

推薦論文

オーバーレイネットワークにおける ID/Locator 分離機構

吉田 幹^{†1} 寺西 裕一^{‡2,‡3} 下條 真司^{‡3}

本論文では、モバイル環境におけるオーバーレイネットワークへの適用を前提に、ノードの ID と接続位置を示す locator を分離する ID/Locator 分離の機構を提案する。提案機構は、オーバーレイネットワークにおけるメッセージ転送を、ID に基づくルーティングを行う ID Transport 層と、IP アドレス等の locator により隣接ノードへのメッセージ転送を行う Locator Transport 層とに分離し、外部に ID から locator を解決するためのネームサーバを必要としない。また、オーバーレイネットワークの持つ経路表に対称性がある場合、ノード移動時に高速なハンドオーバを可能とする。これによってノードのモビリティを高めるとともに、複数の物理ネットワークをまたがった透過的な通信も可能となる。提案機構は P2P プラットフォーム PIAX に実装し動作を確認した。また、本実装を用いたシミュレーション評価を行い、10,000 ノードが移動しハンドオーバが頻繁に発生するオーバーレイネットワークにおいても、提案機構によりメッセージ到達エラー率をほぼ 1%以下に抑えられることを示した。

A Mechanism of ID/Locator Separation in Overlay Networks

MIKIO YOSHIDA,^{†1} YUICHI TERANISHI^{‡2,‡3}
and SHINJI SHIMOJO^{‡3}

In this paper, we propose a new mechanism to separate an identifier (ID) of a node and its locator for overlay networks. In this mechanism, there are two transport layers, ID transport and locator transport. ID transport has its own routing algorithm to forward messages according to the ID of each node. Locator transport forwards messages to the neighbor nodes according to node locators such as IP addresses. This mechanism does not require external name (ID) resolvers. Moreover, as long as the routing table of the overlay network is symmetric, handover is carried out efficiently. This mechanism also enhances the node mobility and enables transparent messaging across multiple physical networks. Implementation of the proposed mechanism on the P2P platform PIAX confirmed its feasibility and effectiveness. Moreover, by simulations us-

ing this implementation, the message transmission error ratio is approximately less than 1% even in the overlay network which consists of 10,000 nodes.

1. はじめに

アクセス網の無線化やユーザ利用端末の携帯性向上により、モビリティを持った端末（ノードと記す）がインターネットに接続する機会が増加する傾向にある。従来、インターネットにおいて、IP アドレス（もしくは FQDN）はノード間の互いの通信先を示すエンドポイントとして機能していた。ノードが移動しない場合は IP アドレスによってノードを同定することができるが、ノードが移動する場合、通信中に IP アドレスが変化することがあり、通信相手のノードの同定が困難となる。また、ノードが 2 つ以上の ISP を経由してインターネットに接続するマルチホーム環境等の場合、実質的に同一ノードが 2 つ以上の IP アドレスを持つことになるため、複数のノードとして認識されてしまう。

この問題はノードの個体（identity）と接続位置（location）の両方を IP アドレスによって表現することに起因し、IP アドレスの二元性（duality of the IP address）問題として認識されている^{1),2)}。この問題の解決のためには、ノードの個体と接続位置を概念的に分離し、個体を指し示すノード識別子（identifier、ここでは ID と略記する）と接続位置を指し示す位置識別子（locator）をアーキテクチャ上、別のレイヤで扱う必要がある。これを ID/Locator 分離と呼ぶ。

本論文では、ノード移動が定常的に発生するモバイル環境を想定し、その環境下において構成されるオーバーレイネットワークを対象に、ID/Locator 分離を実現する機構を提案する。ここでいう、オーバーレイネットワークとは、物理ネットワーク上のエンドホストの集合により構成される論理ネットワークのことを指す。ID/Locator 分離の仕組みをオーバーレイネットワークに組み込むことで、アプリケーションはノードが移動する環境やマルチホーム環

†1 株式会社ビービーアール
BBR Inc.

‡2 大阪大学大学院情報科学研究科
Graduate School of Information Science and Technology, Osaka University

‡3 独立行政法人情報通信研究機構

National Institute of Information and Communications Technology

本論文の内容は 2008 年 3 月のマルチメディア通信と分散処理研究会にて報告され、同研究会主催により情報処理学会論文誌ジャーナルへの掲載が推薦された論文である。

境を意識することなく ID によるノード指定で End-to-End の通信を行える。また、オーバレイネットワークにおいて locator を ID から独立化させることにより、下位の物理ネットワークへの依存度を小さくすることができる。これによつたとえば、物理ネットワークとして ZigBee のような non-IP ネットワークの選択や、IP ネットワークと他の non-IP ネットワークとの混在が可能となる。

提案機構では、オーバレイネットワークが ID をベースとしてルーティングを行うため、DNS や DHT といった外部に用意された ID と locator の対応表は参照する必要がない。またオーバレイネットワークの持つ経路表に対称性がある場合、ノード移動時に必要な locator の切替えを高速に行うことができる。本機構は、P2P プラットフォーム PIAX^{3),4)} 上に実装し、動作を確認した。また、既存技術との通信性能の比較評価による有効性の確認、ならびに、ノードが移動する環境における通信エラー率のシミュレーション評価も行っている。

以降、2 章では ID/Locator 分離の既存方式、3 章でオーバレイネットワークにおける ID/Locator 分離機構に求められる要件について説明し、ID/Locator 分離の提案機構について述べる。4 章で PIAX を使った実装、5 章で既存手法との比較評価とシミュレーション、6 章で今後の課題について述べ、本論文をまとめる。

2. ID/Locator 分離の既存方式

WIDE, IETF に代表されるインターネットの研究ソサイエティにおいて、IP アドレスの二元性問題は、早くから認識され、ID/Locator 分離のための機構についても、数々の方式が提案されてきた。ここでは、その代表例として、LINA (Location Independent Network Architecture)¹⁾ と HIP (Host Identity Protocol) Architecture⁵⁾ を取り上げ、ID 解決の特徴とその問題について述べる。

2.1 LINA, LIN6

LINA は ID/Locator 分離のためのアーキテクチャとして、初期に提案されたモデルである。図 1 に、その仕組みを示す。

LINA は、Network 層を 2 つの副層に分離することにより、ID/Locator の分離を実現する。アプリケーション層では、通信相手として指定するノードの表現として、ID, locator の両方が利用可能となる。図 1 において、(a) は相手ノードを ID により指定した場合、(b) は相手ノードを locator により指定した場合の処理の流れを示している。LINA では、ID から locator への変換 (ID 解決) は Network 層内の副層で行う必要がある。変換テーブルの管理は外部に存在する MA (Mapping Agent) が行う。ID 解決は、各ノードの持つ副層

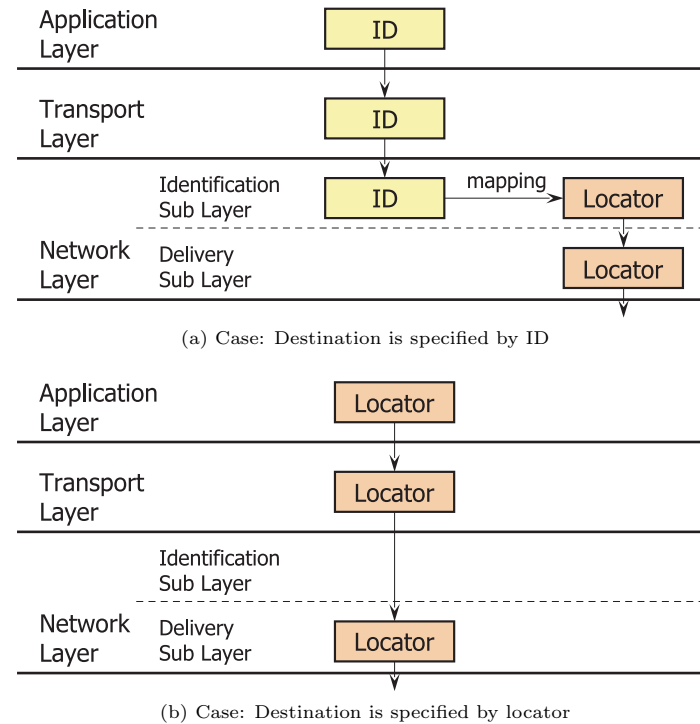


図 1 LINA におけるパケットの流れ
Fig. 1 Packet flows in LINA.

