

NAT 越えと移動透過性を同時に実現する 内部仮想アドレスの提案

水谷 智大^{†1} 鈴木 秀和^{†1,†2} 渡邊 晃^{†1}

TCP/IP ではプライベート IP アドレスを利用することが一般的であるが、NAT (Network Address Translator) 越え問題と呼ぶ通信の制約が課題となっている。また、移動通信においてはノードが移動すると通信識別子となっている IP アドレスが変化するため、これを実現することは容易ではない。そこで、我々は IPv4 環境において上記課題を解決するために、NAT 越えを実現する NAT-f (NAT-free protocol)、移動透過性を実現する Mobile PPC (Mobile Peer-to-Peer Communication) を提案してきた。ノードが移動しながら通信を行う際、通信経路上に NAT が存在する状況は十分に考えられるため、NAT 越えと移動透過性は同時に実現できることが望ましい。そこで本稿では、通信を仮想化する内部仮想アドレスを導入して NAT-f と Mobile PPC の動作を整理し、これを実現する方法を提案する。この方法により Mobile PPC において残されていたアドレス重複による課題を同時に解決できることを示す。

Proposal of Internal Virtual Address for Realizing both NAT Traversal and Mobility.

TOMOHIRO MIZUTANI,^{†1} HIDEKAZU SUZUKI^{†1,†2}
and AKIRA WATANABE^{†1}

In the TCP/IP, it is common to use private IP addresses however, communications are limited because of so called NAT Traversal Problem. In the case of mobile communication, it is not easy to realize mobility, because an IP address changes when the node moves in the TCP/IP. Therefore we have proposed NAT-f (NAT-free protocol) which realizes NAT traversal problem, and Mobile PPC (Mobile Peer-to-Peer Communication) which realizes mobility to solve the problem. While moving, a node communicate, the situation that there is usually NAT on a communication course assume. Therefore it is desired that NAT traversal and mobility can be realized simultaneously. We combined NAT-f and Mobile PPC by introducing Internal Virtual Address. With this method, the remaining problem of Mobile PPC can be solved.

1. はじめに

TCP/IP は通信インフラとして広く普及しているが、近年のネットワーク環境は TCP/IP が当初に想定していた状況を遥かに越えている。例えば、急速なインターネットの普及によって IPv4 アドレスが枯渇しつつある。この問題に対応するために、組織のネットワークはプライベート IP アドレスで構築することが一般的となっている。しかしプライベート IP アドレスを用いると、グローバルアドレス空間上のノードがプライベートアドレス空間上のノードを個別に識別できないため、NAT (Network Address Translator)¹⁾ 越え問題と呼ぶ通信の制約が生じる。近い将来、IPv6 への移行が必要であるといわれているが、IPv4 との互換性がないことから普及が滞っている。そのため、IPv4 における NAT 越え問題の解決は今後も重要な課題である。また、当初の TCP/IP では移動通信を全く考慮していない。そのため IP アドレスは通信識別子であると同時に場所の識別子でもあり、ノードが通信中に移動すると IP アドレスが変化して通信が断絶するという課題がある。ノードが移動しても通信が継続する技術は移動透過性技術²⁾ と呼ばれ、今後も重要な技術である。しかし、移動透過性技術の研究は将来の IPv6 の普及を見越し、IPv6 をターゲットとしたものがほとんどである。IPv6 の普及状況を考えると、むしろ IPv4 における移動透過性技術は今後重要になると考えられる。

IPv4 における NAT 越えを実現する代表的な技術として STUN (Simple Traversal of UDP through NATs)³⁾ がある。STUN では両エンドノードに改造を必要とするが、NAT に改造を加える必要がない。しかし第三者サーバを必要とするため、一点障害の脆弱性がある。また通信プロトコルは UDP のみに制限され、Symmetric NAT には対応できないなどの制約がある。IPv4 における移動透過性を実現する代表的な技術として、Mobile IP⁴⁾ がある。Mobile IP では移動ノードに改造が必要であるが、通信相手ノードに改造を加える必要がない。しかし第三者サーバを必要とし、必ず第三者サーバを経由して通信を行うため、一点障害の脆弱性や通信経路の冗長化がある。また、パケットのカプセル化によるヘッダオーバーヘッドや、送信元アドレスの不正によってルータの Ingress Filter でパケットが破棄

^{†1} 名城大学院理工学研究科

Graduate School of Science and Technology, Meijo University

^{†2} 日本学術振興会特別研究員 PD

Research Fellow of the Japan Society for the Promotion of Science

される可能性がある。

そこで我々はこれらの課題を解決するため、NAT 越え技術として NAT-f (NAT-free protocol)⁵⁾、移動透過性技術として Mobile PPC (Mobile Peer-to-Peer Communication)⁶⁾ を提案してきた。NAT-f では、グローバルアドレス空間上のノードと NAT 自身に改造を必要とするが、プライベートアドレス空間上のノードに改造を加える必要がなく、第三者サーバも必要としない。更に通信プロトコルに制限はなく、また、どのような種類の NAT でも NAT 越えを実現することができる。Mobile PPC では両エンドノードに改造を必要とするが第三者サーバを必要とせず、通信経路の冗長やヘッダオーバーヘッドが存在しない。ただし、ルータの Ingress Filter でパケットが破棄される心配もない。しかし Mobile PPC では、ノードの移動後に Mobile PPC を実装していないノードと通信を行うと、稀にそれらの通信識別子が一致し、既に確立していた通信が断絶するといった課題が残されている。

本稿では NAT-f と Mobile PPC の動作を整理するために、全ての通信識別子を仮想化する内部仮想アドレスの導入を提案する。内部仮想アドレスの導入により、NAT-f と Mobile PPC の 2 つのアドレス変換テーブルを統合することができる。更に、Mobile PPC に残されていた課題も同時に解決することができることを示す。

以降、第 2 章で NAT-f と Mobile PPC で用いられているそれぞれのアドレス変換の考え方について整理する。次に、第 3 章で内部仮想アドレスの導入について述べ、最後に第 4 章でまとめと今後の展開を述べる。

2. NAT-f と Mobile PPC のアドレス変換

本章では、NAT-f と Mobile PPC が保持するアドレス変換テーブルと、アドレス変換の考え方について詳細に述べる。また、Mobile PPC に残されている課題についても詳細に述べる。本稿で使用する記号を以下に示す。

- G_i ($i = 1, 2, 3, \dots$) ; グローバル IP アドレス
- P_i ; プライベート IP アドレス
- V_i ; 仮想アドレス
- s, d, m ; ポート番号
- $G1 : s \Leftrightarrow G2 : d$; $G1 : s$ と $G2 : d$ のパケットの変換
- $G1 : s \leftrightarrow G2 : d$; $G1 : s$ と $G2 : d$ の通信
- $G1 : s \rightarrow G2 : d$; 送信元 $G1 : s$ から宛先 $G2 : d$ へのパケット
- $G1 \Rightarrow G2$; ノードの移動による $G1$ から $G2$ への IP アドレスの変化

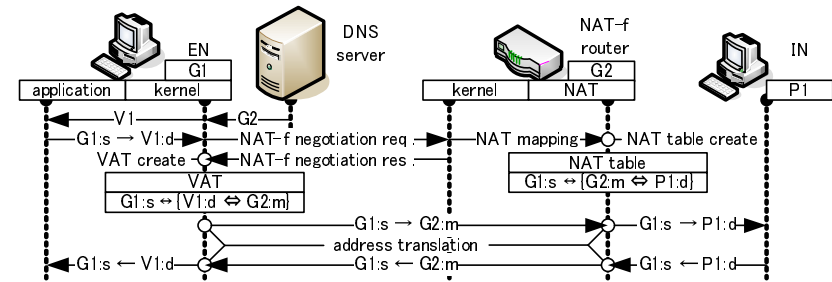


図 1 NAT-f の通信シーケンス

Fig. 1 A communication sequence of NAT-f

2.1 NAT-f のアドレス変換テーブル VAT

NAT-f では NAT 配下のノード (以下、IN ; Internal Node) , 即ちプライベート IP アドレスを持つノードを仮想アドレスとして認識する。仮想アドレスによって NAT 配下の複数のノードをそれぞれ区別することができる。そのため NAT 外側のノード (以下、EN ; External Node) は、仮想アドレス : ポート番号と NAT の実アドレス : ポート番号を変換するための VAT (Virtual Address Translation) と呼ぶテーブルをカーネルに保持する。以下に仮想アドレスが生成される様子と VAT を用いた通信方法を説明する。

NAT-f の通信シーケンスを図 1 に示す。通信開始前、EN はグローバル IP アドレス $G1$ 、IN はプライベート IP アドレス $P1$ を取得しており、NAT-f ルータは $G2$ を使用している。IN は DNS サーバに自分自身の IP アドレスとして NAT-f ルータの IP アドレス $G2$ を登録しておく。また、NAT-f ルータには IN の FQDN (Fully Qualified Domain Name) と IP アドレス $P1$ の関係を登録しておく。EN が通信を開始して DNS サーバに IN の IP アドレスを問い合わせると、DNS サーバは $G2$ を通知する。EN はこの通知を受信すると、カーネルで $G2$ を仮想アドレス $V1$ に書き換えてアプリケーションに通知する。次に、EN のアプリケーションは $V1$ 宛のパケットを生成し、カーネルに対して通信開始を指示する。EN のカーネルはこのパケットをカーネル内に一時退避し、NAT-f ネゴシエーション要求パケットを NAT-f ルータに送信する。NAT-f ルータはこのパケットをカーネルで受信すると、NAT マッピング指示パケットを NAT-f ルータ内部の NAT モジュールに送る。これにより NAT-f ルータ内に NAT テーブル $G1 : s \leftrightarrow \{ G2 : m \leftrightarrow P1 : d \}$ が生成される。NAT-f ルータは NAT マッピング情報を記載した NAT-f ネゴシエーション応答パケットを EN に送信する。

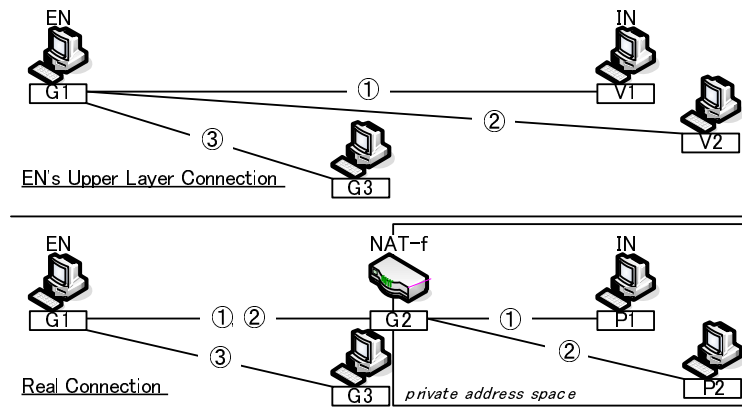


図 2 VAT の変換による通信イメージ
Fig. 2 A communication image by the conversion of VAT

EN はカーネルでこのパケットを受信すると、NAT のマッピング情報から VAT, $G1 : s \leftrightarrow \{ V1 : d \Leftrightarrow G2 : m \}$ を生成する。以後の通信では、EN は VAT を参照してパケットの送信時には $G1 : s \rightarrow V1 : d$ から $G1 : s \rightarrow G2 : m$ に、受信時には $G1 : s \leftarrow G2 : m$ から $G1 : s \leftarrow V1 : d$ に変換する。

このように VAT を用いてアドレス変換を行うことにより、EN のアプリケーションでは NAT 配下のノードを個々に識別できる。また VAT により生成されたパケットは NAT テーブルと整合がとれているため、NAT 配下の IN と通信ができる。VAT で変換を行うことによる通信イメージを図 2 に示す。実際の通信では、EN は NAT-f ルータ G2 と通信を行っており、NAT 配下の IN をポート番号で区別している。それに対して EN のアプリケーションは IN を仮想アドレス V1 として認識する。グローバルアドレス空間上の他のノードはそのまま実アドレスで認識する。

2.2 Mobile PPC のアドレス変換テーブル CIT

Mobile PPC では、移動前と移動後のアドレスを変換する CIT (Connection ID Table) と呼ぶテーブルを両エンドノードがカーネル内に保持している。以下に CIT が生成される様子と CIT を用いた通信を説明する。Mobile PPC の通信シーケンスを図 3 に示す。

通信開始前、通信相手ノード (以下、CN; Correspondent Node) と移動ノード (以下、MN; Mobile Node) はそれぞれ G1, G2 を取得している。MN は通信開始時、CN との通

