

平成20年度 修士論文

邦文題目

プロキシ中継型 Mobile PPC の検討

英文題目

A study on proxy- based Mobile PPC

情報科学専攻

(学籍番号: 073432022)

張 冰冰

提出日: 平成 21 年 1 月 30 日

名城大学大学院理工学研究科

内容要旨

IP ネットワークでは、通信中に端末が移動すると IP アドレスが変化するため通信が切断されてしまうという問題がある。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実現が必須である。我々は移動透過性実現の一方式としてエンド端末だけで移動透過性を実現できる Mobile PPC の研究を行っている。しかし、現状の Mobile PPC は通信する両端末が共に Mobile PPC の機能を実装していなければ移動透過性を実現できない。そこで、通信相手端末が Mobile PPC を実装していない場合でも、プロキシ型装置を用いることにより移動透過性を実現する方法を提案する。

目次

第1章	はじめに	1
第2章	従来技術	3
2.1	移動透過性技術	3
第3章	提案方式	7
3.1	プロキシ型 Mobile PPC	7
3.2	提案方式の基本動作	7
3.3	GEP の複数設置	10
第4章	実装方式	11
4.1	MN のモジュール構成	11
4.2	GEP のモジュール構成	12
第5章	性能測定	14
5.1	実験環境	14
5.2	機能確認	15
5.3	性能測定	15
第6章	比較評価	17
第7章	むすび	18
	謝辞	19
	参考文献	20
	研究業績	21
付録A	GEP の状態遷移	23

第1章 はじめに

ノートパソコンやPDA(Personal Digital Assistant)などのモバイル端末の普及や無線ネットワークの普及により、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が実現されようとしている。このような環境では、移動しながら通信を行えることは重要な機能である。IP ネットワークでは、IP アドレスがノード識別子の役割だけではなく端末の位置情報を含んでいるため、端末が通信中に異なるネットワークに移動すると異なる IP アドレスを取得する。トランスポート層では IP アドレスが通信識別子の一部に用いられており、端末が移動して IP アドレスが変化すると別の通信と判断され通信が継続できない。そこで、端末が移動して IP アドレスが変化しても、それまで行われていた通信を継続させる移動透過性 [1] の研究が盛んに行われている。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 IP [2], Mobile PPC [3], IPv6 対応には Mobile IPv6 [4], LING [5], MAT [6] 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。従って 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。そこで、本論文では IPv4 における移動透過性技術を中心に述べる。

IPv4 対応の代表技術 Mobile IP は、プロキシサーバとして HA(Home Agent)を導入する。HA は移動端末 (Mobile Node, 以下, MN) の IP アドレスの管理を行う。また通信相手端末 (Correspondent Node, 以下, CN) から MN へ送信された通信パケットを受信し、MN へカプセル化転送を行う役割を持つ。CN 側に機能を実装しなくても、移動透過性を実現できる利点があるので、CN がインターネット上にある一般サーバであっても、移動透過性を実現することができる。しかし、Mobile IP は HA が必須であり、通信経路が冗長になったりカプセル化によるオーバーヘッドが発生するなどの課題がある。

そこで我々は、移動透過性を実現する一方式としてエンドエンドで移動透過性を実現する Mobile PPC(Mobile Peer to Peer Communication) の研究を行っている。Mobile PPC は MN の移動前後のアドレス情報をエンド端末が記憶しておき、IP 層でアドレス変換することにより上位層に対してアドレスの変化を隠蔽してコネクションを維持することができる。Mobile PPC は既存の端末と上位互換性があり、段階的な普及が期待できるという利点がある。しかし、現状の Mobile PPC では、CN が Mobile PPC の機能を実装していないとき、通信を開始することは可能であるが、MN が移動したときに、通信を継続させることができない。CN がインターネット上の一般サーバである場合、それらに Mobile

PPCの機能を実装することは困難である。そこで、CNがMobile PPCを実装していない場合でも、移動透過性を保証するための仕組みがあることが望ましい。

本論文ではこの課題を解決するために新たにプロキシ型装置を導入する。本提案では、CNがMobile PPCを実装していない場合はプロキシ型装置にアドレス変換を代行させる。Mobile PPCにとって、プロキシ型装置はあくまでオプションの位置づけであり、CNがMobile PPCを実装している場合はエンドエンドで通信を行う。

提案方式をFreeBSD6.1上を実装し、動作確認と性能測定を実施した結果、MNがCNの実装状況を正しく判別でき、CNがMobile PPC実装していない場合、プロキシ型装置経由することで、移動透過な通信を開始することが可能である。また、プロキシ型装置経由する通信でもスループットがほとんど低下しないことが分かる。

第2章 従来技術

本章では IPv4 環境下における、既存の移動透過性を実現技術を分類し、それらの特徴を整理する。

2.1 移動透過性技術

2.1.1 Mobile IP とその課題

図 2.1 に Mobile IP の動作を示す。MN は移動によって変化しないホームアドレス HoA と、移動先ネットワークで割り当てられる気付けアドレス CoA の 2 つの IP アドレスを持つ。HA は、MN の HoA と CoA の対応付けを行い、HoA 宛のパケットを代理受信し、CoA 宛に転送する役割を持つ。

Mobile IP の動作は HA への登録とデータ通信に分けることができる。MN は別のネットワークへ移動した場合、移動先のネットワークで新しく取得した CoA を HA へ登録する。HA は MN の HoA と CoA の対応付けを更新する。CN から MN へ通信パケットを送

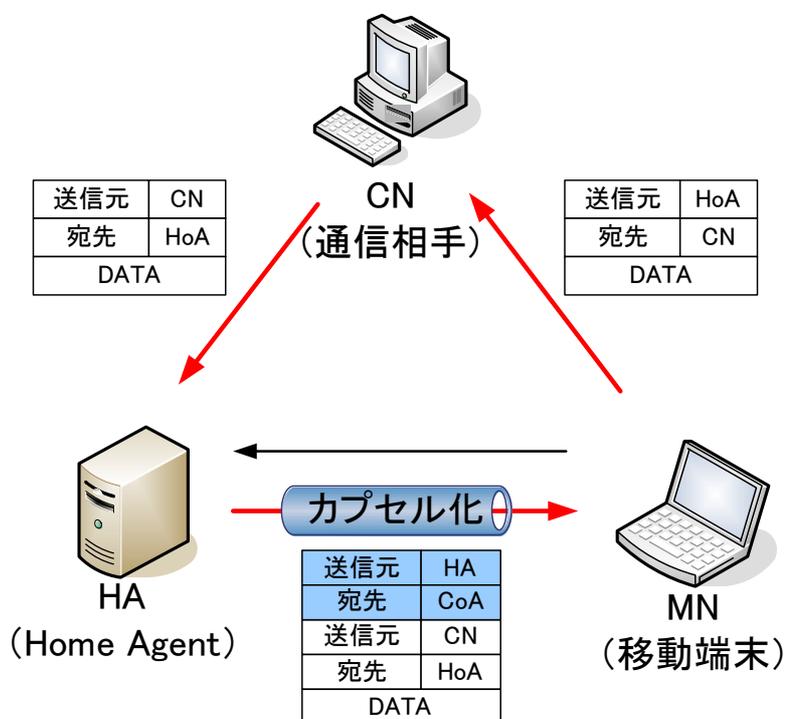


図 2.1 Mobile IP の動作

信する場合は、宛先を HoA とする。HA はこのパケットを代理受信し、CoA 宛の IP ヘッダでカプセル化して MN に転送する。MN から CN への通信パケットは CN 宛に直接送信される。このとき送信元アドレスは HoA とする。

