

MAT におけるマッピング情報管理サーバ冗長化に関する性能評価

岸場清悟[†] 藤田貴大[†] 田島浩一[†] 西村浩二[†] 前田香織[‡] 相原玲二[†]

[†] 広島大学情報メディア教育研究センター 〒739-8511 広島県東広島市鏡山 1-4-2

[‡] 広島市立大学情報処理センター 〒731-3194 広島市安佐南区大塚東 3-4-1

E-mail: [†] {kishiba,takfjt,tashima,kouji,ray}@hiroshima-u.ac.jp, [‡] kaori@ipc.hiroshima-cu.ac.jp

あらまし IP アドレス変換手法を用い、IP 層での移動透過通信を実現するモバイルネットワークアーキテクチャ MAT では、ホームアドレスとモバイルアドレスの対応関係 (マッピング情報) を通信ノード間で共有するためにマッピング情報管理サーバ(IMS)を導入する。本稿では IMS の冗長化手法について詳細を述べ、冗長化の効果やハンドオーバー性能を評価する。また複数 IMS の情報更新や同期に関する問題点についても考察する。

キーワード モバイルネットワーク, ネットワークサービス, MAT

Performance Evaluation of Multiple IP Address Mapping Servers for MAT

Seigo KISHIBA[†] Takahiro FUJITA[†] Kouichi TASHIMA[†] Kouji NISHIMURA[†] Kaori MAEDA[‡]
and Reiji AIBARA[†]

[†] Information Media Center, Hiroshima University 4-1-2 Kagamiyama, Higashi-Hiroshima, Hiroshima, 839-8511 Japan

[‡] Information Processing Center, Hiroshima City University 3-4-1 Ozuka-Higashi, Asaminami-ku, Hiroshima, 731-3194 Japan

E-mail: [†] {kishiba,takfjt,tashima,kouji,ray}@hiroshima-u.ac.jp, [‡] kaori@ipc.hiroshima-cu.ac.jp

Abstract We proposed MAT, an architecture for network mobility, to realize mobile communication in IP layer with IP address translation. We introduce IP Address Mapping Server (IMS) to share mapping information on a Home Address and corresponding Mobile Addresses of mobile nodes with communicating nodes. In this paper, we explain the detail of redundant operations of multiple IMSs and evaluate the effect of handover using multiple IMSs. We also consider issues of update and synchronization of multiple IMSs.

Keyword Mobile network, Network services, MAT

1. はじめに

携帯端末の普及や無線メディアの多様化によりインターネット上での移動透過性に対する需要が高まってきている。これについて IETF ではホスト単位の移動 (以下, ホストモビリティ) をネットワーク層で実現するための MIP6[1]が提案されている。さらに電車や自動車などの車内ネットワークなど, ネットワークがその形を維持したまま移動するネットワーク (以下, ネットワークモビリティ) に対応する NEMO[2]が MIP6 を拡張した形で提案されている。

しかしこれらの方式は通信がホームエージェント (HA) と呼ばれる特定の中継ノードを経由するので, そのままでは最適経路にならず遠回りになってしまう。これについて MIP6 では通信する両端のホストが MIP6 対応の場合に, 通信開始後に HA を経由しないようにトンネリング手法を用いて経路変更を行う経路最適化が導入されて

いる。しかしそれでも, HA の障害が通信に影響を及ぼす一点障害問題が残ることや, 全ての通信にトンネリングオーバーヘッドが付加されてしまう問題がある[3]。ネットワークモビリティに対応した NEMO における経路最適化については解決がさらに困難である。

これに対し, ホストモビリティに関して通信開始時から最適経路で通信を行う提案として LIN6[3]や MobilePPC[4]などがある。LIN6 はアドレスアーキテクチャにホスト固有のノード識別子とネットワーク上のアドレスである位置識別子を導入することにより通信のための最適経路を構築するものであるが, ノード識別子が 64 ビットしかないことが制約となってネットワークモビリティへの拡張は困難である[5]。

