

多重ルーティング型マルチホームアーキテクチャの提案

宇多 仁^{†*} 小柏 伸夫^{†**} 永見 健一^{††} 近藤 邦昭^{††}

中川 郁夫^{††} 篠田 陽一^{†††} 江崎 浩^{††††}

A new multi-homing architecture based on overlay network

Satoshi UDA^{†*}, Nobuo OGASHIWA^{†**}, Kenichi NAGAMI^{††}, Kuniaki KONDO^{††},
Ikuro NAKAGAWA^{††}, Yoichi SHINODA^{†††}, and Hiroshi ESAKI^{††††}

あらまし インターネットの発展に伴い、重要度の高いネットワークへの到達性の向上を目指したマルチホーム接続が広く行われるようになった。しかし、現在用いられているマルチホーム方式は、インターネット経路制御に対するインパクトが大きくなり、さらなるマルチホーム利用者の増加に耐えられない。また、障害時の到達性向上は実現できるが、流入トラフィックの制御が困難であるために、正常時にマルチホームによる複数の接続を有効に使い分けることが困難である。我々は、本論文で、これらの問題点を解決する新たなマルチホームアーキテクチャとして多重ルーティングを用いたマルチホームアーキテクチャを提案する。本方式により、マルチホームの主目的である障害時の到達性の向上を実現しつつ、利用者数に対する対規模性の向上と、流入トラフィックの柔軟な制御を可能とする。

キーワード インターネット、マルチホーム、多重ルーティング

1. はじめに

インターネットは急激に拡大を遂げ、現在では、情報通信における社会基盤の1つとなっている。このように成長したインターネットにおいては、接続されるネットワークの重要度も様々である。重要度の高いネットワークにおいては、接続回線の障害や輻輳などによるサーバへの到達性の喪失などの問題を回避するために、複数の接続事業者 (ISP) 等と複数の回線で接続す

るマルチホーム接続 [1], [2] が広く利用されている。

現在広く用いられているマルチホーム接続は、利用者網に対する経路到達性を経路制御システムの作用で冗長化し実現するものが一般的である。この方式では、特に、利用者網宛トラフィックの制御が難しいために、複数の接続をより柔軟かつ効率的に利用したいといった利用者の要求に応えることが困難である。さらには、インターネット上の経路情報数の増加といった大きな問題を抱えており、さらに多くの利用者がマルチホーム接続を利用することは困難である。

本論文では、既存マルチホーム技術の問題点をまとめた上で、指摘した問題点を解決する新たなマルチホームアーキテクチャとして多重ルーティング技術を用いたマルチホーム接続を提案する。そのアーキテクチャに基づいてプロトタイプ実装および運用実験を行った経験をまとめる。

2. マルチホーム技術の現状と問題点

現在のマルチホーム技術は、利用者網を複数のISPへ接続し、経路制御システムの作用により利用者網に対する経路到達性を向上させるものが一般的である。マルチホーム接続利用者網は、そのアドレス空間を経

[†] 北陸先端科学技術大学院大学 情報科学研究科, 石川県能美郡.
School of Information Science, Japan Advanced Institute of Science and Technology (JAIST), 1-1 Asahidai, Tatsunokuchi, Ishikawa 923-1292, Japan.

^{††} (株) インテック・ネットコア, 東京都江東区.
Intec NetCore Inc., 1-3-3 Shinsuna, Koto-ku, Tokyo 136-0075, Japan.

^{†††} 北陸先端科学技術大学院大学 情報科学センター, 石川県能美郡.
Center for Information Science, Japan Advanced Institute of Science and Technology (JAIST), 1-1 Asahidai, Tatsunokuchi, Ishikawa 923-1292, Japan.

^{††††} 東京大学 情報理工学系研究科, 東京都文京区.
Graduate School of Information Science and Technology, The University of Tokyo, 7-3-1 Hongo, Bunkyo-ku, Tokyo 113-8656, Japan.

* 北陸先端科学技術大学院大学 情報科学センター, 石川県能美郡.
** (株) インテック・ネットコア, 東京都江東区.

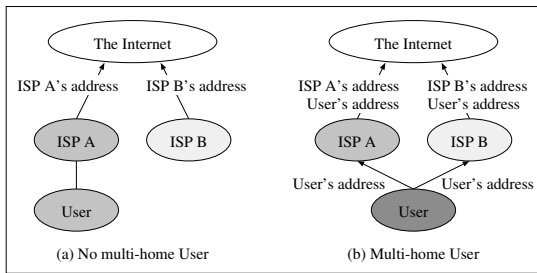


図 1 既存マルチホーム接続における経路広告
Fig.1 Route advertisements on traditional multi-homing

路制御プロトコルを用いインターネットへ広告する。該当利用者宛の packets は、この経路情報に基づき、いずれかの接続 ISP を介し該当利用者網へ到達する。

インターネットの適用領域が拡大し、情報化社会の社会基盤となりつつあることから、エンドユーザ環境においてもインターネット接続の頑健性が重要となりつつある。しかし、既存マルチホーム技術は、次のような課題を抱えており、そのままの形でエンドユーザ環境を含む広範囲に展開することは困難である。

