

# CI-PMIPv6 : Uma Abordagem para Handover Interdomínio em Redes Móveis

Nivia Cruz Quental, Paulo André da S. Gonçalves

Centro de Informática (CIn)  
Universidade Federal de Pernambuco (UFPE)  
50.740-540 – Recife – PE – Brasil

{ncq, pasg}@cin.ufpe.br

**Abstract.** *Interdomain handover is a challenging topic in mobile networks. One of the main challenges is to bring together low signalling cost and decentralized mobility management. This paper proposes CI-PMIPv6 (Clustered Interdomain Proxy MIPv6) for interdomain handover. It organizes entities from different domains in a cluster. Information from mobile nodes is difused with minimum additional signaling overhead to PMIPv6. Evaluation results show that, in accordance with the studied scenarios and in comparison to other approaches, CI-PMIPv6 has a minimum signaling cost reduction of 20%. The latency is at least 16% smaller and the packet loss is at least 16% smaller. Further, CI-PMIPv6 obtains greater goodput than other approaches.*

**Resumo.** *O handover interdomínio é um tópico de pesquisa desafiador em redes móveis. Um dos principais desafios é aliar baixo custo de sinalização com descentralização do gerenciamento de mobilidade. Este artigo propõe o protocolo CI-PMIPv6 (Clustered Interdomain Proxy MIPv6), que organiza entidades de vários domínios em um cluster, difundindo dados dos nós móveis com adição mínima de overhead de sinalização ao PMIPv6. Os resultados de avaliação mostram que de acordo com os cenários estudados e comparado a outras soluções na literatura, o CI-PMIPv6 obteve custo de sinalização ao menos 20% menor, latência no mínimo 16% inferior e perda de pacotes ao menos 16% menor. Ademais, o CI-PMIPv6 obtém goodput superior às demais abordagens.*

## 1. Introdução

A continuidade de sessões de comunicação entre sistemas finais, denominados nós, sobre redes móveis heterogêneas mediante *handover* tem sido objeto de estudo de pesquisas recentes [Chen et al. 2005] [Zekri et al. 2012]. A ampla difusão de aplicativos para dispositivos móveis, permitindo a interação entre usuários que se deslocam em uma rede móvel, tornam esse problema ainda mais relevante e atual.

No âmbito da mobilidade IP, alguns dos principais desafios envolvem aliar interoperabilidade entre tecnologias de acesso e baixa latência, enquanto permitem a transição entre redes de domínios diferentes de forma transparente. O protocolo Mobile IP (MIP) conserva o endereço IP de um nó móvel fazendo o mesmo trocar mensagens de sinalização com entidades de diferentes domínios à medida que se move para além de sua rede de origem [Johnson et al. 2004]. Essa característica faz do MIP um protocolo com suporte a

mobilidade interdomínio. Porém, o MIP possui como desvantagens o custo de se introduzir processamento nos dispositivos móveis, a necessidade de engajamento de fabricantes de *gadgets* na implementação do protocolo e o *overhead* de comunicação com entidades no núcleo da rede. A extensão Proxy MIP versão 6 (PMIPv6) introduz entidades que monitoram a localização do nó móvel dentro de um domínio local [Gundavelli et al. 2008]. Isso elimina a necessidade de sinalização e processamento diretamente no nó móvel. Assim, o PMIPv6 é um protocolo mais abrangente para os diferentes tipos de aparelhos disponíveis no mercado e mais econômico em termos de consumo de energia. Entretanto, o PMIPv6 acaba por perder o caráter interdomínio do MIP, uma vez que o gerenciamento é limitado a um domínio local. Estudos recentes vêm propondo extensões interdomínio ao PMIPv6 e derivados [Joe and Lee 2012] [Zhong et al. 2010] [Zhou et al. 2010]. Algumas das propostas procuram fornecer esse suporte sem a necessidade de estruturas hierárquicas. Contudo, as soluções propostas na literatura ainda não conseguem aliar baixo custo de sinalização e baixa latência com a compatibilidade com sistemas legados.

Este artigo propõe o protocolo CI-PMIPv6 (*Clustered Interdomain Proxy Mobile IPv6*) como solução interdomínio e intradomínio que atende aos pontos anteriormente citados. O CI-PMIPv6 organiza entidades-âncora de vários domínios em um *cluster*, onde são distribuídas informações sobre os nós móveis com o mínimo de *overhead* de sinalização adicional ao *handover*. O CI-PMIPv6 garante *handover* interdomínio e intradomínio, além de conservar a simplicidade do PMIPv6 com a ampla cobertura do MIP. Adicionalmente, o CI-PMIPv6 não adiciona entidades, não introduz túneis extras e permanece compatível com sistemas legados.

O presente artigo está organizado da seguinte forma: a Seção 2 descreve os conceitos relacionados a gerenciamento de mobilidade IP, *handover* interdomínio e as propostas existentes na literatura. A Seção 3 apresenta o CI-PMIPv6 e suas principais características. A Seção 4 apresenta a metodologia de avaliação de desempenho bem como os resultados obtidos. Por fim, a Seção 5 apresenta as conclusões do trabalho.

## 2. Mobilidade IP Interdomínio e Trabalhos Relacionados

O protocolo PMIPv6 (*Proxy Mobile IPv6*) conta com a existência de dois tipos de entidades de rede : o *Mobile Access Gateway* (MAG) e o *Local Mobility Anchor* (LMA) [Gundavelli et al. 2008]. A Figura 1(a) ilustra essa arquitetura. O MAG é responsável por enviar atualizações de endereço e manter o controle da localização do nó móvel, evitando a troca de mensagens pelo dispositivo sem fio típica do MIP. O LMA possui função semelhante à entidade *Home Agent* do MIP e gerencia todos os MAGs de sua região.

A Figura 1(b) apresenta o fluxo de mensagens para o PMIPv6 durante um *handover* intradomínio entre dois MAGs. Ao se mover de uma rede para outra, o nó móvel requisita uma nova rota ao novo MAG (NMAG) pela mensagem *Rtr Sol* (*Router Solicitation*) do protocolo ICMP. Em seguida, o NMAG solicita ao LMA que atualize suas informações por meio da mensagem *Proxy Binding Update* (PBU), recebendo a resposta de reconhecimento *Proxy Binding Acknowledgment* (PBA). O túnel entre o MAG prévio (PMAG) e o LMA é desfeito e um túnel é estabelecido entre o LMA e o NMAG e assim o *handover* é concluído. Assim, o NMAG pode contactar o nó por meio da mensagem ICMP RA (*Router Advertisement*). A extensão *Fast Handovers for Proxy Mobile IPv6* (FPMIPv6) [Yokota et al. 2011] adiciona um esquema de *buffering* e criação de um túnel