Mobile IP は、このように HA という特殊な装置を導入し、CN が常に HA と通信しているように見せかけることにより移動透過性を実現する。MN 宛のパケットは必ず HA を経由するため、通信経路が冗長な三角経路となり、HA と MN 間は IP トンネルとなる。また、MN から CN へパケットを送信する場合に送信元アドレスとして使われる HoA は MN のインターネット上での位置を正しく表していないため、途中のルータが送信元アドレスを偽っている不正パケットと見なし、破棄する可能性がある

Mobile IP は、クライアントサーバ環境においては、CN として従来の固定サーバをそのまま利用できる点で有効である。しかし、エンドエンド通信が主体となる今後のネットワーク環境においては、必ずしも最適な方式とは言えない。

2.1.2 Mobile PPC とその課題

Mobile PPC は第 3 の特殊な装置を必要とせず、エンド端末だけで移動透過性を実現できるプロトコルである。通信開始時において通信相手の IP アドレスを知る方法 (初期 IP アドレスの解決) と通信中に移動した通信相手の IP アドレスを知る方法 (継続 IP アドレスの解決) を明確に分離する。初期 IP アドレスの解決には、ホスト名と IP アドレスの関係を動的に管理する DDNS (Dynamic DNS) [7] を利用する。DDNS は DNS の延長技術であり、すでに実用になっている。MN は新 IP アドレスを取得した時に DDNS にその情報を登録する。CN は MN の IP アドレスを問い合わせた時に MN の現在の IP アドレスを取得できる。

次に継続 IP アドレスの解決には、Mobile PPC を用いる。Mobile PPC は、移動情報の通知処理とアドレス変換処理の 2 つの機能からなる。移動情報の通知処理は、移動前後の IP アドレス対応関係を示した CIT (Connection ID Table) を更新するために使用される。CIT は通信開始時に生成され、MN が移動して新 IP アドレスを取得するたびに書き換えられる。また、アドレス変換処理は、パケットを送受信の際に上記の CIT を参照して、IP 層でパケットのアドレス変換を行う。この動作により、上位層に対して IP アドレスの変化が隠蔽され、通信を継続させることができる。

図 2.2 に Mobile PPC の通信シーケンスを示す。(ここで以下のように記号を定義する、 $A \longleftrightarrow B$: IP アドレス A と IP アドレス B の通信、 $A \rightleftharpoons B$: IP アドレス A と IP アドレス B のアドレス変換。)なお、Mobile PPC で使用される制御パケットは、全て ICMP echo をベースに定義されている。MN (IP アドレス A) と CN (IP アドレス C) 間で通信を開始するにあたり、Diffie-hellman を利用した認証鍵共有を行う [8]。その後、両端末は IP 層にアドレス変換テーブル CIT (Connection ID Table) を生成し、TCP/UDP 通信を開始する。この時点では A と C が通信中であることのみを記憶しておき、アドレス変換は行わ

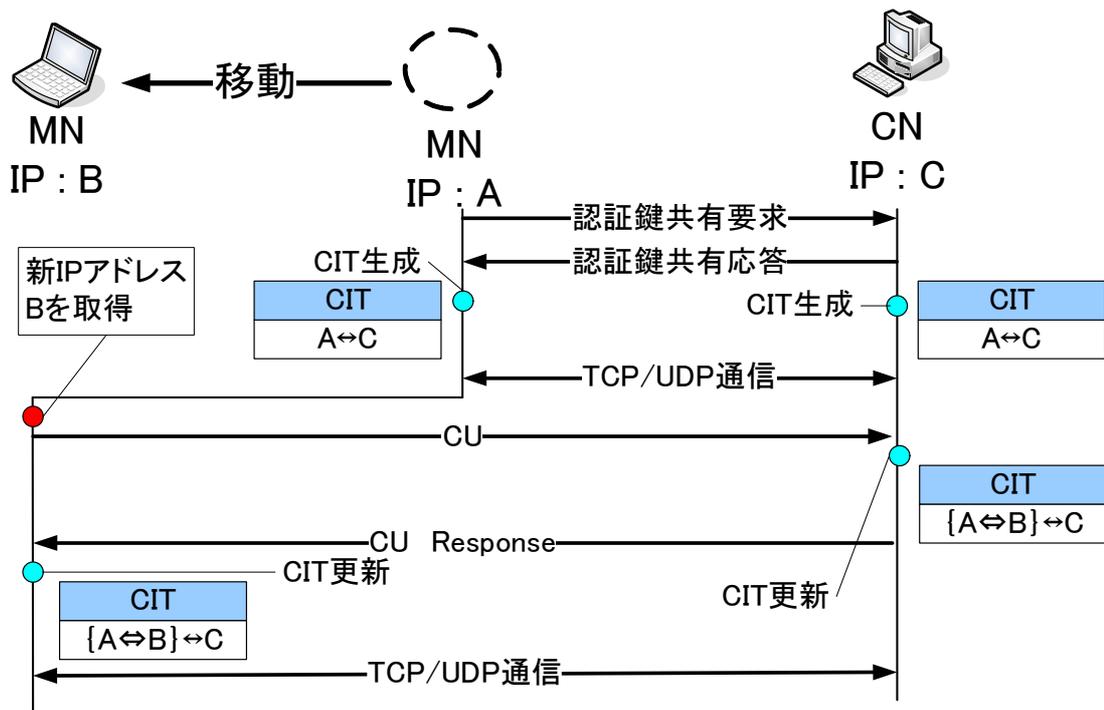


図 2.2 Mobile PPC の動作

ない。

次に MN が CN と通信中に移動して、IP アドレスが A から B に変化したとする。MN は CN に移動したことを通知するために、CU (CIT UPDATE) パケットを送信する。CU パケットには 移動前後の IP アドレスが含まれている。CU パケットを受信した CN は自身の CIT を更新し、更新が完了したことを通知する CU Response パケットを MN に返信する。MN は CU Response パケットを受信すると、自身の CIT を更新する。なお、CU/CU Response の認証には、通信開始時に共有した認証鍵が用いられる。更新後の CIT には IP アドレス A と B を変換する旨を記述する。

以降の通信パケットは、全て CIT に基づいたアドレス変換処理が行われる。この変換により、パケットは通信相手に正しくルーティングされ、かつ上位層に対してはアドレスの変化が隠蔽される。

図 2.3 に MN が異なるネットワークに移動して IP アドレスが変化した場合のアドレス変換処理の様子を示す。MN から送信されたパケットの宛先 IP アドレスは、IP 層で CIT を参照して MN の移動前の IP アドレスから移動後の IP アドレスに変換し、CN に送信する。このパケットを受信した CN も CIT を参照してパケットの宛先を移動後から移動前の IP アドレスに変換し、上位層へパケットを渡す。逆方向のパケットも同様の手順で行う。

