

NTMobileにおける自律的経路最適化の提案

納堂 博史^{1,a)} 鈴木 秀和^{1,b)} 内藤 克浩^{2,c)} 渡邊 晃^{1,d)}

受付日 24年4月16日, 採録日 24年10月12日

概要: モバイルネットワークの普及により, どのようなネットワーク環境においても通信の開始が可能な通信接続性と, 通信しながらネットワークの切り替えが可能な移動透過性が求められている. 我々は, 通信接続性と移動透過性を同時に実現する NTMobile (Network Traversal with Mobility) を提案している. NTMobile では通信を行う両エンド端末が共に IPv4 の NAT 配下に存在する場合には, リレーサーバを経由する通信経路を構築する. IPv4 ネットワークでは, 端末は NAT 配下に存在することが多いため, 中継機器の負荷増大, 及び冗長な経路によるスループットの低下が生ずる. そこで, 本論文では NTMobile において, 両エンド端末が NAT 配下に存在していても, 端末間で直接通信可能であれば自律的に最適経路に切り替える手法を提案する. 提案方式を Linux に実装し, 従来の NTMobile と比べてスループットが向上することを確認した.

キーワード: NAT 越え問題, 路最適化, 通信接続性, 移動透過性

A Proposal of Autonomous Route Optimization in NTMobile

NOUDOU HIROSHI^{1,a)} SUZUKI HIDEKAZU^{1,b)} NAITO KATSUHIRO^{2,c)} WATANABE AKIRA^{1,d)}

Received: April 16, 24, Accepted: October 12, 24

Abstract: With the spread of mobile networks, connectivity which the beginning of communication is possible between any kinds of networks, and mobility which the switching of networks is possible during communication become quite important matters. We have been proposing NTMobile (Network Traversal with Mobility) that can achieve both connectivity and mobility at the same time. However, in NTMobile, if both end terminals exist behind NATs, they definitely create the route via a Relay Server, which impose excessive loads on the Relay Servers and networks. In this paper, we propose autonomous route optimization in NTMobile when there exists an optimized route. We have implemented the proposed system and confirmed its effectiveness.

Keywords: NAT traversal problem, route optimization, connectivity, mobility

1. はじめに

高速無線通信技術の発展とスマートフォンをはじめとする携帯端末の普及により, 携帯端末からインターネットへの接続が増加している. このような環境では, 通信相手に対して必ず通信経路を確立できることを保証する通信

接続性は極めて重要である. また, 通信中に携帯電話網から Wi-Fi などに適切にトラフィックを迂回したり, Wi-Fi ネットワーク内を自由に移動できる移動透過性技術の重要性が高まっている. 本論文では, IPv4 が今後も主要なプロトコルとして存在し続けることを前提に, IPv4 におけるこれらの課題について議論する.

IPv4 ネットワークの最大の課題としてグローバルアドレスの枯渇問題があげられる. そこで, 組織のネットワークをプライベートアドレスで構築し, インターネットとの接続は NAT (Network Address Translation) を経由することが一般的である. このようなネットワーク構成では, インターネット側から NAT の内側に向けて通信を

¹ 名城大学理工学部情報工学科
Department of Information Engineering, Meijo University

² 三重大学大学院工学研究科
Graduate School of Engineering, Mie University

a) hiroshi.noudou@wata-lab.meijo-u.ac.jp

b) hsuzuki@meijo-u.ac.jp

c) naito@elec.mie-u.ac.jp

d) wtnbakr@meijo-u.ac.jp

開始できない NAT 越え問題が存在し、通信接続性が確保できないという大きな課題がある。NAT 越えを実現する既存技術として STUN (Simple Traversal of UDP through NATs)[1], TCP hole punching[2], TURN (Traversal Using Relay NAT)[3], ICE (Interactive Connectivity Establishment)[4], [5], NAT-f (NAT-free protocol)[6] などが提案されている。STUN, TCP hole punching, TURN, ICE は NAT に改造を加えずに NAT 越えを実現する技術であるが、アプリケーションがこの技術に対応している必要がある。NAT-f は、外部ノードが NAT とネゴシエーションを行うことにより、NAT にマッピング処理を行わせ NAT 越えを実現するが、通信開始ノードと NAT が NAT-f に対応している必要がある。これらの技術はいずれも端末の移動を考慮していないため、単独では以下に述べる移動透過性を実現することができない。

一方、IP ネットワークは通信中にネットワークの切り替えなどにより IP アドレスが変化すると、通信識別子*1も同時に変化し、移動透過性を実現できない。移動透過性を可能とするために様々な研究が行われてきたが、IPv6 対応の方式が主流である [7], [8], [9]。その理由は、今後の主流が IPv6 になることを期待していたこともあるが、IPv4 では NAT が存在するために、自由な移動が技術的に難しいという課題があったことも否めない。

IPv4 ネットワークで移動透過性を実現する技術として、これまで Mobile IPv4[10], MATv4 (Mobile Support Architecture and Technologies v4)[11], Mobile PPC (Mobile Peer to Peer Communication)[12] などが提案されてきた。MATv4 は、NAT が存在すると通信接続性が実現できず、NAT を跨る移動はできない。Mobile IPv4 では NAT を跨る移動をするために、NAT に HA (Home Agent) の機能を持たせる方法が検討されている [13], [14]。しかし、NAT の改造が必要となるため移動範囲が限定されるという課題がある。

Mobile PPC は、IPv4 においてアドレス変換を駆使することにより、エンドエンドの装置だけで移動透過性を実現できることを特徴としている。Mobile PPC において NAT が含まれる環境でエンド端末のみによる移動透過性を実現するには、NAT を改造するか、新たな通信シーケンスを定義して NAT のアドレスをエンド端末に伝えるなどの処理が必要になる。文献 [15] は、前者の方式に対応したもので、通信相手端末 CN 側の NAT を改造して NAT-f の機能を保持させることにより実現している。しかし、この方法は CN が特殊な NAT 配下にいることが前提となり、システム構成が限定されることになる。後者の方法は、アドレス変換処理が極めて複雑となり現実的ではない。このように

