

# オーバレイルーティングに起因するネットワークただ乗り問題に関する 一検討

長谷川 剛<sup>†</sup> 小林 正好<sup>††</sup> 村田 正幸<sup>†††</sup> 村瀬 勉<sup>††</sup>

<sup>†</sup> 大阪大学 サイバーメディアセンター 〒560-0043 大阪府豊中市待兼山町 1-32

<sup>††</sup> NEC システムプラットフォーム研究所 〒211-8666 神奈川県川崎市中原区下沼部 1753

<sup>†††</sup> 大阪大学 大学院情報科学研究科 〒565-0871 大阪府吹田市山田丘 1-5

E-mail: †{hasegawa,murata}@ist.osaka-u.ac.jp, ††m-kobayashi@eo.jp.nec.com, †††t-murase@ap.jp.nec.com

あらまし 本稿では、オーバレイネットワークが行うルーティングと IP ネットワークが行う IP ルーティングとの不整合がもたらす、ネットワークただ乗り問題について議論する。まず本稿におけるネットワークただ乗り問題の定義を行う。次に、ただ乗りが発生する条件およびただ乗りとなるトラフィック量に関する数学モデルを構築する。最後に、研究用大規模オーバレイネットワークである PlanetLab で得られている計測データを用いて、オーバレイトラフィックのうち、ただ乗り経路で運ばれるトラフィックの割合を試算し、それが無視できない量であることを指摘する。

キーワード オーバレイネットワーク、オーバレイルーティング、IP ルーティング、ただ乗り

## A study on “free-riding” traffic problem in routing overlay networks

Go HASEGAWA<sup>†</sup>, Masayoshi KOBAYASHI<sup>††</sup>, Masayuki MURATA<sup>†††</sup>, and Tutomu MURASE<sup>††</sup>

<sup>†</sup> Cybermedia Center, Osaka University 1-32, Machikaneyama-cho, Toyonaka, Osaka, 560-0043 Japan

<sup>††</sup> System Platforms Research Laboratory, NEC Corporation 1753 Shimonumabe, Nakahara-ku, Kawasaki, Kanagawa, 211-866 Japan

<sup>†††</sup> Graduate School of Information Science and Technology, Osaka University 1-5, Yamadaoka, Suita, Osaka, 565-0871 Japan

E-mail: †{hasegawa,murata}@ist.osaka-u.ac.jp, ††m-kobayashi@eo.jp.nec.com, †††t-murase@ap.jp.nec.com

**Abstract** In this paper, we discuss the “free-riding” traffic problem in routing overlay networks, which is mainly caused by policy mis-match between the overlay routing and the underlay IP routing. We first define the free-riding problem in routing overlay network, and construct mathematical models for the amount of the free-riding traffic. We next present the numerical examples on the effectiveness of the overlay routing and the amount of free-riding traffic, and point out that we expect significant amount of free-riding traffic in the actual Internet environment.

**Key words** Overlay networks, Overlay routing, IP routing, Free-riding traffic

### 1. ま え が き

インターネットの発展、ユーザ数の増加にともない、さまざまなサービスやアプリケーションが登場している。それらの中には、下位層ネットワークである IP ネットワークの上に独自の論理ネットワークを構築する、サービスオーバレイネットワークと呼ばれるものがあり、例えば P2P ネットワーク、Grid ネットワーク、IP-VPN サービスなどが挙げられる。これらのアプリケーションは、ある特定のサービスを前提として論理ネットワークを構築する。また、それぞれのアプリケーションのポリシーにしたがってアプリケーショントラフィックの制御を行う。例えば、P2P のファイル交換ネットワークは、コンテンツの所

在場所に応じてダウンロードホストや中継ホストを選択する。

またその際に、エンドホスト間の TCP スループットや遅延時間、IP ネットワークレベルあるいはオーバレイネットワークレベルのホップ数などのネットワーク性能を指標として、トラフィック制御を行うものも存在する。例えば NetLightning [1] や Akamai [2] などのコンテンツ配信サービスは、データセンタを世界各地に設置し、コンテンツの移動やコピーなどを行う際に、どのデータセンタ間でデータ転送を行えば効率が良いかを判断している。さらに、特定のアプリケーションを前提とせず、トラフィックのルーティングそのものを目的 (アプリケーション) とするオーバレイネットワークも登場しつつある。例えば Resilient Overlay Network (RON) [3] では、参加ノード

間の伝送遅延時間やパケット廃棄率などを計測し、あるノード間のデータ転送を直接行うのか、他のオーバーレイノードを経由して行うのかを判断している。これにより、IP ネットワークでのルーティングと比較して効率の良いデータ転送を実現し、また IP ネットワークの障害をすばやく検知し、迂回経路を選択することが可能である。本稿では、このようなオーバーレイネットワーク上で行われるトラフィックのルーティングをオーバーレイルーティング、および従来の IP レイヤにおけるパケットルーティングを IP ルーティングと呼ぶ。