からの要求に MA が応える形で実現される。

LIN6 (Location Independent Networking for IPv6)⁶⁾ は LINA を IPv6 へ適用したプロトコルである。LIN6 において、ID はグローバルにおいてユニークな 40 bit の数値を使って表現される。LIN6 の特徴は、ID を IPv6 アドレスの下位 64 bit のフィールドに 24 bit の固定プレフィックスとともに埋め込むところにある。これにより、パケットヘッダの変更がなく、既存の locator (ここでは IPv6 アドレスを指す) を使った通信との親和性が高くなる。

LIN6 においては、MA が ID/Locator を解決するうえでのスケーラビリティを実現するため、この機能をどのように分散化するかが課題となっている。

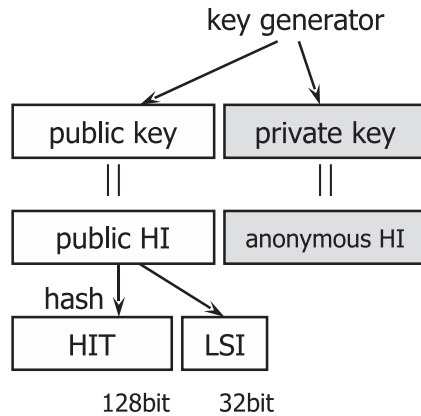


図 2 HI と HIT の生成フロー
Fig. 2 Generation flows of HI and HIT.

2.2 HIP Architecture

HIP Architecture は、Transport 層と Network 層の間に ID 解決のための層を設ける意味で、LINA と同様のアーキテクチャを持つ。HIP Architecture の特徴としては、次の 2 つがあげられる。

- LIN6 が ID を locator の一部に埋め込むのに対して、locator とは独立の空間に分離する。
- ID に認証と匿名性の機能を付与する。

HIP Architecture では、ID を表現するために、HI (Host Identifier) および HIT (Host Identity Tag) と呼ばれる識別子が用意されている。HI には公開鍵 (匿名部分については秘密鍵) を用いることが推奨されている。HIT は 128 bit のランダムな数値で、HI の hash 値が用いられる。図 2 に、HI と HIT の生成関係を示す。なお、LSI (Local Scope Identifier) は IP アドレスとのブリッジに用いられる。

LIN6 が、ID 解決のために MA と呼ばれるネームサーバを必要とするのと同様に、HIP Architecture においても、ID 解決のためのネームサーバが必要となる。

2.3 ID 解決方法

これまで述べた LINA および HIP Architecture では、ID 解決のため、(ID, locator) の

表 1 ネームサーバとしてみた DNS と DHT の比較
Table 1 Comparison of DNS and DHT as the name server.

| | 長所 | 短所 |
|-----|-------------------------------|-------------------|
| DNS | レコード追加で対応できるため、新規に設備を作る必要がない。 | エントリの更新に要する時間が長い。 |
| DHT | エントリの更新時間が短く、高いスケーラビリティを持つ。 | 新規に設備を作る必要がある。 |

組をエントリとして保持するネームサーバが必要となる^{*1}。

ID 解決処理のスケーラビリティを出すためには、ネームサーバを分散的に構成する必要がある。分散型の構成方法として、階層型と P2P 型の 2 種類があり、それぞれの代表例として、DNS, DHT がある。表 1 は、両者の比較である。DNS の場合はエントリの更新時間が長くなるため、DHT が有力候補として検討が進められている^{*2}。

ネームサーバはまた、不正なアクセスからエントリデータを守るため、認証機能を持つ必要がある。DHT における研究事例では、i3¹⁰⁾ を拡張した secure-i3¹¹⁾ がある。

2.4 既存方式の問題

上記の ID/Locator 分離のための既存方式には以下にあげる問題がある。

(1) 実現性

LIN6 の実現には、IPv6 が十分に普及する必要がある。また、LIN6 および HIP Architecture の場合はプロトコルスタックの置き換えが必要となる。このように、既存の ID/Locator 分離方式においてはルータの置き換えを含む既存ネットワークインフラの大幅な入替えが前提となるため、実現には時間とコストを要する。

(2) 物理ネットワークの混在への対応

ユビキタスネットワークにおいては、IP ネットワークだけでなく、センサネットワークやアドホックネットワーク等多様な通信ネットワークが用途や目的に応じて使い分けられ、自律分散的に発展していくことが考えられる。よって、こうした様々な物理ネットワークを縦断し、束ねる役割を担うことを想定したオーバレイネットワーク技術の研究開発が進められている。こうした環境では、図 3 のように既存のインターネットを含む IP ネット

*1 ここであげた以外に、LISP⁷⁾ と呼ばれる、ルータ側に ID/Locator 分離の機構を持たせる方法が提案されている。LISP3 と呼ばれるバージョンではネームサーバが必要となる。

*2 OpenDHT⁸⁾ を使った実験が進められている。実験結果は Internet Draft の形で更新されている⁹⁾。

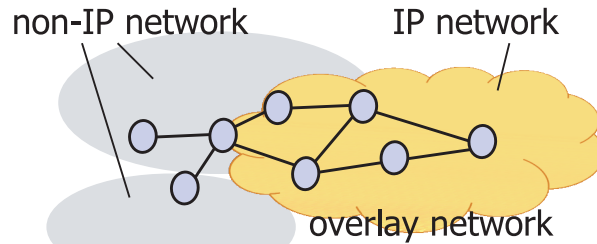


図 3 物理ネットワークの形態
Fig. 3 Overlapped aspect of physical networks.

ネットワークだけでなく、IP を用いない MANET のようなネットワークを含めた種々のネットワークが混在した形態が前提となる。このように、異なる通信方式を持つネットワークが混在し、マルチホップにより、メッセージが伝達される形態を想定すると、従来の物理ネットワークにおける ID/Locator 分離機構は意味をなさなくなる。さらに、オーバレイネットワークの空間で、物理ネットワークに依存せず統一的に扱える ID が必要となる。

(3) ID 解決のオーバーヘッド

既存の ID/Locator 分離機構は、ネームサーバ等の外部の ID 解決機構を用いる必要があるため、オーバーヘッドが大きい。このため、ノード移動時等に生じるハンドオーバーにおいて、通信断が発生しやすくなる。また、ID 解決のために DHT を用いたときの技術課題としては、通信頻度の高いノード ID のハッシュ値を近傍を持つノードの負荷が高くなるという点がある。この負荷の平準化のために新たな仕組みを用意する必要がある。また、DHT のネットワーク構成が頻繁に変化する場合 (churn 状態)、エントリ検索の失敗率が増加する¹²⁾。このため、churn 状態と複製について綿密な管理が必要となる。

2.5 シームレスなハンドオーバーへの対応

ID/Locator 分離の機構は、ノードが頻繁に移動する環境下で正しく機能する必要がある。これはノードの移動時に行われるハンドオーバーの処理を通信を途切れさせないで、シームレスに行うことに相当する。シームレスハンドオーバーを実現するためには、ID 解決の際に発生するオーバーヘッドがハンドオーバーの処理のどの部分に影響を与えるかについて分析する必要がある。本節では、無線 LAN 環境を例にあげ、ハンドオーバーの問題について述べる。

