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.

# 広帯域ネットワーク向けトランスポート層通信プロトコル XCP の安定性解析

作元　雄輔† 　大崎　博之† 　今瀬　眞†

† 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: †{y-sakumt,oosaki,imase}@ist.osaka-u.ac.jp

あらまし　広帯域・広域ネットワークにおける TCP の問題を解決するためのトランスポート層プロトコルとして、XCP (eXplicit Control Protocol) が提案されている。XCP は、明示的なフィードバック情報を、ルータからエンドホストに通知することにより、効率的な輻輳制御を目指している。これまで、さまざまなシミュレーション実験により XCP の性能評価が行われているが、一般的なネットワーク環境における XCP の安定性は明らかにされていない。そこで本稿では、伝搬遅延の異なる複数の XCP フローが混在するネットワークにおける XCP の安定性を解析する。その結果、(1) 各 XCP フローの伝搬遅延が異なる場合、すべての XCP フローの伝搬遅延が等しい場合よりも、XCP の制御がより安定すること、(2) ただし、各 XCP フローの伝搬遅延のばらつきが非常に大きい場合、逆に XCP の制御は不安定となること、(3) XCP ルータの出力リンクの帯域は XCP の安定性に影響を与えないこと、などを明らかにする。
キーワード　XCP (eXplicit Control Protocol)、流体近似法、安定性、制御パラメータ、トランスポート層プロトコル

# Stability Analysis of Transport Protocol XCP for High-speed Networks

Yusuke SAKUMOTO†, Hiroyuki OHSAKI†, and Makoto IMASE†

† Graduate School of Information Science and Technology, Osaka University
1-5 Yamadaoka, Suita, Osaka 565-0871, Japan
E-mail: †{y-sakumt,oosaki,imase}@ist.osaka-u.ac.jp

**Abstract**　For solving problems of TCP in a long-fat network, a transport-layer protocol called XCP (eXplicit Control Protocol) has been proposed. XCP aims at realizing efficient congestion control by sending explicit feedback information from a router to source hosts. In the literature, there have been several simulation experiments for evaluating performance of XCP. However, stability of XCP in a general network has not been analyzed. In this paper, we therefore analyze stability of XCP in a network with multiple XCP flows with different propagation delays. Through several numerical examples, we show the following things. (1) When propagation delays of XCP flows are different, XCP operates more stably rather than when propagation delays of all XCP flows are identical. (2) When variation of propagation delays of XCP flows is large, XCP operates unstably. (3) Stability of XCP is not affected by the bandwidth of XCP router's output link.
**Key words**　XCP (eXplicit Control Protocol), Fluid-Flow Approximation, Stability, Control Parameter, Transport Protocol

## 1　はじめに

近年、ネットワークの広帯域化・広域化が急速に進んでおり、実験的な広帯域ネットワークでは、ネットワークの帯域は数十 Gbit/s、エンド-エンド間の伝搬遅延は数百 ms にも達する [1]。

現在のインターネットでは、トランスポート層通信プロトコルとして TCP (Transmission Control Protocol) [2] が広く用いられている。TCP にはさまざまバージョンが存在するが、現在のインターネットで最も広く普及しているのは、TCP Reno およびその派生バージョンである [3]。

しかし、これまで TCP Reno に関してさまざまな問題点が指摘されている [4–6]。例えば、TCP Reno はもともと低速なネットワークを想定して設計されているため、近年のネットワークの急速な高速化に対応できない [4]。TCP Reno の問題点の一つは、輻輳を検出するまでにネットワーク中に送出した多量のパケットが棄却されてしまうという点にある。これは、(1) ネットワーク中でパケット棄却が発生するまで送信側ホストが輻輳を検出できないこと、(2) エンド- エンド間のラウンドトリップ

時間が大きくなると、送信側ホストが輻輳を検出するまでに要する時間が大きくなること、などが原因である。今後、ネットワークがさらに広帯域化・広域化するにつれ、輻輳を検出するまでに棄却されるパケット数が増加し、TCP Reno の性能がさらに劣化すると考えられる。

このような、広帯域・広域ネットワークにおける TCP Reno の問題点を解決するために、ルータからのフィードバック通知を利用したトランスポート層通信プロトコルが数多く提案されている [7–10]。これらのプロトコルは、エンドホスト間での輻輳制御をルータが支援することにより、TCP Reno よりも効率的な輻輳制御を目指している。このようなルータ支援型の輻輳制御機構の中でも、XCP (eXplicit Control Protocol) が現在注目を浴びている [7,11]。XCP は、ウィンドウ型のフロー制御の一種であるが、送信側ホストのウィンドウサイズの増減量をルータが計算し、明示的なフィードバックとして送信側ホストへ通知する。これにより、XCP の送信側ホストはネットワークの輻輳状態を迅速に知ることが可能となる。

