

推薦論文

リアルタイムコミュニケーションの品質を確保するための 短時間可用帯域推定方式

大芝 崇^{1,a)} 中島 一彰^{1,b)}

受付日 2011年4月27日, 採録日 2011年11月7日

概要: 本論文では, エンド端末間の可用帯域を短時間で推定する方式 PathQuick を提案する. ビデオ会議やリアルタイム写真共有などのリアルタイムコミュニケーションにおいて, 映像や写真などのメディアを送信する直前に, PathQuick を用いて最新の可用帯域を短時間に推定することで, メディアの送信時の消費帯域を可用帯域以下に抑える制御が可能になる. その結果, ルータのキューイング処理による遅延やパケットロスを防止でき, リアルタイム性が確保できるため, リアルタイムコミュニケーションの品質が確保できる. 評価実験により, PathQuick の推定時間が従来比 1/4 以下の 176 ミリ秒であることを示す. また, リアルタイム性を確保するために推定時間に上限を設けた条件下において, PathQuick における探索可能な帯域の範囲が従来比 123 倍の広さを持つことを示す. さらに, PathQuick は従来比 4.3 倍細かい計測の分解能を持ち, ボトルネックリンクの物理帯域が 10 Mbps 程度の比較的狭帯域な場合と, 100 Mbps の比較的広帯域な場合の両方において, 従来方式よりも推定精度が高いことを示す.

キーワード: 可用帯域, 利用可能帯域, 短時間推定, リアルタイムコミュニケーション

Quick End-to-end Available Bandwidth Estimation for Real-time Communication

TAKASHI OSHIBA^{1,a)} KAZUAKI NAKAJIMA^{1,b)}

Received: April 27, 2011, Accepted: November 7, 2011

Abstract: We propose PathQuick, a quick end-to-end available bandwidth estimation method. When PathQuick is used in real-time communication, such as video conferencing and real-time photo sharing, just before the transmission of media data such as video and photo, it can quickly complete the estimation of the latest available bandwidth. Consequently, the bandwidth consumption of media data can be controlled to within the available bandwidth estimated at the beginning of media data transmission, and this will prevent delay and packet loss. Thus, QoS at the beginning of video conferencing and real-time photo sharing can be ensured. Our evaluation of PathQuick has shown that its estimation duration is several hundred milliseconds, which is more than four times as fast as a prior method. We also found that its probable range is more than a hundred times as wide as that of the prior method when a limited waiting time is set to avoid degrading real-time responsiveness. The estimation accuracy of PathQuick outperformed the prior method, and the average resolution of measurement of a single packet train of PathQuick is more than four times as fine-grained as that of the prior method.

Keywords: available bandwidth, quick estimation, real-time communication

1. はじめに

近年, ビデオ会議 [1] やリアルタイム写真共有 [2], E ラー

本論文の内容は 2010 年 11 月のマルチメディア通信と分散処理研究会にて報告され, 同研究会主査により情報処理学会論文誌ジャーナルへの掲載が推薦された論文である.

¹ NEC サービスプラットフォーム研究所
Service Platforms Research Laboratories, NEC Corporation,
Kawasaki, Kanagawa 211-8666, Japan

a) oshiba@cp.jp.nec.com

b) nakajima@ah.jp.nec.com

ニング [3] などの IP ネットワーク上のリアルタイムコミュニケーションが普及しつつある。映像や写真などのメディアの消費帯域が、エンド端末間の経路上の空き帯域である可用帯域 [4] を超過した場合、メディアの送信時に遅延やパケットロスが発生してしまう。そのため、メディアを送信する直前に、最新の可用帯域を短時間に推定することで、メディアの送信開始時の消費帯域を可用帯域以下に抑える制御を可能にすることが重要である。これにより、遠隔の相手のコミュニケーションを阻害しない短い待ち時間で、遅延やパケットロスが発生しないという条件を満たす画質のうち、最も良い画質でメディアを遠隔の相手に送信できる。そのため、リアルタイムコミュニケーションの品質が確保できる。

たとえば、ビデオ会議において、映像の送信端末が映像の送信を開始する直前に可用帯域を推定し、推定結果に基づいて映像の初期ビットレートを動的に決定 [5] できる。また、リアルタイム写真共有において、写真の送信端末が写真を送信する際に写真データを次のように動的に再圧縮することで、写真送信処理のリアルタイム性を確保できる。写真送信の直前に推定した可用帯域と、あらかじめユーザが定義した写真送信時間の許容値に基づいて写真の圧縮率を動的に決定 [6] することで、許容時間以内に写真送信処理を完了できる。

しかし、従来の可用帯域推定方式 [4] には、2 章で詳述するように、可用帯域の推定に数秒から数十秒の時間を要するという課題がある。したがって、メディアの送信直前に従来方式を用いると、メディアの送信開始までに長い待ち時間が発生してしまうため、従来方式はリアルタイムコミュニケーションでの利用には適さない。

本論文では、エンド端末間の可用帯域を短時間で推定する方式 PathQuick [7] を提案する。PathQuick では、各計測パケットを等間隔に配置し、パケット番号が進むにつれてパケットサイズが線形に増加する計測パケット列を送信することで、短時間で可用帯域推定を実現する。文献 [7] では、ボトルネックリンクの物理帯域が 10 Mbps 程度という比較的狭帯域な条件でのシミュレーションによる評価結果を報告した。本論文では、ボトルネックリンクの物理帯域が 100 Mbps という比較的広帯域な条件でもシミュレーションおよび実機による評価を行ったので、その結果もあわせて報告する。

2. 関連研究

計測パケットを送信することでエンド端末間の可用帯域を推定する、アクティブ計測と呼ばれる方式が数多く提案されている。アクティブ計測は、2 個の計測パケットをペアにして送信するパケットペア方式と 3 個以上の計測パケットで構成される計測パケット列を送信するパケットトレイン方式に大別される [4]。前者の代表例として Abing [8] と

Spruce [9] があり、後者の代表例として pathChirp [10] と Pathload [11] がある。ここで、pathChirp は推定時間の短さと推定精度の高さのバランスがとれており、PathQuick との関連性も高いため、5 章で pathChirp と PathQuick の比較評価を行う。

従来のパケットペア方式やパケットトレイン方式は、オーバーレイネットワークでの最適経路選択 [12] や CDN でのサーバ選択 [13]、SLA 検証 [14] などの、主に非リアルタイム系のアプリケーション向けに設計されている [9], [11]。従来方式は秒オーダーの推定時間を要し、Abing, Spruce, pathChirp, Pathload はそれぞれ 1.3 秒, 11.0 秒, 5.5 秒, 7.0~22.0 秒の推定時間がかかることが知られている [15]。秒オーダーの推定時間は非リアルタイム系のアプリケーションでは特に問題にはならないが、即時性が重要なリアルタイムコミュニケーションでは大きな問題となる。

2.1 パケットペア方式

Abing の推定時間は 1.3 秒と比較的短いですが、パケットペア方式は一般にパケットトレイン方式に比べて推定精度が低いことが指摘 [16] されており、追試実験により実証 [15] されている。したがって、Abing や Spruce などのパケットペア方式は、リアルタイムコミュニケーションでの利用には適さない。

2.2 パケットトレイン方式

pathChirp と Pathload はともに probe rate model (PRM) [17] と呼ばれる、次に述べる原理により可用帯域を推定する。(a) 送信端末におけるパケットトレインの送信レートが可用帯域未満である場合には、ルータにおいて計測パケットに対するキューイング遅延が発生しないため、受信端末で観測される計測パケットの受信間隔は送信端末における送信間隔と等しくなる。一方で、(b) 送信レートが可用帯域を超過する場合には、ルータにおいて計測パケットがキューイングされるため、受信間隔が送信間隔より広がる。PRM では、(a) と (b) の変化点となる送信レートを検出し、可用帯域の推定値とする。

2.2.1 pathChirp の課題

pathChirp の 5.5 秒という長い推定時間の原因は、パケットトレインの構造にある。pathChirp では、パケット番号が進むにつれて各計測パケットの送信間隔が指数関数的に減少し、全パケットサイズが等しいパケットトレインを送信する。そのため、単一のパケットトレイン内で計測パケットごとの送信レートが指数関数的に増加する。広範囲の帯域を探索するためには、探索可能な帯域の下限値を低くするために 1 番目と 2 番目の計測パケットの送信間隔を長くする必要がある。しかし、この最初の長い送信間隔によりパケットトレイン全体が長くなるため、推定時間が長くなってしまふ。

2.2.2 Pathload の課題

Pathload では, pathChirp とは異なり固定ビットレート (CBR) のパケットトレインを送信する. 単一のパケットトレインの送信では必ずしも PRM の変化点を検出できるとは限らないため, 二分探索アルゴリズムを用いて送信レートを変えながら繰り返しパケットトレインを送信する. その結果, 推定時間が 7.0~22.0 秒と長くなってしまふ. Pathload は送信間隔が等間隔である点で PathQuick と類似であるが, Pathload ではパケットサイズが全計測パケットで同一であるのに対し, PathQuick ではパケットトレイン内でパケットサイズが変化するという点で異なる.

