

既存ルータ混在環境におけるモバイルIP 高速ハンドオーバー方式

西山 智^{†1} 渡辺 伸吾^{†1} 山田 満^{†2}
越塚 登^{†3,†4} 坂村 健^{†3,†4}

移動しながら IP 通信を継続するためのプロトコルとしてモバイル IP が標準化されている。モバイル IP では網を移動するとハンドオーバー処理が行われパケットの転送先が変更されるが、ハンドオーバー処理の間は通信が途絶した状態となる。ハンドオーバーを高速化するために高速ハンドオーバー方式が IETF 等で検討されているが、対応ルータ間の移動に限定され、また移動先があらかじめ予測できる必要がある。本論文では、既存のルータが混在するネットワーク環境においても利用でき、かつ移動先の予測が不要である高速ハンドオーバー方式を提案し、実装評価によりその性能を実証する。

Fast Handover Mechanism for Mobile IP with Legacy Routers

SATOSHI NISHIYAMA,^{†1} SHINGO WATANABE,^{†1} MITSURU YAMADA,^{†2}
NOBORU KOSHIZUKA^{†3,†4} and KEN SAKAMURA^{†3,†4}

Mobile IP is considered as the key protocol for providing seamless IP services over multiple networks with mobile terminals. However the current mobile IP handover takes several seconds before resuming the IP services and is not suitable for real time applications such as VOIP (Voice over IP) applications. Current IETF (Internet Engineering Task Force) discussion on the fast handover mechanism (FMIP) for mobile IP assumes that the new access network for the mobile node is previously known and that all the access routers support FMIP. Our first handover mechanism does not require the estimation of the new access network and does work on the access networks mixed with legacy routers. We demonstrate that the mechanism drastically reduces the handover delay to under second and can operate on the mixed access network through the evaluation of an empirical implementation.

1. はじめに

近年、網間を移動しても端末に付与されたホームアドレスで通信できる、モバイル IP¹⁾ が注目されている。モバイル IP では、ホームネットワークに存在するホームエージェントあるいはネットワーク上の通信相手が、端末宛の IP パケットを網が動的に端末に付与するアドレス（気付けアドレス）に転送することで、移動先においても端末によるホームアドレスを使った IP 通信を可能としている。

モバイル IP では端末は移動の度にホームエージェント（あるいは通信相手）に気付アドレスの変更を登

録する必要があり（これをハンドオーバー処理と呼ぶ）、この処理に時間がかかるためその間通信が途切れるという問題があった。このため、ハンドオーバーを高速化する方式が提案されている^{2),3)} が、移動先の予測が必要である、網内のルータがすべて高速化方式に対応している等、利用条件が限定されていた。移動先の予測が不要な高速ハンドオーバー方式も IETF で検討されていた^{4),5)} が、網内のルータがすべて高速化方式に対応していることが必要であった。そこで、本論文では、移動先の予測が不要で、かつ高速化方式に対応しない既存のルータが混在する環境でも動作する、高速なハンドオーバー方式について述べる。以降では、2 章でモバイル IP および現在検討されている高速ハンドオーバー方式について述べ、その問題点を示す。3 章では、それらの問題点を解決する高速ハンドオーバー方式について提案し、その詳細について論じる。4 章では、既存の IPv6 モバイル IP ソフトウェア上に実装した高速ハンドオーバー方式を評価し、既存ルータ混在環境でも高速なハンドオーバーが実現できていることを示す。

†1 KDDI 研究所
KDDI R&D Laboratories Inc.

†2 KDDI
KDDI

†3 YRP コピキタス・ネットワークング研究所
YRP Ubiquitous Networking Laboratory

†4 東京大学
The University of Tokyo

2. モバイル IP プロトコル

2.1 モバイル IP

モバイル IP は、IP レベルでの移動にともなう位置の透過性を実現するプロトコルである。モバイル IP では、移動端末 (Mobile Node: MN) は本来属するホームネットワーク (Home Network: HN) でのアドレスから離れ、別なネットワーク (Foreign Network: FN) に接続した場合でも HN でのアドレス (ホームアドレス: Haddr) をを使い通信が継続できる。これは、HN 上にホームエージェント (Home Agent: HA) が存在し、Haddr 宛の IP パケットを、MN が存在する網の特定の IP アドレス (気付けアドレス: CoA) 宛に転送することで実現される。

モバイル IP にはモバイル IPv4 (IPv4 用) とモバイル IPv6 (IPv6 用) の 2 種類があり、動作が異なる。本論文ではモバイル IPv6 をベースとした高速ハンドオーバ方式を提案する。このため以降では、モバイル IPv6 を単にモバイル IP と呼ぶ。IPv6 では、通常 MN は移動先でその MN 用の IP アドレスが割り当てられる。モバイル IP では、移動先で MN が割り当てられた IP アドレスが CoA となり、Haddr 宛のパケットは IPv6 のルーティング機構により HA から CoA 宛に転送される (図 1)。また、通信相手 (Correspondent Node: CN) に対しても CoA を通知し、HA を経由しない通信を行うことも可能となっている (経路最適化: Route Optimization) (図 2)。

モバイル IP では、バインド要求 (Binding Update: BU) やバインド応答 (Binding Acknowledgement: BAck) 等 MN と HA 間の制御メッセージは、IPsec によるセキュアアソシエーション (Secure Association: SA) 上で転送され、他のノードによる MN の成りすましを防いでいる。

2.2 従来のハンドオーバ高速化方式

モバイル IP では、MN が網を移動した際に Haddr 宛の IP パケットの転送先を変更する処理 (ここではハンドオーバ処理と呼ぶ) が必要となる。ハンドオーバ処理は以下のような手順からなる。

- (i) 網の移動検出
- (ii) 通信リンクの確立
- (iii) 移動先での CoA の取得
- (iv) HA (および CN) への移動登録処理

これらの手順からなるハンドオーバ処理が完了するまでの間 (無線 LAN を使用した場合の数秒間程度) については MN 宛の IP パケットは元のネットワークに転送され、MN が受け取ることはできない。利用者

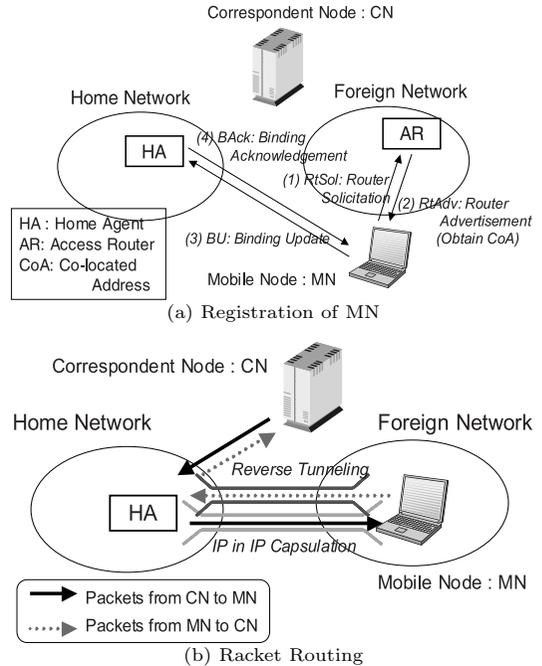


図 1 モバイル IPv6 の概要

Fig. 1 General architecture of mobile IPv6.