いくつかのシミュレーション実験により、XCP は TCP Reno よりも高い性能を示すことが報告されている [7, 12]。しかし、安定性や過渡特性など、フィードバック系の制御システムとしての XCP の特性は十分明らかにされていない。流体近似法により XCP の特性を解析した研究として文献 [7, 13, 14] が存在する。文献 [7] では、XCP フローの往復伝搬遅延がすべて等しいことを仮定して、XCP の安定性を解析している。これにより、XCP の動作が安定するために、XCP の制御パラメータが満たすべき条件を導出している。また、文献 [13] では、文献 [7] と同様に XCP フローの伝搬遅延がすべて等しいことを仮定して、XCP の安定性を解析している。文献 [13] では、文献 [7] の解析モデルを一部拡張することにより、出力リンクの利用可能帯域が大きく変動する環境では、XCP の動作が不安定になることを示している。しかし、現実のネットワークでは XCP フローの伝搬遅延はそれぞれ異なるが、XCP フローの伝搬遅延の違いが XCP の安定性に与える影響はこれまで明らかにされていない。また文献 [14] では、XCP ルータが多段接続されたネットワークを対象として、XCP の定常特性を解析している。具体的には、定常状態における各 XCP フローのスループットを導出し、XCP ルータの制御パラメータの設定によっては XCP フロー間の公平性が大きく劣化することを示している。しかし文献 [14] の解析では、伝搬遅延の異なる複数の XCP フローをモデル化しているが、定常状態における各 XCP フローのスループットのみに着目しており、XCP の安定性は明らかにされていない。

そこで本稿では、伝搬遅延の異なる複数の XCP フローが混在するネットワークにおける XCP の安定性を解析する。具体的には、伝搬遅延の異なる複数の XCP フローが混在するネットワークを流体近似法によってモデル化し、XCP が安定に動作するために、XCP の制御パラメータが満たすべき条件を導出する。さらにいくつかの数値例により、ネットワークのシステムパラメータや XCP の制御パラメータが、XCP の安定性に与える影響を定量的に明らかにする。その結果、(1) 各 XCP フローの伝搬遅延が異なる場合、すべての XCP フローの伝搬遅延が等しい場合よりも、XCP の制御はより安定となること、(2) ただし、各 XCP フローの伝搬遅延のばらつきが非常に大きい場合、逆に XCP の制御は不安定となること、(3) 出力リンクの帯域は XCP の安定性に影響を与えないこと、などを明らかにする。

本稿の構成は以下の通りである。まず、2 章において XCP の動作アルゴリズムを簡単に説明する。3 章では、伝搬遅延の異なる複数の XCP フローおよび XCP ルータを流体近似法によってモデル化する。4 章では XCP の安定性を解析する。5 章では、いくつかの数値例およびシミュレーションにより、ネットワークのシステムパラメータや XCP の制御パラメータが XCP の安定性に与える影響を定量的に評価する。最後に 6 章において、本稿のまとめと今後の課題を述べる。

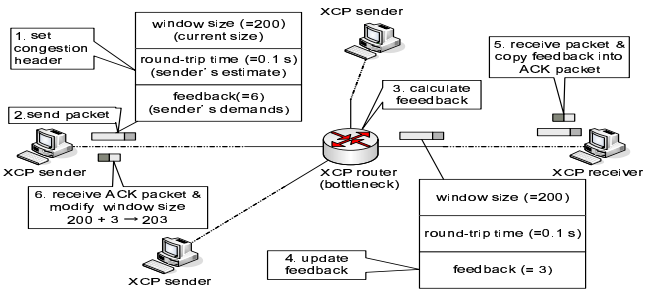


図 1: データパケットの輻輳ヘッダを用いた XCP の輻輳制御

## 2 XCP (eXplicit Control Protocol)

本章では、XCP の輻輳制御アルゴリズムを説明する。XCP の詳細については文献 [7] を参照されたい。

XCP は、パケットの輻輳ヘッダを用いて、XCP 送信側ホストおよび XCP ルータ間で情報を交換する。パケットの輻輳ヘッダを用いた XCP の輻輳制御の概要を図 1 に示す。

XCP はウィンドウ型のフロー制御の一種であるが、送信側ホストのウィンドウサイズの増減量をルータが計算し、明示的なフィードバックとして送信側ホストへ通知する。パケットの輻輳ヘッダには、送信側ホストのウィンドウサイズ、送信側ホストが計測したラウンドトリップ時間、ウィンドウ制御に使用するウィンドウサイズの増減量 (フィードバック値) が格納されている。

まず、送信側ホストは、パケット送信時に、送信するパケットの輻輳ヘッダに、ラウンドトリップ時間・現在のウィンドウサイズ・フィードバック値の初期値 (送信側ホストが期待するウィンドウサイズの増加量) を書き込む。これにより、送信側ホストの状態を XCP ルータに通知する。

次に、パケットが XCP ルータに到着すると、XCP ルータは、輻輳ヘッダに記録されている情報をもとに適切なフィードバック値を計算する。XCP ルータは、パケットの輻輳ヘッダに格納されているフィードバック値が、XCP ルータが計算したフィードバック値よりも大きければ、XCP ルータが計算したフィードバック値をパケットの輻輳ヘッダに書き込む。その後、パケットを下流のノードに転送する。

パケットが受信側ホストに到着すると、受信側ホストは ACK (ACKnowledgement) パケットを送信側ホストに返送する。この時、データパケットの輻輳ヘッダを ACK パケットの輻輳ヘッダに複製する。これにより、XCP ルータの輻輳情報を (受信側ホスト経由で) 送信側ホストに通知することが可能となる。

最後に、送信側ホストが ACK パケットを受信すると、ACK パケットの輻輳ヘッダに格納されているフィードバック値を現在のウィンドウサイズに加算する。

以下では、XCP ルータが、フィードバック値 (送信側ホストのウィンドウサイズの増減量) をどのように計算するかを説明する。

XCP ルータの制御機構は、XCP ルータの利用率を制御する「効率コントローラ」と XCP フロー間の公平性を制御する「公平コントローラ」によって構成されている。効率コントローラおよび公平コントローラは、ともに XCP フローの平均ラウン