2.2.3 他のパケットトレイン方式

近年, pathChirp や Pathload 以外にもパケットトレイン方式が提案されている [18], [19], [20]. しかし, これらの方式の推定時間は 5.6 秒 [18], 10.0 秒 [19], 20.0 秒 [20] であると報告されている. したがって, これらの方式は, リアルタイムコミュニケーションでの利用には適さない.

2.3 その他の関連研究

2.3.1 パケットサイズ変動方式

pathchar [21], clink [22] は計測パケットのパケットサイズを変化させるという点で PathQuick と類似であるが, これらの方式は物理帯域を推定する方式であり, 物理帯域と PathQuick が対象とする可用帯域とは基本的に異なる概念である [4]. また, pathchar と clink は計測パケットを繰り返し送信する必要がある, それぞれ 21 秒と 300 秒の推定時間がかかると報告されている [23]. 文献 [24] は pathchar に基づくパケットサイズ変動方式であるが, 225 秒もの推定時間がかかる [24].

2.3.2 RTCP

ビデオ会議などで利用される RTCP [25] は, メディアが流れている最中にしか利用できず, メディアを流す直前には利用できない. また, RTCP は UDP トラヒックでしか利用できず, 写真データなどの TCP トラヒックには利用できない.

3. 短時間可用帯域推定方式 PathQuick の提案

本論文では, エンド端末間の可用帯域を短時間で推定するパケットトレイン方式 PathQuick を提案する.

3.1 短時間可用帯域推定の要件

これまでに述べた従来方式の課題, 特に 2.2.1 項と 2.2.2 項の課題を考慮すると, 短時間での可用帯域推定の実現には, 次の 2 つの要件を満たす必要がある.

- (1) 短いパケットトレイン長: パケットトレインの全体長を, たとえば数百ミリ秒に収まるように短くする必要がある.
- (2) 単一のパケットトレインによる広範囲の帯域の探索: 単一のパケットトレインの送信により広範囲の帯域を探索

することで, 複数のパケットトレインの繰り返し送信を不要にする必要がある.

3.2 目標とする推定精度

リアルタイムコミュニケーションの代表例であるビデオ会議では, 従来は IP ネットワーク上で最大数 Mbps クラスの standard-definition (SD) 映像 (704 × 480 ピクセルなど) を流す商用製品が一般的であった. たとえば, 文献 [26] の製品では最大 2 Mbps の映像を流すことができる. しかし, 近年 10 Mbps クラスの high-definition (HD) 映像を流す商用製品が登場している. たとえば, 文献 [27] の製品では 720p (1,280 × 720 ピクセル) で 3~9 Mbps, 1080p (1,920 × 1,080 ピクセル) で 9~12 Mbps の映像を流すことができる.

そこで本論文では, PathQuick の推定値に応じて, 映像の初期ビットレートを, SD 映像, 720p の HD 映像, 1080p の HD 映像の中から適切なものを動的に選択できるようにすることを目指す. これを実現するために, PathQuick で探索可能な帯域の上限が 10 Mbps 程度の場合に, 推定誤差が ± 数 Mbps 以内に収まることを, PathQuick における推定精度の目標とする.

3.3 PathQuick におけるパケットトレインの設計

我々が設計した PathQuick のパケットトレインは, 次の 2 つの特長を持つ.

- (1) 計測パケットを等間隔に配置: パケットトレイン内の各計測パケットの間隔を短くすることで, 要件 (1) が満たせる. そのために, 各計測パケットの送信間隔が等間隔となるようにパケットトレインを設計した (図 1 (1) を参照).
- (2) パケットサイズを線形に増加: 単一のパケットトレイン内で計測パケットごとの送信レートを変化させることで, 要件 (2) を満たせる. そのために, パケット番号が進むにつれて各計測パケットのパケットサイズが線形に増加するようにパケットトレインを設計した (図 1 (2) を参照). なお, Pathload と pathChirp は, パケットサイズがともに固定サイズである点で PathQuick と異なる.

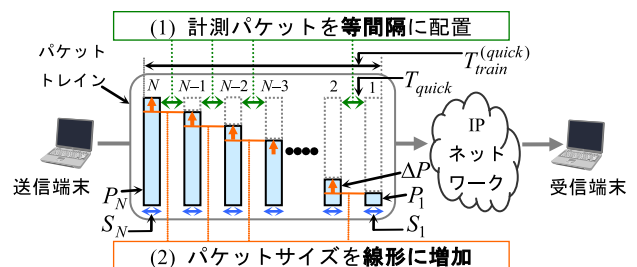


図 1 PathQuick におけるパケットトレインの設計

Fig. 1 Packet train structure design of PathQuick.

3.4 短時間推定の仕組み

PathQuick では、送信端末が UDP パケットで構成されるパケットトレインを受信端末に送信する。各計測パケットは送信端末における送信時刻を含み、受信端末における受信時刻とともに可用帯域の推定のために利用される。受信端末は可用帯域を推定後、UDP パケットを用いて結果を送信端末に返信することで、1 回の推定処理が完了する。

3.4.1 計測パケットの等間隔な配置

パケットトレイン内の計測パケット数を N 個とする。送信端末は各計測パケットを等間隔 T_{quick} で配置する (図 1(1))。 $i = 1, 2, \dots, N$ とし、各計測パケットの伝播遅延 (シリアライゼーション遅延とも呼ばれる) を S_i とする。このとき、パケットトレイン長 $T_{train}^{(quick)}$ は式 (1) で表される。

$$T_{train}^{(quick)} = T_{quick} \cdot (N - 1) + \sum_{i=1}^N S_i. \quad (1)$$

ここで、本論文では T_{quick} がミリ秒オーダーであることを仮定しているが、100BASE-TX クラス以上の物理帯域を持つ有線回線の利用が一般的となっている近年の IP ネットワークでは、パケットの伝播遅延は T_{quick} に比べて十分に短い。たとえば 100BASE-TX の回線における 1 bit あたりの伝播遅延は 10 ナノ秒にすぎない。したがって、単純化のために式 (1) 右辺第 2 項の伝播遅延を無視することの影響は十分小さいため、 $T_{train}^{(quick)}$ は式 (1') で表すことができる。

$$T_{train}^{(quick)} = T_{quick} \cdot (N - 1) = T_{quick} \cdot N - T_{quick}. \quad (1')$$

このように、 $T_{train}^{(quick)}$ はパケット数 N に対する線形関数となる。4.2.3 項で後述するように、PathQuick におけるこの $O(N)$ の性質により、PathQuick ではパケットトレイン長を pathChirp よりも短くできる。したがって、PathQuick は要件 (1) を満たす。

3.4.2 パケットサイズの線形な増加

各計測パケットのパケットサイズ P_i は式 (2) で表される。

$$P_i = P_1 + (i - 1) \cdot \Delta P = \Delta P \cdot i + (P_1 - \Delta P). \quad (2)$$

ここで、定数 ΔP はパケットサイズの増分である (図 1(2))。 P_1 は定数であるため、パケットサイズ P_i は i に対する線形関数となる。

i 番目の計測パケットの送信レート R_i はパケットトレイン内での瞬時的な送信レートであり、式 (3) で表される。

$$R_i = \frac{P_i}{T_{quick}} = \frac{\Delta P}{T_{quick}} i + \frac{P_1 - \Delta P}{T_{quick}}. \quad (3)$$

このように、送信レート R_i は i に対する線形関数となる。そのため、PathQuick では単一のパケットトレイン内で計測パケットごとに送信レートを増加させることができるため、広範囲の帯域を探索できる。したがって、PathQuick は要件 (2) を満たす。

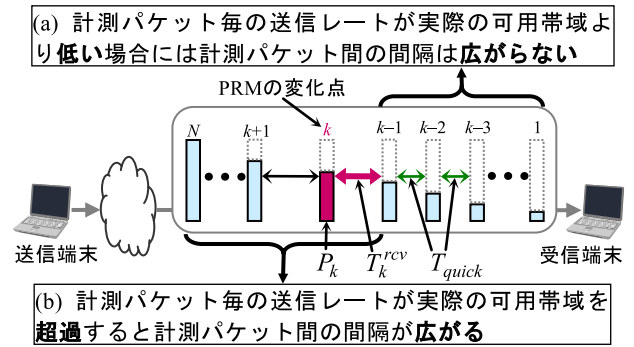


図 2 PathQuick における PRM に基づく可用帯域の推定

Fig. 2 PRM-based available bandwidth estimation in PathQuick.