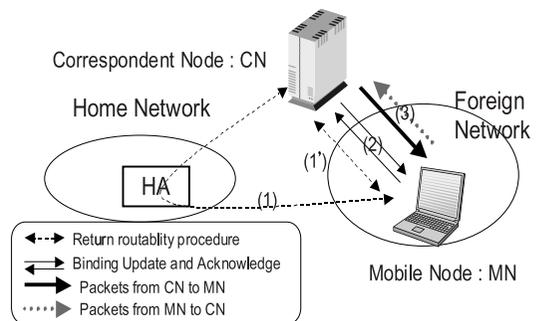


図 2 モバイル IPv6 での経路最適化処理

Fig. 2 Route optimization of mobile IPv6.

からは通信が行えない時間となる。そこでハンドオーバ処理時間を短くする方式がいくつか提案されている。なお上記のうち (ii) は通信リンク由来の処理時間であり短縮は難しい。ただし、(i) と (ii) を並行して実施することで見かけ上短縮している場合はある。

ハンドオーバの高速化方式として Hierarchical Mobile IP (HMIP)³⁾ 等も検討されているが、ネットワークにおける移動の局所性を利用しているため、たとえば無線 LAN と携帯電話といった異なる網間での利用は難しい。そこで、ここでは Fast-handover Mobile IP²⁾ およびその拡張方式について述べる。

- (a) Fast-handover Mobile IP (FMIP)

FMIP は MN が移動する前にあらかじめ移動先の NW を予測し, MN が移動先における CoA (New CoA: NCoA) 等の情報を取得しておき, ネットワークの移動検出, CoA 取得の時間をなくす. さらに, 移動前のアクセスルータ (Previous Access Router: PAR) から移動先のアクセスルータ (New Access Router: NAR) に MN の移動を通知し PAR と NAR 間で必要なセキュリティの確保や MN のアドレス重複検出を行い移動時のこれらの処理に必要な時間をなくす. 移動後に PAR と MN 間のトンネルを設けて, MN が HA に移動登録し NCoA が利用可能となるまでの間, 移動前の気付けアドレス (Previous CoA: PCoA) を用いて通信を可能とする.

FMIP の代表的なシーケンスを以下に示す. 移動を希望する MN は NAR のアクセスポイント情報を含むルータ要請プロキシ (Router Solicitation Proxy: RtSolPr) メッセージを PAR に送信し, PAR からプロキシルータ広告 (Proxy Router Advertisement: PrRtAdv) により NAR に関する情報を取得する. 次に MN は NAR に関する情報から NCoA を推定し, その推定した NCoA を PAR に高速バインド更新 (Fast Binding Update: FBU) メッセージにより送信する. PAR は FBU を受信すると NAR にハンドオーバー開始 (Handover Initiate: HI) メッセージを送信しハンドオーバー処理の開始を通知する. HI は MN のリンク層アドレス, PCoA および希望する NCoA をパラメータとして持てる. NAR は HI を受信すると応答としてハンドオーバー応答 (Handover Acknowledge: HAck) メッセージを PAR に送りハンドオーバーの可否を通知する. この際, NCoA が適切でない場合は, 代替の NCoA をパラメータとして通知できる.

NAR がハンドオーバーを受け入れた場合, PAR は MN の移動開始処理の完了通知として高速バインド応答 (Fast Binding Acknowledge: FBACk) メッセージを MN に送り, NAR へ通知完了したこと, 提案した NCoA が承認されたこと (あるいは代替の NCoA が与えられたこと) を知らせる. これ以降, PAR は MN 宛のパケットを NAR に転送する. MN は移動先の網に移動した時点で高速近隣広告 (Fast Neighbor Advertisement: FNA) メッセージを NAR に送ること, NAR からバッファされたパケットが MN に送られてくる. また MN からは PAR に転送すべきパケットをトンネリングにより送ること, それらのパケットは PCoA を用いて PAR 経由で CN に送られる. 最終的に MN から HA に NCoA による BU が送られ移動登録が完了した時点で, MN と CN 間のバ

ケットは NCoA を用いて NAR 経由で通信される.

FMIP では, 事前に, MN が NAR のネットワーク情報を取得し, かつ NCoA の承認を NAR から受けることで移動時の (iii) の時間短縮を図っている. さらに HA への登録処理完了までの間にハンドオーバー前のネットワークのルータ (PAR) とトンネルを設定しパケット転送を行い, ハンドオーバー前のネットワークで取得したアドレス (PCoA) を使用して通信が行えるようにし, (iv) の時間を実効上なくしている. しかし, 通信メディアに無線 LAN (IEEE802.11) を想定すると, ハンドオーバー先を適切に予測することは難しく, FMIP による高速ハンドオーバー方式をつねに利用可能とすることは困難と思われる. また, 実際のネットワークでは, 移動前と移動後のルータのいずれかが FMIP に対応しているとは限らない場合も考えられ, さらに FMIP では PAR が NAR の情報を取得する方法を規定していないため, AR 間で相互運用性の問題の発生も予想される. このような場合には高速ハンドオーバー機能は利用できない.

(b) Bidirectional Edge Tunnel Handover⁴⁾ と Chain Tunneling⁵⁾

FMIP の拡張として MN が FMIP の移動処理を完了する前に次の網に移動してしまった場合にも, 高速なハンドオーバー処理を行う方式の検討が行われている. Kempf らは移動処理が完了したアクセスルータを固定されたアクセスルータ (aAR) としそこで通信切断時のバッファを行わせ, さらに通信リンクの状態を見て NAR と aAR の間に双方向トンネルを設け, 移動先で MN が CoA を取得するまでの間もトンネル経由で PCoA で通信可能とする案を IETF に提案している⁴⁾. この方式では, 移動が落ち着いた時点で初めて MN は HA に登録を行えばよく, それまでも PCoA をアドレスとする通信は継続できる. また Jung らは最後に移動した AR に MN が FBU を送り, そこから順次 AR 間を HI/HACk メッセージで接続することで, MN がトンネル経由で途中の AR でバッファされたパケットを受け取る, あるいは PCoA を用いてパケットを CN に送信する方式を提案している⁵⁾. この提案は NAR から PAR という方向で双方向トンネルを設けるという点では筆者らの提案方式に近い.

しかしながら, これらの方式は (a) の FMIP をベースとしているため, FMIP 同様に移動の予測が必要である. また PAR や NAR がその方式に対応していることを前提としており, それらを解さない通常ルータがあると動作しないという問題を残している.