ハンドオーバーにより、locator の切替えが起こると、実際のネットワークでは、locator 切替えに数秒オーダの処理時間が発生する。無線 LAN 環境では、異なる管理ドメインをまた

がる形で、無線 AP (Access Point) 間の移動を行った場合、新しい IP アドレスの取得まで次の手順を踏む。

- (1) 次に接続する無線 AP を探するためのチャネルスキャン
- (2) 新しい無線 AP とのアソシエーション
- (3) DHCP による新しい IP アドレスの取得

(1), (2) はリンク層におけるハンドオーバーの処理で、(3) は IP 層におけるハンドオーバーの処理である。文献 13) より、リンク層のハンドオーバー処理に、50 ~ 400 msec の処理時間を要することが分かっている。(3) の処理については、文献 14) に実測例があるが、2 ~ 5 秒 (平均 3.34 秒) を要している。

このように、無線 LAN におけるハンドオーバーでは新規 IP アドレスの取得に大半の時間を要している。また、この手順をなくすることができたとしても*1リンク層における処理時間が残るため、ハンドオーバーの処理時間をゼロにすることはできない。通信断のないシームレスなハンドオーバーを実現するためには、locator の切り替わりを事前に検知した後、新しい locator を取得するまでの間、古い locator を維持し、通信を継続させることが必要となる。

無線 LAN 環境において、これまでシームレスなハンドオーバーの実現を目的とした研究が行われてきたが、いずれの研究も古い locator を維持することが前提になっている。文献 16) は、モバイルノード (MN) が同時に 2 つの無線 AP とセッションを持つことを前提としており、文献 17)–19) の研究は、複数の無線 LAN インタフェースを持つことが前提となっている。

さらに考察すると、古い locator の維持に必要な時間は、新しい locator を獲得するまでの時間に、メッセージ送信を行うノードにその変更内容が伝達される時間、すなわち、ID 解決のために要する時間を加えた時間になる。これは、locator の変更直後にどこかのノードが当該ノードへメッセージ送信を行った場合、その送信ノードにはまだ新しい locator が伝わっていないため、古い locator を使って送信してしまうことが起こるためである。図 4 に 2 つの locator を使った際に必要となる旧 locator の維持時間について示す。図 4 において、ノードの locator は L から L' に切り替わる。 t_1 は、locator L の信号クオリティが弱くなり、ハンドオーバーを行うための契機となった時刻を示す。 t_2 は、ノードにおけるハンド

*1 IP アドレスを取得しなくてよい前提として、ここでは、ZigBee のような IP 体系とは独立なネットワークや、新世代ネットワーク¹⁵⁾ が対象としている non-IP ネットワークを想定している。

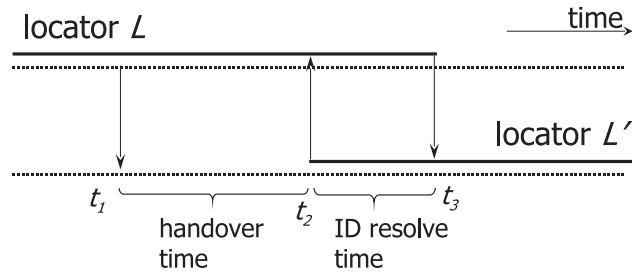


図 4 旧 locator の維持に必要な時間
Fig. 4 Keep time of old locator in dual locator handling.

オーバが完了し、新しい locator を取得した時刻を示す。 t_3 はさらに ID 解決のために経過した時刻を示している。 $t_3 - t_1$ が信号クオリティが弱くなった後も locator として機能させるために必要な時間となり、この時間が長くなると、高速に移動するノードにおいてシームレスなハンドオーバーが困難になる。

既存 ID/Locator 分離方式には、複数の locator を管理する機構が備わっていない*1。また、DHCP による新 IP アドレス取得の際のオーバヘッドと、ネームサーバによる ID 解決の際のオーバヘッドにより、 $t_3 - t_1$ の時間の短縮が困難になっている。

3. オーバレイネットワークにおける ID/Locator 分離

本論文では、オーバレイネットワークに ID/Locator 分離機構を組み入れることで既存方式における問題点の解決を目指す。先に、オーバレイネットワークにおける ID/Locator 分離機構に求められる要件について議論する。

3.1 ID/Locator 分離層におけるルーティング

オーバレイネットワークは、物理ネットワークから見てエンドホストに相当するノードがメッセージをルーティングするという特徴がある。このため、ID/Locator 分離機構をそれぞれに組み入れた場合、ID を相手先と見なす Transport 層 (ID Transport 層) と locator を相手先と見なす Transport 層 (Locator Transport 層) におけるメッセージ伝播の役割に差異が生じる。図 5 にこの違いを示す。

*1 モビリティのためのアーキテクチャ MAT では、複数の locator を扱った研究が行われている¹⁸⁾ が、この研究は、ID/Locator 分離を目的としていない。

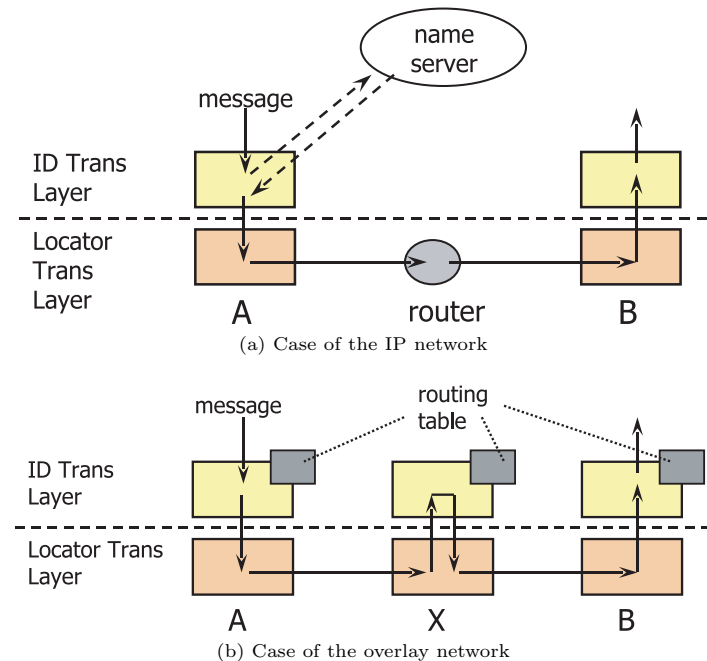


図 5 ID/Locator 分離層におけるルーティング
Fig. 5 Routing flows over ID/Locator separation layer.

図 5 の (a) は、IP ネットワークを前提としたメッセージの流れを示した図である。ID Transport 層にはルーティング機能がないため、送信元で ID を locator に変換する必要がある。この変換のために外部のネームサーバを用いる。図 5 の (b) は、オーバレイネットワークを前提とした場合のメッセージの流れを示した図である。ID Transport 層に ID をベースとしたルーティング機能があるため、ネームサーバを必要としない。ただし、ホップごとの通信は Locator Transport 層で行う必要がある。ホップ先を決める際には経路表が必要となる。

ネームサーバに対する locator の取得パスを別に考えると、(a) では、任意のノード間におけるメッセージの到達性が必要であるのに対し、(b) では、各ノードの持つ経路表のエントリへのメッセージ到達性があれば十分である。たとえば、(a) では、A → B のメッセージ到達性が必要であるが、(b) では、その必要がない。(b) において、リンク A → X とリンク