一方, MobilePPC は動的 DNS 機能によって通信開始時の接続先 IP アドレスを取得し, その後は通信ホスト間で互いにアドレスを通知すること

によって最適経路通信を行うものであり、ネットワークモビリティへの拡張も可能である。しかし、IPアドレスでなくドメイン名による相手ホスト指定が必須になること、安全に通信を継続するために通信ホスト間での認証が必要になる問題がある。

我々は移動透過通信のためのアーキテクチャとして MAT(Mobile IP with Address Translation)[6]を提案している。MATアーキテクチャを用いたネットワークモビリティシステムとして現在開発中の MAT-MONET [7]は、ホストモビリティ、ネットワークモビリティいずれにおいても通信開始時点から常に最適経路で通信を行い、トンネリングオーバーヘッドも存在しない。さらにハンドオーバー時に複数のインタフェースを同時に利用することで、パケットロスのないハンドオーバーを実現する。移動ネットワーク内には、移動透過機能を持たないノード (LFN)、機能を持つ移動ノード (MN)、別の移動ネットワーク用ルータ (MR) いずれも接続可能である。

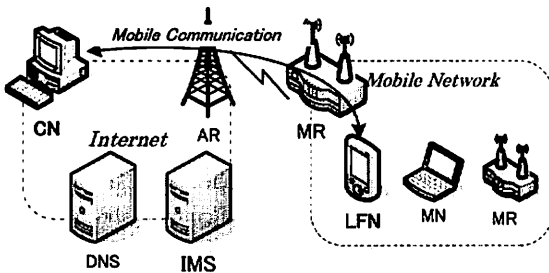


図1 MAT-MONET の構成例

図 1 に MAT-MONET の構成例を示す。MR は AR から自分自身および配下のネットワークの使うモバイルプレフィックスの配布を受けて接続する。配下のネットワーク内の LFN ノードが外部の通信ノード (CN) と通信するには MR で宛先アドレスを変換することにより移動透過通信を行う。配下の MN や MR が CN と通信するには各 MN, MR 自身が宛先アドレスの変換を行うので、MR ではアドレス変換しない。

このような MAT の機能を実現するためには MN, MR, および CN のそれぞれが IP アドレスマッピングテーブル (以下, IMT) を持たなければならない。各 IMT が最新の情報で構成されるために IMS (IP Address Mapping Server) が必要不可欠となる。

この報告では MAT において IMS の果たすべき役割を具体的に示し、IMS の冗長化とそれに伴

う問題点の考察を行う。さらにプロトタイプ実装を使った実験により IMS の冗長化が MAT のハンドオーバー性能に与える影響を評価する。

2. MAT-MONET における IMS の役割

MAT-MONET[7]において IMS は移動透過通信を行う MR(MN)からアドレスマッピング情報を受け取り、それを CN や他の MN に必要に応じて提供する機能を持たなければならない。ここでは典型的な例として、図 1 の構成における LFN-CN 間の通信において IMS がマッピング情報をどのように取り扱うかを示す。説明を簡単にするためにここでは、MR が AR に接続する際の MR および配下ネットワークへのモバイルプレフィックスを AR から配布する手順については省略する。これについては文献[8]で論じられている。