オーバーレイルーティングを行うことによって、通常の IP ルーティングに比べて、利用するユーザにとってのネットワーク性能（スループットや転送遅延時間など）が改善することが明らかとなっている [4-6]。これは、従来行われている ISP による IP ルーティングが、ネットワーク性能やユーザ（アプリケーション）の感じる性能を考慮して行われていないことに起因している。IP ルーティングにおいて考慮されているネットワーク性能はホップ数や遅延時間が主であり、ルータ間リンク、あるいはエンドホスト間パスの利用可能帯域などを指標としたルーティングは通常行われていない。また、ISP が行う IP ルーティングは、そのほとんどが上位 ISP とのトランジットリンクの課金体系や、パブリック/プライベートピアリングを行っている他 ISP との契約関係などの経済的および政治的理由によって決定される。そのため、結果として行われる IP ルーティングが、ネットワーク性能やユーザの感じる性能の最適化には必ずしも繋がらない。

すなわち、オーバーレイルーティングと IP ルーティングではルーティングに用いるポリシーが大きく異なることが、オーバーレイルーティングがユーザにとっての有効性を示す要因である。しかし、逆にオーバーレイルーティングが、IP ルーティングを司る ISP に悪影響を及ぼすことが考えられる。これは、主に ISP が持つ他 ISP との接続リンクの課金構造が原因で発生する。ISP が上位 ISP に対して持つトランジットリンクは、通過するトラフィック量の最大値に応じて通常課金される。一方、ピアリングリンクはコストは回線そのものの維持コスト（通常ピアリングする ISP で折半される）を除いてほとんど発生しない。ISP が行う IP ルーティングはこのコスト構造の違いを考慮して行われており、ピアリングリンクにはピアリング関係にある両 ISP を起点・終点とするトラフィックのみが通過する。一方、アプリケーションレベルで行われるオーバーレイルーティングはこのような ISP の都合を考慮せず、ネットワーク性能やアプリケーションの要求のみに基づいて行われるため、ISP が前提としているコスト構造を無視したトラフィックが発生することが考えられる。

本稿ではこの問題をオーバーレイルーティングによるネットワークただ乗り問題と呼び、それが ISP にとって無視できない問題であることを指摘する。まず、本稿において対象とするただ乗り問題の定義を行い、ISP にとって深刻な問題となり得ることを指摘する。また、オーバーレイルーティングがルート選択の際に用いるパスの性能指標として空き帯域（利用可能帯域）およびノード間ラウンドトリップ時間（RTT）を考え、それぞれを用いた場合に、他のノードを中継してトラフィックが運ばれる条件およびそのトラフィック量に関する定式化を行う。最後に、研究用大規模オーバーレイネットワークである PlanetLab [7] で得られている参加ノード間の計測データを用いて、ネットワーク全体でどの程度のトラフィックがただ乗り経路によって運ばれる可能性があるかを試算し、それが無視できない量であることを指摘する。

## 2. 問題定義

### 2.1 オーバレイルーティング

オーバーレイネットワークは、特定のサービス・アプリケーションのために IP ネットワーク上に構築される論理ネットワークであり、例えば匿名性の高いファイル交換ネットワーク（Winny、Share など）、P2P ネットワークを用いた音声・画像通信（Skype など）、Web サーバの負荷分散およびクライアントのレスポンス時間の短縮を目的としたコンテンツ配信ネットワーク（Akamai など）が挙げられる。オーバーレイネットワークは通常、アプリケーションが動作するエンドホストやサーバが論理ネットワークノードとなり、ノード間に論理リンクを設定することによって構築される。

既存のサービスオーバーレイネットワークにおけるアプリケーション要求は、上述したようなアプリケーションそのもののサービス内容に対するものが中心であり、ネットワーク性能に対する要求は行われてこなかった。しかし、近年登場しているオーバーレイネットワークの中には、エンドホストがオーバーレイネットワークへ参加する際に、そのホストが接続されるネットワーク環境を申告することにより、より効率の良いファイル転送を実現しているものや、過去のデータ転送におけるスループット値を参考にし、ダウンロード先となるノードを決定するものも存在する。また、Netlightening や Akamai などの CDN サービスは、データセンタを世界各地に設置し、コンテンツの移動、コピーなどを行う際に、どのデータセンタ間でデータ転送を行えば効率が良いかを判断している。

さらに、特定のアプリケーションを前提とせず、効率のよいデータ転送そのものを目的（サービス/アプリケーション）とし、オーバーレイノードを用いてトラフィック制御を行う、ルーティングオーバーレイネットワークと呼ばれるサービスが登場しつつある。例えば、RON では、参加しているオーバーレイノードが他ノードとの間の伝播遅延時間、パケット廃棄率、スループットなどを計測し、情報交換を行うことで、オーバーレイネットワーク全体の状況を各ノードが収集する。ある 2 つのオーバーレイノード間にデータ転送要求が発生した場合には、収集した情報を基に、直接転送する場合と、他のオーバーレイノードを経由させて転送する場合とを比較し、効率が良い方を用いる。これにより、通常の IP ネットワークによるルーティング・データ転送に比べて効率的なデータ転送が可能となる。また、IP ネットワークに障害が発生した場合に、その障害をすばやく検知し、他ノードを経由した迂回経路を選択することにより、IP ネットワークレベルでの経路変更を待つことなくデータ転送を継続することが可能となる。本稿では、このようなオーバーレイネットワーク上で行われるトラフィック制御（ルーティング）をオーバーレイルーティング、および IP レベルのパケットルーティングを IP ルーティングと呼ぶ。