- インターネット上の経路情報の増加
- 複数接続の柔軟な制御と有効利用の難しさ
- マルチホーム利用者網の運用の難しさ

2.1 インターネット上の経路エントリ数

2003 年末にはインターネット上の経路数は 12 万経路を越え、今なお増加を続けている。経路数の増加は、バックボーンルータのメモリ空間を圧迫するため、大きな問題となっている。このような経路数の増加を抑制するため、CIDR (Classless Inter-Domain Routing) を用いたプロバイダ集約が広く用いられている [3], [4]。マルチホーム接続では、複数の接続を介しての利用者網への経路到達性を確保するため、利用者網のアドレス空間を利用者網が接続する全ての ISP から広告する必要がある。つまり、多くの場合、各 ISP は、マルチホーム接続する利用者のアドレス空間を経路集約することなくインターネットへ広告する必要があり (図 1)、マルチホーム接続利用者毎にインターネット上の経路数が 1 つずつ増加することになる^(注1)。

現在では、インターネット上の経路数の半数以上である約 6 万経路を、プレフィックス長 24 ビット以

Prefix 長	エントリ数	Prefix 長	エントリ数
1	0	17	1,666
2	0	18	2,991
3	0	19	8,446
4	0	20	8,458
5	0	21	6,011
6	0	22	8,997
7	0	23	8,498
8	21	24	59,378
9	5	25	78
10	8	26	87
11	13	27	13
12	53	28	19
13	98	29	31
14	256	30	1
15	469	31	0
16	7,400	32	20

表 1 インターネット上の経路数 (プレフィックス長毎)
Table 1 A number of route entries on the Internet (by each prefix length)

上の小さなアドレス空間の経路が占めるに至っている (表 1)。これは、マルチホームをはじめとする小さなアドレス空間の利用者の経路がインターネットの経路の半数以上を占めていることを示す。

2.2 複数接続の柔軟な制御と有効利用

既存マルチホーム技術の大きな問題として、定常時に複数の回線を効率的に運用することが困難なことが挙げられる。マルチホーム接続の主目的は、障害時の到達性の確保であるが、定常時に保持する複数の回線を効率的に利用したいという要求は強い。

既存マルチホーム技術では、トラフィックの回線選択は、経路制御システム的作用により為される。このため、経路制御の枠内での制御に限られ、複数のリンクの使い分けは、パケットの始点と宛先の情報のみに基づいたものに限られる。例えば、マルチホーム接続において各接続 ISP の特性に違いがある場合 (一方が広帯域・低品質、もう一方が狭帯域・高品質など)、利用アプリケーション毎にこれらのリンクを使い分けたいといった要求が生じるが、既存マルチホーム技術では、このような要求に応えることは困難である。

このような問題に対し、利用者網からの流出トラフィックを制御し効率的な回線選択を行う取り組みが為されており、RouteScience PathControl^(注2)、BIG-IP Link Controller^(注3) 等が製品化されている。これらは、受信者との間の経路特性を計測しつつ、動的に最適な経路を選択し、パケット送出リンクを制御す

(注1): 利用者網の接続先 ISP が単一 ISP であれば該当 ISP における経路集約が可能であるが、冗長性確保の点で不安が残るため、このような形態は極めて稀である。

(注2): RouteScience 社: <http://www.rootscience.com/>

(注3): F5 Networks 社: <http://www.f5networks.com/>

るものである。しかし、これらは、CDN (Contents Distribution Network) 事業者等を主な対象とする製品であり、利用者網からの流出トラフィックの制御を目的としており、流入トラフィックの制御においては、既存のマルチホーム方式と同等である。エンドユーザ環境での利用を意識すると、流入トラフィックの制御が重要となるが、これらの手法では流入トラフィックの制御の実現は困難である。

2.3 利用者側ルータの運用

既存マルチホーム技術においては、マルチホーム利用者網と ISP との間の経路制御には AS (Autonomous System) 間経路制御プロトコルである BGP-4 (Border Gateway Protocol version 4) [5] が用いられる。BGP-4 による経路制御は、インターネットのバックボーン上で用いられる高機能で複雑な経路制御プロトコルであり、この運用には高い技術を要する。

利用者網側ルータにおいて、複雑な経路制御プロトコルである BGP-4 を運用する必要があることはマルチホームの広範囲への適用において高い障壁となる。さらに、複数の接続のより有効な利用には、この BGP-4 による経路交換において繊細なパラメータ調整が必要がある。エンドユーザ環境へのマルチホーム接続の導入を意識すると、より簡易な運用が可能となる方式が求められる。

3. 多重ルーティング型マルチホーム

前章で述べた既存マルチホーム技術の問題点を解決するために、我々は経路制御技術だけに頼らない、多重ルーティング技術にもとづいたマルチホームアーキテクチャを提案する。

3.1 提案アーキテクチャ概要

既存のマルチホーム方式において、流入トラフィックの制御が困難な点に着目すると、その原因として、利用者網へパケットを送出する側のルータが利用者の制御可能範囲にないことが挙げられる。そこで、提案方式では、トラフィック分散制御装置 (DR: Distribution Router) と呼ぶ装置をインターネットバックボーン (任意の ISP) 上に導入し、利用者網宛のトラフィックを DR を介して転送することとした。DR では、利用者網宛パケットを解析し利用者のポリシーに応じたパケット配送経路選択等を実現する (図 2)。

利用者網と DR の間は、マルチホーム接続毎にトンネル等の仮想接続を用いて接続する。また、利用者網側では利用者側端末装置 (UR: User Router) と呼ぶ