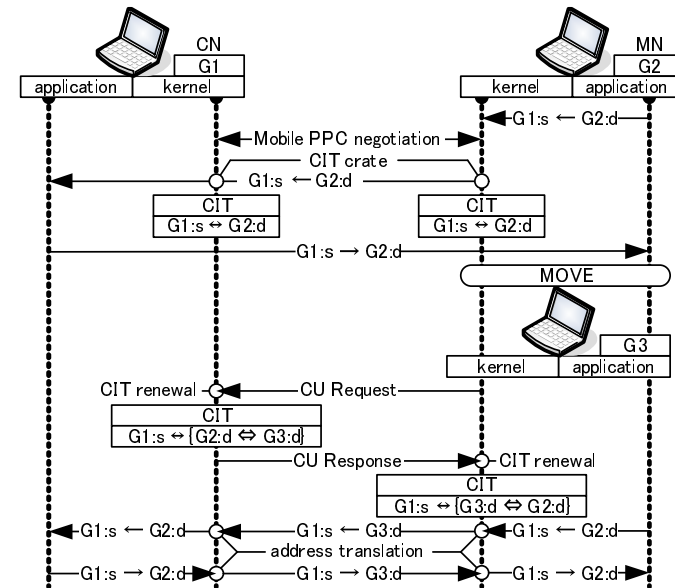


図 3 Mobile PPC の通信シーケンス
Fig. 3 A communication sequence of Mobile PPC

信に先立って認証用鍵の共有などのネゴシエーションを行った後、 $G1 : s \leftarrow G2 : d$ のパケットを生成してカーネルに送信を指示する。MN はこのとき CIT, $G1 : s \leftrightarrow G2 : d$ を生成する。C はこのパケットを受信すると CIT, $G1 : s \leftrightarrow G2 : d$ を生成する。両ノードとも、この時点ではアドレス変換を行わない。

その後 MN が移動して新しく G3 を取得すると、移動情報を通知する CU (CIT Update) Request パケットを CN に送信する。CN はこのパケットを受信すると、カーネルで CIT を $G1 : s \leftrightarrow \{ G2 : d \Leftrightarrow G3 : d \}$ に更新して CU Response パケットを MN に送信する。MN はこのパケットを受信すると、カーネルで CIT を $G1 : s \leftrightarrow \{ G3 : d \Leftrightarrow G2 : d \}$ に更新する。

MN が CN にパケットを送信する場合は、CIT を参照して $G1 : s \leftarrow G2 : d$ から $G1 : s \leftarrow G3 : d$ に変換して送信する。CN はこのパケットを受信すると、CIT を参照して $G1 : s \leftarrow G3 : d$ から $G1 : s \leftarrow G2 : d$ に変換してアプリケーションに渡す。CN が

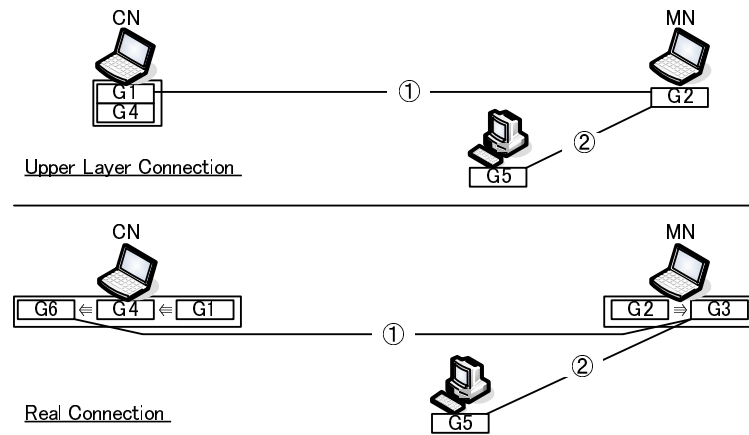


図 4 CIT の変換による通信イメージ
Fig. 4 A communication image by the conversion of CIT

MN にパケットを送信する場合も同様の処理を行う。このように CIT でアドレス変換を行うことにより、IP アドレスの変化をエンドノードのアプリケーションに対して隠蔽できる。

CIT の変換による通信イメージを図 4 に示す。始めに、CN は $G1$ 、MN は $G2$ を使用して通信を行う。その後、実際の通信では、CN が移動を繰り返すことで IP アドレスは変化し、 $G6$ を用いた通信となる。また、MN も同様に移動して IP アドレスが変化し、 $G3$ を用いた通信となる。しかし CIT で変換が行われることにより、各エンドノードのアプリケーションでは通信を開始した時点の通信識別子だけを意識した通信となる。

2.3 Mobile PPC に残された課題

Mobile PPC では CN との通信中に MN が移動した後、CN が Mobile PPC を実装していない一般ノード（以下、GCN; General Correspondent Node）と新たに通信を開始すると、MN との通信が断絶される可能性がある。図 5 に Mobile PPC が通信断絶を起こす場合の通信シーケンスを示す。

CN と MN が通信を開始してから MN が移動するまでの動作は図 3 と同一である。ここで、MN が移動することでリリースされた $G2$ を GCN が取得し、CN と通信を開始したものとする。GCN がもし MN の通信と同じポート番号 d を用いて通信を開始し、 $G1:s \leftarrow G2:d$ のパケットを CN に送信すると、CN は MN と GCN の区別ができずに CN と GCN の新

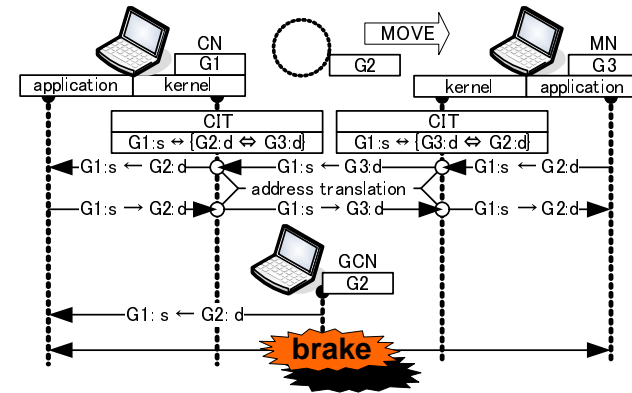


図 5 Mobile PPC が通信断絶を起こす場合の通信シーケンス
Fig. 5 A communication sequence when Mobile PPC causes a communication break

しい通信が開始される。そのため、既に確立していた CN と MN の通信は断絶される。

3. 内部仮想アドレスの導入

本章では NAT-f と Mobile PPC の動作を整理するために、自分自身のアドレスと通信相手ノードのアドレスを全て内部仮想アドレスとして認識する方法について述べる。

3.1 通信の完全仮想化

NAT-f における VAT は NAT 配下のノードを示す仮想的なアドレス：ポート番号と、NAT でマッピングされた物理的な下位層のアドレス：ポート番号の対応関係を保持していた。また、Mobile PPC における CIT はノードの移動前のアドレスと、移動後のアドレスの対応関係を保持していた。本提案では NAT-f と Mobile PPC を整理するに当たり、VAT と CIT を統合して ECIT (Extended CIT) とする。ECIT は IP 層よりも上位層のアドレス：ポート番号と下位層のアドレス：ポート番号の対応関係を保持するものとする。ここで ECIT の下位層の情報は、移動に伴い変化する。NAT-f では通信相手ノードが NAT-f 配下の場合のみ通信相手ノードを仮想アドレスとして認識していたが、本提案では全てのノードを内部仮想アドレスとして認識し、更に自分自身のアドレスも仮想的に認識する。

内部仮想アドレスはノード内部で重複しない任意のアドレスでよく、あるノードが使用する内部仮想アドレスを他のノードが意識する必要はない。従って、異なるノードが使用する

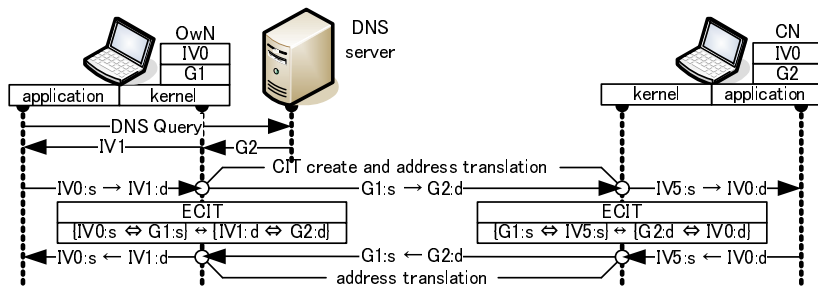


図 6 内部仮想アドレスによる通信シーケンス

Fig. 6 A communication sequence by the Internal Virtual Address

内部仮想アドレスが、互いに重複していても問題は生じない。そのため、内部仮想アドレスは各ノードが自立的に生成でき、特別な管理機構を必要としない。

3.2 内部仮想アドレスを導入した通信

内部仮想アドレスを導入した場合の通信シーケンスを図 6 に示す。新たな記号の意味は以下の通りである。

- IV_i ($i = 0, 1, 2, \dots$) ; 内部仮想アドレス

通信開始前、自分自身のノード（以下、OwN; Own Node）と CN はそれぞれ G_1 , G_2 を取得している。また自分自身を示す内部仮想アドレスを IV_0 とする。OwN は通信開始時、DNS サーバから CN の IP アドレス G_2 を取得すると、カーネルでこれを IV_1 に書き換えてアプリケーションに通知する。即ち、OwN のアプリケーションは自分自身のアドレスを IV_0 , CN のアドレスを IV_1 として認識する。OwN のアプリケーションは $IV_0 : s \rightarrow IV_1 : d$ のパケットを生成する。OwN は ECIT, $\{ IV_0 : s \leftrightarrow G_1 : s \} \leftrightarrow \{ IV_1 : d \leftrightarrow G_2 : d \}$ を生成し、ECIT を参照して $IV_0 : s \rightarrow IV_1 : d$ から $G_1 : s \rightarrow G_2 : d$ に変換して送信する。

CN はこのパケットを受信すると OwN を示す内部仮想アドレスを任意に、例えば IV_5 を生成し、カーネルで CIT, $\{ G_1 : s \leftrightarrow IV_5 : s \} \leftrightarrow \{ G_2 : d \leftrightarrow IV_0 : d \}$ を生成する。その後 $G_1 : s \rightarrow G_2 : d$ から $IV_5 : s \rightarrow IV_0 : d$ に変換してアプリケーションに渡す。即ち、CN のアプリケーションは自分自身のアドレスを IV_0 , CwN のアドレスを IV_5 として認識する。ここで、内部仮想アドレス IV_i は同一ノード内でのみ重複しない様に管理すればよく、他のノードがどのような内部仮想アドレスを生成してもよい。CN が OwN にパケットを送信する場合は $IV_5 : s \leftarrow IV_0 : d$ から $G_1 : s \leftarrow G_2 : d$ に変換し、CN ではこの

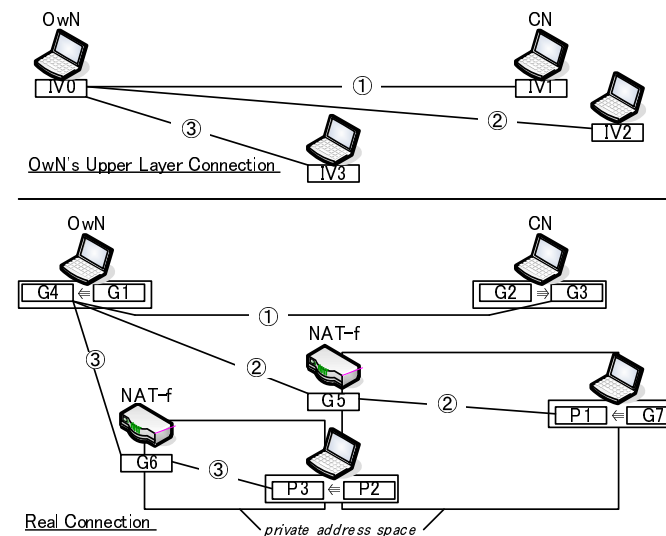


図 7 内部仮想アドレスによる通信イメージ

Fig. 7 A communication image by the Internal Virtual Address

パケットを $G_1 : s \leftarrow G_2 : d$ から $IV_0 : s \leftarrow IV_1 : d$ に変換する。このように、エンドノードの上位層が認識する通信は、全て内部仮想アドレスとして認識される。

内部仮想アドレスによる通信イメージを図 7 に示す。OwN は図中の全てのエンドノードと通信を行っている。実際の通信では、始め OwN は G_1 , MN は G_2 を用いて通信を行う。その後、OwN が移動すると IP アドレスは G_1 から G_4 に変化し、CN も移動すると G_2 から G_3 に変化する。また、他にもプライベートアドレス空間上からグローバルアドレス空間上に移動したノードや、あるプライベートアドレス空間上から別のプライベートアドレス空間上に移動したノードが存在しており、複雑な通信状況になっている。しかし、OwN のアプリケーションは全てのエンドノードを内部仮想アドレスで認識しているため、自分自身を IV_0 , CN を IV_1 と認識するだけである。同様に、異なったアドレス空間を跨った移動を行ったノードをも IV_2 及び IV_3 と認識するだけである。従って、内部仮想アドレスを用いて通信を行っているノードのアプリケーションは実際のネットワーク状況に左右されず、また、NAT が存在したりノードが移動しても各ノードと直接通信を行っているものとして

