

IPv4 移動体通信システムにおける パケットロスレスハンドオーバーの提案

金本 綾子^{†1} 鈴木 秀和^{†1}
伊藤 将志^{†1} 渡邊 晃^{†1}

ユビキタスネットワークの環境では、通信中に端末が移動してもコネクションを切断することなく通信を継続できる移動透過性が要求される。これまで移動透過性の研究は IPv6 を前提とした研究が多かったが、IPv6 が完全に普及するにはまだ時間が必要であり、IPv4 での移動透過性も重要な課題である。そこで、我々は IPv4 においても移動透過性を実現できる Mobile PPC を提案してきた。しかしながら IPv4 の世界では、ハンドオーバー時の通信切断時間が非常に長く、仮に IP レベルで移動透過性を実現できて実用的ではない。そこで、本論文では端末に 2 枚の無線 LAN カードを搭載し、Mobile PPC を用いてこのような課題を解決する方法について検討した結果を報告する。提案方式を実装し評価を行った結果、パケットロスがほとんど発生しないこと、通信に与える負荷は十分に小さく、電力消費もほとんど増加せずを実現できることが分かった。

A Proposal of a Packet Lossless Handover for IPv4 Mobile Communication System

AYAKO KANEMOTO,^{†1} HIDEKAZU SUZUKI,^{†1}
MASASHI ITO^{†1} and AKIRA WATANABE^{†1}

In ubiquitous network, it is required that communication continues when a terminal moves during the communication, called mobility technology. Most of conventional technologies are based on IPv6, however, IPv6 are not going to be popular in near future, mobility based on IPv4 is also a key technology. We have been proposing the technology called Mobile PPC which can realize mobility in IPv4. However, in IPv4, breaking time of the communication is quite large, even if mobility is realized in IP layer. In this paper, two wireless LAN cards are utilized in a terminal to solve the problem with Mobile PPC. We have implemented the proposed method and confirmed that it performs well with low power.

1. はじめに

無線 LAN やインターネットの急速な普及により、いつでも誰でもどこからでもネットワークへのアクセスが可能なユビキタス社会の実現が現実のものになろうとしている。このような環境では、移動しながら通信を行える環境が要求される。しかし、IP ネットワークでは端末が移動すると IP アドレスが変化するため、通信が継続できないという問題がある。そこで、端末の移動による IP アドレスの変化を隠蔽し、通信を継続できるようにする移動透過性の研究がさかんに行われている¹⁾。IP 層で移動透過性を保証するプロトコルとして、IPv4 対応には Mobile IP²⁾、Mobile PPC³⁾、IPv6 対応には Mobile IPv6⁴⁾、LIN6^{5),6)}、MAT⁷⁾ などが提案されている。移動透過性の研究は、これまで将来 IPv6 の時代が来ることを見越して IPv6 を前提としたものが多かった。しかし、IPv6 は予想していたような普及をしておらず、仮に IPv6 が普及を始めたとしても当分の間は IPv4 と IPv6 の共存環境になると考えられる。したがって IPv4 においても移動透過性を実現できることは意義がある。

我々は IPv4 対応に、エンド端末だけで移動透過性を実現できる Mobile PPC の研究を行ってきた。Mobile PPC では DDNS (Dynamic DNS)⁸⁾ を利用して通信相手の IP アドレスを解決してから通信を開始する。通信開始後に移動端末 MN (Mobile Node) が移動すると、MN から通信相手端末 CN (Correspondent Node) に対して IP アドレスの変化情報を直接通知し、両端末の IP 層に保持するアドレス変換テーブルを更新する。以後の通信は上記テーブルに基づき、すべての送受信パケットの IP アドレスを IP 層で変換する。このようにして IP アドレスの変化を上位層に隠蔽し、移動透過性を実現できる。Mobile PPC は経路の冗長やトンネル転送などが不要で、今後のユビキタスネットワークに適している。また、通信相手端末が Mobile PPC の機能を保持していない場合、自端末が移動しなければ通常の通信が可能であるため、段階的な普及を望める方式である。

しかし、無線 LAN の世界で移動透過性を実際に運用しようとするときわめて難しい面があることが分かった。無線 LAN で通常利用されるインフラストラクチャモードは、端末が通信中に移動するような状況がほとんど考慮されておらず、迅速なアクセスポイント (以下 AP) の切替えができない。Microsoft 社の Windows XP には、端末が通信中に異なるネッ

^{†1} 名城大学大学院理工学研究科
Graduate School of Science and Technology, Meijo University

トワークの AP に接続すると、DHCP シーケンスを自動的に開始し、新しい IP アドレスを取得する仕組みが標準で組み込まれている。しかし、Windows の仕組みと DHCP サーバの処理は二重アドレスチェックのタイミングが異なるなどうまく連携しているとはいえ、新しい IP アドレスの取得に数秒から数十秒の時間を要することがある。

以上のことから、移動透過性の機能が IPv4 で仮に実現できたとしても、移動時の通信断絶時間やパケットロスが大きく、そのままでは実用的ではないという課題がある。そこで、本研究では Mobile PPC をターゲットとして、移動時にもパケットロスを大幅に軽減できる方法を検討した。具体的には、端末に無線 LAN カードを 2 枚搭載し、一方で通常の通信と電波強度 RSSI (Received Signal Strength Indicaor) の測定を、もう一方でチャネルスキャンや IP アドレスの取得を行うことにより、通信しながら AP の切替えと IP アドレスの取得を可能とする。IP アドレス取得時に行うルーティングテーブルの更新タイミングを工夫することにより、IP アドレス取得にかかわる通信断絶時間の発生をなくすることができる。

提案方式を FreeBSD に実装し、動作確認と性能測定を実施した結果、想定した動作を実行できること、一般の通信に与える負荷は十分に小さいこと、さらに電力消費もほとんど増加せずに実現可能であることが分かった。また、本提案方式を前提とすると、これまで Mobile PPC での実現が難しかった、両移動端末がまったく同時に移動したときの移動透過性も実現が可能となる。

以下、2 章で従来技術として既存のパケットロス対策、Mobile PPC の概要、およびハンドオーバーの現状について説明する。3 章で提案方式について、4 章で実装について、5 章で実装に対する評価を示す。6 章で Mobile PPC の同時移動について述べ、7 章でまとめる。

2. 従来技術

2.1 既存のパケットロス対策

通信中の端末が移動して IP アドレスが変化した際に、パケットロスを減らすための既存技術は、IPv4、IPv6 の違いにかかわらず以下の 4 つの方式に整理することができる。すなわち、L2L3 連携方式、L3 プロトコル拡張方式、L2 ドライバ改造方式、デュアルインタフェース方式である。以下それぞれの方式の概要と課題について述べる。