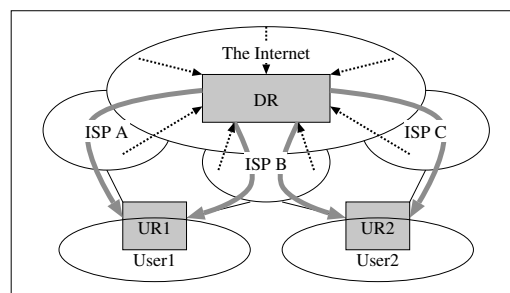


図 2 提案マルチホームアーキテクチャの概要
Fig. 2 Overview of our proposed multi-homing architecture

装置を導入し、仮想接続を終端する。例えば、2つのISP (ISP-A, ISP-B) を用いてマルチホーム接続する利用者網は、2種類 (ISP-A 経由および ISP-B 経由) の仮想接続で DR と結ばれることとなる。UR においてこの仮想接続を終端する端点アドレスには、各接続ISP から割り当てられたアドレスを用いる。つまり、ISP-A 側のリンクに割り当てられたアドレス、および、ISP-B 側のリンクに割り当てられたアドレスである。このように ISP-A および ISP-B からみると利用者網は、それぞれのISPのアドレスのみを用いた通信を行っているように見え、また、インターネット上のノードから見て、利用者網はDRの先に接続されているように見える。つまり、DRの運用事業者は仮想接続により利用者にインターネット接続を提供するISPとなる。

利用者網宛トラフィックは、DRにおいてパケット解析とポリシーに応じたパケット配送経路選択が行われ、利用者宛仮想接続のいずれかを用いてURへと転送される。DR-UR間の仮想接続は、利用者網が物理的接続接続に対応しており、このDRの選択機能により、利用者網宛各パケットの通るべき物理回線等を選択することが可能である。この経路選択機構においては、一般的な経路選択手法 (つまり宛先アドレスのみにもとづいた経路選択) を越えて、より詳細なパケットの特性まで解析した経路選択が可能である。例えば、リアルタイムアプリケーションの通信に対しては低ジッタの経路選択を行なうようなことも可能となる。また、各物理リンクのトラフィック状況を計測し、その結果を回線選択ポリシーにフィードバックすることで、複数のリンクのトラフィックを同等にし回線の利用率を高めるような制御も可能である。

もちろん、マルチホーム接続において一部接続の障

害時にも利用者網への到達性を維持することは最も重要なことである。本アーキテクチャにおいては、経路選択機構と利用者網を接続する仮想接続の状態を、生存確認パケットの利用などの手法で常時監視する。経路選択機構では、障害による仮想接続の切断を検出し、該当仮想接続を利用しない経路選択へと動的に経路選択ルールを変更する。これにより、障害のある経路をパケット転送に用いなくなり、利用者網への接続性は維持される。

3.2 利用者網経路情報の広告

提案方式においては、利用者網が利用するアドレス空間は、DR を運用する事業者に対して割り当てられた CIDR ブロックから割り当てる。利用者網の経路情報は、複数の利用者網の経路情報を経路集約した上で広告する。

これは、提案方式では、各利用者網が物理的にどのような ISP 等を介して接続されているかにかかわらず、DR の先に同等に接続されているかのように見えるため、DR における経路集約が可能となるのである。これにより、既存マルチホーム技術の問題点の 1 つとして挙げた、経路数の増加による経路制御システムへの影響を大幅に改善することが可能である。

また、利用者網の物理接続先に変更が生じた場合においても、本方式では、仮想接続の利用者網側端点の変更となるのみで、アドレス・リネンバリングなどの必要はない。これも、仮想接続の利用者網側端点の変更後も、利用者網は変更前と同等に DR の先に接続されているかのように見えるためである。

3.3 DR の複数化

上述のアーキテクチャにより、利用者網への流入トラフィックの制御は可能となる。また、マルチホーム接続の本来の目的である、一部接続の障害時における利用者網への到達性の維持も可能である。しかし、利用者網宛トラフィックが全て DR を介して配送されるアーキテクチャを採っているため、DR が単一点障害 (a single point of failure) の要因となる。

この回避のために、複数の DR をインターネット上に分散配置することとする。全 DR は利用者網の UR との間に仮想接続を確立し、全ての DR から隣接 ISP 等に対し利用者網の経路情報を広告する。これにより、利用者網宛のトラフィックは、インターネット上の経路制御システムの作用により、発信点から最も近い DR を経由し、仮想接続を通して各利用者網に設置された UR へと配送されることとなる。つまり、分散

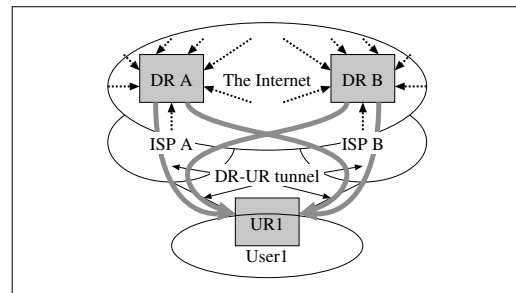


図 3 複数の DR を用いた構成
Fig. 3 Using multiple DRs for increasing reliability

配置した DR は通常時は全 DR が利用者網宛のパケット配送を行うこととなる (図 3)。このように、全 DR が同等なパケットの中継処理等を行うために、DR 間で利用者網などに関する情報を常に共有する。

DR の障害時、あるいは、DR の保守作業時には、DR からの利用者網経路情報広告を停止することで、該当 DR による利用者網宛パケットの中継処理を安全に停止することが可能である。該当 DR からの経路広告が停止すると、それまで該当 DR で処理されていたトラフィックは、経路制御システムの作用により自動的に次候補の DR において処理されることとなる。

また、この構成により、DR の障害に対する耐故障性の向上のみならず、パケット配送遅延の低減と並列処理によるトラフィック集中の回避といった利点も挙げられる。先に述べた通り、提案アーキテクチャでは、利用者網宛トラフィックは常に DR を介して配送されるが、この影響で利用者網に対して直接配送を行った場合に対する配送遅延が生じる。ここで、複数の DR がインターネット上に分散配置されることで、この配送遅延を小さなものとする。また、単一 DR 構成では利用者網宛のトラフィックが全て単一の DR を介して配送されるために、DR の負荷増大が懸念されるが、DR の複数化により DR でのパケット転送処理を分散化できる。