オーバーレイルーティングを導入することにより、従来の IP ルーティングでは行えないような、ユーザにとってのネットワーク性能（データ転送スループット、データ転送遅延時間など）が改善することが多くの研究によって指摘されている。IP プロトコルの改良によって同様の性能向上を達成する手法としては、IntServ/DiffServ および QOSPF [8] など様々な手法が存在するが、これらの手法は既存の IP ルーティングを変更する必要があるため、プロトコルの標準化が必要である点、ネットワーク内の全てのルータを置き替える必要があるなどの点で実現は極めて困難である。一方、オーバーレイネットワークによる性能改善は、プロトコルの標準化の必要がなく、ネットワーク内の全てのノードが対応せずとも導入が可能であるため、ユーザに

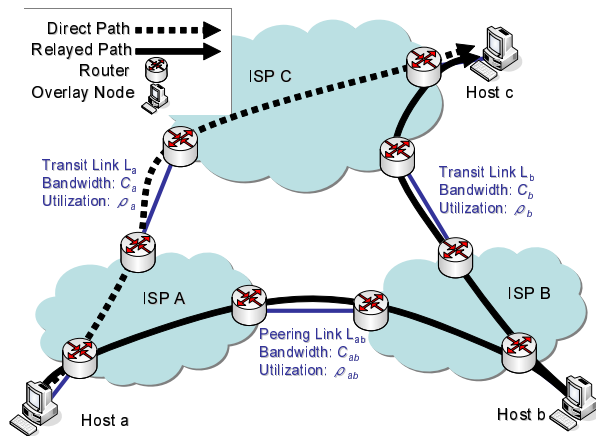


図 1 ネットワークモデル

対して高品質なネットワークサービスを早期に展開することができるという利点を持つ。

## 2.2 ネットワークただ乗り問題

オーバーレイルーティングによってネットワーク性能が改善するのは、従来行われている ISP による IP ルーティングが、ネットワーク性能やユーザ (アプリケーション) の感じる性能を考慮して行われていないことに起因している。IP ルーティングにおいて考慮されているのはホップ数や遅延時間が主であり、ルータ間リンク、あるいはエンドホスト間パスの利用可能帯域などを指標としたルーティングは通常行われていない。例えば、複数の ISP (AS) をまたぐドメイン間ルーティングにおいては、指標としてルータレベルよりさらに抽象化された AS レベルのホップ数が用いられる。さらに、ISP が行う IP ルーティングは、上位 ISP との接続であるトランジットリンクの課金体系や、IX を経由したパブリックピアリングおよびプライベートピアリング関係にある他 ISP との契約内容などの、経済的および政治的理由によって決定される。そのため、結果として行われる IP ルーティングが、ネットワーク性能やユーザの感じる性能の最適化には必ずしも繋がらない。すなわち、オーバーレイルーティングと IP ルーティングではルーティングに用いるポリシーが大きく異なることが、上述したオーバーレイルーティングの有効性の要因であるといえる。

しかし、逆にオーバーレイルーティングが、IP ルーティングを司る ISP に悪影響を及ぼすことが考えられる。これは、主に ISP が持つ他 ISP との接続リンクの課金構造が原因で発生する。通常、ISP が上位 ISP との接続に用いるトランジットリンクは、通過するトラフィック量の最大値に応じて課金される。一方、ピアリングリンクにかかるコストは回線そのものの維持コスト (通常ピアリングを行う両 ISP で折半される) を除いてほとんど発生しない。ISP が行う IP ルーティングはこのコスト構造の違いを考慮して行われており、ピアリングリンクにはピアリング関係にある両 ISP 内のホストを起点・終点とするトラフィックのみが通過する。一方、アプリケーションレベルで行われるオーバーレイルーティングはこのような ISP の都合を考慮せず、ネットワーク・ユーザ性能に基づいて行われるため、ISP が前提としているコスト構造を無視したトラフィックが発生する。

図 1 にその典型的な例を示す。図 1 において、ある ISP A 内のホスト a から上位 ISP である ISP C 内のホスト c に対してデータが送信される状況を考える。オーバーレイネットワークによるトラフィック制御を行わない場合、ISP A から ISP C への

トラフィックは ISP A が ISP C との接続として持つトランジットリンク  $L_a$  を用いて運ばれる。その際 ISP A はこのトラフィックに関する金銭的成本 (トランジットコスト) を ISP C に対して支払う。

