

Uma Abordagem Adequada ao TCP para o Gerenciamento de Localização em Redes Ad Hoc Móveis*

Artur Ziviani¹, Serge Fdida², José F. de Rezende³, Otto Carlos M. B. Duarte³

¹Laboratório Nacional de Computação Científica (LNCC)
Av. Getúlio Vargas, 333 – 25651-075 – Petrópolis, RJ

²Laboratoire d'Informatique de Paris 6 (LIP6)
Université Pierre et Marie Curie (Paris 6)
8, rue du Capitaine Scott – 75015 – Paris, França

³Grupo de Teleinformática e Automação (GTA) – COPPE/Poli
Universidade Federal do Rio de Janeiro (UFRJ)
Caixa Postal 68504 – 21945-970 – Rio de Janeiro, RJ

ziviani@lncc.br, fdida@rp.lip6.fr, rezende@gta.ufrj.br, otto@gta.ufrj.br

Abstract. *The main location management proposals in mobile ad hoc networks have, as a common characteristic, two distinct phases: the location query of the position of a destination node and the transmission of a flow toward the destination node. This paper proposes to send the initial packet of a flow to learn the position of its destination instead of adopting a dedicated query packet. We show that such an approach specially benefits TCP flows. This TCP-tailored approach can be applied to previous proposals in location management with minor changes in their particular features. Results show that the proposed TCP-tailored approach reduces the cost of location management for TCP flows with respect to the conventional schemes. We also evaluate the benefits that different location services take from the TCP-tailored approach. Furthermore, battery consumption also decreases as the location management costs decrease.*

Resumo. *As principais propostas de gerenciamento de localização em redes ad hoc móveis possuem, como característica comum, duas etapas distintas: a busca da localização do nó destinatário e a transmissão de um fluxo até este nó. Este artigo propõe enviar o pacote inicial de um fluxo para a descoberta da posição do seu destinatário ao invés de adotar um pacote de busca dedicado. Nós mostramos que esta abordagem beneficia especialmente os fluxos TCP. Esta abordagem adequada ao TCP pode ser aplicada às propostas anteriores de gerenciamento de localização com pequenas alterações em suas características particulares. Os resultados mostram que a abordagem adequada ao TCP proposta reduz o custo de gerenciamento de localização para fluxos TCP em relação aos sistemas convencionais. Além disto, o consumo de energia também se reduz com a redução dos custos de gerenciamento de localização.*

1. Introdução

A determinação da localização física de um nó a partir do seu identificador permite o surgimento de uma nova classe de aplicações conscientes de localização para redes ad hoc

*Este trabalho foi realizado com recursos da UFRJ, LNCC/MCT, FAPERJ, CNPq, CAPES e COFECUB.

móveis [Tseng et al., 2001]. Exemplos de tais aplicações incluem a filtragem de conteúdo baseada em posicionamento, a orientação à navegação, o envio de uma mensagem para nós localizados em uma área (*geocasting*) e o roteamento geográfico de pacotes.

Em redes ad hoc móveis, nós autônomos cooperam mutuamente para implementar funcionalidades de rede, tal como o roteamento de pacotes. Enquanto os nós movem-se arbitrariamente sem notificação prévia, o desenvolvimento de protocolos escaláveis de roteamento de pacotes para redes ad hoc móveis torna-se uma tarefa desafiadora [Ko e Vaidya, 1998, Costa et al., 2004]. A elevada taxa de mudanças na topologia devido à mobilidade dos nós impõe grandes problemas à escalabilidade dos protocolos de roteamento convencionais, baseados na topologia da rede. Usando roteamento geográfico [Stojmenovic, 2002b], cada nó somente necessita saber a sua própria posição, a posição do nó destinatário e as posições de seus vizinhos imediatos para tomar uma decisão sobre o encaminhamento de um pacote. O número de estados necessários em cada nó depende apenas da densidade dos nós e não do número total de possíveis destinatários. Por esta razão, o roteamento geográfico é considerado sem estados (*stateless*), dado que ele se baseia somente em estados locais. A decisão de roteamento a cada nó consiste na seleção do próximo salto entre os vizinhos de forma a aproximar o pacote de seu destinatário. Normalmente, cada nó determina a sua própria posição através do uso de GPS (*Global Positioning System*) [Enge e Misra, 1999] ou de algum outro sistema de posicionamento [Hightower e Borriello, 2001, Gober et al., 2004]. As posições dos vizinhos imediatos são tipicamente descobertas pela troca de mensagens na área de cobertura. A determinação das posições de nós remotos, entretanto, depende da adoção de um serviço de localização.

O gerenciamento de localização envolve o emprego de um serviço de localização escalável capaz de fornecer a um nó remetente a posição de qualquer nó destinatário. Assim este nó remetente é capaz de etiquetar os pacotes com a posição do destinatário e enviá-los via roteamento geográfico. Portanto, protocolos de roteamento geográfico para redes ad hoc móveis são dependentes da existência de um serviço de localização escalável [Mauve et al., 2001, Ziviani et al., 2002]. Prover um serviço de localização escalável no contexto de redes ad hoc móveis é um problema desafiador, pois não se pode contar com nenhuma infra-estrutura prévia. Quando um remetente requer a posição de um destinatário, o remetente somente conhece o identificador deste destinatário. Em consequência da mobilidade dos nós, não há uma relação estática entre os identificadores de um nó e a sua localização. Além disto, o próprio serviço de localização deve utilizar roteamento geográfico. Objetivando viabilizar o roteamento geográfico de pacotes em direção ao destinatário, o gerenciamento de localização estabelece uma relação dinâmica entre o identificador do destinatário e a sua posição física atual.

Este artigo propõe uma abordagem adequada ao TCP para o gerenciamento de localização em redes ad hoc móveis. Esforços anteriores em gerenciamento de localização operam em duas etapas sequenciais e distintas: a busca da localização do nó destinatário e a transmissão do fluxo de dados em direção ao nó destinatário. Nós propomos utilizar o pacote inicial do fluxo de dados para determinar a localização do destinatário ao invés de adotar pacotes de busca dedicados para esta tarefa. Usar a técnica de carona (*piggy-backing*) de pacotes de controle em pacotes de dados, ou vice-versa, não é uma técnica nova de forma geral. Este artigo avalia os benefícios da aplicação desta técnica para o gerenciamento de localização em redes ad hoc móveis. Nós verificamos que esta abordagem beneficia em especial os fluxos TCP, visto que ela explora características particulares do mecanismo de conexão do TCP. Usar o pacote SYN do mecanismo de conexão do TCP para atuar também como um pacote de busca de localização potencialmente acelera o estabelecimento da conexão TCP. Para fluxos TCP, nossa abordagem melhora o desempenho do gerenciamento de localização quando um remetente inicia o procedimento para a determinação da localização de um nó destinatário. Esta melhoria depende da dispersão existente entre as posições do remetente e

do destinatário em relação à posição do servidor de localização que armazena a posição do destinatário. Como consequência, o comportamento da dispersão dos nós também é investigado para diferentes serviços de localização. A abordagem adequada ao TCP aqui proposta pode ser aplicada aos principais trabalhos encontrados na literatura com pequenas alterações nas suas características individuais, logo melhorando os seus desempenhos para fluxos TCP. Os resultados mostram que a abordagem proposta reduz os custos de transmissão do gerenciamento de localização para fluxos TCP em relação aos esquemas convencionais, especialmente favorecendo os fluxos TCP de curta duração. Adicionalmente, a redução nos custos de gerenciamento de localização também implica a redução do consumo de energia dos nós.

