

推薦論文

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研究

横田 英俊[†] 久保 健[†] 井戸上 彰[†]
井上 真杉^{††} マハムド・カレド^{††}

無線技術の継続的な進歩により、無線アクセスネットワークの速度が急速に増加している。これにともなう、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においても高速化の要求が予想される。特に移動ユーザの多くが都市部に集中している場合、メトロポリタンエリアをカバーす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。閉域でのモビリティ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、多くの場合管理エリアカバーするために階層型のアプローチをとっている。このため、収容する移動端末が何万件にも達した場合、階層の最上位のモビリティエージェントがボトルネックになる。本論文では、メトロポリタンエリア規模のネットワークをカバーする新しい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、移動してきた端末の位置登録情報を分散させるために、複数の local mobility agent をフラットなリングで接続し、Token Ring 等の既存のレイヤ 2 のリングと異なり、パケットを IP レイヤで扱う。さらに提案方式を実装してスループットと遅延を計測することにより、移動端末数に対する性能を示す。階層型のネットワークと提案方式の比較評価を行い、10 万件規模の移動端末数を収容するネットワークでは、提案方式が優位となることを示す。

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

HIDETOSHI YOKOTA,[†] TAKESHI KUBO,[†] AKIRA IDOUE,[†]
MASUGI INOUE^{††} and KHALED MAHMUD^{††}

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, take 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 location information of the visiting mobile nodes and packets are handled on the IP layer unlike existing layer 2 rings such as the Token Ring. We implement the proposed method and show its performance to the number of mobile nodes by measuring the throughput and latency. We also compare the hierarchical network and the proposed method and present the proposed method as having an advantage in a large-scale network that accommodates tens of thousands of mobile users.

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

[†] 株式会社 KDDI 研究所
KDDI R&D Laboratories, Inc.

^{††} 情報通信研究機構
National Institute of Information and Communications
Technology
現在, North South University, バングラディッシュ
Presently with North South University, Bangladesh

本論文の内容は 2004 年 5 月のモバイルコンピューティングとワイヤレス通信研究会にて報告され、MBL 研究会主催により情報処理学会論文誌への掲載が推薦された論文である。

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だけでなく、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 IP²⁾ をもとに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すでに利用されている。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すべての移動端末 (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 (本論文では、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つねに 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てもらふことで、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。このような利用形態は文献 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。

本論文では、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 2 つのアプローチがとられる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 Registration⁶⁾ や Hierarchical MIPv6⁷⁾ 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 へ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、すべ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 IP⁸⁾ や HAWAII⁹⁾ 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すべて階層的なネットワーク構造をとっている。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。

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 宛のパケットを転送する場合には MN の MAC アドレスを解決し、それを ARP テーブルに保持する必要がある。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。

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。それゆえ、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すべての移動端末の位置登録情報を管理することになる。

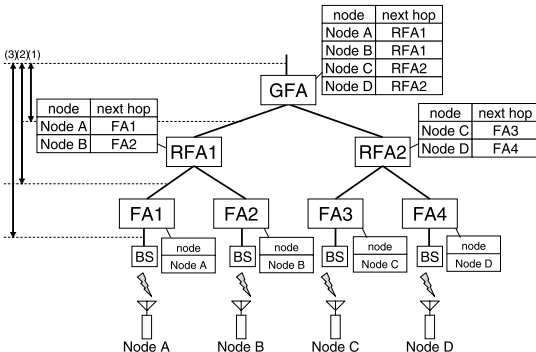


図 1 階層型 (レイヤ 3) のマイクロモビリティネットワーク [GFA, RFA および FA は文献 6) における定義を引用] Fig. 1 Hierarchical (L3) micro-mobility network (GRA, RFA and FA are defined in Ref. 6)).