一方、ホスト a からホスト c へ運ばれるトラフィックが、オーバーレイネットワークによって、ISP A とピアリング関係にある ISP B 内のホスト b を (アプリケーションレベルの) 中継ノードとして用いて転送される場合を考える。オーバーレイネットワークによるトラフィックの中継はアプリケーションレベルで行われるため、ホスト a から中継のためにホスト b へ運ばれるパケットの終点 IP アドレスは、ホスト b のアドレスである。そのため、ISP A からピアリングリンク  $L_{ab}$  を通じて ISP B へ流入するトラフィックに関して、ホスト b で中継されるトラフィックと通常トラフィック (ISP B 内のホストをアプリケーション的な終点とするトラフィック) とを区別することはできない。また、ホスト b で中継されてホスト c へ送信されるトラフィックは ISP B が持つトランジットリンク  $L_b$  を経由するが、このトラフィックに関して、ISP B 内のホストをアプリケーション的な起点とする通常トラフィックと区別することはできない。

つまり、ホスト b においてトラフィックが中継される場合には、ホスト a から送出されたトラフィックのトランジットコストを、ホスト a が接続されている ISP A ではなく、ISP B が負担することになる。これは、データ送受信によって利益を享受しない ISP がトラフィックのトランジットコストを負担することを意味する。また、ピアリングリンクを通過するトラフィックに関しては、従来の折半ではなく、それぞれの方向へ流れるトラフィック量に応じた課金がピアリング関係にある両 ISP 間で行われる事例もあり、このような中継トラフィックが ISP のコスト構造に与える影響は非常に大きいと考えられる。本稿ではこの問題をオーバーレイルーティングによるネットワークただ乗り問題と呼ぶ。

ホスト b がトラフィックを中継することによって何らかの利益を享受している場合には、ISP B はその金銭的成本をホスト b から回収することが可能であるが、一般的にオーバーレイルーティングにおいては中継ノードとなるホストはそれに気付いていない場合がほとんどであり、現実的にはコストを回収することは困難である。現在、違法なファイル交換がほとんどを占める Winny などのアプリケーショントラフィックに関しては、そのアプリケーションが発生するトラフィックそのものを制限することにより、中継トラフィックを含めたコストの増加を防止しており、その違法性ゆえにユーザからの苦情はそれほど多くないと考えられる。しかし、Skype のように一般に有益と考えられているアプリケーションのトラフィックを制限することは、ユーザの同意を得られないと考えられる。さらに、仮に中継トラフィックと通常トラフィックとの区別ができたとしても、Skype における中継トラフィックを制限することは、Skype のサービス品質を大きく損なうことを意味するため、現実的にはそのような制限を行うことはできない。

現在のインターネットにおいてはオーバーレイルーティングがまだそれほど盛んではない。例えば [9] では、ISP ネットワークへ出入りするトラフィックに関するトラフィックマトリックスの推定精度を上げる際に、このようなただ乗り相当するトラフィックは無視できるほど小さい、と仮定している。しかし、将来的に RON のようなオーバーレイルーティングが浸透し、そのトラフィック量が増大すると、ISP にとって無視できない問題になる可能性がある。すなわち、ISP が回線増強などを行って品質の良いネットワークを構築した結果、オーバーレイルーティングによってそのネットワークにトラフィックが集中するにもかかわらず、ISP はそのトラフィック送受信のためのコストを回収するこ

とが本質的にできない、という問題である。

以降では、この問題への最初の取り組みとして、ただ乗りトラフィック量に関する定式化を行い、数値例として、全世界的な実験的オーバーレイネットワークである PlanetLab において適用した場合の試算結果を示す。これにより、無視できない量のただ乗りトラフィックが発生し得ることを指摘する。

### 3. ただ乗り問題の定式化

本章では、2. 章において指摘したネットワークただ乗り問題に関して、ただ乗りが発生する条件およびただ乗りトラフィック量に関する定式化を行う。

本章では図1のネットワークモデルを用いる。ネットワークには3つのISP (ISP A - C) が存在し、ISP C はISP A および B に対する上位ISPであるとする。下位ISPであるISP A および B はそれぞれISP C とトランジットリンク  $L_a$  および  $L_b$  を介して接続されており、そのリンク帯域をそれぞれ  $C_a$  および  $C_b$ 、現在の利用率を  $\rho_a$ 、 $\rho_b$  とする。また、ISP A とISP B はプライベートピアリングリンク  $L_{ab}$  によって接続されており、その帯域を  $C_{ab}$ 、利用率を  $\rho_{ab}$  とする。この時、それぞれのリンクの空き帯域  $A_a$ 、 $A_b$  および  $A_{ab}$  はそれぞれ、 $A_a = C_a(1 - \rho_a)$ 、 $A_b = C_b(1 - \rho_b)$  および  $A_{ab} = C_{ab}(1 - \rho_{ab})$  となる。また、ISP C 内のネットワーク、およびホストが接続されるリンクの帯域は十分大きいと仮定する。