図 2.4 に Mobile PPC の課題を示す。通信開始時に実行される認証鍵共有シーケンスは ICMP echo 上で定義されているため、CN が Mobile PPC を実装していなくとも認証鍵が共有できないだけであり、通信を開始することは可能である。しかし、図 2.4 に示すよ

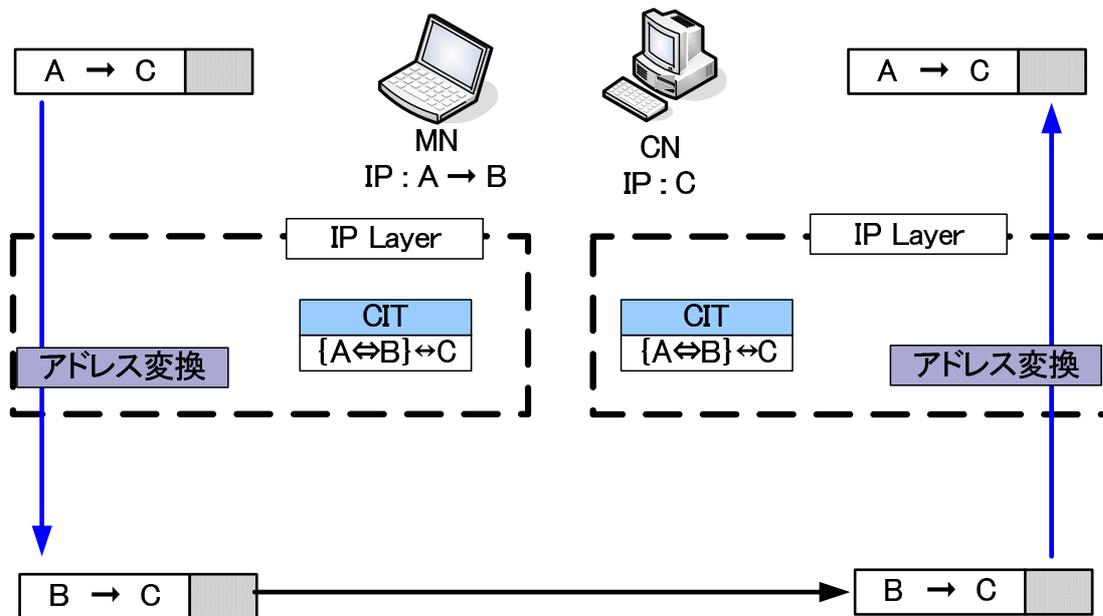


図 2.3 アドレス変換処理

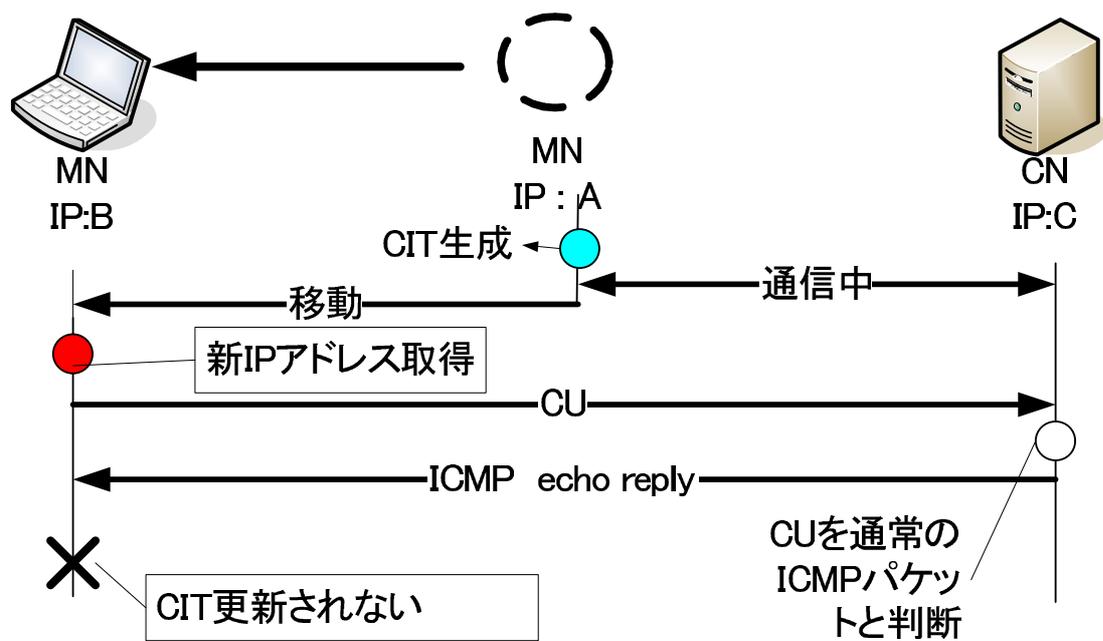


図 2.4 Mobile PPC の課題

うに MN が通信中に移動すると、CN は Mobile PPC の制御パケットを理解できず、CU を ICMP echo request と判断し、MN に ICMP echo reply を返信する。MN は受信パケットが Mobile PPC で定義された CU Response でないため、自身の CIT を更新することができない。このように、MN と CN は通信を開始できるが移動透過性は実現できない。

第3章 提案方式

3.1 プロキシ型 Mobile PPC

本提案方式は、Mobile PPC を実装していない一般端末との通信を想定し、Mobile PPC を実装したプロキシ型 GE (GSCIP Element) を導入することにより、一般端末と移動透過な通信の実現を可能とする。ここで GSCIP (Grouping for Secure Communication for IP) [9] とは、柔軟性と安全性を両立できる独自のネットワークアーキテクチャの名称である。Mobile PPC は GSCIP の枠組の中にある、1つのプロトコルとして位置づけられている。GSCIP を構成する装置を GE (GSCIP Element) と呼び、本稿で新たに導入するプロキシ型 GE を GEP (GE for Proxy) と呼ぶこととする。MN は GEP の IP アドレスをあらかじめ取得しておく必要がある。取得方法としては MN にマニュアルで設定しておくか、DNS 問い合わせに対する応答の中で通知する方法がある。CN が Mobile PPC に対応していない場合、MN は GEP を経由して CN と通信する。GEP が適切に通信パケットのアドレスを変換することにより、CN の通信相手は GEP であるように見せかける。MN が移動しても CN は IP アドレスの変化に気づかず通信を継続させることが可能である。GEP は複数の設置が可能である。複数の GEP の中から最も適した GEP を自動的に選択することができる。

3.2 提案方式の基本動作

図 3.1 にプロキシ中継型 Mobile PPC の通信シーケンスを示す。図 3.2 に MN と GEP が生成する CIT を示す。MN は Mobile PPC を実装し、CN は実装していない。MN は通信開始時に CN に対して認証鍵共有を試みる。CN は Mobile PPC を実装していないので、認証鍵共有要求パケットに対して ICMP echo reply を返信する。MN はこの応答を受信した場合、CN が一般ノードであると判断し、GEP (IP アドレス D) と認証鍵共有を再度開始する。このとき、MN は認証鍵共有パケットに CN の IP アドレスを付加する。認証鍵共有を行う時に、MN と GEP は認証鍵の共有に加えて、GEP を中継するための CIT を生成する。MN 側の CIT には、図 3.2 (I) のように通信相手が GEP となるような情報が生成される。GEP 側の CIT には、MN と GEP 間の通信を GEP と CN 間の通信に変換するような情報が生成される。MN と GEP は認証鍵共有の完了後、上記 CIT に基づいて通信パケットのアドレス変換処理を行う。これにより、MN と CN 間の通信は GEP を経由して確立する。