3.4 利用者網発トラフィックの取り扱い

提案アーキテクチャでは、DR から UR の間に仮想接続を確立し、利用者網宛パケットは DR を介し仮想接続により利用者網へ配送される。本節では、逆方向、つまり、利用者網発トラフィックの取り扱いに関して述べる。

利用者網発のトラフィックに対しては、そのインターネットへの送出手法として、仮想接続を用い DR を介

して送出する手法と、仮想接続などを用いず隣接 ISP を介して直接送出する手法が挙げられる。

ところが、ISP においては、始点 IP アドレスを詐称した攻撃などを予防する目的で、自らが割り当てたアドレス以外を始点とするパケットを拒絶する運用が広く行われている。このようなことから、直接隣接 ISP へと送出する手法は実運用上現実的ではない。

そこで、本提案アーキテクチャにおいては、利用者網発のトラフィックも仮想接続を用い DR を介して配送する。具体的には、UR においてパケットには仮想接続のためのカプセル化が施され、Anycast 技術を用いることで、利用者網から最近傍の DR へと導き、該当 DR を介してインターネットへ配送する。

4. 評価

4.1 既存方式との比較

本節では、我々の提案する多重ルーティング型マルチホームアーキテクチャの評価として既存方式に基づくマルチホーム方式との比較を行う。ここでは、マルチホームを行う主目的である障害時の利用者網（保護対象ネットワーク）への到達性向上とともに、2. 節で述べた既存マルチホームの問題点として挙げられる以下の項目に着目し比較した。

- マルチホーム利用者の増加がバックボーン上の経路数に与える影響

- 複数のリンクの有効な使い分けの容易さ

- マルチホーム接続ネットワークの運用の難しさ

まず、マルチホーム接続の主目的である、障害時の対象ネットワークへの到達性の向上効果に関して述べる。既存マルチホームアーキテクチャでは、障害時に障害箇所での BGP-4 による経路交換が停止することにより障害箇所を経由する利用者ネットワーク宛の経路情報が消失し、他のネットワークを経由するものに変わることで実現されている。ところが、そもそも BGP-4 は頻繁な経路変更を想定したプロトコルではないために、障害を検出した後、経路が安定し到達性が回復するまでにはネットワークの構成にも依るが 10 秒から数分程度の時間を要する。我々の提案方式では、DR-UR 間の生存確認により障害を検出し、該当トンネルを向いた DR の経路表エントリを非障害トンネル側に変更するのみで経路切り替えが完了する。このため、生存確認間隔にも依存するが、1～数秒程度の時間で経路切り替えが完了し到達性が回復する。

次に、マルチホーム利用者数の増加がインターネッ

ト上の経路数に与える影響について述べる。既存方式では、先にも述べたとおり、通常、利用者 1 つの接続ごとにインターネット上の経路エントリが 1 つ増加する。提案方式では、インターネットバックボーンへの経路広告は経路選択機構が行い、この広告時に経路集約が可能である。これにより、利用者数の増加はバックボーン上の経路数に殆んど影響を与えない。

また、マルチホーム接続の複数の接続を有効に活用するという点では、BGP-4 の広告コスト調整のみでしか流入トラフィックを制御できない既存方式は、複数のリンクにトラフィックを均等に割り振るといった制御や、アプリケーションの要求に応じた品質のリンクを使用する制御などは不可能である。提案方式では、経路選択機構による柔軟な経路選択（ポリルーティング）により利用者の要求に柔軟に応じられ、UR 側トラフィック監視機能との連携により先に挙げたようなトラフィックの割り振りなどが実現可能である。さらに、この応用により、パケット転送の拒否、あるいは、一定帯域幅に制限するといった処理も可能である。これは、利用者網宛の DoS(Deny of Service) 攻撃などに対して有効である。

さらに、マルチホーム利用者側の運用コストに関しては、既存方式に高度な経路制御知識が必要であったのに比べ、提案方式では、経路制御などの複雑な運用は DR の運用者（マルチホームサービスの提供者）が行うこととなる。利用者側は、UR の設置・運用を行うことになるが、UR に実装されるユーザインタフェース次第で利用者の作業は簡素なものとできる。特に、ポリシーに基づくトラフィック制御などといった高度な機能を必要としないエンドユーザにおいては、提案方式では「DR のアドレス」および「利用者識別情報」のみの設定でマルチホーム接続の恩恵を得られる。

ここまで述べた項目を含め、表 2 にまとめた。これから、我々の提案手法は、既存手法の問題点を解決し利用者の要求に応えつつ基本的機能である障害時の到達性回復時間の短縮も実現していることが言える。

ここまでは、主にマルチホーム利用者の要求に基づいて比較を行ったが、インターネット全体の視点から網に及ぼす影響に関しても考察する必要がある。特に、インターネット全体に大きな影響を及ぼすものとして、下記の 2 点に関して比較する。

- トラフィック増加によるインターネットへの負荷の増大

- 制御情報の増加によるインターネットへの影響

	既存方式	提案方式
障害時に対する頑健性	良	良
トラフィック分割	困難	良
ポリシーに応じた制御	困難	良
構造	単純	やや複雑
セッション維持性	良	良
パケットフィルタリング	困難	良
利用者数増大に対する耐性	低	高
ルータへの影響	大	小
ホストへの影響	無	無
運用・管理	難解	容易
ISP との協調	必要	不要