(1) L2L3 連携方式^{9)–13)}

L2L3 連携方式は無線レイヤ (以下 L2) と IP レイヤ (以下 L3) の連携をとることにより、L3 のハンドオーバー時間をできるだけ効率良く実行しようとする方式である。一般に L2 と L3 の機能は独立しており、ハンドオーバーの連携がほとんどとられていない。その結果、L3

は L2 で AP が切り替わったことを認識できず、L3 処理を迅速に開始することができない。LIES (An Inter Layer Information Exchange System for Mobile Communication)^{9)–11)} では、端末内における L2 と L3 機能の間のインタフェースを標準化する試みが行われている。しかし、L2L3 連携方式では L2 や L3 のハンドオーバーそのものにかかわる処理は必要のため、これらの処理にかかわる通信断絶は避けられない。

(2) L3 プロトコル拡張方式^{14)–19)}

L3 のプロトコルを拡張することにより、ルータと端末が連携してパケットロスを回避する。FMIPv6 (Fast Handovers for Mobile IPv6)¹⁴⁾ では端末がネットワークの切替え前に IP アドレスを取得し、ルータでパケットをバッファリングするなどによりパケットロスを回避する。HMIPv6 (Hierarchical Mobile IPv6 Mobility Management)^{15),16)} ではエリアを階層構造とし、下位階層内での移動を上位階層に対して隠すことにより移動登録に起因する遅延を減らす。これらの方式は IETF (Internet Engineering Task Force) でも積極的に標準化され、最も研究が進んでいる。しかし、ルータに変更が必要であるため、一般の環境では利用できない。また、端末が予測どおり動けばよいが様々な移動ケースを想定すると制御が複雑になる。

(3) ドライバ改造方式^{20)–22)}

無線 LAN インフラストラクチャモードでは AP の切替えが make after break^{*1} であるため、ネットワークでバッファリングしない限りパケットロスが避けられない。そこで、無線レイヤのプロトコル自体を新たな方式に切り替え、make before break^{*2} を可能とする方式が提案されている。MISP (Mobile Internet Service Protocol)^{20),21)} は、MBA (Mobile Broadband Association) で標準化され普及が期待されている。しかし、この方式は端末と AP の両者が機能を実装している必要があり、一般の環境では利用できない。また、隣接する AP のチャネルが異なるような場合は、隣接 AP を探すためにチャネルスキャンを行う必要があり、この動作のためにパケットロスが発生することは避けられない。

(4) デュアルインタフェース方式^{23)–25)}

端末に無線インタフェースを複数保持させ、一方でパケットの送受信、もう一方で L2、L3 ハンドオーバーを実行する。この方式は、端末だけに処置をすればよく、ネットワークには変更が不要である。パケットロスも原理的になくすることが可能である。MISP では (3) で述

*1 旧 AP と切断した後に新 AP と接続する方式。

*2 新 AP と接続した後に旧 AP を切断する方式。

べたチャネルスキャンによるパケットロスを回避するため、デュアルインタフェース方式を併用することを検討しているが、AP 側にも機能が必要であるため、デュアルインタフェースの良さを生かしきれていない。MAT はデュアルインタフェースを採用することにより、IPv6 の実装においてパケットロスを減少させることに成功している²³⁾。IPv6 ではデフォルトルータリストで複数のルータを管理する機能を有しており、パケットを複数のインタフェースに振り分けて送信することが容易に実現できる。しかし、IPv4 では OS によっては複数のデフォルトルータを設定することができないため、デュアルインタフェースを有効に活用するのは容易ではない。また、デュアルインタフェース方式は電力消費が増加するという課題をかかえている。

2.2 Mobile PPC の概要

本研究において検討対象とした Mobile PPC について、その概要を記述する。Mobile PPC は第 3 の装置の助けを借りることなく、エンド端末のみで移動透過性を実現できる。通信開始時の IP アドレスの解決には DDNS を使用する。通信開始後、一方の端末が移動したとき、IP アドレスがどのように変化したかを知る方法として、Mobile PPC の移動情報通知処理を用いる。

図 1 に Mobile PPC における移動情報の通知方法を示す。エンド端末はどちらも移動できることを想定しているため、ここではエンド端末を MN1, MN2 と表記している。Mobile PPC ではエンド端末の IP 層に CIT (Connection ID Table) と呼ぶアドレス変換テーブル

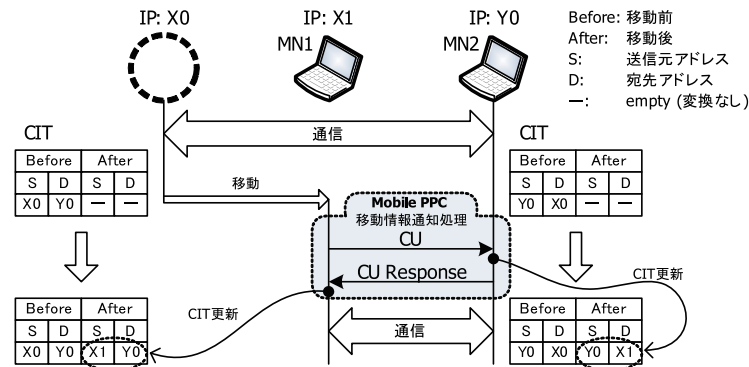


図 1 Mobile PPC における移動情報の通知

Fig. 1 Notification method of movement information in Mobile PPC.

ルを保持する。通信中に一方の端末の IP アドレスが変化すると、エンド端末間で直接その変化情報を交換し、CIT の内容を更新する。このために使用するパケットを CU (CIT Update) および CU Response と呼ぶ。これら一連の処理を、以後 Mobile PPC の移動情報通知処理と呼ぶ。以後の通信はエンド端末の IP 層において、CIT の内容に従って送受信パケットのアドレス変換が行われる。これによりパケットは正しくルーティングされ、かつ IP アドレスの変化が上位層に対して隠蔽されるため移動透過性を実現できる。

Mobile PPC は、通信経路の冗長やトンネル転送によるパケット長の変化がないため、高スループットを実現できる。エンド端末のみに機能を実装すればよく、また移動しなければ既存端末との通信が可能であり、段階的な普及が期待できるという特徴がある。Mobile PPC は IPv4 での実装が完了し、その有効性が検証されている³⁾。しかし、IPv4 ネットワークでは特に DHCP サーバからの IP アドレス取得に多くの時間を要し、通信断絶時間が大きいという課題がある。また、Mobile PPC はエンド端末のどちら側が移動してもよいが、両端末がまったく同時に移動した場合は、お互いに CU を旧 IP アドレス宛に送信することとなり、通信が断絶してしまうという課題が残されている。