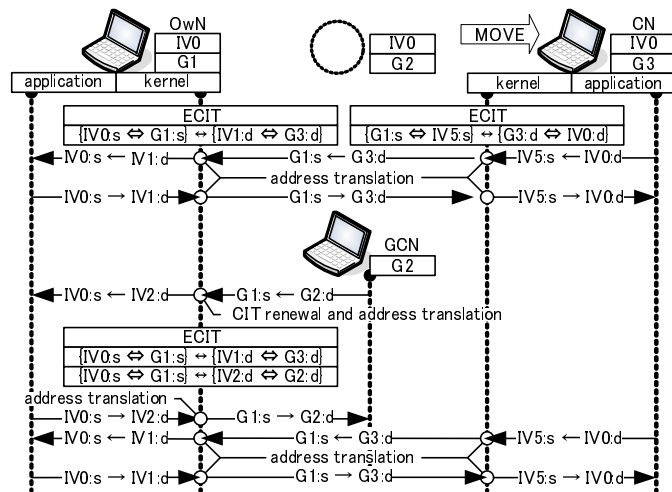


図 8 Mobile PPC の課題の解決
Fig. 8 The solution of the problem in Mobile PPC

認識する。

3.3 Mobile PPC の課題の解決

提案方式では通信相手ノードが提案方式を実装していない一般ノードでも、そのノードを内部仮想アドレスとして認識するため、Mobile PPCに残されていた課題を同時に解決できる。内部仮想アドレスを導入した場合の移動通信シーケンスを図 8 に示す。

通信開始前、OwN と CN はそれぞれ $G1$, $G2$ を取得しており、また自分自身を示す内部仮想アドレスとして $IV0$ を生成している。CN は OwN と通信開始後、移動して $G3$ を取得すると両エンドノードは ECIT を更新する。このときの更新は通常の Mobile PPC と同様の処理で実現される。

ここで Mobile PPC を実装していない GCN が、CN の移動によってリリースされた $G2$ を取得し、CN と同じポート番号 d を用いて OwN と通信を開始すると、GCN は $G1 : s \leftarrow G2 : d$ のパケットを OwN に送信する。OwN はこのパケットを受信すると、CIT を $\{ IV0 : s \leftrightarrow G1 : s \} \leftrightarrow \{ IV2 : d \leftrightarrow G2 : d \}$ に更新し、 $G1 : s \leftarrow G2 : d$ を $IV0 : s \leftarrow IV2 : d$ に変換してアプリケーションに渡す。

以後、GCN が OwN にパケットを送信する場合は同様の変換処理を行う。OwN が GCN

にパケットを送信する場合、 $IV0 : s \rightarrow IV2 : d$ を $G1 : s \rightarrow G2 : d$ に変換して送信する。

このように内部仮想アドレスを導入することにより、CN が移動する前に使用していた実 IP アドレスを GCN が取得して OwN と通信を開始しても、OwN のアプリケーションが認識する通信識別子は内部仮想アドレスであるため、重複することがない。そのため、Mobile PPCに残されていたアドレスの重複による通信の断絶が起きることがなくなる。

4. まとめと今後

本稿では、NAT-f と Mobile PPC で個別に定義されていた VAT と CIT という 2 つの変換テーブルを整理し、内部仮想アドレスを導入して両者を統合できることを説明した。またこの方法により、Mobile PPCに残されていた、通信識別子の重複による通信断絶の課題を解決できることを説明した。

今後は具体的な通信と移動のシナリオを整理し、NAT-f と Mobile PPC を用いて、様々なネットワーク環境下で NAT 越えと移動透過性を同時に実現する具体的な通信方法を検討していく。

謝辞 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

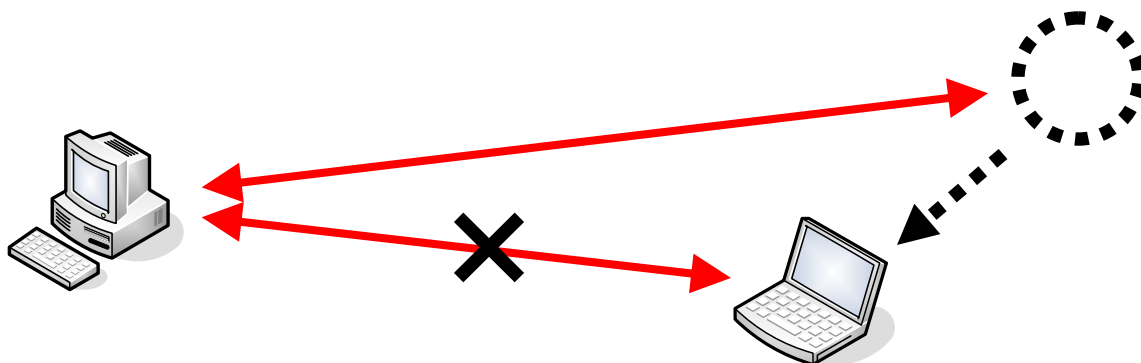
- 1) Egevang, K. and Francis, P.: The IP Network Address Translators (NAT), RFC 1631, IETF (1994).
- 2) 寺岡文男：インターネットにおけるノード移動透過性プロトコル，電子情報通信学会論文誌， Vol.J87-D1, No.3, pp.308-328 (2004).
- 3) Rosenberg, J., Weinberger, J., Huitema, C. and Mahy, R.: STUN - Simple Traversal of User Datagram Protocol (UDP) Through Network address Translators (NATs), RFC 3489, IETF (2003).
- 4) Perkins, C.: IP Mobility Support for IPv4, RFC 3344, IETF (2002).
- 5) 鈴木秀和, 宇佐見庄吾, 渡邊 晃：外部動的マッピングにより NAT 越えを実現する 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).
- 6) 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).

NAT越えと移動透過性を同時に 実現する内部仮想アドレスの提案

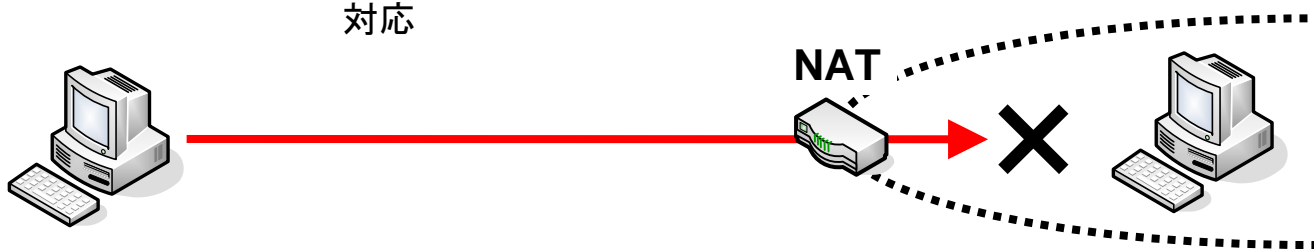
名城大学大学院 理工学研究科
水谷智大, 鈴木秀和, 渡邊 晃

研究背景

- 移動通信の需要の増加⇒IPアドレスの変化による通信切断
 - 無線ネットワークの普及, 移動ノードの増加



- NATの存在⇒NAT内部への通信開始不可=NAT越え問題
 - IPv4アドレスの枯渇⇒プライベートアドレスの使用



当初のTCP/IPの想定を超えたネットワーク環境

研究背景 - 移動通信

移動透過性

- IPv4における移動透過性技術は重要
 - 移動透過性技術の研究はIPv6が主流
 - IPv6の導入は進んでいない⇒IPv4は継続して使用される



Mobile PPC

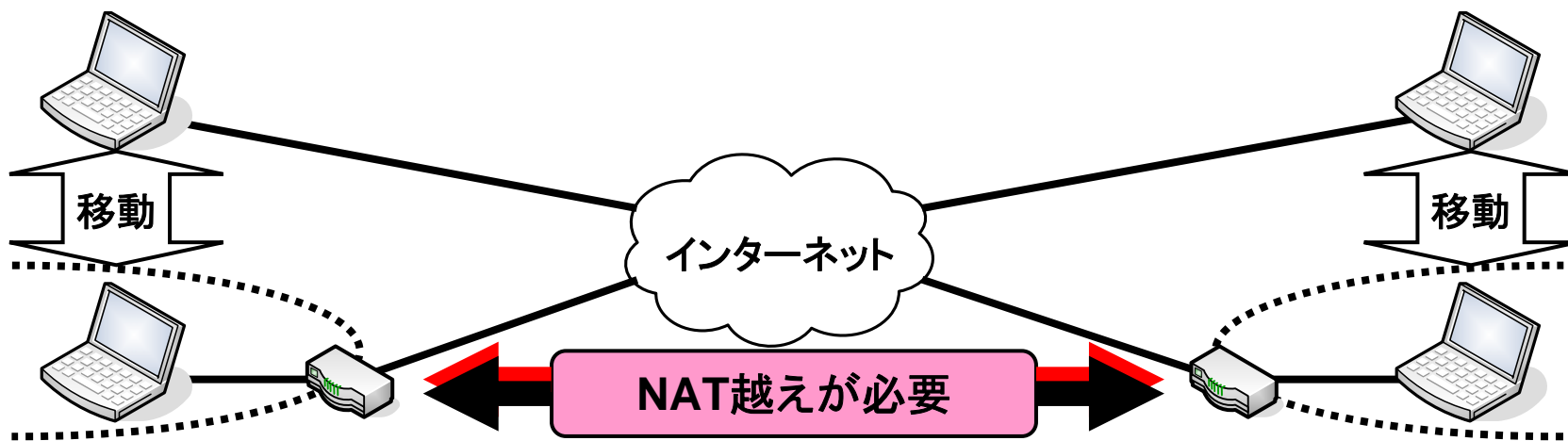
- 残された課題: アドレス重複問題

研究背景 - NATの存在

NAT越え

• 移動通信とNAT越え

- ノードがNAT配下に移動する場合がある
 - ⇒ NATを使用したネットワークではNAT越え問題が生じる
- 移動通信とNAT越えを同時に実現しようとする処理が複雑になる



アドレス重複問題

解決

内部仮想アドレス

簡単化

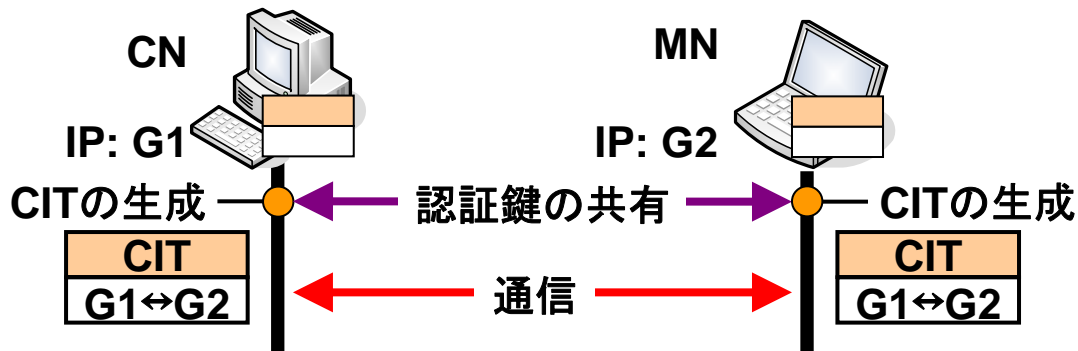
NAT越え問題の解決

Mobile PPCの動作概要

- CITと呼ぶアドレス変換テーブルをIP層に保持
- 移動後, CITを基にパケットのIPアドレスを変換
- 上位層に対してIPアドレスの変化を隠蔽

※ポート番号も変換対象であるが, 通常はIPアドレスのみ.
ここでは省略する.