3.5 PRM に基づく可用帯域推定

受信端末における $(i - 1)$ 番目と i 番目の計測パケットの受信間隔を T_i^{rev} 、送信端末における i 番目の計測パケットの送信時刻を t_i と定義する。

CBR のクロストラヒックを仮定し、受信端末は 2.2 節で説明した PRM の原理に基づいて式 (4) に示す (a) と (b) の場合分けの判定を行う。

$$\begin{aligned} (a) \quad T_i^{rev} &= T_{quick}, \quad \text{if } R_i \leq B[t_1, t_N] \\ (b) \quad T_{i-1}^{rev} &< T_i^{rev}, \quad \text{otherwise.} \end{aligned} \quad (4)$$

ここで、 $B[t_1, t_N]$ は時刻 $t_1 \sim t_N$ の区間における実際の可用帯域である。受信間隔が広がり始める計測パケットが k 番目であるとする。PathQuick では、 k 番目の計測パケットの送信レートである $R_k = P_k / T_{quick}$ を、可用帯域の推定値とする。図 2 は式 (4) の意味を図示したものである。図 2 右半分の $T_2^{rev} = T_3^{rev} = \dots = T_{k-2}^{rev} = T_{k-1}^{rev} = T_{quick}$ の部分が式 (4) の (a) に、図 2 左半分の $T_{quick} < T_k^{rev} < T_{k+1}^{rev} < \dots < T_N^{rev}$ の部分が式 (4) の (b) に相当する。つまり、 k 番目の計測パケットが PRM の変化点であり、 k 番目の計測パケットの送信レート R_k が PathQuick における可用帯域の推定値となる。

3.6 バースト性のあるクロストラヒックへの対処

クロストラヒックとして CBR を仮定すると上述したが、実ネットワークでは必ずしもこの仮定がつねに正しいとは限らない。実ネットワークでは間欠的でバースト性のあるクロストラヒックの発生によりルータでのキューイング遅延が時間的に変動する。そのため、受信端末において観測される計測パケットごとの受信間隔は単調増加になるとは限らない。したがって、単純に式 (4) を用いると推定誤差の発生を招いてしまう。PathQuick ではこの問題の対策のために、pathChirp における excursion segmentation と呼ばれる手法 [10] を用いて可用帯域を推定することで推定誤差の発生を抑制する。

図 3 に PathQuick における excursion segmentation の仕組みを説明するための模式図を示す。図 3(a) はパケッ

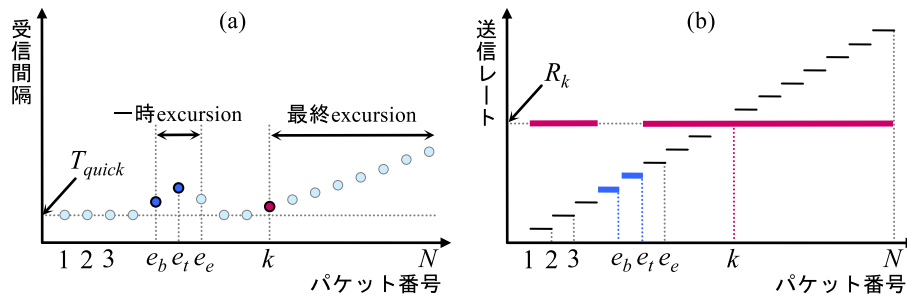


図 3 Excursion segmentation の仕組み

Fig. 3 Mechanism of excursion segmentation.

トトレインがルータを通過している最中に、バースト的に連続発生したクロストラヒックのパケットが一時的に同一ルータに流入した場合に、受信端末で観測される計測パケットの受信間隔を示している。 T_{quick} より長い受信間隔が観測された区間を excursion と呼び、図 3(a) では、クロストラヒックのバーストの影響で一時的に受信間隔が延びるもののその後元に戻る「一時 excursion」と、PRM の変化点を越したことにより、受信間隔が元に戻らずに最後まで延び続ける「最終 excursion」が示されている。なお、一時 excursion は単一のパケットトレイン内で複数個発生する場合がある。Excursion segmentation では一時 excursion と最終 excursion を区別することで、クロストラヒックのバーストにより一時的に受信間隔が延びたととしても、その計測パケットが PRM の変化点であると誤判定してしまうことを抑制する。

一時 excursion では、 e_b 番目の計測パケットの部分で、クロストラヒックのバーストにより計測パケットとクロストラヒックの送信レートの合計が瞬時的に物理帯域を超過し、受信間隔が延び始めている。その後、頂上にあたる e_t 番目の計測パケットまで受信間隔は延び続けるが、それ以降はクロストラヒックのバーストが収まり、 $(e_e + 1)$ 番目の計測パケットで受信間隔が T_{quick} に戻っている。そして、PRM の変化点である k 番目の計測パケットから最終 excursion が始まっている。

図 3(b) を用いて、excursion segmentation を用いた可用帯域の推定値の計算方法を説明する。まず、一時 excursion の上り坂の部分に相当する e_b 番目から e_t 番目の計測パケットについて、その個数 $n_{tmp} = e_t - e_b + 1$ と、各計測パケットの送信レートの総和 R_{tmp} (図 3(b) の青線部分の総和に相当) とを計算する。次に、一時 excursion の上り坂の部分に属していない計測パケットの送信レートが $(N - n_{tmp} - 1)$ 個あることを用いて、図 3(b) の赤線部分の総和に相当する $R_{last} = (N - n_{tmp} - 1) \cdot R_k$ を計算する。最後に、 $(R_{tmp} + R_{last}) / (N - 1)$ が最終的な可用帯域の推定値となる。このように可用帯域の推定値は、最終 excursion の開始点における R_k の値に支配的な影響を受ける。ただし、一時 excursion の影響も加味され、上り坂の区間にお

ける R_k より小さな値が計算に含まれるため、最終的な可用帯域の推定値は R_k よりも若干小さな値となる。

4. 評価

pathChirp は推定時間の短さと推定精度の高さのバランスがとれており、PathQuick との関連性も高いため、両方式について比較評価を行った。本章では、まず 4.1~4.5 節において、ボトルネックリンクの物理帯域が 10 Mbps 程度という比較的狭帯域な条件における、推定時間、探索可能な帯域の範囲、推定精度、計測によるネットワーク負荷を含む多角的な視点での評価結果を示す。次に 4.6 節で、ボトルネックリンクの物理帯域が 100 Mbps という比較的広帯域な条件での、推定精度の評価結果を示す。

4.1 狭帯域環境での評価で用いたパラメータ

評価の詳細な説明に入る前に、狭帯域環境での評価で用いたパラメータを説明する。

4.1.1 探索可能な帯域の上限

動画や Web コンテンツの CDN 業者である Akamai は文献 [28] の図 17 において、Akamai の CDN で観測したスループットの実測値を公開している。北米、欧州、アジアにおけるブロードバンドの代表国である米国、スウェーデン、日本においてスループットの実測値は 0~10 Mbps の範囲内に収まる場合が多く、その割合はそれぞれ 95.4%, 87.6%, 81.4% となっている。この結果から、インターネットを対象としたエンド端末間の可用帯域推定では、探索可能な帯域の上限が 10 Mbps 以上あれば多くのケースをカバーできると考えられる。そのため、狭帯域環境での評価では探索可能な帯域の上限を、10 Mbps 以上となるように設定した。

4.1.2 RTT

国内主要都市を対象に片方向遅延 (OWD) を実測評価した文献 [29] の表 1 において、国内インターネットの OWD は平均約 26 ミリ秒であることが報告されている。そのため、エンド端末間の往復遅延 (RTT) として 52 ミリ秒を設定した。

4.2 推定時間

両方式の推定時間を、同じ探索可能範囲と RTT の条件下で比較した。推定時間は、パケットトレイン長と、ルータにおけるキューイング遅延、RTT の合計である。3.4.1 項における各計測パケットの伝播遅延と同様に、4.4.1 項でのシミュレーションにおいて、ルータにおけるキューイング遅延は無視できるほど十分小さいことを確認した。また、RTT は同一の値を用いる。そのため、本節では PathQuick のパケットトレイン長 $T_{train}^{(quick)}$ と pathChirp のパケットトレイン長 $T_{train}^{(chirp)}$ の違いに着目する。

4.2.1 PathQuick のパケットトレイン長

探索可能な帯域の下限値と上限値をそれぞれ B_{min} と B_{max} と定義する。まず、 N を P_1 , P_N , B_{min} , B_{max} を引数とする関数として定式化し、次に、 $T_{train}^{(quick)}$ を P_1 , P_N , B_{min} , B_{max} を引数とする関数として定式化する。明らかに

$$T_{quick} = \frac{P_N}{B_{max}} \quad (5)$$

が成り立つ。2 番目の計測パケットのパケットサイズは

$$P_2 = P_1 + \Delta P = P_1 + \frac{P_N - P_1}{N-1} = \frac{(N-2)P_1 + P_N}{N-1} \quad (6)$$

である。式 (5) と (6) により、

$$B_{min} = \frac{P_2}{T_{quick}} = \frac{B_{max}}{P_N} \cdot \frac{(N-2)P_1 + P_N}{N-1} \quad (7)$$

が成り立つ。式 (7) を N について解くことで、

$$N = \frac{P_N(B_{min} + B_{max}) - 2P_1B_{max}}{P_NB_{min} - P_1B_{max}} \quad (8)$$

と定式化できる。式 (1'), (5), (8) により、 $T_{train}^{(quick)}$ は式 (9) のように定式化できる。

$$T_{train}^{(quick)} = T_{quick} \cdot (N-1) = \frac{P_N(P_N - P_1)}{P_NB_{min} - P_1B_{max}}. \quad (9)$$