ク X B が別々の物理ネットワークでもよいが、これは図 3 のような複合的な物理ネットワークの環境でも、(b) の方式が機能するという特徴につながる。

次にノードが移動した場合について考える。(a) の場合は、ノードが移動したときに、新しい locator をネームサーバに登録するが、(b) の場合はネームサーバを使わないため、別のノードに locator の変化を知らせることができない。このため、そのノードをオーバレイネットワークからいったん離脱させ、新しい位置で再び参加させる必要がある。しかし、経路表の性質によっては、locator の変化を知らせることが可能になる場合がある。このとき必要な性質とは、ノードが移動する際、そのノードへリンクを持つノードがそのノードの locator を変更できるようにすることである。これは、経路表の対称性^{*1}により可能となる。ただし、この場合も、たとえばノードが別の物理ネットワークに移動する場合のように、メッセージ交換できていたノードから到達不可能な場所に移動する場合は、ノードの離脱と再参加が必要となる。

上記考察はユニキャストに基づくものであるが、マルチキャストの場合も基本的にはユニキャストによる実現の繰返しとなり、そのまま適用可能であると考えられる。

3.2 経路表対称性条件

図 5 (b) に示す方法が有効に機能し、ID/Locator 分離の有用な性質が引き出されるための条件を以下にまとめる。

- (1) メッセージ到達可能なノードのみから経路表が構成される。
- (2) 経路表に対称性がある。
- (3) ノードの移動によりそれまで確保されていたメッセージ到達性が損なわれない。

この条件を、経路表対称性条件と呼ぶことにする。これらの条件を満たすオーバレイネットワークとしては、IP ネットワーク上にオーバレイネットワークを構成する前提であれば、Kademlia²⁰⁾ や Skip Graph²¹⁾ 等の構造化オーバレイネットワークの実装が存在する。

3.3 ID/Locator 分離機構のアーキテクチャ

以上の考察をもとに、図 6 に、本論文で提案する ID/Locator 分離機構を含めた階層化アーキテクチャを示す。

図 6 に示すとおり、ID/Locator 分離機構は ID Transport 層と Locator Transport 層の 2 層に分割される。ID Transport 層は内部に経路表を持ち、ID ベースのルーティングを行

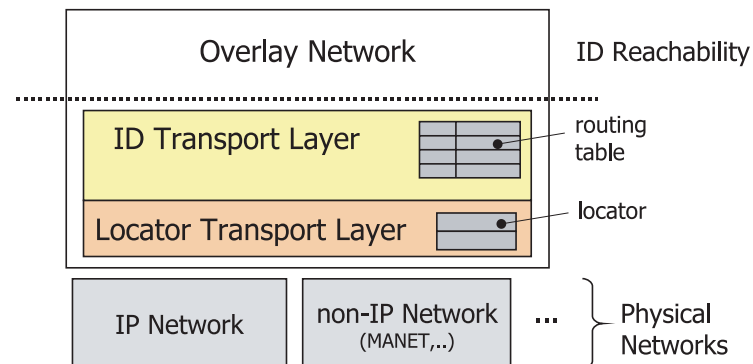


図 6 ID/Locator 分離機構を含む階層アーキテクチャ

Fig. 6 Hierarchical architecture includes ID/Locator separation.

う。経路表には、ホップ単位の ID 解決のため、隣接ノードの ID と locator の組を維持させる。Locator Transport 層は、次節で説明するデュアル locator 機構のため、2 つの locator を維持する。Locator Transport 層は、下位の物理ネットワークとのインタフェースをとり、物理ネットワークに処理を委譲することで locator に基づくメッセージ配送を実現する。委譲を行う機構により、オーバレイネットワークは様々な通信方式に対応できるようになり、複合的な物理ネットワークへの対応が可能となる。

上記の仕組みにより、ID Transport 層より上位において、ID によるメッセージ到達性 (ID reachability) が確保される^{*2}。

ノードが移動する際、経路表対称性条件が満たされる場合は、次節の手順でハンドオーバーを行う。そうでない場合は、ノードの離脱と再参加を行う。

3.4 ハンドオーバーの処理

ノードが移動する際、経路表対称性条件が満たされる場合は、効率の良いハンドオーバーが実現できる。図 7 に、その手順を示す。

なお、提案機構では、2 つの locator を管理することで完全にシームレスなハンドオーバーを実現する。この機構を、デュアル locator 機構と呼ぶ。

*1 ノード P がノード Q を経路表のエントリとして持つときに必ずノード Q がノード P を経路表のエントリとして持つ場合に、そのオーバレイネットワークの経路表には対称性があるという。

*2 オーバレイネットワークの経路表は ID 空間に基づき構成され、指定した ID を持つノードへメッセージをルーティングできることが前提となる。

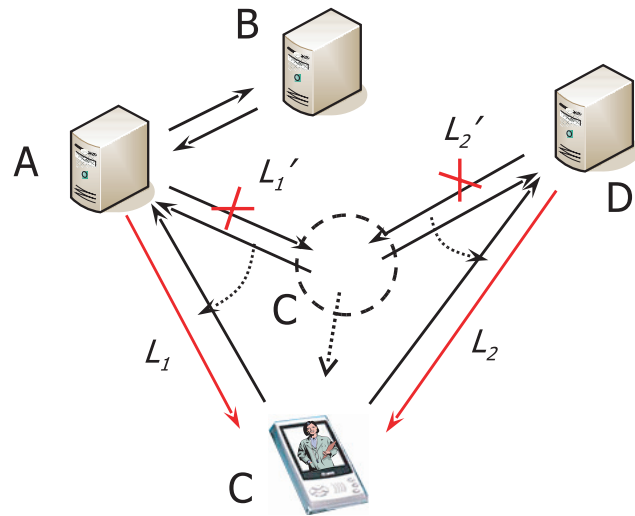


図 7 ハンドオーバーの手順
Fig. 7 Sequence of handover process.

図 7 において、 L_1, L_2, L_1', L_2' は、単方向リンクを示す。ノード C が中央から下に移動し locator が切り替わる際、C を指していた L_1' と L_2' のリンクが切れる。しかし、C から A と C から D へ向かうリンクは生きているため、このリンクを使って C は新しい locator を A と D に公告することができる。この結果、A と D から即座に新しく L_1 と L_2 が張り直される。

以上の個々の処理に要する時間はノード間の片道の通信遅延を d として、 $2 \times d$ となる。ネットワーク全体としても、個々の処理に相互依存性がないため、最も遅延の大きい d の 2 倍の時間で、ID 解決のための処理が完了する。シームレスなハンドオーバーのためには、図 4 の $t_3 - t_2$ の部分の維持時間として、 $2 \times d$ の時間を確保すればよいことが分かる。

次に、この手順がエラーなく進むためにも、 $t_3 - t_2$ の維持に $2 \times d$ の時間が必要であることを示す。図 8 は、これを説明した図である。

ノード A とノード B は互いに相手を経路表に持つノードとする。図 8 において、ノード A の locator L が L' に変更された直後に、ノード B の locator M が M' に変更されている。変更の通知は、互いに送信されるが、古い locator の維持時間が、 $2 \times d$ に満たない場合は、変更通知が伝わらないことが分かる。

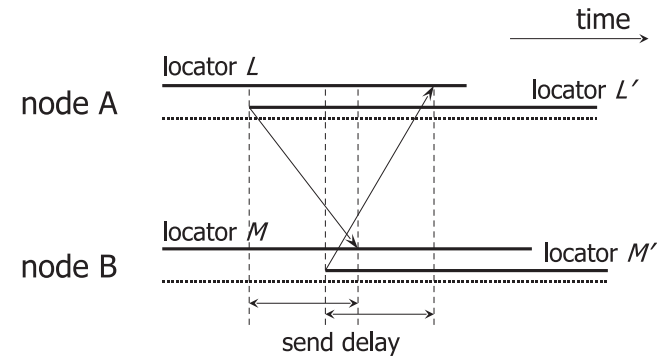


図 8 隣接ノード間の同時更新
Fig. 8 Simultaneous updation between neighbor nodes.

