社団法人　電子情報通信学会
THE INSTITUTE OF ELECTRONICS,
INFORMATION AND COMMUNICATION ENGINEERS

信学技報
TECHNICAL REPORT OF IEICE.

伝搬遅延時間の異なる 複数の TCP コネクションを考慮した TCP の定常状態解析

久松　潤之† 　大崎　博之†† 　村田　正幸†††

† 大阪大学 大学院基礎工学研究科　〒 560-8531 大阪府豊中市待兼山町 1-3
†† 大阪大学 大学院情報科学研究科　〒 560-8531 大阪府豊中市待兼山町 1-3
††† 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 1-30
E-mail: †hisamatu@ics.es.osaka-u.ac.jp, ††oosaki@ist.osaka-u.ac.jp, †††murata@cmc.osaka-u.ac.jp

あらまし　現在のインターネットでは、トラヒックの大部分が TCP (Transmission Control Protocol) によって転送されている。我々はこれまで、文献 [1] において、送信側ホストで動作する TCP を含んだネットワーク全体を、単一のフィードバックシステムと捉えるモデル化手法を提案した。ただし、文献 [1] では、すべての TCP コネクションの伝搬遅延が等しいという、単純なネットワークを対象にしていた。そこで本稿では、文献 [1] で提案した解析手法を、伝搬遅延の異なる複数の TCP コネクションが存在する場合に拡張し、定常状態における TCP のスループット、ラウンドトリップ時間、ネットワーク中でのパケット棄却率を導出する。さらにいくつかの数値例を示すことにより、伝搬遅延の異なる複数の TCP コネクションが、単一のボトルネックリンクを共有した場合に、TCP コネクション間にどの程度不公平性が生じるかを定量的に明らかにする。
キーワード　TCP (Transmission Control Protocol)、伝搬遅延、定常状態解析、公平性

Steady State Analysis of TCP Connections with Different Propagation Delays

Hiroyuki HISAMATU†, Hiroyuki OHSAKI††, and Masayuki MURATA†††

† Graduate School of Engineering Science, Osaka University, Japan
†† Graduate School of Information Science and Technology, Osaka University, Japan
††† Cybermedia Center, Osaka University, Osaka 567-0043, Japan
E-mail: †hisamatu@ics.es.osaka-u.ac.jp, ††oosaki@ist.osaka-u.ac.jp, †††murata@cmc.osaka-u.ac.jp

Abstract　In the current Internet, most of the traffic is transmitted by TCP (Transmission Control Protocol). In [1], we have proposed a modeling approach for the entire network, including TCP congestion control mechansims operating at source hosts and the network seen by TCP connections, as a single feedback system. However, in [1], our analytic model is limited to a simple network, where TCP connections have the identical propagation delay. In this paper, we therefore extend the analytic approach proposed in [1] to a more generic network, where multiple TCP connections are allowed to have different propagation delays. We derive the packet loss probability in the network, throughput and average round-trip time of each TCP connection in steady state. By showing several numerical examples, we quantitatively investigate how the fairness among TCP connections is degraded when multiple TCP connections with different propagation delays share the single bottleneck link.
Key words　TCP (Transmission Control Protocol), Propagation Delay, Steady State Analysis, Fairness

1　はじめに

現在広く普及している TCP (Transmission Control Protocol) では、フィードバック型の輻輳制御として、ウィンドウ型のフロー制御が用いられている [2]。TCP には、ネットワーク内でパケットが棄却された場合に、棄却されたパケットを再び受信側ホストに送出するパケット再送機構と、ネットワークの輻輳状況に応じて、ウィンドウサイズを調整する輻輳制御機構が備えられている。

現在のインターネットでは、トラヒックの大部分が TCP によって転送されている [3, 4]。TCP のアルゴリズムは複雑であるため、従来はシミュレーションを用いた性能評価が中心であった。しかし近年、流体近似法や待ち行列理論のような、数学的解析手法を用いた TCP の性能評価が活発に行われている (例えば、[1, 5-11] など)。例えば、文献 [5, 6] では、ネットワーク中でのパケット棄却率および TCP のラウンドトリップ時間が既知であると仮定し、定常状態における TCP のスループットを導出している。しかし実際には、TCP コネクション自身の輻輳制

御によって、ネットワーク中でのパケット棄却率や TCP のラウンドトリップ時間は変化する。このため、TCP の輻輳制御機構とネットワークとの相互作用をモデル化した解析が行なわれている [1, 7-10] 。

TCP の輻輳制御機構とネットワークとの相互作用をモデル化した解析は、ネットワーク (実際には、ボトルネックとなるルータに着目している) のモデル化の方法によって、大きく 2 種類に分類することができる。まず、文献 [1, 7, 8] では、ボトルネックとなるルータを通常の Drop-Tail ルータと仮定し、$M/M/1/m$ や $M/D/1/m$ といった、待ち行列によってネットワークをモデル化している。一方、文献 [9, 10] では、ボトルネックとなるルータを AQM (Active Queue Management) ルータと仮定し、流体近似法を用いることによってネットワークをモデル化している。現在、インターネットで稼働しているルータの大部分は Drop-Tail ルータである。このため、ボトルネックルータを待ち行列によってモデル化するという、前者のような解析方法は適用領域が広いと考えられる。