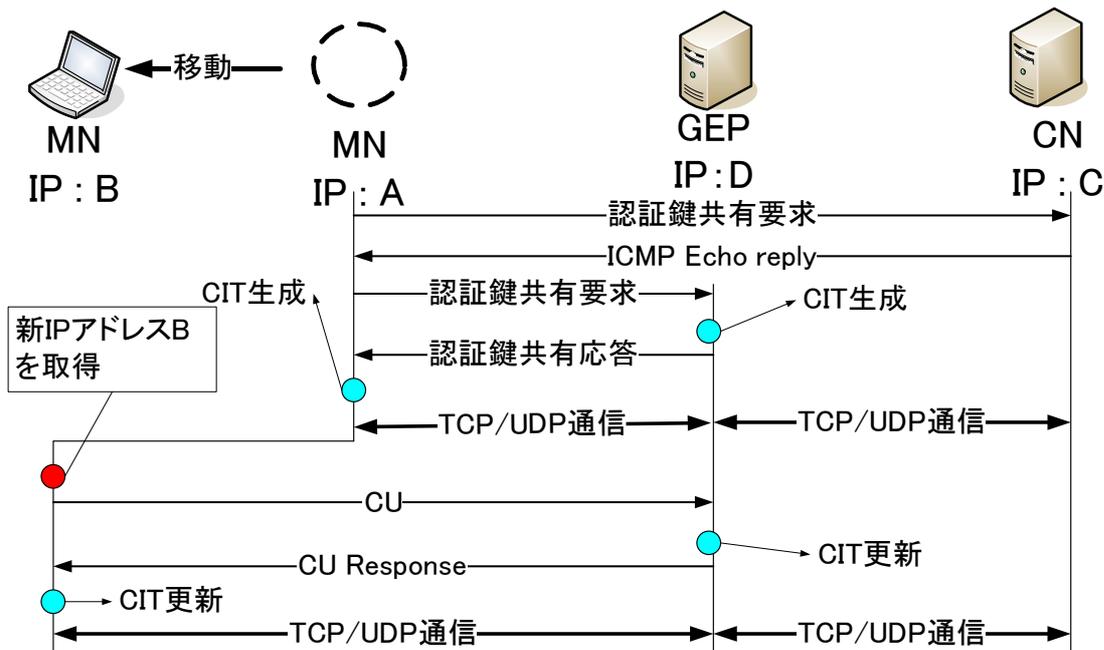


図 3.1 GEP 通信シーケンス



図 3.2 GEP ための CIT

MNがCNと通信中に移動して新しいIPアドレスを取得した場合、MNはGEPに対して移動通知ネゴシエーションを開始する。図 3.1 に示したようにMNはCUパケットを生成し、GEPへ送信する。GEPはCUを受信したら図 3.2 (IV) のようにCITのフィールドを変更する。GEPはCITを更新後、MNへCU Responseを送信する。MNはこのパケットを受信したらCITを図 3.2 (III) のように更新する。以後の通信パケットは新しいCITの内容に従ってアドレス変換処理を行う。以上の動作により、MNが移動しても通信が継続することができる。

図 3.3 に MN が移動した後のアドレス変換処理の様子を示す。MN のアプリケーションは、自分のアドレスは A、相手端末は C であると認識している。MN の IP 層において自身が保持する CIT を参照して、そのパケットを送信元が移動後の IP アドレス (B)、宛先が GEP のアドレス (D) となるようにアドレスを変換し、GEP へ送信する。このパケッ