経路表対称性条件が満たされない場合は、ノードをオーバレイネットワークからいったん離脱させ、再参加させることにより、移動を実現する。この場合は、再参加に時間を要するため、ハンドオーバーの際に通信断となる可能性が高くなる。

4. PIAX における実装

3.3 節で述べた ID/Locator 分離機構の実装事例として、PIAX へ適用したケースについて説明する。

PIAX は、ユビキタスサービスを統一的に稼働させる共通のプラットフォームとして機能することを目的として開発されている。PIAX は、マルチオーバレイと呼ばれる機構を持ち、オーバレイネットワークを自由に組み込むことができる。そのベースに使用されるオーバレイネットワークとして、Multi-key Skip Graph²²⁾ と呼ばれる、ノードに複数キーを登録できるよう Skip Graph を拡張した実装を持っている。Multi-key Skip Graph は Skip Graph 同様、経路表に対称性がある。これにより、モバイル環境において、効率の良いハンドオーバーが実現できる。

4.1 Overlay Transport 層の 2 層化

提案方式を実装するため、PIAX の物理ネットワークとの境界に位置する Overlay Transport 層に ID/Locator 分離機構を組み入れた。図 9 に、ID/Locator 分離機構を組み入れた新しい Overlay Transport 層の構造を示す。

3.3 節で示したアーキテクチャにならない、Overlay Transport 層は、ID Transport 層と

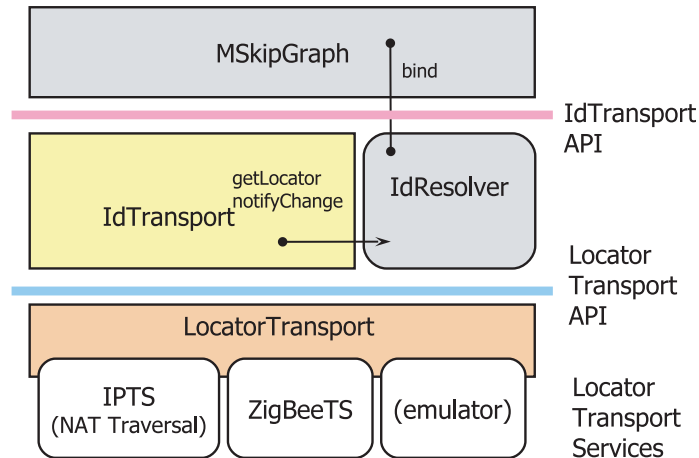


図 9 PIAX の新 Overlay Transport 層の構造
Fig.9 New overlay transport structure in PIAX.

Locator Transport 層の 2 層に分離した . ID Transport 層と Locator Transport 層の上位の境界にそれぞれ IdTransport と LocatorTransport と呼ぶクラスのオブジェクトを配している . PIAX では , locator を表現するため , PeerLocator と呼ぶ抽象クラスを用意している . Java において , IP を使った通信に用いられる InetAddress は , PeerLocator の具象クラスとして扱われる . locator が必要となるのは , ID Transport 層の内部だけで , ここには Multi-key Skip Graph の経路表の処理を行う IdResolver クラスのオブジェクトが含まれる . LocatorTransport クラスの下には LocatorTransportService と呼ぶ実際に通信処理を行うオブジェクト群が存在する . 以下 , これらのオブジェクトが分担している機能について列記する .

(1) IdTransport

- 上位層に対して , ID による通信機能を提供する .
- IdResolver オブジェクトを用いて , セットされた ID から locator への変換を行い , 下位の LocatorTransport オブジェクトを用いてメッセージ転送を行う .
- seed ノード^{*1}の情報を IdResolver オブジェクトと LocatorTransport オブジェク

トに渡す .

(2) IdResolver

- 経路表を保持し , ID を用いたルーティングを行う .
- seed ノードを用いてオーバレイネットワークに参加する処理を行い , 経路表および経路表上の ID に対応する locator を取得する .
- キャッシュ機能とルーティング機能を用いて , ID 解決を行う .
- LocatorTransport オブジェクトから伝達される locator の変更を隣接ノードへ公告する (ノード移動等への対処) .

(3) LocatorTransport

- 上位層に対して , locator を用いた通信機能を提供する .
- LocatorTransportService オブジェクトの管理と動的ローディングのサポートを行う .
- 指定された locator のクラス型にマッチする LocatorTransportService オブジェクトを選択し , 指定された locator を持つノードへのメッセージ転送を行う .
- 異なる LocatorTransportService オブジェクトを介したメッセージ転送をサポートする .

(4) LocatorTransportService

- 物理ネットワークにおけるメッセージ転送を実現する .
- 担当している locator に変更があった場合 , 上位の LocatorTransport オブジェクトにその情報を通知する .

4.2 実現機能

提案機構の実装により , 以下の機能を実現した .

- (1) ID を宛先に指定した通信
- (2) 経路表対称性を使ったシームレスハンドオーバ
- (3) 複数の物理ネットワークへの対応

(1) により , IdTransport API を用いるアプリケーションはノードに対する宛先指定はすべて ID を使って行うことができる . ノードが NAT 内に存在するときは , seed ノードをリレーノードとして使用した NAT 越え処理を行う LocatorTransportService を用いればよい . この構成により , IdTransport からは , ネットワークの物理的な制約を意識しなくてもシームレスに通信を行うことができる . (2) について , locator の変更は , その locator を担当する LocatorTransportService オブジェクトから IdResolver オブジェクトに伝

*1 外部のノードがオーバレイネットワークに参加する際に , 接続ポイントとして使用させるノード .

わり、隣接ノードへ locator の変更通知として公告される。Locator Transport 層に、正・副の 2 つの locator を持たせることで、旧 locator を必要な時間保持することができるようになっている。(3) は、LocatorTransport オブジェクトの LocatorTransportService 管理機能により実現される。LocatorTransportService オブジェクトを動的にローディングできるだけでなく、異なる LocatorTransportService オブジェクトを介して、メッセージを転送することができる。

PIAX における ID/Locator の実装は現在も進められている。これまでにプロトタイプ実装が完了し、提案機構の実現性を確認している。また、複数の物理ネットワークをまたがった環境における実装として、ZigBee を使ったアドホックネットワークと IP ネットワークの複合環境での実装を行い、センサ・アクチュエータ処理が問題なく動作することを確認している²³⁾。

5. 評価

宛先に ID が指定された場合の通信性能について既存方式と提案方式の比較評価を行う。比較対象は、2 章で述べた HIP に代表される既存方式とし、DNS より更新において有利な機構である DHT をネームサーバに用いる前提をおく。評価は、次の 3 項目を対象に行う。

- ID を指定した通信に要する時間 (片道遅延時間)
- シームレスハンドオーバーのために必要となる旧 locator の維持時間
- ノード移動を含めたシミュレーション評価

5.1 ID を指定した通信に要する時間

前提として、対象とするオーバレイネットワークは、ID を使ったルーティングによる通信と locator を使った通信が可能であるとし、ID を使ったルーティングでは、平均 $p \log_2 N$ のホップ数で送信先にメッセージを送ることができるものとする*1。ここで、 p は定数で、オーバレイネットワークが採用しているルーティングアルゴリズムに依存する。実際の構造化オーバレイネットワークを例にとると、1/4 (Pastry²⁵⁾ のデフォルト設定値) から 1 (Chord²⁶⁾, Kademlia, Skip Graph 等) までの値を取り得る。

簡単のため、物理ネットワークのホップごとの片道遅延時間とオーバレイネットワークのホップごとの片道遅延時間を等しく扱い、 d とする。次に、DHT 機構内でのネームサーバの ID をキーとする locator 登録に要する処理時間を t_{put} 、同じく ID をキーとする locator

*1 これは、一般に構造化オーバレイネットワークにおいて成り立つ性質であるが、構造化オーバレイネットワーク以外のオーバレイネットワークも含めて対象とする。たとえば、構造化オーバレイネットワークの末端部を非構造化にしたネットワークや、Skip Graph の原理によって階層化したドロネーネットワーク²⁴⁾ 等が想定できる。

