

## 大規模モバイルネットワークのための分散型 マイクロモビリティに関する検討

横田 英俊<sup>†</sup> 久保 健<sup>†</sup> 井戸上 彰<sup>†</sup> 井上 真杉<sup>††</sup> カレド・マハムド<sup>††</sup>

<sup>†</sup> (株)KDDI 研究所 〒365-8502 埼玉県上福岡市大原 2-1-15

<sup>††</sup> 情報通信研究機構 新世代モバイル研究開発プロジェクト

〒239-0847 神奈川県横須賀市光の丘 3-4 YRP センター 1 番館

E-mail: †{yokota,t-kubo,idoue}@kddilabs.jp, ††inoue@nict.go.jp, kmahmud@crl.go.jp

あらまし 近年の無線技術の革新とその普及により、移動端末のアクセス速度が著しく増加している。これに伴って複数の無線アクセスネットワークを収容するコアネットワークの高速化の要求も高まりつつある。特に移動ユーザの多くが都市部に集中しているため、メトロポリタンエリアの規模をカバーできる高速なモバイルコアネットワークの実現が急務である。このような特定エリア内のモビリティ管理を効率的に提供するために、様々なマイクロモビリティプロトコルが提案されているが、多くの場合階層型のトポロジを取っている。このため、収容する移動端末が多くなるにつれて、階層の最上位のモビリティエージェントが移動管理上のボトルネックとなりやすい。本稿では、メトロポリタンエリア規模のネットワークをスケーラブルにカバーするためのマイクロモビリティ管理手法を提案する。本アーキテクチャは、複数のモビリティエージェントをフラットなリングで接続し、移動端末の位置登録情報の分散を図る。提案方式の実装による性能評価および階層型のネットワークとの比較評価を行い、大規模なマイクロモビリティネットワークにおける提案方式の有効性を検証する。

キーワード Mobile IP、MAN、マイクロモビリティ

## Study on Decentralized Micro-mobility Management for Large-scale Mobile Networks

Hidetoshi YOKOTA<sup>†</sup>, Takeshi KUBO<sup>†</sup>, Akira IDOUE<sup>†</sup>, Masugi INOUE<sup>††</sup>, and Khaled MAHMUD<sup>††</sup>

<sup>†</sup> KDDI R&D Laboratories, Inc. Ohara 2-1-15, Kamifukuoka, Saitama, 356-8502, Japan

<sup>††</sup> New Generation Mobile Network Project

National Institute of Information and Communications Technology

3-4, Hikarino-oka, Yokosuka, 239-0847, Japan

E-mail: †{yokota,t-kubo,idoue}@kddilabs.jp, ††inoue@nict.go.jp, kmahmud@crl.go.jp

**Abstract** By the continuous evolution of wireless technologies, the speed of wireless access networks is rapidly increasing. Accordingly, the core network, which accommodates multiple wireless access networks, will soon require higher speed. As mobile users are especially concentrated in urban areas, a high-speed mobile core network covering the metropolitan area will become an immediate issue. To efficiently support mobility in a specific area, a variety of micro-mobility protocols have been proposed. Many of them, however, adopt a hierarchical approach to the network covering such an area and when the size of the network reaches something that is supposed to accommodate tens of thousands of mobile users, the mobility agent rooted at the hierarchy becomes a bottleneck. In this paper, we propose a new micro-mobility management that covers the size of a metropolitan area. This architecture connects multiple local mobility agents on a flat ring to de-centralize the registration information of the visiting mobile nodes. By comparing with the hierarchical, we present the proposed method as having an advantage in a large-scale mobile network.

