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.

トランスポート層通信プロトコル XCP のロバスト性向上手法の提案

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　広域・広帯域ネットワークにおける効率的なトランスポート層通信プロトコルとして、XCP (eXplicit Control Protocol) が提案されている。XCP は、ルータからの明示的なフィードバックを利用して輻輳制御を行なうトランスポート層通信プロトコルである。これまでに、さまざまな XCP の性能評価が行なわれてきた。しかし、トラヒック変動に対する XCP のロバスト性に着目した研究はこれまで行なわれていない。本稿では、まず、シミュレーション実験により、(1) XCP トラヒックの変動が発生するとボトルネックリンクの利用率が低下してしまう、(2) TCP 以外の非 XCP トラヒックと XCP トラヒックが混在する環境では XCP の制御が安定しなくなる、といった問題が存在することを示す。さらに、トラヒック変動に対する XCP のロバスト性を向上させる XCP-BCM (XCP with Buffer Control Mechanism) を提案する。シミュレーション実験により、XCP-BCM がトラヒック変動に対して高いロバスト性を持つことを示す。
キーワード　XCP (eXplicit Control Protocol)、輻輳制御、トランスポート層プロトコル、ロバスト性

Proposal of a Technique for Improving Robustness of Data Transfer Protocol XCP

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　An XCP (eXplicit Control Protocol) has been proposed as an efficient transport protocol for a wide-area and high-speed network. XCP is a transport-layer protocol that performs congestion control using explicit feedback from routers. Several performance evaluations of XCP have been performed. Robustness of XCP for dynamic traffic, however, has not been well investigated. In this paper, through simulation experiments, we first show that XCP has several flaws against dynamic traffic: (1) When the number of active XCP flows is changing, XCP can not fully utilize the bottleneck link, and (2) when the background traffic (e.g., TCP or UDP) is dynamic, XCP fails to stabilize its control. We then propose XCP-BCM (XCP with Buffer Control Mechanism) that improves robustness of XCP for dynamic traffic. Through simulation experiment, we show that XCP-BCM achieves high performance even with dynamic traffic.
Key words　XCP (eXplicit Control Protocol), Congestion Control, Transport Protocol, Robustness

1　はじめに

広域・広帯域ネットワークにおける効率的なトランスポート層通信プロトコルとして、XCP (eXplicit Control Protocol) [1] が提案されている。XCP は、ルータからの明示的なフィードバックを利用して輻輳制御を行なうトランスポート層通信プロトコルである。ルータが輻輳の状態を送信側ホストに対してフィードバックする手法としては、ECN(Explicit Congestion Notification) [2] が存在する。XCP は、ECN の拡張であり、ルータから送信側ホストに対して、複数のビットを用いて輻輳の状態をフィードバックすることにより輻輳制御を行なう。XCP は、TCP Reno と同様にウィンドウ型のフロー制御を行なう。XCP は、ルータと送信側ホストの間で情報交換を行なうことにより、ウィンドウサイズを適切に調整する。情報交換には、パケットのヘッダに追加された情報交換用のヘッダ (輻輳ヘッダ) を用いる。輻輳ヘッダを用いた送信側ホストおよびルータ間での輻輳制御の概

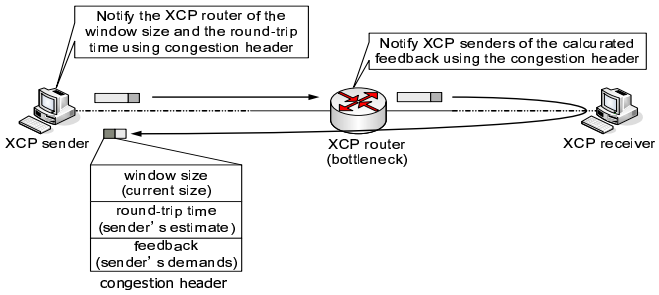

図 1: パケットの輻輳ヘッダを用いた XCP の輻輳制御

要を図 1 に示す。送信側ホストは、現在のウィンドウサイズおよび計測したラウンドトリップ時間を輻輳ヘッダを用いてルータに通知する。ルータは、送信側ホストから通知された情報および現在のルータの使用状況からウィンドウサイズの増減値を計算し、輻輳ヘッダを用いて送信側ホストに通知する。ルータから送信側ホストへの通知は、受信側ホストが返送する ACK パケットを経由して行なわれる。