我々はこれまで、文献 [1] において、送信側ホストで動作する TCP を含んだネットワーク全体を、単一のフィードバックシステムととらえるモデル化手法を提案した。そこでは、流体近似法および待ち行列理論を組み合わせることにより、TCP の輻輳制御機構と、TCP から見たネットワーク全体を、それぞれ個別のシステムとしてモデル化した。まず、TCP の輻輳制御機構をネットワーク内でのパケット棄却率を入力、ウィンドウサイズを出力とする 1 入力 1 出力のシステムとしてモデル化した。さらに、TCP から見たネットワーク全体を、TCP のウィンドウサイズを入力、パケット棄却率を出力とする 1 入力 1 出力のシステムとしてモデル化した。これらを組み合わせることにより、ネットワーク全体を、TCP の輻輳制御機構とネットワークが相互作用する、単一のフィードバックシステムとしてモデル化した。

ただし、文献 [1] では、すべての TCP コネクションの伝搬遅延が等しいという、単純なネットワークを対象にしていた。しかし、実際のネットワークにおいては、各 TCP コネクションの伝搬遅延はそれぞれ異なる。一方、シミュレーションによる TCP の性能評価 [12] や、数学的解析手法を用いた TCP の性能解析 [5, 6, 11, 13] により、TCP のスループットはラウンドトリップ時間に依存することが知られている。一般に、伝搬遅延が大きな TCP コネクションは、ラウンドトリップ時間も大きくなる。このため、伝搬遅延の異なる複数の TCP コネクションが、単一のボトルネックリンクを共有した場合、TCP コネクション間で不公平性が発生する。例えば、文献 [5, 6, 11, 13] において、ネットワーク中でのパケット棄却率が一定であれば、定常状態における TCP のスループットは、ラウンドトリップ時間に反比例することが示されている。ただし、これらの解析では、すべてネットワーク中でのパケット棄却率および TCP のラウンドトリップ時間が既知であると仮定されている。しかし実際には、ネットワーク中でのパケット棄却率や TCP のラウンドトリップ時間は一定ではなく、TCP コネクション自身の輻輳制御によって変化する。つまり、伝搬遅延の異なる複数の TCP コネクションが存在する場合に、伝搬遅延の違いによって、どの程度不公平性が生じるかを明らかにするためには、ネットワーク中でのパケット棄却率および TCP のラウンドトリップ時間の変動を含めたモデル化が必要である。

そこで本稿では、文献 [1] で提案した解析手法を拡張することにより、ネットワーク中でのパケット棄却率および TCP のラウンドトリップ時間の変動を含めたモデル化を行う。また、伝搬遅延の異なる複数の TCP コネクションが存在するという、より一般的なネットワークモデルを対象とした解析を行う。本解析では、以下のような 3 点において、文献 [1] の解析手法と異なっている。(1) 近似解析の精度を向上させるため、ネットワークのモデルとして $M/M/1/m$ 待ち行列ではなく、$M/D/1/m$ 待ち行列を用いる。(2) 定常状態のみに着目するため、TCP の輻輳制御機構を流体近似法によってモデル化するのではなく、定常状態における TCP のスループット [5] を用いる。

まず、ネットワーク内に単一の TCP コネクションが存在する場合を対象とし、定常状態における TCP のスループット、ラウンドトリップ時間、ネットワーク中でのパケット棄却率を導出する。さらに、伝搬遅延の異なる複数の TCP コネクションが存在する場合に拡張し、定常状態における TCP のスループット、ラウンドトリップ時間、ネットワーク中でのパケット棄却率を導出する。さらにいくつかの数値例を示すことにより、伝搬遅延の異なる複数の TCP コネクションが、単一のボトルネックリンクを共有した場合に、TCP コネクション間にどの程度不公平性が生じるかを定量的に明らかにする。その結果、ルータのバッファにおけるパケット処理遅延が小さくなる (帯域が大きくなる、もしくはバッファサイズが小さくなる) ほど、より公平性が劣化することを示す。さらに、解析結果とシミュレーション結果を比較することにより、本解析の妥当性を示す。

なお、文献 [7, 8] では、TCP の輻輳制御機構をマルコフモデルもしくは待ち行列ネットワークモデルによってモデル化することにより、TCP の定常状態解析を行っている。これらの解析では、TCP の輻輳制御機構とネットワークの相互作用を考慮しており、かつ伝搬遅延の異なる複数の TCP コネクションが単一のボトルネックリンクを共有する場合をモデル化している。ただし、本稿で提案する解析手法は、(1) 文献 [1] と同様の方法によって、TCP の過渡特性解析への拡張が可能であること、(2) 定常状態における TCP のスループットの近似式を用いることにより、マルコフモデルもしくは待ち行列ネットワークモデルを用いる手法よりも計算量が少ない、といった点に特徴がある。