O restante do artigo está organizado da seguinte forma. A Seção 2 revisa brevemente os trabalhos relacionados em gerenciamento de localização para redes ad hoc móveis. Na Seção 3, nós apresentamos a abordagem adequada ao TCP para o gerenciamento de localização. A avaliação de desempenho do esquema proposto é realizada na Seção 4, onde também são apresentados os resultados obtidos. Finalmente, a Seção 5 destaca nossos comentários finais.

2. Trabalhos relacionados

Atualmente, há duas abordagens para tratar problemas de gerenciamento de localização em redes ad hoc móveis: a abordagem de zona-base e a abordagem hierárquica. Na primeira abordagem, um nó usa seu identificador para alimentar uma função de *hash* que então determina uma posição dentro da região ocupada pela rede ad hoc. Os nós que se encontram no entorno da posição determinada atuam como servidores de localização para o primeiro nó. De forma similar, os nós que queiram obter a posição de um nó qualquer a partir de seu identificador utilizam a mesma função de *hash* para descobrir aonde buscar essa informação. A zona-base determinada pela função de *hash* pode ser vista como um ponto de encontro entre as informações de atualização de posição enviadas por um nó w e os pedidos de busca de posição dos nós que queiram localizar o nó w . A abordagem *home-agent* [Stojmenovic, 2002a] adota esta estratégia.

A segunda abordagem divide a região coberta pela rede ad hoc em uma hierarquia. Os nós localizados em diferentes partes desta hierarquia atuam como servidores de localização para os demais nós. Portanto, para cada nó, alguns outros nós atuam como servidores de localização distribuídos em diferentes níveis de densidade em uma estrutura hierárquica. Exemplos desta abordagem para o gerenciamento de localização em redes ad hoc móveis são as propostas *Grid Location Service* (GLS) [Li et al., 2000] e *Distributed Location Management* (DLM) [Xue et al., 2001]. Ambas as propostas utilizam alguns nós para atuarem como servidores de localização para um determinado nó. Como o grupo de servidores de localização para cada nó difere do grupo correspondente para outro nó, a informação de localização é distribuída através da rede. Quando um nó remetente u busca a posição de um determinado nó w , esse nó remetente contata servidor de localização de w que esteja mais próximo, por exemplo o nó v , para obter esta informação.

Tanto a abordagem de zona-base quanto a abordagem hierárquica para o gerenciamento de localização em redes ad hoc móveis, entretanto, desconsideram maiores detalhes no que concerne a sua adaptação ao atendimento de fluxos TCP.

3. Abordagem adequada ao TCP

O roteamento geográfico seleciona o próximo nó para o qual encaminhar um pacote usando as posições do nó atual, dos nós vizinhos e do nó destinatário. O caminho percorrido por um pacote do nó remetente ao nó destinatário é composto da seqüência de nós que fazem o

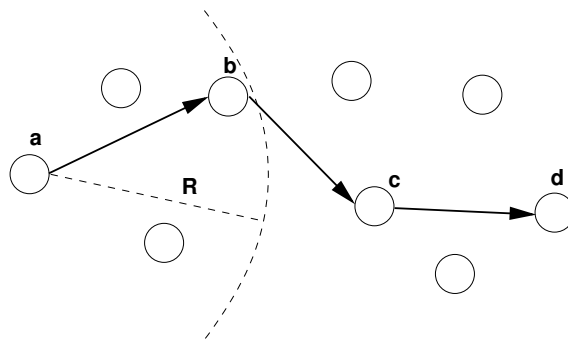


Figura 1: Roteamento geográfico em uma rede ad hoc móvel.

pacote aproximar-se de seu destinatário a cada salto. Para definir de maneira mais formal o roteamento geográfico de pacotes, seja $G = (V, E)$ um grafo G consistindo de um conjunto V de todos os nós e um conjunto de arestas $E = \{(x, y) \mid x, y \in V \text{ e } \mathcal{D}(x, y) \leq R\}$. O valor R representa o alcance de transmissão dos nós e $\mathcal{D}(x, y)$ a distância euclidiana entre as posições dos nós x e y . Nós definimos $E_{x,y} \subset E$ como o subconjunto ordenado de arestas que compõem o caminho entre os nós x e y . Por exemplo, na Figura 1, $E_{a,d} = \{(a, b), (b, c), (c, d)\}$.

O cenário convencional de roteamento geográfico acoplado a um serviço de localização possui duas etapas distintas:

- busca da localização – um nó remetente contata o serviço de localização, composto por um ou mais servidores de localização, para obter informações sobre o posicionamento do nó destinatário. Quando o pacote de busca chega ao servidor de localização, este pedido é encaminhado em direção ao nó destinatário para a obtenção da informação de localização mais atualizada. Tanto a abordagem de zona-base [Stojmenovic, 2002a] quanto a hierárquica [Li et al., 2000] adotam este procedimento. O caminho percorrido pelo pacote de busca pode de fato incluir mais de um servidor de localização com crescente precisão sobre a real localização do destinatário. Ao chegar ao destinatário, o pacote de busca induz o destinatário a atualizar o remetente com a sua localização atual. A Figura 2(a) apresenta o caminho percorrido por um pacote de busca do nó remetente u que requer a localização do nó destinatário w ao nó v , que por sua vez atua como servidor de localização para o nó w ;
- transmissão do fluxo – após receber a informação sobre a posição do destinatário, o nó remetente inicia a transmissão do fluxo de dados em direção ao nó destinatário. Durante uma transmissão, tanto o remetente quanto o destinatário precisam atualizar suas posições respectivas um ao outro, caso haja deslocamento. Esta atualização de posição é realizada através da técnica de carona (*piggy-backing*) com os pacotes de dados ou de reconhecimento (*acknowledgment*). Mensagens de atualização periódicas também podem ser adotadas na ausência de pacotes de reconhecimento. Após a determinação inicial da posição do destinatário, as mensagens são trocadas diretamente entre os nós remetente e destinatário sem qualquer participação dos servidores de localização, como ilustrado na Figura 2(b).