Mobile PPC をベースとした移動透過性にも限界があった。

我々は、上記課題を解決することを目的とし、あらゆるネットワーク環境での通信接続性と移動透過性を同時に実現する技術として、NTMobile (Network Traversal with Mobility) [16], [17], [18], [19], [20], [21], [22] を提案している。NTMobile はアドレス変換技術でなく、仮想アドレスの導入とトンネル技術を用いることにより移動透過性を実現した技術である。NTMobile では、各通信端末に仮想 IP アドレスが割り振られ、アプリケーションはこのアドレスを通信識別子として利用する。実際の通信は、仮想アドレスで生成された上記パケットを実 IP アドレスでカプセル化して実現する。そのため、アプリケーションは NAT に伴うアドレス変換や、ネットワーク切り替えに伴う実 IP アドレスの変化を一切意識する必要がない。NTMobile によると、NAT を含むネットワーク機器を一切変更する必要がない。また、通信経路上に NAT が 2 個以上存在する場合においても通信接続性を保証することができる。NTMobile は、DC (Direction Coordinator) や RS (Relay Server) と呼ぶ装置をグローバルネットワーク上に設置する必要があるが、IPv4 における通信接続性と移動透過性を確保、かつシンプルに実現できる。

NTMobile では、端末を管理する DC が端末に対してトンネル経路の構築を指示する。NAT が存在する場合には、NAT 配下から通信相手端末に向けて直接トンネル経路を構築するよう指示する。そのため、NTMobile は経路最適化機能を基本機能として備えている。通信端末がいずれも NAT 配下に存在する場合には、確実に経路を生成するため RS を経由する経路を指示する。これは、DC が NAT の種別を判別したり、NAT 配下のネットワーク構成を把握することができないためである。しかし、実際には RS を介さなくとも通信が可能な場合がある。その理由は、NAT 配下の端末から何らかのパケットが NAT を通過すると、それに対応した NAT テーブルが生成されるが、NAT の種別によってはそのテーブルを用いて NAT 外部から通信が可能になるためである。また、両エンド端末が同一の NAT 配下にいる場合においては、NAT が多段構成でない限り、NAT を介さない直接の通信経路が存在する。RS を経由すると、冗長な経路によるスループットの低下、パケット遅延の増大、RS の負荷増大、ネットワーク負荷の増大などが生ずる懸念があるため、できるだけ通信端末間で直接通信を行えることが望ましい。

本論文では、両通信端末がいずれも NAT 配下に存在する場合に、オリジナル NTMobile による経路構築完了後、通信端末側で更なる経路最適化を実現する自律的経路最適化を提案する。具体的には、RS を経由する通信経路が構築された後、通信端末が互いに通信相手に向けて制御パケットを投げ合うことにより直接通信ができるかどうかを判断する。直接通信可能と判断した場合には、端末間で経

*1 宛先 IP アドレス, 送信元 IP アドレス, 宛先ポート番号, 送信元ポート番号, プロトコル番号 (TCP, UDP の区別) の 5 つの情報で決まる。

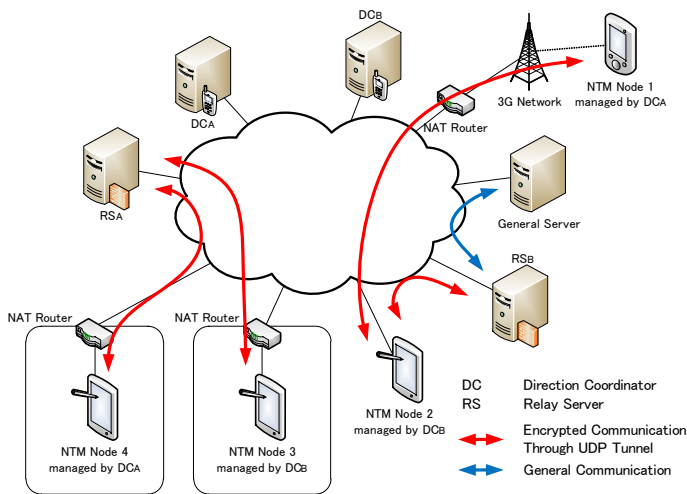


図 1 NTMobile の構成

Fig. 1 Overview of NTMobile system.

路を最適化する．直接通信が不可能と判明した場合には，RS を経由した通信を継続する．この方法により，NAT の特性やネットワーク構成に合わせた最適経路での通信が可能となった．提案方式を Linux に実装し，動作確認及び性能評価を行い，自律的経路最適化の効果を確認した．

以下，2 章で NTMobile の概要，3 章で自律的経路最適化の提案，4 章で実装と評価結果を示し，5 章でまとめる．

2. NTMobile

本章では，提案方式の基礎技術となる NTMobile について説明する．なお，NTMobile に係る文献とその内容を付録に示す．

2.1 NTMobile の構成

図 1 に NTMobile の構成を示す．NTMobile では，NT-Mobile の機能を有する端末 (NTM 端末)，仮想 IP アドレスの管理や NTM 端末に対してトンネル経路構築の指示を出す DC，NTM 端末どうしが直接通信できない場合に通信を中継する RS から構成される．DC どうし，DC と RS 間，および NTM 端末と DC 間は信頼関係があることを前提とする．

各 NTM 端末は，起動時に DC に対して実 IP アドレスなど必要な情報を登録するとともに，DC から重複しないことが保証された仮想 IP アドレスが割り当てられる．NTM 端末のアプリケーションは仮想 IP アドレスを用いて通信セッションを確立する．NTM 端末は，仮想 IP アドレスで生成された IP パケットを，カーネル空間において実 IP アドレスで UDP カプセル化して通信を行う．この方法によると，通信中に NTM 端末の実 IP アドレスが変化しても，仮想 IP アドレスは変化しないため移動透過性を実現できる．また，NAT が存在する場合は，DC の指示によって NAT の内側からトンネル経路が生成されるため，NAT

越え問題を解決できる．移動の前後において通信経路上に NAT が存在しても構わない．

DC は複数の設置が可能であり，それぞれの DC には予め異なる仮想 IP アドレス空間が割り当てられている．各 DC は自らが保有するアドレス空間内で，重複しないように NTM 端末に対して仮想 IP アドレスを割り当てる．DC は Dynamic DNS の機能を包含しており，NTM 端末のアドレス情報は Dynamic DNS の A レコード，および NTMobile 専用レコードとして登録および更新される．通信相手の情報は NTM 端末が自身のプライマリ DNS に問い合わせることにより取得できる．NTMobile レコードとしては，NTM 端末のホスト名 (FQDN)，実 IP アドレス，仮想 IP アドレス，NAT の外側の実 IP アドレス，DC の実 IP アドレス，および NTM 端末を一意に識別する Node ID が定義されている．