**Key words** Mobile IP, MAN, micro-mobility

## 1. はじめに

無線アクセス技術の革新と普及によりインターネットが高速にかつどこでも利用可能となり、ITS 等の移動性の高いアプリケーションの基盤となっている。このようなアプリケーションが普及するにつれて、移動性を前提とした通信がインターネットの多くを占めることが予想される。また無線アクセス技術の高速化のみならず、移動端末の増加に対しても注目する必要がある。特に通信ユーザの多くが都市部に集中しており、このような地域をカバーできる広帯域なモバイルネットワークの構築が急務となる。固定ネットワークでは、これまでの SONET/SDH に加えて RPR (Resilient Packet Ring) [1] 等の新しい技術が標準化されており、このような高速なアクセス方式がメトロポリタンネットワークの大容量化の原動力となっている。これらの技術はやがてモバイルコアネットワークにおいても台頭し、メトロポリタンエリアをカバーする高速なモバイルネットワークへの適用が期待される。

IP ベースの移動性は Mobile IP [2] をもとした管理ノードや端末を利用することにより実現可能であり、3G ネットワークにおいても既に利用されている。Mobile IP では、ホームエージェント (HA) がホームネットワークから離れている全ての移動端末 (MN) の位置管理およびデータ転送を行う。このため、MN の数やそれらへのトラフィックが増加するにつれて、HA がボトルネックになりやすい。これに対してマイクロモビリティ技術を利用した移動管理は、端末の位置登録を局所化し、HA の負荷を軽減するための有効な手法である。しかし、マイクロモビリティ管理エリア内 (本稿では、マイクロモビリティネットワークと呼ぶ) のスケーラビリティについては十分に議論されておらず、同ネットワークに接続される移動端末の数が増加するにつれて、新たなボトルネックが発生する可能性がある。マイクロモビリティネットワークをメトロポリタンエリア規模の大きさと仮定すると、多くの移動ユーザは同エリア内に一定時間滞在すると考えられる。移動ユーザはホームアドレスを用いて常に HA 経由でパケットを受信する代わりに、このマイクロモビリティネットワーク内で有効な IP アドレスを割り当てもらうことで、同ネットワークに滞在している限り同一アドレスでパケットを送受信することが可能となる。このような利用シナリオは文献 [3] [4] においても想定されており、地理的に分散したネットワークに配置されたモビリティエージェントを最適なホームエージェントとして利用することを目的としている。

本稿では、マイクロモビリティネットワークが大規模化するにつれて増加する移動端末数に対して、位置登録情報を分散化することによりスケーラビリティを提供するマイクロモビリティ管理手法を提案する。本アーキテクチャは、マイクロモビリティネットワーク内の複数のモビリティエージェントをフラットなリングネットワークに接続し、移動端末宛のパケットに対して IP レイヤでの転送制御を行う。提案手法を実装してスループットおよび遅延に関する評価を行い、階層型のマイクロモビリティ管理との比較により、移動端末数の規模に対する有効性について示す。

## 2. マイクロモビリティネットワークの大規模化によるスケーラビリティの問題

多くのマイクロモビリティ管理方式では、移動端末による局所的な移動を HA から隠蔽するために、グローバルなモバイルネットワークとは別の管理ドメインを定義している。これらの管理ドメイン (マイクロモビリティネットワーク) 内では、任意の経路制御が適用可能であり、マイクロモビリティを実現するために主に二つのアプローチが取られる [5] :

**トンネルベースのアプローチ:** モビリティエージェントは宛先アドレスが自ネットワークに属さないパケットをフォワードするためにトンネルを設定する。トンネルの端点が当該プロトコルをサポートしている限り、中継ノードはそれを意識する必要はない。Regional Registration [6] や Hierarchical MIPv6 [7] がこれに該当する。

**ホストルーティングベースのアプローチ:** マイクロモビリティネットワーク内のモビリティエージェントは MN 宛のパケットを転送するための次ホップを管理し、MN 宛のパケットをこれらのエージェントでリレーする。このアプローチはトンネルによるオーバーヘッドはないものの、全てのノードが同プロトコルをサポートする必要がある。Cellular IP [8] は HAWAII [9] がこれに該当する。

上記の適用例は異なる経路制御技術を用いているが、局所的な移動管理を行うために全て階層的なネットワーク構造を取っている。階層型のアプローチは図 1 に示すように、上位層への経路制御が簡単であり、MN の移動が小さい場合は制御メッセージ数を最小化できるという利点がある。しかし、MN の位置登録情報の数の観点から考えると、ノードが上位である程経路情報を多く保持しなければならない。