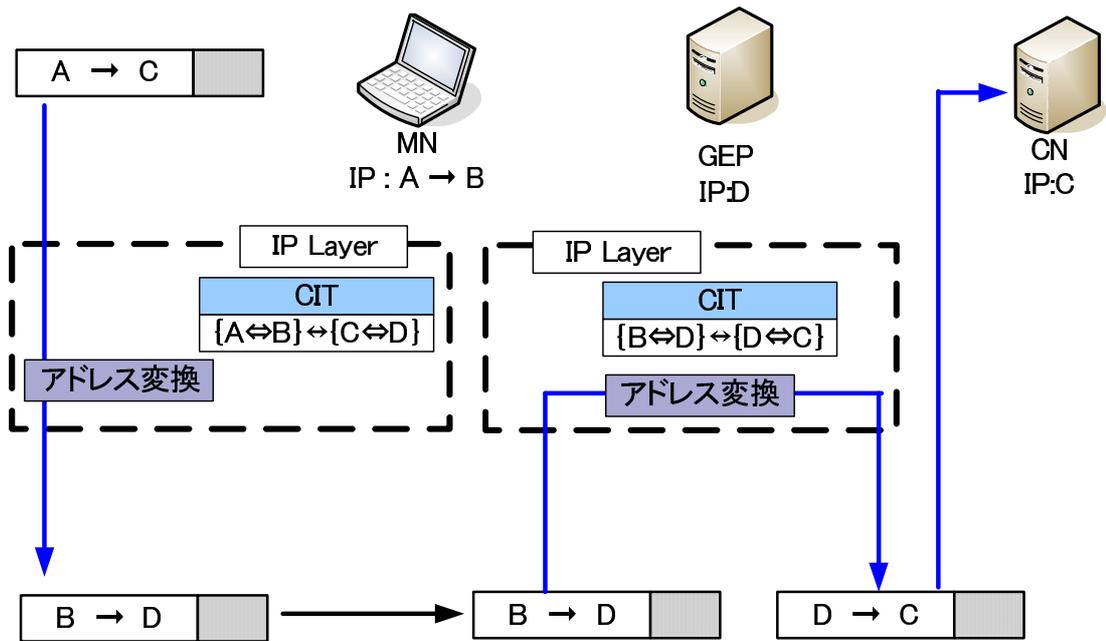


図 3.3 GEP による IP アドレスの変換処理

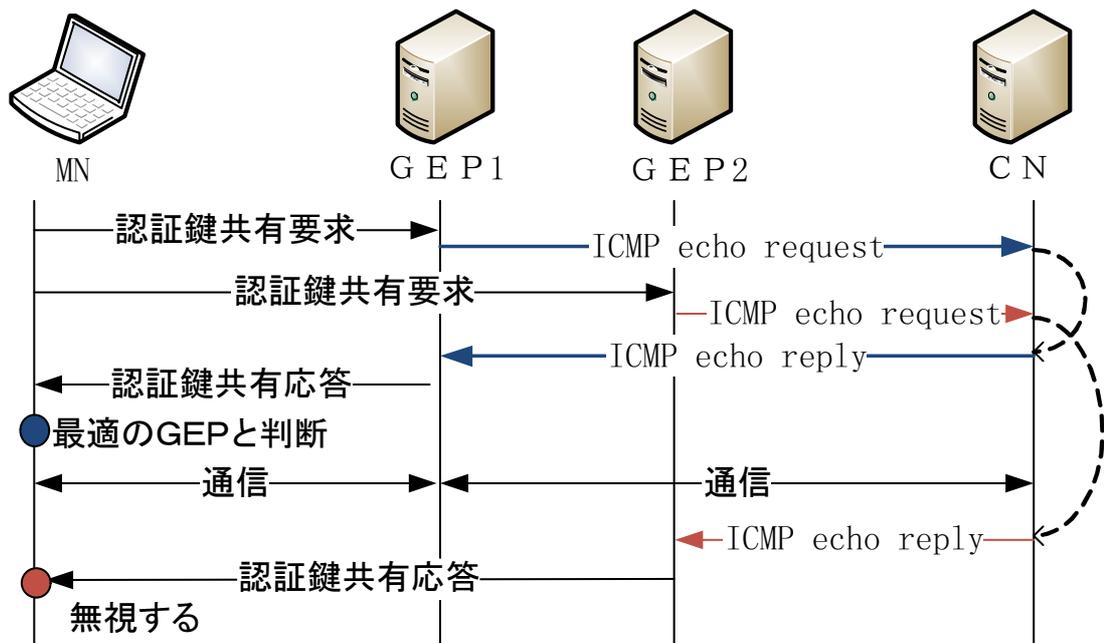


図 3.4 GEP を選択するための処理

トを受信した GEP は、GEP 自身が保持する CIT を参照して送信元 IP アドレスを MN の IP アドレス (B) から GEP の IP アドレス (D) に、宛先 IP アドレスを GEP の IP アドレス (D) から CN の IP アドレス (C) に変換する。GEP は上記パケットをそのまま CN に中継する。CN からの返信は上記と逆のアドレス変換処理を行う。

3.3 GEPの複数設置

GEPは複数設置することが可能である。通信経路が最適に近くなるように、適切なGEPを選択することができる。図 3.4 に GEP が複数設置されていた場合に GEP を選択するための処理を示す。MN は CN との認証鍵共有により CN が一般端末であることを知る。そこで MN は事前に登録してある複数の GEP に対して、改めて CN のアドレス情報を付加した認証鍵共有要求パケットを送信する。それを受信した各 GEP はそれぞれ CN に対して ICMP echo request を送信する。GEP は CN からの ICMP echo reply を受信した後、MN に認証鍵共有要求パケットに対して応答を送信する。MN は一番最初に認証鍵共有応答パケットを受信した GEP を最適の GEP として決定することができる。その後 GEP を経由することで CN との通信を始める。他 GEP からの認証鍵共有応答パケット受信しても無視する。

第4章 実装方式

3章で述べた機能を FreeBSD6.1 の IP 層に実装した。本実装には MN と GEP 両側共に行われる。

4.1 MN のモジュール構成

図 4.1 に MN のモジュール構成を示す。Mobile PPC はパケット送受信時には IP 入力関数である ip_input から、パケット送信時には IP 出力関数である ip_output から Mobile PPC モジュールを呼び出し、アドレス変換処理を終えたら差し戻す形をとっている。IP アドレス変更時には ARP による二重アドレスチェックが行われるので、ARP 関数より

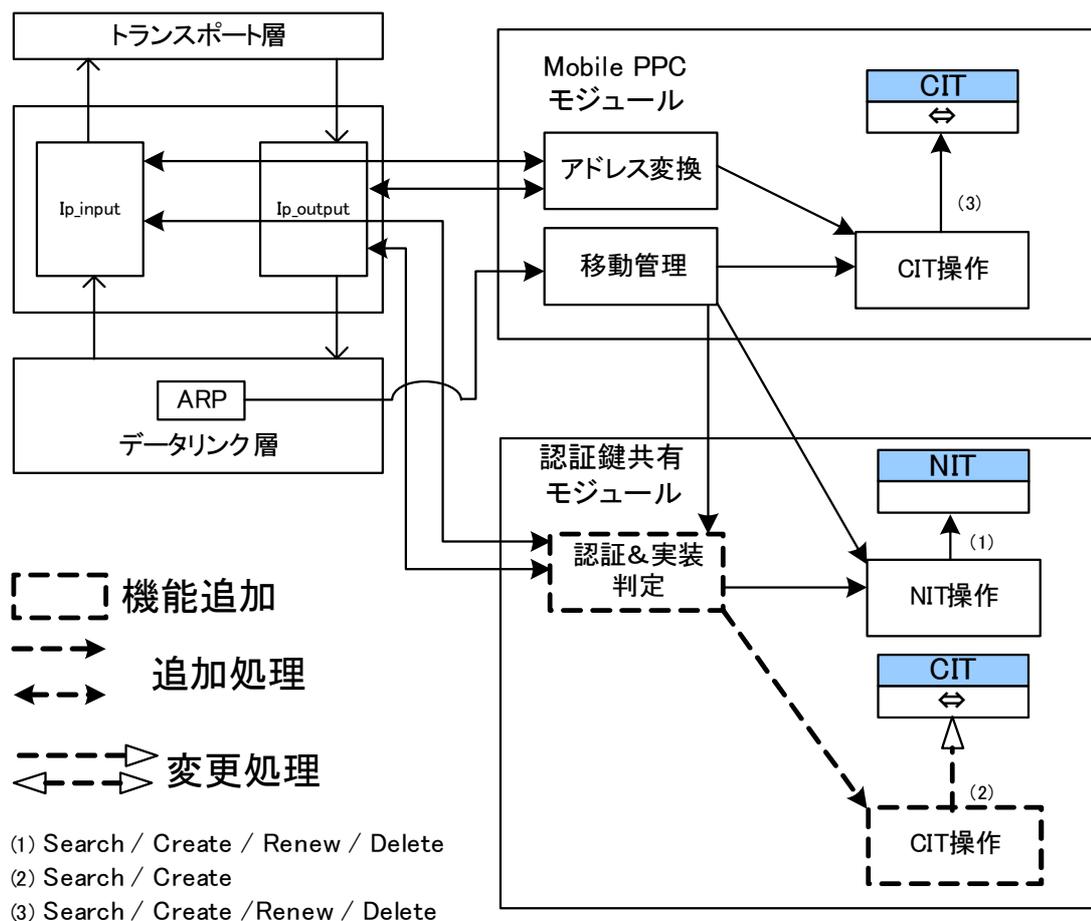


図 4.1 MN のモジュール構成

Mobile PPC モジュールが呼ばれ、認証鍵共有モジュールと連携して移動情報通知処理を行う構成となっている。既存の認証鍵共有のモジュールにいくつかの機能の変更及び機能の追加を加えることにより実装を行った。Mobile PPC を実現するモジュールは CIT 操作モジュール、アドレス変換モジュール、移動管理モジュールの 3 つからなる。また、認証鍵共有モジュールは移動通知パケットに対して MAC の生成・付加・検証を行う。認証鍵共有モジュールは NIT(Node Information Table) [8] 操作モジュール、Diffie - Hellman 鍵交換モジュール、認証モジュールの 3 つがある。本実装は図 4.1 に示したように、認証モジュールに実装判定機能を追加することにより、CN が Mobile PPC を実装しているか否かを判定する。さらに CIT 生成し、GEP を経由するために、認証モジュールに CIT 操作モジュールを追加し、CIT 検索及び生成機能を持たせた。