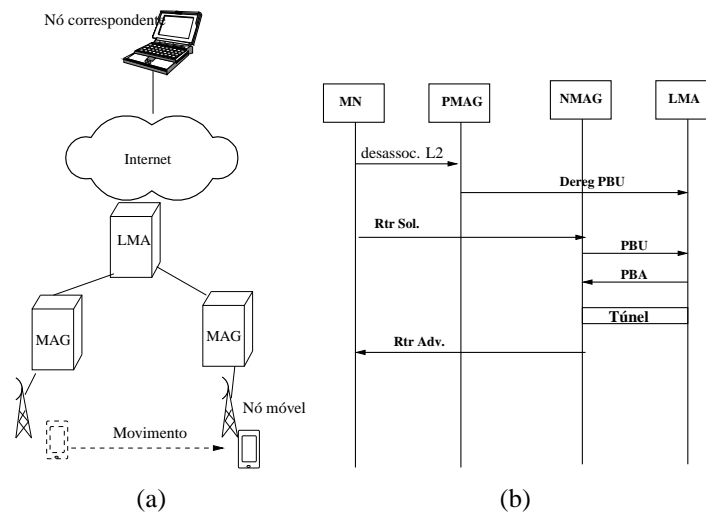


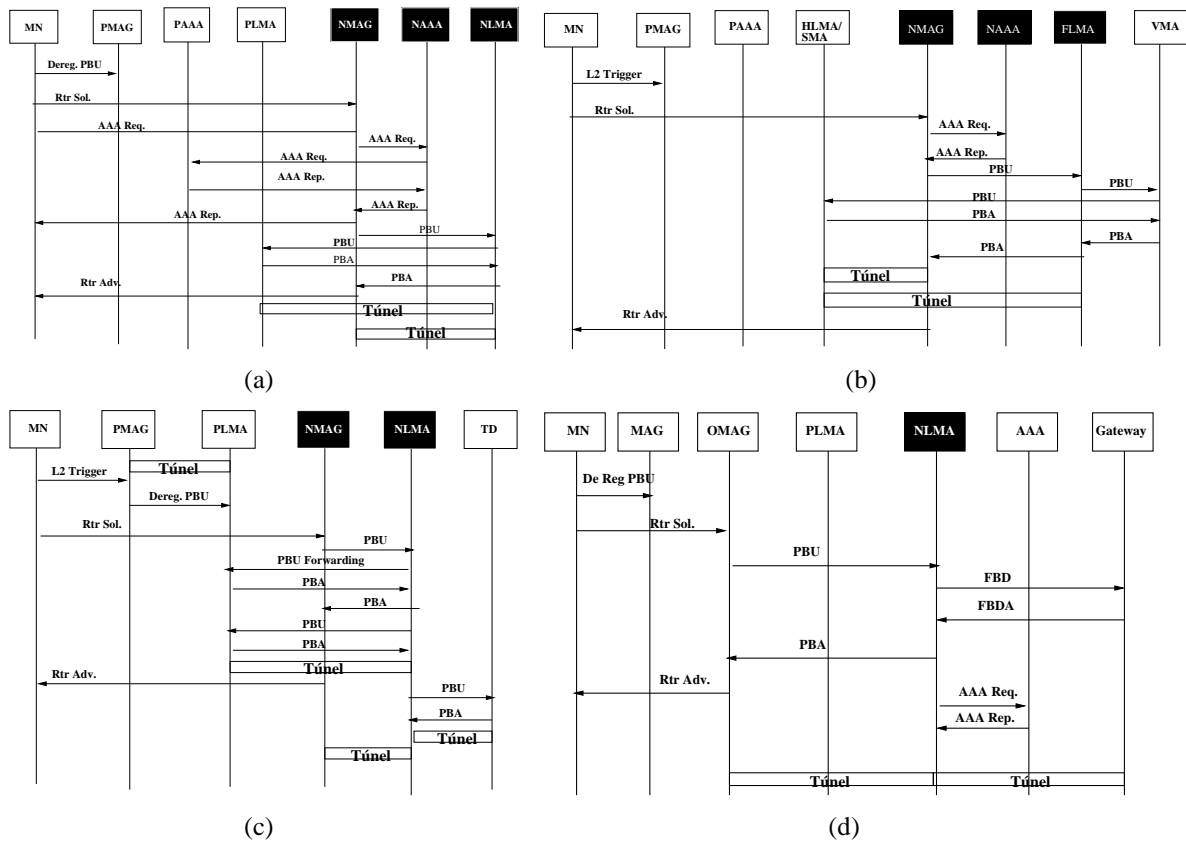
Figura 1. (a) Arquitetura do PMIPv6. (b) Fluxo de mensagens do PMIPv6.

entre o PMAG e o NMAG enquanto as mensagens de controle do *handover* ainda estão sendo trocadas. Essa extensão permite reduzir o número de pacotes perdidos durante o processo. Outras propostas preveem o suporte a *multihoming* [Liebsch et al. 2011], manutenção de rotas otimizadas [Rasem et al. 2012] e otimização do *handover* intra-domínio baseada na formação de subdomínios [Jabir et al. 2014].

Diferentemente do MIP, no PMIPv6 e em suas extensões, os LMAs não possuem conhecimento global da rede, tampouco de domínios externos, como um agente do MIP teria. No MIP, a rede de origem alcança domínios além do seu graças à comunicação com o nó móvel, que se encarrega de informar sobre atualização do seu endereço na rede estrangeira. Como essa comunicação é eliminada no PMIPv6, não é possível rastrear o nó móvel quando este deixa o domínio. Desta forma, é necessária uma abordagem que viabilize o *handover* interdomínio de baixo custo e latência mantendo as vantagens do PMIPv6.

Park *et al.* [S. Park et al. 2010] propõem uma abordagem para prover *handover* interdomínio sem qualquer tipo de otimização ou entidades adicionais, acrescentando repasse das mensagens já conhecidas do padrão a entidades de domínios vizinhos. A Figura 2(a) apresenta o fluxo de sinalização de *handover* interdomínio. Cada domínio possui o seu próprio serviço de autenticação, autorização e auditoria (*Authentication, Authorization, and Accounting* - AAA). Deve haver um túnel extra entre o LMA anterior (PLMA) e o novo LMA (NLMA) além do túnel já existente entre NLMA e NMAG. Assim, é esperado um *overhead* de sinalização dobrado devido a esse repasse. Também é esperado um *overhead* adicional de encapsulamento de cabeçalhos devido ao túnel extra criado entre os LMAs. Uma consequência direta é o aumento da latência. Uma abordagem semelhante é apresentada no trabalho de Zhou *et al.* [Zhou et al. 2010].