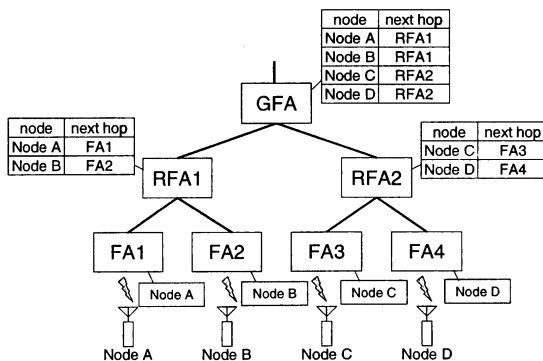


図 1 階層型 (レイヤ 3) のマイクロモビリティネットワーク  
Fig.1 Hierarchical (L3) micro-mobility network

上記のアプローチは IP レイヤでの管理手法であるが、データリンク層でのマイクロモビリティ管理も考えられる。図 2 にこのようなアプローチの一例を示す。スパンニングツリープロトコル等によりレイヤ 2 スイッチは論理的に木構造の構成となり、MAC アドレスの学習機能により MN 宛のパケットは効率的にフィルタリングされる。これにより、ゲートウェイノード

は同じセグメントに接続されている MN 数の経路情報を持つ必要がなくなり、レイヤ 3 によるアプローチよりもスケーラブルであるように見える。しかし、ゲートウェイが MN 宛の packets を転送する場合には MN の MAC アドレスを解決し、それを ARP にキャッシュする必要がある。したがって、ARP エントリの数は同セグメントに接続されている通信中の移動端末の数に応じて増加してしまう。

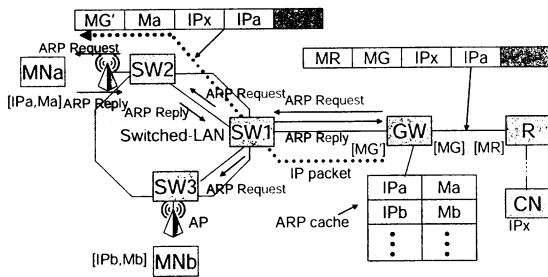


図 2 レイヤ 2 によるマイクロモビリティネットワーク  
Fig. 2 L2 micro-mobility network

既存の固定ネットワークでは、アドレス体系がネットワークのトポロジと一致するように管理されている。このため、ネットワークを階層型に構成することにより経路情報を集約することが可能となり、端末数が増加した場合のスケーラビリティにおいて大きな利点となってきた。一方、端末が自由に移動するモバイルネットワークでは、端末が持つアドレスが現在接続しているネットワークのアドレス体系と必ずしも一致していない。それ故、階層型のトポロジは固定ネットワークの場合と比べて利点が小さく、上位のモビリティエージェントがその配下の全ての移動端末の位置登録情報を管理することになる。

### 3. スケーラブルなマイクロモビリティ管理手法の提案

上記のボトルネックを解消するために、大規模なマイクロモビリティネットワークにおける新しい位置管理方式を提案する。本アプローチでは、経路情報を分散化させるために、図 3 に示すようなフラットなネットワークアーキテクチャを利用する。図中のリングネットワークは、MN がこの管理エリア内に入ると、一定期間このエリア内で移動する程度の規模、本稿ではメトロポリタンエリア程度の規模を想定する。MN の位置登録情報は Localized Mobility Agent (LMA) と呼ばれる専用のモビリティエージェントに登録される [10]。LMA はリング上を高速にパケット転送を行う機能および登録された MN が接続されているアクセスネットワークへパケットを配送する機能を持つ。LMA は、それ自身に登録されている MN の位置登録情報のみを保持する。これらの LMA の一つは外部ネットワークへのゲートウェイ (GW) として動作し、外部ネットワークから到着した MN 宛のパケットをリングネットワーク方向へ、またその逆に MN から外部ネットワーク上のノードへのパケットを外部ネットワークへ配送する処理を行う。パケットはリング上を一方方向に転送され、ある LMA が隣接 LMA からパケットを