取得に要する処理時間を t_{get} とする。DHT を使ったネームサーバの実装方法には 2 種類が考えられる。DNS の場合と同様に、専用の DHT ノードを設ける方法とオーバレイネットワークに参加しているそれぞれのノードに DHT ノードとしての役割を持たせる方法である。前者を既存方式 1、後者を既存方式 2 と呼ぶことにする。既存方式 1 の場合は、DHT ノード群を特別の環境で運用管理することで、オーバレイネットワークのノード数 N に依存しない処理時間を達成できる。それに対して、既存方式 2 の場合は、 $\log N$ に比例する処理時間が必要となる。

上記の前提で、既存方式 1、既存方式 2、提案方式における ID 指定通信に要する時間 (順に、 D_{hip1} , D_{hip2} , D_{prop} とする) を比較する。既存方式の場合、指定された送信先の ID から locator を取得する必要がある。既存方式 1 の場合はもよりの DHT ノードまでの問合せに $2 \times d$ 要するため、 D_{hip1} は次の式 (1) になる。

$$D_{hip1} = t_{get} + 3 \times d \quad (1)$$

既存方式 2 の場合、 t_{get} は $p \log_2 N$ に比例する値をとるが、詳細には DHT アルゴリズムの探索方式に依存する。ここでは、セキュリティ面の配慮から、文献 27) で述べられている再帰探索 (slow) が用いられているとする。 D_{hip2} は次の式 (2) により表される。

$$D_{hip2} = (2 \times p \log_2 N + 1) \times d \quad (2)$$

提案方式の場合、ホップごとの片道遅延時間に平均ホップ数を乗じた値になり、式 (3) のとおりとなる。

$$D_{prop} = p \log_2 N \times d \quad (3)$$

以上の式から提案方式が既存方式 2 の約 2 倍の性能を持つことが分かる。既存方式 1 の場合、通信に要する時間は、オーバレイネットワークのノード数 N と無関係な値になる。一方、既存方式 2 と提案方式の場合は、ほぼ $\log N$ に比例する値になるため、あるノード数に境に既存方式 1 が優位になる。例として、DHT の応答時間 t_{get} を 250 msec、ホップごとの片道遅延時間 d を平均 25 msec、標準偏差 (ジッタ) 5 msec を持つ値、そして、 $p \log_2 N$ における p を 1 とした場合の比較を図 10 に示す*2。

なお、図 10 では、標準偏差の 2 倍を誤差値として扱っている。このケースでは、既存方式 1 は、ノード数が 100 を超えるあたりから既存方式 2 より優位になり、ノード数が 10,000 あたりから、提案方式より優位になっている。優劣の境界となるノード数については、ホッ

*2 ここでは、方式の比較を目的とするため、厳密性より、数値の分かりやすさを重視した。DHT の応答時間 t_{get} については、文献 28) を参考にし、揺らぎは無視できるものとした。ホップごとの片道遅延時間 d については、文献 29) を参考にした。

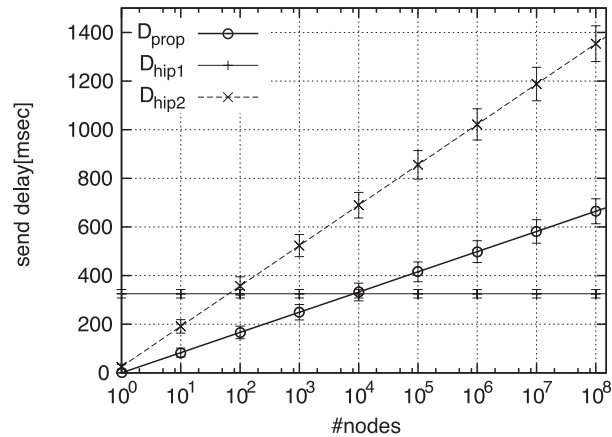


図 10 ID 指定通信に要する時間の比較

Fig. 10 Comparison of send times to the ID specified node.

ブごとの片道遅延時間 d とホップ数を算出する式 $p \log_2 N$ における p の積の逆数をベキ乗した値に比例する．たとえば， $d \times p$ が半分になると，境界のノード数はこの例の 2 乗の 10^8 となる． d と p については，オーバレイネットワークの構成アルゴリズムによって改善できるため，今後の研究成果が期待できる．

5.2 キャッシュによる効率化

ネームサーバの応答を向上させる手段としてキャッシュを用いることが考えられるが，ノードが頻繁に移動する前提では，キャッシュの効果は期待できない．提案方式では，経路表の補助情報として，これまで通信した相手の locator 情報をキャッシュすることによって，効率化が図れる．以下がノード移動が起こっても，キャッシュを維持する方法である．

- 通信した相手ノードと locator 情報を交換し，双方で相手の ID と locator の対応をキャッシュとして登録する．
- ノード移動の際に，locator 情報を交換した相手ノードに自ノードの新しい locator 情報を公告する．

キャッシュが有効な場合，ID 指定通信に要する時間は d となる．

この方式は，3.4 節で述べた，ハンドオーバーの際に経路表を維持する方式と同様の処理になる．経路表対称性条件を満たすオーバレイネットワークの場合は親和性が高く有効な方法であるといえる．

5.3 旧 locator の維持時間

次に，デュアル locator 機構を用いた場合，シームレスハンドオーバーを行うために必要となる旧 locator の維持時間を比較する．ここで，既存方式 1，既存方式 2，提案方式における旧 locator の維持時間を順に， M_{hip1} ， M_{hip2} ， M_{prop} とする．既存方式の場合，locator の変更が生じたノードが，ネームサーバに更新をかけて，それが完了した直後から，そのノードへの ID を使った通信が可能になる．ネームサーバへの更新には， $t_{put} + d$ の時間を要するが，DHT において， t_{put} と t_{get} のための処理はオーバーラップ可能であるため， M_{hip1} ， M_{hip2} は次の式 (4)，(5) により表される．

$$M_{hip1} = \max(t_{get}, t_{put}) + 3 \times d \quad (4)$$

$$M_{hip2} = (2 \times p \log_2 N + 1) \times d \quad (5)$$

提案方式の場合，通常のオーバレイネットワークでは，移動ノードをいったんネットワークから離脱させ，再参加させる必要がある．このための時間を前節の式 (3) に加えるため， M_{prop} は次の式 (6) のとおりとなる．

$$M_{prop} = (c \times p \log_2 N) \times d \quad (6)$$

ここで， c は，離脱，再参加，探索に要する時間を加味した定数であり，一般に 3 以上の値となる．式 (4)，(5) は，実際の値をあてはめた場合，図 10 とほぼ同じになるのに対し，式 (6) の場合は，この D_{prop} の 3 倍以上の傾斜を持つグラフになり，シームレスハンドオーバーに対する適用性は良くない．これに対し，経路表対称性条件が成り立つオーバレイネットワークの場合，旧 locator の維持時間 (M'_{prop} とする) は，3.4 節で述べたとおり，次の式 (7) になる．

$$M'_{prop} = 2 \times d \quad (7)$$

この場合， M'_{prop} は図 10 のケースで，50 msec と小さくとることができ，高速ハンドオーバーに対する適用性が高いといえる．

5.4 ノード移動を含めたシミュレーション評価

ここでは，前節で示した式 (7) が，ノードの頻繁な移動が随所で起こるネットワーク環境下でも成り立つことを PIAX の実コードを用いたシミュレーションにより確認する．

ノード移動のモデルは，簡単のため，Random Waypoint Model (RWP)³⁰⁾ に従った．さらに簡単のため，ハンドオーバーの対象となる無線 AP の分布も一様とした*1．RWP では，