4.2.2 pathChirp のパケットトレイン長

前述のとおり、pathChirp ではパケット番号が進むにつれて各計測パケットの送信間隔が指数関数的に減少し、全パケットサイズが等しいパケットトレインが送信される。

図 4 に PathQuick と pathChirp のパケットトレインの構造の違いを示す。計測パケットの送信間隔の初期値を T_{chirp} とする。拡散率と呼ばれる γ は計測パケットの指数関数的な送信間隔を制御する。パケットサイズを P_{chirp} とする。前項と同様に、パケットトレイン内の計測パケット数 M を γ , B_{min} , B_{max} を引数とする関数として定式化し、 $T_{train}^{(chirp)}$ を P_{chirp} , γ , B_{min} , B_{max} を引数とする関数として定式化する。明らかに

$$T_{chirp} = \frac{P_{chirp}}{B_{min}} \quad (10)$$

が成り立つ。式 (10) により、

$$B_{max} = \frac{P_{chirp}\gamma^{M-2}}{T_{chirp}} = \frac{P_{chirp}\gamma^{M-2}}{P_{chirp}/B_{min}} = \gamma^{M-2}B_{min} \quad (11)$$

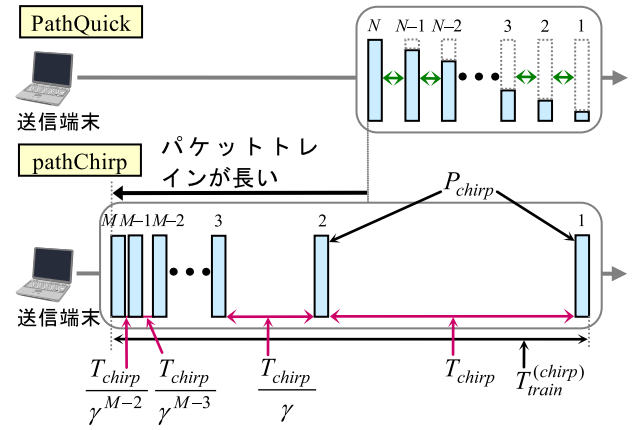


図 4 PathQuick と pathChirp におけるパケットトレインの構造

Fig. 4 Packet train structure of PathQuick and pathChirp.

となる。式 (11) により $\gamma^{M-2} = B_{max}/B_{min}$ となり、 $(M-2)\log\gamma = \log(B_{max}/B_{min}) = \log B_{max} - \log B_{min}$ となるため、

$$M = \frac{\log B_{max} - \log B_{min}}{\log \gamma} + 2 \quad (12)$$

と定式化できる。式 (10) と (12) により、 $T_{train}^{(chirp)}$ は式 (13) のように定式化できる。

$$\begin{aligned} T_{train}^{(chirp)} &= T_{chirp} \sum_{i=2}^M \frac{1}{\gamma^{i-2}} = T_{chirp} \frac{1 - (1/\gamma)^{M-1}}{1 - 1/\gamma} \\ &= \frac{P_{chirp}}{B_{min}} \cdot \frac{1 - (1/\gamma)^{\frac{\log B_{max} - \log B_{min}}{\log \gamma} + 1}}{1 - 1/\gamma}. \quad (13) \end{aligned}$$

4.2.3 パケットトレイン長の比較

PathQuick と pathChirp のパケットトレイン長を比較した。 $T_{train}^{(quick)}$ と $T_{train}^{(chirp)}$ をともに B_{max} の関数として比較するために、 T_{quick} , ΔP , P_1 , B_{min} , P_N , γ , P_{chirp} のパラメータの値を固定した。つまり探索可能範囲が同一の条件下でパケットトレイン長を比較した。

まず、各パラメータに値を設定する。PathQuick における探索可能な帯域の上限を 10 Mbps 以上にするために、 $T_{quick} = 1$ ミリ秒、 $P_1 = 1$ byte、 $\Delta P = 12$ bytes と設定した。このとき、式 (7) により、 $B_{min} = 8 \times (1+12)/0.001 = 104$ kbps となる。式 (5) と $T_{quick} = 1$ ミリ秒により、 B_{max} は P_N に依存する。 B_{max} を最大化するために、1,500 bytes の maximum transmission unit (MTU) 以下である $P_N = 1,489$ bytes を設定した。その結果、PathQuick のパケットトレインは $N = 1 + (1,489 - 1)/12 = 125$ 個のパケットにより構成され、式 (5) により $B_{max} = 8 \times 1,489/0.001 = 11,912$ kbps となる。これにより、10 Mbps 以上の探索可能な帯域の上限を達成している。

pathChirp では高精度な推定のために推奨されている [10] $\gamma = 1.2$ を利用した。また、 $P_{chirp} \geq 1,000$ bytes であることも推奨されている [10] ため、 $P_{chirp} = P_N = 1,489$ bytes と設定した。

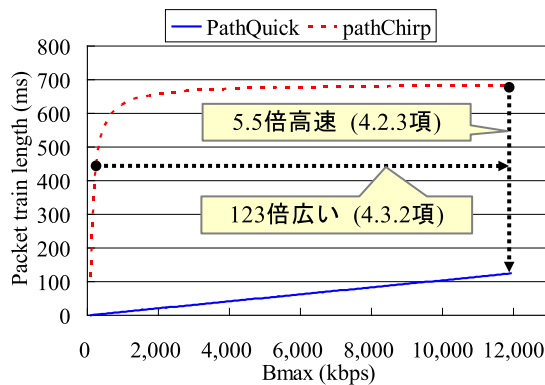


図 5 パケットトレイン長の比較

Fig. 5 Comparison of packet train length.

図 5 に、各パラメータを上述したとおり $T_{train}^{(quick)}(P_1, P_N, B_{min}, B_{max}) = T_{train}^{(quick)}(1, 1,489, 104, B_{max})$, $T_{train}^{(chirp)}(\lambda, P_{chirp}, B_{min}, B_{max}) = T_{train}^{(chirp)}(1.2, 1,489, 104, B_{max})$ と設定し、 B_{max} を $104 \leq B_{max} \leq 11,912$ の範囲で変動させた場合のパケットトレイン長の比較結果を示す。 $T_{train}^{(quick)}$ の $O(N)$ の性質により、PathQuick のパケットトレイン長が pathChirp よりもつねに短くなっている。たとえば $B_{max} = 11,912$ kbps の場合には $T_{train}^{(quick)} = 124$ ミリ秒、 $T_{train}^{(chirp)} = 682$ ミリ秒である。したがって、pathChirp のパケットトレイン長は PathQuick よりも $682/124 = 5.5$ 倍長い。52 ミリ秒の RTT を考慮すると、PathQuick の推定時間は $124 + 52 = 176$ ミリ秒で、pathChirp の推定時間は $682 + 52 = 734$ ミリ秒である。したがって、PathQuick は pathChirp に比べて $734/176 = 4.2$ 倍高速に推定を完了することができる。

4.3 単一のパケットトレインによる探索可能な帯域の範囲

4.3.1 推定時間の上限

両方式に対して推定時間に同一の上限を設けた条件下において、単一のパケットトレインによる探索可能な帯域の範囲を比較した。

即時性が求められるリアルタイムコミュニケーションでは、推定時間に上限を設けることが重要である。例として、voice-over-IP (VoIP) とリアルタイム写真共有を併用したリアルタイムコミュニケーションにおいて、1 章で説明した可用帯域の推定値に基づいて写真を再圧縮して送信するケースを想定する。VoIP における OWD は、エンド端末間の同期誤差に相当し、許容範囲が 0~400 ミリ秒であることが知られている [30]。また、音声と静止画に関するメディア間同期誤差の最大許容値は 500 ミリ秒であることが知られている [31]。この端末間同期誤差とメディア間同期誤差を組み合わせると、対向の端末との間のメディア間同期誤差の許容範囲は 500~900 ミリ秒となる。これは、可用帯域の推定を開始してから、推定結果に基づいて写真を再圧縮し、その写真の送信を完了するまでの一連の処理にか

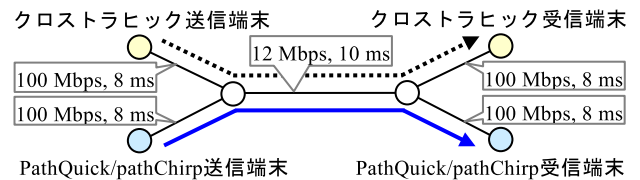


図 6 シミュレーションによる評価で用いたトポロジ

Fig. 6 Topology with a simulation.

