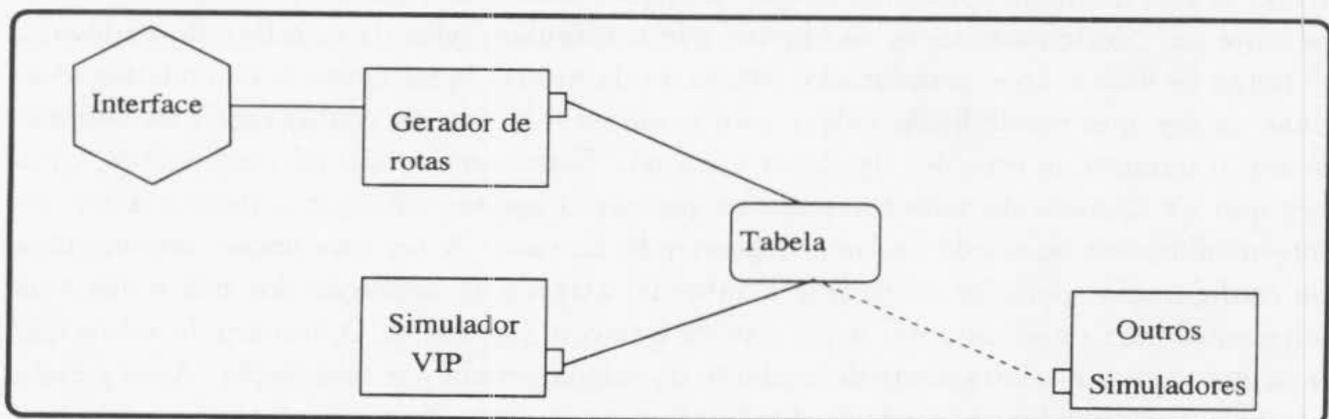


Figura 6: Módulos do ambiente

4.1 Implementação do Ambiente de Simulação

A implementação está dividida em duas partes. A primeira corresponde à geração da tabela de roteamento a ser considerada. Uma interface gráfica foi desenvolvida para prover uma melhor interação do usuário com esse módulo. A segunda parte corresponde ao programa de simulação propriamente dito, implementado seguindo o modelo de filas criado. A figura 6 mostra os módulos do ambiente de simulação e como estão interconectados. Observe que o acoplamento entre os módulos é propositalmente muito fraco, pois é feito

por meio de uma tabela. É possível facilmente acoplar módulos de programas simulando qualquer outro protocolo que necessite trabalhar na camada de rede e utilize algoritmos de roteamento, bastando para isso que o novo simulador apenas gere um novo arquivo e o mesmo seja declarado por meio da interface. Observe que essa tabela de roteamento pode estar em arquivo ou em memória, dependendo do grau de eficiência que se quer ter. Trabalhamos com a primeira opção, uma vez que o número de linhas da tabela era muito pequeno, não afetando assim o desempenho da simulação.

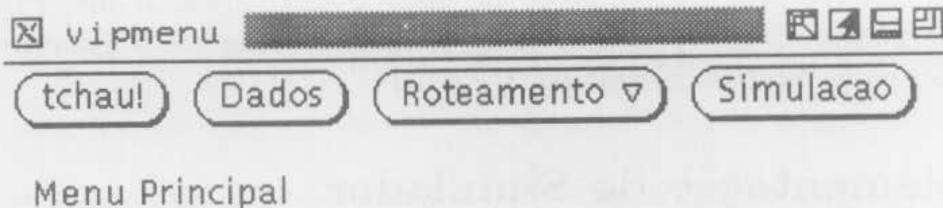


Figura 7: Tela de menu do ambiente

4.2 A Interface Gráfica

A interface gráfica foi criada utilizando-se a ferramenta XView disponível em ambientes Unix. A tela de menu apresenta as quatro opções utilizadas (figura 7). O botão “tchau” permite sair, destruindo todos os objetos que manipulam telas da interface do ambiente. O botão de dados, após pressionado, chama a tela mostrada na figura 8, de onde segue-se duas opções que possibilitam entrar com o número de nós da configuração da subrede e com o número de estações ligadas a cada nó. Esse número não foi considerado, uma vez que na camada de rede interessa ao protocolo apenas entregar o pacote a um nó intermediário ou ao nó de destino, dependendo do caso. A terceira opção, denominada de configuração, permite configurar a subrede, através da definição dos nós e dos seus adjacentes para onde cada um deles rotará o pacote (figura 9). O número de saltos que o pacote vai dar é estritamente dependente da tabela gerada por essa opção. Após gerada a tabela, o simulador chamado no botão seguinte lerá o arquivo, executando a seguir a simulação.