*1 無線 AP の設置間隔を 100 m とし，無線 AP から 50 m 離れた時点で信号クオリティが弱まることを前提とした．

移動時の速度は一定であるため、無線 AP が一様に分布しているという前提なら、移動時には決まった時間間隔でハンドオーバを行うことになる。次の移動まで停滞している時間 (thinking time) T 秒と、移動時にハンドオーバする時間間隔 H 秒とハンドオーバの回数 C については、あらかじめ決められた数値範囲からランダムに選択することで RWP として挙動させる。ここでは、 T については、60~300 秒の範囲、 H については、高速移動を念頭におき、5~100 秒の範囲、 C については、1~10 回の範囲から選択することとした^{*1}。

シミュレーションは、LocatorTransportService の 1 つとして実装した EmuTransportService を用いて行った (図 9 の (emulator) がこれに相当する)。EmuTransportService は、1 つの Java VM 上で多数のノードを実行するために用意された擬似通信を行うプログラムで、多数のノード間で行われる socket 通信をエミュレートする。これ以外の部分は、5 章で述べた ID/Locator 分離の実装コードをそのまま使った。

シミュレーションの条件は以下のとおりである。

- オーバレイネットワークを構成するノード数 N を 100, 1,000, 10,000 の 3 通りに変化させる。
- ホップごとの通信遅延を平均 25 msec, 標準偏差 5 msec に設定する。
- すべてのノードが先に述べたノード移動のモデルに従ってハンドオーバを行うものとする。
- ハンドオーバの際の ID 解決のための locator 維持時間を、0~100 msec ($4 \times d$) に変化させる。

頻繁にノードの移動が行われている条件下で、送信ノードと受信ノードをランダムに選択し、そのノード間で宛先ノードの ID を指定したメッセージ送信を 1,000 回発生させ、エラーが発生したメッセージ送信数をカウントした。シミュレーション結果を、図 11 に示す。グラフにおいて、X 軸は ID 解決のための locator 維持時間、Y 軸はメッセージ送信のエラー率を示す。図中、ノード数 100, 1,000, 10,000 のそれぞれについて、最小 2 乗法を使って近似した正規分布のグラフを付与した。ノード数が多い場合に、エラー率が上がっているのは、ノード数が増えるに従い、ノード間に張られるリンク数が増加するためである。他のノードから locator の変更通知を受ける回数が増加するため、エラー率が高くなっている。ノード数が 100, 1,000, 10,000 のいずれの場合においても、locator 維持時間が、 $2 \times d$ を超えるあたりから、エラー率はゼロに近づいている。

*1 徒歩 (時速 5 km) から時速 70 km の速度を持つ移動体を対象とした。

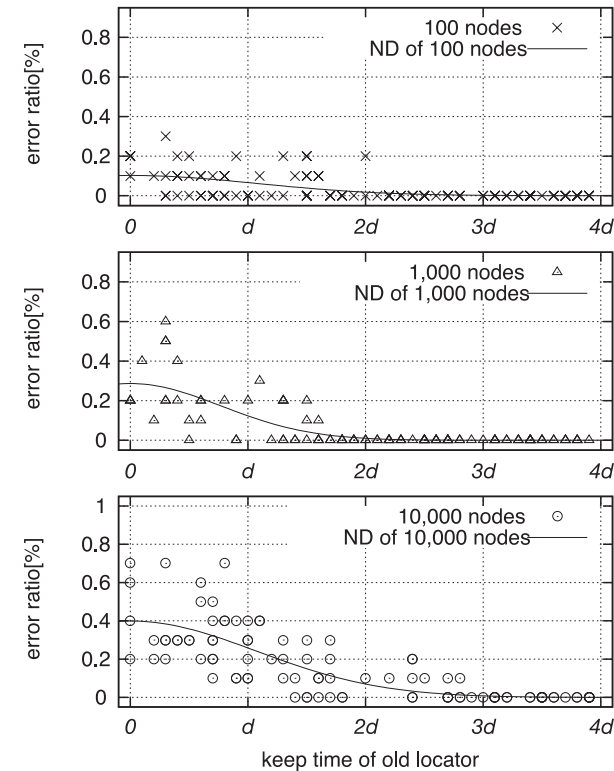


図 11 シミュレーション結果
Fig. 11 Simulation result.

このシミュレーションを通し、10,000 個のノードすべてが継続して移動を繰り返すという条件下において、提案方式が機能することが確認でき、また、locator 維持時間が短くノード数が 10,000 の場合であってもエラー率はおおむね 1% 以下に抑えられていることが確認された。

6. おわりに

本論文では、オーバレイネットワークを対象とした ID/Locator 分離機構について、考察と具体的な機構の提案を行い、PIAX を使った実現性と有効性の確認を行った。提案機構に

よる効果は、次のようにまとめられる。

- オーバレイネットワークによる実現であるため、ルータ等の既存ネットワークインフラを置き換える必要がない。このため、2.4 節であげた「(1) 実現性」に関する問題は生じない。
- 複数の物理ネットワークをまたがった通信を透過的に行うことができる。2.4 節であげた「(2) 物理ネットワークの混在への対応」は、4.2 節で説明した実装方法により可能となる。
- ノードの移動が起こっても、ID 到達性が確保される。マルチキャスト (ALM) についても同様の仕組みで ID 到達性が確保可能である。
- ネームサーバ等の外部の ID 解決機構を必要としない。5.2 節で述べたように、キャッシュ機構を設けることで、キャッシュヒット時に、ID が指定された場合の通信時間を locator が指定された場合とほぼ同じにすることができる。さらに、経路表に对称性がある場合は、ID 解決のための旧 locator 維持時間を、片道の通信遅延時間の 2 倍確保することで、シームレスなハンドオーバが実現できる。以上の手法は、2.4 節であげた「(3) ID 解決のオーバーヘッド」を解決するうえで有効な手段となる。

今後の課題として、複合的な物理ネットワーク上のオーバレイネットワークにおけるルーティングアルゴリズムの検討がある。PIAX の実装では構造化オーバレイネットワークを例にあげたが、通信品質や性能といった特性の異なるネットワークをまたがる前提で効率の良いルーティングを行うためには、これまでとは異なるアプローチの検討が必要である。たとえば、物理ネットワークの通信状況をオーバレイネットワークに伝えるためのクロスレイヤ制御や、ルーティングポロジにおける構造化と非構造化を融合したアプローチが考えられる。

謝辞 本研究の一部は、総務省委託研究「ユビキタスネットワーク認証・エージェント技術の研究開発」および「ユビキタスサービスプラットフォーム技術の研究開発」による成果である。ここに記して謝意を表す。