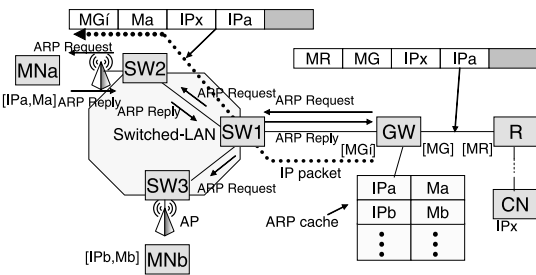


図 2 レイヤ 2 によるマイクロモビリティネットワーク Fig. 2 L2 micro-mobility network.

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、本論文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、リング上で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。また 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 1 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 1 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。

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。

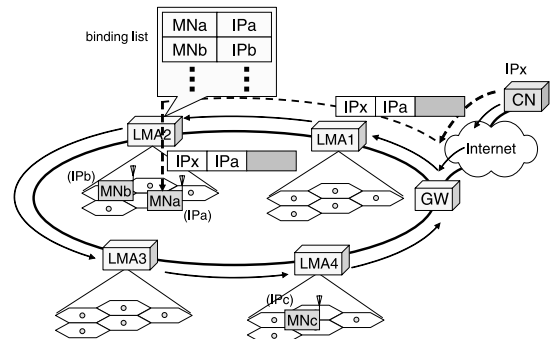


図 3 提案手法によるマイクロモビリティネットワーク Fig. 3 Proposed micro-mobility network.

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 アドレス等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当て¹¹⁾等）に割り当てられる。

MN から CN 宛のケット転送：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。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て CN に配送される。

CN から MN 宛のケット転送：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 に関する情報は保持しない。当該ケットを受信した 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。登録されている場合には、そのエントリに保持されている MAC アドレスを参照し、当該ケットを宛先 MN へ配送する。

MN 間のケット転送：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 が最初にケットを受信する。各 LMA は当該ケットを次の隣接 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検査し、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 bindings²⁾と等価な動作となる。

上記の手続きに示されるように、LMA および GW は宛先 MN の MAC アドレスを解決していない。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 アドレスを解決しまたその MAC アドレスすべ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。

なお上記のユニキャスト通信に加え、バインディングリストに対してマルチキャストアドレスを登録できるよう拡張することにより、同様のメカニズムでマルチキャスト通信のサポートも可能となる。LMA に関しては IGMP MEMBERSHIP QUERY/REPORT メッセージ¹²⁾によるマルチキャストアドレスの登録・維持管理機能、GW に関しては LMA および外部ネットワークとのマルチキャストルーティング機能を具備することにより実現される。

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 側へケットが配送される。したがって、リング上の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 1 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。ケットが転送される方向は LMA お

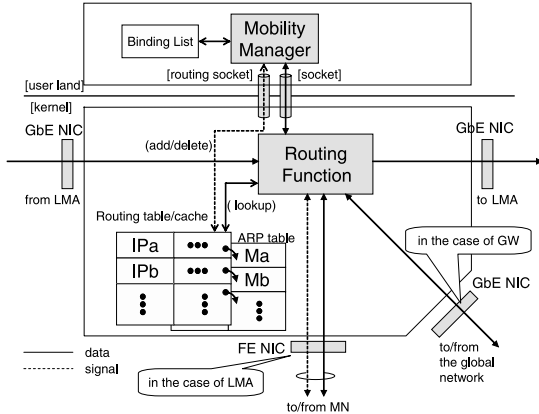


図 4 LMA と GW の実装概要

Fig. 4 Overview of LMA and GW implementations.

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 テーブルに追加する。

パケットがリングネットワーク上で正確に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、すべての 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パケットをリングネットワーク上に転送する際には 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ごとに 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。

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。すべての実験を通して、フレームサイズは 1,518 バイト、転送速度は 1 LMA あたり 100 Mbps とする。1 つ

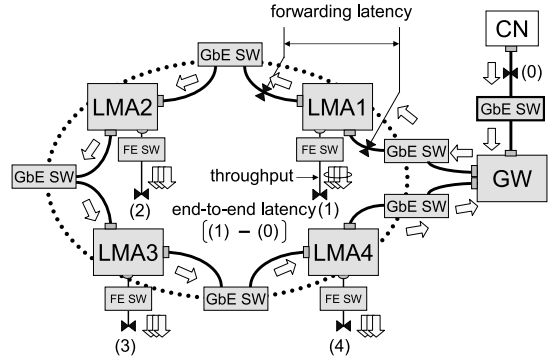


図 5 実験ネットワーク
Fig. 5 Experiment network.