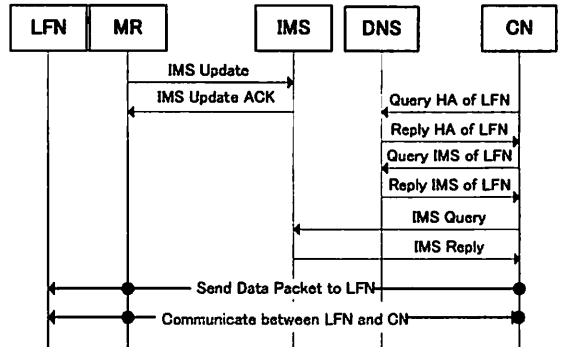


図2 CN→LFN 通信開始時の手順

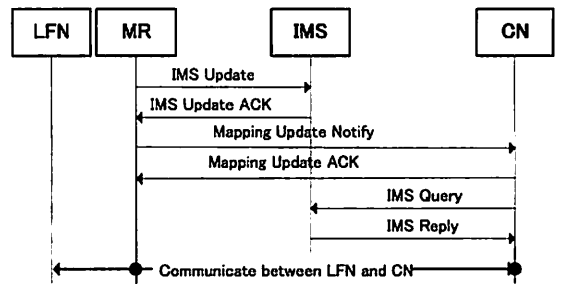


図3 MR ハンドオーバー時の手順

図 2 は MR が IMS に MR 自身と配下のモバイルプレフィックスのマッピング情報を登録してから、CN が LFN に対して通信を開始するまでの IMS, DNS とのやりとりを示したものである。CN はまず LFN のホームアドレスを DNS に問い合わせ、さらにそのホームアドレスに対応する IMS のアドレスを DNS に問い合わせ得られた IMS に対

して LFN のモバイルアドレスを問い合わせる。IMS では先に登録された MR 配下のモバイルプレフィクスから LFN に関して対応するモバイルアドレスを生成して CN に回答する。CN は回答されたモバイルアドレスを用いて IMT を作成する。CN から LFN への packets は LFN のモバイルアドレスを宛先として送信されるが、経路情報に基づき MR に届いた時点でホームアドレスへのアドレス変換を経てから LFN に到達する。図中でデータパケットが通過する箇所に置かれた黒丸は、そこでアドレス変換を行っていることを示す。

なおこのとき DNS が IMS アドレスを適切に提供できるように、DNS 資源レコードに拡張を行うかまたは TXT レコード等を活用する必要がある。この拡張は LFN のホームプレフィクスの属するゾーンを委譲された DNS についてだけ行われていれればよい[9]。

図 3 は MR がモバイルプレフィクスを切り替えた時の MR, CN の IMS とのやりとりを示したものである。MR は IMS 更新を行った後、IPv6 拡張ヘッダオプションを使って CN にマッピング更新要求を行う。CN は MR に要求承諾通知を返すとともに、IMS に新たなマッピング情報を問い合わせ、その情報に基づいて IMT を書き直す。これにより LFN と CN 間で移動透過通信が実現できる。MR のネットワークインタフェースが複数利用可能である場合には、ハンドオーバーによってデータパケットが途切れることもない。

なお、MR 配下の MN が CN と通信を行う場合、MN が IMS の更新を行うことにより、同様の手順で移動透過通信が実現できる。その場合、MR は単なるルータとして動作し、アドレス変換等は行わない。

3. IMS の冗長化

3.1. 冗長化の必要性

Mobile IPv6 や NEMO と異なり、MAT ではホームエージェント (HA) が不要であり、一点障害問題がないことが MAT の特長のひとつになっているが、それには IMS が冗長性をもつことが前提になる。ここでは、複数の IMS をひとつの MN (MR も含む) に対応して運用することによって冗長性を確保する方式を考える。IMS が増えても通信にかかる負荷や手続きが増加しないようなスケラビリティについても考慮する。

3.2. 通信プロトコルへの IMS 冗長化の影響

複数の IMS が存在する場合の IMS 更新および問い合わせは、次のように行う。

モバイルネットワーク接続やハンドオーバーの際

に MR がマッピング情報を更新するときには、MR は自らのマッピング情報を提供する全ての IMS に対して IMS 更新を同時に要求する。そのうち 1 つの IMS から更新確認が返った時点で残りの更新確認を待たずにマッピング更新処理を終わる。これにより、多数の IMS を使っても迅速なハンドオーバーを実現できる。

一方 CN が IMS からマッピング情報を取得するときには、一般的な DNS リゾルバと同様に、優先度の高い IMS から順に IMS 問合せを行い、回答が得られた時点でそのマッピング情報に従い自らの IMT を更新する。このとき CN が問い合わせる IMS の順番は、通信の開始時には任意であってよい。