ドトリップ時間ごとに起動される。まず、効率コントローラが、全 XCP フローに対するレートの増減量を計算する。その後、公平コントローラが、各 XCP フローに対するレートの増減量を計算する。XCP ルータは、公平コントローラによって計算されたレートの増減量と、受信したパケットの輻輳ヘッダに格納されている情報をもとにフィードバック値を計算する。以下では、それぞれの処理を具体的に説明する。

まず、効率コントローラは、XCP ルータへのパケット到着レートと現在キュー長から、集約フィードバック値 (全 XCP フローに対するレートの増減量) $\phi$ を以下のように計算する。

$$\phi = \alpha\, d\, S - \beta\, Q \tag{1}$$

ここで、$d$ は XCP ルータを通過する XCP フローの平均ラウンドトリップ時間、$S$ はリンクの空き帯域 (出力リンクの帯域から XCP ルータへのパケット到着レートを減じたもの)、$Q$ は平均ラウンドトリップ時間中の最小キュー長、$\alpha$ および $\beta$ は XCP ルータの制御パラメータである。

次に、公平コントローラは、効率コントローラが計算した集約フィードバック値 $\phi$ を各 XCP フローに分配する。公平コントローラは、AIMD 型の制御を行うことにより、XCP フロー間の公平性を実現する。つまり $\phi \geqq 0$ の時、$\phi$ を各 XCP フローに均等に分配する。一方、$\phi < 0$ の時、$\phi$ を各 XCP フローの転送レートの比に応じて分配する。具体的には、公平コントローラは、フィードバック値の計算に用いる $\xi_p$ および $\xi_n$ を以下のように計算する。

$$\xi_p \;=\; \frac{h + [\phi]^+}{d \sum_{k=1}^{N} \frac{rtt_k\, s_k}{w_k}} \tag{2}$$

$$\xi_n \;=\; \frac{h + [-\phi]^+}{dT} \tag{3}$$

ここで、$N$ は平均ラウンドトリップ時間 $d$ 中に XCP ルータに到着したパケット数、$T$ はそれらのパケットの総量である。$w_k$ および $rtt_k$ は $k$ 番目のパケットの輻輳ヘッダに格納されていたウィンドウサイズおよびラウンドトリップ時間、$s_k$ は $k$ 番目のパケットのパケット長であり、$[x]^+ \equiv \max(x, 0)$ である。

式 (3) の $h$ はシャッフルトラヒックと呼ばれ、

$$h \;=\; [\gamma\, T - |\phi|]^+ \tag{4}$$

によって決定される。ここで、$\gamma$ は XCP ルータの制御パラメータである。

最終的に、XCP ルータは、$k$ 番目のパケットに対するフィードバック値 $H_{feedback_k}$ を

$$H_{feedback_k} \;=\; \xi_p\, \frac{rtt_k^2\, s_k}{w_k} - \xi_n\, rtt_k\, s_k \tag{5}$$

のように計算する。

## 3 流体近似法によるモデル化

本稿では、伝搬遅延の異なる複数の XCP フローが、単一のボトルネックリンクを共有するネットワークを解析する (図 2)。伝搬遅延が異なる $M$ 種類の XCP フローを考え、それぞれの XCP フローの集合を「フロークラス」と呼ぶ。本解析では、XCP フローの転送レートおよび XCP ルータのキュー長の変動を、単位時間が $\Delta$ である離散時間モデルによってモデル化する。本解析で用いる記号の定義を表 1 に示す。

まず、XCP フローの転送レートの変動をモデル化する。本解析では以下の仮定を置く: (1) 伝搬遅延の等しい XCP フローは

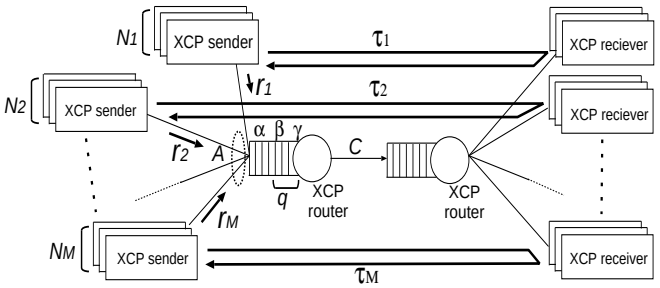


図 2: 解析モデル

表 1　記号の定義

| | |
|---|---|
| $M$ | フロークラス数 |
| $N_i$ | フロークラス $i$ に属する XCP フロー数 |
| $\Delta$ | 単位スロット時間 |
| $r_i$ | フロークラス $i$ に属する XCP フローの転送レート |
| $\tau_i$ | フロークラス $i$ に属する XCP フローの往復伝搬遅延 |
| $\tau$ | 全 XCP フローの平均ラウンドトリップ時間 |
| $s$ | パケット長 |
| $q$ | XCP ルータの現在キュー長 |
| $\phi$ | XCP ルータが計算する集約フィードバック値 |
| $h$ | XCP ルータが計算するシャッフルトラヒック |
| $A$ | XCP ルータへのパケット到着レート |
| $C$ | XCP ルータの出力リンクの帯域 |
| $\alpha, \beta, \gamma$ | XCP ルータの制御パラメータ |