O caminho que vai do nó remetente u ao nó destinatário w passando pelo servidor de localização v é chamado de *caminho indireto*, em contraste com o *caminho direto* que vai diretamente do nó remetente u ao nó destinatário v (Figura 2). Nós consideramos o custo em energia consumida para transmitir um pacote sobre uma aresta como sendo dependente do comprimento da aresta e do tamanho do pacote. Também supõe-se que as arestas possuem custos simétricos.

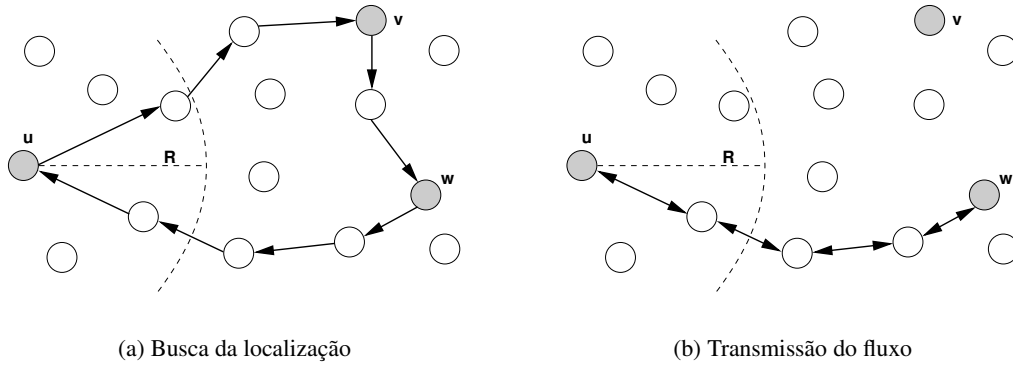


Figura 2: Duas etapas nos serviços de localização convencionais.

A função $\mathcal{S}(p)$ é definida para retornar o tamanho do pacote p . Logo, o custo total de enviar um pacote p do nó u para o nó v é dado por

$$\mathcal{C}(u, v, p) = \mathcal{S}(p) \sum_{(x,y) \in E_{u,v}} \mathcal{D}(x, y). \quad (1)$$

Um nó u que necessita determinar a posição de um nó w contata um servidor de localização de w , tal como o nó v . O custo total de enviar uma seqüência de n pacotes de fluxo (f) inclui o custo de um pacote dedicado de busca (q) ir do nó u até o nó w passando pelo nó v pelo caminho indireto e voltar ao nó u através do caminho direto. O custo total também engloba a transmissão dos n pacotes de fluxo e os seus respectivos m ($1 \leq m \leq n$) pacotes de reconhecimento (a) diretamente através do caminho direto entre os nós u e w . Na ausência de pacotes de reconhecimento, nós consideramos m representando as mensagens de atualização de posição. Portanto, o custo total \mathcal{C}_1 das abordagens convencionais considerando a existência de um pacote de busca dedicado é dado por

$$\mathcal{C}_1 = \mathcal{C}(u, v, q) + \mathcal{C}(v, w, q) + \mathcal{C}(w, u, q) + n \mathcal{C}(u, w, f) + m \mathcal{C}(w, u, a). \quad (2)$$

Nós propomos uma melhoria no processo de determinação da localização e de envio de pacotes de um fluxo quando adota-se o roteamento geográfico. Os pacotes iniciais de um fluxo são enviados para contatar os servidores de localização e então estes pacotes iniciais são encaminhados para a sua destinação ao invés de serem adotados pacotes de busca dedicados para esta tarefa. Neste caso, k pacotes iniciais ($1 \leq k \leq n$) de um fluxo seguem o caminho indireto até que o remetente receba o primeiro pacote de reconhecimento ou de atualização oriundo do destinatário. A partir deste momento, o remetente pode então etiquetar os $n - k$ pacotes restantes com a posição atual do destinatário, permitindo assim que estes pacotes utilizem o caminho direto. Esta proposta não elimina a busca pela informação de localização, mas ela evita o uso de pacotes dedicados de busca e o tempo de espera pela resposta à busca imposto ao remetente para o início da transmissão. O custo total \mathcal{C}_2 da abordagem proposta é então dado por

$$\mathcal{C}_2 = k \mathcal{C}(u, v, f) + k \mathcal{C}(v, w, f) + (n - k) \mathcal{C}(u, w, f) + m \mathcal{C}(w, u, a). \quad (3)$$

Claramente, apenas é interessante adotar o esquema proposto quando $\mathcal{C}_2 \leq \mathcal{C}_1$. Ao considerarmos as possíveis diferenças de tamanho dos diferentes pacotes envolvidos, pode não ser

interessante enviar um grande pacote através de um longo, e portanto custoso, caminho indireto em comparação com o envio de um pacote dedicado de busca adicional, porém menor. Depois que os pacotes iniciais atravessam o caminho indireto mais longo e o remetente recebe a localização do destinatário, os pacotes restantes seguem o caminho direto entre o remetente e o destinatário. Os resultados da análise de desempenho apresentada na Seção 4 mostram que o esquema proposto sempre reduz o custo se o primeiro pacote do fluxo a ser transmitido tiver um tamanho equivalente ao tamanho do pacote de busca dedicado. Tais condições enquadram-se exatamente com aquelas observadas na presença de fluxos TCP devido a utilização do mecanismo de estabelecimento de conexão em três etapas (*three-way handshake*). No mecanismo de estabelecimento de conexão do TCP, o nó remetente primeiro envia um pacote SYN, que somente contém o cabeçalho TCP e nenhuma carga útil, e espera por um reconhecimento do destinatário antes de enviar um pacote de reconhecimento que confirma o estabelecimento da conexão.

4. Avaliação da proposta e resultados

A análise do esquema proposto considera os diferentes tamanhos de pacotes distintos, o tamanho do fluxo a ser enviado, o posicionamento relativo dos nós envolvidos (o remetente, o destinatário e o servidor de localização) e o serviço de localização utilizado. Desta forma, nós estendemos a análise de [Ziviani et al., 2002] ao considerar diversos parâmetros e também ao avaliar a adequação aos fluxos TCP do esquema proposto. Para avaliar o esquema proposto, nós consideramos os custos mínimos de cada proposta. Combinando a desigualdade do triângulo, $\mathcal{D}(u, w) \leq \mathcal{D}(u, v) + \mathcal{D}(v, w)$ para todos os nós $u, v, w \in V$ [Cormen et al., 1990] com a Equação (1), nós obtemos o custo mínimo \mathcal{C}_{\min} de enviar um pacote p de um nó u ao nó v como sendo

$$\mathcal{C}_{\min}(u, v, p) = \min_{u, v \in V} \left(\mathcal{S}(p) \sum_{(x, y) \in E_{u, v}} \mathcal{D}(x, y) \right) \geq \mathcal{S}(p) \mathcal{D}(u, v). \quad (4)$$

$E_{u, v}$ define um subconjunto de arestas que compõem o caminho entre os nós u e v . Portanto, a distância total coberta pelo pacote enviado do nó u ao nó v corresponde à soma das distâncias de todas as arestas $(x, y) \in E_{u, v}$, ou seja, $\sum_{(x, y) \in E_{u, v}} \mathcal{D}(x, y)$. É esperado que o protocolo de roteamento geográfico aproxime seu custo o tanto quanto possível do limite inferior de custo. Isto acontece porque cada pacote é encaminhado pelos nós intermediários ao nó vizinho que encontra-se mais próximo do destinatário. O limite inferior de custo $\mathcal{S}(p) \mathcal{D}(u, v)$ equivale à situação onde os nós intermediários encontram-se perfeitamente alinhados com os nós remetente e destinatário. Aplicando o limite inferior de custo às Equações (2) e (3), obtemos os limites inferiores de custo de \mathcal{C}_1 e \mathcal{C}_2 , respectivamente.