受信すると、そのパケットを進行方向の隣接 LMA へ転送すると同時に、その宛先アドレスが登録されているかどうかを検査する。宛先アドレスが登録されている場合には、MN が接続されているアクセスネットワーク方向へも転送する。すべてのパケットは正確に一巡するように転送制御される。

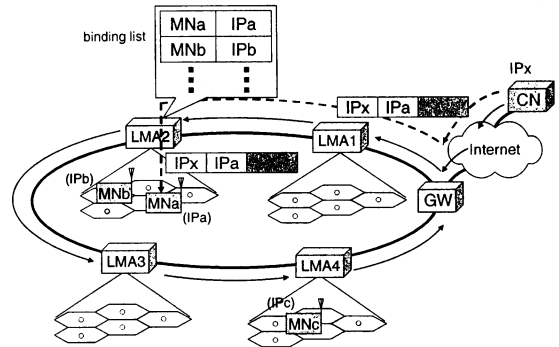


図 3 提案手法によるマイクロモビリティネットワーク  
Fig. 3 Proposed micro-mobility network

提案手法における位置登録とパケット転送の手続きを以下に示す。

**位置登録:** MN が LMA 配下のアクセスネットワークに接続されると、LMA に対して位置登録を行う。マイクロモビリティネットワーク内の位置登録では HA が関与しないため、ホームエージェントアドレスを格納する必要はない。LMA が位置登録要求の有効性を検査した後、MN の IP アドレスおよび MAC アドレスなどの位置登録情報をバインディングリスト内に格納する。LMA が位置登録応答を MN に送信すると、MN は LMA をデフォルトゲートウェイとして設定する。MN の IP アドレスは静的 (手動設定等) または動的 (DHCP によるホームアドレスの割り当て [11] 等) に割り当てられる。

**MN から CN 宛のパケット転送:** リングネットワーク内の MN が外部ネットワークに位置する CN 宛にパケットを送信する場合には、MN が登録している LMA がデフォルトゲートウェイとしてそのパケットを受信する。同 LMA はあらかじめ決定されている転送方向に従って、MN からのパケットをリングネットワーク上の次の隣接 LMA に転送する。パケットが GW に到着した場合には、その宛先アドレスがリングネットワークに属していないことを判断し、外部ネットワークに転送し CN に配送される。

**CN から MN 宛のパケット転送:** CN が MN へパケット送信する場合には、その宛先アドレスがリングネットワークに属していることから外部ネットワークを経由して GW に到達する。GW は受信パケットをリングネットワーク上の隣接 LMA へ転送する。GW は Regional Registration で定義されている GFA と異なり、MN に関する情報は一切保持しない。当該パケットを受信した LMA は、それを次の隣接 LMA へ転送すると同時に宛先 IP アドレスがバインディングリストに登録されているかを検査する。

**MN 間のパケット転送:** MN がリングネットワーク上の異なる LMA に接続されている MN にパケットを転送する場合も、送信元 MN が接続している LMA が最初にパケットを受信する。各 LMA は当該パケットを次の隣接 LMA へ転送した後、宛先 IP アドレスがバインディングリストに登録されているかを確認し、もし登録されている場合には宛先 MN が接続しているアクセスネットワークへも転送する。GW が当該パケットを受信した場合には、宛先 IP アドレスがリングネットワークに属していることを判断し、同様に次の隣接 LMA へ転送する。

**LMA 間のハンドオフ:** MN が異なる LMA が管理するアクセスネットワークへ移動した場合には、新しい LMA に対して位置登録を行う。MN が旧 LMA に対して位置登録解除 (de-registration) しない場合には、旧 LMA が位置登録情報をその有効期間 (life-time) まで保持しているため、MN 宛のパケットを引続きアクセスネットワーク側へ転送する。これは simultaneous bindings [2] と等価の動作となる。

上記の手続きに示されるように、LMA も GW も宛先 MN の MAC アドレスを解決していない。LMA は常に受信パケットの宛先 IP アドレスのみを参照する。これは RPR のように、リング上のローカルステーションや、ステーションによりブリッジされるリモートクライアントが宛先ホストの MAC アドレスを必要とするレイヤ 2 のリングネットワークとの本質的な差である。本提案方式により、GW が宛先 MN の MAC アドレスを解決したその MAC アドレス全てをキャッシュする必要がなく、MN の数が増加するにつれて顕著となるボトルネックを軽減することが可能となる。