2.3 ハンドオーバーの現状

ハンドオーバーには同一ネットワーク内を移動する場合に生じるハンドオーバー(エリア内ハンドオーバー)と、異なるネットワーク間を移動する場合に生じるハンドオーバー(エリア間ハンドオーバー)がある。前者の場合は L2 ハンドオーバーのみが、後者の場合は L2 ハンドオーバーと L3 ハンドオーバーが発生する。L2 ハンドオーバーは、チャネルスキャンと新 AP への接続処理がある。L3 ハンドオーバーは IP アドレスの取得と変化後のアドレスの通知処理 (Mobile PPC の移動情報通知処理に相当) がある。

一般に同一ネットワーク内に存在する AP には同一のネットワーク識別子 ESS-ID を割り当てて、移動端末はこの ESS-ID によりネットワークの違いを認識することができる。ESS-ID は AP から定期的送信されてくるビーコンや、端末と AP 間のプロブ要求/プロブ応答により取得できる。移動端末が AP を切り替えた際に、ESS-ID が変化していない場合は、同一ネットワーク内の移動と見なせる。一方、ESS-ID が変化する場合は異なるネットワーク間を移動したと判断し、移動先のネットワークに存在する DHCP サーバから新しい IP アドレスを取得する。

IPv4 におけるエリア間ハンドオーバーの現状を図 2 に示す。図 2 は、移動端末 MN1 が Old AP を介して MN2 と通信しながらハンドオーバーを実行し、ハンドオーバー終了後に移動先の New AP を介して通信を再開するまでの流れを示している。MN1 は Old AP の RSSI

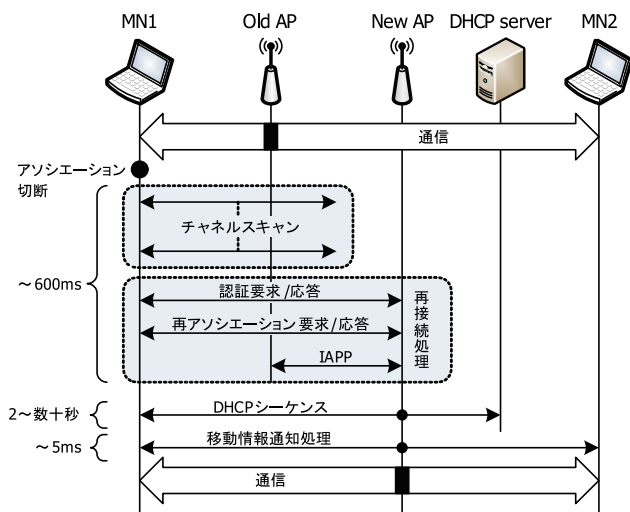


図 2 エリア間ハンドオーバーの現状

Fig. 2 Existing handover between different networks.

が一定レベルより低くなると、当該 AP とのアソシエーションを切断する。次に、MN1 はチャンネルスキャンを行い、利用可能な AP を探す。MN1 は最適な New AP を選択し、認証要求/応答、再アソシエーション要求/応答を実行後、新たなアソシエーションを確立する。その後、New AP は IAPP (Inter Access Point Protocol)²⁶⁾ などのプロトコルを用いて全 AP に対してアソシエーション情報の変化を伝える。IAPP は、IEEE 802.11f の中で定義されたアソシエーションデータを伝送するための AP 間プロトコルであるが、ベンダ固有のプロトコルが使われる場合もある。以降、移動端末と New AP 間の認証要求/応答、再アソシエーション要求/応答、IAPP にかかわる処理をまとめて、再接続処理と呼ぶ。文献 27) によると、チャンネルスキャンと再接続処理にかかる時間は AP と移動端末に装着されている無線 LAN カードの組合せにより大きく異なり、40 ~ 600 ms の時間を要する。いずれの場合においても、チャンネルスキャンが上記時間の 80 ~ 99% を占め、続く再接続処理はただちに終了する。チャンネルスキャンと再接続処理は、AP を切り替える際につねに発生する動作である。

再接続処理後、MN1 は ESS-ID を確認し、その値が同じ場合はエリア内ハンドオーバーであると判断し、ハンドオーバー処理を終了する。ESS-ID が以前と値が異なる場合はネット

ワークが変わったものと判断し、DHCP サーバから新 IP アドレスを取得する。ここでは、DHCP シーケンス (DHCP DISCOVER, DHCP OFFER, DHCP REQUEST, DHCP ACK) と、IP アドレス取得後に行われる Gratuitous ARP による IP アドレス重複チェックが含まれる。IP アドレス取得処理には最低でも約 2 ~ 5 秒の時間を要する。実際のフィールド試験では、OS と DHCP サーバの相性によっては数十秒を要することもあった。この間は IP アドレスが定まらないので通信を行うことができない。IP アドレスの取得を完了すると、Mobile PPC の移動情報通知処理により両端末の CIT を更新することができる。移動情報通知処理にかかる時間は、MN1 と通信相手 MN2 の CIT 更新時間、CU および CU Response の伝送時間が含まれるが、すべてを含めても 5 ms 程度で終了し、ほとんど無視できる。

このように、IPv4 ネットワークにおいては IP アドレス取得にかかわる時間が非常に長く、移動透過性を IP レベルで仮に実現できてもこのままでは実用的ではない。IPv6 の場合はルータからの Router Advertisement による IP アドレス自動生成機能があるため、L3 ハンドオーバーの時間はかなり改善される。しかし、IP アドレス重複チェックにかかわる時間とチャンネルスキャンを含む L2 ハンドオーバー時間は IPv6 であっても避けることはできない。

3. 提案方式

3.1 デュアルインタフェース方式の選択

本研究では、ハンドオーバー時のパケットロスを回避する手段として、デュアルインタフェース方式を選択した。L2L3 連携方式、L3 プロトコル拡張方式、L2 ドライバ改造方式は、いずれもその機能を発揮するには異なる装置や機能との連携が必要で、標準化を行うなど長期の対策が必要である。L2L3 連携方式、L2 ドライバ改造方式は、L2 のチャンネルスキャンにかかわるパケットロスを解決できず、また IPv4 における MN と DHCP サーバとの相性問題は検討の範疇外となっている。L3 プロトコル拡張方式はルータがパケットをバッファリングするなどの処理によってパケットロスをなくすることができる可能性があるが、ルータなどのネットワーク機器がその機能をサポートする必要があり、一般のネットワークに適用していくのは難しい。これに対し、デュアルインタフェース方式は端末だけの対策によって、これらの課題を解決できる可能性を秘めている。Mobile PPC を用いて移動透過性の実運用を試みるには最も適した方式であると判断した。

これまで IPv6 によるデュアルインタフェースの実現例はあるが、IPv6 ではデフォルトルータリストで複数のルータを管理する機能を有しており、パケットを複数のインタフェー