すべて同期して動作する、(2) すべての XCP 送信側ホストは常に転送するデータを持つ、(3) すべてのパケットの大きさは等しい、(4) ウィンドウサイズは XCP ルータの計算するフィードバック値によってのみ変化する (多量のパケット廃棄によるタイムアウトは発生しない)、(5) XCP フローのラウンドトリップ時間はエンドホスト間の往復伝搬遅延に等しい。

XCP ルータは、ラウンドトリップ時間の等しい XCP フローに対して同じ制御を行なう (式 (5)) ため、(1) の仮定は妥当であると考えられる。また、XCP は主に広帯域ネットワークにおける大容量のデータ転送に用いられるため、(2)–(4) の仮定も妥当であると考えられる。さらに、XCP フローのラウンドトリップ時間は、エンドホスト間の往復伝搬遅延とルータにおけるキューイング遅延の和となるが、XCP ルータはキュー長が 0 となるように制御を行なうため、(5) の仮定も妥当であると考えられる。

フロークラス $i$ に属する XCP フローの転送レートおよび往復伝搬遅延をそれぞれ $r_i$ および $\tau_i$ とする。また、フロークラス $i$ に属する XCP フロー数を $N_i$ とする。この時、XCP ルータへのパケット到着レート $A$ および全 XCP フローの平均ラウンドトリップ時間 $\tau$ は、

$$A \;=\; \sum_{i=1}^{M} N_i\, r_i, \tag{6}$$

$$\tau \;=\; \frac{\sum_{i=1}^{M} N_i\, \tau_i}{\sum_{i=1}^{M} N_i} \tag{7}$$

によって与えられる。

式 (2) の右辺において $\sum_{k=1}^{N} rtt_k\, s_k / w_k \simeq d \sum_{i=1}^{M} N_i$ であること [14]、また $T \simeq A\,\tau$ であることから、公平コントローラが計算する $\xi_p$ および $\xi_n$ (式 (2) および (3)) は

$$\xi_p \;=\; \frac{h + [\phi]^+}{\tau^2 \sum_{i=1}^{M} N_i}, \tag{8}$$

$$\xi_n \;=\; \frac{h+[-\phi]^+}{\tau^2\,A} \tag{9}$$

によって与えられる。

上式において、効率コントローラが計算する集約フィードバック値 $\phi$ およびシャッフルトラヒック $h$ は、式 (1) および (4) より、それぞれ次式で与えられる。

$$h \;=\; [\gamma\,\tau\,A - |\phi|]^+, \tag{10}$$

$$\phi \;=\; \alpha\,\tau\,(C-A) - \beta\,q \tag{11}$$

ここで、$q$ は XCP ルータのキュー長、$C$ は XCP ルータの出力リンクの帯域である。

式 (5)–(9) より、フロークラス $i$ に属する XCP フローに通知されるフィードバック値 $H_{feedback_i}$ は

$$H_{feedback_i} \;=\; \frac{h+[\phi]^+}{\tau^2\sum_{j=1}^{M}N_j}\,\frac{\tau_i\,s}{r_i} - \frac{h+[-\phi]^+}{\tau^2\,A}\,\tau_i\,s \tag{12}$$

で与えられる。従って、ACK パケット受信時の、フロークラス $i$ に属する XCP フローの転送レートの変化量は次式で与えられる。

$$\frac{H_{feedback_i}}{\tau_i} \;=\; \frac{h+[\phi]^+}{\tau^2\sum_{j=1}^{M}N_j}\,\frac{s}{r_i} - \frac{h+[-\phi]^+}{\tau^2\,A}\,s \tag{13}$$

$k$ 番目のスロットにおける、フロークラス $i$ に属する XCP フローの転送レートを $r_i(k)$、XCP ルータのキュー長を $q(k)$ などと表記する。一般性を失うことなく、送信側ホストから XCP ルータ間の伝搬遅延を 0、XCP ルータから (受信側ホストを経由して) 送信側ホストまでの伝搬遅延を $\tau_i$ と仮定する。

$k$ 番目のスロットに到着した ACK パケットの輻輳ヘッダに格納されている情報は $k-\tau_i/\Delta$ スロットだけ前の情報である。また、単位時間 $\Delta$ 中に送信側ホストが受信する ACK パケット数は $r_i(k-\tau_i/\Delta)\,\Delta/s$ と近似できる。従って、式 (13) より、フロークラス $i$ に属する XCP フローの $k+1$ 番目のスロットにおける転送レートは

$$\begin{aligned} r_i(k+1) \simeq r_i(k) &+ \Delta\,\frac{h(k-\frac{\tau_i}{\Delta})+[\phi(k-\frac{\tau_i}{\Delta})]^+}{\tau^2\sum_{j=1}^{M}N_j} \\ &-\Delta\,\frac{r_i(k-\frac{\tau_i}{\Delta})\left(h(k-\frac{\tau_i}{\Delta})+[-\phi(k-\frac{\tau_i}{\Delta})]^+\right)}{\tau^2\,A(k-\frac{\tau_i}{\Delta})} \end{aligned} \tag{14}$$