#### 4. 提案手法の実装と性能評価

##### 4.1 実装概要

LMA がリング上でパケットを受信すると、次の隣接 LMA への転送処理の後バインディングリストの検索が行われ、MN 側へパケットが配送される。したがって、リング上のパケット転送は移動端末の登録数に大きく依存しないと予想される。そこで移動端末の登録数とパケット転送性能の関係を示すために、提案方式を Linux 上に実装しその上でスループットと遅延を計測した。図 4 に LMA と GW の内部実装を示す。各 LMA はリングネットワークに接続するために 2 つの GbE (Gigabit Ethernet) NIC とアクセスネットワークのために一つの FE (Fast Ethernet) NIC を搭載している。GW はリングネットワーク用に 2 つ、外部ネットワーク用に 1 つの計 3 つの GbE NIC を搭載している。パケットが転送される方向は LMA および GW 間で最初にネゴシエートすることにより自動的に決定される。LMA 上の Mobility Manager は MN の位置登録情報を管理し、位置登録要求を受信すると登録情報をバインディングリストに格納するとともに、その IP アドレスと MAC アドレスをルーティングソケットを用いて経路表と ARP cache に追加する。

パケットがリングネットワーク上をちようど一巡することを保証するために、各パケットはその TTL (Time-to-live) で管理される。RPR では、TTL の管理のために専用のヘッダを定

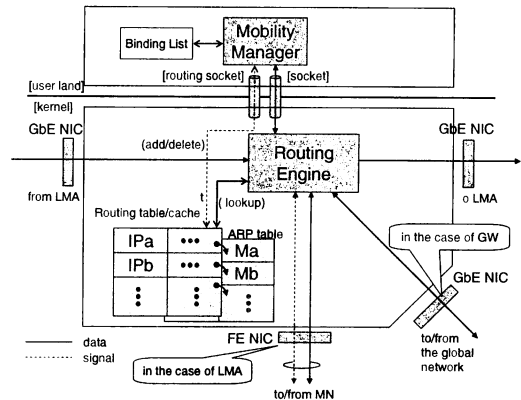


図 4 LMA と GW の実装

Fig. 4 LMA and GW implementations

義しているが、本実装ではレイヤ 2 に独立な構成とすること、および新しいヘッダを定義することによりリングネットワーク上でパケットのフラグメントが発生することを防ぐために IP ヘッダの TTL を利用することとする。リングネットワーク上の転送方向をネゴシエートする際に、全ての LMA と GW がリングネットワーク上のノードの総数  $N$  を学習する。これらのノードが最初にリングネットワークに転送する際には TTL フィールドを  $N-1$  に置換し、パケットがこれらのノードを経由する毎に TTL 値を減算する。LMA がパケットをアクセスネットワーク上に転送する場合には TTL 値をデフォルトの値に置き換える。また TTL 値が 0 になった時点でパケットは廃棄される。

##### 4.2 性能評価

評価実験に用いたネットワークの構成およびその要素に関する諸元をそれぞれ図 5 および表 1 に示す。

表 1 ネットワーク要素

Table 1 Network components

ノード、接続形態	諸元
LMA, GW	CPU Intel Xeon 2.8 GHz
	主記憶 1 GByte
	内部バス PCI-X(64 bit/100 MHz)
	OS Linux 2.4.18
LMA↔LMA(GW)	1000Base-SX
LMA↔MN	100Base-TX

外部ネットワーク上の CN から、GW と LMA を経由して MN 宛に固定サイズのパケットを転送する。全ての実験を通して、フレームサイズは 1518 バイト、転送速度は 1LMA あたり 100Mbps とする。1 つの LMA あたりの登録件数を最大 100,000 とし、この中で通信中の (アクティブな)MN の数を最大 10,000 とする。スループットは LMA と配下の MN の間のリンク上で計測する。本実験では 2 種類の遅延を定義する。一つはリングネットワーク上の 1 つの LMA を通過する際にかかる時間として定義される転送遅延、もう一つは CN から MN