けてもよい時間が、VoIP の OWD の値に応じて 500~900 ミリ秒の範囲で変動することを意味する。ここで、可用帯域の推定開始から写真送信の完了までの一連の処理にかけてもよい時間について最も厳しい条件を想定し、VoIP の OWD が 0 ミリ秒であると仮定すると、前述の一連の処理の時間は 500 ミリ秒以下に収めなければならない。以上を考慮し、推定時間の上限値として 500 ミリ秒を設定した。

4.3.2 探索可能な帯域の範囲の比較

図 5 において、パケットトレインの送信開始後、推定時間の上限値である 500 ミリ秒から RTT である 52 ミリ秒を差し引いた 448 ミリ秒が経過した時点において、PathQuick はすでに推定処理を完了している。したがって、推定時間に上述の上限を設けた条件下における PathQuick の探索可能な帯域の範囲は、104~11,912 kbps である。

一方で、pathChirp では、448 ミリ秒の時点ではまだ計測パケットを送信している最中である。pathChirp では 3 番目の計測パケットが 389 ミリ秒、4 番目の計測パケットが 486 ミリ秒の時点で送信されるため、上述の条件下では 3 個の計測パケットしか送信できず、pathChirp の探索可能な帯域の範囲は 104~200 kbps にすぎない。したがって、上述の条件下における PathQuick の探索可能な帯域の範囲は pathChirp に比べて $(11,912 - 104)/(200 - 104) = 123$ 倍広いことが分かる。

また、pathChirp では、可用帯域の推定時間だけで 734 ミリ秒を要するため、可用帯域の推定開始から写真送信の完了までにかかる時間は、許容値である 500 ミリ秒を大幅に超過してしまう。

4.4 推定精度

4.4.1 シミュレーションによる評価

両方式の推定精度を、ネットワークシミュレータ ns-2 [32] を用いて比較評価した。図 6 にシミュレーション評価で用いた、ボトルネックリンクの物理帯域が 12 Mbps であるトポロジを示す。各リンクの物理帯域と OWD は図 6 のとおりであり、RTT は 52 ミリ秒とした。両方式の各パラメータは 4.2.3 項で述べた値を利用した。pathChirp については文献 [33] の ns-2 用ソースコードを利用し、busy period threshold と decrease factor と呼ばれるパラメータは文献 [10] の推奨値である 5 と 1.5 をそれぞれ利用した。また、パケットサイズが 1,000 bytes であるクロストラヒッ

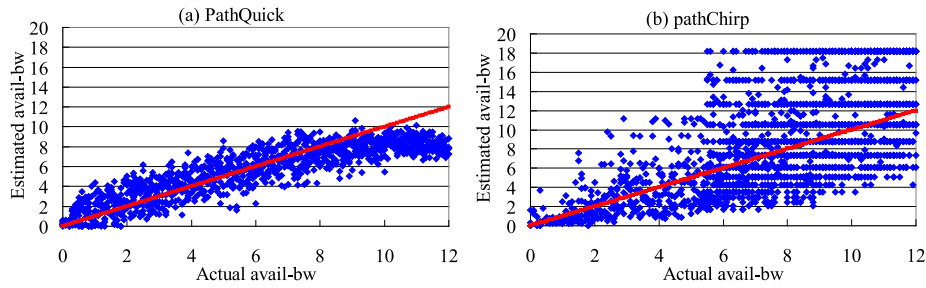


図 7 狭帯域環境でのシミュレーション評価における両方式の推定結果 (単位: Mbps)

Fig. 7 Estimation results for both methods with a narrowband simulation.

クをポアソン生起で発生させ、クロストラヒックの負荷を 0~12 Mbps の範囲で 100 kbps 刻みで変動させた。ポアソン生起とした理由は、インターネットのトラヒックは 1 秒以内 [34] や 5 秒以内 [35] などの短い時間スケールにおいてポアソン分布でモデル化できることが知られており [34], [35], 4.2.3 項で示したとおり PathQuick と pathChirp のパケットトレイン長が 1 秒以内であるためである。

図 7 に両方式の可用帯域の推定結果を示す。誤差が 0 となる位置に斜め線を引いてある。図 7 により、PathQuick の推定精度は pathChirp よりも優れていることが分かる。真値が 9 Mbps 以下の範囲では、PathQuick の推定誤差はおおむね ± 2 Mbps となっている。一方で pathChirp では、特に真値が 5 Mbps 以上の場合に推定誤差が著しく大きくなっている。

4.4.2 計測の分解能

両方式の推定精度が異なる理由を分析した結果、計測の分解能の違いに原因があることが分かった。

計測パケットごとの計測の分解能を、計測パケットの送信レートと隣の計測パケットの送信レートとの差分と定義する。ここで、計測パケットごとの計測の分解能は推定精度に直接影響を与えるものであるが、推定精度そのものではないことに注意する。式 (3) により、PathQuick の計測パケットごとの計測の分解能は式 (14) で表される。

$$\begin{aligned} R_i - R_{i-1} &= \frac{\Delta P}{T_{quick}} i + \frac{P_1 - \Delta P}{T_{quick}} \\ &\quad - \frac{\Delta P}{T_{quick}} (i-1) - \frac{P_1 - \Delta P}{T_{quick}} \\ &= \frac{\Delta P}{T_{quick}}. \end{aligned} \quad (14)$$

このように、PathQuick の計測パケットごとの計測の分解能は定数である。一方で、図 4 により、pathChirp の計測パケットごとの計測の分解能は式 (15) で表される。

$$\begin{aligned} \frac{P_{chirp} \gamma^{i-2}}{T_{chirp}} - \frac{P_{chirp} \gamma^{i-3}}{T_{chirp}} &= \frac{P_{chirp} (\gamma - 1)}{T_{chirp}} \gamma^{i-3} \\ &= \frac{P_{chirp} (\gamma - 1)}{T_{chirp} \gamma^3} \gamma^i. \end{aligned} \quad (15)$$

このように、pathChirp の計測パケットごとの計測の分解能は、パケットトレイン内で指数関数的に変化する。エ

ンド端末間の経路が空いている場合、つまり実際の可用帯域の値が高い場合には、PRM の変化点はパケットトレインの後ろの部分で検出される。pathChirp の計測パケットごとの計測の分解能は、パケット番号が進むにつれて指数関数的に粗くなってしまいう性質がある。この性質により図 7 (b) において大きな推定誤差が観測されたと考えられる。

両方式について、単一のパケットトレインにおける平均分解能を比較した。PathQuick の平均分解能は $\Delta P / T_{quick} = 8 \times 12 / 0.001 = 96.0$ kbps となる。式 (15) により、pathChirp の平均分解能は式 (16) で表される。

$$\frac{P_{chirp} (\gamma - 1)}{T_{chirp} \gamma^3} \cdot \frac{1}{M} \sum_{i=1}^M \gamma^i. \quad (16)$$

式 (12) により、 $M = 28$ 個となる。そのため、式 (16) により、pathChirp の平均分解能は 416.7 kbps となる。したがって、PathQuick の平均分解能は pathChirp に比べて $416.7 / 96.0 = 4.3$ 倍細かいということが分かる。

4.5 計測によるネットワーク負荷

両方式における単一のパケットトレインのデータ量を比較することで、計測により発生するネットワーク負荷を比較した。4.4.1 項における PathQuick のパケットトレインのデータ量は $1 + 13 + \dots + 1,489 = 125 \times (1 + 1,489) / 2 = 93.1$ kB である。pathChirp のパケットトレインのデータ量は $28 \times 1,489 = 41.7$ kB である。このように、4.4.1 項の条件では PathQuick のネットワーク負荷は pathChirp に比べて $93.1 / 41.7 = 2.2$ 倍高い。

しかしながら、PathQuick においてパケットサイズの増分を 2 倍の $\Delta P = 24$ bytes に変更してパケットトレイン内のパケット数を半分の $N = 63$ 個に変更し、 $P_1 = 1$ byte, $P_N = 1,489$ bytes, $T_{quick} = 1$ ミリ秒, $B_{\max} = 11,912$ kbps は変化させずに利用した場合には、PathQuick のパケットトレインのデータ量は $63 \times (1 + 1,489) / 2 = 46.9$ kB となる。このわずかにネットワーク負荷が pathChirp を上回るケースにおいても、PathQuick の平均分解能は $\Delta P / T_{quick} = 8 \times 24 / 0.001 = 192.0$ kbps となり、pathChirp に比べて 2 倍以上細かい。

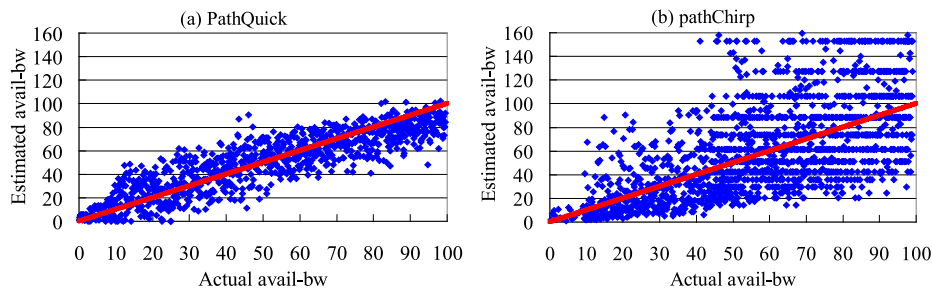


図 9 広帯域環境でのシミュレーション評価における両方式の推定結果 (単位: Mbps)

Fig. 9 Estimation results for both methods with a broadband simulation.