RS には，通信を行う NTM 端末がそれぞれ異なる NAT 配下に存在する場合にパケットの中継を行うスイッチタイプ，通信相手が NTMobile の機能を持たない一般端末の場合に通信パケットの中継を行うアドレス変換タイプがある．スイッチタイプの場合，RS はそれぞれの NTM 端末とトンネルを構築し，トンネルを切り替えることによりパケットを中継する．アドレス変換タイプの場合，RS と NTM 端末間でトンネルを構築し，RS が自身の実 IP アドレスを用いて一般端末と通信を行う．一般端末は通信相手が常に RS に見えるため，NTM 端末側は自由に移動できる．RS は DC と同様に複数の設置が可能であり，どの RS を使用するかは DC が判断する．なお，本論文での議論はスイッチタイプの RS に係るものである．

2.2 動作シーケンス

以後の説明では，通信開始側の NTM 端末を MN (Mobile Node)，通信相手側の NTM 端末を CN (Correspondent Node)，NTM 端末 X を管理する DC を DCx，NTM 端末 X の実 IP アドレスと仮想 IP アドレスをそれぞれ RIPx，VIPx とする．

2.2.1 端末情報の登録

MN はネットワークに接続するときに，自身の実 IP アドレスなどの端末情報を DCMN に登録する．登録情報は RIPMN，VIPMN，MN の Node ID，および MN の FQDN である．DCMN は登録用制御パケットを受信したとき，パケットの送信元アドレスとメッセージ内のアドレスを比較することにより，MN が NAT 配下に存在するかどうかを判別する．NAT 配下であった場合には IP ヘッダのアドレスより NAT ルータの IP アドレスを取得する．これらの情報は DC の Dynamic DNS 機能により NTMobile レコードとして登録される．MN の端末情報登録終了後，DCMN は MN に対して仮想 IP アドレスを通知する．

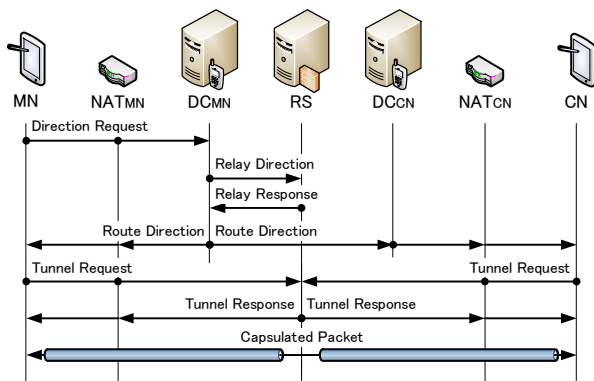


図 2 トンネル構築の動作シーケンス

Fig. 2 Sequence of Tunnel establishment.

2.2.2 名前解決

MN は CN と通信を開始するとき、CN の名前解決の為にプライマリ DNS に対して A レコードの問い合わせを行う。MN はこれに対する DNS 応答をカーネルでフックして一時的に退避させておき、プライマリ DNS 経由でさらに CN の NTMobile 専用レコードを問い合わせる。CN の専用レコードが取得できた場合は、CN が NTM 端末であり、取得できなかった場合は、CN が一般端末であることがわかる。このように既存の DNS のしくみの中で CN 側の情報を取得できる。

2.2.3 トンネル構築

図 2 にトンネル構築シーケンスの例を示す。このシーケンスは、通信開始時には名前解決が終了した直後に、通信中に MN のアドレスが変化した時には、IP アドレス取得直後に実行される。図 2 は、MN と CN がその時点でそれぞれ異なる NAT 配下に存在する場合の例を示している。MN は DCMN に対して経路指示を要求する Direction Request を送信する。Direction Request には MN と CN の NTMobile レコードの情報が含まれている。DCMN はこれらの情報を元に、MN と CN の位置を判断し、トンネル構築の指示内容を決定する。図 2 の例では、MN と CN がいずれも NAT 配下に存在するため、RS を経由する通信を行うべきと判断する。DCMN は RS との間でパケットの中継を指示する Relay Direction/Relay Response のやり取りを実行後、MN と CN に対して RS とのトンネル構築を指示する Route Direction を送信する。なお、CN に送信する Route Direction は DCCN を経由させる。CN が移動して新しい IP アドレスを取得したとき、CN から DCCN に端末情報の登録を行う。このため、CN と DCCN は常に経路を確立しており、DCCN からのパケットは CN に到達できる。

MN と CN は Route Direction を受信すると、RS とのトンネルを構築するため、それぞれ指示された RS に対して Tunnel Request を送信する。Tunnel Request によって NATMN 及び NATCN の NAT テーブルにそれぞれ RS と

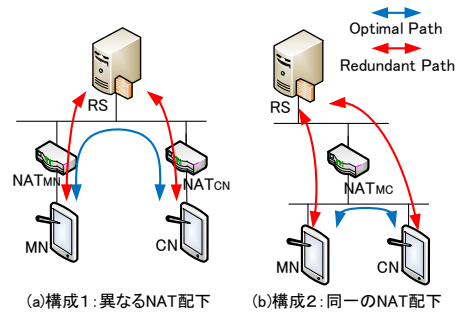


図 3 冗長な通信経路となるネットワーク構成

Fig. 3 Network configuration of redundant communication paths.

の通信用のエントリが生成される。Tunnel Request を受信した RS は Tunnel Response を返信し、トンネル構築が完了する。MN は Tunnel Response を受信すると、退避させていた DNS 応答に記載されている RIP_{CN} の値を VIP_{CN} に書き換え、DNS リゾルバに渡す。これにより、MN のアプリケーションは CN の IP アドレスを VIP_{CN} と認識して通信を開始する。

なお、NTMobile を構成する機器間で送受信される制御メッセージ、およびカプセル化されるパケットは暗号化と認証が施され、第三者による盗聴の防止や改ざんの検出が可能である。

3. 自律的経路最適化

本章では自律的経路最適化の原理と実現方を述べる。以下に示す手順は、通信開始時、および通信中に IP アドレスが変化した時の両者に対して全く同様に適用できる。

3.1 通信経路の冗長問題

通信経路が冗長となるケースとして、以下の 2 通りがある。図 3 に、構成 1 として MN と CN がそれぞれ異なる NAT 配下に存在する場合、構成 2 として MN と CN が同一 NAT 配下に存在する場合の例を示す。