以下、2 章において、本稿で対象とする解析モデルを説明する。3 章において、送信側ホストで動作する TCP を含んだネットワーク全体を、単一のフィードバックシステムととらえるモデル化手法を用いる。これにより、ネットワーク内に単一の TCP コネクションが存在する場合、および伝搬遅延の異なる複数の TCP コネクションが存在する場合の、定常状態における TCP のスループット、ラウンドトリップ時間、ネットワーク中でのパケット棄却率を導出する。4 章において、いくつかの数値例を示すことにより、伝搬遅延の異なる複数の TCP コネクションが、単一のボトルネックリンクを共有した場合に、TCP コネクション間にどの程度不公平性が生じるかを定量的に明らかにする。最後に 5 章において、本稿のまとめと今後の課題について述べる。

2 解析モデル

本稿では、文献 [1] の解析手法を拡張することにより、伝搬遅延の異なる複数の TCP コネクションが存在するネットワークを対象とした解析を行う。本稿における解析モデルを図 1 に示す。

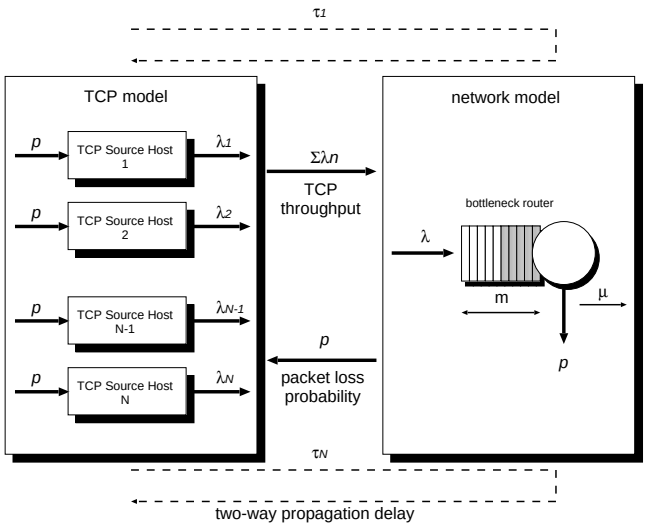


図 1: 解析モデル

それぞれ伝搬遅延が異なる N 本の TCP コネクションが、単一のボトルネックルータを共有している。TCP コネクション数 N は変化しないと仮定する。ここで、ボトルネックルータとは、ボトルネックリンクの直前のルータを意味する。$n\,(1 \leqq n \leqq N)$ 番目の TCP コネクションのパケット送出レートを λ_n、往復伝搬遅延を τ_n と表記する。実際には、TCP はウィンドウサイズによって、1 ラウンドトリップ時間中に送出できるパケット数を調整する、ウィンドウ型のフロー制御方式である。しかし本解析では、文献 [1] と同様に、瞬間的な TCP のパケット送出レート ($\simeq$ ウィンドウサイズ / ラウンドトリップ時間) を用いる。また、「往復伝搬遅延」には、ボトルネックルータにおけるキューイング遅延および処理遅延を除く、すべての遅延が含まれ、かつ時間とともに変化しないと仮定する。例えば、3 章では、遅延 ACK の影響を含んだ TCP スループットの近似式を用いるが、遅延 ACK によって受信側ホストにおける遅延は変化しないと仮定する。本解析で用いる記号の定義を表 1 に示す。

TCP の輻輳制御機構は、ネットワーク内でのパケット棄却の有無をもとにウィンドウサイズを変更するという、ウィンドウ型のフロー制御方式である。そのため、ネットワークでのパケット棄却率が低い場合にはウィンドウサイズが大きく (パケット送出レートが大きく) なり、ネットワークでのパケット棄却率が高い場合には、ウィンドウサイズが小さく (パケット送出レートが小さく) なるといった傾向がある。そこで本稿では、送信側ホストにおける各 TCP の輻輳制御機構を、ネットワークでのパケット棄却率を入力として、TCP のスループットを出力とする N 個のシステムと考える (図 1 左側)。

一方、TCP から見たネットワークは、ネットワークに流入するパケットの量が増えると、ボトルネックリンクへ向かうルータのバッファ内パケット数が増加する。その結果、バッファあふれによるパケット棄却が発生しやすくなり、パケット棄却率が高くなる。TCP からのパケット送出レートが大きいと、ネットワークに流入するパケットの量が増える。そこで、TCP から見たネットワークを、複数の TCP コネクションからのパケット送出レートを入力とし、パケット棄却率を出力とするシステムと考える (図 1 右側)。