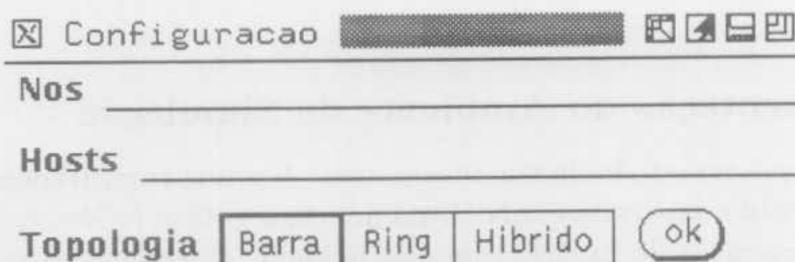


Figura 8: Parâmetros de Configuração

4.3 Diretrizes

O tempo médio de transmissão dentro da camada de enlace é o obtido para o CSMA/CD, conforme [11], pois tanto os *hosts* fixos, quanto os móveis necessitam de um protocolo de acesso ao meio. O que é padrão para LAN sem fios é o CSMA/CA. Os pacotes são representados por *structs*, havendo paralelismo entre eles. Assim, mede-se o atraso médio de cada pacote como resultado de uma *variação* do tempo médio de envio de pacotes CAMT para atualização periódica das *caches* AMTs espalhadas pela rede.

O módulo da análise de *Batch Means*[11] é utilizada para encerrar a simulação quando o tempo de atraso tiver atingido 10% de precisão e 95% do nível de confiança. Consideramos também que a probabilidade de um *host* se mover de uma sub-rede para outra é de 5% em relação à quantidade de pacotes gerados na rede, pois, hoje a maioria dos computadores ainda são estacionários. Isto significa que para cada 100 pacotes gerados, 5 deles não encontrarão o destino gravado no seu cabeçalho.

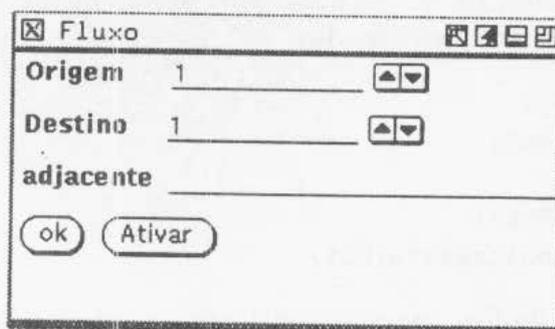


Figura 9: Tela de configuração

4.4 O Programa de Simulação

O simulador funciona conforme descrição dos módulos feita anteriormente e ilustrada na figura 5. A fim de facilitar sua compreensão, são definidas diretivas e declarações de variáveis já inicializadas, conforme se vê abaixo. As operações de cada rotina são descritas no texto do programa para torná-lo mais claro. Os parâmetros e fatores considerados são inicializados. Os tempos considerados foram retirados de medidas obtidas na Ethernet utilizadas em [11].

```
#define TempOvTran      0.000127 /* overhead do tempo de transmissao (ms.) VIP + IP */
#define TempTran        0.000078 /* tempo de transmissao (ms.) IP */
#define TempOvRel       0.000089 /* overhead do tempo de retransmissao (ms.) VIP + IP */
#define TempRetransmite 0.000300 /* tempo de retransmissao (ms.) IP */
#define TempOvRx        0.000062 /* overhead do tempo de recepcao (ms.) VIP + IP */
#define TempRx          0.000066 /* tempo de recepcao (ms.) IP */
#define Nhost           11      /* numero maximo de hosts ativos */
#define TempProp        0.0225  /* atraso de propagacao (ms.) */
/***** Configuracao *****/
#define NoStn           100     /* quantidade de estacoes na simulacao */
#define NoGtw           10      /* quantidade de gateways na simulacao */
#define NoAmt           110     /* quantidade de AMTs na simulacao */
```