これまでに、シミュレーションによる XCP の性能評価が行なわれている [1,3–6] 。文献 [1] は、広域・広帯域ネットワーク環境下で、XCP が TCP Reno よりも効率的に動作することを示している。一方、文献 [4–6] では、さまざまな XCP の問題点が指摘されている。文献 [4] は、ビットエラー率の高い環境下で XCP の性能が劣化することを指摘している。文献 [5] は、ACK パケットが大量に棄却されるような環境下で XCP の性能が劣化するという問題を指摘している。文献 [6] は、無線通信のような共有アクセスメディアの環境下で、XCP の性能が劣化するという問題を指摘している。文献 [4–6] では、これらの問題に対する解決法も提案されている。

しかし、トラヒック変動に対する XCP のロバスト性に着目した研究はこれまで行なわれていない。2 章で議論するように、XCP には、(1)XCP トラヒックの変動が発生するとボトルネックリンクの利用率が低下してしまう 、(2)TCP 以外の非 XCP トラヒックと XCP トラヒックが混在する環境では XCP の制御が安定しなくなる、といった問題が存在する。XCP をさまざまなネットワーク環境下で効率的に動作させるためには、このようなトラヒック変動に対する XCP の問題を解決することが必要である。なお、(2) の問題に対する解決法も提案されている [1] が、リンクの帯域を XCP トラヒックと非 XCP トラヒックのそれぞれに与えた静的な重み付けに基づいて分配するという単純方式である。この方法では、XCP と 非 XCP トラヒックのそれぞれが、重み付けに基づいて分配された帯域までしか使用できないという問題がある。

そこで本稿では、トラヒック変動に対する XCP のロバスト性を向上させる XCP-BCM (XCP with Buffer Control Mechanism) を提案する。XCP-BCM は、XCP トラヒックの変動によるボトルネックリンクの利用率の低下を防ぐとともに、非 XCP トラヒックの変動による XCP の制御の不安定を防ぐことを可能とする。本稿では、提案する XCP-BCM の有効性をシミュレーションによって評価する。XCP-BCM の定常特性・安定性・過渡特性を調査することによって、XCP-BCM がトラヒック変動に対して高いロバスト性を持つことを示す。

本稿の構成は以下の通りである。まず、2 章において XCP のアルゴリズムを簡単に説明する。3 章では、XCP-BCM の基本的なアイデアおよび動作アルゴリズムを説明する。4 章では、XCP-BCM をシミュレーションによって評価する。最後に、5 章において本稿のまとめと今後の課題を述べる。

2 XCP (eXplicit Control Protocol)

2.1 概　　要

ここでは、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 [1] を参照されたい。

- XCP 送信ホストのアルゴリズム

まず、XCP 送信ホストのアルゴリズムを説明する。データパケット送信時に、XCP 送信ホストは、送信するデータパケットの輻輳ヘッダに、現在のウィンドウサイズ・計測したラウンドトリップ時間・フィードバック値の初期値 (XCP 送信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。また、ACK パケット受信時に、XCP 送信ホストは、ウィンドウサイズの更新およびラウンドトリップ時間の再計算を行なう。ウィンドウサイズの更新は、XCP ルータから通知されたウィンドウサイズの増減値を用いて行なう。次のウィンドウサイズは、現在のウィンドウサイズとウィンドウサイズの増減値の和で計算される。ラウンドトリップ時間の再計算は、TCP Reno と同様のアルゴリズムによって計算される。TCP Reno のラウンドトリップ時間の再計算と異なる点として、XCP は、輻輳制御にラウンドトリップ時間を用いているため、TCP Reno よりもラウンドトリップ時間を 細かい粒度で計算していることが挙げられる。

- XCP ルータのアルゴリズム

次に、XCP ルータのアルゴリズムについて説明する。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 制御間隔 (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) ϕ を以下のように計算する。

$$\phi = \alpha\, d\,(C - A) - \beta\, Q \qquad (1)$$

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、C はリンクの物理帯域、A は XCP ルータへの到着レート、Q は平均ラウンドトリップ時間中の最小バッファ長、α および β は XCP ルータの制御パラメータである。効率