ISP A - C にはそれぞれホスト a - c が存在し、オーバーレイネットワークを用いて、ホスト a からホスト c へのデータ転送が行われる。直接データ転送が行われる場合には、ホスト a からIPルーティングによってホスト c へ直接データ転送が行われるが、ホスト b を中継ノードとして用いる場合には、まずホスト a からホスト b へIPルーティングによってデータが転送され、その後ホスト b からホスト c へデータが転送される。以下では、これら2つの経路を直接経路および中継経路と呼ぶ。それぞれの経路は以下ようになる。

- 直接経路: ホスト a ISP A  $L_a$  ISP C ホスト c
- 中継経路: ホスト a ISP A  $L_{ab}$  ISP B ホスト b ISP B  $L_b$  ISP C ホスト c

以下では、ホスト a からホスト c へのオーバーレイトラフィックが  $x$  bps 発生すると仮定し、オーバーレイルーティングが様々な指標に基づいてトラフィックを運ぶ経路を決定する時に、直接経路および中継経路を用いて運ばれるトラフィック (直接トラフィックおよび中継トラフィックと呼ぶ) の量 (bps) を導出する。なお、中継トラフィックは全てただ乗りトラフィックであるとは限らない。この点に関しては4.3節にて詳しく述べる。

#### 3.1 空き帯域の比に応じて経路を選択する場合

$x$  bps のオーバーレイトラフィックのうち、直接トラフィック量  $x_d$  および中継トラフィック量  $x_r$  はそれぞれ、

$$x_d = \frac{A_a}{A_a + \min(A_{ab}, A_b)} x, x_r = \frac{\min(A_{ab}, A_b)}{A_a + \min(A_{ab}, A_b)} x \quad (1)$$

となる。ここで、ISP B が設備投資を行い、トランジットリンク帯域を  $C_b$  から  $C'_b$  に増強したと仮定し、その結果リンク  $L_b$  の利用率が  $\rho'_b$  に変化したとする。トラフィック量そのものに変化がないと仮定すると、 $C_b \rho_b = C'_b \rho'_b$  が成立する。

ISP A、B 間のピアリングリンクの帯域が十分でなく、 $A_{ab} < A_b$  である場合には、この帯域増強によって中継トラフィック量は変化しない。一方、ピアリングリンクの帯域が十分ある場合 ( $A_{ab} > A_b$ ) には、この帯域増強によって中継経路の空き帯域が大きくなる。帯域増強後の直接トラフィック量および中継トラフィック量をそれぞれ  $x'_d$  および  $x'_r$  とすると、

$$x'_d = \frac{A_a}{A_a + A'_b} x, x'_r = \frac{A'_b}{A_a + A'_b} x \quad (2)$$

となる。ただし  $A'_b = C'_b(1 - \rho'_b)$  である。帯域増強により増加する中継トラフィック量  $\Delta x_r = x'_r - x_r$  は式 (1)(2) より、

$$\Delta x_r = \frac{A_a(C'_b - C_b)}{(A_a + C'_b(1 - \rho'_b))(A_a + A_b)} x$$

となる。ここで、

$$\lim_{C'_b \rightarrow \infty} \Delta x_r = \frac{A_a}{(A_a + A_b)} x$$

である。これはISP B が帯域増強を行う前の直接トラフィック量  $x_d$  に等しい。すなわち、ISP B の帯域増強が進むと、直接経路を流れていたオーバーレイトラフィックのほとんどが中継経路へ流れるようになるといえる。

また、ISP B のトランジットリンク  $L_b$  を流れるトラフィック量が同じであっても、回線容量  $C_b$  が大きいほど、中継トラフィック量が増加することが式 (1) からわかる。すなわち、回線に余裕を持たせているISPにより多くのオーバーレイトラフィックが集まり、中継経路として利用される。

#### 3.2 空き帯域が大きい経路を選択する場合

本節では、直接経路と中継経路の空き帯域に差がある場合には、その差が0になるまで空き帯域が大きい経路へトラフィックが流れ、空き帯域に差が無い場合には、両経路へ均等にトラフィックが流れると考える。

(i)  $x \leq \min(A_a, \min(A_{ab}, A_b))$  の場合

この場合、全てのオーバーレイトラフィックは空き帯域が大きい経路を流れる。すなわち、中継トラフィック量  $x_r$  は、

$$x_r = \begin{cases} 0 & (A_a > \min(A_{ab}, A_b)) \\ \frac{x}{2} & (A_a = \min(A_{ab}, A_b)) \\ x & (A_a < \min(A_{ab}, A_b)) \end{cases} \quad (3)$$