までパケットが到達するのにかかる時間として定義されるエンド・ツー・エンド遅延である。最初に CN から全てのアクティブな MN 宛にパケットを転送し、そのスループットを計測する。図 6 にスループットおよび 1 つの LMA あたりの転送遅延を示す。

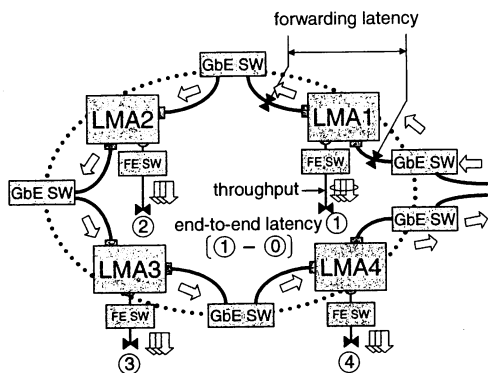


図 5 実験ネットワーク  
Fig. 5 Experiment network

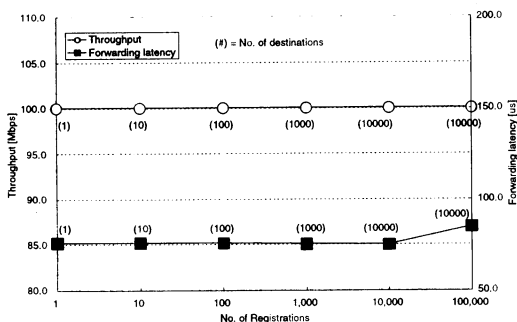


図 6 スループットと転送遅延の関係  
Fig. 6 Throughput and forwarding latency

図 6 より、登録数が 1~100,000 件、宛先 MN 数 (アクティブな MN の数) が 1~10,000 件まで 100Mbps の転送速度を維持していることが分かる。本実験では 4 つの LMA をリングネットワークに接続しており、CN から MN 宛へのリングネットワーク上でのトータル遅延は 400Mbps となっている。1LMA あたりの平均の転送遅延は 10,000 件の登録までは約 76  $\mu$ s となっているが、100,000 件では 85  $\mu$ s とやや増加する。

図 7 に、CN から各 LMA を経由した場合のエンド・ツー・エンド遅延を示す。パケットを MN へ配送する前に、LMA が常にバインディングリストを検索するため、リング上を転送する場合と比較して遅延が大きくなる。一方、エンド・ツー・エンド遅延は登録件数が 1,000 件までは 500  $\mu$ s 秒であるが、100,000 件では 17 ms まで増加する。これはパケットの転送よりもバインディングリストの検索に多くの時間がかかっており、位置登録情報を他の LMA へ分散させることにより、エンド・ツー・エンド遅延を低減できることを示している。パケットが LMA1 か

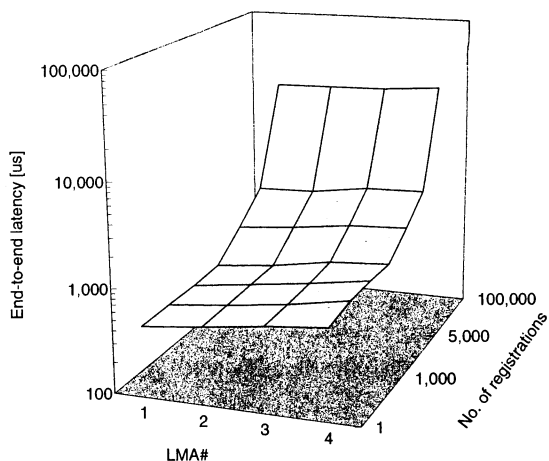


図 7 エンド・ツー・エンド遅延  
Fig. 7 End-to-end latency

ら LMA4 へ転送されるにつれて LMA 毎の転送遅延が累積されているが、遅延全体から比較するとその値は小さいと言える。

## 5. 考 察

本節では、階層型のマイクロモビリティネットワークと本提案のリングネットワークの比較を行う。ここでは、段数が  $h (\geq 0)$  で、各ノードが  $b (\geq 1)$  本の枝を持った階層型ネットワークを考える。このとき最下層の FA の数は  $N = b^h$  で表される。リングネットワークについては、図 8 に示すように FA の数と同数の LMA を配置する。