Neumann *et al.* [Neumann et al. 2009] propõem o I-PMIP, uma abordagem para *handover* interdomínio que mantém o mesmo LMA até o fim da sessão. Para tal, parte-se da premissa de que os LMAs de domínios vizinhos são fisicamente próximos e que conhecem seus endereços. O LMA de origem mantido como âncora do *handover* é denominado *Session Mobility Anchor* (SMA). O I-PMIP prevê uma entidade adicional chamada *Vir-*



**Figura 2. Handover interdomínio nas abordagens de: (a) Park et al. (b) I-PMIP. (c) EIMHP. (d) No-Gap.**

tual Mobility Anchor (VMA), responsável por manter a informação do domínio onde o nó se encontra. A Figura 2(b) apresenta as mensagens de sinalização do I-PMIP no *handover* interdomínio. O SMA repassa os dados ao futuro LMA no novo domínio, que cria um túnel para o novo MAG. O VMA é atualizado cada vez que o nó se move para outro domínio, tornando-se um gargalo de rede e ponto único de falha na arquitetura. Outra desvantagem do I-PMIP é que, assim como na abordagem sem otimização, requer a adição de um túnel além daquele previsto no PMIPv6, aumentando o *overhead* da entrega de pacotes.

Zhong et al. [Zhong et al. 2010] propõem o *Enabling Inter PMIPv6 Domain Handover* (EIPMH). O EIPMH introduz uma entidade denominada *Traffic Distributor* (TD), que redireciona dados para o LMA enquanto o nó estiver além do seu domínio original. Os TDs são configurados estaticamente e possuem conhecimento de outros TDs, seus prefixos IP e mapeamento para os LMAs. O TD assume a responsabilidade do LMA de atribuir prefixos IP ao nó móvel além de agir como *gateway* para a rede externa. A Figura 2(c) apresenta a sinalização no EIPMH para o *handover* interdomínio. Assim que o nó se registra no NMAG, o seu NLMA correspondente faz uma consulta ao PLMA de origem por meio da mensagem *PBU\_Forwarding*. Essa consulta busca informações adicionais do nó e do TD responsável pela comunicação com a Internet. O TD cria um túnel com o novo LMA. Também é criado um túnel entre LMAs além do túnel já existente entre o novo LMA e NMAG. Observa-se que o problema de *handover* interdomínio é apenas

adiado para o nível dos TDs, tornando a solução incompleta. Adicionalmente, o EIPMH introduz dois túneis extras ao PMIPv6, aumentando o *overhead* de entrega de pacotes.

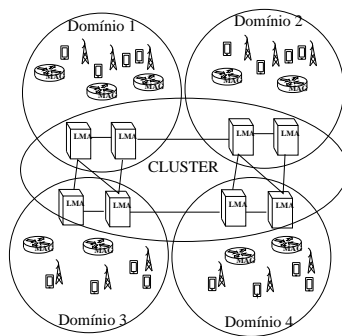
No trabalho de Joe e Lee [Joe and Lee 2012] uma abordagem denominada *no-gap* é apresentada. Nessa abordagem, um tipo especial de MAG é considerado, o *Overlapping* MAG (OMAG), que deve ficar localizado em áreas de sobreposição entre dois domínios. Assim que o nó entra em sua área de cobertura, o OMAG cria dois caminhos simultâneos, um para cada domínio. Assim, o nó recebe informação redundante de ambos LMAs. A Figura 2(d) apresenta o fluxo de chamadas de sinalização para a solução *no-gap*. Além das mensagens PMIPv6, as mensagens FBD e FBDA são trocadas entre o NLMA e um *gateway* para confirmar e obter informação adicional sobre o nó. Adicionalmente o NLMA faz a autenticação do nó. É também necessário criar um túnel entre o *gateway* e o NLMA e entre o NLMA e o OMAG, aumentando o *overhead* de entrega de pacotes. Além disso, a solução *No-Gap* requer uma mudança estrutural no sistema legado, incluindo configuração de roteadores de borda de modo a viabilizar a existência da entidade OMAG.

### 3. Clustered Interdomain PMIPv6 (CI-PMIPv6)

O CI-PMIPv6 é uma abordagem para *handover* interdomínio e intradomínio que propõe organizar os LMAs de cada domínio em uma estrutura denominada *cluster*, conforme ilustra a Figura 3. Ela permite que MAGs de domínios diferentes se localizem por meio de seus LMAs, previamente conectados ao *cluster*. O gerenciamento do *cluster* é baseado na aplicação Kademia [Maymounkov and Mazières 2002], uma *Distributed Hash Table* (DHT) tolerante a falhas com performance logarítmica. A Kademia armazena pares <chave, valor> em pares cujos identificadores (denominados *nodeIDs*) estiverem mais próximos à chave correspondente usando a operação XOR para medição da distância. A escolha por essa DHT advém da sua distribuição eficiente e busca com complexidade  $O(\log(n))$ , trazendo escalabilidade no caso de haver uma maior quantidade de pares no *cluster*. O *cluster* é configurado estaticamente, dependendo de acordos entre as operadoras de banda-larga. É razoável considerar que os LMAs que farão parte do *cluster* sejam configurados em tempo de implantação do sistema CPMIPv6, pois não se supõe a saída de um LMA, uma entidade fixa, durante a realização de chamadas. A configuração estática é uma premissa que simplifica questões de segurança e manutenção de consistência de dados na atualização das chaves. Desta forma, os serviços de autenticação dentro do domínio podem permanecer inalterados, como no PMIPv6. Cada LMA possui informação de todos os MAGs conectados aos LMAs da vizinhança, graças às operações de armazenamento da Kademia durante o registro inicial do nó na rede.

O CI-PMIPv6 considera as seguintes premissas: Os MAGs são fisicamente alcançáveis a partir de um LMA de um domínio vizinho; os LMAs funcionam como *gateways* para a Internet; cada serviço de AAA (Autenticação, Autorização e Auditoria) está localizado na mesma rede que o LMA no domínio correspondente; os MAGs não realizam *buffering* adicional em comparação ao que já é feito no PMIPv6. O *cluster* do CI-PMIPv6 distribui pares <chave, valor> entre os LMA onde:

- A chave é o prefixo de endereço do nó móvel na rede de origem;
- O valor é uma estrutura de dados que contém o endereço atual do MAG, do LMA, um identificador do nó móvel na rede de origem, um identificador para o link entre



**Figura 3. Domínios no CI-PMIPv6.**

o nó móvel e a rede de origem e o principal prefixo de endereço fornecido ao nó móvel pela sua rede de origem;