構成 1：異なる NAT 配下の場合

MN と CN がそれぞれ異なる NAT 配下に存在する場合、DC は確実に経路を生成するため、RS 経由の通信経路を指示する。しかし、NAT の種類によっては図に示すように RS を経由せずに通信できる場合がある。NAT 配下から何らかのパケットが NAT を通過したときに、NAT に NAT テーブルが生成されるが、NAT の種類によっては、この NAT テーブルを用いて NAT 外部からの通信開始ができるためである。

構成 2：同一 NAT 配下の場合

MN と CN が同一 NAT 配下に存在する場合、DC は NAT 配下の構成がわからないため、最適な経路指示を出せない。そこで、確実に経路を生成するため、RS 経由の通信経路を指示する。しかし、実際には図に示

すような最適経路が存在することが多い。

3.2 NATの種類

現存する NAT 機器は NAT のマッピング特性とフィルタリング特性の違いにより以下のように分類できる。なお、ここで述べる NAT は、正確にはポート番号も変換する NAT (Network Address Port Translation) のことである。マッピング特性とは、NAT 配下の端末からのパケットが NAT を通過した際に、NAT に生成されるマッピング生成規則のことを指す。具体的には、外部端末によらず同一のテーブルを生成するタイプ、外部端末のアドレス単位にテーブルを生成するタイプ、アドレス/ポート単位にテーブルを生成するタイプがある。フィルタリング特性とは、外部端末から NAT 宛てのパケットを受信したときのフィルタリングの方法を指す。具体的には、外部端末によらずパケットを通過させるタイプ、外部端末のアドレス整合性をチェックするタイプ、外部端末のアドレス/ポートの整合性をチェックするタイプがある。これらの分類とその名称の関係を表 1 に示す。なお、この名称は文献 [23] に従ったものである。Full Cone, Restricted Cone, Port Restricted Cone, Symmetric の順に制約が大きくなる。

表 1 NAT の分類

Table 1 Classification of NATs.

		フィルタリング特性		
		外部端末によらず通過	アドレス整合性をチェック	アドレス/ポート整合性をチェック
マッピング生成規則	外部端末によらず同一	Full Cone	Restricted Cone	Port Restricted Cone
	アドレス単位	Symmetric		
	アドレス/ポート単位			

構成 1 における NAT_{MN}, NAT_{CN} のいずれもが Symmetric 型 NAT である場合は経路最適化はできない。これ以外の場合、今回提案する方式により経路最適化できる場合がある。文献 [2] の調査報告によると、市場に出回っている NAT 装置の 82% がいずれかの Cone 型 NAT であったとされており、構成 1 においても経路最適化ができる可能性が高い。

構成 2 においては、NAT_{MC} と MN 間、NAT_{MC} と CN 間に別の NAT がそれぞれ存在すると、NAT の種別に係らず経路最適化はできない。これは、投げ合うパケットの宛先がわからないためである。MN と CN の通信経路上に、NAT が存在しないか 1 台以下である場合は、どちらかの NTM 端末の送信したパケットが通信相手に届くので、通信経路上の NAT の種別に係らず経路最適化ができる。

3.3 自律的経路最適化の実現手段

提案方式では、まず DC の指示通りに RS 経由の通信経路を構築する。次に RS 経由の通信を行いながら、並行して最適経路が存在するかどうかを判断し、存在すればトンネル経路を切り替える。最適経路の有無の判断には MN

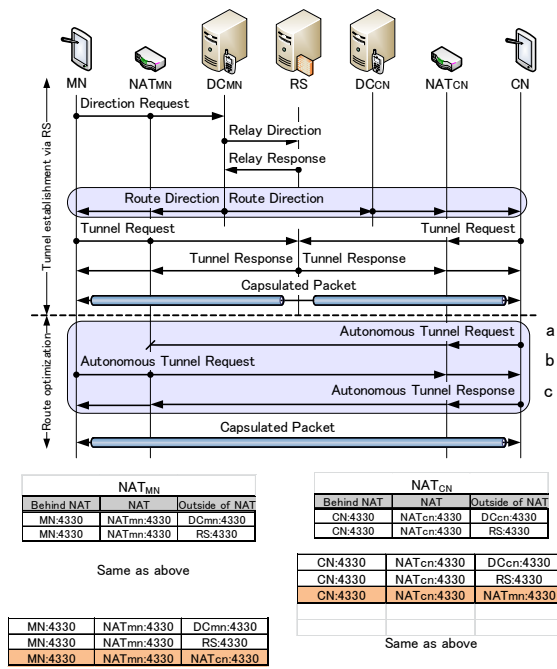


図 4 自律的経路最適化の動作シーケンス

Fig. 4 Sequence of Autonomous Route Optimization for NT-Mobile.

と CN が互いに制御パケットを投げ合い、このパケットを受信できた時点で経路切り替えが可能と判断する。制御パケットに到達性がない場合は、RS を経由しないと通信ができないものと判断し、既に構築されている RS 経由の通信を継続する。

自律的経路最適化の動作は、NTMobile の基本動作に追加処理を行わせることにより実現する。図 4 に構成 1 の場合を例にとって、自律的経路最適化の動作シーケンスを示す。構成 2 においても全く同様のシーケンスを適用できる。網掛け部分が経路最適化のために追加・修正されたシーケンスである。まず、MN は NAT_{CN} の IP アドレス/ポート番号を、CN は NAT_{MN} の IP アドレス/ポート番号を知っておく必要がある。NAT の IP アドレスについては、すでに NTMobile レコードとして定義済みである。そこで、NAT のポート番号を NTMobile レコードとして新たに追加定義した。これにより、名前解決時に上記情報を取得することができる。次に、DCMN は MN 宛ての Route Direction に NAT_{CN} のポート番号を、CN 宛ての Route Direction には NAT_{MN} のポート番号を追加情報として格納して送信する。Route Direction を受信した MN と CN は、図 2 と同様に DCMN の指示に従って RS との経路を構築する。MN と CN はこの経路を使用して、カプセル化通信を開始する。

以上の処理で DC は役割を終え、以後は MN と CN が自律的に経路最適化を試みる。MN と CN は互いに Autonomous Tunnel Request を通信相手の NAT 宛てに送信する。図 4 は NAT_{MN} と NAT_{CN} がともに Port restricted