コントローラは、式 (1) を用いることで、(1) リンクの帯域を 100% 利用するように、(2) バッファ内のパケット数がゼロとなるように、制御する。

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 ϕ を各 XCP フローに AIMD に基づいて分配する。つまり $\phi \geq 0$ の時、ϕ を各 XCP フローに均等に分配する。一方、$\phi < 0$ の時、ϕ を各 XCP フローの転送レートの比に応じて分配する。公平コントローラは、各 XCP フロー間のスループットが等しい時に集約フィードバック $\phi = 0$ となるように、次式で表されるシャッフルトラヒック h を導入する。

$$h = [\gamma T - |\phi|]^+ \qquad (2)$$

2.2 トラヒック変動に対する XCP の問題点

以下では、トラヒック変動に対する XCP の問題を議論する。ここでは、XCP トラヒックの変動と 非 XCP トラヒック (TCP や UDP など、XCP 以外のトラヒック) の変動の両方を考える。XCP には、(1)XCP トラヒックの変動が発生するとボトルネックリンクの利用率が低下してしまう 、(2)TCP 以外の非 XCP トラヒックと XCP トラヒックが混在する環境では XCP の制御が不安定となる、という問題があることを示す。

まず、XCP トラヒックの変動を考える。文献 [1] と同じシミュレーションモデルを用いた時の、ボトルネックリンクの利用率の時間的変動を図 2 に示す。ここでは、ネットワーク中のアクティブな XCP フロー数を変化させることによって、XCP トラヒックに変動を発生させている。シミュレーション開始から 0 秒後と 4 秒後に それぞれ 10 本と 100 本の XCP フローの転送を開始させ、シミュレーション開始から 8 秒後と 10 秒後にそれぞれ 100 本と 10 本の XCP フローの転送を停止させている。図 2 より、XCP フローが転送を停止させた時に、ボトルネックリンクの利用率が大幅に低下していることが分かる。これは、XCP がルータのキュー長をゼロとするように制御しているためである。ルータのバッファが空であるため、XCP トラヒックの量が減少すると、ボトルネックリンクの利用率が低下してしまう。

次に、非 XCP トラヒックの変動を考える。以下では、シミュレーションにより、非 XCP トラヒックの量が変動した時に、XCP ルータの制御が不安定になることを示す。ここでは、4 章と同じネットワークトポロジを用いてシミュレーションを行なう。 XCP トラヒックとして、10、 20、 30[Mbit/s] の UDP トラヒックを発生させた時の XCP ルータのバッファ内パケット数 (キュー長) の時間的変動を図 3 に示す。図 3 より、非 XCP トラヒックが増加すると、XCP ルータのキュー長が大きくなっていることが分かる。これは、XCP ルータが、リンクの利用可能帯域を既知として制御していることが原因である。そのため、非 XCP トラヒックが増加すると、XCP ルータが過負荷になり、バッファに大量のパケットが滞留してしまう。