4.1. Dispersão de nós e redução de custo

Consideremos a distância de rota $l(x, y)$ entre os nós x e y . O grau de dispersão Δ baseia-se nas distâncias mínimas de rota entre os nós envolvidos, o que pode ser aproximado pela distância geográfica entre estes nós se há uma densidade suficiente de nós na rede. Em [Li et al., 2000], mostra-se que o roteamento geográfico apresenta bom desempenho quando há mais do que 50 nós por quilômetro quadrado, nós estes com raio de transmissão em torno de 250 metros. Consideramos portanto este valor como a densidade mínima necessária na rede. Assim, o grau de dispersão Δ entre o caminho direto, levando do nó remetente u ao nó destinatário w , e o caminho indireto contendo o nó v , que armazena a informação sobre a localização do nó w , é definido como

$$\Delta = \frac{\mathcal{D}(u, w)}{\mathcal{D}(u, v) + \mathcal{D}(v, w)}, \quad 0 < \Delta \leq 1. \quad (5)$$

A Figura 3 ilustra os possíveis valores de Δ em função do posicionamento relativo dos nós u , v e w . Valores de Δ próximos a 1 indicam um pequeno grau de dispersão entre os caminhos indireto e direto. De maneira oposta, pequenos valores de Δ representam um elevado grau de dispersão.

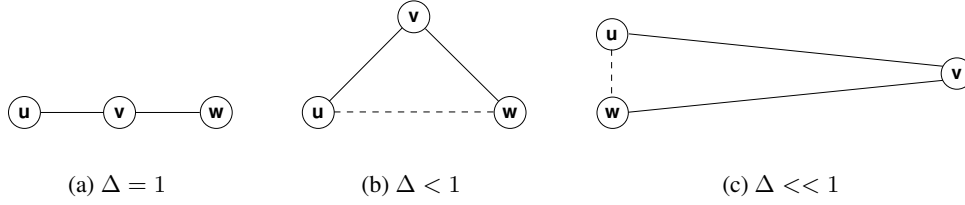


Figura 3: Posicionamento relativo dos nós e valores da dispersão Δ .

Nós também definimos a redução de custo Ψ fornecida pelo esquema proposto em comparação ao custo da abordagem convencional como

$$\Psi = 1 - \frac{\mathcal{C}_2}{\mathcal{C}_1}. \quad (6)$$

Deve-se ressaltar que a redução de custo Ψ somente é definida quando $\mathcal{D}(u, w) > R$, onde R é o raio de cobertura do nó u . Isto se deve ao fato de que se $\mathcal{D}(u, w) < R$, o nó w seria um vizinho do nó u e portanto nenhuma busca junto ao serviço de localização seria necessária. Para os custos mínimos de \mathcal{C}_1 e \mathcal{C}_2 , a redução de custo Ψ é dada por

$$\Psi = \frac{\mathcal{S}(q) (1 + \Delta) - k \mathcal{S}(f) (1 - \Delta)}{\mathcal{S}(q) (1 + \Delta) + n \mathcal{S}(f) \Delta + m \mathcal{S}(a) \Delta}. \quad (7)$$

4.2. Efeitos do tamanho relativo dos pacotes

Nós avaliamos a redução de custo alcançada pelo esquema proposto considerando os tamanhos relativos de pacotes de busca e de fluxo, assim como os diferentes valores de dispersão de nós Δ . A Figura 4 mostra a redução de custo Ψ para diferentes relações entre os tamanhos dos pacotes de busca e de fluxo. O tamanho considerado do pacote de busca é de 40 octetos. Nós também consideramos que o pacote de busca e o de reconhecimento possuem o mesmo tamanho. Nesta primeira análise, também é considerado um fluxo de dados composto por apenas um pacote de dados, ou seja, $n = k = m = 1$. A Figura 4 mostra a redução de custo Ψ quando o esquema proposto é menos custoso ($\mathcal{C}_2 \leq \mathcal{C}_1$).

Quando o pacote inicial de um fluxo possui o mesmo tamanho do pacote de busca, o esquema proposto é sempre compensador. Conforme pacotes maiores de fluxo são considerados, é menos vantajoso enviá-los pelo caminho indireto por este ser mais longo. Dependendo do posicionamento relativo dos nós envolvidos, ou seja, Δ menor do que um certo valor, enviar um pacote inicial maior do que o pacote de busca através do caminho indireto mais longo mostra-se mais custoso. Portanto, o esquema proposto beneficia especialmente fluxos com pacotes iniciais de pequeno tamanho, equivalente ao de um pacote de busca. Fluxos TCP possuem esta característica

devido ao pacote inicial SYN enviado pelo mecanismo de estabelecimento de conexão. Quando $\Delta = 1$, a redução de custo Ψ para cada cenário alcança seu limite superior dado por

$$\Psi_{\max} = \frac{2 \mathcal{S}(q)}{2 \mathcal{S}(q) + n \mathcal{S}(f) + m \mathcal{S}(a)}. \quad (8)$$

Visto que o limite superior Ψ_{\max} é uma função do tamanho relativo dos pacotes envolvidos, cada caso apresenta seu próprio limite superior Ψ_{\max} .

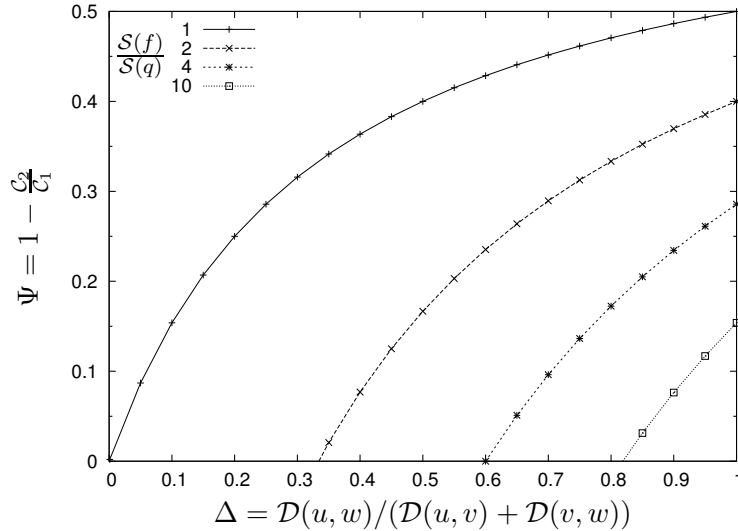


Figura 4: Efeitos do tamanho dos pacotes e do posicionamento relativo dos nós.