スに分けて送信することが比較的容易に実現できる。しかし、Mobile PPC を実装している FreeBSD の IPv4 では、複数のデフォルトルータを設定することができないため、デュアルインタフェースを有効に活用するには実装上の検討が必要である。また、既存のデュアルインタフェース方式は電力消費の増加が課題となっていたが、提案方式では通信中でないカードを Sleep 状態にすることによりそれを解決する。

3.2 ハンドオーバーシーケンス

図 3 に提案方式のエリア間ハンドオーバーを示す。MN1 は 2 枚の無線 LAN カードを保持し、Old AP を介してカード 1 で通信を行っている。この状態ではカード 2 はスリープ状態としている。スリープ状態とは省電力状態で、パケットやフレームの送信、受信をいっさい遮断した状態である。MN1 はカード 1 で通信中に、接続中の Old AP の RSSI を定期的に測定する。RSSI は、Old AP から送信されるビーコンや、データパケットを受信したときに測定される。RSSI が低下して通信状態が不安定になる前にハンドオーバーできるように、

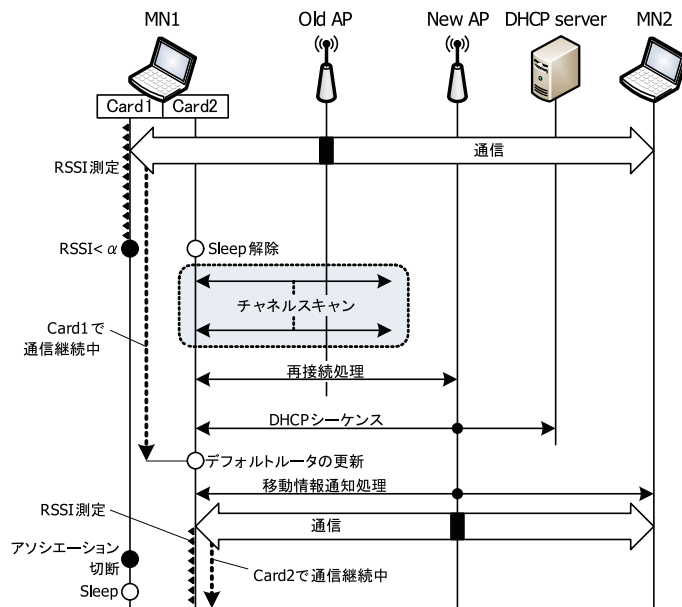


図 3 提案方式のエリア間ハンドオーバー
Fig. 3 Proposed handover between different networks.

通信に適する閾値 α を設けておく。Old AP の RSSI が一定時間、閾値 α より低くなると、MN1 はカード 1 による通信を維持しながらカード 2 のスリープ状態を解除する。次にカード 2 を用いてチャンネルスキャンにより接続可能な AP を探索し、RSSI が最も高い AP を次に接続する New AP と定める。さらに、MN1 は New AP の ESS-ID の値を調べることによって、ネットワークが Old AP と同一か否かを判断する。

New AP と Old AP が異なるネットワークの場合、MN1 はカード 1 による通信を継続しながら、カード 2 で再接続処理を行い New AP と接続し、DHCP サーバから新 IP アドレスを取得する。このような仕組みを実現するためには、ルーティングテーブルに Old AP 側ネットワークのデフォルトルータ情報を維持しつつ、New AP 側ネットワークでアドレス取得をする必要がある。しかし、DHCP クライアントの種類によっては処理開始時にデフォルトルータの設定をクリアしてしまう場合がある。この場合、DHCP 処理は 2~数十秒を要するため、この期間はカード 1 側の通信を継続することができない。そこで提案方式では、DHCP 処理実行時のデフォルトルータのクリアを無効とし、Mobile PPC の移動情報通知処理の直前にルーティングテーブル内のデフォルトルータの設定を更新する。これにより、DHCP 処理の時間にかかわらず、カード 1 側の通信を継続することができる。カード 2 側で実行する DHCP 処理の送信はブロードキャストであるため、デフォルトルータの設定には影響されずに実行できる。ルーティングテーブルを更新後、カード 2 を用いて Mobile PPC の移動情報通知処理を実行して新 IP アドレスに対応する CIT を生成し、カード 2 を使用して通信を継続する。このとき旧 IP アドレスに対応する CIT は、削除せず残しておく。以後の送信はすべてカード 2 から行われるが、受信はカード 1、2 のどちらからも可能である。カード 1 は一定時間アソシエーションを維持した後に Old AP を切断する。受信したパケットの IP アドレスは新 IP アドレス宛の場合と旧 IP アドレス宛の場合がありうるが、CIT に基づいたアドレス変換が行われることにより、上位層には同一セッションの受信と見なされる。旧 IP アドレスに対応する CIT は、その後無通信状態となるためタイムにより自動的に消去される。MN1 はカード 1 と Old AP とのアソシエーションを切断した後は、カード 1 をスリープ状態にする。

ここで、図 3 中の移動情報通知処理をカード 1 側で実行することも可能であるが、移動情報通知は RSSI の高いカード 2 側で実行すべきと判断した。このため、移動情報通知処理の間に MN1 側から発生した送信パケットは、受信側 MN2 と CIT の内容が一致せず廃棄される可能性がある。しかし、この時間は Mobile PPC では約 5 ms 程度であり、実用上の問題はないと判断できる。

4. 実装

4.1 モジュール構成

提案方式によるハンドオーバーアルゴリズムを FreeBSD 6.1-RELEASE 上に実装した。FreeBSD を採用した理由は、Mobile PPC の実装と検証をすでに終えており、これに追加実装を行えばよいためである。Mobile PPC とハンドオーバー処理のモジュール構成を図 4 に示す。Mobile PPC は大きく分けて、アドレス変換モジュールと移動管理モジュールから構成されている。アドレス変換モジュールは、すべてのパケット送受信時に実行されるモジュールで、受信時に IP 入力関数 `ip_input` から、送信時に IP 出力関数 `ip_output` から呼び出され、CIT に従ったアドレス変換処理を行う。移動管理モジュールは移動時のみ呼び出される処理で、Mobile PPC の移動情報通知処理を実行し、CIT を更新する。

提案方式を実行するハンドオーバー処理モジュールを Interface Switch Daemon (`ifswd`) と呼び、アプリケーションとして実装した。`ifswd` には、無線 LAN カードのスリープとその解除のタイミングを判断する機能、RSSI 測定/判定機能、AP の選択、および ESS-ID を