4.2 GEP のモジュール構成

GEP のモジュール構成を図 4.2 に示す。CIT 生成をするために既存の認証鍵共有モジュールに CIT 操作モジュールを追加した。このモジュールでは認証処理を終えた後に CIT 検索及び生成処理を行う。また、GEP においては、Mobile PPC モジュールの呼び出し方法を以下のように変更した。MN における Mobile PPC は、図 4.1 に示したようにパケット受信時には ip_input から、パケット送信時には ip_output から Mobile PPC を呼び出し、アドレス変換処理を終えたら差し戻す形をとっている。しかし、GEP の場合は、パケットを中継する必要があるため、図 4.2 のように、ip_input から Mobile PPC モジュールを呼び出した後、アドレス変換を終えたら、トランスポート層でなく ip_output に処理を渡す。ip_output 側からは MobilePPC モジュールを呼び出さずそのまま送信する。この方法により、CIT を一回参照するだけで正しくアドレス変換することが可能になる。

GEP は移動しないため、移動管理の機能は不要である。

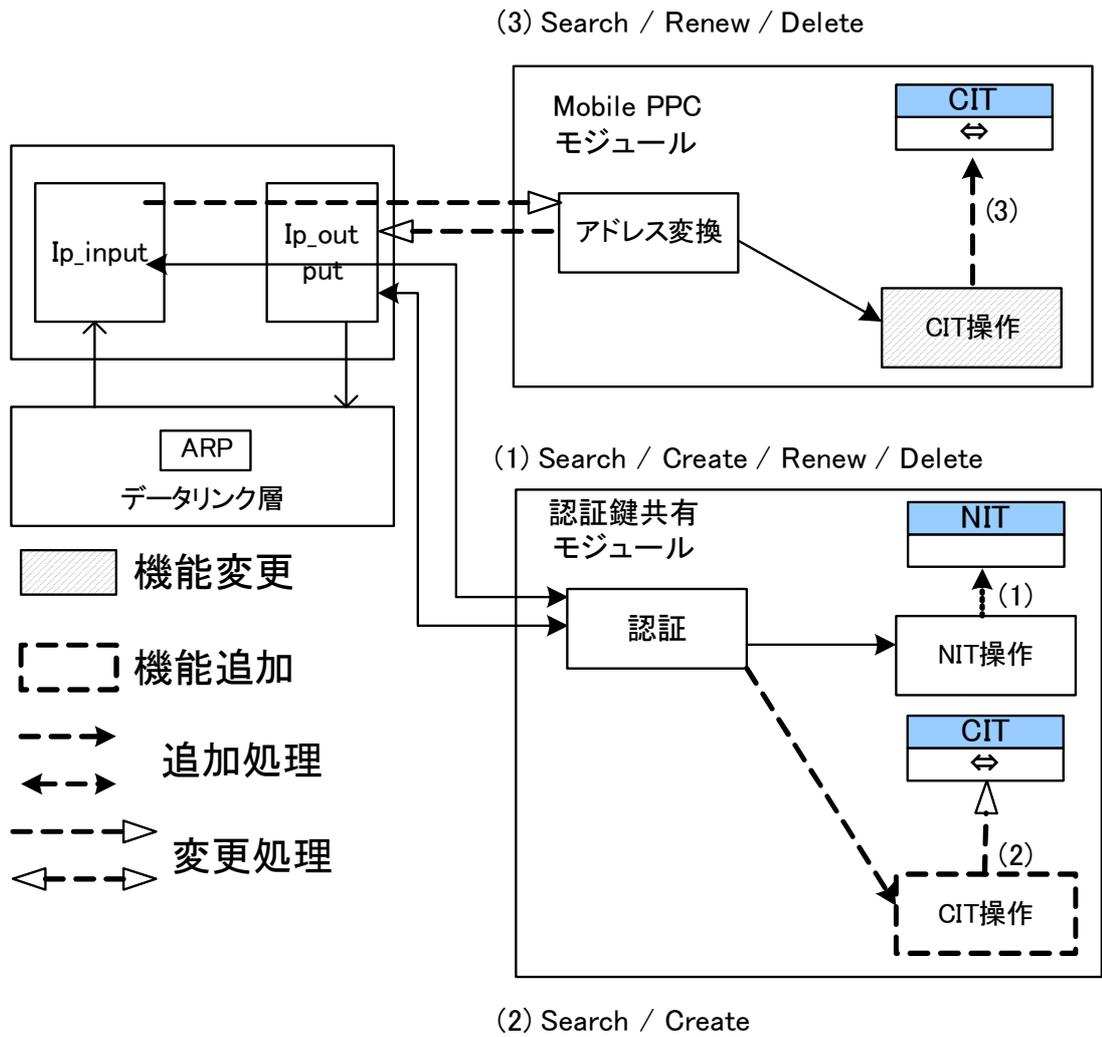


図 4.2 GEP のモジュール構成

第5章 性能測定

5.1 実験環境

提案方式の性能を測定するために図 5.1 に示す環境でハンドオーバ実験を行った。ルータ R 配下にネットワークを用意し、Mobile PPC 実装端末 MN、一般端末 CN および中継装置 GEP を設置した。装置仕様を表 5.1 に示す。

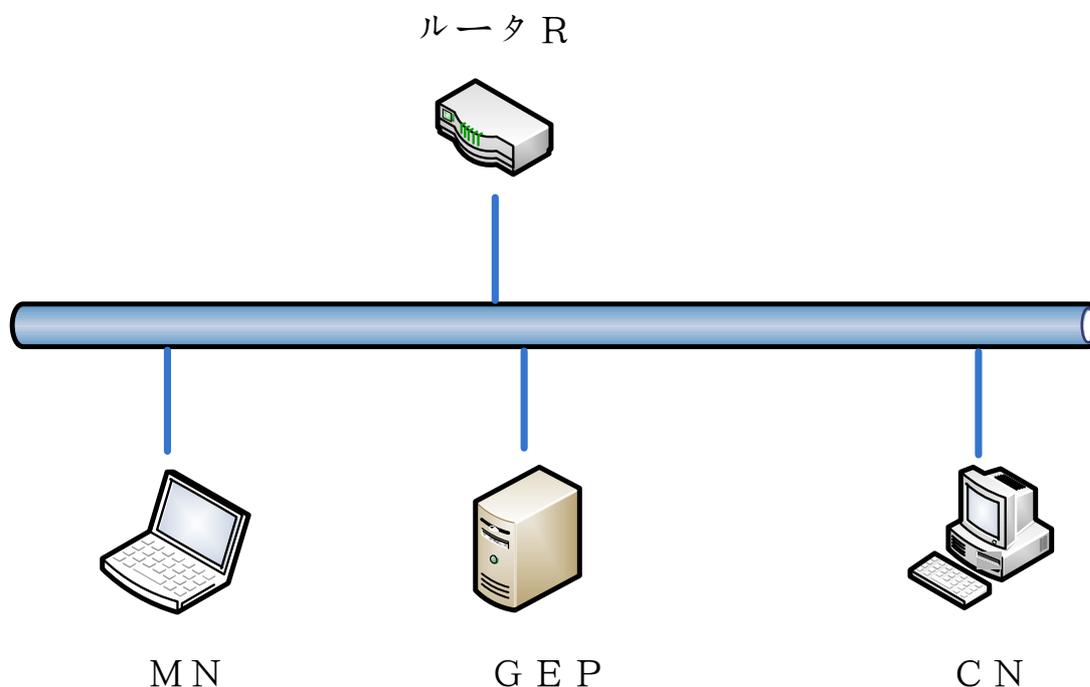


図 5.1 実験環境

表 5.1 装置仕様

	MN	GEP	CN
CPU	Inter Pentium4 2.40GHz	Inter Pentium4 1.80GHz	Inter Core2 2.4GHz
メモリ	512MB	1GB	2GB
Ethernet	100baseTX	100baseTX	100baseTX
OS	Freebsd 6.1	Freebsd 6.1	windows xp sp3