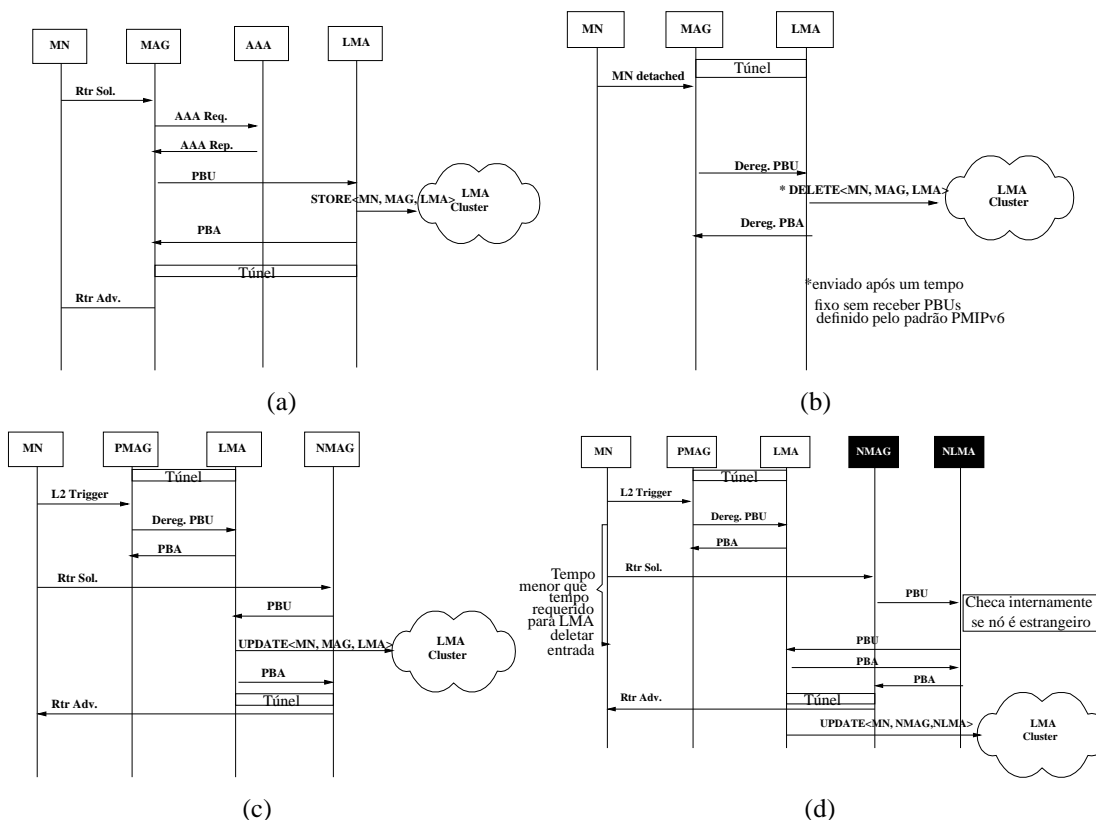
- O *nodeID* de um LMA no *cluster* é o seu endereço IP;
- As chaves e *nodeIDs* do *cluster* estão no espaço de endereços de 128 bits, como todo endereço IPv6 ao invés do endereço de 160 bits da implementação padrão da Kademlia.

Assim, os pares <chave, valor> são armazenados nos LMAs cujos IPs são mais próximos ao prefixo do nó móvel. Essa proximidade é determinada pela operação de XOR, ou seja, não se trata de proximidade geográfica. Entretanto, os IPs com prefixos mais próximos tendem a pertencer a mesma operadora, de modo que seja mais provável o estabelecimento de rotas otimizadas entre eles. A troca de mensagens no *cluster* é feita por meio das primitivas STORE, FIND\_NODE e FIND\_VALUE da Kademlia. O CI-PMIPv6 introduz também as primitivas UPDATE and DELETE de modo a atualizar e remover valores no *cluster*.

A Figura 4(a) ilustra o fluxo de mensagens de sinalização no momento do registro de um nó móvel na rede. Ele envia a mensagem ICMP `Rtr Sol` solicitando ao MAG mais próximo uma rota de acesso à rede externa. O MAG primeiramente autentica o nó com o serviço de AAA de seu domínio. Uma vez que o nó é autenticado, o MAG envia uma mensagem de PBU ao seu LMA. Até esse momento, o fluxo de registro é idêntico ao do PMIPv6. A partir de então, o LMA envia o comando STORE derivado do Kademlia para armazenar essa associação no *cluster*. Assim, os LMAs em domínios vizinhos podem ter acesso ao mapeamento do nó ao seu MAG. A execução do comando STORE é assíncrona e não requer aguardar a resposta do *cluster* para o envio da mensagem de PBA para o MAG. O nó é registrado e o MAG pode finalmente anunciar a sua rota por meio da mensagem ICMP RA para o nó.

A Figura 4(b) apresenta o processo de desregistro. O processo é inicialmente idêntico ao que ocorre no PMIPv6. Após detectar o evento de desligamento, o MAG envia a mensagem PBU ao LMA para o desregistro. O LMA aguarda um intervalo de tempo fixo denominado INITIAL\_BINDACK\_TIMEOUT [Johnson et al. 2004] para remover de fato a associação entre nó e MAG. A seguir, o LMA precisa enviar a mensagem DELETE ao *cluster*. Essa operação, assim como STORE, é assíncrona e independe da sinalização trocada entre LMA e MAG. Assim, o LMA pode enviar a mensagem PBA para o MAG e finalizar o processo de desregistro.

A Figura 4(c) apresenta o fluxo de sinalização para o *handover* intradomínio. O



**Figura 4. Fluxo de sinalização no CI-PMIPv6: (a) Registro. (b) Desregistro. (c) Handover intradomínio. (d) Handover interdomínio.**

fluxo é similar àquele proposto pelo padrão PMIPv6, com a adição da mensagem UPDATE para atualizar o *cluster* após a associação com o novo MAG. É importante observar que, uma vez que o CI-PMIPv6 não remove nenhum tratamento de sinalização do PMIPv6, o sistema pode conviver com entidades legadas. No caso de um LMA legado, ele não pertenceria ao *cluster* e não realizaria *handover* interdomínio e sim apenas intradomínio, que é o esperado no PMIPv6.

A Figura 4(d) apresenta a sinalização para o *handover* interdomínio. O nó envia a mensagem PBU para o PMAG para realizar o desregistro. O PLMA aguarda durante o intervalo INITIAL\_BINDACK\_TIMEOUT para realizar a remoção definitiva do registro. Quando o nó entra no novo domínio e se comunica com o NMAG, ele envia a mensagem PBU para o NLMA. O NLMA encontra em seu registro a antiga associação do nó com o PMAG e o PLMA e o identifica como nó estrangeiro. Assim, o NLMA envia a mensagem PBU para o PLMA informando que o nó está em um novo domínio. Assim, o PLMA desiste de remover o registro e responde com PBA para o NLMA, que assim, pode enviar o PBA para o NMAG. Uma premissa do CI-PMIPv6 é de que essas mensagens são trocadas em um intervalo inferior a INITIAL\_BINDACK\_TIMEOUT. Finalmente, o PLMA atualiza o *cluster* com a nova associação.