4.3. Efeitos do tamanho do fluxo

Conforme o tamanho do fluxo de dados aumenta, o custo de descobrir a localização do destinatário torna-se menos significativo quando comparado com o custo total da transmissão do fluxo. A Figura 5 apresenta a redução de custo Ψ para diferentes tamanhos de fluxo como função de diferentes valores de dispersão Δ . Os pacotes de busca e de fluxo possuem o mesmo tamanho ($\mathcal{S}(f)/\mathcal{S}(q) = 1$). No custo do esquema proposto, nós consideramos o envio de um pacote inicial ($k = 1$), dentre os n pacotes que compõem o fluxo, pelo caminho indireto. No caso de fluxos TCP, $k = 1$ corresponde ao envio do primeiro pacote SYN pelo caminho indireto e de todos os demais pacotes pelo caminho direto.

Fluxos de curta duração com dez pacotes ou menos ($n \leq 10$) apresentam a mais significativa redução de custo. Esta redução de custo obtida pelos fluxos de curta duração alcança de 5% a 50% para uma dispersão de nós $\Delta \geq 0.05$, dependendo do tamanho do fluxo de curta duração. Ressalta-se que se $\mathcal{D}(u, w) \leq R$, o nó remetente u e o nó destinatário w são vizinhos e portanto nenhuma consulta a qualquer servidor de localização se faz necessária. A partir da desigualdade do triângulo e considerando $\mathcal{D}(u, w) > R$, observamos que a dispersão Δ dos nós envolvidos é na realidade limitada por $\frac{R}{2 \mathcal{D}(u, v) + R} < \Delta \leq 1$, se é necessária uma consulta ao serviço de localização. Desta forma, dependendo do tamanho do fluxo de curta duração com pacotes de mesmo tamanho, uma redução de custo de 5% to 50% é alcançada se $\mathcal{D}(u, v) \leq 9.5 R$. Esta condição garante que a dispersão dos nós na faixa $0.05 \leq \Delta \leq 1$.

4.4. Efeitos em fluxos TCP e UDP

Fluxos TCP de curta duração, como por exemplo os pedidos web, representam a maioria dos fluxos [Papagiannaki, 2003, Soule et al., 2004] na Internet atual. Nós consideramos como

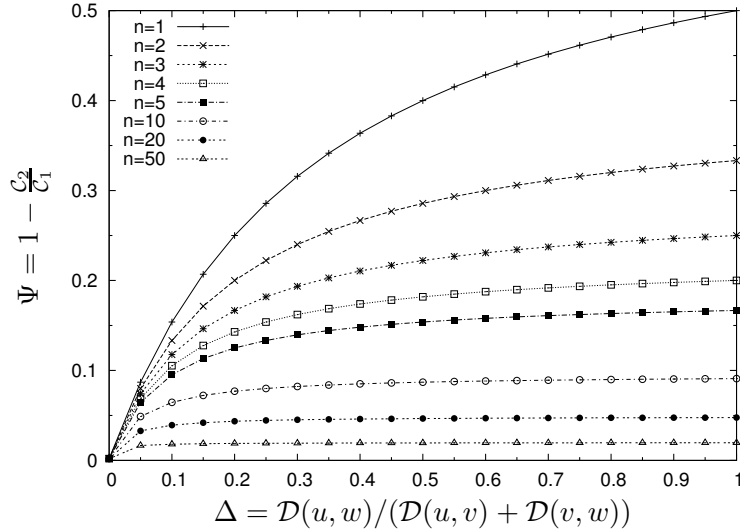


Figura 5: Efeitos do tamanho do fluxo e do posicionamento relativo dos nós.

fluxos TCP de curta duração os fluxos com cinco a dez pacotes. O valor de cinco pacotes leva em consideração o mínimo de pacotes enviados pelo nó remetente para completar uma conexão TCP: dois pacotes para o estabelecimento de conexão, um pacote de dados e dois pacotes para o encerramento da conexão. Nós analisamos o desempenho da abordagem adequada ao TCP considerando pacotes de dados grandes. A Figura 6 apresenta a redução de custo Ψ para diferentes tamanhos de fluxo. Os fluxos TCP possuem pacotes de dados de 1500 octetos em contraste com os 40 octetos dos pequenos pacotes usados para busca de localização, estabelecimento de conexão e encerramento de conexão. Supondo um perfil de tráfego similar à Internet atual para as futuras redes ad hoc móveis, uma redução de custo de 1% to 6% é alcançada para a maioria dos fluxos TCP, ou seja, os fluxos TCP de curta duração com $5 \leq n \leq 10$. A minoria dos fluxos, sejam fluxos de maior duração ($n > 10$) ou fluxos de curta duração sendo transmitidos com uma dispersão $\Delta < 0.05$, também alcançam uma redução de custo, porém limitada à 1%. Deve ser observado que mesmo para valores pequenos de dispersão Δ , a abordagem adequada ao TCP possui alguma vantagem em desempenho, pois no pior dos casos há a economia relativa à dispensa de um pacote dedicado para a busca da localização.

Fluxos UDP podem não ser privilegiados pela adoção do esquema proposto. O envio de um primeiro pacote do fluxo maior do que o tamanho de um pacote de busca através do caminho indireto pode ser mais custoso do que adotar um pequeno pacote de busca dedicado. Neste caso, a adoção da abordagem proposta pode ser vantajosa, ou não, dependendo do tamanho relativo dos pacotes envolvidos e do posicionamento relativo dos nós envolvidos (Figura 4). Baseado no protocolo de transporte em uso pelo fluxo a ser transmitido, um nó remetente realiza o gerenciamento de localização usando a abordagem proposta para os fluxos TCP e a abordagem convencional para os fluxos restantes. Esta política conservadora garante ao gerenciamento de localização acrescido da abordagem adequada ao TCP ao menos o desempenho do esquema convencional para fluxos diferentes de TCP e uma melhoria de desempenho para os fluxos TCP.