5 Estudos de Caso

A fim de verificar o correto funcionamento do modelo, já que o programa é baseado inteiramente nele, três estudos de caso foram simulados. Mantivemos constante sempre o número de *gateways* e optamos por variar a topologia da rede, ao invés de mantermos uma topologia fixa, tornando o resultado mais rico. O principal fator considerado foi a variação em função da qual o atraso é obtido é a frequência de envio de CAMT's. Para cada caso, a tabela de roteamento foi gerada considerando o caminho mais curto, no que diz respeito a quantidade de nós a serem percorridos até que o pacote chegue ao seu destino. Esse algoritmo está descrito em [3] como uma função do caminho de comprimento mais curto. Utilizamos como referência do caminho a ser percorrido pelo pacote, aquele que contiver a menor quantidade de nós envolvidos. Assim, o próximo nó a ser alcançado, partindo de qualquer um deles como origem, depende da localização do destino. A tabela de roteamento foi montada manualmente, utilizando o módulo gráfico do ambiente de simulação já descrito.

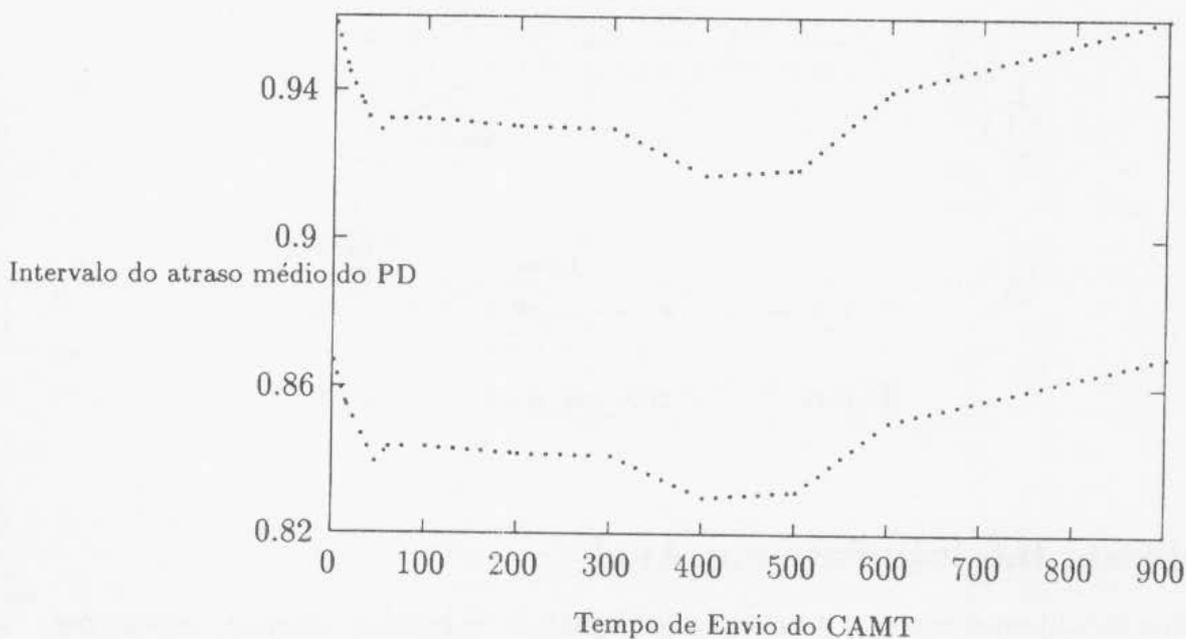


Figura 11: Atraso dos pacotes de acordo com as variações do período de CAMT para subrede em anel com corte

5.1 Subrede em Anel com Corte

Essa subrede é mostrada na figura 10, onde para cada *gateway* existe uma rede conectada, que pode ser local ou ser um acesso a uma rede maior. Cada *gateway* foi numerado e o que chamamos de corte é exatamente a linha central que divide o anel mais externo. Intuitivamente, o corte na subrede permitirá um atraso médio dos pacotes de dados menor do que, por exemplo, numa rede em anel completa. Isto porque o corte no anel evita que pacotes percorram mais nós do que realmente ele precisa.