表 1 ネットワーク要素
Table 1 Network components.

ノード, 接続リンク	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)	1000 Base-SX	
LMA↔MN	100 Base-TX	

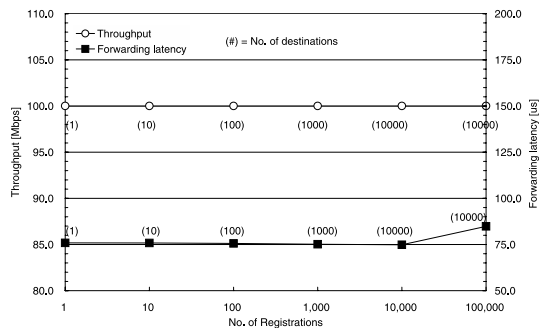


図 6 スループットと転送遅延の関係
Fig. 6 Throughput and forwarding latency.

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。1 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 1 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 からすべてのアクティブな 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。

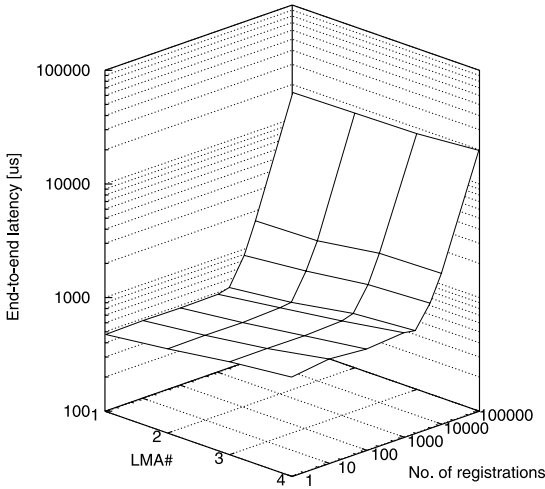


図7 エンド・ツー・エンド遅延
Fig. 7 End-to-end latency.

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総トラフィックは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76μsとなっているが、100,000件では85μs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。また参照用として、CNとLMA1配下のMN間のエンド・ツー・エンド遅延の測定値を表2に載せる。パケットをMNへ配送する前に、LMAがツね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。エンド・ツー・エンド遅延は登録件数が1,000件までは500μs秒であるが、100,000件では17ms程度まで増加する。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からLMA4へ転送されるにつれてLMAごと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いえる。

また性能比較を行うため、図1と同じトポロジを持つ階層型のマイクロモビリティネットワークを構築した。各々のモビリティエージェントに関しては、表1のLMAおよびGWと同じ性能を持ったハードウェアおよびOS上で、階層型のMobile IPをサポートしているHUT Dynamics version 0.8.1¹³⁾を参照用

表2 LMA1のエンド・ツー・エンド遅延 [(1)-(0)]
Table 2 End-to-end latency of LMA1 [(1)-(0)].

登録数	1	10	100	1,000	10,000	100,000
遅延時間 [μs]	475.7	483.2	479.1	485.7	1,655.2	17,066.3

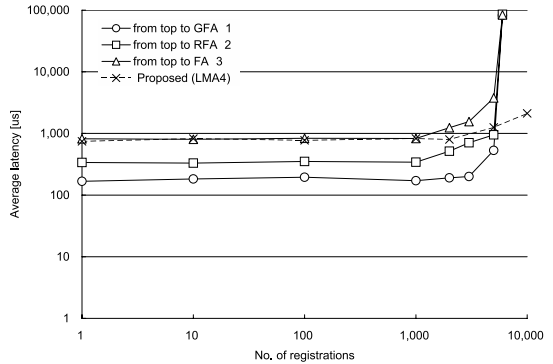


図8 階層型マイクロモビリティネットワークにおける平均遅延
Fig. 8 Average latency in hierarchical micro-mobility network.