O maior ganho do CI-PMIPv6 vem da antecipação dos LMAs sobre o conhecimento de informações dos nós móveis, a serem usadas no próximo *handover*. As mensagens trocadas no *cluster* não adicionam custo para o *handover* em curso, sendo

assíncronas. A vantagem do uso de mensagens assíncronas reside no fato do MAG não precisar aguardar a finalização de procedimentos nos pares no *cluster*, que ficam no núcleo da rede e poderiam se tornar gargalo para a latência do handover. Os MAGs assim podem abstrair a existência do *cluster*, para os quais o protocolo PMIPv6 funciona sem modificações. Assim, é esperado que o custo e a latência de *handover* sejam menores do que nas propostas do Estado da Arte.

#### 4. Avaliação de desempenho

A modelagem é baseada em métricas, parâmetros e equações tiradas dos *frameworks* de avaliação de desempenho de protocolos de mobilidade IPv6 propostos e testados por Taghizadeh *et al.* [Taghizadeh et al. 2012], McNair, Akyldiz e Benderet *al.* [McNair et al. 2001] e Makaya e Pierre *et al.* [Makaya and Pierre 2008]. Por não realizar geração de números aleatórios e seus parâmetros serem baseados em valores médios conforme os frameworks adotados, não são esperados intervalos de confiança nos gráficos. A implementação do modelo foi validada por meio de comparações com os gráficos dos referidos trabalhos. Assim, dados os parâmetros e equações utilizadas, os experimentos são reprodutíveis.

Para as avaliações, considera-se o modelo de mobilidade *Fluid-Flow* [Zhang and Pierre 2008]. É empregado na simulação de padrões de mobilidade veiculares, onde se modela o movimento de nós como um fluxo contínuo de fluido. Tem como parâmetros a velocidade média ( $v$ ) e as áreas de cobertura do domínio ( $A_D$ ) e da subrede ( $A_M$ ). A direção do movimento é uniformemente distribuída em um intervalo de 0 a  $2\pi$ . A taxa de cruzamento de um domínio ( $\mu_D$ ) é equivalente à taxa de *handover* interdomínio. A taxa de *handover* intradomínio é a diferença entre a taxa de cruzamento de uma subrede ( $\mu_M$ ) e ( $\mu_D$ ). As equações a seguir apresentam as taxas de *handover* interdomínio ( $Ng$ ) e intradomínio ( $Nl$ ). O parâmetro *Session-to-Mobility Ratio* (SMR) descreve a mobilidade dos nós, relacionando a taxa de chegada de sessões ( $\lambda_S$ ) com a taxa de cruzamento de subrede ( $\mu_M$ ). Caso o SMR se aproxime de zero, a mobilidade é considerada alta.

$$\mu_M = \frac{vL_M}{\pi A_M} \quad (1) \quad Ng = \mu_D = \frac{vL_D}{\pi A_D} \quad (2)$$

$$Nl = \mu_M - \mu_D \quad (3) \quad SMR = \frac{\lambda_S}{\mu_M} \quad (4)$$

As métricas avaliadas são: custo de sinalização, latência, perda de pacotes e *goodput*. O custo de sinalização é o número de mensagens de sinalização trocadas durante o *handover*, incluindo-se a distância em saltos entre as entidades envolvidas ( $H_{(x-y)}$ ), o meio de transmissão e o custo de processamento ( $PC_y$ ), que depende do número de nós móveis considerados em uma eventual busca ( $N_{MN}^y$ ) e de uma constante normalizadora equivalente à alocação de banda ( $\varsigma$ ). Para cada mensagem trocada entre duas entidades  $x$  e  $y$ , a equação do custo de sinalização ( $C_{x-y}$ ) é conforme Equação 5. Os parâmetros  $\alpha$  e  $\beta$  representam os coeficientes de unidades de custo de transmissão em mensagens/salto nos meios cabeado e sem fio, respectivamente. Caso nenhuma das entidades envolvidas seja móvel,  $\beta$  tem valor zero. Caso a mensagem de sinalização não implique busca em repositório,  $PC_y$  pode ser considerado zero. O custo total de sinalização é a soma dos custos de todas as mensagens de sinalização necessárias para o *handover*.

$$C_{x-y} = \alpha(H_{(x-y)}) + \beta + PC_y, \text{ onde } PC_y = \varsigma \log N_{MN}^y \quad (5)$$



A latência é medida como a duração da operação de *handover*. Trata-se da soma das latências de cada mensagem de sinalização trocadas por duas entidades  $x$  e  $y$  ( $T_{x-y}$ ). A equação da latência para cada mensagem é dada pela Equação 6. A primeira parte da soma é o *overhead* do meio sem fio e é desconsiderada caso a mensagem não envolva entidades móveis. O parâmetro  $q$  é a probabilidade de falha na camada de enlace. Ele faz a latência aumentar pois reflete em retransmissões de quadros da camada de enlace. Não se considera o *timeout* na camada de enlace nesse modelo. O parâmetro  $M_{size}$  é o tamanho médio de uma mensagem e  $B_{wl}$  e  $B_w$  são as larguras de banda com fio e sem fio, respectivamente. Os parâmetros  $L_{wl}$  e  $L_w$  são os atrasos de propagação no meio com fio e sem fio. Finalmente,  $T_q$  é o atraso médio de fila em cada roteador.

$$T_{x-y} = \frac{1+q}{1-q} \left( \frac{M_{size}}{B_{wl}} + L_{wl} \right) + H_{x-y} \left( \frac{M_{size}}{B_w} + L_w + T_q \right) \quad (6)$$

O custo e a latência total da execução de um *handover* são calculados como uma soma ponderada dos componentes intradomínio e interdomínio:

$$cost = \frac{custo\ local \times Nl + custo\ global \times Ng}{Nl + Ng} \quad (7)$$

$$latency = \frac{latência\ local \times Nl + latência\ global \times Ng}{Nl + Ng} \quad (8)$$

Ao se avaliar o custo em função da velocidade e  $\beta$ , o mesmo é calculado com base no número médio de *handovers* realizados em uma sessão de comunicação:

$$custo\ na\ sessão = custo\ global \times Ng \times duração\ da\ sessão \quad (9)$$

A perda média de pacotes no *handover* é o número médio de pacotes que deixam de ser enviados/recebidos nesse período. É, portanto, o produto entre a latência de *handover* e a taxa de chegada de pacotes ( $\lambda_p$ ):

$$PL = T\lambda_p \quad (10)$$

O *goodput* neste modelo relaciona o tráfego útil de dados com o tráfego total durante uma sessão (TOT):