G*; グローバルIPアドレス
X1↔X2; X1とX2の通信
X1↔X2; X1とX2のアドレス変換

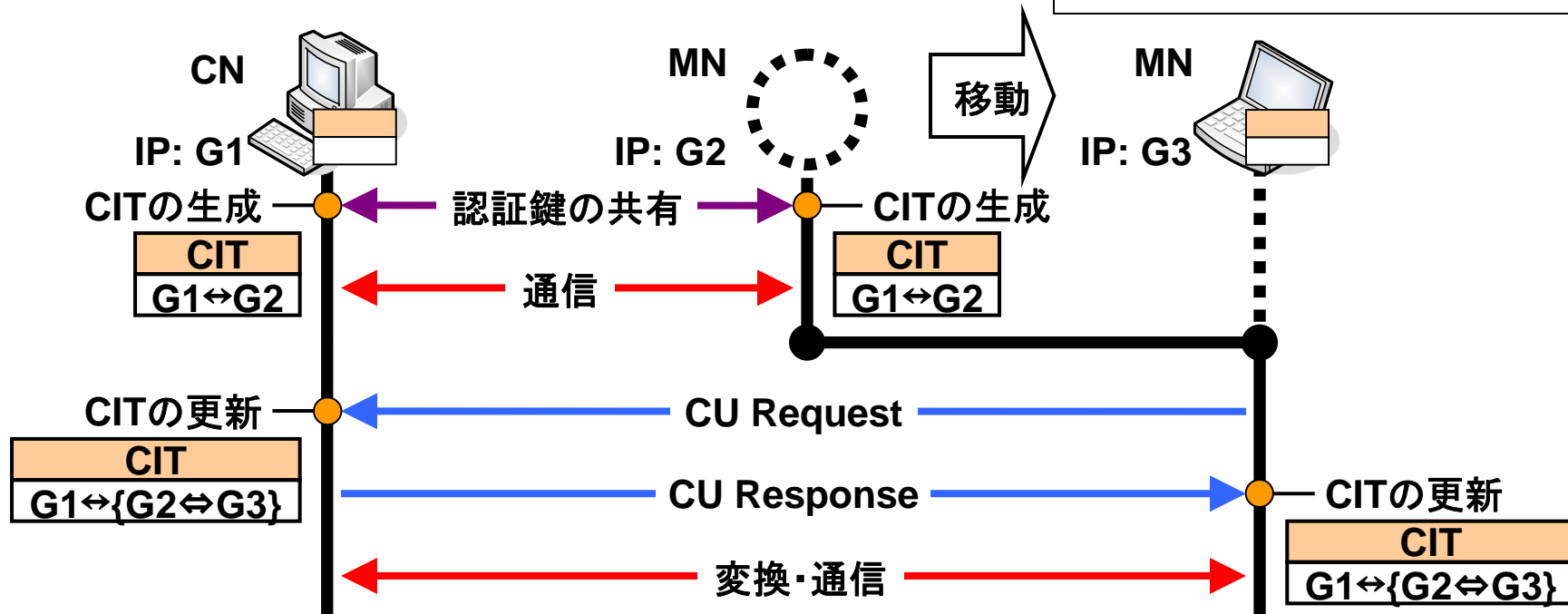


Mobile PPCの動作概要

- CITと呼ぶアドレス変換テーブルをIP層に保持
- 移動後, CITを基にパケットのIPアドレスを変換
- 上位層に対してIPアドレスの変化を隠蔽

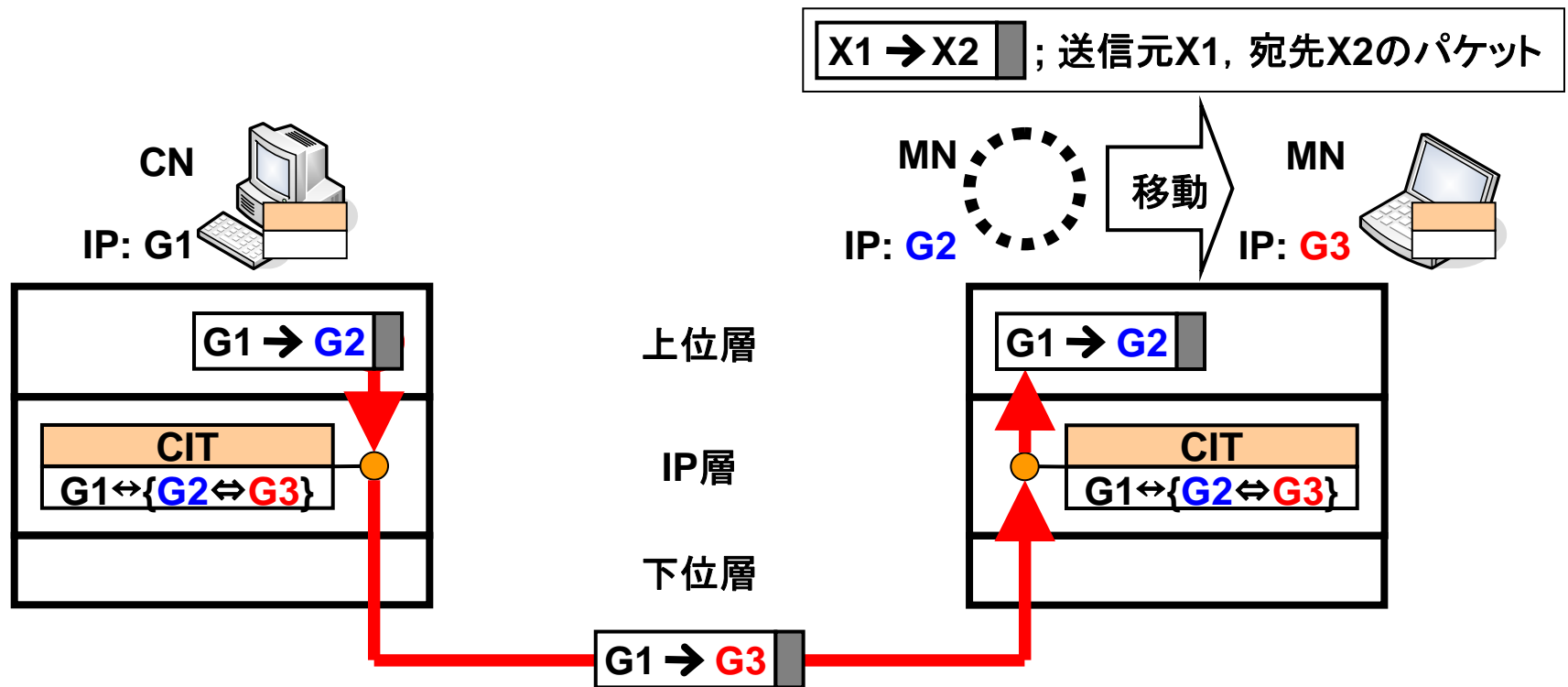
※ポート番号も変換対象であるが, 通常はIPアドレスのみ.
ここでは省略する.

G*; グローバルIPアドレス
X1↔X2; X1とX2の通信
X1↔X2; X1とX2のアドレス変換



Mobile PPCのアドレス変換処理

- アドレス変換によって通信継続
 - 上位層: 移動前のアドレスで通信を認識
 - 下位層: 移動後のアドレスでルーティング



※Mobile PPCは評価が終了し、その有効性が示されている
「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」