ソフトウェアとして動作させた。GFA, RFA およびFA間のリンクはギガビットイーサネット(GbE)で接続し、FAとアクセスネットワークの間のリンクはファストイーサネット(FE)で接続した。各FAの配下に同数のMNを収容し、カプセル化のためのヘッダを含めて1,518バイトのフレームを階層の最上位から各MNに向けて、パケット損失が発生しない最大の転送レートで均等に転送した。図1に示す3つの区間における平均遅延時間を計測した結果を図8に示す。比較のため、図7に示した、GWから最も転送距離の大きいLMA4のエンド・ツー・エンド遅延を載せた。管理ドメイン(階層型ネットワーク)の最上位から最下位のFAまでの平均遅延時間は、MNの登録件数が1,000件あたりでは800μs程度となっており、提案方式における同じ登録件数でのエンド・ツー・エンド遅延と同程度であるが、これを超えるとGFAによって引き起こされる遅延が増大し、全体の遅延を押し上げていることが分かる。なお本実験は、経路情報がすべてLinuxカーネル内のroute cache(ハッシュテーブル)に格納されている状態で行った。また両方式において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8,192パケット確保される。ハッシュの衝突が起こった場合にはリスト検索となる。

モビリティエージェントにおけるCPU負荷増大の主要因としては、パケット転送時のroute cache検索

におけるハッシュの衝突，二次的な要因としてはパケット転送におけるカプセル化および脱カプセル化によるものが考えられる．GFA は管理ドメイン内で最も多くの MN を収容しているため，MN の登録件数の増加に対する CPU 負荷の増大が最も著しく，これが転送遅延の増大に影響している．

5. 考 察

本章では，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についてより一般的な比較を行い，大規模モバイルネットワークにおける性能面での優位性について考察する．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 9 に示すように FA の数と同数の LMA を配置する．

バイ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．2 つの FA 間のリンク伝搬遅延を δ 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 がすべての 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 とすると，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ま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 宛のトラヒ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バイディ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．本章で

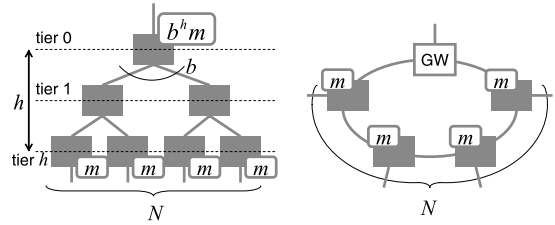


図 9 階層型ネットワークとリング型ネットワーク
Fig. 9 Hierarchical network vs. ring network.

表 3 階層型ネットワークにおけるノード遅延
Table 3 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	1,030 ms
1 (RFA)	0.16 ms	73 ms	85 ms
2 (FA)	0.14 ms	36.7 ms	49.5 ms

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 9 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 $2^2 m = 400,000$ の移動端末が登録される．また，1 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．実験結果を表 3 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．

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 3 の平均ノード遅延から， $\bar{T}_{hier} = 256.7$ ms が得られる．一方，図 5 の構成より LMA1 のエンド・ツー・エンド遅延 [(1)-(0)] は，GbE SW，FE SW 内の遅延および δ を 0 と仮定すると $D_G + T_s(m)$ と表され，表 2 の結果より 100,000 件での LMA1 のエンド・ツー・エンド遅延が約 17 ms であることから， $D_G + T_s(m) = 17$ ms と見なされる．また図 6 (右軸) の結果より，100,000 件における 1 LMA あたりの転送遅延 ($= D_M$) は 85 μ s となっている．よって，再び $\delta = 0$ を仮定すると，リングネットワークにおける 100,000 件登録時の平均エンド・ツー・エンド遅延は， $\bar{T}_{ring} = 2(\delta + D_M) + T_s(m) + D_G \approx 17.2$ ms となる．これらの結果から，MN の数が 100,000 の規模になる状況では，本提案のリングネットワークが階層型ネットワークに対して性能面でより有利になるこ