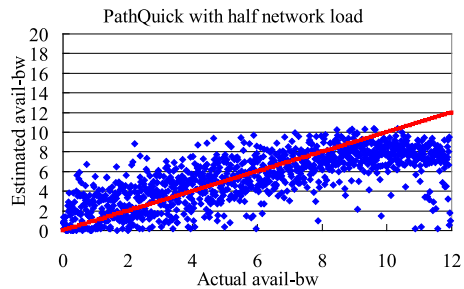


図 8 ネットワーク負荷を半分にした場合の PathQuick の推定結果 (単位: Mbps)

Fig. 8 Estimation results for PathQuick with half network load.

図 8 に、この条件において ns-2 のシミュレーションにより得た PathQuick の推定結果を示す。平均分解能が 2 倍の粗さになったことにともない、推定誤差はおおむね $\pm 3 \sim 4$ Mbps となり、図 7(a) と比較して 1.5~2 倍に拡大している。また、真値から大きく外れた推定値が、頻度は比較的低いものの図 7(a) よりも増加しており、特に真値が 11 Mbps 以上の範囲において発生頻度が大きくなっている。ただし、図 7(b) と比較すると、特に真値が 3~11 Mbps という広い範囲にわたって PathQuick の推定精度が pathChirp を上回っていることを確認できる。

4.6 広帯域環境での評価

本節では、100 Mbps クラスの広帯域環境におけるシミュレーションおよび実機による評価について説明する。

4.6.1 探索可能な帯域の上限が 100 Mbps クラスである場合のシミュレーション評価

文献 [36] によると、国内インターネットの一部の環境において 96 Mbps などの 100 Mbps に迫るスループットが観測されている。一方で、対象とするネットワークが広帯域になると推定精度が低下する場合があることが指摘されている [37]。そのため、100 Mbps クラスの環境での推定精度を確認するために、ボトルネックリンクの物理帯域を 4.4 節での条件よりも広帯域な 100 Mbps に拡大して推定精度の評価を行った。PathQuick において 100 Mbps 以上の探索可能な帯域の上限を実現するために、 T_{quick} を 4.2.3 項の $1/10$ となる 0.1 ミリ秒とし、 $N = 120$ 個、

$P_1 = 32$ bytes, $\Delta P = 12$ bytes, $P_N = 1,460$ bytes と設定することで $B_{\max} = 116.8$ Mbps を実現した。pathChirp では $P_{chirp} = P_N = 1,460$ bytes, $B_{\max} = 116.8$ Mbps として比較条件を PathQuick と揃えた以外は文献 [10] の推奨値として $\gamma = 1.2$, busy period threshold を 5, decrease factor を 1.5 にそれぞれ設定した。

図 6 のボトルネックリンクの物理帯域を 12 Mbps から 100 Mbps に拡大し、ns-2 を用いて両方式の推定精度の比較評価を行った。トポロジと OWD は図 6 と同じである。ポアソン生起のクロストラヒックは 0~100 Mbps の範囲で 1 Mbps 刻みで変動させた。

図 9 に両方式の可用帯域の推定結果を示す。図 9 は図 7 と帯域のスケールは異なるもののおおむね相似な関係になっており、広帯域環境においても PathQuick は pathChirp よりも推定精度が高いことが分かる。PathQuick の推定誤差はおおむね ± 20 Mbps となっており、図 7(a) での ± 2 Mbps から図 9(a) での ± 20 Mbps という推定誤差の拡大の割合は、12 Mbps から 100 Mbps への物理帯域の拡大の割合とほぼ合致している。また、pathChirp の推定結果も図 7 と同様の傾向を示しており、計測の分解能が指数関数的に粗くなるという性質により、特に真値が 50 Mbps 以上の場合に推定誤差が著しく大きくなっている。

両方式ともボトルネックリンクの物理帯域に対する推定誤差の大きさの割合が図 7 と同様の傾向を示していることから、ボトルネックリンクの物理帯域が広帯域になったとしても、両方式の推定精度は低下していないといえる。

4.6.2 探索可能な帯域の上限が 15 Mbps である場合のシミュレーション評価

3.2 節で述べた、本論文で目標とする推定精度に対する、現在の PathQuick での達成度を確認するために、ボトルネックリンクの物理帯域が 100 Mbps の環境においてビデオ会議で最大 12 Mbps の映像を流す場合を想定し、ns-2 を用いて PathQuick の推定精度を評価した。

図 7(a) により、 B_{\max} が約 12 Mbps の条件では、可用帯域が広い閑散時において推定値が真値よりも低くなる傾向があり、推定値の最大値は B_{\max} より若干低い約 10 Mbps にとどまることが分かった。そこで、 B_{\max} を約 15 Mbps に設定することで、可用帯域が広い閑散時においても、推

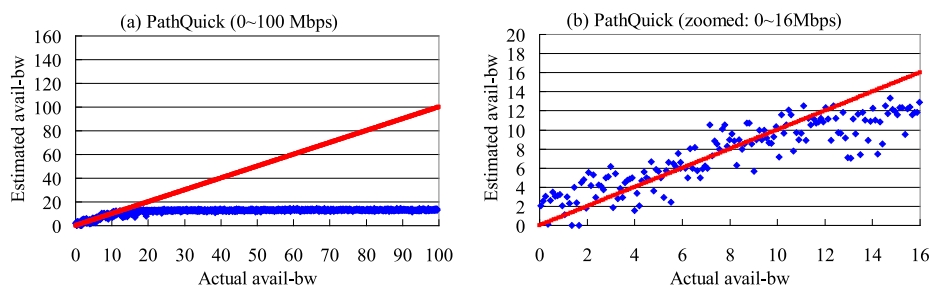


図 10 探索可能な帯域の上限が 15 Mbps である場合の推定結果 (単位: Mbps)

Fig. 10 Estimation results for PathQuick with 15-Mbps-maximum probable limit.

表 1 実機評価で用いたエンド端末のハードウェア・ソフトウェア仕様

Table 1 End-hosts' hardware and software specification with a broadband testbed.

端末の種類	CPU	RAM	OS	使用ソフトウェア
PathQuick/pathChirp 送信端末	Pentium4 (3.4GHz)	2 GB	PathQuick 用: Windows XP SP3	PathQuick ver. 1.0
			pathChirp 用: CentOS 5.4	pathChirp ver. 2.4.1
PathQuick/pathChirp 受信端末	Pentium4 (3.4GHz)	2 GB	PathQuick 用: Windows XP SP3	PathQuick ver. 1.0
			pathChirp 用: CentOS 5.4	pathChirp ver. 2.4.1
クロストラヒック 送信端末	Pentium4 (3.4GHz)	2 GB	Windows XP SP3	D-ITG ver. 2.7.0-b2
クロストラヒック 受信端末	Pentium4 (3.4GHz)	2 GB	Windows XP SP3	D-ITG ver. 2.7.0-b2

定値が映像の最大送信レートである 12 Mbps と同等以上になるようにした。 T_{quick} を 0.8 ミリ秒としたほかは 4.6.1 項と同じく $N = 120$ 個, $P_1 = 32$ bytes, $\Delta P = 12$ bytes, $P_N = 1,460$ bytes と設定することで $B_{max} = 14.6$ Mbps を実現した。 トポロジと OWD と各リンクの物理帯域は 4.6.1 項と同じであり, ポアソン生起のクロストラヒックは 0~100 Mbps の範囲で 1 Mbps 刻みで変動させた。

図 10 に PathQuick の可用帯域の推定結果を示す。 図 10(a) により, 真値が 0~約 15 Mbps の範囲では推定値は真値に近い値を示し, 真値が約 15 Mbps を超えると推定値は一貫して 12~15 Mbps の範囲内にとどまり続けることが分かる。 図 10(b) は, 図 10(a) における真値が 0~16 Mbps の範囲を拡大したものであり, 真値が 12 Mbps 以下の範囲では, PathQuick の推定誤差はおおむね ± 2 Mbps となっている。

したがって, 現在の PathQuick は, 本論文で目標とする推定精度を達成しているといえる。 たとえば, PathQuick の推定値が 1 Mbps である場合には, 初期ビットレートが 1 Mbps の SD 映像, 推定値が 5 Mbps である場合には初期ビットレートが 5 Mbps の 720p の HD 映像, 推定値が 9 Mbps である場合には初期ビットレートが 9 Mbps の 1080p の HD 映像というように, PathQuick の推定値に応じて適切な映像の初期ビットレートが選択できる。

4.6.3 実機による評価

PathQuick を Windows の実機上に実装し, 文献 [33] の Linux 用ソースコードを利用した実機上の pathChirp と比較評価した。 図 11 に実機評価で用いたトポロジを示す。 4

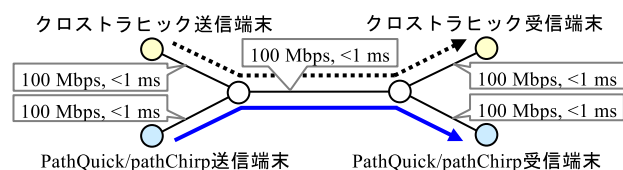


図 11 広帯域環境での実機評価で用いたトポロジ

Fig. 11 Topology with a broadband testbed.