3 XCP-BCM (Buffer with Control Mechanism)

本章では、トラヒック変動に対する XCP のロバスト性を向上させる基本的なアイデアおよび動作アルゴリズムを説明する。

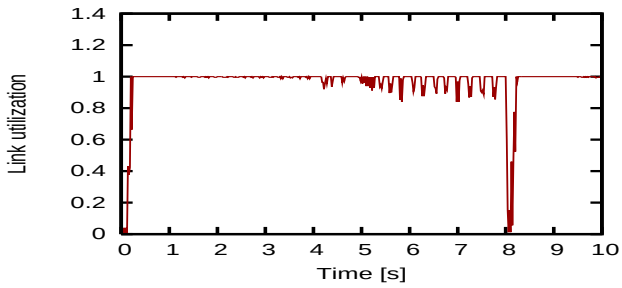

図 2: アクティブな XCP フロー数が変動した時のボトルネックリンクの利用率

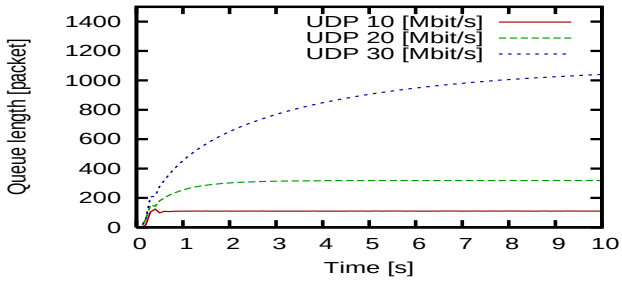

図 3: UDP トラヒックを発生させた時の XCP ルータのキュー長

3.1 基本的なアイデア

まず、XCP トラヒックの変動に対する XCP のロバスト性を向上させるためのアイデアを説明する。XCP トラヒックの変動に対するロバスト性を向上させるためには、ルータのバッファを有効に活用する、つまり、XCP トラヒックの変動をルータがバッファで吸収すればよい。具体的には、常にある程度の数のパケットが XCP ルータのバッファに格納されている状態にする。これにより、XCP トラヒックの変動が発生しても、バッファに格納されているパケットの分だけリンク利用率の低下を防ぐことが可能になると考えられる。

次に、非 XCP トラヒックの変動に対する XCP のロバスト性を向上させるためのアイデアを説明する。非 XCP トラヒックの変動に対するロバスト性を向上させるためには、XCP トラヒックが利用できる帯域を XCP ルータが正確に推定すればよい。このために、非 XCP トラヒックの到着レートを XCP ルータが計測する。XCP ルータは、リンクの物理帯域から非 XCP トラヒックの到着レートを減じることで XCP トラヒックの利用可能帯域を推定する。XCP ルータは、推定した XCP トラヒックの利用可能帯域を各 XCP フローに分配する。これにより、XCP ルータは正確な割当帯域の計算が可能となり、非 XCP トラヒックの変動によらず安定した制御が可能になると考えられる。

なお、これらの手法は、XCP ルータの制御アルゴリズムを変更するだけで実現可能である。つまり、XCP 送信ホストやパケットのフォーマット等を変更する必要がないため、現実のネットワークへの導入は容易であると考えられる。

3.2 XCP-BCM のアルゴリズム

以下では、XCP-BCM のアルゴリズムを説明する。XCP-BCM

では、集約フィードバック値 ϕ の計算方法 (式 (1)) のみ XCP と異なっている。XCP-BCM は、次式によって集約フィードバック値 ϕ を計算する。

$$\phi = \alpha\, d\, \{(C - A_N) - A\} - \beta\, (q - Q_T) \qquad (3)$$

ここで、A_N は非 XCP トラヒックの到着レート、Q_T はキュー長の目標値である。

Q_T は、XCP トラヒックの変動に対するロバスト性を向上させるために導入された制御パラメータである。Q_T を導入することにより、常に Q_T 個のパケットが XCP ルータのバッファに格納されている状態となる。これにより、XCP トラヒックの変動が発生しても、リンク利用率の低下を防ぐことができる。

A_T は、非 XCP トラヒックの変動に対するロバスト性を向上させるために導入された内部変数である。XCP ルータは A_T を次式によって計算する。

$$A_N = \frac{T}{d} \qquad (4)$$

ここで、T は XCP ルータの制御間隔 d 中に XCP ルータに到着した非 XCP トラヒックの総量である。

以下では、XCP-BCM の特性を議論する。具体的には、集約フィードバック ϕ の計算方法を式 (1) から式 (3) のように変更することにより、定常特性・安定性・過渡特性がどのように変化するかを議論する。

まず、XCP および XCP-BCM における、XCP フローのラウンドトリップ時間を比較する。XCP-BCM のラウンドトリップ時間は、XCP のラウンドトリップ時間よりも、大きいと考えられる。XCP-BCM はキュー長が Q_T となるように制御するが、XCP-BCM では、ルータにおいて Q_T/C だけの遅延が発生することとなる。

XCP および XCP-BCM の安定性および過渡特性は、文献 [7] の解析手法を用いて調査する。紙面の都合上、導出過程および結果は省略するが、文献 [7] の解析手法を用いて XCP-BCM の安定性および過渡特性を調査したところ、平衡点の近傍における 安定性および過渡特性は XCP と同一であることが分かった。つまり、トラヒック変動に対するロバスト性を向上させるために、集約フィードバック値の計算方法を式 (1) から式 (3) に変更しても、平衡点の近傍における安定性および過渡特性は変化しないことが分かる。