とが分かる．

次に、登録ユーザ数を固定した場合の適切な LMA 数について考察する．たとえば 100,000 件の登録ユーザを 1 台の LMA で収容する場合、そのエンド・ツー・エンド遅延は LMA1 のそれとほぼ等価と考えられ、表 2 より 17 ms となる．同登録数を 10 台の LMA で均等に分散させた場合、そのエンド・ツー・エンド遅延の最大値は、10,000 件における転送遅延が約 $76 \mu\text{s}$ であることおよび表 2 より、 $T_{ring} = 9(\delta + D_M) + T_s(m = 10,000) + D_G \approx 684 \mu\text{s} + 1,655 \mu\text{s} \approx 2.3 \text{ms}$ となり、1 台で収容するよりもエンド・ツー・エンド遅延の最大値を低減できることが分かる．一方 100 台の LMA で均等に分散させた場合のエンド・ツー・エンド遅延の最大値は、 $T_{ring} = 99(\delta + D_M) + T_s(m = 1,000) + D_G \approx 7,524 \mu\text{s} + 486 \mu\text{s} \approx 8.0 \text{ms}$ となり、むしろ 10 台で収容した方が有利であることがわかる．LMA を 1 台追加することにより、約 $76 \sim 85 \mu\text{s}$ の転送遅延が加算されるが、登録ユーザ数の増加に対して急激に処理時間（バインディングリストの検索に要する時間）が増加する領域では有利に作用する．ただし、最適な LMA 数は登録数に応じた処理時間と転送時間の加算との比較により決定される．

本論文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れわると予想される．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

本論文では、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、提案方式における性能面での優位性が階層型のネットワークに対して顕著に現れることが示された．現在、本論文で示した基本転送機能に加え、3 章で述べたマルチキャスト通信機能が実現されており、今後ハードウェア化によるさらなる高速化について評価を検討している．

なお本研究は、情報通信研究機構が進める新世代移動通信に関する研究開発の一環で実施している．

謝辞 日頃ご指導いただく KDDI 研究所浅見所長に感謝いたします．

参 考 文 献

- 1) Part 17: Resilient Packet Ring Access Method & Physical Layer Specifications, IEEE Draft P802.17/D2.2, IEEE (Apr. 2003).
- 2) Perkins, C.: IP Mobility Support for IPv4, RFC3344, IETF (Aug. 2002).
- 3) 原ほか：発呼トラヒックに対する HA 機能を FA に持たせるモバイル IP プロトコル, 情報処理学会研究報告, Vol.2003, No.67, pp.17–24 (2003).
- 4) Kulkarni, M., et al.: Mobile IPv4 Dynamic Home Agent Assignment Framework, draft-kulkarni-mobileip-dynamic-assignment-01, IETF (June 2003).
- 5) Campbell, A.T., et al.: Comparison of IP Micromobility Protocols, *IEEE Wireless Communications Magazine*, Vol.9, No.1, pp.72–82 (2002).
- 6) Gustafsson, E., et al.: Mobile IPv4 Regional Registration, draft-ietf-mobileip-reg-tunnel-08, IETF (Nov. 2003).
- 7) Soliman, H., et al.: Hierarchical MIPv6 Mobility Management, draft-ietf-mobileip-hmipv6-07, IETF (Oct. 2002).
- 8) Valkó, A.: Cellular IP: A New Approach to Internet Host Mobility, *ACM SIGCOMM Computer and Communication Review*, Vol.29, No.1, pp.50–65 (Jan. 1999).
- 9) Ramjee, R., et al.: HAWAII: A Domain-Based Approach for Supporting Mobility in Wide-area Wireless Networks, *Proc. IEEE Int'l Conf. Network Protocols* (Nov. 1999).
- 10) Inoue, M., et al.: Scalable Mobile Core Network Architecture for All-IP Wireless Access, *Proc. WPMC'03* (Oct. 2003).
- 11) Calhoun, P. and Perkins, C.: Mobile IP Network Access Identifier Extension for IPv4, RFC2794, IETF (Mar. 2000).