CITによる通信イメージ

- CITによる通信イメージ
 - 上位層が認識する通信: 通信開始時のアドレス
 - 下位層が認識する通信: 現在のアドレス

上位層



下位層

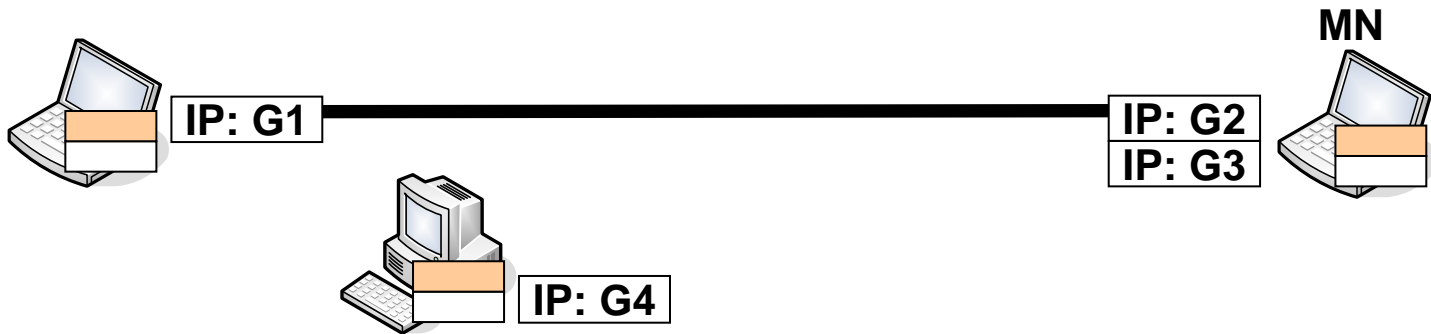


CITによる通信イメージ

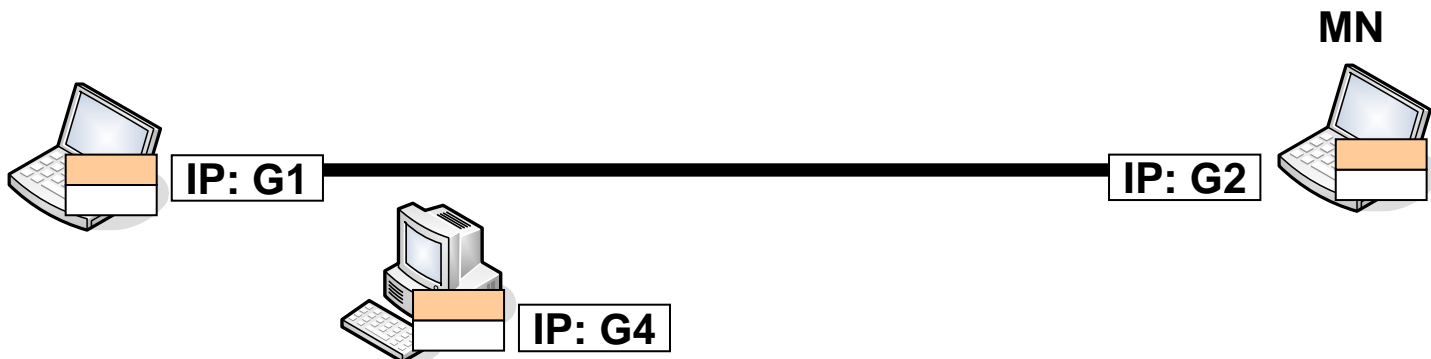
- CITによる通信イメージ

- 上位層が認識する通信: 通信開始時のアドレス
- 下位層が認識する通信: 現在のアドレス

上位層



下位層

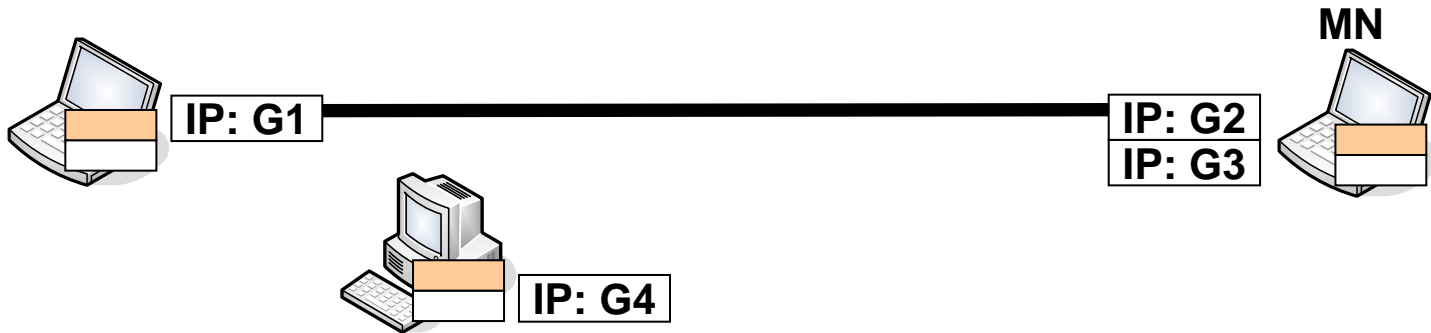


CITによる通信イメージ

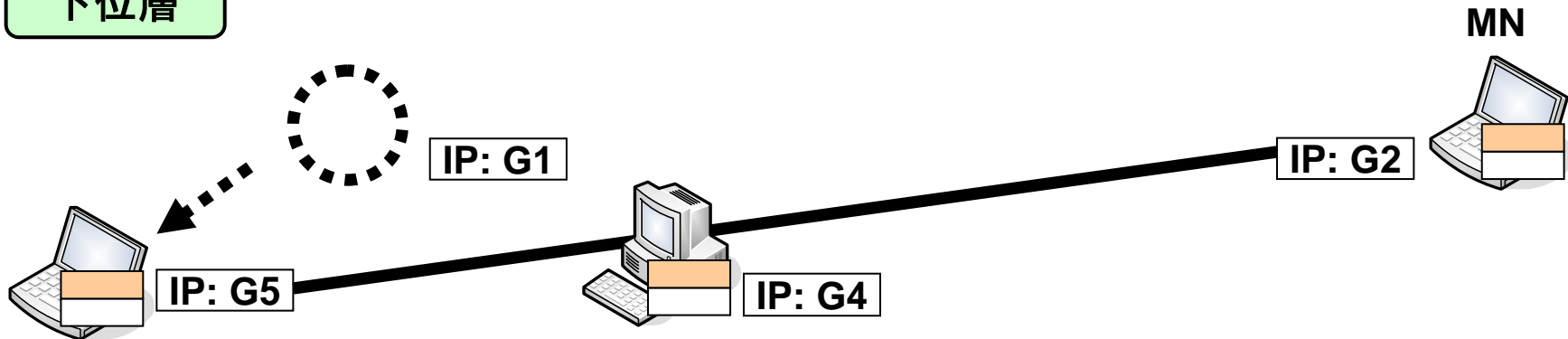
- CITによる通信イメージ

- 上位層が認識する通信: 通信開始時のアドレス
- 下位層が認識する通信: 現在のアドレス

上位層



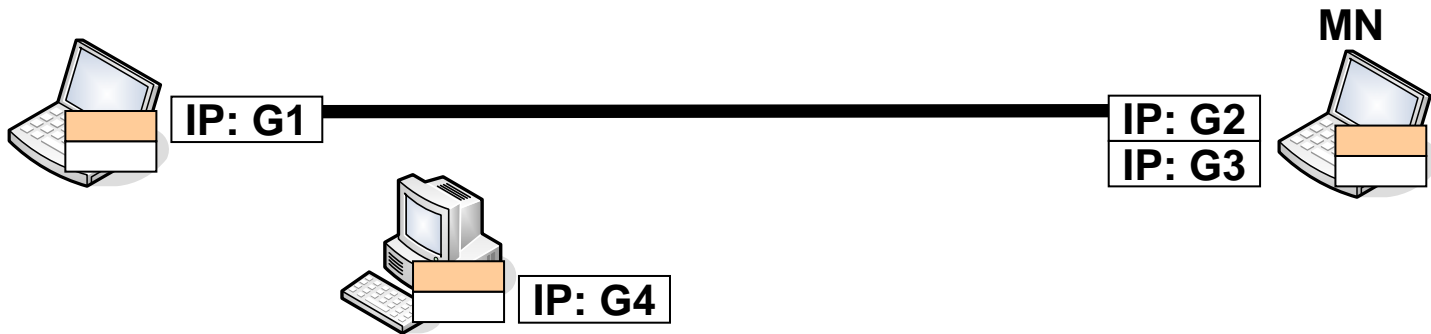
下位層



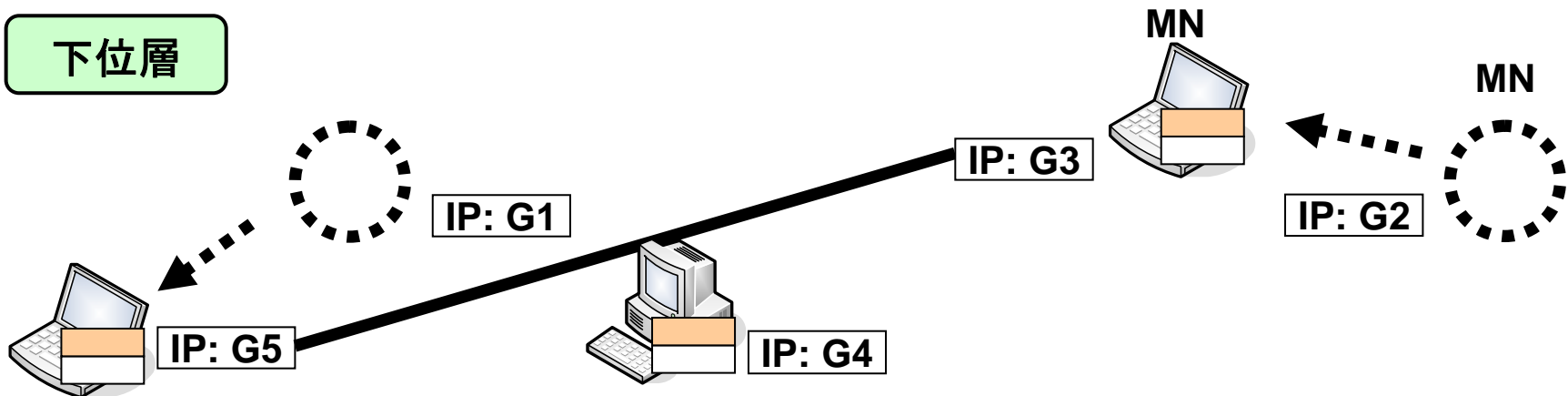
CITによる通信イメージ

- CITによる通信イメージ
 - 上位層が認識する通信: 通信開始時のアドレス
 - 下位層が認識する通信: 現在のアドレス

上位層



下位層

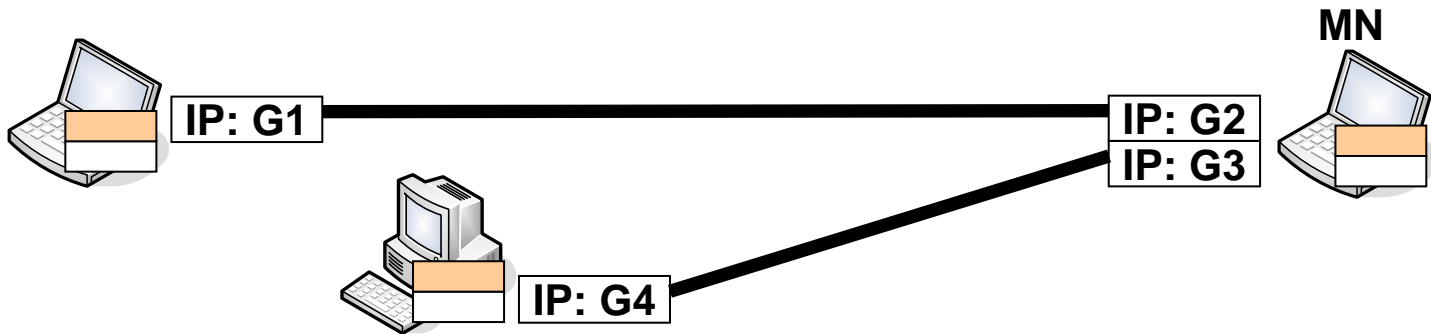