NAT の場合の NAT テーブルの変化を示している。表中の記号の意味は、IP アドレス：ポート番号であり、4330 は NTMobile 用に定義された制御パケットのポート番号である。CN から最初に送信される経路最適化のための Autonomous Tunnel Request が通過することにより、NATCN に NATMN との通信用の NAT エントリが生成される（図中の b 点）。このパケットが NATMN に到達する時点では送信元が NATCN、宛先が NATMN のアドレスとなる。この時 NATMN の NAT エントリには、NATCN との通信用のエントリがまだ生成されていないため、上記パケットは廃棄される。次に MN から送信される Autonomous Tunnel Request が通過することにより、NATMN にも NATCN との通信用 NAT エントリが生成される（図中の c 点）。このパケットは NATCN の 3 行目の NAT エントリを利用して NAT を通過し、CN に到達する。このように両 NAT にお互いの NAT エントリが生成されると、以後の通信は直接経路で可能である。なお、NATMN が Full Cone 型の NAT の場合は、最初の Autonomous Tunnel Request が、廃棄されることなく NAT を通過し MN に到達する。MN と CN は Autonomous Tunnel Request を 3 回まで繰り返し、パケットの到達性があるかどうかを試みる。構成 1 の場合は、Autonomous Tunnel Request は相手 NAT 宛に送信を試みるが、構成 2 の場合は相手 NTM 端末宛に送信を試みる。構成 1 と構成 2 の違いは DC が把握できるので、MN と CN は DC からの指示内容により処理の切り替えを行う。なお、Autonomous Tunnel Request/Autonomous Tunnel Response のパケットの内容は、Tunnel Request/Tunnel Response と全く同様である。

提案方式は、MN と CN が制御パケットを投げ合うことにより最適経路を探すという点で文献 [2] の手順と類似点がある。しかし、文献 [2] と既存の移動透過性技術を単純に組み合わせただけでは、TCP において近年の NAT に対応できない。近年の NAT には SPI (Stateful Packet Inspection) と呼ぶ強力なフィルタリング機能を有することが多い。この機能があると、MN が TCP 通信中に NAT 配下に移動すると、NAT にとっては TCP 通信が途中から始まったように見えるため、不正通信として扱われパケットは廃棄される。NTMobile では、すべての通信パケットを UDP でカプセル化するため、SPI による TCP 整合性チェックを回避することができる。

4. 実装と評価

NTMobile の基本動作は Linux において既に動作が検証されている。そこで、検証済みのモジュールに以下に示す追加、および改良を施した。

4.1 各機器のモジュール構成

図 5 に NTMobile を構成する各機器のモジュール構成

を示す。

DC のモジュール構成

DC はユーザ空間で動作する NTMobile デーモンと、NTMobile レコードを扱うことができるように拡張した DNS サーバ (BIND) で構成される。NTMobile デーモンには自身が管理する NTM 端末の情報を格納するノードテーブルがある。

RS のモジュール構成

RS はユーザ空間で動作する NTMobile デーモンで構成される。NTMobile デーモンは DC からの中継指示の処理や NTM 端末とのトンネル構築を行う。RS はパケットの転送に必要な情報をリレーテーブルに保持している。RS はカプセル化されたパケットを受信すると、リレーテーブルを参照してカプセルヘッダの付け替えを行い、対となる端末に転送する。RS 機能は本来はカーネルで実装する予定であるが、今回は提案方式の検証を目的としてデーモン側に実装を行った。

NTM 端末のモジュール構成

NTM 端末はユーザ空間で動作する NTMobile デーモンとカーネル空間で動作する NTMobile カーネルモジュールで構成される。NTMobile デーモンは DC への NTM 情報の登録と仮想アドレスの取得、および DC の指示に従ったトンネル構築を行う。カーネルモジュールはパケットのカプセル化/デカプセル化及び暗号化処理を行う。NTMobile デーモンには新たに経路最適化モジュールを追加実装し、経路最適化のパケットの送受信やトンネルテーブルの操作を行うようにした。トンネル構築モジュールには経路構築後、経路最適化モジュールを呼び出す処理を追加した。経路最適化処理は自律的経路最適化が終了するか、Autonomous Tunnel Request を 3 回送信しても応答がない場合に最適化ができなかったものと判断して処理を終了する。

4.2 動作検証

構成 1、構成 2 と同様のプロトタイプシステムを構築し動作を検証した。図 6 に試験ネットワーク構成を示す。NAT には Port restricted NAT を使用した。NAT の外側はインターネットを想定し Dummynet を設置した。Dummynet の設定値は、実測値に基づき、遅延を 10ms、パケットロス率を 0.05% とした。検証方法は、CN に FTP サーバを構築し、MN から FTP サーバに接続を行った。

図 7 に構成 2 において実行された自律的経路最適化動作を、ネットワークモニタを用いてキャプチャした様子を示す。図 7 は RS に対する Tunnel Request を送信した時点からの様子を示している。MN と CN が RS とのトンネルを構築した後、MN から CN に RS 経由で TCP の最初の通信パケットとなる SYN が送信されていることがわかる。これと並行して、MN と CN の間で Autonomous Tunnel

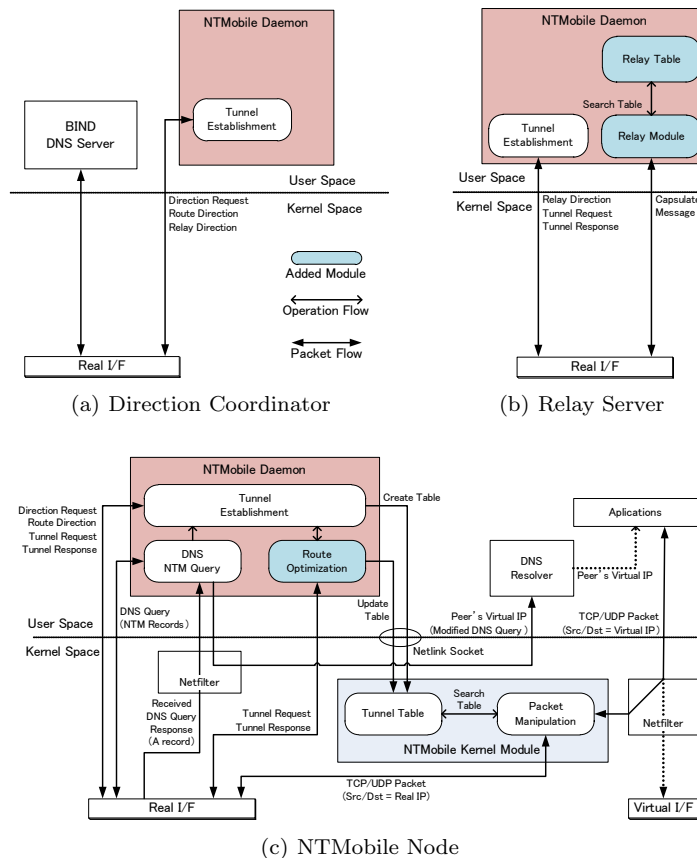


図 5 NTMobile のモジュール構成
Fig. 5 Module configurations of NTMobile.