3. 高速ハンドオーバ方式の提案

3.1 解決すべき要件

前節で述べたように、FMIP およびその拡張方式は、移動先のネットワークが予測できることと、移動先のルータがその方式に対応していることが前提条件となる。そこで、本論文では、ハンドオーバによる移動先のネットワークを予測できないことと、提案方式に対応しない通常のルータが混在したネットワーク上も動作すること、の 2 項目を前提条件とする高速ハンドオーバ方式を実現する。

なお、本提案では、FMIP 同様にレイヤ 2 のリンク状態を高速ハンドオーバのために利用できることも NW 側の前提とした。

3.2 解決法

前述の前提条件を解決するために、本方式は以下の方針をとる。

(a) 移動先の予測を行わないため、移動後にすべてのハンドオーバ処理を行うこととする。このため移動後に必要な処理のうち、時間を要するアドレス重複検出処理 (Duplicate Address Detection: DAD)、近隣到達不能検出処理 (Neighbor Unreachability Detection: NUD) 等の処理の高速化を図る。

(b) 提案方式に非対応のルータの混在を可能とするため、非対応ルータの高速判別や、非対応ルータであった場合の高速ハンドオーバ機能の代替、等を実現する。

この方針に基づき以下の解決法をとった。

- (1) 2.2 節で示したハンドオーバ処理のうち (i) の処理時間を短縮するために、MN がつねにレイヤ 2 のリンク状態を監視しリンクの切断・再確立を検出し、ハンドオーバの契機とする。通常のネットワーク環境でも動作するように、ネットワーク側には特にリンク状態検出等の機能を持たせない。
- (2) (iii) の NCoA の取得にあたっては IPv6 のステータスアドレスを使用し、MN が自ら NCoA を生成することで CoA 取得時間を短縮する。IETF 等で検討されている一時的ソースリンク層アドレスオプション (Tentative Source Link-layer Address Option⁷⁾) と楽観的 DAD⁶⁾ 等を利用して、ステータスアドレス利用時に時間を必要とする DAD を回避する。また、デフォルトルータ変更のために必要な NUD についても、下記 (4) で実施するルータ要請 (Router Solicitation: RtSol) とルータ通知 (Router Advertisement: RtAdv) により

デフォルトルータに必要な情報を交換する方式で代替し省略する。本方式は IETF dna WG で検討されている方式⁸⁾ と類似のものである。この RtSol と RtAdv を用いた方式では、IPv6 の仕様により、ルータが RtSol を受信後、RtAdv を送信するまである程度 (デフォルトでは最悪 500 ミリ秒) の遅延を挿入する必要があるため、その時間は CoA 取得処理が遅れる可能性がある。この点は文献 8) と同様解決していない。

- (3) FMIP 等の従来方式と同様に PAR と NAR の間で双方向トンネルを設けることで (iii), (iv) の処理の間にも PAR 経由での通信を可能とする。本方式ではあらかじめ移動先が分からなくてもよいよう、文献 5) と同様に MN からのハンドオーバ要求を契機として NAR から PAR にトンネルを設定する。また NAR での移動登録処理前に次のネットワークに移動した場合も文献 5) と同様に AR 間でトンネルを順次チェインし高速移動に対応する。
- (4) 接続した AR が提案方式に対応しない通常のルータか否かを MN が判別できるよう、MN のハンドオーバ要求は、通常のルータが必ず反応する RtSol に独自オプションの形で追加する。またその応答も RtSol への応答である RtAdv に独自オプションの形で追加する。これらの独自オプションを解さない通常ルータは独自オプションを含まない RtAdv を返送するため、MN はすぐにルータが対応ルータか通常ルータかを判別できる。
- (5) トンネリングに必要な機能の一部を MN や HA が持ち、PAR や NAR が通常のルータであった場合、トンネルの終端処理を MN や HA が代替する。これにより通常のルータが混在する環境でも利用可能とする。
- (6) 通信の信頼性を向上させるため、AR や HA、MN にオプションとしてパケットのバッファリング機能を持たせる。
- (7) モバイル IP や FMIP 等では MN と HA 間やルータ間の制御メッセージを IPsec 等により保護する必要がある。提案方式でもルータ間は IPsec による SA で保護されているとする。また、(4) の RtSol/RtAdv は通常保護されていない。このため、AR が MN に RtAdv 上にトークンを付加して送信し、MN は移動先でそのトークンを元にルータ認証子 (Router Authenticator) を計算して NAR 経由でその AR

表 1 従来方式と提案方式の比較
Table 1 Comparison of conventional methods and proposed method.

	移動予測	非対応ルータの混在	リンク状態の利用	高速ハンドオーバーの実現方式	特徴
Mobile IP	なし	—	規定なし	なし	数秒は移動に必要
FMIP ²⁾ およびその拡張 ^{4),5)}	必要	想定せず	利用	PAR が NAR に MN の移動をあらかじめ通知．PAR は NAR の情報を MN にあらかじめ通知．PAR と MN 間で一時的にトンネル生成．	予測によりハンドオーバー時に、MN は CoA 取得、DAD、NUD が不要．また NAR と PAR 間の SA 確立が不要．このためほぼリンクの確立時間で移動可能．
提案方式	なし	混在可	利用	MN が NAR に拡張した RtSol により移動を通知．NAR からの拡張した RtAdv により MN は対応ルータが否かを判別．楽観的 DAD と RtSol/RtAdv による網の移動検出．	予測は不要．DAD と NUD による遅延はないが RtAdv 受信のための遅延はある．NAR と PAR 間の SA 確立の遅延がありうる．

(PAR) に渡し、PAR がその値で MN の正当性を確認する仕組みを導入する．本方式では元のネットワークで RtAdv が盗聴された場合には移動先での MN の成りすましが可能である．これについては今後の検討課題とする．

- (8) (ii) については、本方式では特に何も行わない．以上の解決法に基づく実現方式とモバイル IP および FMIP 等の既存方式との比較を表 1 に示す．

3.3 メッセージ形式

提案方式では、ICMP オプションを追加または変更し、RtSol、RtAdv、HI および HAck で拡張情報を運ぶために利用する．同様に、モビリティオプションを追加・変更し、BU および BAck で拡張情報を運ぶために使用する．また、BAck、FBU、HI および HAck については、モバイル IP や FMIP で定義するメッセージの定義を変更して利用する．以下にその詳細を示す．

(a) ICMP オプション

(a-1) IP アドレスオプション (変更)

高速ハンドオーバーで定義されている IP アドレスオプションのサブタイプにトンネルを設定する際のもう一方の端点ノードのアドレスを示す 4: Tunnel end-node Address を追加する．

(a-2) トンネル設定オプション (新規)

MN が RtSol を送る際に本オプションをつけて、NAR にトンネル設定を要求する．また、HI を送る際にも本オプションをつけてトンネル設定を行う．本オプションには以下のパラメータを含む：

- Sequence#
BU メッセージに含まれる Sequence# ．
- Lifetime
MN が要求するトンネルの有効時間を表す．
- Packet ID
MN が移動前に最後に受信したパケットの識別情報．移動前にパケットをいっさい受信し

ていない場合は 0 で初期化される．

(a-3) 生存期間オプション (新規)

トンネル設定を行う際に、有効時間を通知するために使用するオプション．本オプションは、HAck メッセージで用いられる．

(a-4) ルータトークンオプション (新規)

提案方式に対応した AR が RtAdv メッセージを送信する際に、宛先ノードが本プロトコルに対応している MN の場合に付加するオプション．ルータトークンは MN ごとに異なる値を割り当てる 96 ビットの数値であり、AR はハンドオーバー後に発生するトンネルの設定でこの値を利用して MN の認証を行う．