なお、解析では以下のような仮定を置く。(1) 定常状態を考え、すべての TCP コネクションは輻輳回避フェーズで動作している (TCP のスロースタートフェーズは考慮しない)。(2) ボトルネックルータは Drop-Tail ルータであり、すべての TCP コネクションに対して共通かつ単一の FIFO バッファを持つ。(3) すべての TCP パケットは固定長である。(4) すべての TCP コネクションは常に転送すべきデータを持つ。(5) ボトルネックルータのバッファあふれ以外では、ネットワーク中でパケット棄却は発生しない。(6) TCP の最大ウィンドウサイズは、ネットワークの帯域遅延積に比べて十分大きい。

表 1　記号の定義

p		ボトルネックルータにおけるパケット棄却率
μ	[packet/ms]	ボトルネックルータの処理速度
m	[packet]	ボトルネックルータのバッファサイズ
N		TCP コネクション数
λ_n	[packet/ms]	n 番目の TCP コネクションのパケット送出レート
τ_n	[ms]	n 番目の TCP コネクションの往復伝搬遅延
r_n	[ms]	n 番目の TCP コネクションのラウンドトリップ時間

3　定常状態解析

3.1　単一の TCP コネクションの場合

まず、ネットワーク中に、単一の TCP コネクションが存在する場合 ($N = 1$) を考える。本節では、表記の簡単化のため、λ_1、τ_1、r_1 を、それぞれ λ、τ、r と略記する。

TCP の送信側ホストを、ネットワークにおけるパケット棄却率 p を入力とし、TCP のスループット λ を出力とする、1 入力 1 出力のシステムと考える。ネットワークにおけるパケット棄却率 p および TCP コネクションのラウンドトリップ時間 r が与えられた時の、TCP のスループット $\lambda(p, r)$ は次式で与えられる

$$\lambda(p,r) \;=\; \frac{\frac{1-p}{p} + E(p) + \hat{Q}(E(p),p)\frac{1}{1-p}}{r\left(\frac{b}{2}E(p)+1\right) + \hat{Q}(E(p),p)T_o\frac{f(p)}{1-p}} \qquad (1)$$

ここで、$E(p)$、$\hat{Q}(w,p)$、$f(p)$ は次式で与えられる。

$$E(p) \;=\; \frac{2+b}{3b} + \sqrt{\frac{8(1-p)}{3bp} + \left(\frac{2+b}{3b}\right)^2}$$

$$\hat{Q}(w,p) \;=\; \frac{(1-(1-p)^3)(1+(1-p)^3(1-(1-p)^{w-3}))}{(1-(1-p)^w)}$$

$$f(p) \;=\; 1 + p + 2p^2 + 4p^3 + 8p^4 + 16p^5 + 32p^6$$

なお、b は、TCP の受信側ホストが ACK パケットを送出するのに要するパケット数 (通常は $b = 1$ または $b = 2$)、T_o は TCP のタイムアウト時間である。$\hat{Q}(w,p)$ はウィンドウサイズが w かつネットワーク中でのパケット棄却率が p の時に、発生したパケット棄却をタイムアウトを待つまで検出できない確率である。

次に、TCP の送信側ホストから見たネットワークを、単一の FIFO キューによってモデル化する。つまり、ネットワーク中では、特定のボトルネックとなるルータにおいてのみ、キューイング遅延およびバッファあふれが発生すると考え、ボトルネックとなるルータを $M/D/1/m$ 待ち行列としてモデル化する。TCP はウィンドウ型のフロー制御であるため、1 ラウンドトリップ時間中に、ウィンドウサイズ分だけのパケットを連続して送出する。このため、送信側ホストからパケットは、バースト的に送出される。しかし、複数の TCP コネクションが存在す

る時には、ボトルネックルータに到着するパケットのバースト性が失われ、ポアソン過程で近似できると考えられる。そこで本稿では、文献 [1] と同様に、ルータへのパケット到着はポアソン過程に従うとしてモデル化する。また、ボトルネックルータに到着するパケットのパケット長が一定であり、ルータにおけるパケット処理遅延が固定であると仮定すれば、ボトルネックルータのパケット処理率 (サービス率) は一定と考えられる。

そこで、ネットワークを、TCP のスループット λ を入力とし、ボトルネックとなるルータにおけるパケット棄却率 p を出力とする、1 入力 1 出力のシステムと考える。TCP のスループット λ、ボトルネックとなるルータのバッファサイズ m が与えられた時の、$M/D/1/m$ 待ち行列のパケット棄却率 $p(\lambda)$ は、以下の式で与えられる [14]。

$$p(\lambda) = 1 - \frac{1}{\pi_0 + \rho} \tag{2}$$

ここで、ρ はボトルネックとなるルータの利用率であり、$\rho \equiv \lambda/\mu$ と定義される。また、π_0 はボトルネックルータ内にパケットが存在しない確率であり、以下の式で与えられる。

$$\begin{aligned}
\pi_0 &= \left(1 + \sum_{j=1}^{m} C_j\right)^{-1} \\
C_j &= \frac{\pi_j}{\pi_0} \\
\pi_{j+1} &= \frac{1}{k_0}\left(\pi_j - k_j\pi_0 - \sum_{i=1}^{j} k_{j-i+1}\pi_i\right) \\
k_j &= \frac{\rho^j}{j!}e^{\rho}
\end{aligned}$$