4 シミュレーション

シミュレーションに用いたネットワークのトポロジを図 4 に示す。複数の XCP フローと UDP フローが単一のボトルネックリンクを共有している (図 4)。以下のシミュレーションでは、特に断りが無い限り、表 1 に示すパラメータ設定を用いる。なお、シミュレーションには、ns-2 [8] バージョン 2.28 を一部修正して使用した。

まず、XCP および XCP-BCM における、ボトルネックリンクの利用率を調査する。シミュレーションでは、アクティブな XCP フロー数を図 5 のように変化させて、XCP トラヒックに変動を発生させた。シミュレーション開始から 1 秒ごとに 10 本の XCP フローの転送を開始し、シミュレーション開始 5 秒後から 1 秒ごとに 10 本の XCP フローの転送を停止させた。キュー長の目標値 Q_T を変化させた時の、ボトルネックリンクの利用率を図 6 に示す。なお、XCP におけるリンク利用率は、$Q_T = 0$ [packet] に相当する。図 6 より、キュー長の目標値 Q_T を増加させるにつれ、ボトルネックリンクの利用率が増加していることが分かる。例えば、XCP および XCP-BCM (Q_T = 2,000 [packet] の時) を比較すると、XCP-BCM のリンク利用率が XCP のリンク利用率よりも 7% ほど大きいことがわかる。

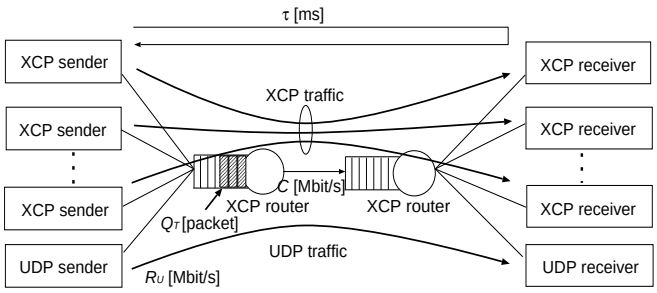

図 4: シミュレーションに用いたネットワークトポロジ

表 1　シミュレーションに用いたパラメータ設定

XCP フローの往復伝搬遅延		90	[ms]
リンク帯域		400	[Mbit/s]
制御パラメータ	α	0.4	
制御パラメータ	β	0.226	
制御パラメータ	γ	0.1	
キュー長の目標値	Q_T	0	[packet]
UDP トラヒックの転送レート		0	[Mbit/s]
パケット長		1,000	[byte]

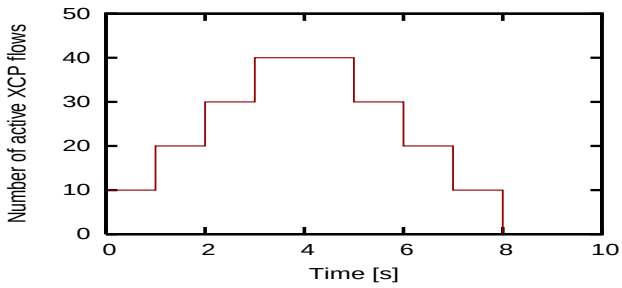

図 5: シミュレーションで変化させたアクティブな XCP フロー数

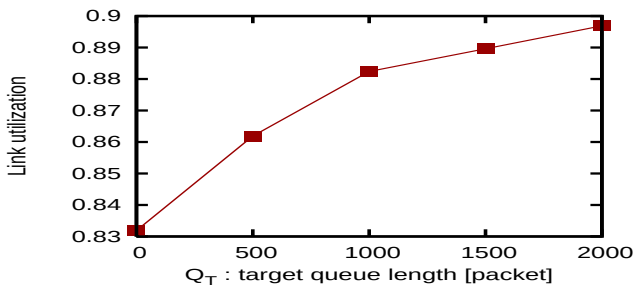

図 6: キュー長の目標値 Q_T を変化させた時のボトルネックリンクの利用率 (XCP は $Q_T = 0$ に相当)