4.5. Estimando a dispersão dos nós e a redução de custo

Usando as Equações (2) e (3), a abordagem adequada ao TCP é vantajosa ($C_2 \leq C_1$), se o posicionamento dos nós envolvidos satisfaz a condição

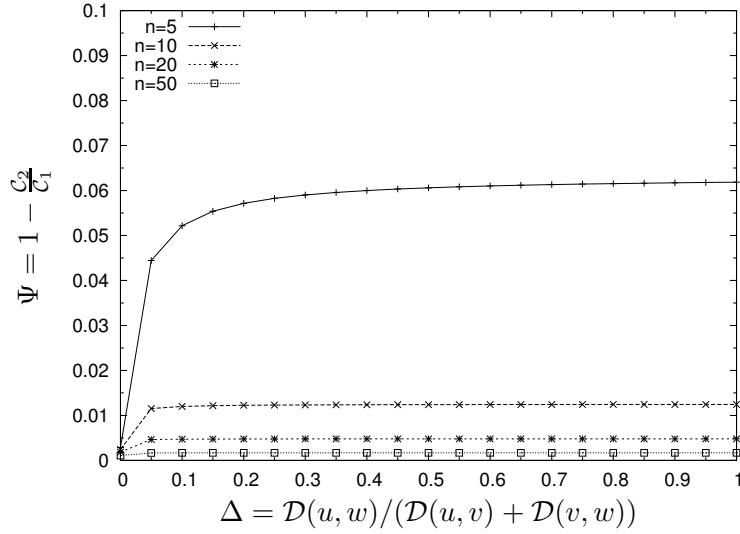


Figura 6: Redução de custo Ψ para fluxos TCP com grandes pacotes de dados.

$$\Delta \geq \frac{k \mathcal{S}(f) - \mathcal{S}(q)}{k \mathcal{S}(f) + \mathcal{S}(q)}. \quad (9)$$

Esta condição é consistente com os resultados apresentados na Figura 4. A partir da Equação (9), o nó remetente sabe o valor mínimo de Δ que garante o esquema proposto como vantajoso considerando algumas características do fluxo a ser transmitido. Claramente, a posição do nó destinatário w é desconhecida, pois esta é justamente a razão pela qual o nó remetente u utiliza o serviço de localização. Portanto, não há maneira de *a priori* calcular o valor exato da dispersão Δ .

Quanto maior o valor da dispersão Δ dos nós envolvidos, maior é a redução de custo. Para um dado fluxo, a Equação (7) associa uma redução de custo $\Psi = \psi$ com uma dispersão $\Delta = \delta$. Portanto, se estimarmos a probabilidade da dispersão Δ ser maior que δ , podemos estimar a probabilidade da redução de custo Ψ , devido à abordagem adequada ao TCP, ser maior do que ψ . A condição para isto é que Ψ seja monotonicamente crescente em função de Δ . No momento de consultar um serviço de localização, o nó remetente u somente conhece a distância $\mathcal{D}(u, v)$ para o servidor de localização v do nó destinatário w e algumas características do fluxo. Logo, nossa estimativa da dispersão Δ deve ser realizada baseada neste conhecimento limitado.

Nós propomos um método alternativo para estimar a probabilidade de haver um valor de dispersão Δ maior do que um determinado valor δ . Como consequência, nós podemos estimar a probabilidade da redução de custo Ψ ser maior do que um dado valor ψ . Suponha o nó u localizado na posição $(0, 0)$ de um sistema de coordenadas que cobre toda a região de atuação da rede ad hoc. O nó u deve contatar o servidor de localização v de maneira a obter a localização do nó w . Suponha agora que o nó v encontra-se localizado na posição $(1, 0)$ no mesmo sistema de coordenadas do nó u . O nó u requer a localização do nó w que pode estar localizado em qualquer lugar da região de atuação da rede, menos na área de cobertura no entorno do nó u . Por definição, se o serviço de localização está para ser utilizado, $\mathcal{D}(u, w) > R$. A Figura 7 apresenta a dispersão Δ entre o posicionamento dos nós envolvidos se a posição do nó w for (x, y) no sistema de coordenadas. Nós supomos que o nó destinatário w esteja uniformemente localizado sobre o espaço (x, y) . Sem perda de generalidade, nós adotamos os valores dos eixos x e y como unidades de $\mathcal{D}(u, v)$, que constitui a informação conhecida no nó u . Quanto mais próximo o nó w encontrar-se do nó u em comparação com a distância $\mathcal{D}(u, v)$, menor é o valor da dispersão Δ (ver também Figura 3(c)).

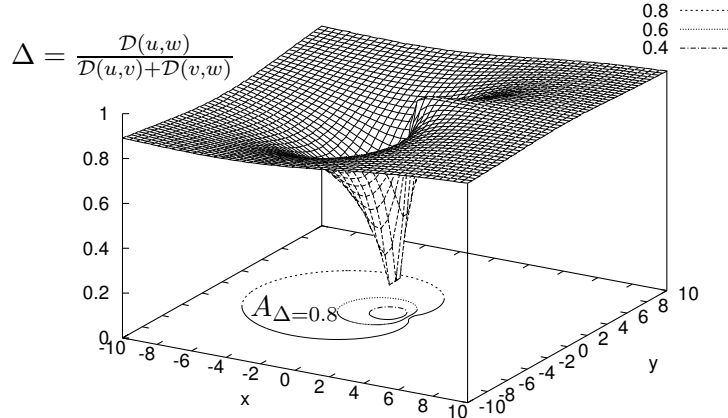


Figura 7: Dispersão Δ para diferentes posições do nó w a ser localizado.

As áreas projetadas no plano xy (Figura 7) equivalem à interseção da superfície, que representa a dispersão Δ , com os planos de corte correspondentes a $\Delta = 0.4, 0.6, 0.8$. A área $A_{\Delta=\delta}$ define a área desta interseção na Figura 7 quando $\Delta = \delta$. Se o nó w estiver localizado no interior da área $A_{\Delta=\delta}$, então o posicionamento relativo dos nós u, v , e w possui uma dispersão Δ limitada por δ . Observe que $A_{\Delta=i} \supseteq A_{\Delta=j}$, para $i \geq j$. Se $\Delta > \delta$, então o conhecimento de algumas características do fluxo a ser transmitido e o uso da Equação (7) permitem a indicação de que a abordagem adequada ao TCP possui uma redução de custo $\Psi > \psi$. Por exemplo, a área $A_{\Delta=0.8}$ indicada na Figura 7 representa o corte da superfície para $\Delta = 0.8$. Portanto, se o nó w estiver localizado no interior da área $A_{\Delta=0.8}$, então $\Delta \leq 0.8$. De forma similar, se o nó w estiver localizado fora da área $A_{\Delta=0.8}$, em qualquer outro ponto da região de atuação da rede ad hoc, então $\Delta > 0.8$. Considerando-se o cenário da Figura 5 e aplicando a Equação (7), se $\Delta > 0.8$ e $n = 10$, então a redução de custo é $\Psi > 9\%$.