しかし通信継続中に IMS 更新が行われた場合には、更新が確認された IMS に対して CN が問い合わせるように、CN に通知する必要がある。

これを実現するため IMS インデックスを導入する。すなわち MR に対応する複数の IMS それぞれにインデックスを付けて DNS に登録しておく。インデックスは MX レコードなどにおけるプレファレンスとは異なり、複数の IMS をそれぞれ同定するためのものである。これにより、MR がマッピング情報を更新した際にもっとも更新確認の早かった IMS のインデックスを CN に通知することができる。

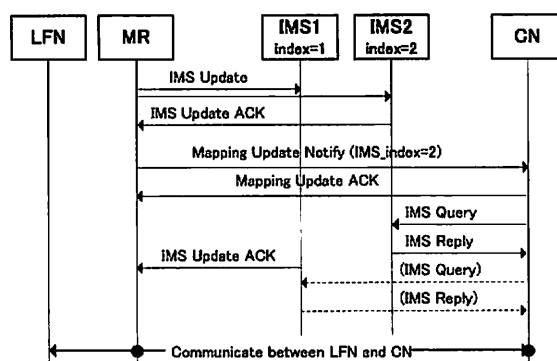


図4 複数 IMS による MR ハンドオーバー手順

図 4 に IMS が 2 つの場合の MR ハンドオーバー時通信プロトコルを示す。この図では index=2 の IMS の更新確認が早かったものとしている。この図中において破線で示されたメッセージは IMS2 から CN に IMS Reply が回答されずにタイムアウトした場合のみ送られるものである。

ここで述べた冗長化手法は、MN-CN 間通信に

においても同様に適用できる。

3.3. IMS間の同期に関する考察

もし IMS との通信状態が常に良好でかつ IMS が常に正常稼働するならば、前節で述べた方式により各 IMS で常に最新の情報を提供できる。

しかしこの方式では最も早い IMS 以外については更新確認がされず、もし IMS の一部が正常に更新されなかった場合にマッピング情報の不整合が起こる。IMS 更新のあいだ通信を継続する CN については MN (または MR) からの IMS インデックス通知によりマッピング情報の整合性を確保できるが、新たに MN (または MR 配下の LFN) との通信を開始する CN については、正しく更新されていない IMS にマッピング情報を問い合わせってしまう可能性がある。ただし、この場合については、新たに通信を開始する際に MN との通信ができなければ別の IMS にマッピング情報を問い合わせ直すように CN の MAT を実装することは可能であるから、ただちに致命的な障害になるわけではない。

しかし、IMS を長時間連続して運用するにあたっては MN (MR) からの更新要求が届かなくても誤ったマッピング情報が長時間存在しないように、IMS 間でのデータ同期を行うのが望ましい。ただしあまり頻繁に同期を行うのはネットワークの負荷が増大するため、適当な時間間隔 (例えば数分程度) に設定すればよい。IMS 間同期の実装については現在検討中である。

3.4. IMSの認証に関する考察

MATにおいてMN(MRも含む)およびCNとIMSとの通信におけるセキュリティ脆弱性には次のようなものが考えられる。

- (1) 攻撃ノードが CN に対して IMS を詐称することにより、偽のマッピング情報を CN に与えて通信セッションを横取りする。
- (2) 攻撃ノードが IMS に対して MN を詐称することにより、偽のマッピング情報更新を IMS 上でを行い、偽のマッピング情報を CN に与えて通信セッションを横取りする。

このうち、(1)の攻撃は DNS および IP 通信経路の完全性を確保することで防ぐほかない。しかし(2)については MN の接続するモバイルプレフィクスが IMS にとって未知であることが前提になるので、MAT の実装上で対策する必要がある。

上記(2)において攻撃対象になるのは MN から IMS に送られる IMS 更新要求メッセージである。これは MN の接続開始時およびハンドオーバー時に発行されるものなので、メッセージ送信および

IMS での処理が迅速に行われる必要がある。またアドレスマッピング情報自体はもともと公開してもよいので、メッセージ自体を暗号化する必要はない。従ってメッセージを認証するためにはあまり手間のかかるセキュリティアソシエーションを採用する必要はなく、高速にメッセージの真正性が確認できればよい。