(a-5) ルータ認証子 (Router Authenticator) オプション (新規)

MN が RtSol メッセージのオプションとして送り、NAR あるいは HA が HI メッセージとともに送ることで、トンネル設定を受け入れるノードが MN の認証を行う．本オプションは (a-2) のトンネル設定オプションとともに用いられる．Router Authenticator の値は次のように計算される．

$$\text{Authenticator} = \text{First}(96, \text{SHA1}(\text{Sequence\#} \parallel \text{Tunnel end-node Token}))$$

ここで Sequence# は、(a-2) トンネル設定オプションに存在する Sequence# の値、Token はトンネルの端点となるノードから RtAdv で受け取った Token の値である．

(b) モビリティオプション

(b-1) Packet ID オプション (新規)

MN が通常ルータのネットワークに移動した後に、HA からバッファに蓄えられたパケットを受け取るために使用するパケットの識別子．値は (a-2) の Packet ID と同じ．BU メッセージのオプションとして付加される．

(b-2) ルータトークンオプション (新規)

MN が BAck メッセージとともに受け取る, HA の Router Token の値. BAck メッセージのオプションに付加される

(c) メッセージの拡張

(c-1) ルータ要請 (RtSol) メッセージ

RtSol メッセージでは新たに (a-2) のトンネルオプションと, (a-1) のオプションを使用してトンネルの終端ノード (PAR か HA) のアドレス, MN の PCoA を, FMIP で定義するリンク層アドレスオプションを使用して MN のリンクレイヤアドレスを, そして (a-5) のオプションを利用して認証情報を送る.

(c-2) ルータ広告 (RtAdv) メッセージ

RtAdv メッセージについては, 新たに本方式に対応したルータであるか否かを示す 1 ビットのフラグ (F フラグ) を追加し, MN でのルータの対応状況の判別に用いる. また対応ルータは MN が (c-1) で拡張したオプションを送付した場合には (a-4) のオプションを追加する.

(c-3) 高速バインド応答 (FBAck) メッセージ

FMIP の FBAck と同じであるが, NAR が MN に送信するため送信元アドレスは NAR のアドレス, 宛先アドレスは NCoA である.

(c-4) ハンドオーバー開始 (HI) メッセージ

FMIP の HI と同じであるが, オプションとして (a-1) を使用して PCoA を, リンク層アドレスオプションを使用して MN のリンクレイヤアドレスを, (a-2) を使用してトンネル設定情報を, そして (a-5) のオプションを利用して認証情報を送る. また, 状況に応じて送信元アドレスは NAR, HA か MN, 宛先アドレスは PAR か HA となる.

(c-5) ハンドオーバー応答 (HAck) メッセージ

FMIP の HI と同じであるが, オプションとして (a-3) を使用してトンネルの有効期間を通知する.

(c-6) バインド更新 (BU) メッセージ

モバイル IP の BU メッセージを変更し, B フラグを追加定義する. HA でのバッファリング動作を要求する場合に B フラグをセットする. また, MN が通常ルータの配下に移動した際には, モビリティオプションとして (b-1) のパケット ID オプションを付加する.

(c-7) バインド応答 (BAck) メッセージ

モバイル IP の BAck メッセージを変更し, B フラグを定義する. BU メッセージで HA でのバッファリング動作を要求され, バッファリングを開

始した場合に, B フラグをセットする. また, HA は BU が正常に完了した場合に, モビリティオプションとして (b-2) のルータトークンを付加する.

3.4 トンネリング処理

NAR は MN からの RtSol に付加された本方式を示すオプションを検出すると, オプション内に含まれる MN のホームアドレス, リンクアドレス, 認証情報や PAR のアドレスを使用して, PAR へのトンネル作成を試みる. トンネル作成のプロトコルは FMIP の HI/HAck メッセージを利用する. トンネルが作成できると MN には同様に FMIP の FBAck メッセージを利用して Haddr による通信可能を通知する. NAR が提案方式に非対応のルータの場合, MN が PAR に直接トンネルを生成する. HI/HAck は FMIP では本来ルータ間で用いられると定義されている. このため, MN と PAR 間では HI/HAck と同等のメッセージを新たに定義して使用することが必要となるが, 今回の実装では HI/HAck をそのまま流用している.

PAR は MN 宛のパケットを対応するトンネル経由で NAR に転送する. 作成したトンネルは一定時間で消滅するように管理する.

無線通信リンク等で通信状態が不安定な場合, 短時間に網 1 から網 2, さらに網 1 にとばたばたと接続先が変わることがある. この場合, 網 1 → 網 2 → 網 1, あるいは網 1 → 網 2 → 網 3 → 網 1 といったようにトンネルによるループが生じることがありうる. 各 AR は自ネットワークに MN が存在するか否かを, MN からの RtSol 受信や MN からのその他のパケットを中継することで認識しており, 存在する場合, その MN 宛のパケットをトンネルに転送せず, MN に渡すことでループを回避する.

なお AR は, 他の AR, HA あるいは MN から HI メッセージを受信した時点, あるいは MN に付与した CoA がタイムアウトした時点で自ネットワークから MN が退出したと判断する. また, FMIP 等の最新仕様では PAR からのトンネルを MN で終端する方法がとられている. 本提案では NAR で終端する実装としたが, MN で終端しても本質的な問題はないと考えられる.

3.5 バッファリング

提案方式では, パケット損失を少なくするオプション機能としてバッファリング機能を AR あるいは HA や MN に持たせた. 一般に TCP/IP やストリーミング系のアプリケーションは再送制御機能を有し, バッファリングにより大きく遅延したパケットを受信してもかえってスループットが落ちることが考えられる.

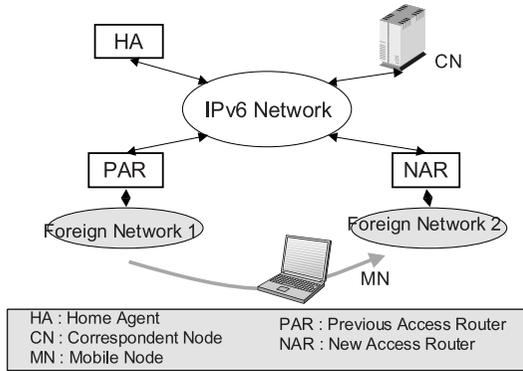


図 3 IPv6 ネットワークの例
Fig.3 Example of IPv6 network.