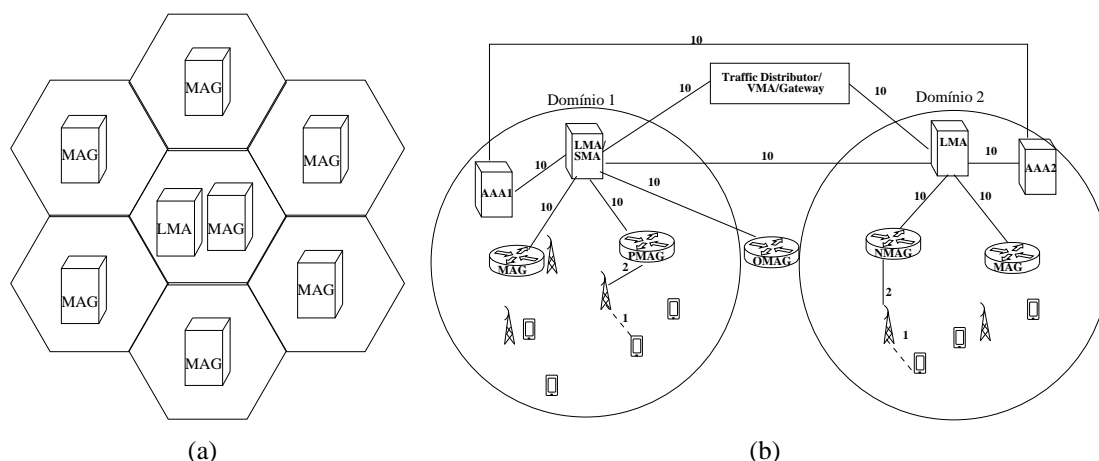
$$Goodput = \frac{TOT - (P_{size} \times PL_{sessão} + TOT \times PD)}{duração\ da\ sessão}, \text{ onde} \quad (11)$$

$$TOT = duração\ da\ sessão \times \lambda_p \times P_{size} \quad (12)$$

$$PD = \frac{40 \times H_{túnel}}{(40 + P_{size}) \times H_{MN-CN}} \quad (13)$$

O *goodput* depende diretamente da perda de pacotes e do *overhead* da entrega de pacotes (PD). O PD é o custo do encapsulamento de cabeçalhos IP (40 bytes) em túneis ao longo do caminho entre o nó móvel e seu correspondente. Os parâmetros para se determinar o PD são o tamanho do pacote IP ( $P_{size}$ ) e o tamanho do túnel em saltos ( $H_{túnel}$ ).

O custo total é medido em função do SMR, da velocidade dos nós e do parâmetro  $\beta$ . A latência e a perda de pacotes são medidas em função da probabilidade de falha na camada de enlace. O *goodput* é medido em função do SMR e da probabilidade de falha na camada de enlace.



**Figura 5. Cenário (a) Domínio com sete subredes. (b) Topologia.**

No presente experimento, considera-se o modelo hexagonal de célula, sendo cada célula uma subrede do domínio. Cada subrede é coordenada por um MAG. Considera-se também que o domínio é gerenciado por apenas um LMA. No experimento, um domínio é formado por sete subredes, em um arranjo como o apresentado na Figura 5(a). Cada subrede possui uma área de aproximadamente  $1.87 \text{ Km}^2$ , ou com  $5 \text{ Km}$  de perímetro. A densidade de concentração dos nós é de  $200 \text{ nós/Km}^2$  [Taghizadeh et al. 2012]. A Figura 5(b) mostra a topologia de referência usada nos experimentos, incluindo entidades de todas as propostas, inclusive CI-PMIPv6. A distância em saltos entre as entidades é baseada no modelo de Makaya e Pierre [Makaya and Pierre 2008].

Na rede sem fio, considera-se o padrão IEEE 802.11g, com largura de banda nominal de  $54 \text{ Mbps}$ . Na rede cabeada, a largura de banda é de  $100 \text{ Mbps}$ . O aplicativo *Skype* é tomado como referência para parâmetros de sessão. O tamanho do pacote de dados é de  $300 \text{ bytes}$  e o tamanho das mensagens de sinalização são de  $80 \text{ bytes}$  [Chu et al. 2005]. A duração média de uma sessão é de  $13 \text{ minutos}$  uma vez que o baixo custo de chamadas pelo *Skype* faz com que as chamadas tenham duração maior que aquelas iniciadas por operadoras de telecomunicações [Guha et al. 2006].

O parâmetro  $k$  de Kademia usado no CI-PMIPv6 é  $10$ . Esse valor baseia-se em um cenário onde os nós se deslocam a uma velocidade média de  $15 \text{ m/s}$  ( $60 \text{ Km/h}$ ) e, assim, podem cruzar em torno de  $10$  domínios. Os demais parâmetros são baseados no trabalho de Taghizadeh *et al.* [Taghizadeh et al. 2012] e Chu *et al.* [Chu et al. 2005]: a velocidade varia entre  $5$  e  $40 \text{ m/s}$  ( $18$ - $144 \text{ Km/h}$ ); a probabilidade de falha no enlace sem fio varia entre  $0$  e  $0,8$  (valor de  $0,5$  para cenários onde o mesmo não varia); o coeficiente  $\alpha$  é de  $1$  mensagens/salto; o coeficiente  $\beta$  é de  $10$  mensagens/salto; a constante  $\zeta$  tem valor  $0,01$ ; o tempo de fila é de  $5 \text{ ms}$ ; o tempo médio de permanência na subrede é de  $300 \text{ s}$ ; o atraso de propagação no meio com fio é de  $0,72 \mu\text{s}$ ; o atraso de propagação no meio sem fio é de  $10 \text{ ms}$ ; a taxa de chegada de pacotes considerada é de  $38 \text{ pacotes/s}$  ( $100 \text{ kbps}$ ) e a taxa de chegada de sessões considerada é de  $0,001 \text{ sessões/s}$ .

A Figura 6(a) apresenta os resultados do custo médio de um *handover* em função do fator  $\beta$ . O aumento de  $\beta$  se reflete diretamente no custo, aumentando-o para todos os esquemas. É possível observar que o EIPMH tem o maior custo, uma vez que há

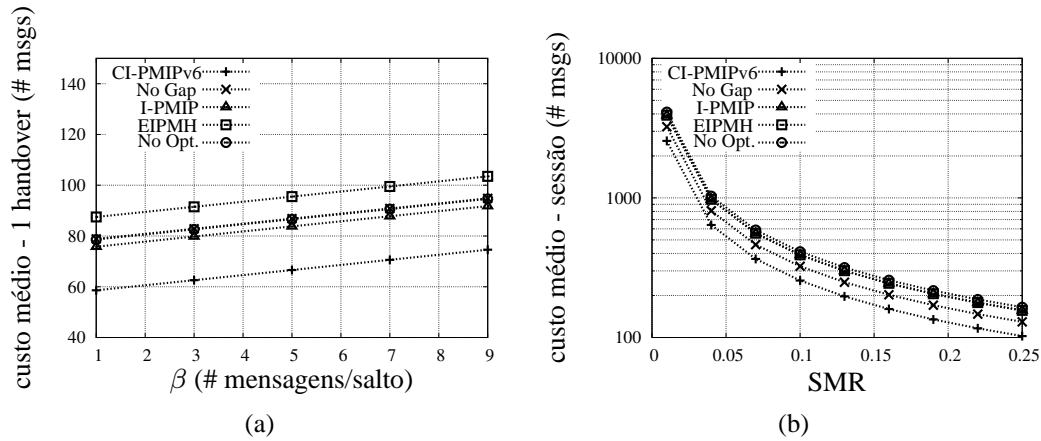


Figura 6. (a) Custo de sinalização x  $\beta$ . (b) Custo x SMR.

mais sinalização devido à existência do TD. O CI-PMIPv6 tem o custo mais baixo devido ao menor número de mensagens trocadas. A presença de um *cluster* que mantenha informações de domínio proativamente no CI-PMIPv6 simplifica a comunicação no momento do *handover* e faz com que menos mensagens sejam necessárias. Os esquemas I-PMIP, No Gap e sem otimização possuem custos similares. O CI-PMIPv6 é no mínimo 21% menos custoso que os esquemas sem otimização I-PMIP, e No-Gap, que tem custos similares.