台のエンド端末はすべて NEC 製 PC の Mate MY34Y/E-H [38] である。 各エンド端末のハードウェア・ソフトウェア仕様を表 1 に示す。 ハードウェアの部品などの差異による評価結果への影響を防ぐために, PathQuick と pathChirp は同一の送信端末と同一の受信端末をそれぞれ共用し, デュアルブートで OS を切り替えて動作させた。 クロストラヒックはトラヒック発生ツール D-ITG [39], [40] を利用してポアソン生起で発生させ, 0~100 Mbps の範囲で 5 Mbps 刻みで変動させた。 エンド端末間を結ぶネットワーク機器は, 100BASE-TX の L2 スイッチングハブの実機として NEC 製 ES100/408 [41] を 2 台利用した。 実機評価で用いた全リンクの物理帯域は 100 Mbps である。 エンド端末間の RTT は 1 ミリ秒未満であった。 PathQuick と pathChirp のパラメータは 4.6.1 項と同じである。

なお, ルータやスイッチなどのネットワーク機器の処理性能は 1 秒間に処理できるパケット数 (pps) で決まる。 今回用いた ES100/408 と同等の基本性能を持つ ES100/14WF の 100BASE-TX での性能は 148,810 pps である [42]。 PathQuick では T_{quick} を 0.1 ミリ秒としているため, 10,000 個/秒のペースで計測パケットが送信される

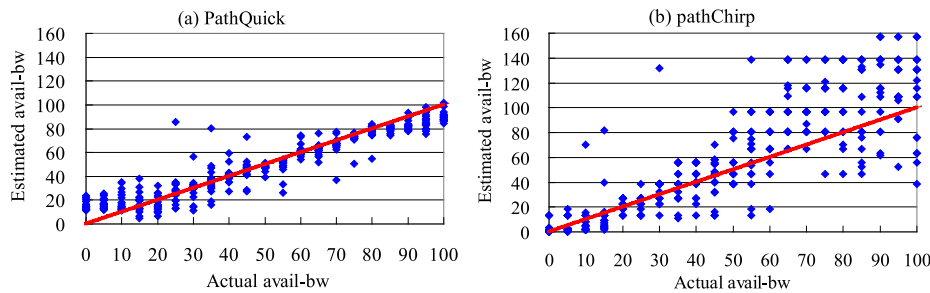


図 12 広帯域環境での実機評価における両方式の推定結果 (単位: Mbps)

Fig. 12 Estimation results for both methods with a broadband testbed.



図 13 PathQuick の実行画面

Fig. 13 Snapshot of PathQuick.

(ただし、1つのパケットトレインに含まれる計測パケットは120個だけである点に注意)。したがって、148,810 ppsの処理性能を持つネットワーク機器は、PathQuickのパケットトレインを転送するには十分な性能を持っていることが分かる。

図 12 に両方式の可用帯域の推定結果を示す。図 9 のシミュレーションの評価結果と同様の傾向を示しており、実機評価においても PathQuick は pathChirp よりも推定精度が高いことが分かる。PathQuick の推定誤差はおおむね ± 20 Mbps となっている。一方で pathChirp では、特に真値が 50 Mbps 以上の場合に推定誤差が著しく大きくなっている。

図 13 に Windows 上で動作する PathQuick の実行画面を示す。推定結果をリアルタイムに表示できるようになっており、推定のコアモジュールは ActiveX で実装されているためリアルタイムコミュニケーションのアプリケーションに容易に組み込めるようになっている。

5. 考察

5.1 PathQuick の推定値の特性

図 7(a)、図 8、図 9(a)、図 10(b)、図 12(a) から、PathQuick では可用帯域が狭い混雑時には真値を中心として上下にほぼ均等にばらつきのある推定値が報告されるものの、可用帯域が広い閑散時には真値よりも低い推定値が

報告される傾向が確認できる。閑散時に推定値が過小評価となる現象は、PathQuick の利用者にとって安全サイドの特性であるが、利用者が把握しておくべき特性の 1 つといえる。

この特性の原因の 1 つとして、3.6 節の excursion segmentation が関係していると考えられる。シミュレーション評価のログを調査した結果、一時 excursion は、パケットトレインの前半で発生した場合に比べて後半で発生した場合の方が、一時 excursion の区間が長くなる傾向があることが判明した。その理由として、パケットトレインの後半では計測パケットのパケットサイズが大きいいため、いったんルータでキューイングされ始めると、後続の計測パケットで連鎖的に発生するキューイング遅延に与える影響が、パケットサイズが小さい場合に比べて長く残ることがあげられる。

可用帯域が広い閑散時には最終 excursion はパケットトレインの後半で発生するが、その前に一時 excursion が発生すると、図 14(a) に示すように一時 excursion と最終 excursion が結合し、一時 excursion の開始位置 k_β が PRM の変化点であると判定される場合が多いことが判明した。一時 excursion が発生しない場合の PRM の変化点である k_α に比べて、 k_β はパケットトレイン内の前方の位置にある。その結果、図 14(b) に示すように $R_{k_\beta} < R_{k_\alpha}$ となり、可用帯域が広い閑散時における推定値の過小評価の原因の 1 つとなっていると考えられる。

このように、excursion segmentation には、可用帯域が狭い混雑時には、一時的なクロストラヒックのバーストが発生しても PRM の変化点の誤判定を比較的起きにくくできるという効用があるものの、可用帯域が広い閑散時には推定値の過小評価を引き起こしてしまうという副作用があることが分かる。

5.2 推定時間と推定精度の間のトレードオフ

可用帯域推定における推定時間と推定精度の間にはトレードオフの関係があることが指摘されている [16]。具体的には、少ないパケットトレイン数や短いパケットトレイン長により、推定時間を短縮することができるものの、推定精度が悪化することを指す。我々も評価実験を通してこ

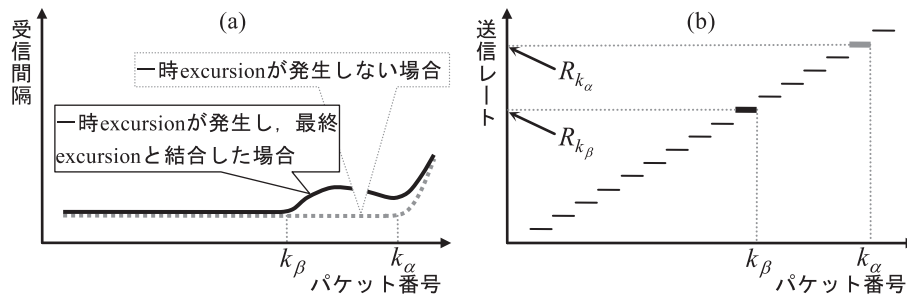


図 14 一時 excursion と最終 excursion の結合

Fig. 14 Coupling of temporal excursion and last excursion.

のトレードオフがあることを確認した。pathChirp について文献 [15] では、5.5 秒もの推定時間を要するものの推定精度は比較的高いことが報告されているが、本論文では 4.2.3 項で示したとおり、推定時間は 734 ミリ秒であるものの推定精度は比較的低い。この推定精度の差異は主にパケットトレイン数の違いから生じている。文献 [15] では、文献 [10] に記載されているとおり、複数のパケットトレインを送信し、パケットトレインごとの推定値を平均することで最終的な推定値を算出している。一方で本論文では、pathChirp の推定時間を短縮するために、単一のパケットトレインによる推定値を最終的な推定値としている。

PathQuick においても、同様のトレードオフの関係があることを予備実験において確認している。ただし、4.2.3 項で示したとおり PathQuick の推定時間は pathChirp に比べて 1/4 以下と短時間であると同時に、図 7、図 9、図 12 に示したとおり、より高い推定精度を実現している。したがって、PathQuick は pathChirp に比べてトレードオフによる制約をより緩和できているといえる。

6. まとめと今後の課題

本論文では、エンド端末間の可用帯域を短時間で推定する方式 PathQuick を提案した。評価の結果、PathQuick の推定時間が pathChirp に比べて 1/4 以下の 176 ミリ秒であることを示した。また、リアルタイム性の確保のために推定時間に上限を設けた条件下において、PathQuick は pathChirp に比べて 123 倍の広さの帯域の範囲を探索可能であることを示した。さらに、PathQuick は計測の平均分解能が pathChirp に比べて 4.3 倍細かく、ボトルネックリンクの物理帯域が 10 Mbps 程度の比較的狭帯域な場合と、100 Mbps の比較的広帯域な場合の両方において、pathChirp よりも推定精度が高いことを確認した。

今後の課題としては、4.6.2 項のように探索可能な帯域の上限が約 15 Mbps である条件における、実機を用いた推定精度の検証や、5.1 節で述べた可用帯域が広い閑散時における推定値の過小評価を解決する方式の確立、インターネットや携帯電話網などの広域な実ネットワークを用いた評価実験の実施があげられる。