さらに、TCP コネクションのラウンドトリップ時間を導出する。TCP コネクションの往復伝搬遅延を τ とし、ボトルネックとなるルータ以外ではバッファリング遅延が発生しないと仮定する。TCP のスループット λ が与えられた時の、TCP のラウンドトリップ時間 $r(\lambda)$ は、$M/D/1/m$ 待ち行列の平均滞在時間 $T(\lambda)$

$$T(\lambda) = \frac{1}{\lambda}\left(\frac{1}{\pi_0 + \rho}\sum_{i=1}^{m}(i-1)\pi_i + m(1 - \frac{1}{\pi_0 + \rho})\right) + \frac{1}{\mu}$$

を用いて、次式で与えられる。

$$r(\lambda) = T(\lambda) + \tau \tag{3}$$

最後に、定常状態における、TCP のスループットを λ^*、TCP のラウンドトリップ時間を r^*、ネットワークにおけるパケット棄却率を p^* とすれば、式 (1)–(3) より、以下の関係が成り立つ。

$$\lambda(p^*, r^*) = \lambda^* \tag{4}$$

$$p(\lambda^*) = p^* \tag{5}$$

$$r(\lambda^*) = r^* \tag{6}$$

従って、これらの式を解くことにより、定常状態における TCP のスループット λ^*、TCP のラウンドトリップ時間 r^*、ネットワークにおけるパケット棄却率 p^* を求めることができる。

3.2 複数の TCP コネクションの場合

続いて、前節の解析方法を、TCP コネクションが複数の場合に拡張する。TCP コネクション数を $N(>1)$ とし、n 番目の TCP コネクションのスループットを λ_n、ラウンドトリップ時間を r_n とする。ネットワーク中でのパケット棄却が、それぞれ TCP コネクションに対して独立に発生すると仮定する。この場合、ネットワークにおけるパケット棄却率 p が与えられた時の、TCP のスループット $\lambda_n(p, r_n)$ は式 (1) を拡張することにより、次式のように得られる。

$$\lambda_n(p, r_n) = \frac{\frac{1-p}{p} + E(p) + \hat{Q}(E(p), p)\frac{1}{1-p}}{r_n\left(\frac{b}{2}E(p) + 1\right) + \hat{Q}(E(p), p)T_o\frac{f(p)}{1-p}} \tag{7}$$

次に、TCP の送信側ホストから見たネットワークを、N 本の TCP コネクションからのスループット λ_n を入力とし、ボトルネックとなるルータにおけるパケット棄却率 p を出力とする、N 入力 1 出力のシステムと考える。式 (2) を多入力へと拡張することにより、N 本の TCP コネクションのスループット λ_n、ボトルネックとなるルータのバッファサイズ m が与えられた時の、ネットワークにおけるパケット棄却率 $p(\lambda_1, \cdots, \lambda_N)$ は次式で与えられる。

$$p(\lambda_1, \cdots, \lambda_N) = 1 - \left(\pi_0 + \frac{1}{\mu}\sum_{n=1}^{N}\lambda_n\right)^{-1} \tag{8}$$

同様にして、TCP のスループット λ_n が与えられた時の、TCP のラウンドトリップ時間 $r_n(\lambda)$ は、式 (3) を拡張することにより、次式のように得られる。

$$r_n(\lambda_n) = \tau_n + T\left(\sum_{n=1}^{N}\lambda_n\right) \tag{9}$$

ここで、τ_n は n 番目の TCP コネクションの往復伝搬遅延である。

最後に、定常状態における、n 番目の TCP のスループットを λ_n^*、ラウンドトリップ時間を r_n^*、ネットワークにおけるパケット棄却率を p^* とすれば、式 (7)–(9) より、以下の関係が成り立つ。

$$\begin{aligned}
\lambda_1(p^*, r_1^*) &= \lambda_1^* \\
&\vdots \\
\lambda_N(p^*, r_N^*) &= \lambda_N^* \\
p(\lambda_1^*, \cdots, \lambda_N^*) &= p^* \\
r(\lambda_1^*) &= r_1^* \\
&\vdots \\
r(\lambda_N^*) &= r_N^*
\end{aligned}$$

従って、これらの式を解くことにより、定常状態における TCP のスループット λ_n^*、TCP のラウンドトリップ時間 r_n^*、ネットワークにおけるパケット棄却率 p^* を求めることができる。

4 数 値 例

以下では、いくつかの数値例を用いて、伝搬遅延の異なる複数の TCP コネクションが存在する場合の、TCP の定常特性を明らかにする。

数値例では、ボトルネックルータのバッファサイズ $m = 150$ [packet] とし、ボトルネックルータの処理速度 μ を 1、2、4 [packet/ms] と変化させる。TCP コネクション数は $N = 50$ と