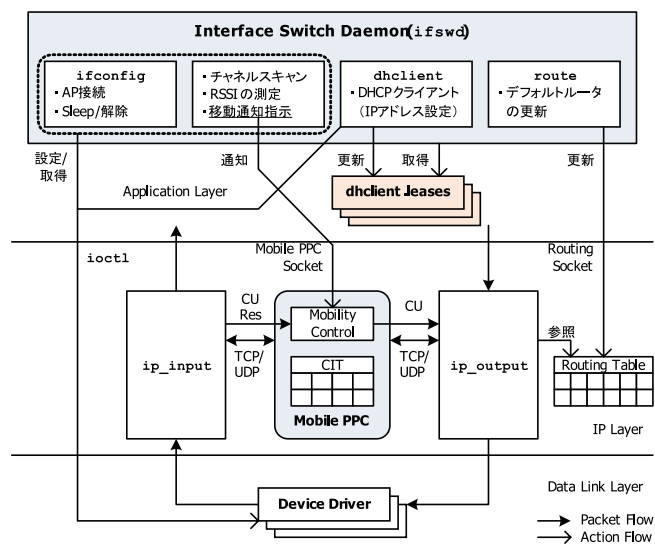


図 4 Mobile PPC と ifswd のモジュール構成
Fig. 4 Module structures of Mobile PPC and ifswd.

判定し IP アドレス取得を指示する機能などがある。`ifswd` は必要に応じて FreeBSD のデバイスシステムコール `ioctl` を呼び出して上記処理を実行する。

4.2 ifswd の実行内容

`ifswd` は、FreeBSD が標準で持つ System Control コマンド (`ifconfig`, `dhclient`, `route`) を必要に応じて呼び出す。呼び出し手順は以下のとおりである。通信と並行して定期的に `ifswd` によりドライバ内部で管理されている RSSI を取得する。接続中の AP の RSSI と閾値 α を比較し、 α を下回った場合は AP を切り替えるための指示へ移行する。`ifconfig` でチャネルスキャンの実行を指示する。New AP への接続処理は、New AP の ESS-ID を引数として `ifconfig` を使用して指示する。これにより、端末と AP 間では自動的に再接続に必要なシーケンスが実行される。無線 LAN カードのスリープとその解除にも `ifconfig` を用いる。IP アドレスの取得には `dhclient` を実行して、DHCP サーバからアドレスを取得する。ここで、`dhclient` は IP アドレスの設定とルーティングテーブル内のデフォルトルータの設定を自動的に行う機能を持つ。そこで、今回の実装では DHCP 処理開始時に行われるデフォルトルータのクリアを無効にするとともに、`dhclient` によるデフォルトルータの設定も無効とした。ルーティングテーブルの更新処理には、`route` を使用して新デフォルトルータを設定する。更新処理に使用するデフォルトルータの情報は DHCP より割り当てられたリースリスト `dhclient.leases` の内容を参照することにより知ることができる。

デフォルトルータを更新後、`ifswd` は Mobile PPC ソケットインタフェースを通じて、カーネルに実装した移動管理モジュールに移動前後の新旧 IP アドレスを通知する。

5. 評価

上記機能を実装した移動端末を移動させてハンドオーバー処理を行わせ、所定の動作が可能であることを確認した。以下に試作の評価結果を示す。

5.1 パケットロスの測定

提案方式の性能を測定するために図 5 に示す試験環境でハンドオーバーの実験を行った。DHCP サーバを搭載した 2 台の無線ルータ WR1, WR2^{*1}によりサブネットが異なる 3 つのネットワークを用意した。表 1 に装置仕様を示す。MN1, MN2 には Mobile PPC を実装している。また、MN1 には `ifswd` を実装し、WR1 の無線セルから WR2 の無線セルへと移動させる。Iperf²⁸⁾ により IP 電話 (G.711) を想定したトラフィック、すなわちペイロー

*1 BUFFALO 社製 WZR-G144NH。

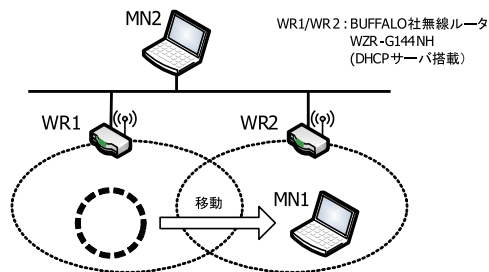


図 5 実験環境

Fig. 5 Experimental environment.

表 1 実験装置の仕様

Table 1 Specification of experimental devices.

	MN1	MN2
CPU	Pentium M 1.7 GHz	Pentium4 3.0 GHz
Memory	512 MB	512 MB
NIC	Intel 2915ABG (802.11g) Atheros 5212 (802.11g)	100BASE-TX
OS	FreeBSD 6.1-RELEASE	FreeBSD 6.1-RELEASE

ド長 172 バイトの UDP パケットを 50 パケット/秒の頻度で双方向に送信しあう状況を作った。上記ストリームを流している際に、擬似的に MN1 がネットワークをまたがる移動を繰り返し、この間に発生するパケットロスを測定した。擬似的な移動を行わせるため、AP の電波強度はそのままとし、MN1 側で MN2 との通信開始後に取得した RSSI を閾値 α 未満となるように変化させて、カード切替え処理を強制的に実行させた。移動回数 20 回の測定結果は表 2 に示すとおり、すべての移動においてカードの切替えに起因するパケットロスは MN1 から MN2, MN2 から MN1 の両方向とも 0 であった。

次に、移動をさせないまま Iperf によるトラヒックの負荷を徐々に上げていったところ、872 パケット/秒 (UDP ペイロード長 172 バイト, 帯域 1.2 Mbps, 送信間隔 1.15 ms) までは送信, 受信とも安定した通信が可能であるが、これを超えると MN1 と WR 間でパケットロスが発生する場合や、ソケットバッファが不足し Iperf の動作が終了する状態が発生した。そこで 872 パケット/秒がエンド端末の処理限界と考え、トラヒック負荷を 1.2 Mbps としたまま同様の移動試験を行った。その結果、5 回の移動を繰り返しても移動に起因するパケットロスはやはり発生しなかった。MN1 においてパケットアナライザ Wireshark²⁹⁾

表 2 カード切替え時におけるパケットロスの測定結果

Table 2 Measurement results of packet loss when cards are switched.