によって与えられる。

次に、XCP ルータのキュー長の変動をモデル化する。$k$ 番目のスロットにおける XCP ルータのキュー長を $q(k)$ とすると、$k+1$ 番目のスロットにおける XCP ルータのキュー長 $q(k+1)$ は近似的に次式で与えられる。

$$q(k+1) \;\simeq\; \begin{cases} q(k)+\Delta\,(A(k)-C) & \text{if } q(k)>0 \\ q(k)+\Delta\,[A(k)-C]^+ & \text{otherwise} \end{cases} \tag{15}$$

## 4 安定性解析

本稿では、3 章で作成した XCP の流体近似モデルに対して文献 [15] と同様の解析手法を用いることにより、平衡点の近傍における XCP の安定性 (局所漸近安定性) を解析する。以下では、XCP フローの転送レート $r_i(k)$ や XCP ルータのキュー長 $q(k)$ の平衡点の値を $r_i^*$ および $q^*$ のように表記する。

まず、式 (14) および (15) によって与えられる流体近似モデルを平衡点の近傍で線形化する。集約フィードバック値 $\phi(k)$ およびキュー長 $q(k)$ は、平衡点 ($\phi^*=0$ および $q^*=0$) における傾きが不連続であるため、

$$\left.\frac{d[f(x)]^+}{dx}\right|_{x=0} \;\simeq\; \frac{1}{2}\left.\frac{df(x)}{dx}\right|_{x=0} \tag{16}$$

によって近似する。これにより、式 (14) および (15) は

$$\begin{aligned} r_i(k+1) \;\simeq\; r_i(k) &+ \Delta\,\frac{h(k-\frac{\tau_i}{\Delta})+\frac{\phi(k-\frac{\tau_i}{\Delta})}{2}}{\tau^2\sum_{j=1}^{M}N_j} \\ &- \Delta\,\frac{r_i(k-\frac{\tau_i}{\Delta})\left(h(k-\frac{\tau_i}{\Delta})-\frac{\phi(k-\frac{\tau_i}{\Delta})}{2}\right)}{\tau^2\,A(k-\frac{\tau_i}{\Delta})} \end{aligned} \tag{17}$$

$$q(k+1) \;\simeq\; q(k)+\frac{\Delta\;(A(k)-C)}{2} \tag{18}$$

と近似できる。これらの式から、$k+1$ 番目のスロットの状態変数は、$k$ 番目のスロットから $k-\nu$ ( $\nu \equiv \max_{1\leqq i\leqq M}(\tau_i)/\Delta$) 番目のスロットまでの状態変数によって決まることが分かる。さらに、式 (17) を平衡点の近傍で線形化すると、

$$\begin{aligned} r_i(k+1) \;\simeq\; &\sum_{m=1}^{M}\sum_{n=0}^{\nu}\frac{\partial r_i(k+1)}{\partial r_m(k-n)}\,\{r_m(k-n)-r_m^*\} \\ &+\sum_{n=0}^{\nu}\frac{\partial r_i(k+1)}{\partial q(k-n)}\,\{q(k-n)-q^*\} \end{aligned} \tag{19}$$

が得られる。

ここで、$k$ 番目のスロットから $k-\nu$ 番目スロットまでの、状態変数とそれぞれの平衡点との差を要素として持つ以下のような状態ベクトル $\mathbf{x}(k)$ を導入する。

$$\mathbf{x}(k) \;=\; \begin{pmatrix} r_1(k) & - & r_1^* \\ & \vdots & \\ r_1(k-\nu) & - & r_1^* \\ & \vdots & \\ r_M(k) & - & r_M^* \\ & \vdots & \\ r_M(k-\nu) & - & r_M^* \\ q(k) & - & q^* \\ & \vdots & \\ q(k-\nu) & - & q^* \end{pmatrix} \tag{20}$$

この時、$\mathbf{x}(k)$ および $\mathbf{x}(k+1)$ は、状態遷移行列 $\mathbf{M}$ を用いて、

$$\mathbf{x}(k+1) \;=\; \mathbf{M}\,\mathbf{x}(k) \tag{21}$$

のように記述できる。状態遷移行列 $\mathbf{M}$ の固有値を $\lambda_i (1\leqq i\leqq (M+1)\,(\nu+1))$ とすれば、状態遷移行列の最大固有値 $\lambda_{max}$ の絶対値により、平衡点の近傍における安定性が決まる。具体的には $|\lambda_{max}|<1$ であるとき離散時間システムは安定となる。

## 5 数値例およびシミュレーション

本章では、いくつかの数値例およびシミュレーション結果を示すことにより、ネットワークのシステムパラメータや XCP の制御パラメータが XCP の安定性に与える影響を調べる。紙面の制約のため、以下ではフロークラス数 $M=2$ の場合の結果のみを示す。特に断りのない限り表 2 に示すパラメータ設定を用いる。また、単位スロット時間として $\Delta=\min(\tau_1,\tau_2)$ を用いる。

表 2　数値例で用いるパラメータ設定

| | | |
|---|---|---|
| 出力リンクの利用可能帯域 | $C$ | 400 [Mbit/s] |
| フロークラス 1 の往復伝搬遅延 | $\tau_1$ | 10 [ms] |
| フロークラス 2 の往復伝搬遅延 | $\tau_2$ | 10 [ms] |
| フロークラス 1 に属する XCP フローのフロー数 | $N_1$ | 10 |
| フロークラス 2 に属する XCP フローのフロー数 | $N_2$ | 10 |
| XCP ルータの制御パラメータ | $\gamma$ | 0.1 |