このため、バッファリング機能は、ポート（および相手アドレス）ごとに適用の有無を指定できるようにした。

AR は、バッファ対象の packets をつねにバッファしておき、同時に packet ごとに AR が生成した Packet ID を付加してその packet を MN に送信する。MN は 3.3 節 (a-2) のオプションにより最後に受信した Packet ID を RtSol に付加して NAR に送信する。NAR はその Packet ID を付加して HI メッセージを送信する。PAR はその Packet ID で指定された packet からバッファした packet を送信する。

MN が対応ルータ網に存在する場合、バッファリングは AR が行う。MN が通常ルータの網に存在する場合、AR にはバッファリング機能がないため、HA がバッファリングを行うこととし、MN 宛のすべての packet が HA を通過するように MN は経路最適化を解除する BU メッセージを CN に送信する。また MN がホームネットワークに存在する場合も HA がバッファリングを行う。このため、ホームネットワークにおいても MN は HA に BU を用いて定期的に登録処理を行う。

MN 側については、通信リンクが切れている場合に高速ハンドオーバが完了するまで MN から CN へ送信すべき packet をバッファする機能を持たせる。これにより CN への通信における packet 損失を少なくする。

3.6 高速ハンドオーバ動作の概要

ネットワークとして図 3 に示す構成を想定する。また MN はつねにレイヤ 2 のリンク状態を監視しリンクの切断・再確立を検出可能とする。MN はリンクの切断状態からリンク確立を検出することで、網を移動した可能性があるを判断し、高速ハンドオーバ処理を起動する。以下の手順となる。

(1) まず MN は通常の IPv6 と同様に RtSol を送

表 2 移動元と移動先のルータ組合せごとの動作
Table 2 Detail action for each combination of previous and new routers.

移動元 (PAR) のルータ種別	移動先 (NAR) のルータ種別	作られるトンネル (注)	移動後のバッファリング機能の位置
対応	対応	PAR _p → NAR _p	NAR _p
対応	通常	PAR _p → MN	HA
通常	対応	HA → NAR _p	NAR _p
通常	通常	HA → MN	HA
ホーム	対応	HA → NAR _p	NAR _p
対応	ホーム	PAR _p → HA	HA
ホーム	通常	HA → MN	HA
通常	ホーム	なし	HA

(注) 表中の矢印は packet の転送方向を表す。トンネルは packet 受信側から生成される。

信して CoA 取得等を試みる。この際に MN は提案方式の適用を示すオプション (3.3 節) を RtSol に付加して送信する。なお、タイミングによっては RtSol 送信前にルータが定期的送信する RtAdv を受信する可能性があるが、この場合、通知を無視して改めて RtSol メッセージを送信するようにする。

(2) MN は NAR からの RtAdv 中の提案方式のオプションの有無で NAR が対応ルータか判断できる。MN の移動元、移動先ネットワークがホームネットワークであるか否かによって、また PAR, NAR の各ルータが提案方式に対応したルータ (PAR_p, NAR_p) が通常のルータ (PAR_c, NAR_c) かにより表 2 に示す 8 通りの場合がある。図 4 に代表的な例を示す。

(2-a) FN 上の対応ルータ間の移動:

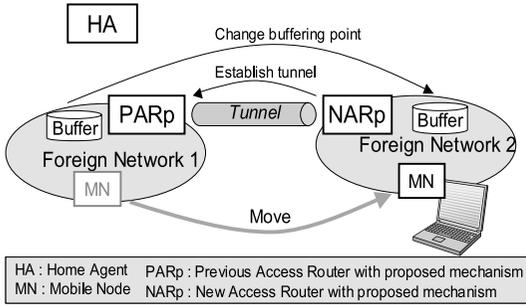
FMIP と同様に PAR_p と NAR_p 間でトンネルを設定するが、この際 NAR_p から PAR_p へトンネル設定を行う (図 4-a)。

(2-b) 対応ルータから通常ルータへの移動:

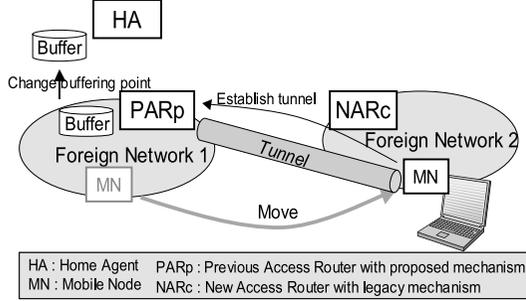
MN 自身が CoA 取得後に PAR_p へトンネルを設定する。その後、PAR_p のバッファから packet を受け取り、加えて BU 完了まで PCoA を使用した通信を再開する。また、HA への BU メッセージで HA にバッファリングの開始を指示し、MN のハンドオーバ完了後は HA がバッファリングを行う (図 4-b)。

(2-c) 通常ルータから対応ルータへの移動:

NAR_p から HA へトンネルを設定し、同様にして NAR_p は HA のバッファから受け取り MN へ送り、加えて BU 完了までの



a) Handover between proposed routers



b) Handover from proposed router to legacy one

図 4 提案方式の代表的なパターン

Fig. 4 Handover mechanisms for typical cases.

間 PCoA を使用した通信を再開する．そして，HA でのバッファリングから NARp でのバッファリングに切り替える．

(2-d) 通常ルータ間の移動：

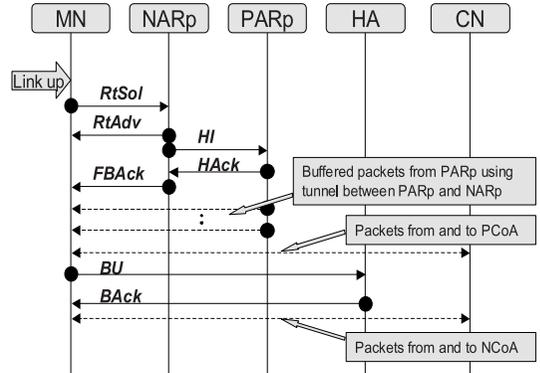
(2-b) とほぼ同様の手順となるが，MN からのトンネルの設定先が PARp ではなく HA となる．

3.7 パケットシーケンスの例

まず，対応ルータ間ネットワークの移動におけるパケットシーケンスは図 5 になる．

- (1) RtSol メッセージは，3.3 節で示したオプションが拡張されている．このオプションは通常のルータには無視される．
- (2) 同様に RtAdv メッセージにも 3.3 節で示したオプションが存在し，これを利用して NAR が本方式に対応していることを通知する．
- (3) RtAdv を受け取った MN は，送信ルータが対応ルータであることを知る．
- (4) トンネル設定後，PARp からバッファに蓄えられていたパケットをトンネルを経由して受け取り MN へ渡すと同時に PCoA を用いた通信を可能にする．さらに，NARp において MN 宛のパケットのバッファリングを開始する．

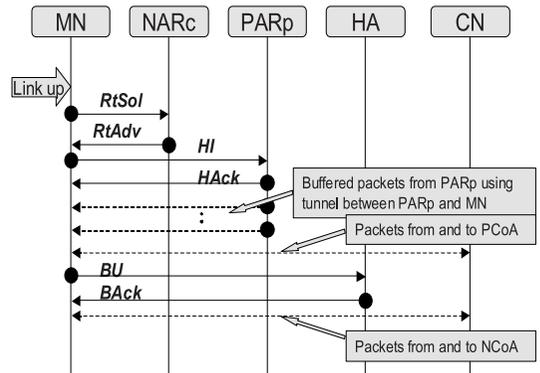
次に，対応ルータから通常ルータへの移動の場合，



Note: All the named messages are modified for the proposed method. See Subsection 3.3 for detailed modifications.

図 5 対応ルータ間移動時のパケットシーケンス

Fig. 5 Handover packet sequence in case of movement between proposed routers.



Note: All the named messages are modified for the proposed method. See Subsection 3.3 for detailed modifications.