Request/Autonomous Tunnel Response の処理が行われている。図 7 では MN と CN の双方から最適化処理が開始されているが、MN から開始した処理が先に終了し、この時点で経路切り替えが完了した。最適化処理に要した時間は、3.96ms であった。すなわち、1 回目の通信パケットが RS 経由で相手端末に到達する前に自律的経路最適化が終了し、以後のパケットはすべて最適経路を通過した。構成 1 の場合のパケットフローも同様のシーケンスとなる。制御パケット自体が Dummynet を経路するため、最適化処理には構成 2 より多くの時間が必要である。しかし、1 回目の通信パケットが Dummynet を 2 回通過するため、制御パケットと通信パケットの相対的な時間関係は変わらない。このため、同様に以後のパケットは全て最適経路で送受信される。このように、構成 1, 2 とともに自律的経路最適化に起因する性能劣化はほとんどないことが想定できる。

4.3 スループット測定

自律的経路最適化の利点としては、(1) 高スループットが得られること、(2) パケット伝送遅延が減少すること、(3) RS の負荷が軽減されること、(4) ネットワーク負荷が軽減されることがあげられる。この中で、本論文では (1) 高スループットに着目し評価を行った。

高スループットが特に要求される場面は、大容量ファイ

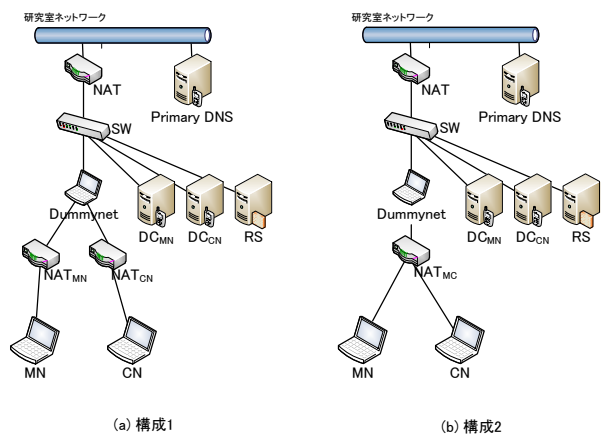


図 6 試験ネットワーク構成
Fig. 6 Network configuration of the trial system.

ルの転送時である。ファイル転送時には、TCP が利用されるが、ネットワークが持つキャパシティを最大限活かすように、通信端末側でウィンドウサイズを調整する輻輳制御が実行される。輻輳制御の働きは、ネットワーク状態（伝送遅延とパケットロス率）により大きく変動する。

そこで、提案方式のスループットを評価する方法として、図 6 に示した試験ネットワーク構成において、NTMobile や経路最適化を一切考慮せずに、ネットワークが持つキャ

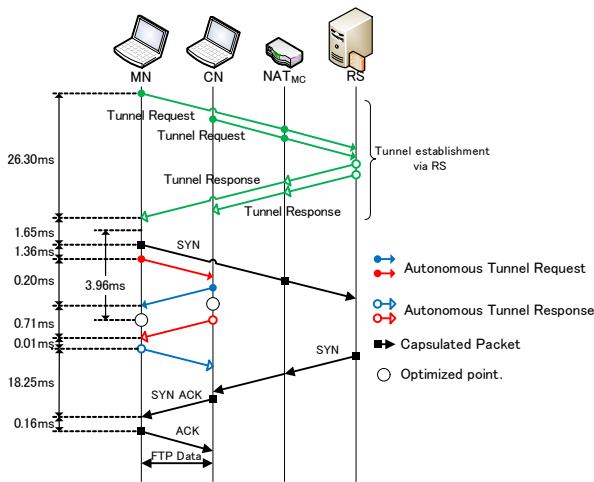


図 7 自律的経路最適化の動作

Fig. 7 Behavior of the autonomous route optimization.

パシティを最大限に活かしたときのスループットを目標値として設定した。ここではこの目標値を素スループットと呼び、提案方式が素スループットにどこまで近づけるかにより、ネットワークのキャパシティを有効に活用できているかどうかの指標とした。

構成 1 (異なる NAT 配下間の通信) では、素スループットを測定するために、NAT_{MN} と NAT_{CN} に静的 NAT テーブルを設定した。これにより MN と CN が RS を経由しなくとも通信が可能な状態を作り、素スループットを求めた。ここで Dummynet の設定値 (伝送遅延 10m 秒、パケットロス率 0.05%) は、国内のサイトをアクセスしたときの実測値から決定したもので、インターネットを模擬している。また、構成 2 (同一 NAT 配下の通信) では、NAT_{Mc} 配下の LAN 内直接通信の値を素スループットとした。このとき、NAT_{Mc} はスイッチと同様の動作となる。

表 2 に各装置の仕様を示す。物理的接続は 1000BASE-T による有線 LAN とし、netperf^{*2}を用いた TCP のスループット測定を実施した。測定は 60 秒間の TCP スループット測定を MN から CN に 10 回行い、その平均値を取得した。Netperf の設定値はデフォルト値^{*3}を用いた。なお、制御メッセージ及びアプリケーションパケットの暗号化及び認証アルゴリズムは AEC-CBC, HMAC-MD5 とし、DC-NTM 端末間で用いられる共通鍵 (鍵長 128bit) を事前にそれぞれ MN と DC_{MN} 間, CN と DC_{CN} 間, DC_{MN} と DC_{CN} 間に設定した。上記測定環境において、素スループット測定結果は、構成 1 では 16.61Mbps, 構成 2 では 935.61Mbps となり、この値を目標値として設定した。

表 3 は、構成 1, 2 において、オリジナル NTMobile と提案方式のスループット測定結果を示したものである。ボトルネックが何に起因しているかを明らかにするため、提案方

^{*2} <http://www.netperf.org/>

^{*3} RecvSockSize:87380 Byte, SendSockSize:16384 Byte, SendMessageSize:16384 Byte

表 2 試験装置の仕様

Table 2 Specification of test devices.