Após submetermos a tabela de roteamento gerada ao programa simulador, obtivemos o gráfico da figura 11. Na figura 10 estão representados dois fluxos de pacotes "A" e "B". Considerando o nó fonte como o de número 1, dois pacotes saem dele com destinos diferentes. O caminho ótimo é indicado na figura pelas setas mostradas. As rotas serão estritamente seguidas desde que os *hosts* móveis permaneçam na sua rede originária, ou não mudem desde o tempo da geração do pacote. Porém, o número de *hosts* percorridos varia, dependendo da rota definida no programa de geração das tabelas, como também da probabilidade do *host* se mover, fixada nas diretrizes (item 4.3).

Observamos na curva que quando a frequência de CAMT é muito alta, o retardo atinge um valor muito alto. Existe um intervalo de tempo onde o retardo é ótimo e é nesse intervalo que a frequência de CAMT deve ser mantida. Após esse intervalo, o retardo dos pacotes de dados volta a aumentar rapidamente e depois de um certo tempo ela continua a crescer lentamente. Assim, nesse trecho da curva, à medida que for aumentado o tempo entre os pacotes de controle, pouco efeito surtirá no atraso médio dos pacotes de dados. Essa curva pode então ser utilizada para equilibrar num ponto ótimo a relação controle versus dados manipulados pelo protocolo VIP nessa configuração.

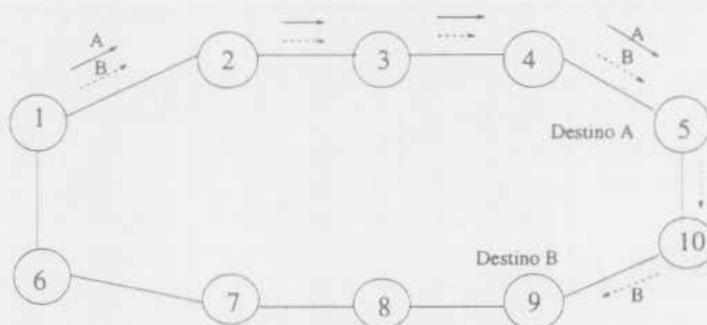


Figura 12: Subrede em anel

5.2 Subrede Inteiramente em Anel

A subrede totalmente em anel mostrada na figura 12 é igual à anterior, exceto pelo corte. Neste caso, o pacote "B" que antes percorria um caminho mais curto, agora percorre um caminho maior que o do pacote A. Notadamente a topologia influencia diretamente no roteamento, levando a um maior retardo do pacote de dados.

O gráfico da figura 13 mostra os resultados obtidos. Em termos gerais, os gráficos têm o mesmo comportamento do anterior, mas apresentando uma certa simetria no início. Existe um trecho da curva em que o retardo é ótimo. Após esse intervalo, começa a aumentar bruscamente até ficar mais suave, mas sempre aumentando. Os dois gráficos sofrem variações aparentemente bruscas. Entretanto, observe que os tempos estão em microssegundos e essas variações estão na casa de milésimos.

5.3 Subrede Híbrida

Enquanto as duas primeiras subredes levam os pacotes a percorrer vários nós até chegar ao seu destino, a subrede da figura 14 tende a encurtar consideravelmente esse caminho. A