A Figura 6(b) apresenta a influência do SMR no custo durante uma sessão. O custo tende a se reduzir com o aumento do SMR, pois um alto SMR indica baixa mobilidade. O esquema sem otimização apresenta o pior desempenho e o CI-PMIPv6 apresenta o custo mais baixo, uma vez que requer menos mensagens. O número de mensagens tem um papel importante neste cenário pois com baixos valores de SMR, o número de *handovers* durante uma mesma sessão é maior, aumentando o custo de sinalização. Na situação de mais alta mobilidade, o CI-PMIPv6 tem custo 20% menor que o esquema No-Gap.

A Figura 7 mostra o custo de uma sessão em função da velocidade média dos nós. Altas velocidades levam a uma mobilidade mais intensa e, assim, a um número maior de *handovers*. Mais uma vez, o CI-PMIPv6 apresenta o custo mais baixo, seguido pelo No-Gap. Os esquemas I-PMIP e EIPMH possuem resultados similares e o esquema sem otimização possui o custo mais alto. No caso onde a velocidade é de 40 m/s, o CI-PMIPv6 possui custo ao menos 20% menor que No-Gap.

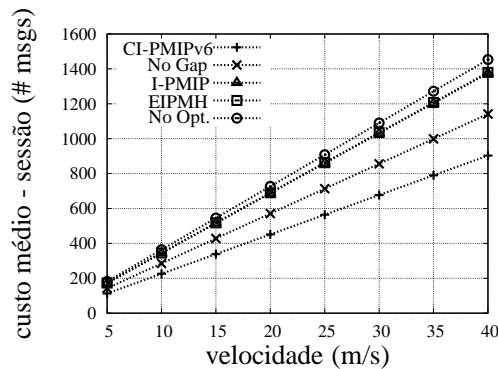
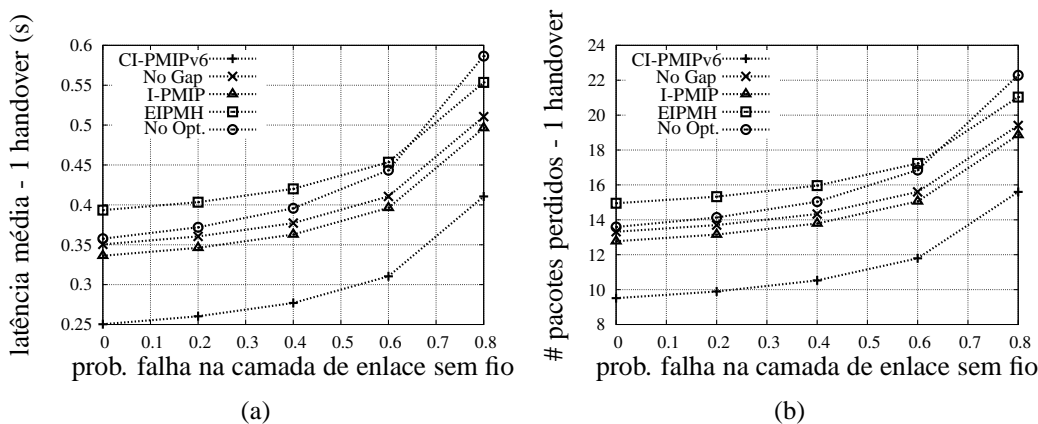


Figura 7. Custo x velocidade.



**Figura 8. (a) Latência x probabilidade de falha no meio sem fio. (b) Perda de pacotes x probabilidade de falha no meio sem fio.**

A Figura 8(a) apresenta a latência média de *handover* quando se varia a probabilidade de falha da camada de enlace sem fio. Essa probabilidade representa a confiabilidade do meio sem fio e pode degradar o desempenho devido a retransmissões. O EIPMH tem a maior latência, influenciada pela maior quantidade de mensagens trocadas até a probabilidade de 0,65. A partir desse ponto o esquema sem otimização mostra uma latência maior. O I-PMIP apresenta resultados ligeiramente melhores que no No-Gap. É importante observar que o CI-PMIPv6 apresenta a menor latência, pelo menos 16% menor no pior caso. Esse melhor desempenho se deve à eliminação de interações desnecessárias no nível da *core network* e na WLAN. A Figura 8(b) apresenta o número de pacotes perdidos no *handover* em função da probabilidade de falha na camada de enlace sem fio. A perda de pacotes está diretamente relacionada à latência do *handover*. Assim, o CI-PMIPv6 tem a menor perda em comparação com as demais propostas, reduzindo a perda em no mínimo 16% com relação à abordagem I-PMIP. A perda pode parecer baixa com valores altos da probabilidade, porém, é importante ressaltar que trata-se de falhas e retransmissões na camada de enlace e desconsidera-se a questão do descarte de conteúdo por *timeout*.

A Figura 9(a) apresenta o *goodput* versus SMR. O *goodput* tende a aumentar e estabilizar enquanto o SMR cresce, pois a mobilidade é reduzida e a perda de pacotes é menor. Já a Figura 9(b) apresenta o *goodput* versus a probabilidade de falha no enlace sem fio. O aumento dessa variável reduz o *goodput* de maneira pouco significativa para todos os esquemas avaliados. Isso ocorre porque a perda de pacotes é baixa devido à baixa participação da componente sem fio no caminho de dados, limitando a influência dessa variável. É importante lembrar que uma probabilidade de 0,8 não significa perda de 80% dos pacotes e sim que há 80% de probabilidade de haver retransmissões na camada de enlace. O CI-PMIPv6 mostra o melhor rendimento considerando os dois cenários. Ele mantém a mesma quantidade de túneis do PMIPv6, evitando o *overhead* de encapsulamento de cabeçalhos IP, enviando assim mais tráfego útil. O EIPMH apresenta o pior *goodput*, pois requer a criação de dois túneis extras além do túnel preexistente.