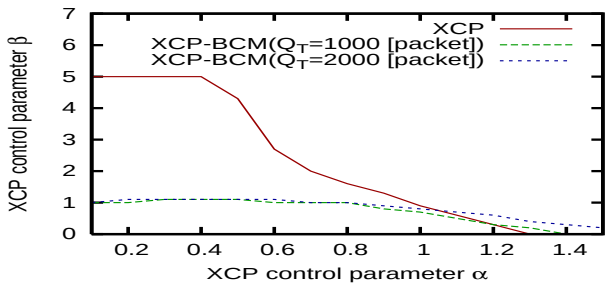

図 7: XCP フローが初期状態から転送を開始した時の安定領域 (制御パラメータ (α, β) が境界線の下側なら XCP の制御が安定する)

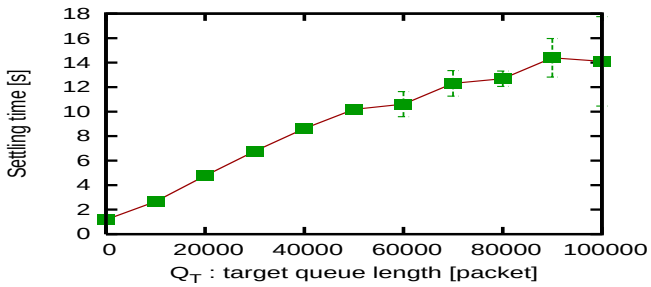

図 8: XCP フローが初期状態から転送を開始した時のウィンドウサイズの整定時間 (ウィンドウサイズが平衡点の値の $\pm 5\%$ 以内に収まるまでの時間)

次に、XCP-BCM の安定性を調査する。2 章では、文献 [7] 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-BCM の安定性を調査した。以下のシミュレーションでは、平衡点の近傍における安定性ではなく、XCP フローが初期状態から転送を開始した時の安定性を調査する。図 7 に、XCP および XCP-BCM における、制御パラメータ (α, β) の安定領域を示す。さまざまな制御パラメータ (α, β) の組み合せに対してシミュレーションを実行した結果、制御パラメータ (α, β) が安定領域 (境界線の下側) の中にあった時に、XCP もしくは XCP-BCM の動作が安定となっていた。なお、シミュレーションでは、20 本の XCP フローが同時に転送を開始している。

図 7 より、XCP-BCM の安定領域は、XCP の安定領域よりも小さいことが分かる。これはつまり、XCP フローが初期状態から転送を開始した時の安定性は、XCP-BCM のほうが XCP よりも低いことを意味している。ただし、一般的なパラメータ設定 ($\alpha = 0.4, \beta = 2.26$) [1]) では、XCP および XCP-BCM ともに安定して動作する。このため、一般的なパラメータ設定を用いる場合には、XCP-BCM の安定性には問題がないと考えられる。

次に、XCP-BCM の過渡特性を調査する。さきほどと同様に、平衡点の近傍における過渡特性ではなく、XCP フローが初期状態から転送を開始した時の過渡特性を調査する。図 8 に、キュー長の目標値 Q_T を 0 から 100,000 [packet] まで変化させた時の、XCP フローのウィンドウサイズの整定時間を示す。ここでウィンドウサイズの整定時間とは、XCP フローのウィンドウサイズが、平衡点の値 (安定した状態におけるウィンドウサイズ) の $\pm 5\%$ 以内に収まるまでの時間である。なお、シミュレーションでは、1 本の XCP フローのみが転送を開始している。

図 8 より、キュー長の目標値 Q_T が大きくなるにつれ、XCP フローのウィンドウサイズの整定時間も大きくなることが分かる。整定時間が増加する原因は、次のように説明できる。XCP-BCM は、XCP トラヒックの変動に対するロバスト性を高めるために、Q_T だけのパケットが XCP ルータのバッファに滞留するように制御する。XCP ルータのバッファ内にパケットを滞留させることにより、キューイング遅延が発生し、結果として、XCP フローのラウンドトリップ時間が増加する。XCP ルータは、平均ラウンドトリップ時間ごとに制御を行っている [1] ため、XCP フローのラウンドトリップ時間が増加すると、それにともなって XCP ルータの制御頻度が下がる。その結果、XCP ルータの応答性が低下し、XCP ルータの整定時間が増加していると考えられる。従って、キュー長の目標値 Q_T は、XCP トラヒックの変動に対するロバスト性と、整定時間のトレードオフを考慮して決定する必要がある。