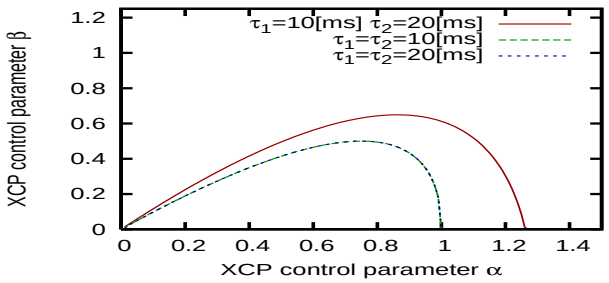


図 3: フロークラス 1、2 の往復伝搬遅延 $\tau_1$、$\tau_2$ を変化させた時の制御パラメータ $(\alpha, \beta)$ の安定領域 $((N_1, N_2) = (10, 10), C = 400$ [Mbit/s], $\gamma = 0.1, \Delta = \tau_1)$

4 章で行なった安定性解析のさまざまな数値例を調査した結果、XCP の制御パラメータ $\gamma$ は安定性にほとんど影響を与えないことが分かった。そこで本稿では、制御パラメータ $\alpha$、$\beta$ のみに着目する (ただし、制御パラメータ $\gamma$ は、定常状態における出力リンクの利用率および XCP フロー間の公平性に影響を与えることが知られている [14])。また、XCP ルータの出力リンクの帯域 $C$ は、XCP の安定性に影響を与えないことも分かった。紙面の都合により導出過程は省略するが、このことは式 (19) を展開すると $C$ の項が消去されることからも確認できる。

まず、XCP フローの伝搬遅延が XCP の安定性に与える影響を調べる。図 3 に、フロークラス 1、2 の往復伝搬遅延 $(\tau_1, \tau_2)$ を (10 [ms], 10 [ms]), (20 [ms], 20 [ms]), (10 [ms], 20 [ms]) と変化させた時の制御パラメータ $(\alpha, \beta)$ の安定領域を示す。安定領域とは、図中に示す境界線と、縦軸、横軸で囲まれた内側の領域であり、$(\alpha, \beta)$ が安定領域内に存在すれば XCP の動作は安定となる。

図 3 より、フロークラス 1、2 の往復伝搬遅延 $\tau_1$、$\tau_2$ が異なる場合の安定領域は、フロークラス 1、2 の往復伝搬遅延 $\tau_1$、$\tau_2$ が等しい場合の安定領域よりも大きいことが分かる。これは、伝搬遅延の異なる XCP フローが存在する状況では、各 XCP フローの転送レートの変動が互いに打ち消しあい、XCP ルータの制御が安定しやすくなるためと考えられる。また、フロークラス 1、2 の往復伝搬遅延 $\tau_1$、$\tau_2$ が等しい場合は、往復伝搬遅延の値に関係無く安定領域が同じであることも分かる。

以上の結果から、各 XCP フローの伝搬遅延が異なる場合、すべての XCP フローの伝搬遅延が等しい場合よりも、XCP の制御がより安定することが分かる。

次に、XCP フローの伝搬遅延のばらつきの大きさが XCP の安定性に与える影響を調べる。図 4 に、フロークラス 1、2 の往復伝搬遅延 $\tau_1$、 $\tau_2$ を (10 [ms], 20 [ms]) と固定し、フロークラス 1、2 の XCP フロー数 $(N_1, N_2)$ を (5, 15), (10, 10), (15, 5) と変化させた時の制御パラメータ $(\alpha, \beta)$ の安定領域を示す。

図 4 より、フロークラス 1 の XCP フロー数 $N_1$ がフロークラス 2 の XCP フロー数 $N_2$ に比べて大きい場合に、安定領域が最も小さくなっていることが分かる。これは以下のように説明することができる。2 章で説明したように、効率コントローラおよび公平コントローラは、ともに XCP フローの平均ラウンドトリップ時間ごとに起動される。伝搬遅延の小さな XCP フローが多い状況では、XCP ルータが計算する平均ラウンドトリップ時間は小さくなる。このため、XCP ルータは、効率コントローラおよび公平コントローラを頻繁に起動することになる。その結果、伝搬遅延の大きい XCP フローに対する制御が過制御となり、XCP の制御が不安定になると考えられる。

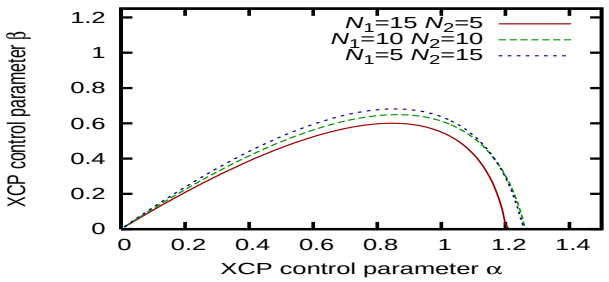


図 4: フロークラス 1、2 のフロー数 $N_1$、$N_2$ を変化させた時の制御パラメータ $(\alpha, \beta)$ の安定領域 $((\tau_1, \tau_2) = (10$ [ms], 20 [ms]), $C = 400$ [Mbit/s], $\gamma = 0.1, \Delta = 10$ [ms])