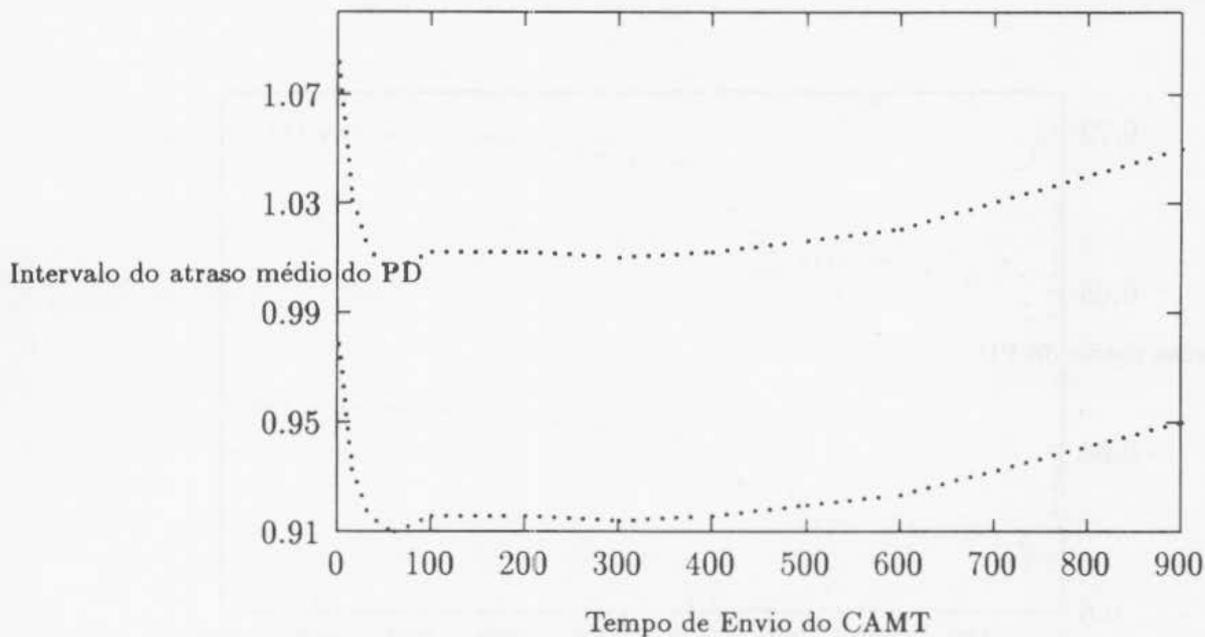


Figura 13: Atraso dos pacotes de acordo com as variações do período de CAMT para subrede em anel

idéia do exemplo é observar comparativamente uma topologia, onde o pacote chega rápido e outra onde o pacote demora a chegar e, verificar qual o impacto dessa mudança no protocolo, no que diz respeito ao retardo dos pacotes. Naturalmente permanece constante a probabilidade do *host* móvel migrar para outra subrede e o algoritmo de roteamento segue aquele do caminho mais curto, que nesse estudo corresponde ao menor número de nós a percorrer. É interessante notar que existem pacotes que percorrerão somente um nó.

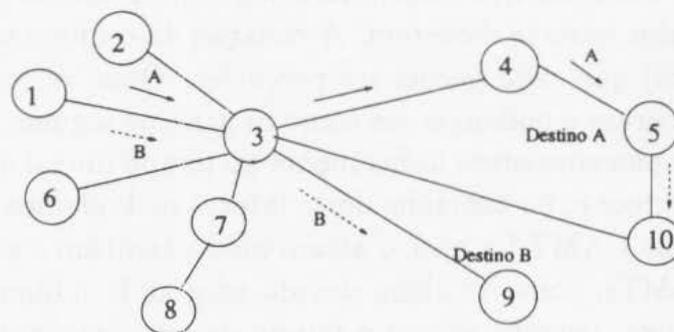


Figura 14: Subrede em híbrida

O gráfico obtido foi o da figura 15. As características comportamentais foram mantidas. Para uma alta frequência de pacotes de controle, há uma alta incidência de pacotes que chegam atrasados. Também existe um intervalo ótimo, porém como nos outros dois casos, há uma tendência para aumentar o atraso médio lentamente à medida que o intervalo de controle vai aumentando. O gráfico representa o comportamento do VIP para configuração híbrida da figura 14, podendo servir, portanto para gerenciá-lo para essa

configuração.