通信方向	送信パケット数	パケットロス数
MN1→MN2	50 パケット/秒	0
MN2→MN1	50 パケット/秒	0

試行回数: 20 回

表 3 スループット測定結果

Table 3 Measurement results of throughput.

ifswd の実装の有無 (RSSI の測定間隔)	スループット [Mbps]	
	MN1→MN2	MN2→MN1
なし	14.2	11.0
あり (10 ms)	14.3	10.9
あり (100 ms)	14.2	10.9

で観測したところ、移動情報通知処理の間 (約 4 ms), MN1 から MN2 へのパケットが送信されず、移動情報通知処理終了後にまとめて短時間の間に送信されるという現象が観測されたが、パケットロスは発生しなかった。

今回準備した測定環境では、チャンネルスキャン, DHCP によるアドレス取得, および二重アドレスチェックにかかる時間の合計は平均約 4.5 秒であった。これまで、この間は通信断絶状態となることが避けられなかったが、今回の対策により通信断絶状態が発生することなく移動透過性を実現できることが確認できた。

5.2 スループットに与える影響

提案方式では ifswd が定期的に接続している AP の RSSI を測定するため、この処理が通信に影響を与える可能性がある。そこで ifswd を実装した場合と、実装していない場合のスループットの違いを比較した。ifswd による RSSI の測定間隔は 10 ms, および 100 ms とした。測定には Iperf を使い、MN1 と MN2 間で 30 秒間の TCP 通信を 10 回試行してパケットの転送量を計測し、その平均をとった。測定環境および装置仕様は 5.1 節と同様である。表 3 にスループット測定結果を示す。MN1 から MN2 への転送と、MN2 から MN1 への転送のどちらの場合も、スループットにほとんど変化がないことが分かる。このことから ifswd による RSSI の測定処理が通信に与える影響はほとんどないといえる。

次に、カード切替え処理がスループットに与える影響を考察する。端末のカード切替え処理にかかる時間の多くはタイマ処理にかかわるものである。タイマ処理はほとんどの時間

が Wait 状態にあり, CPU の負荷は高くはない. また, カード切替えは RSSI が閾値 α を下回ったときのみ動作する. カード切替え時のタイマ処理としては以下のものがある. チャンネルスキャンでは, チャンネルごとに複数の AP からの応答を待つタイマがある. DHCP 処理では, 複数の DHCP サーバからの応答を待つタイマ, 二重アドレスを確認するためのタイマ, DHCP 処理開始時にホストごとに時間差をつけるための送信待ちタイマなどがある. 一方, この間に端末の処理が必要となるパケット数は以下のとおりである.

- チャンネルスキャンパケット数: 28 (14 チャンネルに対するプローブ要求/応答 (802.11b/g の場合))
- 再接続処理パケット数: 4 (認証要求/応答, 再アソシエーション要求/応答)
- DHCP パケット数: 5 (DHCP Discover/Offer/Request/Ack, Gratuitous ARP)
- パケット数合計: $28 + 4 + 5 = 37$

切替えにかかる時間の平均は, 今回の測定では約 4.5 秒となった. この間に処理すべきパケット数は上記のように 37 個となり, パケット処理以外の残り時間はタイマのウエイト時間に費やされると考えられる. 5.1 節で述べたように, 端末の処理限界は 1.2 Mbps の送受信 (パケット数にして 1,744 パケット/秒) であり, パケット処理内容の違いを考慮しても, カード切替えにかかる処理がスループットに与える影響は少ないと判断できる.

5.3 電力消費に関する考察

デュアルインタフェース方式は, これまで電力消費が増加するという課題があった. しかしながら, 本提案方式では通信中の無線 LAN カードを用いて RSSI の測定を行うため, チャンネルスキャン実行側の無線 LAN カードは通常時はスリープ状態にしておけばよい. 両カードが同時に動作するのはハンドオーバー時のみである. 文献 30) によると, 無線 LAN チップの電力消費はパケット送信中が 543 mW, パケット受信中が 384 mW, 受信待ち受け時が 263 mW である. それに対し, スリープ時の状態では無線 LAN カードへの漏れ電流のみで, 電力消費は $57 \mu\text{W}$ とごくわずかとなる. このため, 本提案方式では移動を繰り返さない限り無線 LAN カード 1 枚の場合と比較しても電力消費がほとんど増加することはない.

提案方式では, RSSI が閾値 α を下回る状態においてはチャンネルスキャンを開始する. このとき, 接続中の AP より電波強度の強い AP が見つからなかった場合は当該 AP との接続を維持し, チャンネルスキャンを繰り返す必要がある. このような状況では, チャンネルスキャンの周期 T_i を適切に設定し, 待機中のカードのスリープを連続的に解除してしまうことがないようにする. ここでは, T_i を仮に 5 秒と設定した場合の電力消費の考察を行う. チャンネルスキャンにかかる時間 T_{cs} は, 図 2 より最大 600 ms なので, チャンネルスキャンを繰り返

返すときの電力消費は以下のように見積もることができる. ただし, チャンネルスキャン実行側のカードの電力消費は通信中のカードと同程度と仮定する.

$$(T_{cs} + T_i)/T_i = 1.12$$

すなわち, T_i が 5 秒の場合, カードの電力消費が最大 12% 増加したのと同様となる.

6. Mobile PPC の同時移動

Mobile PPC は第 3 の装置が不要で, 両端末とも移動することが可能である. しかし, 両端末が同時に移動すると双方のアドレスが定まらないため, 移動情報を通知する CU が通信相手端末に届かない. この結果, 移動透過性を実現できないという課題があった. このタイミングは, 一方の端末が通信断絶となっている数秒~数十秒の間にもう一方の端末が移動すると必ず発生するため, 大きな課題となっていた. 本提案方式を適用すると, 通信断絶時間がほとんどなくなるため, 高い確率で通信の継続が可能となる.

しかしながら, 2 台の端末がまったく同時に移動した場合, すなわち CU 送信後の CU Response 待ちの状態のときに相手側からの CU が到着するようなケースでは, これまでの Mobile PPC のままでは移動透過性を実現できない. そこで両端末が本提案方式を採用していることを前提として, Mobile PPC の処理を見直した.

図 6 に同時移動時に Mobile PPC の CIT が変化する様子を示す. いずれもカード 1 で通信を行っており, 新 IP アドレスがほぼ同時にカード 2 に割り当てられたものとする. CU

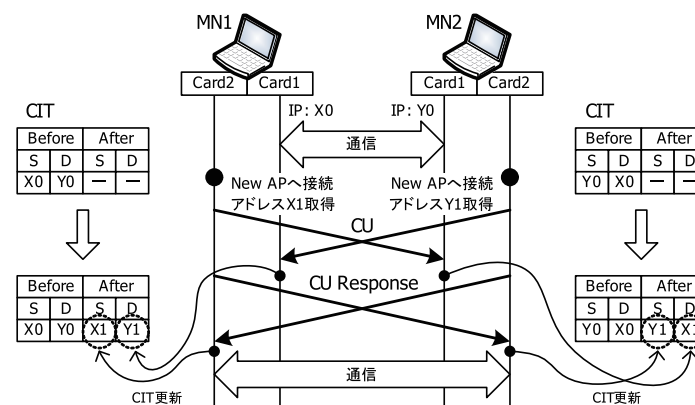


図 6 同時移動時における CIT の更新方法

Fig. 6 CIT update method in the double jump situation.