Device	OS	CPU	Memory
DC	Ubuntu 10.04	Core 2 Duo P9400(2.4GHz)	1.9GB
RS	Ubuntu 10.04	Core 2 Duo E6600(2.4GHz)	2.0GB
NTM node	Ubuntu 10.04	Core 2 Duo U9400(1.4GHz)	1.8GB

表 3 スループット測定結果 (Mbps)

Table 3 Results of throughput measurements(Mbps).

	構成 1	構成 2
素スループット	16.61	935.61
オリジナル NTMobile	8.99	8.70
提案方式 (暗号化処理あり)	20.17	255.62
提案方式 (暗号化処理なし)	20.79	898.69

式では NTMobile の暗号化処理を外した場合の測定も行った。表 3 の結果からわかるように、オリジナル NTMobile では、構成 1, 構成 2 とともに RS を経由した通信となるため、ネットワークのキャパシティを十分活かすことができていないことがわかる。提案方式により、エンドエンド通信が実現され、スループットが改善されている。提案方式 (暗号化処理あり) 構成 2 では、オリジナル NTMobile より大幅にスループットが向上したが、素スループットと比べると同等の性能が達成できていない。しかし、提案方式 (暗号化処理なし) 構成 2 では素スループットに近い結果が得られている。このことから、提案方式 (暗号化処理あり) 構成 2 のボトルネックは通信端末の暗号化処理であったことがわかる。提案方式 (暗号化処理あり) 構成 2 においても素スループットに近づけるためには、暗号化処理のハードウェア化などが必要になると考えられる。

次に、提案方式構成 1 では暗号化処理の有無にかかわらず、素スループットを上回るという結果が得られた。提案方式と素スループットの測定環境の大きな違いは、通信パケットが UDP カプセル化されているか否かである。一方、NAT には SPI 処理が標準で組み込まれており、TCP パケットに対してはシーケンス番号整合性チェックが行われる。素スループット環境では、Dummynet でのパケットロスがシーケンス番号チェックに影響を与えている可能性がある。提案方式では、NAT が UDP 処理となるためこの影響を一切受けず、カプセル化されているにもかかわらずスループットが向上したと考えられる。なお、本件については今後より詳細な検証を行う必要がある。

表 3 におけるスループットの処理ネックを整理すると以下のとおりである。個別の性能測定結果により、RS の中継性能は約 27Mbps, NAT の中継性能は約 150Mbps であった。このことから、NAT や RS などの通信機器には十分な余裕があり、ボトルネックにはならない。素スループット構成 2, 提案方式 (暗号化処理なし) 構成 2 は、伝送速度 1000Mbps に近い値を達成していることから、ボトルネックは LAN の伝送速度であると言える。素スループ

ト構成 2 に対して提案方式 (暗号化処理なし) 構成 2 のスループットが低い理由は、後者ではパケットがカプセル化されているため、パケット長に対するデータ比率が落ちるためである。提案方式 (暗号化処理あり) 構成 2 の処理ボトルネックは、上記で述べたように通信端末の暗号化処理である。素スループット構成 1, オリジナル NTMobile 構成 1, オリジナル NTMobile 構成 2, 提案方式 (暗号化処理あり) 構成 1, および提案方式 (暗号化処理なし) 構成 1 のボトルネックは、伝送遅延 (10m 秒) とパケットロス率 (0.05%) により TCP の輻輳ウィンドウサイズが調整されることが原因で、ボトルネックはネットワークである。オリジナル NTMobile では構成 1, 構成 2 とともにダミーネットワークを 2 回通過するため、ネットワークのボトルネックが重畳して性能が低下することがわかる。以上のように、提案方式はオリジナル NTMobile と比較して、ボトルネックが緩和されてスループットが向上するため、有用な方式であるといえることができる。

4.4 NTMobile のハンドオーバー

自律的経路最適化は、MN がネットワークを切り替えた時にも、ハンドオーバー終了後に実行される。そこで、ハンドオーバー時の通信断絶時間に係る評価を以下に示す。

NTMobile のハンドオーバー時間に関しては文献 [19] にて報告されている。この結果によると、ハンドオーバー時に発生する通信断絶時間は平均 0.99 秒であった。その内訳は、アクセスポイントの切り替えおよび DHCP による IP アドレスの取得に 0.95 秒、NTMobile によるトンネル再構築処理に 0.04 秒であり、NTMobile 以外の処理が大半を占めることがわかった。ハンドオーバー時間を短縮するには、DHCP 処理の高速化 [24], [25] や、異なる無線システムを用いたシームレスハンドオーバー技術 [26] などが有用であり、NTMobile とは独立してこれらの技術を併用することが有用と考えられる。また、NTMobile の中で考えられる解決手法として、複数の無線インタフェース (3G と WiFi など) を使用し、ハンドオーバー前にネゴシエーションを完了しておくことにより、シームレスハンドオーバーを実現することも可能である [20]。この方法によると、ハンドオーバー時に発生するパケットロスをなくすことも可能である。

5. まとめ

本論文では、通信を行う両 NTM 端末が NAT 配下に存在する場合に RS を経由しない最適経路を自律的に生成する方式について提案を行った。提案方式では、両 NTM 端末が互いにパケットを送信し合うことによりパケット到達性を調べ、パケット到達性がある場合には RS を経由しない最適な通信経路を構築できることを示した。本提案では、必ず中継通信経路を構築してから経路の最適化を行うため、経路の最適化ができない場合においても通信を継続

可能である。提案方式のプロトタイプシステムにおいて、自律的経路最適化を実際に動作させ、最適化後にスループットが向上することを確認した。

付 録

以下に NTMobile に係る文献番号とその概要を示す。

[16]: オリジナル NTMobile により、通信接続性を保証できる点に着目して、その考え方と原理を説明した文献。実装に係る評価として、通信開始時のオーバーヘッドを掲載。

[17]: オリジナル NTMobile により、移動透過性を実現できる点に着目して、その考え方と原理を説明した文献。実装に係る評価として、通信スループットを掲載。