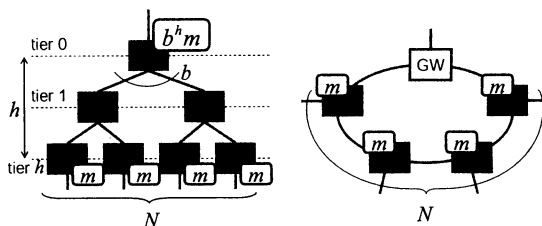


図 8 階層型ネットワークとリング型ネットワーク  
Fig. 8 Hierarchical network vs. ring network

バインディングリストの検索に要する時間を  $T_s(\cdot)$  と表すと、検索方式に依存するが、登録ユーザ数  $m$  と多くの場合アクティブ MN 数の関数となる。簡単のため、アクティブユーザ数を登録ユーザ数の 10% と仮定する。二つの FA 間のリンク伝搬遅延を  $\delta$  と表すと、パケットが最上位の FA (GFA) に到着してから最下位の FA のアクセスネットワーク側のリンクに出力されるまでの時間は以下のように表される。

$$T_{hier} = \sum_{l=0}^h T_s(b^l m) + \delta \cdot h \quad (1)$$

リングネットワークに関しては、ユーザ数  $m$  が全ての LMA について均等に分散しているものと仮定する。LMA と GW の転

送遅延を各々  $D_M$  および  $D_G$  すると、パケットが GW に到着してから LMA のアクセスネットワーク側のリンクに出力される間での平均時間は以下のように表される。

$$\bar{T}_{ring} = \frac{b^h}{2}(\delta + D_M) + T_s(m) + D_G \quad (2)$$

階層型ネットワークの利点は、MN がどの FA に接続されてもパケットが通過する FA の数が一定であることである。また MN 宛のトラフィックが各ノードで分岐されるため、下位の FA 程受信パケット数が少なくなる。一方、リングネットワークの利点は、各 LMA は決められた方向にパケットを転送するだけでよく、また自身に登録された MN の位置登録情報のみを管理すればよいのでインディキングリストの検索時間を短縮できることである。MN の数が多くなるにつれて、後者の利点が顕著になると考えられる。本節では、大規模なモバイルネットワークにおいてどちらの利点が優位となるかについて、実験ネットワークを用いて評価する。図 8 に示すような階層型ネットワーク、すなわち  $h=2, b=2$  を考える。各 FA に対して 10 万件の移動端末が登録されているものとする ( $m=100,000$ )、最上位の FA は  $2^2m=400,000$  の移動端末が登録される。また、一つの FA を通過するのに要する時間をノード遅延と定義し、階層型ネットワークの最上位の FA からパケット損失が発生しない転送レートで 100 万パケットを転送したときの最小、平均および最大のノード遅延を計測する。参照用の Mobile IP ソフトウェアとして、HUT Dynamics version 0.8.1 [12] を Linux 2.4.18 上で利用し、FA は LMA と同等の性能を持つ PC (CPU: Intel Pentium4, CPU クロック: 2.6 GHz, 主記憶: 1 GByte) を用いた。実験結果を表 2 に示す。階層数の横の括弧内の名称は Regional Registration で定義される FA に相当する。なお本実験は、経路情報が全て Linux カーネル内のルーティングキャッシュに格納されている状態で行った。今回は両方式について Linux の標準実装を用いており、主記憶が 1Gbyte の場合には、ハッシュテーブルとして 8192 パケット確保される。またハッシュの衝突が起こった場合にはリスト検索となる。

表 2 階層型ネットワークにおけるノード遅延  
Table 2 Node latency for the hierarchical network

階層数	ノード遅延		
	最小	平均	最大
0 (GFA)	0.16 ms	147 ms	1030 ms
1 (RFA)	0.16 ms	73 ms	85 ms
2 (FA)	0.14 ms	36.7 ms	49.5 ms