## 5. Conclusão

Este artigo apresentou o CI-PMIPv6, uma abordagem interdomínio e intradomínio que gera mudanças mínimas na sinalização do PMIPv6, provê gerenciamento distribuído de mobilidade e antecipa informações de nós móveis para *handovers* futuros por meio de

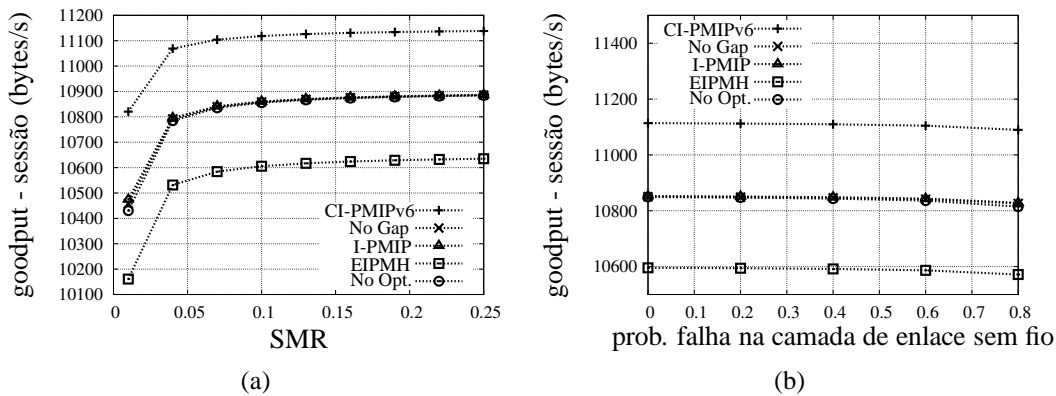


Figura 9. (a) *Goodput* x SMR. (b) *Goodput* x prob. de falha no meio sem fio.

mensagens assíncronas. Além disso, possui as características de não introduzir pontos únicos de falha, não requerer tunelamento extra e não afetar o tratamento de mensagens do protocolo original PMIPv6, sendo compatível com sistemas legados. Como prova de conceito, foi realizada uma modelagem do CI-PMIPv6 e de propostas para handover interdomínio existentes na literatura. Os resultados indicaram que nos cenários estudados, o CI-PMIPv6 reduziu em pelo menos 20% o custo de sinalização, em no mínimo 16% a latência e em no mínimo 16% a perda de pacotes em comparação a outras abordagens da literatura, além de manter um *goodput* superior. Em trabalhos futuros serão feitos mais estudos de simulação em diversos cenários a fim de se quantificar melhor os ganhos do CI-PMIPv6. Também será estudado como prover compatibilidade com o FPMIPv6 e como conservar rotas otimizadas (localized routing) após um handover.

## Referências

- Chen, L.-J., Sun, T., and Gerla, M. (2005). USHA: A Practical Vertical Handoff Solution. In *Proc. of the 1st International Conference on Multimedia Services Access Networks*, pages 83–87, Orlando.
- Chu, C., Nagarajan, R., Sun, D., and Yang, W. (2005). End-to-End Performance and Reliability Estimation of PacketCable VoIP Services. Telcordia Tech. Report.
- Guha, S., Daswani, N., and Jain, R. (2006). An Experimental Study of the Skype Peer-to-Peer VoIP System. Microsoft Research.
- Gundavelli, S., Leung, K., Devarapalli, V., Chowdhury, K., and Patil, B. (2008). Proxy Mobile IPv6. RFC 5213.
- Jabir, A. J., Shamala, S., Zuriati, Z., and Hamid, N. A. (2014). A Low Cost Route Optimization Scheme for Cluster-Based Proxy MIPv6 Protocol. *Wireless Personal Communications*, 74(2):499–517.
- Joe, I. and Lee, H. (2012). An efficient inter-domain handover scheme with minimized latency for PMIPv6. In *Proc. of the International Conference on Computing, Networking and Communications*, pages 332 – 336, Maui.
- Johnson, D., Perkins, C., and Arkko, J. (2004). Mobility Support in IPv6. RFC 3775.
- Liebsch, M., Muhanna, A., and Blume, O. (2011). Transient Binding for Proxy Mobile IPv6. RFC 6058.

- Makaya, C. and Pierre, S. (2008). An Analytical Framework for Performance Evaluation of IPv6-Based Mobility Management Protocols. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 7(3):7.
- Maymounkov, P. and Mazières, D. (2002). Kademia: A Peer-to-Peer Information System Based on the XOR Metric. In *Proc. of the First International Workshop on Peer-to-Peer Systems*, pages 53–65.
- McNair, J., Akyildiz, I., and Bender, M. D. (2001). Handoffs for Real-Time Traffic in Mobile IP Version 6 Networks . In *Proc. of the First Global Telecommunications Conference*, pages 3463–3467, San Antonio.
- Neumann, N., Lei, J., Fu, X., and Zhang, G. (2009). I-PMIP: An Inter-Domain Mobility Extension for Proxy-Mobile IP. In *Proc. of the 2009 International Conference on Wireless Communications and Mobile Computing: Connecting the World Wirelessly*, pages 994–999, Leipzig.
- Rasem, A., Makaya, C., and St-Hilaire, M. (2012). O-PMIPv6: Efficient Handover with Route Optimization in Proxy Mobile IPv6 Domain. In *Proc. of the IEEE 8th International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications*, pages 47–54, Barcelona.
- S. Park, E. Lee, F. Y., Noh, S., and Kim, S.-H. (2010). Inter-domain Roaming Mechanism Transparent to IPv6-Node among PMIPv6 Networks. In *Proc. of the*, pages 1–5, Taipei.
- Taghizadeh, A., Wan, T.-C., Budiarto, R., Yap, F. T., and Osman, A. (2012). A performance Evaluation Framework for Network-Based IP Mobility Solutions. *International Journal of Innovative, Computing, Information and Control*, 8(10):7263–7288.
- Yokota, H., Chowdhury, K., Koodli, R., Patil, B., and Xia, F. (2011). Fast Handovers for Proxy Mobile IPv6. RFC 5949.
- Zekri, M., Jouaber, B., and Zeghlache, D. (2012). A Review on Mobility Management and Vertical Handover Solutions over Heterogeneous Wireless Networks. *Computer Communications*, 35(17):2055–2068.
- Zhang, L. J. and Pierre, S. (2008). Performance Analysis of Fast Handover for Hierarchical MIPv6 in Cellular Networks. In *Proceedings of the IEEE Vehicular Technology Conference*, pages 2374–2378, Singapore.
- Zhong, F., Yang, S., Yeo, C. K., and Lee, B. S. (2010). Enabling Inter-PMIPv6-Domain Handover with Traffic Distributors. In *Proc. of the 7th IEEE Consumer Communications and Networking Conference*, pages 1–5, Las Vegas.
- Zhou, D., Zhang, H., Xu, Z., and Zhang, Y. (2010). Evaluation of Fast PMIPv6 and Transient Binding PMIPv6 in Vertical Handover Environment. In *Proc. of the IEEE International Conference on Communications*, pages 1550–3607, Cape Town.