図 6 対応ルータから通常ルータへの移動時のパケットシーケンス

Fig. 6 Handover packet sequence in case of movement from proposed router to legacy router.

パケットシーケンスは図 6 のようになる．前述の対応ルータ間の移動の場合との違いは，(3) MN が自ら PARp との間でトンネル設定を試みる点と，(4) でハンドオーバー後に NAR ではなく HA で MN 宛のパケットをバッファリングする点である．また，MN と CN の間で経路最適化を行っている場合には，この動作をやめ HA 経由のルートを使い HA でバッファリングを行うことで，次のハンドオーバー時におけるパケットロスを防ぐ．

4. 実装と評価

4.1 評価環境

提案方式を FreeBSD 上の KAME および T-Kernel 上の KASAGO という 2 つの IPv6 モバイル IP プロ

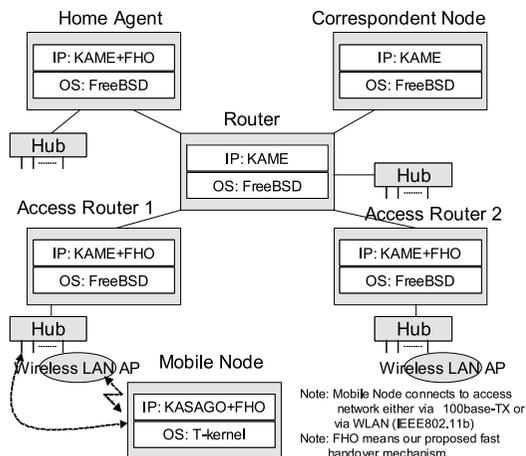


図 7 評価システムの構成

Fig. 7 Example system used for evaluation.

トコルソフトウェアを改造して実装し、評価を行った。評価用のネットワークを図 7 に示す。HA, CN および 2 台の AR とルータを接続した。評価用のトラフィックとして CN から HA, AR あるいはルータに接続している MN に対して UDP パケット (Port: 10000 番) を 100 ミリ秒ごとに送信し、MN がその応答を返すようにした。通常ルータとしてはルータから右に出ているアクセスネットワークを使用した。アクセスネットワークへの接続には無線 LAN (IEEE802.11b) と有線 LAN (100Base-TX) のいずれかを使えるようにした。MN の移動時、移動先で PCoA による通信可能となるまで CN からのパケットは PAR あるいは HA でパッファされ、MN には到達せず MN も応答が返せない。このためハンドオーバー時間の測定は、CN からの送信 UDP パケットに対する MN からの応答が遅延したパケットの数で測定した。したがって、この評価での誤差は送信間隔の 100 ミリ秒である。AR と MN 間を流れるパケットは Ethereal により捕捉し計測を行った。なお、ハンドオーバーの契機となる網間の MN の移動は、有線 LAN の場合は、手動での物理的な LAN ケーブルの繋ぎ替えで、無線 LAN の場合はアクセスポイントの電源断により実現した。各項目は 10 回の試行を行い平均や分散を測定した。さらに、MN 側の IP プロトコルソフトウェアを無改造の KASAGO に入れ替えることで、通常のモバイル IP 環境とした。また、2 つの NW 間を連続して移動し測定したため、移動先ではすでに確立した SA が再利用されている。隣接 AR 間での移動等では SA は確立されていることが多く、ハンドオーバー時に改めて SA 確立を行う必要は少ないため、この条件で測定を行った。

表 3 有線 LAN 上でのハンドオーバー時間

Table 3 Elapsed time for handover (access network = 100base-TX).

		平均 値(秒)	分散	最大 値(秒)	最小 値(秒)
提案方式	対応ルータ間	1.9	0.001	1.9	1.8
	ホーム → 対応ルータ	1.9	0.002	2.0	1.9
	対応ルータ → ホーム	2.0	0.003	2.0	1.9
	対応ルータ → 通常ルータ	2.0	0.003	2.0	1.9
	通常ルータ → 通常ルータ	2.0	0.003	2.1	1.9
従来のモバイル IP	ルータ間	5.8	2.2	8.1	4.2

4.2 有線 LAN 上のハンドオーバー性能

表 3 に有線 LAN をアクセスに用いた場合のハンドオーバー時間を示す。従来のモバイル IP では、ハンドオーバーに平均 5.8 秒必要としており、また時間のばらつきも大きい。なお、この時間には手動での LAN ケーブル繋ぎ替え時間 (平均で 1.5 秒) を含んでいる。一方、提案方式では、対応ルータ間、ホーム・対応ルータ間、対応ルータ・非対応ルータ間等すべての組合せで、同様に手動でのケーブル繋ぎ替え時間を含み約 1.9 秒でハンドオーバー処理が完了した。ハンドオーバー時間の変動もほとんど見られなかった。手動での LAN ケーブル繋ぎ替え時間 1.5 秒を除くと、実質上 400 ミリ秒程度で切り替わっているといえる。したがって、提案方式では通常のモバイル IP と比較してハンドオーバー時間が約 1/3 に減少しており、提案方式の優位性が実証できた。また、FMIP を解さない通常のルータに対しても高速なハンドオーバーが実現できていることが確認できた。

なお、モバイル IP のハンドオーバー処理は 2.2 節で述べた (i) ~ (iv) の 4 つの手順からなる。従来のモバイル IP では、(i) BAck メッセージを 3 回受信失敗 (~3 秒)、(ii) 移動先の通信メディアに応じたリンク確立時間 (この例では手動でリンクの切替えを行ったため LAN ケーブル繋ぎ替え時間 (平均で 1.5 秒))、(iii) 移動先での RtAdv 受信、アドレス取得 (DAD 処理等)、NUD 処理が主体でおおむね 2 秒以下、(iv) SA 確立処理、BU/BAck による HA と CN への移動登録の合計で SA が確立されていれば数十ミリ秒、SA 確立が必要であればさらに 1 秒程度 (暗号化方式によるがたとえば文献 9) の例では 400 ミリ秒程度)、の時間がそれぞれ必要である。本実験では (ii) の時間は (i) と並行するため無視でき、SA もすでに確立している