以下、対策の具体について述べる。一般に MN に対応する IMS は予め定まっておき、MN と IMS とで秘密鍵を予め共有しておくことができる。そこで MN から IMS に送信する IMS 更新メッセージに秘密鍵を付加して MD5 ダイジェストした値をメッセージに付加して送り、IMS 側で同様に作成した MD5 ダイジェストの値を比較することによりメッセージの真正性を確認する。またメッセージにタイムスタンプを含めることによりリプレイ攻撃を防ぐ。

この方式では MN が対応 IMS に予め登録されていることが前提になっている。また 3.3 節に述べた IMS 間の同期に関しても相互認証のための登録が必要になる。ネットワーク上での IMS 登録に関わる認証方式の開発は今後の課題である。

4. 冗長化 IMS の実装と評価

4.1. IMS の実装

IMS に関する機能は類似点の多い DNS に倣い、次の 2 つをアプリケーションとして実装した。

- (1) IMS で常駐するデーモンプログラム `imsd`
- (2) MN, CN から IMS 問い合わせや更新要求を行うため MAT 関連アプリケーションから呼び出される IMS クライアントライブラリ

開発環境を表 1 に示す。なお IMS の冗長化にあたっては、上記(2)における IMS 更新要求メッセージ送受信を複数 IMS に対し同時に行うためのマルチスレッドなどを実装で使用した。

OS	Linux (Debian3.2)
開発言語	C
コンパイラ	gcc3.3.5

表1 IMS アプリケーションの開発環境

4.2. 評価用環境の構成

今回の MAT-MONET 評価用環境の構成を図 5 および表 2 に示す。ここで接続は全て 100Base-TX であり、ノード間の通信は IPv6 で行われる。MR1 と Router のあいだに 2 つのネットワークインタフェースを設け、各ネットワークインタフェースでそれぞれ別のモバイルプレフィクスを使った通信経路を構築した。MR1 と Router 間の接続を

ケーブルの抜き差しで切り替えることにより MR1 と LFN1 がハンドオーバを行う。L2 以下の方式による影響を極力排除し、ハンドオーバ時間を測定するため、ここでは有線 LAN を使用した。

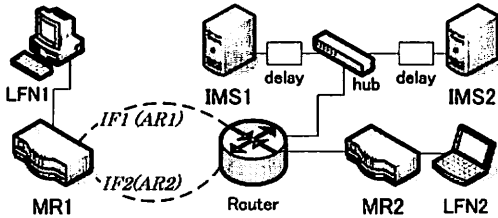


図5 MAT-MONET 評価用環境構成

機器名称	機器性能 / OS
IMS1	PentiumIII 666MHz,255MB / Debian 3.2
IMS2	Pentium4 2.8GHz 1GB / Vine Linux 3.3.2-0vl8
MR1,MR2	PentiumIII 868MHz 256MB / Debian 3.2 MAT 導入
Router	Pentium4 1.5GHz 512MB / Debian 3.2
LFN1	PentiumIII 752MHz 128MB / Debian 3.2
LFN2	Pentium M 1GHz 768MB / Windows XP

表2 評価用環境の機器仕様

これら手順を図6に示す。

- (0) IF1のみ利用可：IF1を使用した通信。
- (1) IF2も利用可：MRのマッピング情報にIF2経由の情報を追加。ただし、IF2はIF1より低優先度としてIMTおよびIMSを更新し、CNに通知。通信はIF1にて継続。
- (2) IF1とIF2の優先度変更：IF2はIF1より高優先度としてIMTおよびIMSを更新し、CNに通知。通信はIF2に切替わる。

有線LANを利用する場合は(1)に引き続き、すぐに(2)に移行しているが、無線LANの場合は(1)の状態となった後、電波強度などの情報を用いて(2)に移行するか否かを決定することになる。

ここでは、2つのインタフェースを同時利用可能な時間が十分確保できるものと仮定し、(2)にかかる時間のみをハンドオーバ処理時間として測定した。なお、この測定のためインタフェースのプライオリティを意図的に変更するプログラムを作成し、ハンドオーバを発生させた。