参 考 文 献

- 1) Ishiyama, M., Kunishi, M., Uehara, K., Esaki, H. and Teraoka, F.: LINA: A New Approach to Mobility Support in Wide Area Networks, *IEICE Trans. Communication*, No.8, pp.2076–2086 (Aug. 2001).
- 2) AKARI プロジェクト：新世代ネットワークアーキテクチャ AKARI 概念設計書 Ver.1.1 (July 2008). <http://akari-project.nict.go.jp/index2.htm>
- 3) PIAX: (2006). <http://www.piax.org/>
- 4) 吉田 幹, 奥田 剛, 寺西裕一, 春本 要, 下條真司: マルチオーバレイと分散エージェントの機構を統合した P2P プラットフォーム PIAX, *情報処理学会論文誌*, Vol.49, No.1, pp.402–413 (Jan. 2008).
- 5) Moskowitz, R. and Nikander, P.: Host Identity Protocol (HIP) Architecture, rfc4423, IETF (May 2006).
- 6) Teraoka, F., Ishiyama, M. and Kunishi, M.: LIN6: A Solution to Multihoming and Mobility in IPv6, Internet-draft, IETF (Dec. 2003).
- 7) Farinacci, D., Fuller, V., Oran, D. and Meyer, D.: Locator/ID Separation Protocol (LISP), draft-farinacci-lisp-05 (work in progress), IRTF (Nov. 2007).
- 8) OpenDHT: (2004). <http://www.opendht.org/>
- 9) Henderson, T. and Gurtov, A.: HIP Experiment Report, draft-irtf-hip-experiment-03 (work in progress), IRTF (Mar. 2007).
- 10) Stoica, I., Adkins, D., Zhuage, S., Shenker, S. and Surana, S.: Internet Indirection Infrastructure (i3), *Proc. ACM SIGCOMM* (Aug. 2002).
- 11) Nikander, P., Arkko, J. and Ohlman, B.: Host Identity Indirection Infrastructure (Hi3), draft-nikander-hiprg-hi3-00, IETF (June 2004).
- 12) 首藤一幸: 下位アルゴリズム中立的な DHT 実装への耐 churn 手法の実装, *情報処理学会論文誌：コンピューティングシステム*, Vol.49, No.SIG2 (ACS 21), pp.1–9 (Mar. 2008).
- 13) Mishra, A., Shin, M. and Srbaugh, W.: An Empirical Analysis of the IEEE 802.11 MAC Layer Handoff Process, *ACM SIGCOMM Computer, Communication Review*, Vol.33, No.2, pp.93–102 (Apr. 2003).
- 14) 竹内元規, 鈴木秀和, 渡邊 晃: エンドエンドで移動透過性を実現する Mobile PPC の提案と実装, *情報処理学会論文誌*, Vol.47, No.12, pp.3244–3257 (Dec. 2006).
- 15) 新世代ネットワーク推進フォーラム: (2007). <http://forum.nwgn.jp/>
- 16) Gogo, K., Shibui, R. and Teraoka, F.: An L3-driven fast handover mechanism in IPv6 mobility, *Proc. SAINT2006, IPv6 Workshop* (Jan. 2006).
- 17) 櫻原 茂, 尾家祐二: 無線 LAN における実時間通信のためのハンドオーバ管理手法, *電子情報通信学会技術研究報告*, IN, *情報ネットワーク*, Vol.104, No.438, pp.7–12 (Nov. 2004).
- 18) 藤田貴大, 岸場清悟, 田島浩一, 西村浩二, 相原玲二, 前田香織: 複数インタフェースによるスムーズハンドオーバ可能なモバイルネットワーク MAT-MONET, *マルチメディア, 分散, 協調とモバイル (DICOMO 2006) シンポジウム論文集*, pp.961–964 (July 2006).
- 19) 金本綾子, 鈴木秀和, 渡邊 晃: 端末移動時におけるパケットロスレスハンドオーバの提案, *情報処理学会第 44 回モバイルコンピューティングとユビキタス通信研究会*, pp.91–98 (Mar. 2008).

- 20) Maymounkov, P. and Mazieres, D.: Kademia: A peer-to-peer information system based on the XOR metric, *Proc. 1st International Workshop on Peer-to-Peer Systems (IPTPS '02)*, Vol.258, p.263 (2002).
- 21) Aspnes, J. and Shah, G.: Skip graphs, *ACM Trans. Algorithms*, Vol.3, No.4, p.37 (Nov. 2007).
- 22) 小西佑治, 吉田 幹, 竹内 亨, 寺西裕一, 春本 要, 下條真司: 単一ピアに複数キーを保持可能とする Skip Graph 拡張, *情報処理学会論文誌*, Vol.49, No.9, pp.3223-3233 (Sep. 2008).
- 23) Fujiwara, K., Teranishi, Y., Takeuchi, S., Harumoto, K. and Nishio, S.: An Implementation of Lightweight Message Transport Mechanism for P2P Agent Platform on Ad-hoc Networks, *The 2008 International Symposium on Applications and the Internet (SAINT 2008) Workshops on Ubiquitous Networking and Enablers to Context-Aware Services* (July 2008).
- 24) 奥 智照, 坪井新治, 大西真晶, 上島紳一: P2P 型ジオキャストのための階層ネットワークの提案と評価, 第 19 回データ工学ワークショップ (DEWS 2008) (Mar. 2008).
- 25) Rowstron, A. and Druschel, P.: Pastry: Scalable, decentralized object location and routing for large-scale peer-to-peer systems, *Proc. 18th IFIP/ACM International Conference on Distributed Systems Platforms (Middleware 2001)* (2001).
- 26) Stoica, I., Morris, R., Karger, D., Kaashoek, F. and Balakrishnan, H.: Chord: A Scalable Peer-To-Peer Lookup Service for Internet Applications, *Proc. ACM SIGCOMM*, pp.149-160 (2001).
- 27) 首藤一幸, 加藤大志, 門林雄基, 土井裕介: 構造化オーバレイにおける反復探索と再帰探索の比較, *情報処理学会研究報告, SWoPP 高知 2006*, pp.9-16 (July 2006).
- 28) 土井裕介, 若山史郎, 石山政浩, 尾崎 哲, 井上 淳: 10 の 10 乗規模の個品追跡を可能とするトレーサビリティシステム向け ID 解決機構, *情報処理学会論文誌*, Vol.49, No.3, pp.1265-1274 (Mar. 2008).
- 29) 吉田 薫, 藤井資子, 菊池 豊, 山本正晃, 永見健一, 中川郁夫, 江崎 浩: ユーザ視点に基づいたブロードバンドインターネット環境における遅延・パケットロスの傾向分析, *電子情報通信学会論文誌 B, 通信*, Vol.91, No.10, pp.1182-1192 (Oct. 2008).
- 30) Johnson, D.B. and Maltz, D.A.: Dynamic Source Routing in Ad Hoc Wireless Networks, *Mobile Computing*, Imielinski, T. and Korth, H. (Eds.), chapter 5, pp.153-181, Kluwer Academic Publishers (1996).

(平成 20 年 9 月 7 日受付)

(平成 21 年 6 月 4 日採録)

推 薦 文

本論文は、オーバレイネットワークにおいてノードの ID と接続位置を示す Locator を分離するための機構を提案している。提案手法は、ID に基づきルーティングを行う ID Transport 層と IP アドレス等の Locator により隣接ノードとの通信を行う Locator Transport 層とでメッセージ転送を行う。本手法はオーバレイネットワークにおけるネームサーバ不要化、高速なハンドオーバ、複数の物理ネットワークをまたがった透過的通信等を実現する実用的手法として有用性が高いと考えられ、推薦に値する。

(マルチメディア通信と分散処理研究会主査 串田高幸)



吉田 幹 (正会員)

1981 年京都大学工学部情報工学科卒業。1986 年同大学院工学研究科博士後期課程修了。同年日本アイ・ピー・エム株式会社入社。東京基礎研究所勤務。1994 年新日鉄ソリューションズ株式会社入社、2002 年株式会社ビービーアール設立、現在に至る。人工知能学会会員。



寺西 裕一 (正会員)

1993 年大阪大学基礎工学部情報工学科卒業。1995 年同大学院基礎工学研究科博士前期課程修了。同年日本電信電話株式会社入社。2005 年大阪大学サイバーメディアセンター講師、2007 年同大学院情報科学研究科准教授、現在に至る。博士 (工学)。マルチメディア情報システム、ユビキタス応用システムの研究開発に従事。IEEE 会員。



下條 真司 (正会員)

1981年大阪大学基礎工学部情報工学科卒業．1986年同大学院基礎工学研究科博士後期課程修了．博士（工学）．同年大阪大学基礎工学部情報工学科助手．1989年大阪大学大型計算機センター講師．1991年同助教授．1998年同教授．2000年同大学サイバーメディアセンター教授．2008年4月独立行政法人情報通信研究機構上席研究員．分散システム，マルチメディアシステム，グリッドの研究に従事．電子情報通信学会，ACM，IEEE，ソフトウェア科学会各会員．