CITによる通信イメージ

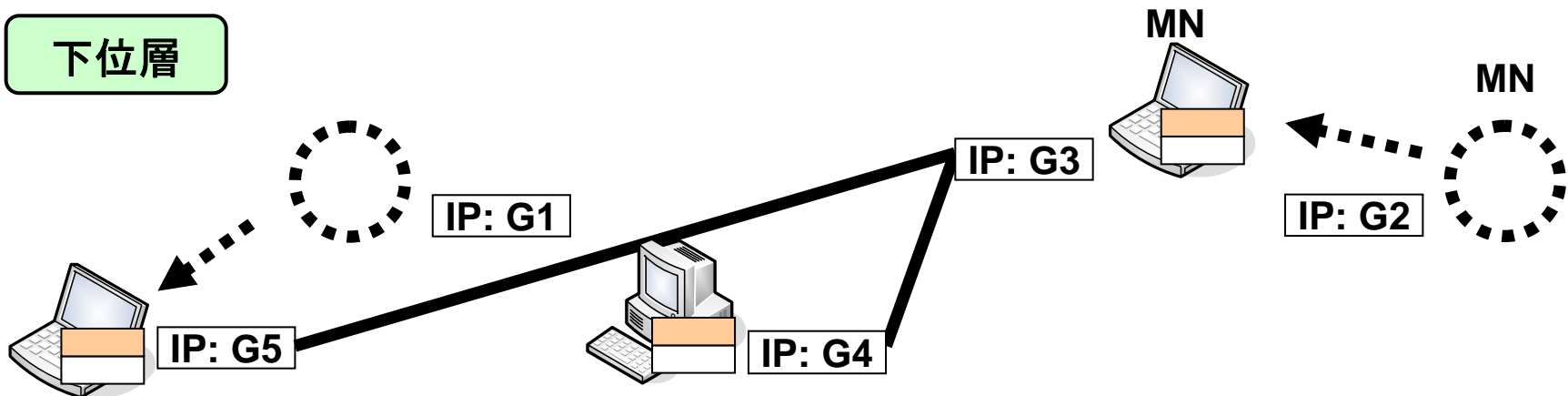
- CITによる通信イメージ

- 上位層が認識する通信: 通信開始時のアドレス
- 下位層が認識する通信: 現在のアドレス

上位層

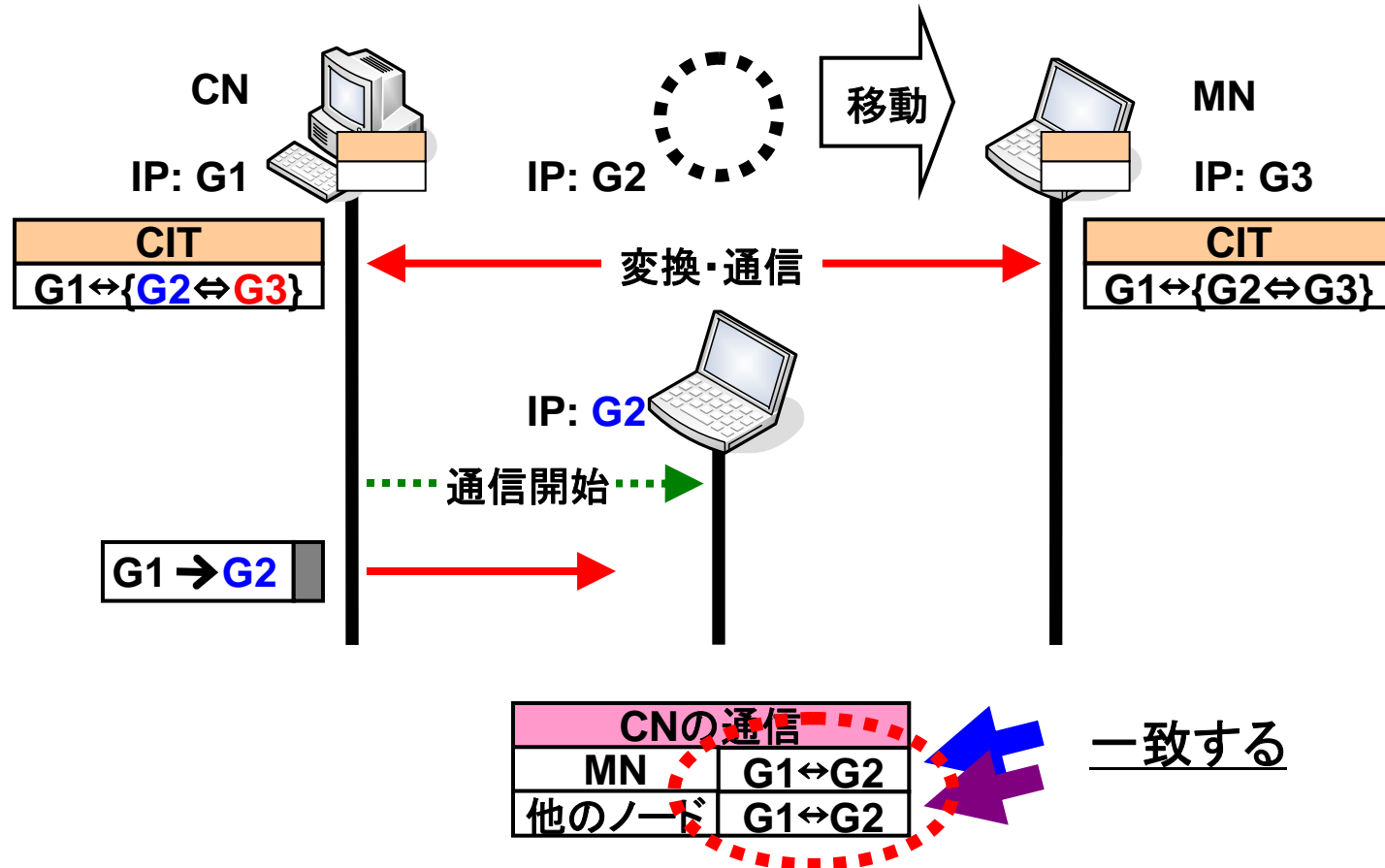


下位層



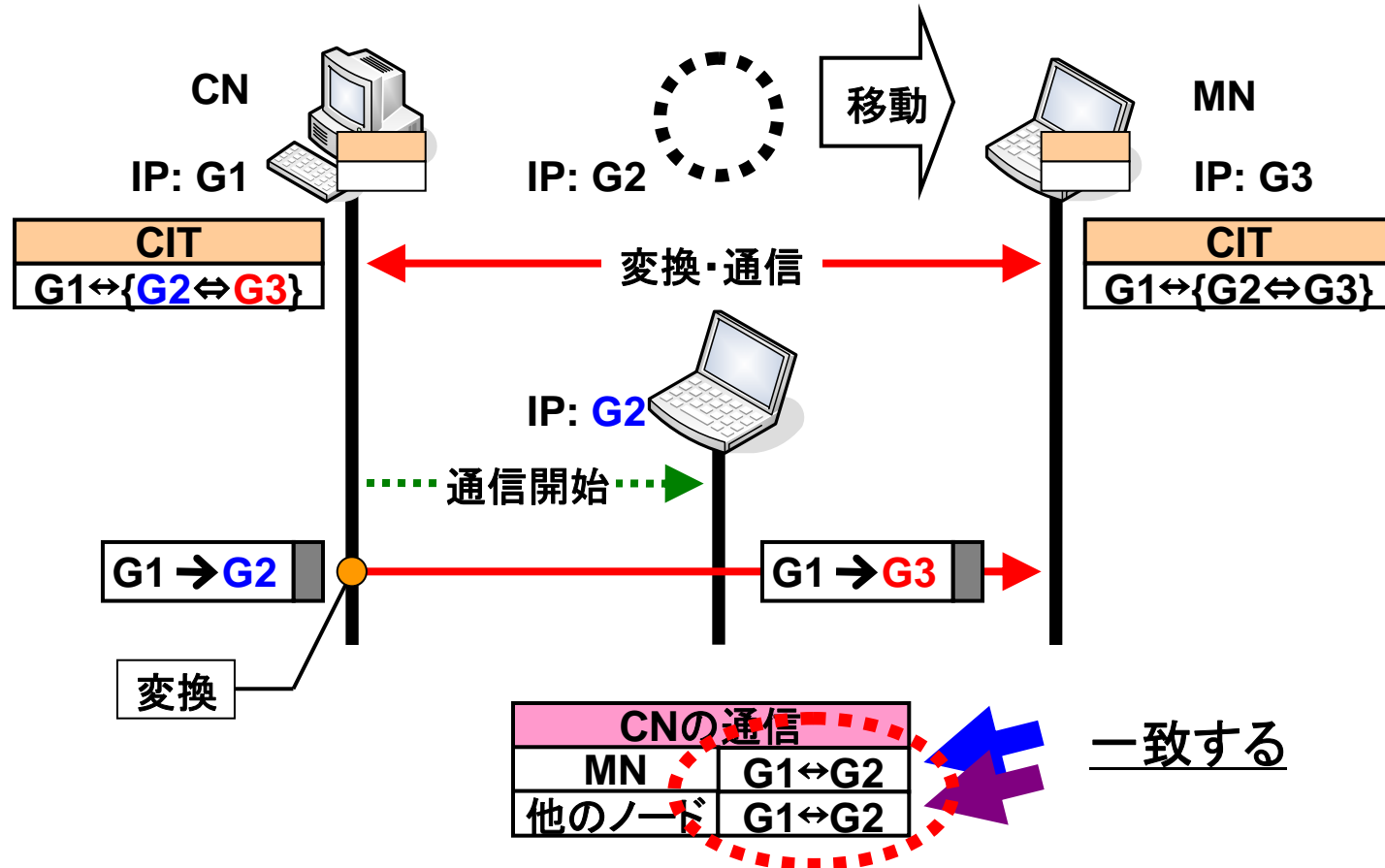
Mobile PPCの課題 - アドレスの重複問題

- 以下のケースにおいて通信を開始できない(ただし稀)
 - 他のノードがMNの移動前のアドレスを取得
 - MNに対応するCITに該当し, G2宛のパケットが全てMNに送信される



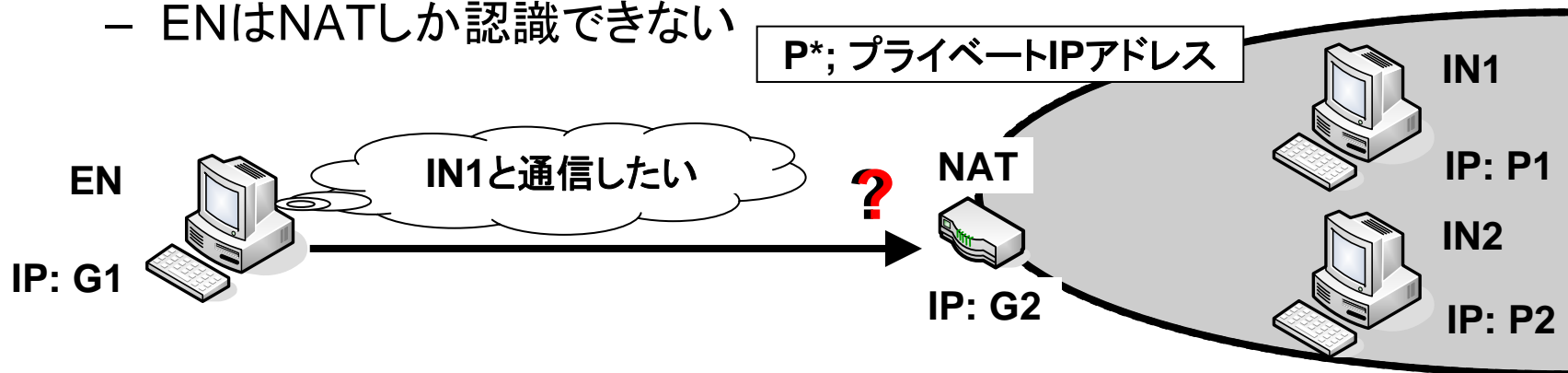
Mobile PPCの課題 - アドレスの重複問題

- 以下のケースにおいて通信を開始できない(ただし稀)
 - 他のノードがMNの移動前のアドレスを取得
 - MNに対応するCITに該当し, G2宛のパケットが全てMNに送信される

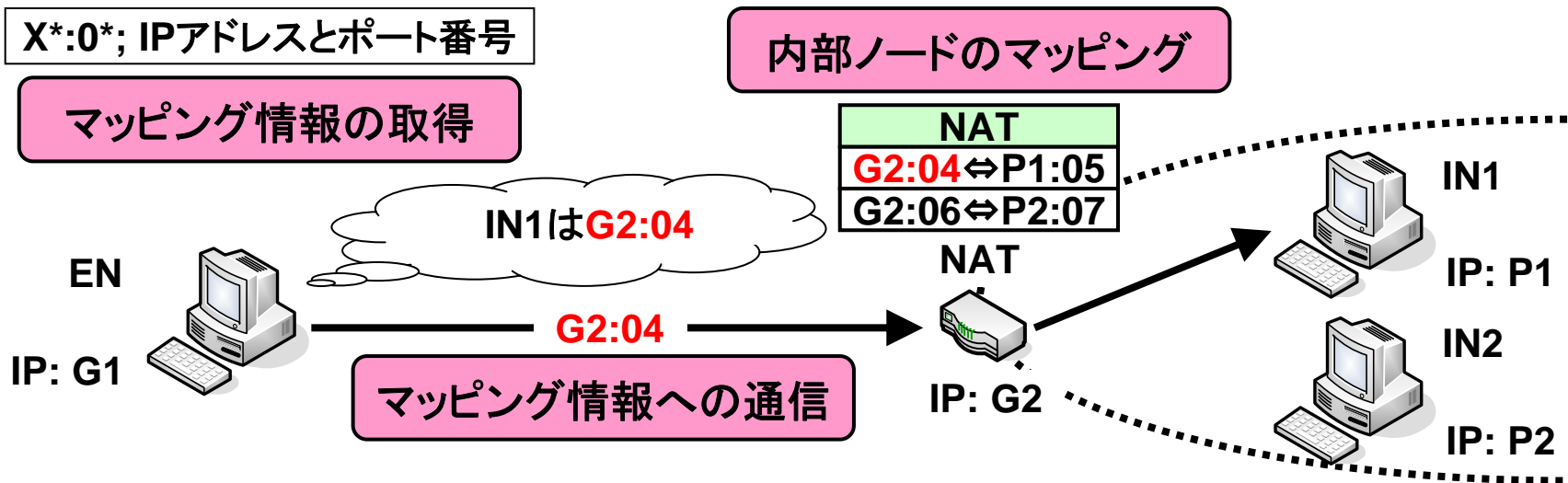


NAT越え問題とその解決

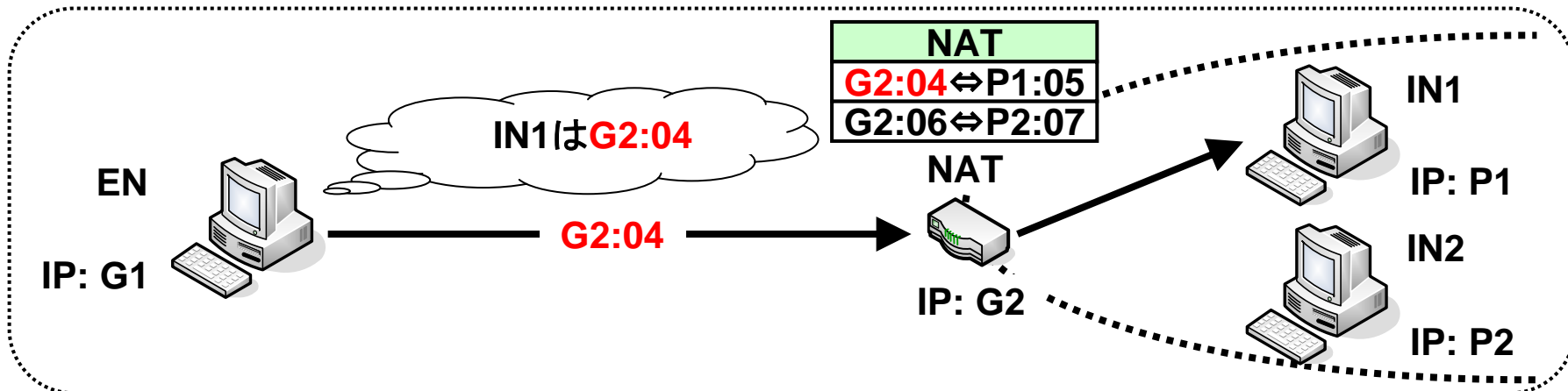
- EN(外部ノード)はIN(内部ノード)に通信を開始できない
 - ENはNATしか認識できない