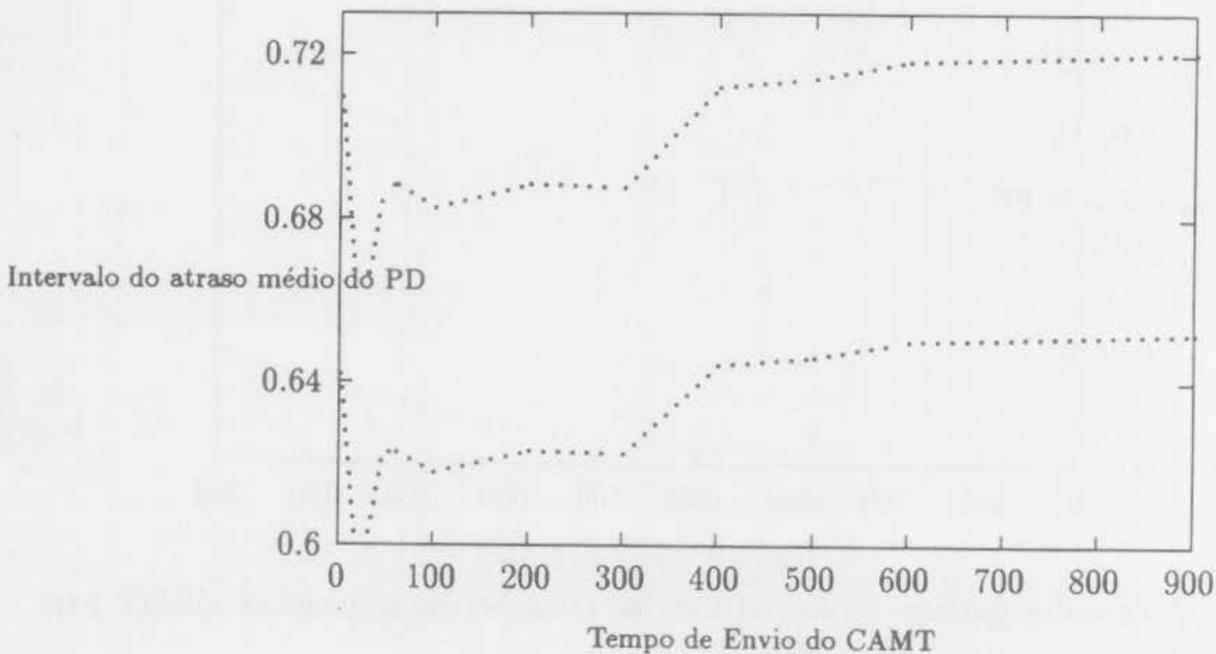


Figura 15: Atraso dos pacotes de acordo variações do período de CAMT para subrede em híbrida

5.4 Analisando os Resultados da Simulação

O gráfico da figura 16 plota todos os três casos, onde as variações bruscas foram corrigidas. Ele apresenta a variação do intervalo de tempo de transmissão (geração) do pacote CAMT no eixo das abscissas e como resultado o atraso médio dos pacotes de dados no eixo das coordenadas. Todos os três casos mantêm a quantidade de *hosts* constantes, bem como a probabilidade dos *hosts* se moverem. A variação da configuração possibilita alterar o número de saltos(nós) que cada pacote irá percorrer. Observe como ficam mais claras as características das curvas e podemos ver como os gráficos seguem linhas bem definidas.

As diferenças entre eles consistem basicamente no tempo inicial onde o intervalo ótimo de pacotes CAMT acontece e, no tamanho desse intervalo. Podemos verificar que, quando a taxa de transmissão do CAMT for alto, o atraso médio também o será, devido ao excesso de atualizações das AMTs, como também devido ao grande número de pacotes CAMT circulando na rede. Logo, percebe-se que o tempo de atualização dos endereços da rede não pode ser muito pequeno. Concomitantemente, se esse intervalo passar a ser muito grande, o atraso também o será devido aos endereços da rede não serem os mais recentes.

A subrede híbrida precisa de intervalos menores de atualização, porque os pacotes percorrem uma menor quantidade de nós. Uma vez que um rota é escolhida, caso o *host* móvel não esteja lá, o custo de retornar o pacote é muito alto, pois todo o caminho precisa ser percorrido de volta. O nó 3, que centraliza todo o roteamento, é o que precisa mais frequentemente ser atualizado, levando a média para baixo. Já na subrede em anel que é o oposto da subrede híbrida, o intervalo é bem maior. Isso pode ser explicado pelo fato de que o pacote segue através de muitos nós e é provável que qualquer um dos nós