となる。また、ISP B が帯域増強を行っても中継トラフィック量は変化しない。

(ii)  $x > \min(A_a, \min(A_{ab}, A_b))$  の場合

この場合、オーバーレイトラフィックはまず空き帯域の差がなくなるまで片方の経路へ流れ、残りは均等に流れると考えられる。このことから、中継トラフィック量  $x_r$  は以下のように計算できる。

$$x_r = \frac{1}{2}(x - (A_a - \min(A_{ab}, A_b)))$$

ここで、ISP B がトランジットリンクの帯域を  $C_b$  から  $C'_b$  に増強することを考える。増強後のリンク  $L_b$  の利用率を  $\rho'_b$  および中継トラフィック量を  $x'_r$  とする。ISP A、B 間のピアリングリンクの帯域が十分でない場合は、帯域増強によって中継トラフィック量は変化しない。すなわち、

$$x'_r = x_r = \frac{1}{2}(x - (A_a - A_{ab})) \quad (4)$$

となる。一方、ピアリングリンクの帯域が十分ある場合には、帯域増強後に  $A_a < A'_b (= C'_b(1 - \rho'_b))$  が成立すると仮定すると、

$$x_r = \frac{1}{2}(x - (A_a - A_b)), x'_r = \frac{1}{2}(x - (A_a - A'_b))$$

となる。帯域増強により増加する中継トラフィック量  $\Delta x_r = x'_r - x_r$  は、帯域増強後もトラフィック量そのものには変化がないと仮定し、 $C_b \rho_b = C'_b \rho'_b$  を利用することにより、

$$\Delta x_r = \frac{1}{2}(C'_b - C_b) \quad (5)$$

となる。ただし、オーバーレイトラフィック量は十分大きいとし、帯域増強後も  $x > \min(A_a, \min(A_{ab}, A_b))$  が成立すると仮定している。式 (5) より、ISP B が帯域増強をすると、増強した帯域の 50% を中継トラフィックに奪われることがわかる。

### 3.3 ラウンドトリップ時間 (RTT) が小さい経路を選択する場合

本節では、直接経路および中継経路の往復伝播遅延時間を  $\tau_d$  および  $\tau_r$ 、ポトルネックリンク帯域を  $\mu_d$  および  $\mu_r$ 、ポトルネックリンクの利用率为  $\rho_d$  および  $\rho_r$  とする。ここで、中継経路の伝播遅延時間は大きいと仮定し、 $\tau_d < \tau_r$  とする。両経路で通過するルータで発生する固定的な処理遅延時間は  $\tau_d$  および  $\tau_r$  に、また中継経路が通過するホスト b における処理遅延時間は  $\tau_r$  にそれぞれ含まれると考える。ポトルネックリンクにおけるバッファリング時間 (キューイング遅延) を導出するために、M/M/1 待ち行列モデルを用いる。

このとき、直接経路および中継経路の平均 RTT ( $RTT_d$  および  $RTT_r$ ) は以下ようになる。

$$RTT_{d,r} = \tau_{d,r} + \frac{1}{\mu_{d,r}(1 - \rho_{d,r})} \quad (6)$$

本節におけるオーバレイルーティングは、RTT が小さい方の経路を選択するため、新たに発生したオーバーレイトラフィックが中継経路を選択する条件は、 $RTT_d > RTT_r$  となる。式 (6) より、その条件は

$$\tau_r - \tau_d < \frac{1}{\mu_d(1 - \rho_d)} - \frac{1}{\mu_r(1 - \rho_r)}$$

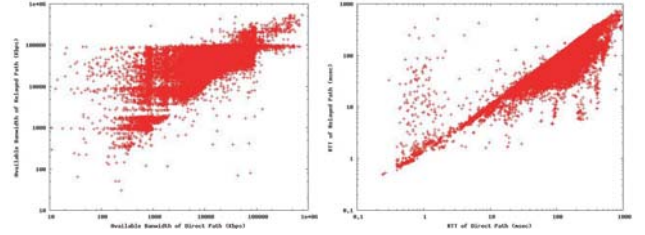
となる。すなわち、本節におけるオーバレイルーティングは、両経路の伝播遅延時間の差  $\Delta\tau (= \tau_r - \tau_d)$  を、キューイング遅延時間の差が埋めるまで、直接経路を選択するということができる。ここで、 $\mu_d = \mu_r = \mu$  と仮定し、キューイング遅延時間の差が伝播遅延時間の差に等しくなる時の両パスの利用率の差  $\Delta\rho$  を導出すると、

$$\Delta\rho = \frac{\Delta\tau \cdot \mu(1 - \rho_d)^2}{1 - \Delta\tau \cdot \mu(1 - \rho_d)} \quad (7)$$

となる。(7) 式より、 $\rho_d$  が大きくなり 1 に近づくと、 $\Delta\rho$  が 0 に近づくことがわかる。これは、ネットワーク全体の負荷が大きくなるにつれて、オーバレイルーティングは直接経路と中継経路の利用率の差が小さくなるように経路を選択することを意味している。すなわち、ネットワーク負荷が高い状況においては、より大きい割合のオーバーレイトラフィックが中継経路を流れる。これは、オーバーレイトラフィック量が增大することによってネットワーク全体の負荷が大きくなる場合においても同様である。