以上のように、XCP-BCM の有効性は、キュー長の目標値 Q_T の設定に依存する。そこで以下では、XCP-BCM の性能を最大化するために、キュー長の目標値 Q_T をどのように設定すればよいかを議論する。2 章で述べたように、XCP ルータは、平均ランドトリップ時間 d ごとに制御を行っている。このため、XCP トラヒックの量が急激に減少した場合には、XCP ルータがフィードバック値を再計算し、それを XCP 送信ホストに通知するまでに、d だけの時間を要する。ここで、N 本の XCP フロー中 M 本の XCP フローが転送を終了した場合を考える。この時、再計算されたフィードバック値が XCP 送信ホストに通知されるまでに、dCM/N だけのパケットがバッファから送出される。XCP フローの往復伝搬遅延を τ とすれば、定常状態におけるキュー長は Q_T、ラウンドトリップ時間は $\tau + Q_T/C$ となる。ボトルネックリンクの利用率の低下を防ぐためには、$dCM/N \leqq Q_T$、つまり、

$$Q_T \geqq \frac{\tau C M}{N - M} \tag{5}$$

であれば良いと考えられる。

以下では、シミュレーションにより、式 (5) の妥当性を検証する。シミュレーションでは、図 5 のようにアクティブな XCP フロー数を変動させた。図 9 に、XCP フローの往復伝搬遅延が 50 [ms] の時の、XCP および XCP-BCM における、ボトルネックリンクの利用率の時間的変動を示す。この時、式 (5) を満たすキュー長の目標値は $Q_T \geqq 2,500$ [packet] となる。図 9 より、Q_T を 2,500 [packet] よりも大きく設定した時 (Q_T = 4,000 [packet]) に、ボトルネックリンクの利用率の低下が防げていることが分かる。

最後に、非 XCP トラヒックの変動に対する XCP-BCM のロバスト性を調査する。平均転送レートが 10、20、30 [Mbit/s] の UDP トラヒックを送信した時の、XCP-BCM におけるキュー長の時間的変動を図 10 に示す。非 XCP トラヒックに対する耐性を調査するため、ここではキュー長の目標値 $Q_T = 0$ [packet] と設定している。図 3 (XCP の場合) および図 10 (XCP-BCM の