Nós calculamos a probabilidade de $\Delta > \delta$ e esta probabilidade é a mesma da redução de custo Ψ ser maior do que um valor ψ , obtido aplicando a Equação (7) adequadamente. A computação desta probabilidade é realizada como se segue. Seja \mathcal{A} a área total ocupada pela região de atuação da rede ad hoc e A_R a área circular no entorno do nó u com raio R . Nós também denotamos por $|A|$ o tamanho da área delimitada por A . Novamente, se $\mathcal{D}(u, w) < R$, então o nó w seria um nó vizinho do nó u e nenhuma busca de localização seria necessária. Se uma busca de localização está em vias de se realizar, então o nó w está certamente fora da região no entorno do nó u , cuja superfície equivale a $|A_R| = \pi R^2$. A probabilidade de $\Delta > \delta$ é a mesma do nó w estar localizado fora da área $A_{\Delta=\delta}$. Considerando $(A_{\Delta=\delta} \cup A_R) \subset \mathcal{A}$, a probabilidade da redução de custo Ψ ser maior do que um determinado valor ψ , equivalente a uma dispersão $\Delta = \delta$ usando a Equação (7), é dada por

$$P(\Psi > \psi) = P(\Delta > \delta) = 1 - \frac{|A_{\Delta=\delta} - A_R|}{|\mathcal{A}|}. \quad (10)$$

A computação da probabilidade apresentada na Equação (10) considera a região de atuação \mathcal{A} como sendo conhecida de todos os nós participantes. Este seria o caso se os nós móveis estivessem confinados dentro de uma região bem conhecida por todos. Se os nós individuais não estiverem cientes das dimensões da região de atuação na qual estão localizados, nós propomos

um mecanismo adaptativo para estimar o tamanho da região de atuação \mathcal{A} . Neste caso, no início da atividade da rede, os nós não possuem qualquer conhecimento do tamanho total da sua região de atuação. Conforme os nós contatam outros nós remotos, eles aprendem as distâncias entre eles próprios e estes outros nós. Por exemplo, para executar uma transmissão, o nó remetente u aprende a distância $\mathcal{D}(u, w)$ ao nó destinatário w e a distância $\mathcal{D}(u, v)$ ao servidor de localização v do nó w . Se os nós armazenarem a distância máxima d_{\max} conhecida, esta pode ser utilizada para realizar uma estimativa $\hat{\mathcal{A}}$ da área \mathcal{A} desconhecida da região de atuação. A área estimada da região de atuação é então $|\hat{\mathcal{A}}| = \pi d_{\max}^2$. Considerando-se um desconhecimento total da região de atuação no início da atividade da rede ad hoc, a probabilidade da redução de custo Ψ ser maior do que um dado valor ψ , equivalente à dispersão $\Delta = \delta$ usando a Equação (7), é dada por

$$P(\Psi > \psi) = P(\Delta > \delta) = 1 - \frac{|A_{\Delta=\delta} - A_R|}{|A_{\Delta=\delta} \cup A_R \cup \hat{\mathcal{A}}|}. \quad (11)$$

Na primeira transmissão do nó u que requeira uma busca de localização, o único conhecimento que o nó u possui do restante da rede ad hoc é a distância $\mathcal{D}(u, v)$ para o servidor de localização v do nó w a ser localizado. Portanto, d_{\max} é inicializada com o valor $\mathcal{D}(u, v)$. O tamanho estimado da região de atuação é então $|\hat{\mathcal{A}}| = \pi \mathcal{D}^2(u, v)$ no primeiro passo. Conforme o nó u comunica-se com outros nós distantes, o conhecimento da região de atuação cresce ao passo que d_{\max} é atualizado com informações do nó conhecido que encontra-se mais distante. De maneira alternativa, um nó pode também extrair indicações sobre o quão vasta é a região de atuação a partir dos pacotes que este nó encaminha, pois os pacotes sob um regime de roteamento geográfico carregam as posições de seus remetentes e destinatários. À medida que um nó encaminha um pacote em direção a um destinatário, este nó pode usar as posições do remetente e do destinatário presentes no pacote para aprimorar mais rapidamente sua estimativa do tamanho da região de atuação dentro da qual o nó se encontra.

4.6. Dispersão Δ nas abordagens *home-agent* e *Grid Location Service* (GLS)

Para avaliar a dispersão Δ dos nós envolvidos nas abordagens de zona-base *home-agent* [Stojmenovic, 2002a] e hierárquica *Grid Location Service* (GLS) [Li et al., 2000], descritas na Seção 2, nós realizamos um estudo de simulação descrito como se segue. Suponha uma região de atuação quadrada com 1000 metros em cada lado. No caso hierárquico, um quadrado GLS de ordem 1 possui 125 metros em cada lado. Isto significa dividir a região de atuação em uma hierarquia de 64 quadrados, cada um com 125 metros de lado. Quatro quadrados de ordem 1 formam um quadrado de ordem 2 e assim por diante. Isto resulta em um quadrado de ordem 4 que corresponde a toda a região de atuação. Um nó seleciona três servidores de localização para cada nível hierárquico, conduzindo em nosso caso a nove servidores de localização para cada nó, distribuídos em diferentes níveis de densidade através da região de atuação. A densidade dos servidores de localização para o nó w é maior nas regiões próximas ao nó w . Na abordagem *home-agent*, contudo, o nó w utiliza uma função de *hash* para selecionar uma posição na região de atuação. Um nó v , próximo a esta posição selecionada, atua como servidor de localização para o nó w . O alcance de transmissão R dos nós é considerado como de 125 metros.

Considerando 1000 nós presentes na região de atuação, a Figura 8 apresenta a probabilidade acumulada de haver uma dispersão específica de nós Δ para cada serviço de localização. Este é o resultado de 10000 interações simuladas entre um nó remetente u , um servidor de localização v e um nó destinatário w . A abordagem *home-agent* provê uma dispersão maior de nós Δ do que a abordagem hierárquica GLS. A dispersão tende a ser menor na abordagem hierárquica GLS do que na abordagem por zona-base, pois no caso hierárquico é mais provável haver um servidor de localização v próximo, seja do nó destinatário w , seja do nó remetente u . Este resultado também