表 2 既存方式と提案方式の比較

Table 2 Comparison the proposed architecture with the traditional method

まず、トラフィック増加によるインターネットへの負荷増加に着目すると、提案方式ではマルチホーム利用者網宛のパケットが全て DR を経由して配送されることから、常に最短の経路によりトラフィックが配送されるとは限らず、これにより全体として見た負荷の増大に繋がる。しかし、DR の配置場所を検討することで、その影響を抑えることは可能である。つまり、多くのトラフィックの集まるインターネット・エクスチェンジ近傍に DR を配置することで大きな効果が期待できる。

次に、制御情報の増加によるインターネットへの影響に着目すると、ここまでも述べてきた通り、既存方式ではマルチホーム利用者数の増加に伴うインターネット全体の経路情報の増加が深刻な問題となっている。経路数の増大は、インターネットの広い範囲のルータに大きな負荷を強いる。このことから、既存方式により、さらに多くのマルチホーム利用者を収容することは、大きな危険性を孕んでいる。

4.2 経路集約の効果

前節でも述べたとおり、提案方式では、経路広告時に経路集約が可能である。本節では、現状のインターネット上の経路数にマルチホーム接続が与えている影響をまとめ、提案方式の経路集約効果について既存マルチホーム方式と比較しその効果を評価する。

2.1 節で示したように、現在では、インターネット上の経路数の半数以上である約 6 万経路を、プレフィックス長 24 ビット以上の小さなアドレス空間の経路が占めるに至っている。その一方で、RIR (Regional Internet Registries) から ISP 等へのアドレス空間の割り当ては、プロバイダ集約による経路集約効果を期待し、一般に 20 ビット長前後で行われている。この結果から、ISP が RIR から割り当てられたブロック

ブロック	RIR	最小割当	経路数	過小経路広告
24.0.0.0/8	ARIN	20	0	0
60.0.0.0/7	APNIC	20	1,169	442 (37%)
62.0.0.0/8	RIPE	19	1,248	611 (48%)
63.0.0.0/8	ARIN	20	2,835	2,516 (88%)
64.0.0.0/6	ARIN	20	13,703	10,703 (78%)
68.0.0.0/7	ARIN	20	2,990	1,831 (61%)
80.0.0.0/7	RIPE	20	1,656	715 (43%)
82.0.0.0/8	RIPE	20	31	5 (16%)
193.0.0.0/8	RIPE	29	3,974	0 (0%)
194.0.0.0/7	RIPE	29	5,396	0 (0%)
196.0.0.0/8	ARIN	24	694	0 (0%)
198.0.0.0/7	ARIN	24	8,146	7 (0%)
200.0.0.0/8	LACNIC	24	4,747	1 (0%)
201.0.0.0/8	LACNIC	20	0	0
202.0.0.0/7	APNIC	24	13,395	77 (0%)
204.0.0.0/6	ARIN	24	14,268	10 (0%)
208.0.0.0/7	ARIN	20	8,775	7,637 (87%)
210.0.0.0/7	APNIC	20	3,665	1,951 (53%)
212.0.0.0/7	RIPE	19	4,755	2,876 (60%)
216.0.0.0/8	ARIN	20	6,197	4,982 (80%)
217.0.0.0/8	RIPE	20	1,514	843 (55%)
218.0.0.0/7	APNIC	20	1,301	360 (27%)
220.0.0.0/7	APNIC	20	473	212 (44%)
222.0.0.0/8	APNIC	20	0	0

ARIN: American Registry for Internet Numbers
 RIPE: Reseau IP Europeens
 APNIC: Asia-Pacific Network Information Center
 LACNIC: Latin American and Caribbean Internet Address Registry

表 3 インターネット上の経路数 (CIDR ブロック毎)

Table 3 Routing entries in the Internet in each CIDR block

について、ブロック全体の経路の広告に加えて、該当ブロック中のより細かな経路を広告するパンチング・ホールが多数行われていることが予想できる。

パンチング・ホールによる経路広告の多くの用途はマルチホームの実現である。マルチホーム接続では、各 ISP は利用者網のアドレス空間を集約することなくインターネットへ広告する必要があるためである。

表 3 は、より詳細な解析である。この表は、AS 17932 において受信した全経路情報から CIDR に従った割り当てが行われているアドレス空間を抽出し、RIR が割り当てを行う際の最小割当単位と、実際にインターネット上に流通している経路情報を比較している。この表から、最小割当単位が 20 ビット長程度のブロックでは、最小割当単位より細かな経路が多数存在しパンチング・ホールが多数生じていることが分かる。また、最小割当単位が 24 ビット長以上の空間では、最小割当単位より細かな経路はあまり存在しない。しかし、これらの空間は、マルチホーム利用者への割り当てを前提とし最小割当単位を 24 ビット長程度に小さく設定されたものも多く、マルチホームの利用が細かな経路情報を増やしインターネット上の経路エントリ

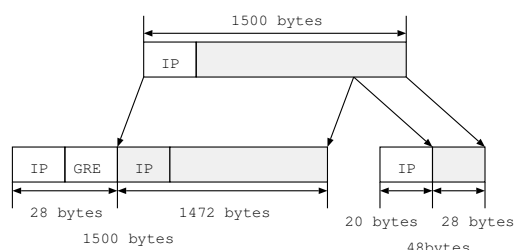


図 4 カプセル化によって生じる IP 断片化
Fig.4 IP fragment arising in encapsulation

数を増大させていることに変わりはない。

提案方式によるマルチホームの実現では、複数のマルチホーム利用者間の経路集約が可能である。これにより、マルチホーム利用者毎にパンチング・ホールが生じることにならず、通常のプロバイダ集約と同程度の集約が期待できる。現在、マルチホーム利用者の増加がインターネット上の経路数の増加に大きな影響を与えている。提案方式により、今後のマルチホーム利用者増加による経路エントリ数の増加を抑制できる。