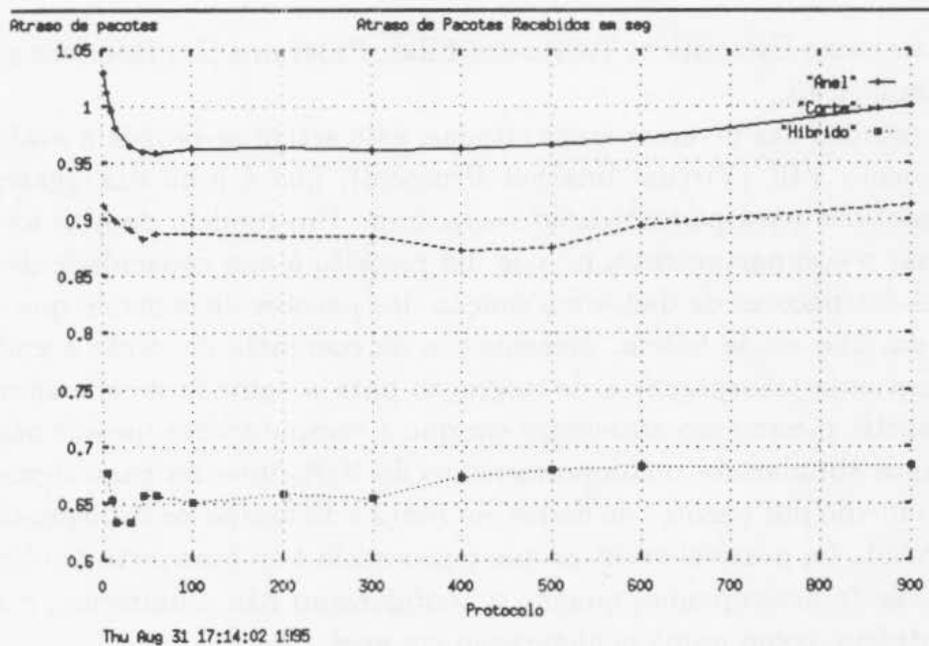


Figura 16: Comparação do atraso médio para diversas topologias

seguintes já tenham a AMT atualizada em tempo suficiente para rotear o pacote de dados corretamente. Já a subrede em anel com corte fica no meio termo entre um e outro, uma vez que provê maior vazão aos pacotes através da ligação que divide o anel ao meio do que a subrede em anel pura.

O comportamento dos gráficos representa de forma válida o modelo proposto. Quando os tempos são pequenos, as filas de AMT e dos *gateways* estão excessivamente sobrecarregadas pelos pacotes de controle, o que leva a um grande retardo dos pacotes de dados. Isso ocorre porque há muito mais pacotes de controle circulando na subrede, limitando o fluxo de pacote de dados. Por outro lado, as filas estão mais livres quando os tempos de envio de CAMT forem maiores, porém as entradas da AMT demoram a ser atualizadas. O correto direcionamento do pacote fica comprometido, ficando mais tempo circulando até chegar ao *host* destino que se moveu.

Finalmente, por meio do gráfico, pode-se verificar também que o resultado da implementação reflete o comportamento descrito acima, onde cada fila, bem como cada recurso foi levado em consideração, conforme o diagrama de filas que representa o modelo. As distribuições consideradas para o modelo foram todas exponenciais e a principal fundamentação dos resultados é o fato de que as médias foram obtidas a partir de medidas reais do protocolo obtidas em [5].

6 Considerações Finais

Desenvolver um simulador adequado para protocolos é um dos mais importantes aspectos de redes de computadores, devido à quantidade de passos necessários para realizá-lo. Mais desafiador é fazê-lo para protocolos emergentes como aqueles da área de comunicação móvel. Este tipo de simulação é multidisciplinar, englobando assuntos não pouco

abrangentes, tais como Estatística, Teoria das Filas, Programação, Interface gráfica e protocolos de comunicação.

Utilizando estudos das diversas áreas citadas, este artigo se propôs a avaliar o desempenho do protocolo VIP (Virtual Internet Protocol), que é uma das quatro principais propostas submetidas para padronização nesta área. Um modelo de filas foi definido de forma a espelhar o comportamento, no que diz respeito à sua capacidade de manter um atraso razoável dos pacotes de dados em função dos pacotes de controle que ele gera. As duas técnicas em que ele se baseia, mecanismos de coerência de *cache* e endereçamento virtual, provêm uma transparência de migração para a camada de transporte que produz pouco impacto, mesmo nos ambientes em que a computadores móveis não podem ser conectados. Após simularmos o comportamento do VIP, obtendo para algumas configurações o atraso médio dos pacotes de dados em função do tempo de transmissão do pacote de controle CAMT, foi possível verificar que o protocolo tem uma forte tendência a sofrer variações bruscas de desempenho, quando a configuração não é uniforme, e ser bastante suave caso contrário, como numa configuração em anel.