参考文献

- [1] Cicco, L.D. et al.: Skype video responsiveness to bandwidth variations, *Proc. ACM NOSSDAV*, pp.81–86 (2008).
- [2] Sumi, Y., Ito, J. and Nishida, T.: Photochat: Communication support system based on sharing photos and notes, *Proc. ACM CHI Extended Abstracts*, pp.3237–3242 (2008).
- [3] Roesler, V. et al.: A new multimedia synchronous distance learning system: The IVA study case, *Proc. ACM SAC*, pp.1765–1770 (2009).
- [4] Prasad, R., Dovrolis, C., Murray, M. and Claffy, K.: Bandwidth estimation: Metrics, measurement techniques, and tools, *IEEE Network*, Vol.17, Issue 6, pp.27–35 (2003).
- [5] Stockhammer, T., Jenkac, H. and Kuhn, G.: Streaming video over variable bit-rate wireless channels, *IEEE Trans. Multimedia*, Vol.6, Issue 2, pp.268–277 (2004).
- [6] Coulombe, S. and Pigeon, S.: Quality-aware selection of quality factor and scaling parameters in JPEG image transcoding, *Proc. IEEE CIMSVP*, pp.68–74 (2009).
- [7] Oshiba, T. and Nakajima, K.: Quick end-to-end available bandwidth estimation for QoS of real-time multimedia communication, *Proc. IEEE ISCC*, pp.162–167 (2010).
- [8] Navratil, J. and Cottrell, L.: ABwE: A practical approach to available bandwidth estimation, *Proc. PAM Workshop* (2003).
- [9] Strauss, J., Katabi, D. and Kaashoek, F.: A measurement study of available bandwidth estimation tools, *Proc. ACM IMC*, pp.39–44 (2003).
- [10] Ribeiro, V.J., Riedi, R.H., Baraniuk, R.G., Navratil, J. and Cottrell, L.: pathChirp: Efficient available bandwidth estimation for network paths, *Proc. PAM Workshop* (2003).
- [11] Jain, M. and Dovrolis, C.: End-to-end available bandwidth: Measurement methodology, dynamics, and relation with TCP throughput, *Proc. ACM SIGCOMM*, pp.295–308 (2002).
- [12] Andersen, D., Balakrishnan, H., Kaashoek, F. and Morris, R.: Resilient overlay networks, *Proc. ACM SOSP*, pp.131–145 (2001).
- [13] Hanna, K.M., Natarajan, N. and Levine, B.N.: Evaluation of a novel two-step server selection metric, *Proc. IEEE ICNP*, pp.290–300 (2001).
- [14] Cheng, Y. and Zhuang, W.: Dynamic inter-SLA resource sharing in path-oriented differentiated services networks, *IEEE/ACM Trans. Networking*, Vol.14, Issue 3, pp.657–670 (2006).
- [15] Shriram, A. et al.: Comparison of public end-to-end

- bandwidth estimation tools on high-speed links, *Proc. PAM Workshop*, pp.306–320 (2005).
- [16] Jain, M. and Dovrolis, C.: Ten fallacies and pitfalls on end-to-end available bandwidth estimation, *Proc. ACM IMC*, pp.272–277 (2004).
- [17] Lao, L., Dovrolis, C. and Sanadidi, M.Y.: The probe gap model can underestimate the available bandwidth of multihop paths, *ACM SIGCOMM CCR*, Vol.36, Issue 5, pp.29–34 (2006).
- [18] Croce, D. et al.: Fast available bandwidth sampling for ADSL links: Rethinking the estimation for larger-scale measurements, *Proc. PAM Conference*, pp.67–76 (2009).
- [19] Liu, Q. and Hwang, J.: End-to-end available bandwidth estimation and time measurement adjustment for multimedia QoS, *Proc. IEEE ICME*, Vol.3, pp.373–376 (2003).
- [20] Wang, S.S. et al.: Fast end-to-end available bandwidth estimation for real-time multimedia networking, *Proc. IEEE MMSP*, pp.415–418 (2006).
- [21] Jacobson, V.: Pathchar – A tool to infer characteristics of Internet paths (1997), available from <ftp://ftp.ee.lbl.gov/pathchar/msri-talk.pdf> (accessed 2009-12-03).
- [22] Downey, A.B.: Using pathchar to estimate Internet link characteristics, *Proc. ACM SIGCOMM*, pp.241–250 (1999).
- [23] Labit, Y., Owezarski, P. and Larriau, N.: Evaluation of active measurement tools for bandwidth estimation in real environment, *Proc. IEEE/IFIP E2EMON*, pp.71–85 (2005).
- [24] Goto, T., Tagami, A., Hasegawa, T. and Ano, S.: TCP throughput estimation by lightweight variable packet size probing in CDMA2000 1x EV-DO network, *Proc. IEEE SAINT*, pp.1–8 (2009).
- [25] Schulzrinne, H. et al.: RTP: A transport protocol for real-time applications, IETF RFC 3550 (2003).
- [26] Cisco Systems, Inc.: Cisco TelePresence System 1700 MXP, available from http://www.tandbergjapan.com/products/images/pdf/1700MXP_J.pdf (accessed 2011-08-26).
- [27] Cisco Systems, Inc.: Cisco TelePresence 3000, available from http://www.cisco.com/web/JP/product/hs/tp/prodlit/pdf/tp3000_ds.pdf (accessed 2011-08-26).
- [28] Akamai Technologies, Inc.: The state of the Internet, 2nd quarter, 2009, Vol.2, No.2 (2009), available from <http://www.akamai.com/html/about/press/releases/2009/press.100109.html> (accessed 2009-10-07).
- [29] Yoshida, K. et al.: Inferring POP-level ISP topology through end-to-end delay measurement, *Proc. PAM Conference*, pp.35–44 (2009).
- [30] ITU-T: Recommendation G.1010, End-user multimedia QoS categories (2001).
- [31] Steinmetz, R.: Human perception of jitter and media synchronization, *IEEE JSAC*, Vol.14, Issue 1, pp.61–72 (1996).
- [32] The network simulator – ns-2 (online), available from <http://www.isi.edu/nsnam/ns/> (accessed 2007-12-25).
- [33] Ribeiro, V.J. et al.: pathChirp Software, Rice University (online), available from <http://www.spin.rice.edu/Software/pathChirp/> (accessed 2007-12-12).
- [34] Karagiannis, T., Molle, M., Faloutsos, M. and Broido, A.: A nonstationary Poisson view of Internet traffic, *Proc. IEEE INFOCOM*, Vol.3, pp.1558–1569 (2004).
- [35] Gupta, H., Mahanti, A. and Ribeiro, V.J.: Revisiting coexistence of Poissonity and self-similarity in Internet traffic, *Proc. IEEE MASCOTS*, pp.1–10 (2009).
- [36] RBB TODAY: スピードテスト: ISP 別最高下り速度ランキング, RBB TODAY (オンライン), 入手先 <http://speed.rbbtoday.com/ranking/200902/10.html> (参照 2009-02-10).
- [37] Prasad, R., Jain, M. and Dovrolis, C.: Effects of interrupt coalescence on network measurements, *Proc. PAM Workshop*, pp.247–256 (2004).
- [38] Mate MY34Y/E-H 仕様一覧, NEC (オンライン), 入手先 http://121ware.com/psp/PA121/BUSINESS/CRM/s/WEBLIB_NECS_PRO.PRODUCT_ID.FieldFormula.IScript_Prod.Spec.Summary?prodId=MY34Y%2fE-H (参照 2011-08-10).
- [39] Botta, A., Dainotti, A. and Pescapé, A.: Multi-protocol and multi-platform traffic generation and measurement, *Proc. IEEE INFOCOM Demo Session* (2007).
- [40] Avallone, S. et al.: D-ITG Software, University of Napoli Federico II (online), available from <http://www.grid.unina.it/software/ITG/> (accessed 2010-03-03).
- [41] スイッチングハブ ES100/408, ES100/416, ES100/424, NEC (オンライン), 入手先 http://www.nec.co.jp/octpower/products_eol/l2/es100_408.html (参照 2011-08-10).
- [42] スイッチングハブ ES100/14WF, NEC (オンライン), 入手先 http://www.nec.co.jp/octpower/products_eol/l2/es100_14wf.html (参照 2011-08-10).

推薦文

本論文では、エンド端末間の可用帯域を実時間で推定する新しい手法を提案し、シミュレーションにより、既往の手法である pathChirp との比較評価を行っている。シンプルではあるが有用な手法であり、推薦論文に値する。

(マルチメディア通信と分散処理研究会主査 勝本道哲)



大芝 崇 (正会員)

1998 年筑波大学第三学群情報学類卒業。2000 年同大学大学院工学研究科電子・情報工学専攻博士前期課程修了。同年日本電気(株)入社。以来、リアルタイムコミュニケーション、マルチメディア通信システムの研究に従事。現在、日本電気(株)サービスプラットフォーム研究所主任。2002 年情報処理学会大会奨励賞, 2011 年 IEEE ISCC 2011 Best Paper Award 受賞。2011 年 IEEE ISCC 2012 Technical Program Committee Member 就任。



中島 一彰 （正会員）

1993 年東京農工大学工学部電子情報工学科卒業．1998 年同大学大学院電子情報工学専攻博士後期課程修了．博士（工学）．同年日本電気（株）入社．以来，Web 会議システム等リッチコミュニケーションシステムの研究開発と標準化に従事．現在，日本電気（株）サービスプラットフォーム研究所主任研究員．電子情報通信学会会誌編集委員，情報処理学会 DPS 研究会運営委員を歴任．