4.3 仮想接続の利用による影響

4.1 節で触れたが、提案方式によるマルチホーム接続では、トンネル等の仮想接続を介して転送を行うことによる影響が生じる。これは、パケットがトンネル中を配送される際、トンネル自体を示す IP ヘッダとトンネルヘッダが元の IP パケットに付加されることによる。例えば、トンネル方式として GRE (Generic Routing Encapsulation) [6] トンネルを用いた場合、最低 28 バイト (IP ヘッダ 20 バイトと GRE ヘッダ 8 バイト) が付加される。

インターネット上の各リンクには、そのデータリンクの特性等に応じて MTU (Maximise Transfer Unit) が定められている。ここで、トンネル両端点間の MTU を 1500 と仮定すると、上記 GRE トンネルによる仮想リンクの MTU は 28 バイトの縮退により 1472 バイトとなる。ところが、実際のインターネット上には、パケットフィルタリング等の設定の誤りから MTU 超過の際の動作を正常に行えないネットワークが数多く存在する。これは大きな問題であるが、MTU 超過処理を正しく行えないネットワークとの通信を維持するために、通常、構築するネットワークの MTU を 1500 未満にしないという運用がなされている。先の GRE トンネルの例では、仮想リンクの MTU として 1500 を維持すると、1472 バイトを超過するサイズのパケッ

転送される パケット長	カプセル化前 構成比	(帯域)	カプセル化後 構成比	(帯域)
20 - 47	24.15	(2.16)	1.92	(0.13)
48	2.89	(0.27)	20.57	(1.94)
49 - 255	32.23	(5.28)	58.30	(10.66)
256 - 511	7.31	(5.72)	6.24	(4.77)
512 - 1023	6.03	(7.73)	7.42	(9.32)
1024 - 1499	7.29	(19.67)	5.51	(14.60)
1500	20.10	(59.17)	22.06	(64.94)
計	100.00	(100.00)	122.02	(106.36)

表 4 カプセル化前後のパケット長分布の比較
Table 4 Comparison a distribution of packet lengths between before/after encapsulation

トをカプセル化した場合、トンネルの両端点間では IP 断片化された状態で配送される。この場合、1500 バイト長の 1 つのパケットをトンネルを介して送達する際には、1500 バイト長のパケットと 48 バイト長のパケットの 2 つのパケットに断片化し送達される (図 4)。

表 4 は、インターネットバックボーン上でトラフィックを 24 時間観測し、パケット総数と消費帯域をそれぞれ 100 として、パケット長毎の比率をまとめた。さらに、このトラフィックを提案手法におけるトンネルを介して送った場合、つまり、48 バイト長のカプセル化ヘッダを付加し必要に応じて IP 断片化処理を行った場合のパケット数および消費帯域を示している。

この結果から、カプセル化処理により、パケット数が約 22%、帯域が約 6%追加消費されていることが分かる。さらに、パケット長毎のパケット数分布にも変化が見られる。まず、パケット長 48 バイトのパケットの増加が顕著だが、これはパケット長 1500 バイトのパケットがカプセル化前により断片化された結果生じたものである。さらに、パケット長 1500 バイトのパケットの増加、パケット長 48 バイト未満のパケットの急減が見られる。

このように、提案アーキテクチャがトンネルを用いたインターネットと利用者網の接続を行っていることによりある程度の影響が生じることが観測された。この影響は、パケット数にしてみると 20%を越える増加と大きなものであるが、帯域に対する影響は高々 6%程度である。この高々 6%の帯域増に関しては、提案アーキテクチャが提供するリンクの有効利用とトラフィック制御に関する利点と比較するとその影響は限定的なものであると言える。

5. プロトタイプ実装と動作実験

本提案の多重ルーティング型マルチホームアーキテ

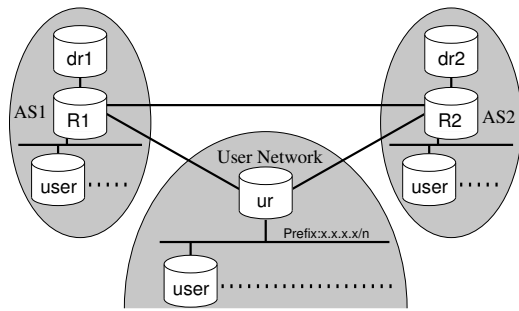


図 5 実験ネットワークトポロジ
Fig. 5 Topology of experimental network

クチャの動作実証のため、プロトタイプ実装を行なった。本プロトタイプは、既存方式と比較し提案方式で新たに実現可能となった機能である利用者網への流入トラフィックの細かな制御の実証を目的とした。本プロトタイプで実現した主要機能は、次の通りである。

- DR-UR 間の仮想接続の確立
- DR での利用者網宛パケット中継
- DR からの利用者網経路広告
- DR における細粒度トラフィック制御

本実装は、UR および DR の実装から構成される。DR-UR 間の仮想接続技術としては、IP over IP トンネリング技術の一つである GRE トンネルを採用した。DR では、利用者網アドレス空間の経路広告機能、トラフィック制御に用いる仮想接続の管理、複数の仮想接続へのトラフィック振り分け、仮想接続の状態監視機能を実現する機能を実装した。UR では、仮想接続の確立処理、仮想接続を介したパケットの受信処理を実現する機能を実装した。