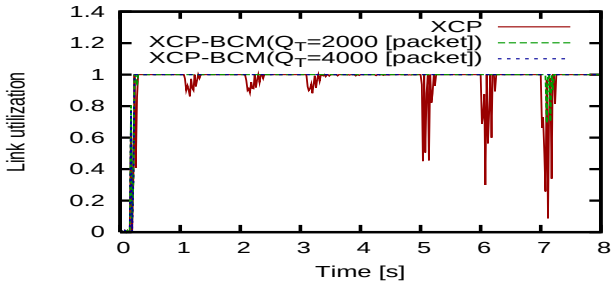

図 9: キュー長の目標値 Q_T を変化させた時のボトルネックリンクの利用率の時間的変動

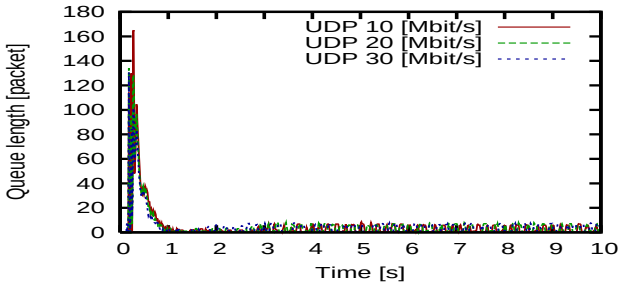

図 10: UDP トラヒックを送信した時の XCP-BCM におけるキュー長の時間的変動

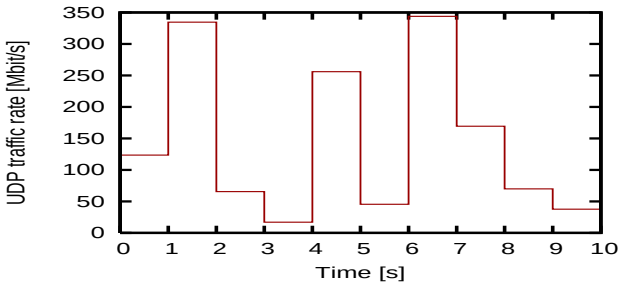

図 11: シミュレーションで変化させた UDP トラヒックの平均転送レート

場合) を比較すると、UDP トラヒックの平均転送レートによらず、XCP-BCM はキュー長を安定化できていることがわかる。

さらに、より過酷な環境下における XCP-BCM の特性を調査するため、UDP トラヒックの平均転送レートを 1 [s] ごとに大きく変化させて (図 11) シミュレーションを実行した。この時の、XCP および XCP-BCM における、キュー長の時間的変動を図 12 に示す。図 12 より、UDP トラヒックの転送レートが大きく変動することにより、XCP の制御が不安定になっている一方、XCP-BCM はキュー長を安定化できていることがわかる。

UDP 送信ホストの転送レート R_U をランダムに変動させた時に、XCP は、バッファ内キュー長がゼロよりも大きくなっているが、XCP-BCM は、バッファ内キュー長がゼロで安定していることが分かる。したがって、非 XCP トラヒック変動が発生しても、XCP-BCM は制御を安定化できると分かる。

5 まとめと今後の課題

本稿では、トラヒック変動に対する XCP のロバスト性を向上

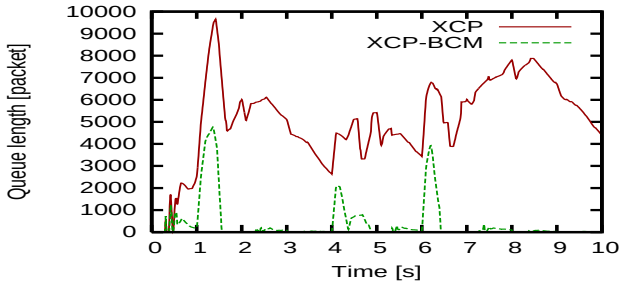

図 12: UDP トラヒックの転送レートを大きく変化させた時のキュー長の時間的変動

させる XCP-BCM (XCP with Buffer Control Mechanism) の提案を行なった。XCP-BCM は、XCP トラヒックに変動が発生した場合でもボトルネックリンクの利用率の低下を防ぐとともに、非 XCP トラヒックに変動が発生した場合でも XCP の制御の不安定化を防ぐ。さらに、さまざまなシミュレーションにより、XCP-BCM がトラヒック変動に対して高いロバスト性を持つことを示した。

今後の課題として、現実的なネットワーク環境における、XCP-BCM の性能評価が挙げられる。また、さまざまなネットワーク環境下において、XCP-BCM の性能を最適化するための制御パラメータ設定法の検討なども重要であろう。

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に感謝いたします。

文　　献

[1] 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.

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

[3] D. Katabi, “XCP’s performance in the presence of malicious flows,” in *Proceedings of PFLDnet 2004*, Feb. 2004.

[4] K. Zhou, K. L.Yeung, and V. O. Li, “P-XCP: A transport layer protocol for satellite IP networks,” in *Proceedings of IEEE Globecom 2004*, vol. 5, pp. 2707–2711, Nov. 2004.

[5] D. Lopez-Pacheco and C.Pham, “Robust transport protocol for dynamic high-speed networks: enhancing the XCP approach,” in *Proceedings of IEEE MICC ICON 2005*, Aug. 2005.

[6] F. Abrantes and M. Ricardo, “XCP for shared-access multi-rate media,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, pp. 27–38, July 2006.

[7] 作元 雄輔, 大崎 博之, 今瀬 眞, “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,” 電子情報通信学会技術研究報告 (IN2006-29), pp. 73–78, June 2006.

[8] “The network simulator – ns2.” available at `http://www.isi.edu/nsnam/ns/`.