No.	Time	Source	Destination	Protocol	Info
65	284.325119	fe80::200:e1ff:fe6b:3a75	ff02::2	ICMPv6	Router solicitation
66	284.325148	fe80::207:e9ff:fee3:e771	fe80::200:e1ff:fe6b:3a75	ICMPv6	Router advertisement
67	284.325166	fe80::207:e9ff:fee3:e771	fe80::200:e1ff:fe6b:3a75	MIPv6	Unknown MH Type <= 提案のFBACk (通信可能)
68	284.325184	3ffe:ffff:3::2	3ffe:ffff:101:0:200:e1ff:fe6b:3a75	UDP	Source port: 3463 Destination port: 10000
69	284.325201	3ffe:ffff:3::2	3ffe:ffff:101:0:200:e1ff:fe6b:3a75	UDP	Source port: 3463 Destination port: 10000
..... (パッファされたパケットが送信されている)					
79	284.325373	3ffe:ffff:3::2	3ffe:ffff:101:0:200:e1ff:fe6b:3a75	UDP	Source port: 3463 Destination port: 10000
80	284.325390	3ffe:ffff:3::2	3ffe:ffff:101:0:200:e1ff:fe6b:3a75	UDP	Source port: 3463 Destination port: 10000
81	284.341135	fe80::200:e1ff:fe6b:3a75	ff02::2	ICMPv6	Multicast listener done
82	284.352255	fe80::200:e1ff:fe6b:3a75	ff02::1:ff6b:3a75	ICMPv6	Multicast listener report
83	284.373209	fe80::200:e1ff:fe6b:3a75	ff02::1	ICMPv6	Neighbor advertisement
84	284.402735	3ffe:ffff:3::2	3ffe:ffff:101:0:200:e1ff:fe6b:3a75	UDP	Source port: 3463 Destination port: 10000
85	284.407172	3ffe:ffff:102:0:200:e1ff:fe6b:3a75	fe80::207:e9ff:fee3:e771	ICMPv6	Neighbor solicitation
86	284.407246	3ffe:ffff:102::1	3ffe:ffff:102:0:200:e1ff:fe6b:3a75	ICMPv6	Neighbor advertisement
87	284.429326	3ffe:ffff:102:0:200:e1ff:fe6b:3a75	3ffe:ffff:3::2	MIPv6	Care-of Test Init
88	284.429569	3ffe:ffff:3::2	3ffe:ffff:102:0:200:e1ff:fe6b:3a75	MIPv6	Care-of Test
89	284.440673	3ffe:ffff:102:0:200:e1ff:fe6b:3a75	3ffe:ffff:100::1	MIPv6	Binding Update
90	284.440945	3ffe:ffff:100::1	3ffe:ffff:102:0:200:e1ff:fe6b:3a75	MIPv6	Binding Acknowledgement <= HA登録完了
91	284.450775	3ffe:ffff:102:0:200:e1ff:fe6b:3a75	ff02::1	ICMPv6	Neighbor advertisement
92	284.486328	3ffe:ffff:102:0:200:e1ff:fe6b:3a75	3ffe:ffff:3::2	MIPv6	Binding Update
93	284.486626	3ffe:ffff:3::2	3ffe:ffff:102:0:200:e1ff:fe6b:3a75	MIPv6	Binding Acknowledgement <= CNへの登録完了
94	284.506646	3ffe:ffff:102:0:200:e1ff:fe6b:3a75	3ffe:ffff:3::2	UDP	Source port: 10000 Destination port: 3463
95	284.507041	3ffe:ffff:3::2	3ffe:ffff:102:0:200:e1ff:fe6b:3a75	UDP	Source port: 3463 Destination port: 10000
96	284.622642	3ffe:ffff:3::2	3ffe:ffff:102:0:200:e1ff:fe6b:3a75	UDP	Source port: 3463 Destination port: 10000

注) UDP パケットは評価のために 100 ミリ秒おきに送信しているもの。MN, CN, HA のアドレスはそれぞれ 3ffe:ffff:101::200:e1ff:fe6b:3a75, 3ffe:ffff:3::2, 3ffe:ffff:100::1 を使用している。

図 8 MN と AR 間のパケットのやりとり (対応ルータ間の移動)

Fig. 8 Packets communicated between MN and AR.

状態のため合計では 5 秒から 6 秒程度が必要となり、実験結果と符合している。

一方、提案方式では、(i) リンク断検出 (有線 LAN では数十ミリ秒から数百ミリ秒)、(ii) 移動先の通信メディアに応じたリンク確立時間 (平均で 1.5 秒)、(iii) 移動先での RtAdv 受信と NAR (あるいは MN) と PAR (あるいは HA) 間のトンネル確立時間が主で、SA がトンネルの両端にすでに確立していれば RtAdv 受信のための 500 ミリ秒以下、SA 確立が必要であればさらに 1 秒程度、(iv) SA 確立処理、BU/BAck による HA と CN への移動登録の合計で SA が確立されていれば数十ミリ秒、SA 確立が必要であればさらに 1 秒程度、の時間がそれぞれ必要である。(i) と (ii)、(iii) と (iv) はそれぞれ並行できるため、総計では 2 秒以下 + SA 確立時間となる。非対応ルータへの移動時は MN が (iii)、(iv) の 2 つの SA 確立処理を行うため CPU ネックとなり、SA 確立が必要であれば対応ルータ間の移動より 1 秒程度遅いと推定されるが、その場合も従来のモバイル IP よりは早いと考える。なお本実験では 4.1 節で述べたとおり 2 つの NW 間を繰り返し移動したため、すべての例ですでに確立した SA が再利用され、実験結果もいずれも 2 秒程度となっている。

最後に参考までに、移動先が予測できるという前提が異なるが、FMIP の時間を推定すると、(i) リンク

断検出 (有線 LAN では数十ミリ秒から数百ミリ秒)、(ii) 移動先の通信メディアに応じたリンク確立時間 (平均で 1.5 秒)、(iii) あらかじめ CoA 取得、SA 確立が可能のためほぼ 0 秒、(iv) SA 確立処理、BU/BAck による HA と CN への移動登録の合計で SA が確立されていれば数十ミリ秒、SA 確立が必要であればさらに 1 秒程度、の時間がそれぞれ必要である。(i) と (ii) は並行でき、(iv) の SA はすでに確立している条件では、(ii) の時間 + 数十ミリ秒から 100 ミリ秒程度の時間しか要せず、移動先の予測を利用することで提案方式より 400 ミリ秒程度早いと推定できる。

図 8 に MN と AR 間をキャプチャしたパケットシーケンス (一部) を示す。この例ではリンク確立を MN が検出後、RtSol を送信して (No.65) から高速ハンドオーバー処理が終わりパケットの送受信が可能になるまで (No.67) は 47 マイクロ秒しか必要としていない。さらに、モバイル IP としてのハンドオーバー処理を終えるまで (No.90) は 120 ミリ秒程度である。このため、残りの 200 から 300 ミリ秒程度は MN がリンクの再確立を検出するまでに費やされていると考えられる。

なお、図 8 では No.87, 88 での Return Routability Procedure と、No.92, 93 での CN への BU による登録が完了し、対応ルータ間の移動では経路最適化が適用されているのが分かる。本来 Return Routability

表 4 無線 LAN 上でのハンドオーバー時間

Table 4 Elapsed time for handover (access network = IEEE802.11b).