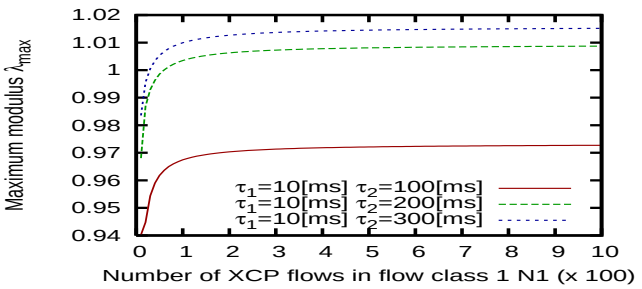


図 5: フロークラス 1 の XCP フロー数 $N_1$ およびフロー クラス 2 の往復伝搬遅延 $\tau_2$ を変化させた時の最大固有値の絶対値 $|\lambda_{max}|$ $((\tau_1, \tau_2)$ = (10 [ms], 100 [ms]), (10 [ms], 200[ms], (10 [ms], 300 [ms]), $(N_1, N_2) = (1 - 1000\ ,\ 1)$ , $C = 400$ [Mbit/s], $(\alpha, \beta) = (0.4, 0.226)$, $\gamma = 0.1$, $\Delta = 10$ [ms])

以上の結果から、各 XCP フローの伝搬遅延のばらつきが非常に大きい場合、逆に XCP の制御はより不安定となってしまうことが分かる。

ここで、XCP フローの伝搬遅延にどの程度のばらつきがあれば、XCP の制御が不安定になるのかを調査する。図 5 に、フロークラス 1 の往復伝搬遅延 $\tau_1$ を 10 [ms]、フロークラス 2 の XCP フロー数 $N_1$ を 1 と固定し、フロークラス 2 の往復伝搬遅延 $\tau_2$ を 100、200、 300 [ms] と変化させた時の状態遷移行列 $\mathbf{M}$ の最大固有値 $\lambda_{max}$ の絶対値を示す。ここでは、制御パラメータの推奨値である $(\alpha, \beta) = (0.4, 0.226)$ を用いている [7]。

図 5 より、フロークラス 2 の往復伝搬遅延 $\tau_2$ が 200 [ms] の時、フロークラス 1 の XCP フロー数 $N_1$ が 100 程度で最大固有値が 1.0 を越えている (つまり、XCP の動作が不安定になっている) ことが分かる。

最後に、シミュレーションにより、XCP フローの伝搬遅延のばらつきが大きい状況において、XCP の制御がどのように不安定になるかを調査する。シミュレーションには ns-2 [16] バージョン 2.28 を使用した。シミュレーションでは解析と同じトポロジを用い、パケット長を 1,000 [byte] と固定し、送信側ホストのウィンドウサイズの初期値を 1 [packet] とした。

図 6–図 8 に、XCP フローのウィンドウサイズの変動 (図 6、

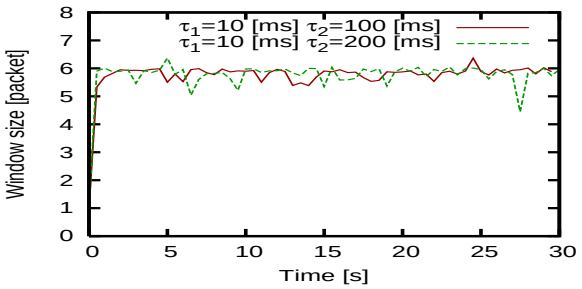


図 6: フロークラス 1 に属する XCP フローのウィンドウサイズの時間的変動 $((\tau_1, \tau_2) = (10\ [\mathrm{ms}], 100\ [\mathrm{ms}]), (10\ [\mathrm{ms}], 200\ [\mathrm{ms}]), (N_1, N_2) = (99, 1), (\alpha, \beta) = (0.4, 0.226), C = 400\ [\mathrm{Mbit/s}], \gamma = 0.1)$

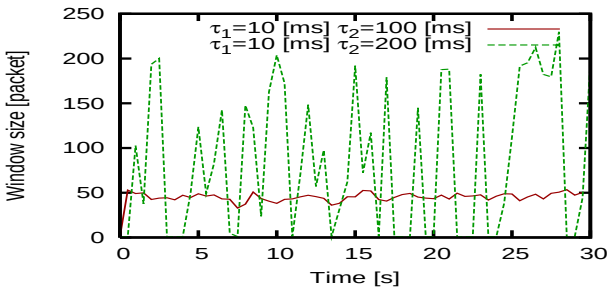


図 7: フロークラス 2 に属する XCP フローのウィンドウサイズの時間的変動 $((\tau_1, \tau_2) = (10\ [\mathrm{ms}], 100\ [\mathrm{ms}]), (10\ [\mathrm{ms}], 200\ [\mathrm{ms}]), (N_1, N_2) = (99, 1), (\alpha, \beta) = (0.4, 0.226), C = 400\ [\mathrm{Mbit/s}], \gamma = 0.1)$

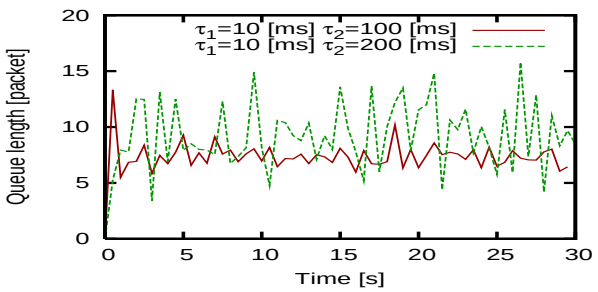


図 8: XCP ルータの現在キュー長の時間的変動 $((\tau_1, \tau_2) = (10\ [\mathrm{ms}], 100\ [\mathrm{ms}]), (10\ [\mathrm{ms}], 200\ [\mathrm{ms}]), (N_1, N_2 = (99, 1), (\alpha, \beta) = (0.4, 0.226), C = 400\ [\mathrm{Mbit/s}], \gamma = 0.1)$