Uma forma interessante de controle sobre o protocolo, é acrescentar a ele uma maior capacidade de ingerência, no que diz respeito ao roteamento dos pacotes, já que ele trabalha na camada de rede. Talvez o pacote pudesse carregar no seu cabeçalho a sua prioridade, de forma a otimizar o fluxo para diferentes tráfegos. Se assim não for, é necessário obter mais rapidamente as informações das tabelas, talvez centralizando-as num banco de dados. Dentro de uma subrede estável isso é perfeitamente factível.

Esse artigo poderá ser ampliado se for comparado com simulações de outros protocolos até agora inexistentes em comunicação móvel. Os resultados podem levar a bons indicadores de performance, dando subsídios para os trabalhos de padronização em andamento.

Existem vários outros trabalhos que podem ser feitos aproveitando-se o conhecimento obtido. Alguns dos que consideramos mais relevantes são:

- Necessidade de um estudo posterior para saber como a variação probabilidade do host se mover afeta o tempo o atraso médio dos pacotes.
- Comparar os resultados dessa avaliação com outras propostas similares, como já mencionado.
- Seria interessante avaliar o protocolo considerando outros aspectos relaxados aqui, tais como a questão da distância e o uso do protocolo por pacotes de tamanho variável como em ambientes de multimídia.
- E, finalmente outro estudo bastante interessante seria verificar qual o número ótimo de caches AMT's que poderiam estar presentes para manter o protocolo funcionando com um bom desempenho.

Referências

- [1] Myles A. and Skellern D. Comparing Four IP-based Mobile Host Protocols. *Xomp. Network and ISDN systems*, 26(3):349-355, november 1993.

- [2] A.S. Acampora and J.H. Winters. A Wireless Networks for Wide-band Indoor Communications. *IEE journal on Selected Areas in Communications*, SAC-5(5):796-805, June 1987.
- [3] Vijay Ahuja. *Design and Analysis of Computer Communication Networks*. MacGraw Hill Computer Science Series. MacGraw-Hill Book Company, 1985.
- [4] Sauer C.H., MacNair E.A., and Solza S. A Language for Extend Queuing Network Models. *IBM journal Des. Develop.*, 24(6):747-755, november 1980.
- [5] Teraoka F., Uehara K., Sunahara H., and Murai J. Vip: A Protocol Providing Host Mobility. *Communications of the ACM*, 37(8):67-113, august 1994.
- [6] Teraoka F., Y. Yokoto, and M. A. Tokoro. Network Architecture Providing Migration Transparency. *ACM comput. Communic. Review SIGCOMM91*, pages 209-220, 91.
- [7] Tucker J. Naming and Addressing Issues OSI Network Address. *Comp. Network and ISDN systems*, 13(3):149-153, semptember 1987.
- [8] Raj. Jain. *The Art of Computer Systems Performance Analysis*. 1991.
- [9] Teraoka F. Claffy K. and Takoro M. Implementation and Evaluation of Virtual Internet Protocol. pages 170-177, 1992.
- [10] Soares L.F.G. *Modelagem e Simulação Discreta de Sistemas*. VIII Escola de Computação, 1o edition, julho 1990.
- [11] MacDoughal. *Simulation in SMPL*. 1987. Contem varios exemplos de simulacao, principalmente de protocolos da camada de rede. E o livro basico de smpl.
- [12] Tang M.T. and Wen J-H. Performance Analysis of Indoor Multipath Interfered Packet Radios at the Presence of Capture Effect. *Comp. Communication Review*, 21(3):13-31, july 1991.
- [13] Manzoni P., Ghosal D, and Serazzi G. Impact of Mobility on TCP/IP: An Integrated Performance Study. *IEEE Journal on Selected Areas In Communications*, 13(5):858-867, June 1995.
- [14] j. Strack. *Sistemas de Processamento Distribuido*. Aplicacoes de computadores. IV Escola de Computação, 1o edition, 1984.