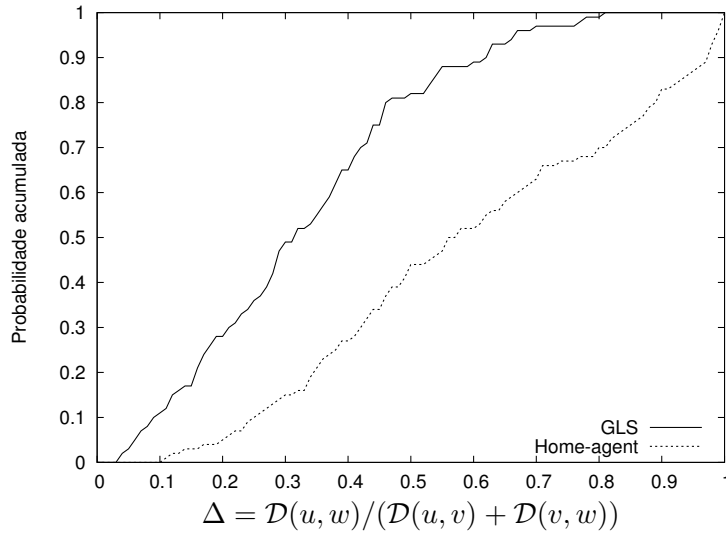


Figura 8: Probabilidade acumulada da dispersão Δ .

indica que a abordagem *home-agent* beneficia-se mais da abordagem adequada ao TCP do que a proposta GLS visto que a proposta *home-agent* caracteriza-se por dispersões mais elevadas entre os nós envolvidos. Por exemplo, considerando-se o cenário da Figura 5 e aplicando a Equação (7), se $\Delta > 0.2$ e $n = 10$, então temos uma redução de custo $\Psi > 8\%$. A partir dos resultados da Figura 8, nós observamos que a probabilidade de $\Delta > 0.2$ ocorrer é de 72% para GLS e de 95% para a abordagem *home-agent*.

5. Conclusão

Este artigo propõe uma abordagem adequada ao TCP para o gerenciamento de localização em redes ad hoc móveis. A abordagem proposta envia o pacote inicial de um fluxo TCP, inerentemente um pacote SYN, para buscar a posição do destinatário do fluxo ao invés de adotar pacotes de busca de localização dedicados. Esta abordagem mostra-se especialmente vantajosa para os fluxos TCP, reduzindo seus custos de transmissão para o gerenciamento de localização e logo reduzindo o consumo de energia dos nós. A redução de custo alcançada é uma função da dispersão espacial dos nós envolvidos, do tamanho dos pacotes e do tamanho dos fluxos. A abordagem adequada ao TCP permite uma maior vantagem para os fluxos TCP de curta duração (até 10 pacotes), fornecendo assim maiores reduções de custo para a maioria dos fluxos, pois os fluxos TCP de curta duração representam a maioria dos fluxos observados na Internet. Nós levamos em conta o número de fluxos visto que a necessidade de busca de localização acontece somente na inicialização da transmissão de um fluxo. Supondo um perfil de tráfego similar à Internet para as futuras redes ad hoc móveis, a abordagem adequada ao TCP beneficia a maioria dos fluxos no procedimento de gerenciamento de localização. A abordagem adequada ao TCP é aplicável às principais propostas para gerenciamento de localização em redes ad hoc móveis. O impacto em propostas anteriores, tanto em abordagens por zona-base quanto hierárquicas, é avaliado, mostrando-se que a abordagem por zona-base alcança um maior benefício da abordagem adequada ao TCP. Portanto, as principais propostas anteriores podem reduzir os custos de transmissão no gerenciamento de localização com pequenas mudanças, independentemente das suas características específicas. Estas pequenas mudanças podem ser vistas como um componente de atualização (*patch*) relativamente simples a ser aplicado às propostas anteriores de forma modular sem interferir nas suas funcionalidades básicas e capaz de melhorar seu desempenho quando estas propostas lidarem com fluxos TCP.

Baseado no protocolo de transporte adotado pelos fluxos a serem transmitidos, um reme-
tente pode aplicar, seja a abordagem adequada ao TCP para a maioria dos fluxos composta dos
fluxos TCP, seja a abordagem convencional para os fluxos restantes. Conforme cada nó cooperante
na rede ad hoc busque diminuir seus custos a cada transmissão, a adoção da abordagem proposta
fornece uma melhoria de desempenho ao gerenciamento de localização.

Referências

- Cormen, T. H., Leiserson, C. E., e Rivest, R. L. (1990). *Introduction to Algorithms*. MIT Press, Cambridge, MA, EUA.
- Costa, L. H. M. K., de Amorim, M. D., e Fdida, S. (2004). Reducing latency and overhead of route repair with controlled flooding. *Wireless Networks*, 10(4):347–358.
- Enge, P. e Misra, P. (1999). Special issue on global positioning system. *Proceedings of the IEEE*, 87(1):3–15.
- Gober, P., Ziviani, A., Todorova, P., de Amorim, M. D., Hünerberg, P., e Fdida, S. (2004). Topology control and localization in wireless ad hoc and sensor networks. *Ad Hoc & Sensor Wireless Networks, OCP Science*. Aceito para publicação.
- Hightower, J. e Borriello, G. (2001). Location systems for ubiquitous computing. *IEEE Computer*, 38(8):57–66.
- Ko, Y.-B. e Vaidya, N. H. (1998). Location-aided routing (LAR) in mobile ad hoc networks. Em *Proc. of the ACM MobiCom'98*, Dallas, TX, EUA.
- Li, J., Jannotti, J., de Couto, D. S. J., Karger, D. R., e Morris, R. (2000). A scalable location service for geographic ad hoc routing. Em *Proc. of the ACM MobiCom'00*, pages 120–130, Boston, MA, EUA.
- Mauve, M., Widmer, J., e Harstenstein, H. (2001). A survey on position-based routing in mobile ad-hoc networks. *IEEE Network*, 15(6):30–39.
- Papagiannaki, K. (2003). *Provisioning IP Backbone Networks Based on Measurements*. PhD thesis, University College London (UCL), Londres, Reino Unido.
- Soule, A., Salamatian, K., Emilion, R., Taft, N., e Papagiannaki, K. (2004). Flow classification by histograms or how to go on safari in the Internet. Em *Proc. of the ACM Sigmetrics 2004*, Nova Iorque, NY, EUA.
- Stojmenovic, I. (2002a). *Location updates for efficient routing in ad hoc wireless networks*, in *Handbook of Wireless Networks and Mobile Computing*, pages 451–471. John Wiley & Sons.
- Stojmenovic, I. (2002b). Position-based routing in ad-hoc networks. *IEEE Communications Magazine*, 40(7):128–134.
- Tseng, Y.-C., Wu, S.-L., Liao, W.-H., e Chao, C.-M. (2001). Location awareness in ad hoc wireless mobile networks. *IEEE Computer*, 34(6):46–52.
- Xue, Y., Li, B., e Nahrstedt, K. (2001). A scalable location management scheme in mobile ad-hoc networks. Em *Proc. of the IEEE Conference on Local Computer Networks - LCN'2001*, Tampa, FL, EUA.
- Ziviani, A., Fdida, S., de Rezende, J. F., e Duarte, O. C. M. B. (2002). Enhancing location management in mobile ad hoc networks. Em *Proc. of the IFIP Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop - Med-Hoc-Net 2002*, Sardenha, Itália.