[18]: NTMobile を IPv6 に適用する方法についての検討とその実装結果の報告。

[19]: NTMobile を Android に移植しハンドオーバー時の通信断絶時間とスループットの評価結果を報告。

[20]: NTMobile に複数インタフェースを適用してパケットロスレスハンドオーバーを実現する方式の検討。

[21]: RS の実装と動作検証を行い、性能測定した結果の報告。

[22]: IPv4/IPv6 混在環境における NTMobile の実現方法とその実装。

参考文献

- [1] Rosenberg, J., Mahy, R., Matthews, P. and Wing, D.: Session Traversal Utilities for NAT (STUN), RFC 5389, IETF (2008).
- [2] BryanFord, P.S. and Kegel, D.: Peer-to-Peer Communication Across Network Address Translators (2005).
- [3] Mahy, R., Matthews, P. and Rosenberg, J.: Traversal Using Relays around NAT (TURN): Relay Extensions to Session Traversal Utilities for NAT (STUN), RFC 5766, IETF (2010).
- [4] Rosenberg, J.: Interactive Connectivity Establishment (ICE): A Protocol for Network Address Translator (NAT) Traversal for Offer/Answer Protocols, RFC 5245, IETF (2010).
- [5] Westerlund, M. and Perkins, C.: IANA Registry for Interactive Connectivity Establishment (ICE) Options, RFC 6336, IETF (2011).
- [6] 鈴木秀和, 宇佐見庄五, 渡邊 晃: 外部動的マッピングにより NAT 越え通信を実現する NAT-f の提案と実装, 情報処理学会論文誌, Vol.48, No.12, pp.3949.3961 (2007).
- [7] Perkins, C., Johnson, D. and Arkko, J.: Mobility Support in IPv6, RFC 6275, IETF (2011).
- [8] Ishiyama, M., Kunishi, M., Uehara, K., Esaki, H., and Teraoka, F.: LINA: A New Approach to Mobility Support in Wide Area Networks, IEICE Trans. Commun. Vol.E84-B, pp.2076-2086 (2001).
- [9] 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, pp.3889.3897 (2002).
- [10] Perkins, C.: IP Mobility Support for IPv4, Revised, RFC5944, IETF (2010).
- [11] 関 顕生, 岩田裕貴, 森廣勇人, 前田香織, 近堂徹, 岸場清悟, 西村浩二, 相原玲二: IPv4 拡張した移動透過通信

- アーキテクチャ MAT の設計と性能評価, 情報処理学会論文誌, Vol.52, No.3, pp.1323-1333 (2011).
- [12] 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).
- [13] Montenegro, G., Reverse Tunneling for Mobile IP, revised, RFC3024, IETF(2001).
- [14] Levkowitz, H., and Vaarala, S.: Mobile IP Traversal of Network Address Translation (NAT) Devices, RFC3519, IETF(2003).
- [15] 鈴木秀和, 渡邊 晃: プライベートネットワーク内のノードを通信相手とした移動透過性の実現方式, 電子情報通信学会論文誌. B, Vol.J92-B, No.1, pp.109-121 (2009).
- [16] 鈴木秀和, 上醉尾一真, 西尾拓也, 水谷智大, 内藤克浩, 渡邊晃: NTMobile における通信接続性の確立手法と実装, 情報処理学会論文誌, Vol.54, No.1, Jan. 2012. 掲載決定
- [17] 内藤克浩, 上醉尾一真, 西尾拓也, 水谷智大, 鈴木秀和, 渡邊晃, 森香津夫, 小林英雄: NTMobile における移動透過性の実現と実装, 情報処理学会論文誌, Vol.54, No.1, Jan. 2012. 掲載決定
- [18] 上醉尾一真, 鈴木秀和, 内藤克浩, 渡邊 晃: IPv6 ネットワークにおける NTMobile の検討, 情報処理学会研究報告, Vol.2011-MBL-59, No.9, pp.1-7 (2011).
- [19] 上醉尾一真, 鈴木秀和, 内藤克浩, 渡邊 晃: NTMobile の Android 端末への実装と評価, 情報処理学会研究報告, Vol.2012-MBL-62, No.19, pp.1-8 (2012).
- [20] 福山陽祐, 鈴木秀和, 渡邊 晃: IPv4 移動体通信において携帯電話網と無線 LAN 間をシームレスに移動する方式の提案, DICO2011 論文集, pp.1115-1120 (2011).
- [21] 土井敏樹, 鈴木秀和, 内藤克浩, 渡邊 晃: NTMobile における RS の検討, DICO2012 論文集, pp.1162-1168 (2012).
- [22] 上醉尾一真, 鈴木秀和, 内藤克浩, 渡邊晃: IPv4/IPv6 混在環境で移動透過性を実現する NTMobile の実装と評価, マルチメディア, 分散, 協調とモバイル (DICO2012) シンポジウム論文集, Vol.2012, No.1, pp. 1169-1179, Jul.2012 .
- [23] Rosenberg, J., Weinberger, J., Huitema, C. and Mahy, R.: STUN - Simple Traversal of User Datagram Protocol (UDP) Through Network Address Translators (NATs), RFC 3489, IETF (2003). Obsoleted by RFC 5389.
- [24] Forte, A. G., Shin, S. and Schulzrinne, H.: Improving Layer 3 Handoff Delay in IEEE 802 (2006).
- [25] 小川猛志, 伊藤 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, Vol.J88-B, pp.2228-2238 (2005).
- [26] IEEE802.21: MEDIA INDEPENDENT HANDOVER SERVICES, <http://www.ieee802.org/21/>.

納堂 博史 (正会員)

2012年名城大学理工学部情報工学科卒業。同年大口町役場入庁。在学時代, モバイルネットワークに関する研究に携わる。学士(工学)。

鈴木 秀和 (正会員)

2004年名城大学理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。2009年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修了。2008年日本学術振興会特別研究員。2010年より名城大学理工学部助教。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。博士(工学)。電子情報通信学会, IEEE 各会員。

内藤 克浩 (正会員)

1999年慶大・理工・電気卒。2004年名大大学院博士課程後期課程修了。同年, 三重大・工・電気電子・助手。2007年同大・助教。2011年カリフォルニア大学ロサンゼルス校客員研究員。博士(工学)無線ネットワーク, ネットワークモビリティの研究に従事。電子情報通信学会, IEEE 各会員。

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等の研究に従事。2002年名城大学理工学部教授, 現在に至る。博士(工学)。電子情報通信学会, IEEE 各会員。