		平均 値(秒)	分散	最大 値(秒)	最小 値(秒)
提案方式	対応ルータ間	2.9	1.6	5.4	1.9
従来のモバイル IP	ルータ間	6.3	2.3	8.5	4.4

Procedure では HA 経由のメッセージのやりとりもあるが、測定では一定期間内に連続して移動させたため KASAGO によって省略されている。

4.3 無線 LAN 上のハンドオーバー性能

表 4 に無線 LAN 上でのハンドオーバー時間を示す。提案方式の対応ルータ間と従来方式の比較のみを示した。従来のモバイル IP ではハンドオーバーに平均 6.3 秒かかるのに対し、提案方式では 2.9 秒と約 3 秒短くなっている。提案方式は無線 LAN では有線 LAN と比較してハンドオーバー時間が平均 1 秒程度長くなっており、かつ時間にばらつきがあった。これは使用した無線 LAN カードがフェージングを考慮して電波が受信できなくてもしばらくの間はリンクの切断を上位のドライバに通知しないことによるためである。最短では 1.9 秒程度でハンドオーバーが完了したが、これはたまたま端末から近隣探索等の別のパケットを送信しようとしたが、元の無線リンクでは送信ができないため無線 LAN カードがドライバに対して送信不可の通知とともにリンク断通知したため、ドライバが早期に検出した場合と考えられる。したがって、定期的に端末からパケットを AR に送信することでリンク断の検出が早くなりハンドオーバー時間の短縮が図れると考えられる。またさらに本方式では、従来のモバイル IP と異なりリンク確立後は短期間にハンドオーバー処理が完了することから、RSSI (受信信号強度表示信号) 値等をリアルタイムで計測しモバイル IP 側から積極的にリンクを切断しハンドオーバーを起こすことで全体としてハンドオーバー時間を短くすることも考えられる。これらについては今後の課題としたい。

5. まとめ

既存の通常ルータが混在する環境において移動先の予測なしにモバイル IP ハンドオーバー処理を高速に行う方式を提案した。従来検討されている方式と異なり、移動先の予測が不要であり、かつ本方式に対応しないルータが混在しても高速なハンドオーバー処理が行える 2 つの特徴を兼ね備えている。バッファリングを行うことでパケットロスを抑えることも可能である。

FreeBSD 上の KAME および T-kernel 上の KASAGO という 2 つの IPv6 モバイル IP プロトコルソフトウェア上に実装を行い、評価を行った。その結果、本方式に対応したルータ間を MN が移動した場合、通信リンクの確立検出後 400 ミリ秒程度でハンドオーバーが完了し、従来のモバイル IP で約 4 秒から 6 秒程度は必要としていたハンドオーバー時間を大幅に短縮できた。また提案方式に対応しない通常のルータが混在した環境でも高速なハンドオーバーが実現できていることが確認できた。本研究は独立行政法人情報通信研究機構からの委託研究「ユビキタスコンピューティング環境を実現する基盤ネットワークプロトコルの研究開発」に基づき行われたものである。

参考文献

- 1) Johnson, D., Perkins, C. and Arkko, J.: Mobility Support in IPv6, IETF RFC3775 (2004).
- 2) Koodli, R. (Ed.): Fast Handovers for Mobile IPv6, IETF Internet Draft, draft-ietf-mipshop-fast-mipv6-03.txt (2004).
- 3) Soliman, H., Catelluccia, C., El Malki, K. and Bellier, L.: Hierarchical Mobile IPv6 mobility management (HMIPv6), IETF Internet Draft, draft-ietf-mipshop-hmipv6-04.txt (2004).
- 4) Kempf, J., Calhoun, P., Dommety, G., Thalanany, S., Singh, A., McCann, P.J. and Hiller, T.: Bidirectional Edge Tunnel Handover for IPv6, IETF Internet Draft, draft-kempf-beth-ipv6-02.txt (2001).
- 5) Jung, H.Y., Min, J.H., Kang, H.G. and Lee, C.Y.: Fast Handoff with Chain Tunneling for Mobile IPv6, IETF Internet Draft, draft-jung-mobileip-fastho-chain-00.txt (2002).
- 6) Moore, N.: Optimistic Duplicate Address Detection for IPv6, draft-ietf-ipv6-optimistic-dad-05.txt (2005).
- 7) Daley, D. and Moore, N.: Tentative Source Link-Layer Address Options for IPv6 Neighbour Discovery, draft-daley-ipv6-tslao-02.txt (2005).
- 8) Choi, J. and Nordmark, E.: DNA with unmodified routers: Prefix list based approach, draft-ietf-dna-cpl-01.txt (2005).
- 9) Springer, B. and Kilmartin, L.: Performance evaluation of the Internet Key Exchange Protocol Under Dynamic VoIP Network Conditions, *Proc. ISSC 2003* (2003).

(平成 17 年 5 月 10 日受付)

(平成 17 年 11 月 1 日採録)



西山 智 (正会員)

1961年生。1984年東京大学工学部電気工学科卒業。同年国際電信電話(現KDDI)(株)入社。1991年米国テキサス大学オースチン校計算機科学科修士課程修了。2002~2005年(株)YRP ユビキタス・ネットワークング研究所(出向)。現在(株)KDDI 研究所ユビキタスプラットフォームグループリーダ(独)メディア教育開発センター客員助教授。この間、データベース、ネットワーク管理、ITS、エージェント通信、ユビキタス通信システムの研究に従事。1993年度電子情報通信学会学術奨励賞、本学会第63回大会優秀賞、2005年度山下記念研究賞受賞。電子情報通信学会会員。



渡辺 伸吾 (正会員)

1998年東京工業大学工学部卒業、2000年同大学大学院総合理工学研究科物理情報工学専攻の修士課程を修了。同年国際電信電話株式会社(現KDDI 株式会社)に入社。2002年から2004年までYRP ユビキタス・ネットワークング研究所に出向。アドホックネットワーク、無線ネットワーク、ユビキタスネットワーク、ソフトウェア無線に関する研究に従事。



山田 満

1957年生。1980年東京大学工学部電子工学科卒業。1982年同大学大学院修士課程修了。同年国際電信電話(現KDDI)(株)入社。2004~2005年(株)YRP ユビキタス・ネットワークング研究所(出向)。現在(財)道路新産業開発機構(出向)。この間、マルチメディア・グループ通信、ドキュメントアーキテクチャ、ユビキタス通信システムの研究に従事。1989年度電子情報通信学会篠原記念学術奨励賞、1992年度画像電子学会論文賞受賞。工学博士。電子情報通信学会、画像電子学会各会員。



越塚 登 (正会員)

1994年東京大学大学院理学系研究科博士課程修了、博士(理学)。1999年より東京大学情報基盤センター助教(現職)、2002年3月よりYRP ユビキタス・ネットワークング研究所副所長を兼務。専門は情報科学。トロンプロジェクトに参加し、以後ヒューマンインタフェースやユビキタスコンピューティングの研究に取り組む。現在は特に次世代の組み込みプラットフォームであるT-Engine、セキュリティのためのeTRONアーキテクチャ、ユビキタスコンピューティング環境を実現するUbiquitous IDアーキテクチャの構築に注力している。また、デジタル技術と文化の融合を扱う、デジタルミュージアムプロジェクトにも取り組んでいる。



坂村 健 (正会員)

1951年東京生まれ。東京大学大学院情報学環教授。工学博士。1984年からオープンなコンピュータアーキテクチャTRONを構築。現在、TRONはユビキタス環境を実現する重要な組み込みOSとして世界で多数使われている。さらに、コンピュータを使った電気製品、家具、住宅、ビル、都市、ミュージアム等、広範なデザイン展開を行っている。2002年1月よりYRP ユビキタス・ネットワークング研究所長を兼任。『ユビキタス、TRONに出会う』、『ユビキタス・コンピュータ革命』等、著書多数。IEEEフェロー。第33回市村学術賞特別賞受賞。2001年武田賞受賞。2003年紫綬褒章。2004年大川賞受賞。