UR および DR の実装は、ソフトウェアルータとしても広く用いられている NetBSD オペレーティングシステムに対して行なった。この実装は、NetBSD 1.6 RELEASE に対するカーネル拡張と制御アプリケーションの実装から成る。

まずこの実装の機能試験として、実験網を用いた動作実験を行なった。実験網は 2 つの ISP (AS1, AS2) とその両 ISP に接続する利用者網を模し、各 AS 内に DR (dr1, dr2) を、マルチホーム利用者網に UR (ur) を配置した (図 5)。この網上で、各 ISP 網内のノード (user) からマルチホーム利用者網内のノードへのパケットが、提案アーキテクチャの設計通り、DR を介し、仮想接続 (ここでは GRE トンネル) を通り、UR へ伝送される基本動作の確認ができた。さらに、DR

において、利用者網宛トラフィックの処理ポリシーを設定し、アプリケーション (ポート番号) 毎に異なる接続を介してパケットを配送することが可能となっている点も確認した。

また、上記実験網において一部の接続の障害時における障害検出と経路切替に関しても実験を行った。ここでは、利用者網の対外リンク 2 本を各々切断し、AS1 内のノード (user) と利用者網内のノード (user) との間での接続性を確認した。利用者網の接続のうち実際にトラフィックが流れている側の接続を切断したところ、約 200ms で仮想接続の生存確認機能が障害を検知しそのトラフィックが他方の接続を介しての配送へと自動変更されることを確認した^(注4)。さらに、実アプリケーションにおける実験として、DV (Digital Video) による動画伝送アプリケーション DVTS^(注5)を用いた利用者網への動画配信中の回線切断実験を行ったが、回線切り替えの影響は目視上ほとんど気にならない範囲内 (8 フレーム程度の脱落) であった。また、アプリケーションのセッション断なども生じないことを確認した。

さらに、本提案システムの実運用における知見の獲得を目的とし、本実装を用いた実運用網上での広域運用実験を開始している。

6. 考察と課題

本アーキテクチャでは、利用者網宛のパケットは、常に DR を経由して配送される。このため、利用者網への最短経路による配送と比較すると、DR へと迂回するためにパケット配送時間の増加が懸念される。しかし、DR はインターネットバックボーン上に分散配置されるため、十分な数の DR を分散配置することで、その送達遅延の増加は軽微なものできると考える。この送達遅延時間の増加問題に関しては、DR の配置状況と遅延時間に関し、予定している実ネットワーク上での広域運用実験を通して評価する予定である。

マルチホームにおいて、障害時にも利用者網への到達性を確保することは重要であり、提案アーキテクチャでは生存確認パケットによる障害検出が大きな役

(注4): 今回の実験では、AS1 内の DR と利用者網の間の遅延が約 20ms であった。これに対し、仮想接続の生存確認間隔を 100ms と静的に設定し実験を行った。

(注5): DVTS は DV フレームを UDP を用いて配送するアプリケーションであり、比較的高品質な網を想定しており、パケット脱落時の再送や受信側アプリケーションでのバッファリングは行われない。映像のフレームレートは 30 フレーム/秒で、約 30Mbps の帯域を必要とする。

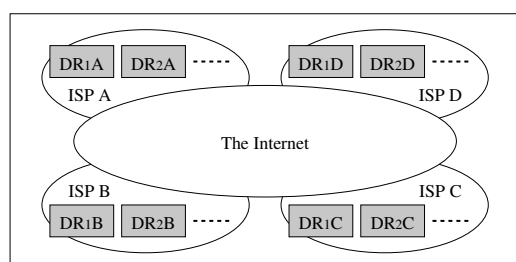


図 6 複数の DR 群を用いた構成
Fig. 6 A structure based on multiple DRs

割を担っている。現状のプロトタイプでは、5. 章で述べたように生存確認間隔は静的に設定する必要がある。しかし、この確認間隔等は、DR-UR 間の帯域幅や送達遅延・ジッタなどに応じて適正值が異なることは明らかである。そこで、DR-UR 間の帯域幅や送達遅延・ジッタなどに応じて、確認動作のパラメータを動的に更新する拡張を施す必要がある。

本アーキテクチャは、既存のマルチホームアーキテクチャの完全な代替を狙ったものではない。DR は隣接 ISP に利用者網の経路を BGP-4 により広告することとなる。実際、DR を複数の ISP に接続するような形態で運用する場合には、既存マルチホームアーキテクチャに基づいた経路広告を行うこととなる。しかし、ここでの広告は利用者網経路が集約された状態で行われることから、マルチホーム利用者の増加がインターネット上の経路数に与える影響は軽微なものとなる。このように、比較的大きなアドレス空間をマルチホーム接続する用途においては、既存アーキテクチャも有効な手段であると言える。その一方で、提案アーキテクチャは、既存アーキテクチャでは成し得なかった、エンドユーザを含めた広範囲へのマルチホームの適用を可能とするものである。

エンドユーザへの本マルチホームの適用を考慮すると、対規模性に関する考察が不可避である。先に述べたように、提案アーキテクチャでは複数ユーザ間での経路集約が可能となり、利用者数の増大が経路制御システムに与える影響は回避できた。さらに、3.3 節で述べた DR の複数設置により、DR でのパケット転送処理を分散化することは可能である。しかし、全 DR が各利用者宛の仮想接続を保持しているために、利用者数の増加により利用者や仮想接続の管理負荷が増大する。このような利用者数の増加に対して、前節で述べた DR 群を複数用意することで対規模性の向上が可