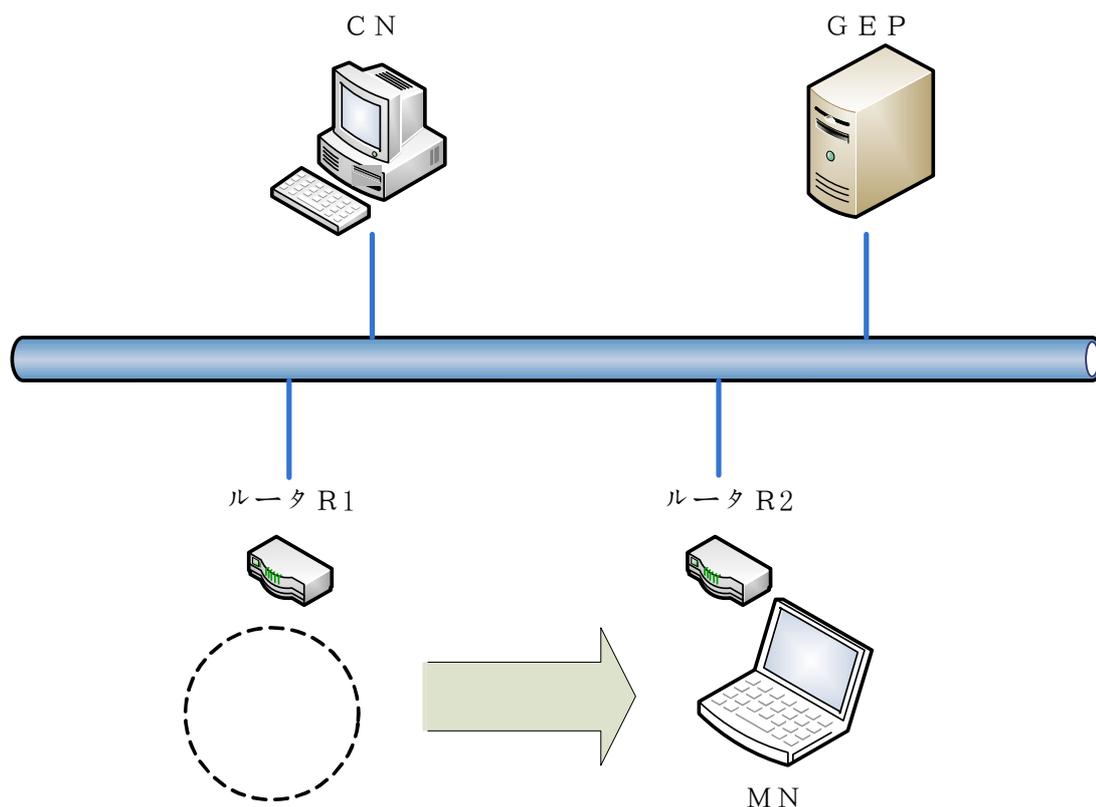


図 5.2 実験環境 2

5.2 機能確認

MNとCN間でFTPの通信を実行した。MNは通信開始時にCNとネゴシエーションすることでCNが一般端末であることを判断し、あらためてGEPとネゴシエーションする。その後GEP経由でCNと通信し、所定の動作が実現できることを確認した。

また移動透過性を確認するには、図 5.2 に示す環境で行った。2つのルータ R1, R2 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、MNがGEPを経由してCNと通信する、通信中にMNが移動して、IPアドレス変化した但其後もデータ通信が継続していることを確認した。

5.3 性能測定

5.3.1 スループット測定

測定にはIperfを用い、GEPを中継させることにより、スループットがどの程度低下するかを調査した。MNとCN間でウィンドウサイズ8000バイトのTCP通信10秒間実行し、5回の平均をとった。MNとCN間の直接通信とGEPを経由する場合のスループットの差を求め、低下率を調べた。

表 5.2 スループット

	スループット [Mbps]					
	1 回目	2 回目	3 回目	4 回目	5 回目	平均値
MN⇒CN	92.1	92.6	92.7	92.4	92.2	92.4
MN⇒GEP⇒CN	89.6	91.5	89.6	89.6	89.6	89.98
スループット低下	2.5	1.1	3.1	2.8	2.6	2.42
スループット低下率	0.027	0.012	0.033	0.03	0.028	0.0262

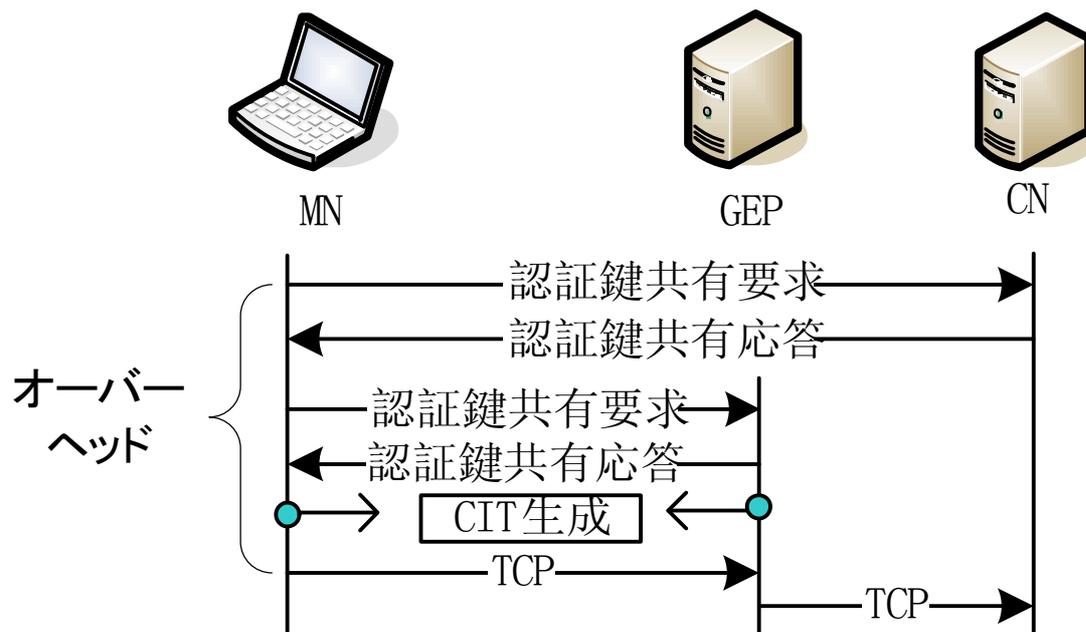


図 5.3 通信開始時におけるオーバーヘッド

表 5.2 にスループット測定結果を示す. 低下率は平均 2.6 %であった.MN と CN の通信は GEP を経由しても、ほとんどスループットが低下しないことが分かる. ただし、実際には GEP の設定場所によっては経路が冗長になり、スループットが更に低下する可能性がある。

5.3.2 オーバーヘッド測定

MN と CN 通信開始時のオーバーヘッドを測定した. 測定には Wireshark を用いた. 図 5.3 に示すように、MN は、CN が Mobile PPC 未対応端末と判断し、その後 GEP と認証鍵共有処理を行う、最初の通信パケットが送信されるまでの所要時間を 5 回測定し平均を取った。

その結果。通信開始までの平均値は 49.6 μ sec となり、オーバーヘッドはほとんどないことが分かった。

第6章 比較評価

表 6.1 に既存技術と提案方式の比較を示す. 提案方式は CN が Mobile PPC を非実装の場合だけ利用するため, 第三の装置欄は△とした.GEP の導入により, CN が Mobile PPC 非実装であっても移動透過性が可能となった. パケットサイズはアドレス変換するのみであり変わらない.