するが、これらの往復伝搬遅延によって 2 種類のグループ (以下、「グループ 1 」および「グループ 2 」と呼ぶ) に分割する。具体的には、グループ 1 の TCP コネクションの往復伝搬遅延を、$\tau_i = \tau_{G_1} (1 \leqq i \leqq 25)$ [ms]、グループ 2 の TCP コネクションの往復伝搬遅延を、$\tau_i = \tau_{G_2} (26 \leqq i \leqq 50)$ [ms] とする。

Nemerical examples ($\tau_{G_2} = 50$ [ms], $m = 150$ [packet], $N = 50$)

図 2 に、グループ 2 の往復伝搬遅延を $\tau_{G_2} = 50$ [ms] と固定し、グループ 1 の往復伝搬遅延 τ_{G_1} を変化させた時の、解析結果を示す。この図は、(a) すべての TCP コネクションのスループットの和 ($\equiv \sum_{i=1}^{50} \lambda_i$)、(b) ネットワーク中でのパケット棄却率、(c) グループ 1 の TCP コネクションのラウンドトリップ時間、(d) グループ 1 の各 TCP コネクションのスループット、(e) グループ 2 の各 TCP コネクションのスループット、(f) 伝搬遅延の比 (τ_{G_1}/τ_{G_2}) に対するスループットの比、を示している。図中には、ボトルネックルータの処理速度 μ を 1、2、4 [packet/ms] と変化させた場合の結果を示している。

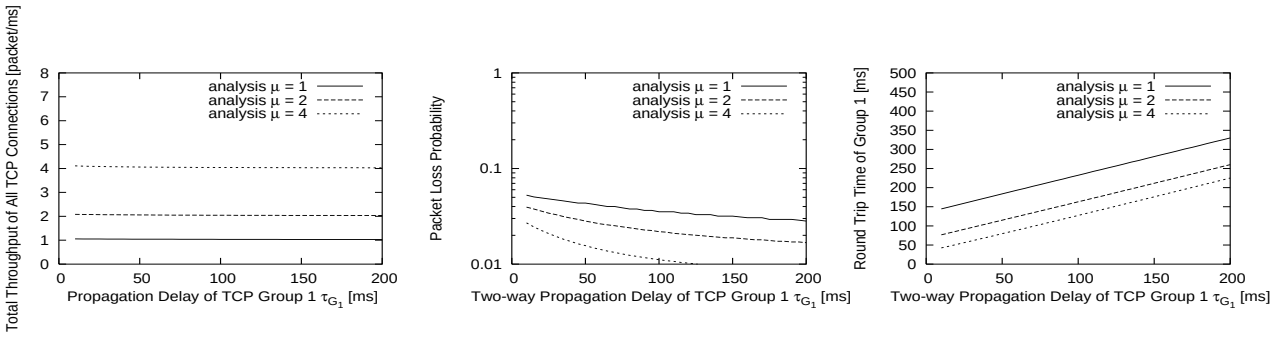
まず、図 2(a) より、TCP コネクションの伝搬遅延の違いによらず、ネットワーク全体として、ほぼ 100% のスループットを実現できていることがわかる。これはつまり、各 TCP コネクションの伝搬遅延が大きく異なる場合であっても、TCP のウィンドウフロー制御は、ネットワーク資源を有効に利用できることを意味している。

次に、ネットワーク中でのパケット棄却率 (図 2(b)) に着目する。本解析では、ルータの処理方式として FIFO を仮定しているため、すべての TCP コネクションのパケット棄却率は等しいことに注意されたい。図より、TCP コネクションの距離が異なる時は、τ_{G_1} が大きくなるにつれ、ネットワーク中でのパケット棄却率が減少していることがわかる。このことは、TCP がネットワーク資源を 100% 利用しようと試みる制御であることから説明できる。つまり、伝搬遅延が大きくなるにつれて、それにともないラウンドトリップ時間も増加する。ラウンドトリップ時間が増加すると、その結果、送信側ホストが ACK パケットを受信する頻度が下がる (ウィンドウサイズが増加する速度が低下する)。このため、結果としてネットワーク中でのパケット棄却率が減少していると考えられる。ただし、伝搬遅延の違いによって、ネットワーク中でのパケット棄却率は変動するが、ネットワーク全体としてのスループットがほぼ 100%に近い (図 2(a)) ことを考えると、パケット棄却率の変動は、実際にはほとんど性能には影響を与えないと考えられる。一方、ボトルネックルータの処理速度 μ が大きいほど、ネットワーク中でのパケット棄却率が小さくなっていることがわかる。このことも、TCP がネットワーク資源を 100% 利用しようと試みる制御であることから説明できる。つまり、バッファサイズが一定であれば、ボトルネックルータの処理速度が変化しても、ラウンドトリップ時間はそれほど大きく変化しない (図 2(c))。このため、ボトルネックルータの処理速度が大きい時には、ネットワーク資源を有効に利用するために、TCP はウィンドウサイズをより大きく増加させる必要がある。そのため、結果としてパケット棄却率が小さな値となっていると考えられる。