能である。最も単純な手法としては、図 6 のように、予め利用者を複数のグループに分け (1 群, 2 群, ...)、各グループに対応する DR 群 (1 群の利用者を収容する DR 群として DR_{1A}, DR_{1B}, ...) を設置する。この場合、各 DR 群は群間で完全に独立して動作可能であり、利用者の増加に対し、利用者グループおよびそれに対応する DR 群を追加設置することでより多くの利用者の収容が可能となる。実際には、インターネット上に分散して DR 設置箇所を確保し、各箇所に利用者グループ数ずつの DR を設置することとなる。

また、4.3 節においては、トンネリングによる MTU 縮退の問題に関して述べた。著者らは、トンネリングによる MTU 縮退の影響を回避するために、MTU 値に影響を与えないトンネリング手法の開発を試みている。これは、利用者網のアドレス空間が比較的狭域であることなどを利用し、カプセル化の際、IP ヘッダ圧縮技術等を用いることで MTU 縮退を防ぐものである。

7. ま と め

本稿では、既存マルチホーム技術の問題点をまとめ、その解決として多重ルーティング型マルチホームアーキテクチャを提案した。このアーキテクチャは、インターネット上の経路数の増加といった既存マルチホームの大きな問題を解決するばかりでなく、利用者アプリケーションの要求特性に応じた回線選択といった新たなサービス体系の実現への可能性を持っている。

さらに、特に利用者網への流入トラフィック制御を実現するプロトタイプ実装を行ない、その動作を確認した。また、広域運用実験へ向けて、現在進めている実装の拡張や制御プロトコルの設計に関して議論した。

謝辞 本研究は、総務省 戦略的情報通信研究開発推進制度「国際技術獲得型研究開発」の助成によって行われている。関係者各位に深謝する。

文 献

- [1] T. Bates, and Y. Rekhter, RFC 2260: Scalable Support for Multi-homed Multi-provider Connectivity, IETF, January 1998.
- [2] J. Hagino, and H. Snyder, RFC 3178: IPv6 Multi-homing Support at Site Exit Routers, IETF, October 2001.
- [3] Y. Rekhter, and T. Li, RFC 1518: An Architecture for IP Address Allocation with CIDR, IETF, September 1993.
- [4] V. Fuller, T. Li, J. Yu, and K. Varadhan, RFC 1519: Classless Inter-Domain Routing (CIDR), IETF, September 1993.

- [5] Y. Rekhter, and T. Li, RFC 1771: A Border Gateway Protocol 4 (BGP-4), IETF, March 1995.
- [6] D. Farinacci, T. Li, S. Hanks, D. Meyer, and P. Traina, RFC 2784: Generic Routing Encapsulation (GRE), IETF, March 2000.

(平成 xx 年 xx 月 xx 日受付)



篠田 陽一

1983 東京工業大学工学部卒 . 1985 東京工業大学工学部博士前期課程修了 . 1988 東京工業大学工学部助手 . 1989 東京工業大学工学部 工学博士 . 1991 北陸先端科学技術大学院大学情報科学研究科助教授 . 現在 , 同大学情報科学センター教授 .



宇多 仁 (正員)

1997 東京理科大学理工学部卒 . 1999 北陸先端科学技術大学院大学情報科学研究科博士前期課程修了 . 2004 同博士 (情報科学) 了 . 同情報科学センター助手 . 現在 , インターネットの高機能化および運用技術に関する研究に従事 .



江崎 浩 (正員)

1987 九州大学工学部修了 . (株) 東芝入社 . CSR/MPLS 等の研究開発に従事 . 1998 東京大学 博士 (工学) . 1998 東京大学計算機センター助教授 . 現在 , 同大学情報工学系研究科助教授 .



小柏 伸夫 (正員)

1999 芝浦工業大学システム工学部卒 . 2001 北陸先端科学技術大学院大学情報科学研究科博士前期課程修了 . 2004 同博士 (情報科学) 了 . 現在 , (株) インテック・ネットコア勤務 . インターネット経路制御に関する研究開発に従事 .



永見 健一

1992 東京工業大学理工学研究科修了 . (株) 東芝入社 . CSR/MPLS 等の研究開発に従事 . 2001 東京工業大学工学部 博士 (工学) . 2002 (株) インテック・ネットコア入社 . 現在 , インターネット経路制御とネットワーク監視技術の研究開発に従事 .



近藤 邦昭

1992 神奈川工科大学情報工学科修了 . 1997 (株) インターネットイニシアティブ入社 . BGP-4 の監視運用システムの開発等に従事 . 2002 (株) インテック・ネットコア入社 . 現在 , インターネット経路制御とネットワーク監視技術の研究開発に従事 .



中川 郁夫

1993 東京工業大学理工学研究科修了 . (株) インテック入社 . 同社研究所にて , ネットワーク管理 , 大規模経路制御技術 , 次世代インターネットに関する研究に従事 . 2002 (株) インテック・ネットコア取締役 . 現在 , ネットワークの信頼性に関する研究に従事 .

Abstract As a result of the vast Internet growth, a multi-homing technology is being extensively utilized to keep a connectivity to important networks. However, the traditional multi-homing architecture severely impacts routing performance of the Internet making it non-scalable. Furthermore, although it can enhance a reachability, it can not be used to enhance an utilization because it can not assign in-coming traffic to multiple links. In this paper, we propose a new multi-homing architecture which is based on the overlay networking model, providing solutions to these problems. Our architecture improves scalability and realizes a dynamic and flexible line selection for in-coming traffic.

Key words Internet, Multi-homing, Overlay network.