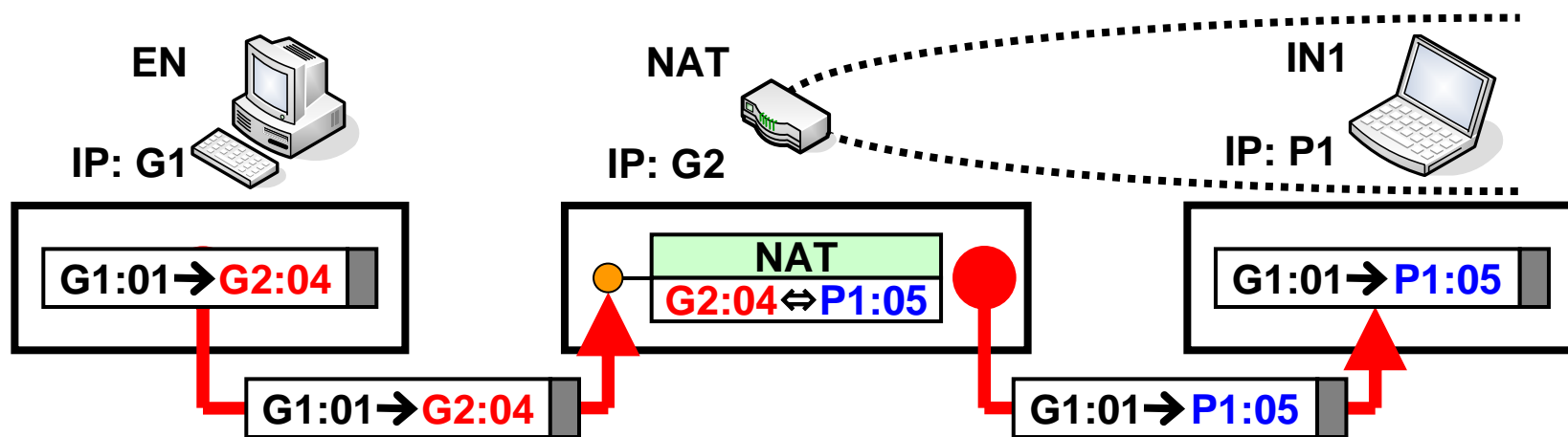
- ENがINに通信を開始するには



NAT越え問題とその解決

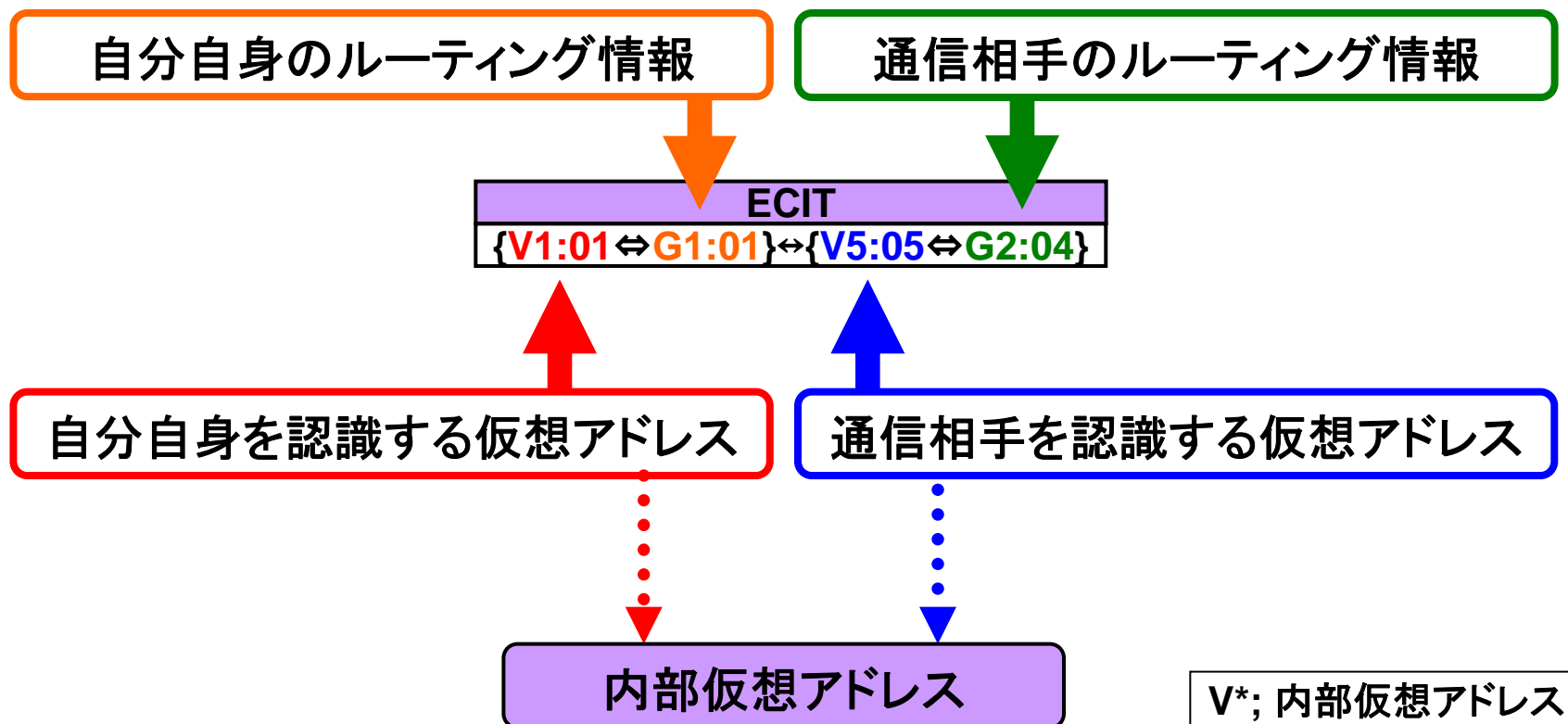


- NATテーブルにあわせてENからパケットを送信



内部仮想アドレスとECIT

- 内部仮想アドレスの導入
- CITを拡張し, ECITとする

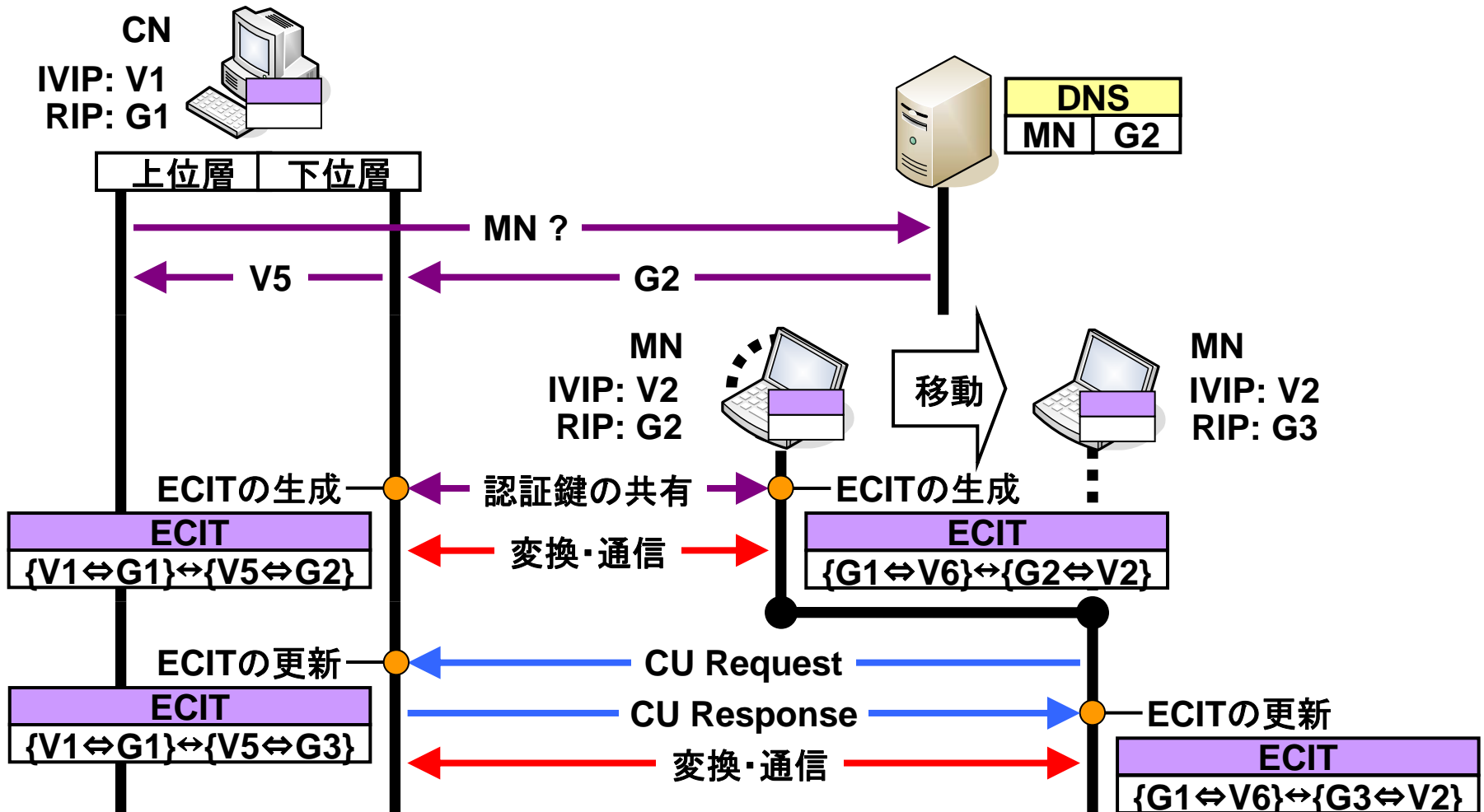


“内部”仮想アドレスの特徴

- ノードの移動などに関わらず，自他共に通信識別子が一定
- ノード内部でのみ使用される通信識別子であり，ノード外部には漏れない
 - ⇒任意のアドレスで構わない
- 同一ノード内でのみユニークであればよい
 - ⇒特別な管理機構を必要としない