図 7) および XCP ルータのキュー長の変動 (図 8) をそれぞれ示す。ここでは、フロークラス 1、2 の XCP フロー数 $(N_1, N_2)$ を (99, 1)、フロークラス 1、2 の往復伝搬遅延 $(\tau_1, \tau_2)$ を (10 [ms], 100 [ms]) または (10 [ms], 200 [ms]) としている。

図 7 および図 8 より、フロークラス 2 の往復伝搬遅延 $\tau_2$ が 200 [ms] の時、フロークラス 2 に属する XCP フローのウィンドウサイズおよび XCP ルータのキュー長が大きく振動していることが分かる。つまり、XCP フローの伝搬遅延のばらつきが大きい状況において、伝搬遅延の大きい XCP フローの転送レートおよび XCP ルータのキュー長が不安定になっている。

## 6 まとめと今後の課題

本稿では、伝搬遅延の異なる複数の XCP フローが混在するネットワークを流体近似法によってモデル化し、XCP の安定性を解析した。いくつかの数値例およびシミュレーションにより、ネットワークのシステムパラメータや XCP の制御パラメータが XCP の安定性に与える影響を調査した。その結果、(1) 各 XCP フローの伝搬遅延が異なる場合、すべての XCP フローの伝搬遅延が等しい場合よりも、XCP の制御がより安定すること、(2) ただし、各 XCP フローの伝搬遅延のばらつきが非常に大きい場合、逆に XCP の制御は不安定となること、(3) XCP ルータの出力リンクの帯域は XCP の安定性に影響を与えないこと、などを明らかにした。

今後の課題として、本稿で構築した XCP の流体近似モデルを用いて XCP の過渡特性を解析することが挙げられる。さらに、安定性解析および過渡特性解析の結果を利用した、XCP の性能を最大化する制御パラメータ設定方法の検討などが挙げられる。

## 謝　　辞

本研究を実施するにあたり、有意義な議論をしていただいた大阪大学大学院情報科学研究科の村田正幸氏、伊藤建志氏に感謝いたします。

## 文　　献

[1] "Optiputer." http://www.optiputer.net/.

[2] J. Postel, "Transmission control protocol," *Request for Comments (RFC) 793*, Sept. 1981.

[3] J. Padhye and S. Floyd, "On inferring TCP behavior," *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 31, pp. 287–298, Aug. 2001.

[4] S. Floyd, "Highspeed TCP for large congestion windows," *Request for Comments (RFC) 3649*, Dec. 2003.

[5] H. Bullot, R. L. Cottrell, and R. Hughes-Jones, "Evaluation of advanced TCP stacks on fast long-distance production networks," Nov. 2003. Also available as http://www.slac.stanford.edu/grp/scs/net/talk03/tcp-slac-nov03.pdf.

[6] R. Wang, G. Pau, K. Yamada, M.Y.Sanadidi, and M. Geria, "TCP startup performance in large bandwidth delay networks," in *Proceedings of IEEE INFOCOM 2004*, vol. 2, pp. 796–805, Mar. 2004.

[7] D. Katabi, M. Handley, and C. Rohrs, "Congestion control for high bandwidth-delay product networks," in *Proceedings of ACM SIGCOMM 2002*, vol. 32, pp. 89–102, Aug. 2002.

[8] K. Ramakrishnan, S. Floyd, and D. B. Rosen, "The addition of explicit congestion notification (ECN) to IP," *Request for Comments (RFC) 3168*, Sept. 2001.

[9] M. Welzl, "Scalable router aided congestion avoidance for bulk data transfer in high speed networks," in *Proceedings of Third International Workshop on Protocols for Fast Long-Distance Networks(PFLDnet2005)*, pp. 1–6, Feb. 2005.

[10] Y. Xia, L. Subramanian, I. Stoica, and S. Kalyanaraman, "One more bit is enough," in *Proceedings of ACM SIGCOMM 2005*, pp. 1–6, Aug. 2005.

[11] A. Falk and D. Katabi, "Specificaton for the explicit control protocol(XCP)," *IETF Internet Draft: draft-falk-xcp-spec-01.txt*, Oct. 2005.

[12] D. Katabi, "XCP's performance in the presence of malicious flows," in *Proceedings of PFLDnet 2004*, Feb. 2004.

[13] Y. Zhang and M. Ahmed, "A control theoretic analysis of XCP," in *Proceedings of IEEE INFOCOM 2005*, vol. 4, pp. 2831–2835, Mar. 2005.

[14] S. H. Low, L. L. H. Andrew, and B. P. Wydrowski, "Understanding XCP : Equilibrium and fairness," in *Proceedings of IEEE INFOCOM 2005*, vol. 2, pp. 1025–1036, Mar. 2005.

[15] H. Hisamatsu, H. Ohsaki, and M. Murata, "Fluid-based analysis of network with DCCP connections and RED routers," in *Proceedings of IEEE SAINT 2006*, pp. 156–163, Jan. 2006.

[16] "The network simulator – ns2." available at http://www.isi.edu/nsnam/ns/.