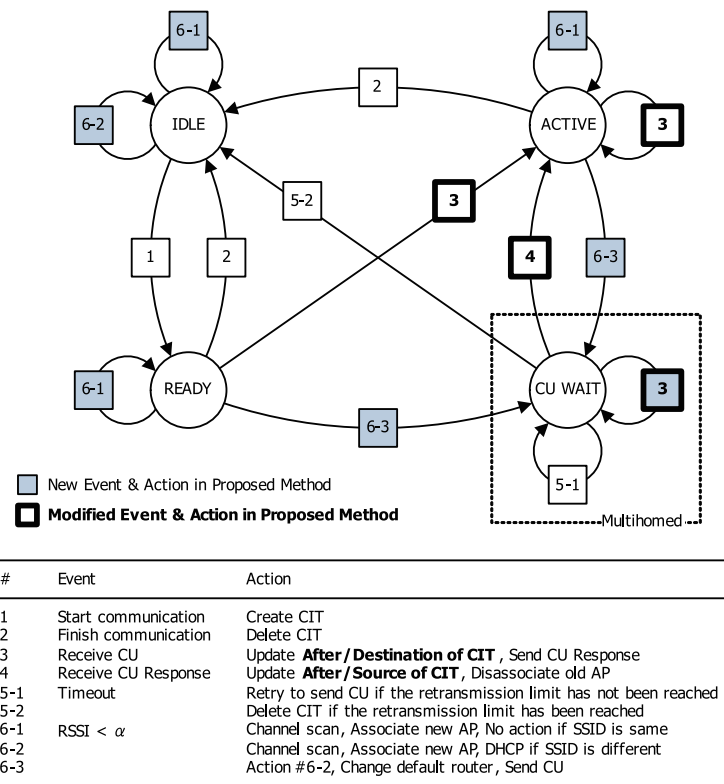


図 7 Mobile PPC の状態遷移図
Fig. 7 State transition diagram of Mobile PPC.

はそれぞれカード 2 側から送信され、通信相手端末のカード 1 で受信される。CU Response はデフォルトルータが更新された後なので、カード 2 側から送信される。また CU Response の宛先は通信相手端末の新 IP アドレスとするため、通信相手端末のカード 2 で受信される。

図 7 に Mobile PPC の状態遷移図を示す。MN の状態を以下のように定義する。

- IDLE：アイドル状態（無通信状態）
- READY：相手端末と通信中の状態（移動前、アドレス変換処理なし）
- CU WAIT：別ネットワークへ移動し、CU 送信後の CU Response 待ち状態
- ACTIVE：相手端末と通信中の状態（移動後、アドレス変換処理あり）

同時移動時には、互いに通信相手の移動に気付かないため、それぞれ相手の旧 IP アドレスに向けて CU を送信する。したがって、これまでは CU Response 待ち状態（CU WAIT）のときに、相手端末からの CU を受信することはできなかった。提案方式の実現により、端末は CU WAIT 時には 2 つの AP と接続しており、旧 IP アドレス宛の CU を受信可能になった^{*1}。

また、CIT の更新時に、これまでは CIT データの After 部分（移動後の自端末と相手端末の IP アドレス）をすべて更新していたため、同時移動時の CU Response 受信処理において、After/Destination を相手の移動前 IP アドレスに戻してしまう。そこで、CU 受信時は After/Destination（相手 IP アドレス）部分のみ、CU Response 受信時は After/Source（自端末の IP アドレス）部分のみを更新することとした^{*2}。このような処理により同時移動を含む Mobile PPC の動作を統一的に扱うことが可能となった。

7. ま と め

Mobile PPC は、IPv4 ネットワークでの移動透過性をエンド端末のみで実現することができる。しかし、ハンドオーバー時に IP アドレスの取得時間などで多くの通信断絶時間が発生し、実用的ではなかった。そこで、本論文ではこの課題を解決するためにデュアルインタフェース方式によりパケットロスのほとんど発生しないハンドオーバー方式を提案した。提案方式を Mobile PPC に実装して評価を行った結果、想定した動作が可能であること、一般通信に与える負荷は十分に小さいことが確認できた。また、電力消費もほとんど増加せず実現できる見通しを得た。Mobile PPC では通信中の両端末が同時に移動すると通信が継続できないという課題があったが、提案方式を適用し、かつ Mobile PPC にわずかな修正を行うだけでこの課題を解決できることを示した。本提案方式の原理は Mobile PPC への適応時に有効な手段となりうるが、他の移動透過性技術に対しても有効な方式であると考えられる。