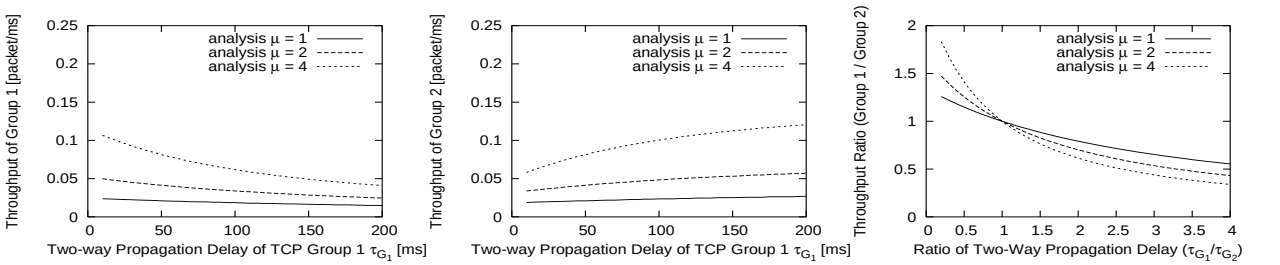
さらに、グループ 1 に属する TCP コネクションのラウンドトリップ時間 (図 2(c)) に着目する。TCP はパケット棄却にもとづく輻輳制御方式であり、なおかつ本解析では Drop-Tail ルータを仮定しているため、平均バッファ内パケット数はバッファサイズに近い値となっている。例えば、$\tau_1 = 50$ [ms]、$\mu = 1$ [packet/ms] の時の、平均バッファ内パケット数は 128.50 [packet] であり、バッファサイズに近い値となっていた。さらに、ボトルネックルータの処理速度 μ が増加するにつれ、TCP コネクションのラウンドトリップ時間が小さくなっていることがわかる。これは、以下のように説明できる。まず、TCP コネクションのラウンドトリップ時間は、式 (9) のように、往復伝搬遅延とバッファにおけるパケット待ち時間の和で与えられる。ここで、バッファにおけるパケット待ち時間は、ボトルネックルータの処理速度 μ が増加するにつれ小さな値を取る。その結果、ボトルネックルータの処理速度 μ が増加するにつれ、TCP コネクションのラウンドトリップ時間が小さくなっていると考えられる。

図 2(a) から分かるように、TCP コネクションの伝搬遅延の違いによらず、ネットワーク全体として、ほぼ 100% のスループットを実現できている。しかし、TCP コネクション間の公平性という点では大きな問題がある。図 2(d) および図 2(e) から分かるように、TCP コネクションの伝搬遅延が等しい ($\tau_{G_1} = \tau_{G_2}$) の場合には、各コネクションのスループットが等しくなり、ボトルネックリンクの帯域を公平に共有する。しかし、伝搬遅延が異なる場合には、伝搬遅延の小さなコネクションほど、より高いスループットを得るという結果になる。例えば、伝搬遅延の比が 1:2 ($2\tau_{G_1} = \tau_{G_2}$) の場合、グループ 1 のスループットは 0.16 [Mbps]、グループ 2 のスループットは 0.48 [Mbps] となり、スループットの比はおよそ 1:3 となっている。これは、TCP の輻輳回避フェーズでは、送信側ホストは ACK パケットの受信ごとにウィンドウサイズを増加させるためと考えられる。つまり、すべての TCP コネクションがボトルネックリンクを共有しているため、すべての TCP コネクションのパケット棄却率は等しくなる。ところが、ラウンドトリップ時間が小さい TCP コネクションは、ラウンドトリップ時間の大きな TCP コネクションに比べて、より頻繁に ACK パケットを受信する。従って、ラウンドトリップ時間の小さな TCP コネクションは、ウィンドウサイズをより速く増加させることが可能となり、その結果、より高いスループットを得ることができると考えられる。なお、TCP コネクション間の不公平性を改善する方式として、TCP コネクションのスループットに応じて、ルータにおけるパケット棄却率を変化させる AQM ルータが提案されている [15-17]。例えば、本解析の結果を応用することにより、より公平性の高い AQM を実現することが可能になると考えられる。

図 2(d) および図 2(e) を、伝搬遅延の比 (τ_{G_1}/τ_{G_2}) に対するスループットの比としてプロットしたグラフが図 2(f) である。この図より、伝搬遅延の比が 1 前後の場合に、スループットの比が大きく変動することがわかる。一方、伝搬遅延の比がある程度大きく (例えば 3 以上) になれば、スループットの比はそれほど変化しないことがわかる。これは、伝搬遅延のわずかな違いによって、スループットが大きく異なる (つまり、不公平が発生する) ことを意味しており、TCP の重大な問題点といえる。さらに、ボトルネックルータの処理速度 μ が大きくなるにつれ、スループットの比がより大きくなっていることがわかる。これは、今後、よりネットワークの高速化が進むにつれ、TCP の不公平性がさらに悪化することを意味している。これは、ボトルネックルータの処理速度が大きくなるにつれ、ルータにおける待ち時間が小さくなり (図 2(c))、その結果、TCP コネクション