MRのハンドオーバに伴ってMR-CN間の通信経路をIF2経由に切り替えるためにはMR-IMSおよびCN-IMSそれぞれパケットが1往復しなければならない。したがってIMSとの通信時間はMATでのハンドオーバ性能に大きな影響を与えると予想される。そこでRouterと2つのIMSそれぞれの間にネットワークエミュレータLenet[10]を挟んで通信遅延をコントロールすることにより、IMSとの通信遅延がハンドオーバに与える影響およびIMSの冗長化による効果を評価する。

4.3. ハンドオーバ処理時間の測定

図5の環境においてLFN1からLFN2にicmp6パケット(64バイト)を0.01秒間隔で送りながらMR1-Router間のインタフェース(IF1とIF2)の優先度を切り替えてハンドオーバを発生させた。インタフェースの優先度変更から、LFN2からのecho replyパケットが経路切り替え後のインタフェース宛に返ってくるまでの時間をMR1上で計測したものを、ハンドオーバ処理時間とする。なお今回の実験ではIMS通信時間以外の処理時間の揺らぎをできるだけ排除するために、MR1, MR2にはIMSのアドレスを予め与えてDNSへの問い合わせを省略した。

IMS1の通信遅延時間に対するハンドオーバ処理時間の推移を図7, 図8に示す。各パラメータ30回試行での平均時間を黒丸で、最大, 最小時間を縦線で示している。図7はIMSが1台のみの場合を示し、図8は通信遅延時間を0.4秒に固定したIMS2を加えて冗長化した場合を示している。

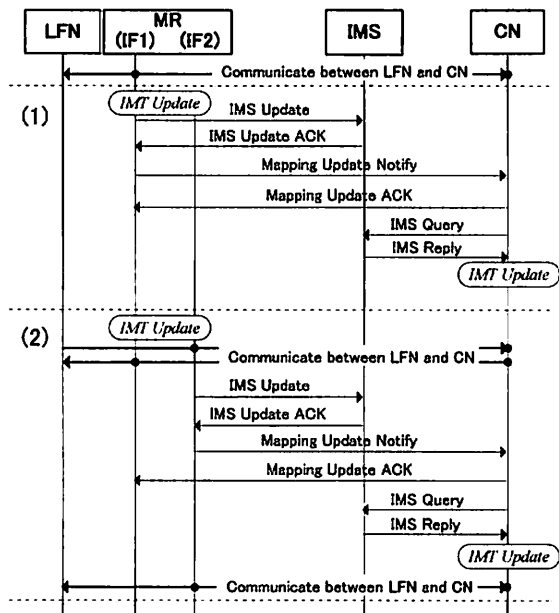


図6 複数インタフェースのハンドオーバ手順

MATにおける2つの無線インタフェース(IF1とIF2)を用いた一般的なハンドオーバ手順は次のようになる。なお、以下の説明でMRとCNは、図5においてはそれぞれMR1とLFN2に相当する。

単一 IMS では通信遅延時間に対してハンドオーバー処理時間が単調に増加している。一方、冗長化した IMS を使った場合では IMS1 の通信遅延時間が IMS2 のそれを上回った時点でハンドオーバー処理時間の増加が止まっており、遅延時間の小さい IMS2 を使うようになっていくことがわかる。

ハンドオーバーには MR-IMS および CN-IMS それぞれパケット 1 往復が必要であり、IMS の通信遅延時間を D とするとハンドオーバーには 4D 以上必要である。図 7、図 8 で 4D 以下の値が見られるが、これは MAT では IMT の保守のために定期的（規定値 50 秒）に Mapping Update Notify を付加しており、それによって MR2 での定期的な IMT 更新があることが要因である。