また、ISP B が帯域増強を行うことによって  $\mu_r$  が大きくなると、中継経路のキューイング遅延が改善されることによって、 $RTT_r$  が小さくなるため、それまで通常経路を選択していたオーバーレイトラフィックが中継経路へ移行する。そのため、同じポトルネックリンクを通過する ISP B 内のホストから発生する通常のトラフィックの遅延時間はほとんど改善されない。

また、両経路のポトルネック箇所が ISP A、ISP B 内になく、その先のネットワーク (例えばホスト c と ISP c 間のリンク) に存在し、両経路が同じポトルネックリンクを共有している場合は、常に  $\rho_d = \rho_r$  となる。この場合、 $\tau_d < \tau_r$  であれば、常に  $RTT_d < RTT_r$  となるため、ネットワーク全体の負荷にかかわらず、全てのオーバーレイトラフィックは通常経路を選択する。しかし、 $\tau_d > \tau_r$  である、すなわち、オーバレイルーティ



(a) 空き帯域の場合

(b) RTT の場合

図 2 直接経路と最も品質の良い中継経路との関係

ングによって IP ルーティングよりも伝播遅延時間そのものが短い経路が発見された場合には、常に  $RTT_d > RTT_r$  となり、全てのオーバーレイトラフィックが常に中継経路を通過することになる。一方、空き帯域に応じて経路を選択する場合において、両経路の空き帯域が等しい場合には、式 (1)、(3) および (4) から、オーバーレイトラフィックの 50% が中継経路を選択することがわかる。

## 4. PlanetLab への適用例

PlanetLab において行われているプロジェクトの 1 つである、Scalable Sensing Service [10] においては、PlanetLab 上のノード間の RTT、空き帯域、パケット廃棄率などの計測をフルメッシュに行っており、その結果が公開されている。本章ではそのデータを利用し、オーバレイルーティングによってよりデータ転送効率の高い中継経路が発見できる割合に関する考察を行う。次に、中継経路によって運ばれるトラフィック量の推定を行う。最後に、中継トラフィックと本稿で定義するただ乗りトラフィックとの関係を考察し、中継に使われる ISP にとって中継トラフィックは多くの場合において歓迎できないものであることを指摘する。

### 4.1 オーバレイネットワークの特性

まず、PlanetLab 上の任意の 2 つのノードペアについて、ノード間の直接経路と、最も品質の高い (空き帯域が大きい、あるいは RTT が小さい) 中継経路との品質の関係を、空き帯域と RTT に関してプロットしたものを図 2 に示す。この図から、ほとんどのノードペア (空き帯域の場合で 96.2%、RTT の場合で 96.3%) に関して、直接経路よりも品質の高い中継経路が発見できていることがわかる。また、全ての中継経路の平均値を用いた場合には、空き帯域の場合は全体の 27.4%、RTT の場合には 0.05% のノードペアに関して、中継経路の方が品質が高い。これは、中継経路を選択する場合に、オーバレイネットワーク上に存在するノードからランダムに 1 つ選択した時に、それぞれ 27.4%、0.05% の確率で直接経路よりも品質の良い経路を発見できることを示している。RTT を用いる場合において、ほぼ全てのノードペアに関して直接経路の方が品質が良いのは、現在の IP ネットワークがホップ数を基本としてルーティングを決定していることが原因として考えられる。

### 4.2 中継トラフィック量の推測

次に、PlanetLab を用いてオーバレイルーティングを行う場合を想定し、オーバーレイトラフィック全体のうち、中継経路が用いられるトラフィックの割合を算出する。なお、ここでは空き帯域を経路選択に用いるとし、算出の際には以下の仮定を用いる。

- PlanetLab 上の全てのノードペア間に、均等にオーバーレイトラフィックが発生する。
- ネットワークトポロジーは考慮しない。つまり、他のノー

表 1 中継経路で運ばれるオーバーレイトラフィックの割合

	利用可能帯域の比で トラフィックを分ける	利用可能帯域が 大きい方だけを使う
ベスト経路	72.8%	96.2%
良い経路	58.5%	96.2%
全経路	49.2%	22.6%

ドペア間に発生したトラフィックによって、他のノードペア間の空き帯域は変化しない。

- 中継経路の選択方法として、以下の3通りを考える。
  - 最も空き帯域の大きい中継経路を1本だけ使う(ベスト経路)
  - 直接経路よりも空き帯域が大きい経路からランダム選んで使う(良い経路)
  - 全ての中継経路からランダムに選んで使う(全経路)
- 直接経路と中継経路へのトラフィックの分配方法として、以下の2通りを考える。
  - 空き帯域の比で両経路へトラフィックを分ける(3.1節)
  - 空き帯域の大きい経路を使う(3.2節)

表1に、オーバーレイトラフィック全体のうち、中継経路で運ばれるトラフィックの割合を示す。この表より、中継経路の選択方法、および直接経路と中継経路へのトラフィックの分配方法にかかわらず、無視できない量のトラフィックが中継経路を用いて運ばれることがわかる。