表 6.1 既存技術と提案方式の比較

比較項目	Mobile IP	Mobile PPC	提案方式
特集な装置	×(HA)	○(不要)	△(GEP)
CN の実装	○(不要)	×(必要)	○(不要)
経路冗長	×(あり)	○(なし)	○(CN 実装) ×(CN 非実装)
パケットサイズ	×	○	○
パケット破棄される	×(あり)	○(なし)	○(なし)

第7章 むすび

本稿では通信相手端末が Mobile PPC を実装していない場合でも、プロキシ装置 GEP を導入することにより移動透過性を実現する方式について提案した。今後は更なる検討を行う。

謝辞

本研究の遂行にあたり，ご助言とご指導をいただきました名城大学工学部情報工学科渡邊晃教授に厚く御礼申し上げます。

本論文を副査していただきました名城大学工学部情報工学科高橋友一教授，宇佐見庄五准教授に厚く御礼申し上げます。

本研究を遂行するにあたり，有益なご助言，適切なお検討をいただいた，名城大学理工学研究科情報科学科渡邊研究室の鈴木秀和氏，後藤裕司氏に心より感謝いたします。

最後に本研究の遂行にあたり名城大学工学部情報工学科渡邊研究室の皆様から貴重なコメントをいただき心より感謝いたします。

本研究の一部は，日本学術振興会科学研究費補助金（特別研究員奨励費 20・1069）の助成を受けたものである。

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，電子情報通信学会論文誌， No. 3, pp. 308–328 (2004).
- [2] Perkins, C.: IP Mobility Support for IPv4, RFC 3220, 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] D. Johnson, Perkins, C., Arkko, J. : Mobility Support in IPv6, RFC 3775, IETF (2004).
- [5] M.Kunishi, M.Ishiyama, K.Uehara, H.Esaki and F.Teraoka: LIN6: A new approach to mobility support in IPv6, *Third International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications*, Vol. 2000.
- [6] 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).
- [7] Vixie, P., Thomson, S., Rekhter, Y. and Bound, J.: Dynamic Updates in the Domain Name System (DNS UPDATE), RFC 2136, IETF (1997).
- [8] 瀬下正樹，渡邊 晃：Mobile PPC における認証方式の実装，マルチメディア，分散，協調とモバイル (DICOMO2006) シンポジウム論文集， Vol. 2006, No. 6, pp. 809–812 (2006).
- [9] 鈴木秀和， 渡邊晃：フレキシブルプライベートネットワークにおける動的処理解決プロトコル DPRP の実装と評価，情報処理学会論文誌， Vol. 47, No. 11, pp. 2976–2991 (2006).

研究業績

研究会・大会等

1. 張冰冰, 鈴木秀和, 渡邊晃, “プロキシ中継型 Mobile PPC の検討” 平成 19 年度電気関係学会東海支部連合大会論文集, Sep.2007.
2. 張冰冰, 鈴木秀和, 渡邊晃, “プロキシ中継型 Mobile PPC の検討” 情報処理学会第 70 回全国大会講演論文集, Mar.2008.
3. 張冰冰, 鈴木秀和, 渡邊晃, “プロキシ中継型 Mobile PPC の検討” マルチメディア, 分散, 協調とモバイル (DICOMO2008) シンポジウム論文集, Vol.2008, No.1, pp.1588-1592, Jul.2008.

付録A GEPの状態遷移

状態 イベント	S1 Idle	S2 通信中NITあり	S3 Cookie_RES 受信待ち	S4 通信中NITなし
E1 Cookie受信	NIT検索 なし NIT生成; CIT生成; Cookie_RES送信; S2	Cookie_RES送 信; S2	破棄; S2	NIT生成; Cookie_RES送信; S2
E2 Cookie_RES 受信	破棄 S1	破棄 S2	CIT検索 NIT待避パケ ット送信; S2	破棄 S4
E3 Cookie_Err 受信	破棄 S1	破棄 S2	破棄 S3	破棄 S4
E4 CU受信	破棄 S1	CIT更新; CU_RES送信; S2	破棄 S3	CIT更新; CU_RES送信; S4
E5 CU_RES受 信	破棄 S1	破棄 S2	破棄 S3	破棄 S4
E6 通信パケッ 受信	NIT検索 なし NIT生成; CIT生成; Cookie送信; S3	アドレス変換 S2	破棄 S3	NIT生成; パケット待避; Cookie送信; S3
E7 タイムアウト	—— S1	NITタイムアウト →NIT削除 S4	NITタイムアウト →NIT削除 S1	—— S4

図 A.1 GEP 状態遷移表

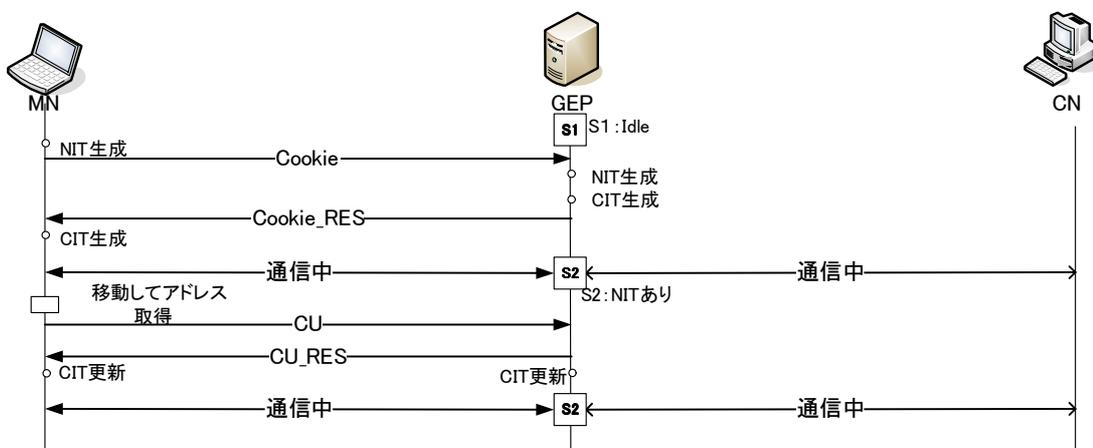


図 A.2 GEP 通常シーケンス