参 考 文 献

- 1) 寺岡文男：インターネットにおけるノード移動透過性プロトコル，電子情報通信学会

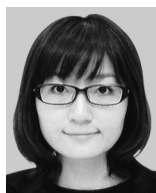
*1 図 7 右下の Event/Action #3 の網掛け部分。

*2 図 7 の太字太枠部分。

- 論文誌 D-I, Vol.J87-D-I, No.3, pp.308–328 (2004).
- 2) Perkins, C.: IP Mobility Support for IPv4, RFC 3344, IETF (2002).
 - 3) 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 (2006).
 - 4) Johnson, D., Perkins, C. and Arkko, J.: Mobility Support in IPv6, RFC 3775, IETF (2004).
 - 5) Kunishi, M., Ishiyama, M., Uehara, K. and Teraoka, F.: LIN6: A New Approach to Mobility Support in IPv6, *Proc. 3rd International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications (WPMC2000)*, pp.1079–1084 (2000).
 - 6) Ishiyama, M., Kunishi, M., Uehara, K., Esaki, H. and Teraoka, F.: LINA: A New Approach to Mobility Support in Wide Area Networks, *IEICE Trans. Communications*, Vol.E84-B, No.8, pp.2076–2086 (2001).
 - 7) 相原玲二, 藤田貴大, 前田香織, 野村嘉洋: アドレス変換方式による移動透過インターネットアーキテクチャ, 情報処理学会論文誌, Vol.43, No.12, pp.3889–3897 (2002).
 - 8) Vixie, P., Thomson, S., Rekhter, Y. and Bound, J.: Dynamic Updates in the Domain Name System (DNS UPDATE), RFC 2136, IETF (1997).
 - 9) 渋井理恵, 神谷弘樹, 寺岡文男: レイヤ間情報伝達機構 LIES, 第 6 回インターネットテクノロジーワークショップ (WIT2004) 論文集, pp.65–72 (2004).
 - 10) 後郷和孝, 神谷弘樹, 渋井理恵, 金子晋丈, 玉 載旭, 小森田賢史, 藤巻聡美, 寺岡文男: リンク層情報を利用したネットワーク層主導高速ハンドオーバー機構の設計と実装, 情報処理学会研究報告, 2005-MBL-033, Vol.2005, No.47, pp.13–18 (2005).
 - 11) 後郷和孝, 寺岡文男: 動的なネットワーク環境に適応するためのクロスレイヤシステムの設計と実装, 電子情報通信学会論文誌 D, Vol.J91-D, No.3, pp.733–743 (2008).
 - 12) 井島亮一, 塚本和也, 櫻原 茂, 尾家祐二: WLAN ハンドオーバーにおける新たな決定指標の調査, 電子情報通信学会技術研究報告, IN2005-40, Vol.105, No.178, pp.67–72 (2005).
 - 13) Shakkottai, S., Rappaport, T. and Karlsson, P.: Cross-layer design for wireless networks, *IEEE Communications Magazine*, Vol.41, No.10, pp.74–80 (2003).
 - 14) Koodli, R.: Mobile IPv6 Fast Handovers, RFC 5268, IETF (2008).
 - 15) Soliman, H., Castelluccia, C., Malki, K.E. and Bellier, L.: Hierarchical Mobile IPv6 Mobility Management (HMIPv6), RFC 4140, IETF (2005).
 - 16) 高橋秀明, 小林亮一, 岡島一郎, 梅田成視: Hierarchical Mobile IPv6 with Buffering Extension の通信品質評価, 情報処理学会論文誌, Vol.46, No.2, pp.597–607 (2005).
 - 17) 小川猛志, 伊東 匡: DHCP をベースとしたシームレスハンドオーバー方法の研究, 電子情報通信学会論文誌 B, Vol.J88-B, No.11, pp.2228–2238 (2005).
 - 18) 萬代雅希, 笹瀬 巖: Mobile IP における位置情報を用いた低レイテンシなハンドオフ方式, 情報処理学会論文誌, Vol.45, No.4, pp.1121–1133 (2004).
 - 19) 本山智祥, 首藤晃一, 奥村康行: スヌーピングルータ (SR) 適用によるスムーズハンドオーバーモバイルネットワーク, 電子情報通信学会論文誌 B, Vol.J88-B, No.3, pp.622–633 (2005).
 - 20) モバイルブロードバンド協会: MBA 標準 0201 号「MIS プロトコ仕様書 Ver.1.02」(2004). 入手先 <http://www.mobile-broadband.org/j-services/mbas0201r060606.pdf> (参照 2008-10-08)
 - 21) モバイルブロードバンド協会: MBA 標準 0202 号「MIS モバイル IP 仕様書 Ver.1.02」(2004). 入手先 <http://www.mobile-broadband.org/j-services/mbas0202r060606.txt> (参照 2008-10-08)
 - 22) 森岡仁志, 真野 浩, 太田昌孝, 寺岡文男: MIS プロトコルと PDMA による高速ハンドオーバー, 電子情報通信学会技術研究報告, MoMuC2004-148, Vol.104, No.681, pp.243–248 (2005).
 - 23) 相原玲二, 藤田貴大, 岸場清悟, 田島浩一, 西村浩二, 前田香織: 常に最適経路で通信を行う移動透過アーキテクチャ MAT の性能評価, インターネットコンファレンス 2006 論文集, pp.13–20 (2006).
 - 24) 松岡保静, 吉村 健, 大矢智之: エンドツーエンド型 IP ソフトハンドオーバー, 電子情報通信学会論文誌 B, Vol.J86-B, No.8, pp.1369–1378 (2003).
 - 25) 森岡仁志, 大森幹之, 太田昌孝, 真野 浩: 2 台の無線 LAN 受受信機を用いたシームレスハンドオーバーの実現, 第 10 回マルチメディア通信と分散処理 (DPS) ワークショップ論文集, pp.263–268 (2002).
 - 26) IEEE Standard 802.11f: IEEE Recommended Practice for Multi-Vendor Access Point Interoperability via an Inter-Access Point Protocol Across Distribution Systems Supporting IEEE 802.11 Operation (2003).
 - 27) Ramani, I. and Savage, S.: SyncScan: Practical fast handoff for 802.11 infrastructure networks, *Proc. IEEE 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM 2005)*, Vol.1, pp.675–684 (2005).
 - 28) NLANR/DAST: Iperf – The TCP/UDP Bandwidth Measurement Tool. 入手先 <http://dast.nlanr.net/projects/Iperf/> (参照 2008-10-08)
 - 29) Combs, G.: Wireshark: Go deep. 入手先 <http://www.wireshark.org/> (参照 2008-10-08)
 - 30) キーストリーム株式会社: 技術 1: 省電力チップとは? 入手先 <http://www.keystream.co.jp/tech/> (参照 2008-10-08)

(平成 20 年 4 月 6 日受付)

(平成 20 年 10 月 7 日採録)



金本 綾子 (学生会員)

2006年名城大学工学部情報科学科卒業。2008年同大学大学院理工学研究科情報科学専攻修了。同年ブラザー工業株式会社入社。ソフトウェア開発部に所属。修士(工学)。



鈴木 秀和 (学生会員)

2004年名城大学工学部情報科学科卒業。2006年同大学大学院理工学研究科情報科学専攻修了。現在、同大学院理工学研究科電気電子・情報・材料工学専攻博士後期課程に在学中。2008年日本学術振興会特別研究員。ネットワークセキュリティ、モバイルネットワーク、ホームネットワーク等の研究に従事。修士(工学)。2006年IEEE名古屋支部学生奨励賞受賞。2006年DICOMO松下温賞受賞。2007年情報処理学会東海支部学生論文奨励賞受賞。2007年、2008年DICOMOヤングリサーチ賞受賞。電子情報通信学会、IEEE各会員。



伊藤 将志 (学生会員)

2004年名城大学工学部情報科学科卒業。2006年同大学大学院理工学研究科情報科学専攻修了。現在、同大学院理工学研究科電気電子・情報・材料工学専攻後期課程に在学中。VoIP、無線メッシュネットワーク等の研究に従事。修士(工学)。2008年情報処理学会東海支部学生論文奨励賞受賞。2008年DICOMO優秀プレゼンテーション賞受賞。2008年DICOMO優秀論文賞受賞。電子情報通信学会会員。



渡邊 晃 (正会員)

1974年慶應義塾大学工学部電気工学科卒業。1976年同大学大学院工学研究科修士課程修了。同年三菱電機株式会社入社後、LANシステムの開発・設計に従事。1991年同社情報技術総合研究所に移籍し、ルータ、ネットワークセキュリティなどの研究に従事。2002年名城大学工学部教授。現在に至る。博士(工学)。電子情報通信学会、IEEE各会員。