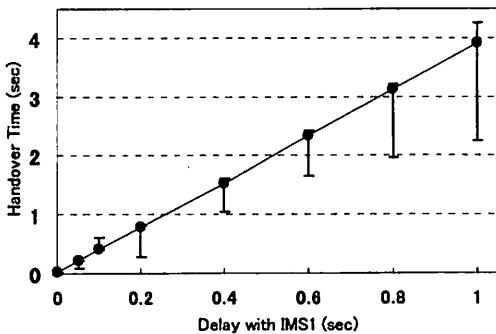


図 7 単一 IMS のハンドオーバー処理時間

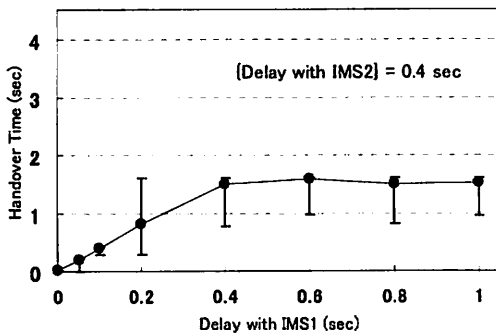


図 8 複数 IMS のハンドオーバー処理時間

5. まとめ

MAT において IMS の果たすべき役割、IMS の冗長化とそれに伴う問題点の考察を行った。さらに IMS 通信時間と MR のハンドオーバー時間の関係を調べ、IMS の冗長化がハンドオーバー性能に与える影響をプロトタイプ環境による通信実験により調べた。IMS の冗長化は MAT において一点

障害排除のために必要なものであるが、それに加えて IMS の一部との通信に遅延が発生した場合に MR ハンドオーバー時間の増加を抑える効果も期待できることが実験により示された。

既に MAT-MONET はプロトタイプ実装が動作可能な段階になっている。しかし MAT を実際にインターネット上で使えるようにするためには、マッピング情報を提供する IMS の効率的かつ安全な設定や運用に関する検討がさらに必要である。また、冗長化された IMS 間の同期方式の実装も今後の課題である。

謝辞

本研究に関して多岐にわたりご助力をいただきました。ネットワンシステムズ株式会社赤座正樹氏、杉本康則氏、岸田崇志氏に深く感謝いたします。本研究の一部は日本学術振興会科学研究費補助金(17300019, 17500037)、広島市立大学平成 17, 18 年度特定研究費(5115)の支援を受けて実施しています。ここに記して感謝の意を表します。

文 献

- [1] D. Johnson, C. Perkins and J. Arkko, "Mobility Support in IPv6", IETF, RFC3775, 2004.
- [2] V. Devarapalli, R. Wakikawa, A. Petrescu and P. Thubert, "Network Mobility (NEMO) Basic Support Protocol", IETF, RFC 3963, 2005.
- [3] M. Ishiyama, M. Kunishi, K. Uehara, H. Esaki and F. Teraoka, "Lina: A new approach to mobility support in wide area networks", IEICE Transaction on Communication, E84-B(8), pp. 2076-2086, 2001.
- [4] 竹内, 渡辺, "モバイル端末の移動透過性を実現する Mobile PPC の提案", 情報処理学会研究報告, 2004-MBL-30, pp.17-24, 2004.
- [5] A. Banno, T. Oiwa, and F. Teraoka, "χ LIN6-NEMO: A network mobility protocol based on LIN6", IEICE Trans. Commun., Vol. E89-B, No.4, pp.1070-1079, Apr. 2006.
- [6] 相原, 藤田, 前田, 野村, "アドレス変換方式による移動透過性インターネットアーキテクチャ", 情報処理学会論文誌, 43(12), pp.3889-3897, 2002.
- [7] 藤田, 野村, 西村, 前田, 相原, "MAT によるモバイルネットワークの実現", DICOMO2003, pp.105-108, 2003.
- [8] 梶原, 上浦, 藤田, 前田, 相原, "MAT-MONET におけるアドレス割当てと移動通知プロトコル", 信学技報, MoMuC2005-72, pp.81-86, 2005.
- [9] A. Gustafsson, "Handling of Unknown DNS Resource Record (RR) Types", IETF, RFC3597, 2003.
- [10] 石野, 前田, 河野, 岸田, "パケットロスパターン再現可能なネットワークエミュレータの開発", 信学技報, IA2005-9, pp.13-18, 2005.