光ファイバ上の遅延はその他の遅延と比較して十分小さいことから  $\delta = 0$  を仮定すると、式 (1) および表 2 の平均ノード遅延から、 $\bar{T}_{hier}=256.7$  ms が得られる。リングネットワークに関しては、4.2 節で定義されるエンド・ツー・エンド遅延は  $D_G + \delta + T_s(m)$  と定義されるので、本節の結果より  $D_M=85 \mu s$  となる。よって、 $\delta = 0$  を仮定すると  $\bar{T}_{ring} = 2(\delta + D_M) + T_s(m) + D_G \approx 17.2$  ms となる。MN の数が 10,000 の規模になる場合には、本提案のリングネット

ワークが階層型ネットワークよりも性能面で有利になることが分かる。

本稿では階層型のマイクロモビリティ管理との比較を行うために、汎用 OS 上にソフトウェアをベースとした実装を行った。両者の比較評価は実装の方式やプラットフォーム (ハードウェア) により異なる値が得られると考えられるが、上記の結果は一貫した傾向を持ち、実装方式の違いは提案方式および階層型の 2 つのアプローチの性能差が生じる移動端末数の規模に現われると予想される。提案方式はハードウェアベースの実装でも実現することが可能であり、アクセスネットワークが高速化し、より多くの移動端末が収容される程、提案方式のスケラビリティが要求される。

## 6. まとめ

本稿では、マイクロモビリティネットワークが大規模化するにつれて、階層型の管理方式がスケラビリティの面から問題になることを示し、フラットなリング型のアーキテクチャをベースとしたマイクロモビリティ管理方式を提案した。本方式では、位置登録情報を分散させることによりボトルネックを解消し、モビリティエージェント間をパケット転送させることにより低遅延を実現する。階層型のネットワークと提案方式のリング型ネットワークをモデル化し、パケット転送の遅延時間を実測することにより、2 つのアプローチの性能比較を行った。移動端末の数が 10 万件規模となるモバイルネットワークでは、提案方式が階層型のネットワークよりも性能面で優位になることを示した。日頃御指導頂く KDDI 研究所浅見所長に感謝致します。

## 文 献

- [1] "Part 17: Resilient Packet Ring Access Method & Physical Layer Specifications," IEEE Draft P802.17/D2.2, IEEE, April 2003.
- [2] C. Perkins "IP Mobility Support for IPv4," RFC3344, IETF, August 2002.
- [3] 原 他, "発呼トラフィックに対する HA 機能を FA に持たせるモバイル IP プロトコル" 情処研報, Vol.2003, No.67, pp.17-24, July 2003.
- [4] M. Kulkarni, *et al.* "Mobile IPv4 Dynamic Home Agent Assignment Framework," draft-kulkarni-mobileip-dynamic-assignment-01, IETF, June 2003.
- [5] A. T. Campbell, *et al.* "Comparison of IP Micromobility Protocols" IEEE Wireless Communications Magazine, Vol. 9, No. 1, pp.72-82, February 2002.
- [6] E. Gustafsson, *et al.* "Mobile IPv4 Regional Registration" draft-ietf-mobileip-reg-tunnel-08, IETF, November 2003.
- [7] H. Soliman, *et al.* "Hierarchical MIPv6 Mobility Management" draft-ietf-mobileip-hmip6-07, IETF, October 2002.
- [8] A. Valkó "Cellular IP: A New Approach to Internet Host Mobility" ACM SIGCOMM Computer and Communication Review, Vol. 29, No. 1, pp. 50-65, January 1999.
- [9] R. Ramjee, *et al.* "HAWAII: A Domain-Based Approach for Supporting Mobility in Wide-area Wireless Networks" Proc. IEEE Int'l Conf. Network Protocols, November 1999.
- [10] M. Inoue, *et al.* "Scalable Mobile Core Network Architecture for All-IP Wireless Access" Proc. WPMC'03, October 2003.
- [11] P. Calhoun and C. Perkins "Mobile IP Network Access Identifier Extension for IPv4," RFC2794, IETF, March 2000.
- [12] <http://www.cs.hut.fi/Research/Dynamics/>