提案方式を用いたMobile PPC

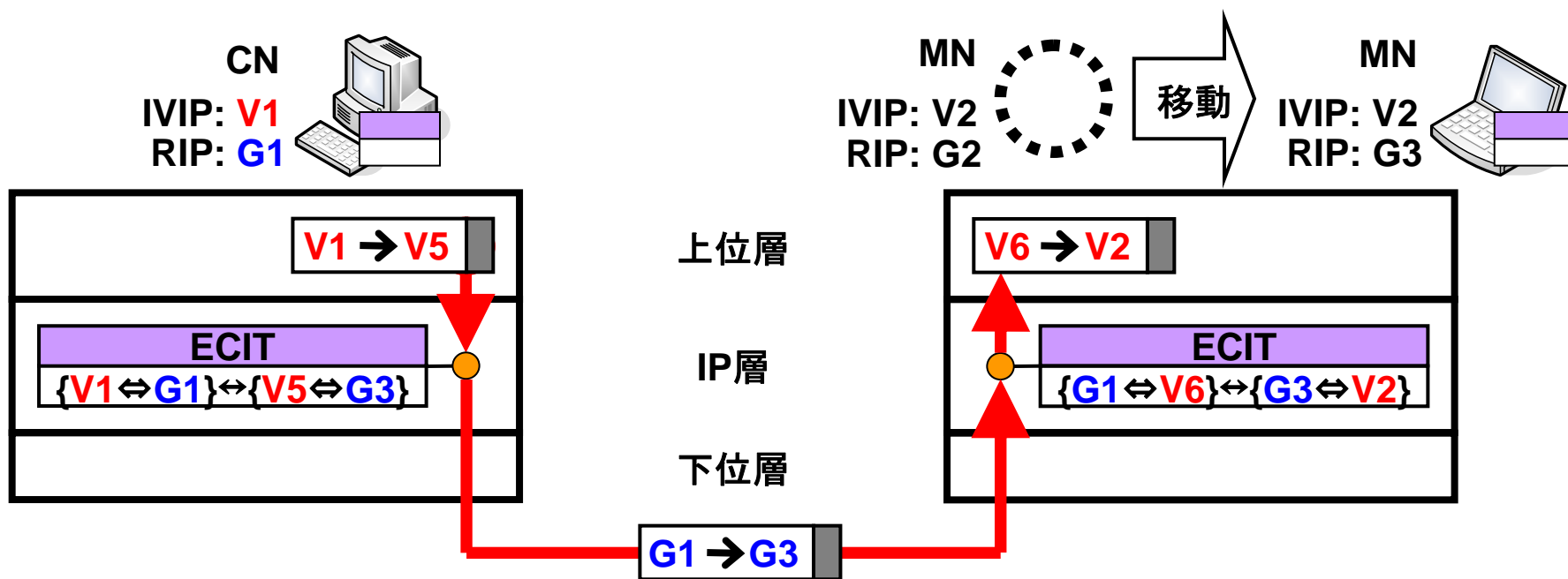
- 移動の有無にかかわらず、常にアドレス変換処理を行う



※ IVIP; Internal Virtual IP address, RIP; Real IP address

提案方式を用いたMobile PPCの変換処理

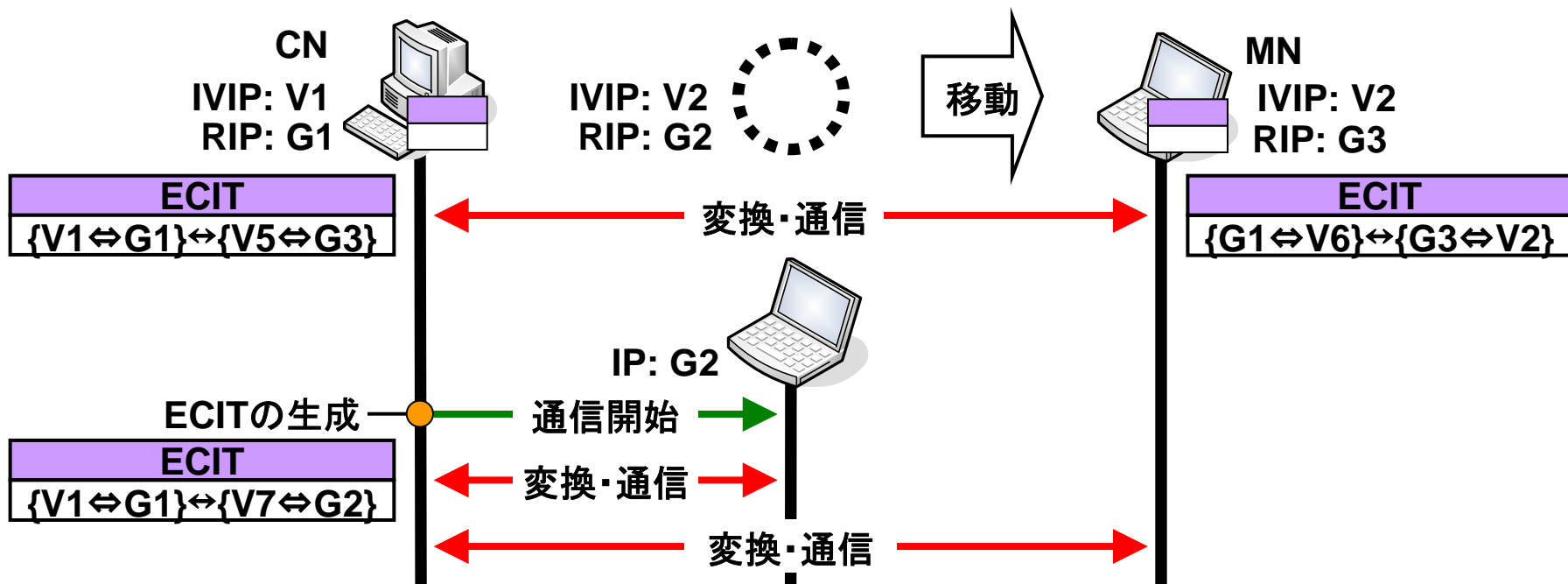
- 上位層: 通信を一意に特定
- 下位層: ルーティング情報に変換



※仮想アドレスはノード毎に独立＝CN, MNで一致しても構わない

アドレス重複問題の解決

- アドレスの重複は発生しない
 - 通信相手を個々に識別する



| CNの通信 | |
|-------|---------|
| MN | V1 ↔ V5 |
| 他のノード | V1 ↔ V7 |

必ず識別できる

NAT越えの同時実現の簡単化

マッピング情報への通信

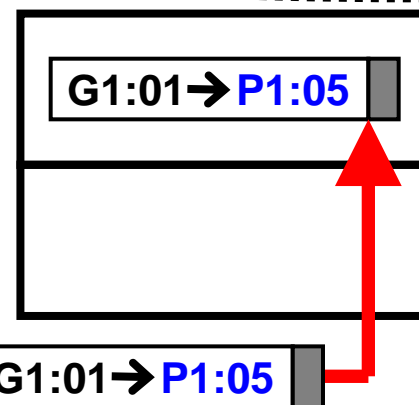
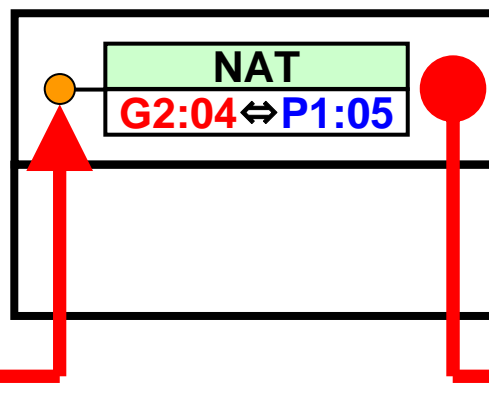
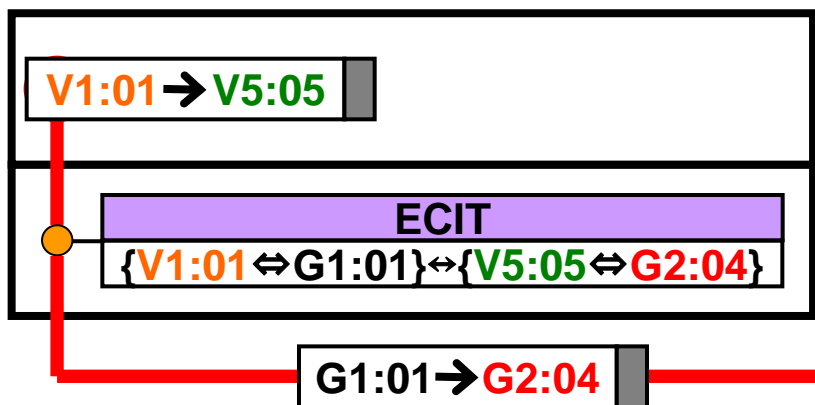
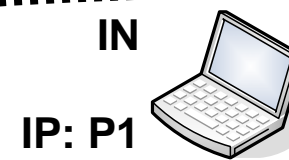
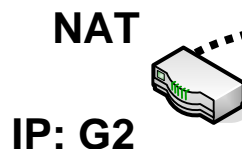
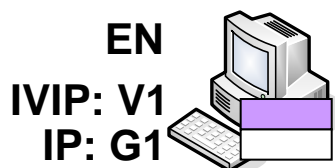
→ ECIT



内部ノードのマッピング

マッピング情報の取得

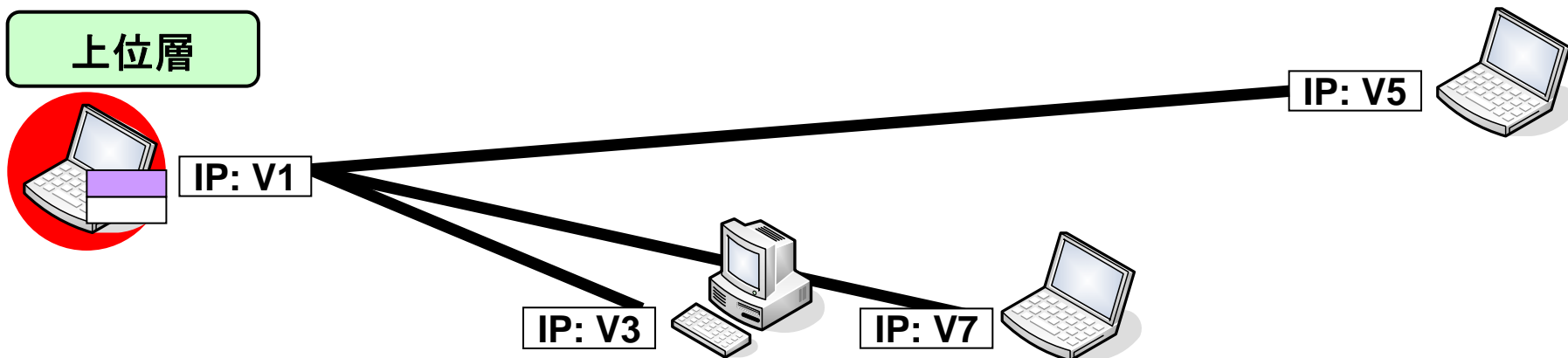
Hole Punching, 中継サーバ (TURN) ?
情報サーバ (STUN), NAT-f ?



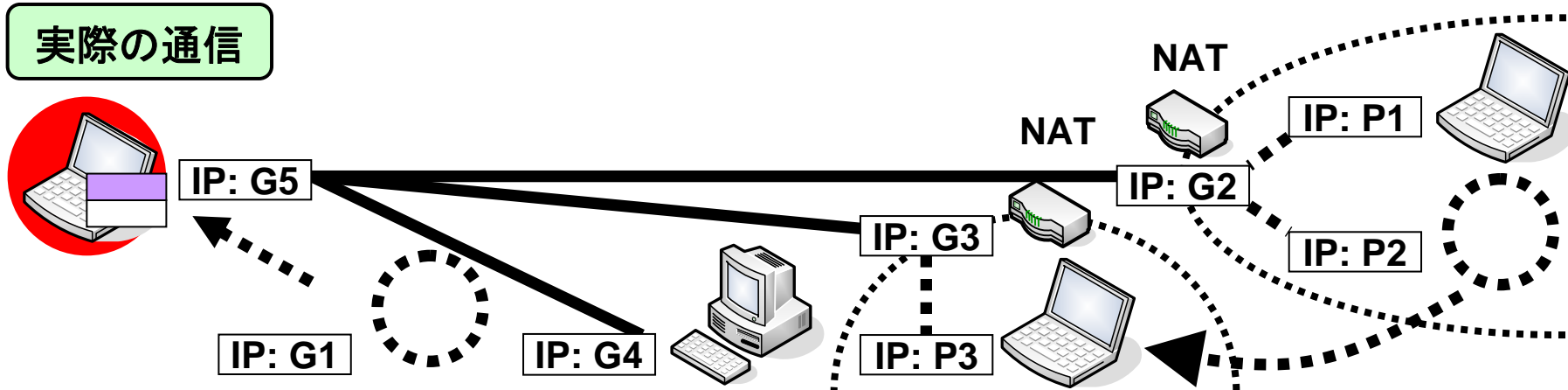
ECITによる通信イメージ

- 上位層の認識する通信: NATの存在や移動に係わらずユニーク
- 実際の通信: NATや移動後のアドレスとの通信

上位層



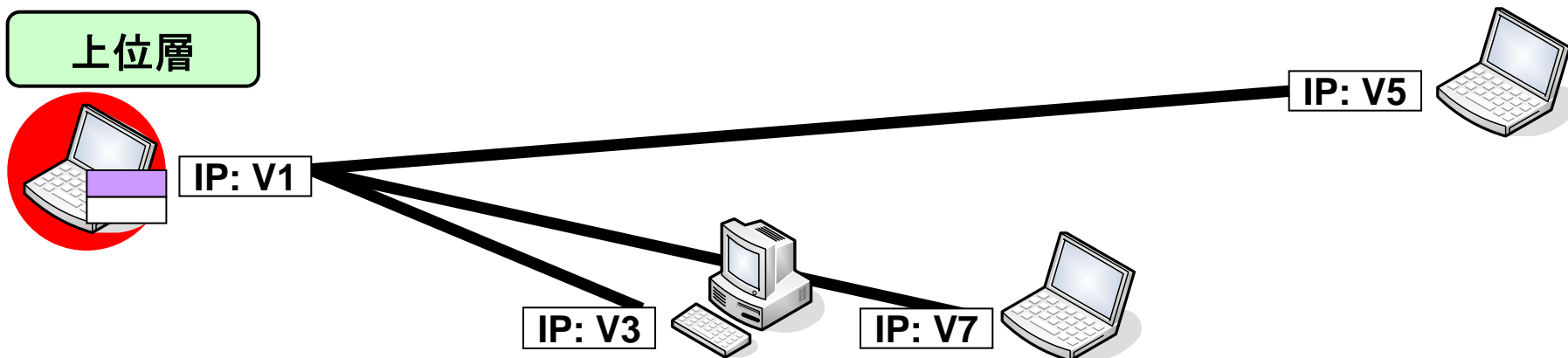
実際の通信



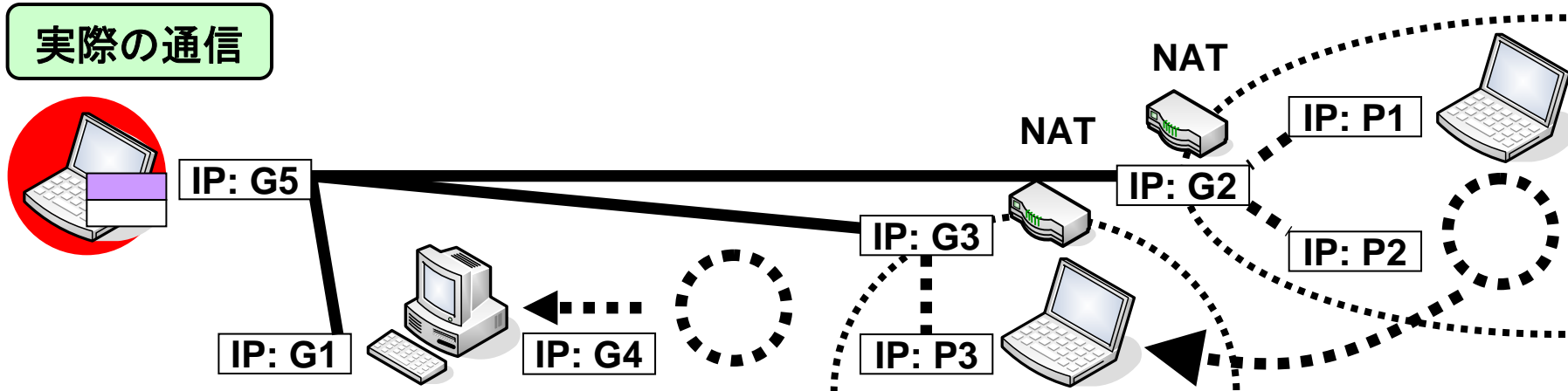
ECITによる通信イメージ

- 上位層の認識する通信: NATの存在や移動に係わらずユニーク
- 実際の通信: NATや移動後のアドレスとの通信

上位層



実際の通信



まとめ

- 自他を含む全てのノードを, 移動やNATの存在に係わらず, ユニークに識別する内部仮想アドレスを提案した
- Mobile PPCのアドレス変換テーブルCITを拡張し, 新しくECITを定義した
- 内部仮想アドレスにより, Mobile PPCに残されていたアドレスの重複の課題を解決できることを示した
- 移動通信とNAT越えの実現可能性を述べた
- 今後は移動透過性とNAT越えを同時に実現する具体的な方式を検討する