#### 4.3 中継トラフィック量とただ乗りトラフィックの関係

前節において、PlanetLabにおいてオーバーレイルーティングを行う場合に、無視できない量の中継トラフィックが発生することを明らかにした。しかし、中継トラフィックの全てが、本稿で定義するただ乗りトラフィックに該当するとは言えない。これは、2章において定義したただ乗りトラフィックは、ピアリングリンクを経由してISP内へ流入し、トランジットリンクを経由して流出するトラフィックを指すが、前節で導出した中継トラフィックは流入・流出するリンクの種類を判別していないためである。

しかし、中継ホスト(が存在するISPネットワーク)へ流入する際に用いられるリンク、あるいは流出する際に用いられるリンクのどちらか一方あるいは両方にトランジットリンクが用いられる場合には、そのISPに中継トラフィックを運ぶためのコストが発生することになるため、広い意味でのただ乗りとすることができる。また、流入・流出ともピアリングリンクを経由する場合には、直接的なコストは発生しない。しかし、ISP内で中継トラフィックを運ぶためのルータ・リンク設備に対するコストが発生するため、本稿で定義したただ乗りトラフィックには該当しないものの、ISPにとっては歓迎できないトラフィックであるといえる。すなわち、オーバーレイルーティングによって、中継経路を用いて運ばれるトラフィックは、どの場合においても、何らかの形で中継を行うISPに悪影響を与えうるということが出来る。

さらに、CAIDA[11]において公開されているASレベルのネットワークトポロジの特性を調査したデータを基に調査した結果、約95%のASは対外接続としてトランジットリンクを1本だけ持つことがわかった。そのようなAS内のホストが中継に用いられると、流入・流出の両方にトランジットリンクが用いられるため、AS(ISP)にとっては意味のないトラフィックがトランジットリンクを往復し、2倍のコストが発生することになる。また、ピアリングリンクを1本以上もつAS間のネットワークに着目すると、トランジットリンク数とピアリングリンク数の比はほぼ1:1であることがわかった。トランジットリン

クとピアリングリンクを流れるトラフィック量の比を1:1と仮定すると、オーバーレイトラフィックのうち75%が、何らかの形でトランジットリンクを通過し、コストを発生させていると推測することができる。

## 5. おわりに

本稿では、オーバーレイネットワークが独自にルーティングを行うことによって、ISPのコスト構造を無視したただ乗りトラフィックが発生し得ることを指摘し、そのトラフィック量に関する定式化を行った。また、PlanetLabのデータを用いた検討により、無視できない量のただ乗りトラフィックが発生する可能性があることを明らかにした。

今後の課題としては、3章において行った解析を拡張し、トラフィック量の増加にともなって、空き帯域やRTTが変化することを考慮した、中継トラフィック量の定式化を行うことが挙げられる。また、ASレベルのトポロジ情報を利用し、オーバーレイトラフィックがネットワークに与える影響をより正確に反映した検討を行いたい。

さらに、ISPが低コストで実現することのできるただ乗りトラフィック量の計測技術に関する検討を行いたい。さらに、ただ乗りトラフィックの存在が明らかになった場合に、その流入を止めるのではなく、ただ乗りトラフィック量に基づいたコストをISP間でやりとりすることが可能となるような、新たなISPのコスト構造を提案したい。

## 文 献

- [1] NetLightning Web Page. available at <http://www.netli.com/services/netlightning/>.
- [2] Akamai Web Page. available at <http://www.akamai.com/>.
- [3] D. G. Andersen, H. Balakrishnan, M. F. Kaashoek, and R. Morris, "Resilient overlay networks," in *Proceedings of 18th ACM Symposium on Operating Systems Principles*, Oct. 2001.
- [4] Y. Zhu, C. Dovrolis, and M. Ammar, "Dynamic overlay routing based on available bandwidth estimation: A simulation study," *Computer Networks Journal*, vol. 50, pp. 739–876, Apr. 2006.
- [5] M. Uchida, S. Kamei, and R. Kawahara, "Performance evaluation of qos-aware routing in overlay network," in *Proceedings of ICOIN 2006*, Jan. 2006.
- [6] D. G. Andersen, A. C. Snoeren, and H. Balakrishnan, "Best-path vs. multi-path overlay routing," in *Proceedings of ACM SIGCOMM conference on Internet measurement*, pp. 91–100, Oct. 2003.
- [7] PlanetLab Web Page. available at <http://www.planet-lab.org/>.
- [8] Z. Zhang, C. Sanchez, B. Salkewicz, and E. Crawley, "Quality of service extensions to OSPF or quality of service path first routing (QOSPF)," *Internet Draft (draft-zhang-qos-ospf-01.txt)*, Sept. 1997.
- [9] Y. Zhang, M. Roughan, N. Duffield, and A. Greenberg, "Fast, accurate computation of largescale IP traffic matrices from link loads," in *Proceedings of SIGMETRICS 2003*, June 2003.
- [10] Scalable Sensing Service. available at <http://networking.hpl.hp.com/s-cube/>.
- [11] CAIDA Web Page. available at <http://www.caida.org/home/>.