(a) TCP コネクションのスループットの総和　(b) ネットワークにおけるパケット棄却率　(c) グループ 1 のラウンドトリップ時間



(d) グループ 1 の スループット　(e) グループ 2 の スループット　(f) 伝搬遅延時間の比に対するスループットの比

図 2: 数値例 ($\tau_{G_2} = 50$ [ms], $m = 150$ [packet], $N = 50$)

の伝搬遅延の違いが、ラウンドトリップ時間の差により直接的に影響を与えているためと考えられる。

5 まとめと今後の課題

本稿では、文献 [1] で提案した解析手法を、伝搬遅延の異なる複数の TCP コネクションが存在する場合に拡張し、定常状態における TCP のスループット、ラウンドトリップ時間、ネットワーク中でのパケット棄却率を導出した。その結果、ルータのバッファにおけるパケット処理遅延が小さくなるほど、より公平性が劣化することなどを明らかにした。

本稿で提案した解析手法は、従来の解析方法 [7, 8] とは異なり、文献 [1] と同様の方法によって、TCP の過渡特性解析への拡張が可能であるといった点に特徴がある。そこで現在、伝搬遅延の異なる複数の TCP コネクションが単一のボトルネックリンクを共有している場合の、過渡特性解析を進めている。また今後の課題として、複数のボトルネックリンクが存在する、より一般的なネットワークトポロジに対して解析手法を拡張することなどが挙げられる。

文　献

[1] H. Hisamatu, H. Ohsaki, and M. Murata, "On modeling feedback congestion control mechanism of TCP using fluid flow approximation and queueing theory," in *Proceedings of 4th Asia-Pacific Symposium on Information and Telecommunication Technologies (APSITT2001)*, pp. 218–222, Nov. 2001.

[2] V. Jacobson and M. J. Karels, "Congestion avoidance and control," in *Proceedings of ACM SIGCOMM '88*, pp. 314–329, Nov. 1988.

[3] V. Paxson, "Growth trends in wide-area TCP connections," *IEEE Network*, vol. 8, pp. 8–17, July 1994.

[4] K. Thompson, G. J. Miller, and R. Wilder, "Wide-area Internet traffic patterns and characteristics," *IEEE Network*, vol. 11, pp. 10–27, Nov. 1997.

[5] J. Padhye, V. Firoiu, D. Towsley, and J. Kurose, "Modeling TCP throughput: a simple model and its empirical validation," in *Proceedings of ACM SIGCOMM '98*, pp. 303–314, Sept. 1998.

[6] T. J. Ott, J. Kemperman, and M. Mathis, "The stationary behavior of ideal TCP congestion avoidance," 1996.

[7] C. Casetti and M. Meo, "A new approach to model the stationary behavior TCP connections," in *Proceedings of IEEE INFOCOM 2000*, pp. 367–375, Mar. 2000.

[8] M. Garetto, R. L. Cigno, M. Meo, and M. A. Marsan, "A detailed and accurate closed queueing network model of many interacting TCP flows," in *Proceedings of INFOCOM 2001*, pp. 1706–1715, Apr. 2001.

[9] V. Misra, W.-B. Gong, and D. F. Towsley, "Fluid-based analysis of a network of AQM routers supporting TCP flows with an application to RED," in *Proceedings of SIGCOMM*, pp. 151–160, Oct. 2000.

[10] H. Ohsaki and M. Murata, "Steady state analysis of the RED gateway: stability, transient behavior, and parameter setting," *IEICE Transactions on Communications*, vol. E85-B, pp. 107–115, Jan. 2002.

[11] T. Lakshman and U. Madhow, "The performance of TCP/IP for networks with high bandwidth-delay products and random loss," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 5, pp. 336–350, June 1997.

[12] T. H. Henderson, E. Sahouria, S. McCanne, and R. H. Katz, "On improving the fairness of TCP congestion avoidance," *IEEE Globecomm'98*, Nov. 1998.

[13] M. Vojnovid, J.-Y. L. Boudec, and C. Boutremans, "Global fairness of additive-increase and multiplicative-decrease with heterogeneous round-trip times," in *Proceedings of IEEE INFOCOM 2000*, pp. 1303–1312, Mar. 2000.

[14] R. B. Cooper, *Introduction to queueing theory*. Macmillan, 1981.

[15] T. J. Ott, T. V. Lakshman, and L. Wong, "SRED: Stabilized RED," in *Proceedings of IEEE INFOCOM '99*, pp. 1346–1355, Mar. 1999.

[16] D. Lin and R. Morris, "Dynamics of random early detection," in *Proceedings of ACM SIGCOMM 97*, pp. 127–137, Oct. 1997.

[17] L. T. Farooq M. Anjum, "Balanced-red: An algorithm to achieve fairness in the internet," in *Proceedings of IEEE INFOCOM 1999*, Mar. 1999.