ここでのエンド・ツー・エンド遅延の最大値とは、GW から最も遠い LMA でのエンド・ツー・エンド遅延としている．

- 12) Cain, B., et al.: Internet Group Management Protocol, Version 3, RFC3376, IETF (Oct. 2002).
 13) <http://www.cs.hut.fi/Research/Dynamics/>

(平成 17 年 1 月 11 日受付)
 (平成 18 年 1 月 6 日採録)

推薦文

本論文はメトロポリタンエリア規模のモバイルコアネットワークに対してスケラビリティを与えるマイクロモビリティ管理方式を提案している。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を分散させ、IP レイヤでの転送制御を行うことにより、階層型アーキテクチャよりも効率的な移動管理が可能となる。実際に提案方式を実装し、性能評価の結果、提案方式の移動端末数の規模に対する有効性を示した。本方式はモバイルインターネットの普及に向けて解決すべき課題に対する有力な提案として高く評価できる。

(モバイルコンピューティングとワイヤレス通信研究会
 主査 高橋 修)



横田 英俊 (正会員)

平成 2 年早稲田大学理工学部電子通信工学科卒業。平成 4 年同大学院修士課程修了。同年国際電信電話株式会社入社。平成 7~8 年米国スタンフォード研究所客員研究員。現在、

(株) KDDI 研究所モバイルネットワークグループ主任研究員。博士 (国際情報通信学)。平成 10 年電子情報通信学会学術奨励賞受賞、平成 17 年情報処理学会山下記念研究賞受賞、コンピュータネットワーク、インターネット QoS、モバイルネットワークの研究に従事。電子情報通信学会、IEEE 各会員。



久保 健

平成 11 年京都大学工学部電気電子工学科卒業。平成 13 年同大学院電子物性工学専攻修了。同年 KDDI 株式会社入社。現在 (株) KDDI 研究所モバイルネットワークグループ

研究員。モバイルネットワークの研究に従事。電子情報通信学会員。



井戸上 彰 (正会員)

昭和 59 年神戸大学工学部電子工学科卒業。昭和 61 年同大学院修士課程修了。同年国際電信電話 (株) (現 KDDI) 入社。現在 (株) KDDI 研究所モバイルネットワークグループ・グループリーダー。コンピュータネットワーク、通信プロトコルの実装・試験、モバイルネットワーク等の研究に従事。平成 5 年情報処理学会大会奨励賞、平成 10 年情報処理学会大会優秀賞受賞。電子情報通信学会会員。



井上 真杉

独立行政法人情報通信研究機構モバイルネットワークグループ主任研究員。平成 4 年京都大学工学部電気工学第二学科卒業。平成 9 年東京大学大学院工学部研究科電子工学専攻博士課程修了。工学博士。平成 9 年より郵政省通信総合研究所 (現: 情報通信研究機構) 勤務。平成 12~13 年米国ニューヨーク・ポリテクニク大学客員研究員。これまでに無線アクセスプロトコル、超高速無線 LAN、平成 18 年 3 月までは新世代モバイル研究開発プロジェクトにてシームレスネットワークの研究に従事。現在は次世代ネットワーク (NGN) や第 4 世代モバイルに関するネットワークの研究に従事。



マハムド カレド

Bangladesh North South University コンピュータサイエンス工学科助手。平成 3 年 Bangladesh University of Engineering and Technology 電気・電子工学科卒業。平成 12 年静岡大学大学院電気電子工学科博士課程修了。平成 12~16 年情報通信研究機構 (NICT) に専攻研究員として勤務。研究対象は変復調方式、ソフトウェア無線、移動通信システム、ワイヤレスインターネット、IP モビリティ技術、次世代無線システム。