

推薦論文

## リンク特性変化追従のための TCP 輻輳制御パラメータ設定タイミングの提案

石橋 賢一<sup>†1</sup> 森島 直人<sup>†1</sup> 砂原 秀樹<sup>†1,†2</sup>

異種データリンク間でのハンドオフに起因するデータリンク特性の急激な変化に対して、TCP 輻輳制御機構を追従させる手法を提案する。データリンク特性が急激に変化した場合、輻輳制御パラメータが適正值から乖離してしまい、適切な輻輳制御が困難になる。この問題は、ハンドオフ後にパラメータを再設定することにより回避可能であるが、パラメータを設定するタイミングによっては、パラメータが不必要な輻輳制御によって上書きされてしまう。本稿では、この問題に対し、パラメータ設定のタイミングを決定する手法を提案する。提案手法は、セグメントの送受信がハンドオフ後のデータリンクのみを経由することを保証するために、リンク移行期間という期間を設け、この期間の終了を待ってパラメータを設定する。エミュレーション環境において提案手法を評価した結果、リンク移行期間後にパラメータの設定を行うことで、不必要な輻輳制御を抑止できることを確認した。

## A Proposal for the Timing of the Applying Parameters for Adapting TCP to Drastic Changes in Link Characteristics

KENICHI ISHIBASHI,<sup>†1</sup> NAOTO MORISHIMA<sup>†1</sup>  
and HIDEKI SUNAHARA<sup>†1,†2</sup>

In this paper, we propose the method to adapt drastic changes in link characteristics for TCP congestion control mechanism. Drastic changes in link characteristics may occur during a vertical handoff which switches mobile node's upstream data-link from one to another. This change causes performance degradation and has an adverse affect on a network. These problems can avoid in the way resetting the congestion control parameters after the vertical handoff. However, it is not trivial when the parameters should be reset. We introduce the period called link transition period, and a sender resets the parameters after the period has finished. Some experiments we conducted show our proposed method can adapt the TCP congestion control mechanism to drastic changes in link characteristics.

### 1. はじめに

移動体通信環境において、利用するデータリンクの切替え、すなわち異種データリンク間でのハンドオフを垂直ハンドオフという。垂直ハンドオフでは、一般に IP アドレスの変化に起因する上位層セッションの断絶が発生するが、Mobile IP/IPv6<sup>1),2)</sup> や NEMO (Network Mobility)<sup>3)</sup> などにより移動透過性を確保した移動端末は、上位層のセッションを維持したまま、垂直ハンドオフが可能となる。したがって、無線 LAN が利用可能な範囲では高速な無線 LAN を利用し、移動端末が無線 LAN の電波範囲外へと移動した場合は、低速ではあるものの、より可用範囲の広い携帯電話や PHS へと垂直ハンドオフを行う、といった活用方法が考えられる。しかし、このような垂直ハンドオフの前後では、可用帯域や伝送遅延など、データリンクの特性が大きく変化するため、従来の TCP 輻輳制御機構がその変化に追従できずに不適切な輻輳制御を行う可能性がある。

急激なデータリンク特性に対して、TCP 輻輳制御機構を追従させるには、垂直ハンドオフ後に輻輳制御パラメータを再設定する手法が有効である<sup>4)</sup>。しかし、垂直ハンドオフ前後はさまざまな要因により、不必要な輻輳制御が実施される可能性が高く、パラメータの設定が反映されない場合がある。そこで、本稿ではパラメータを設定するタイミングを決定する手法を提案する。まず、垂直ハンドオフの発生時点から、垂直ハンドオフに起因する輻輳制御が発生しなくなるまでの期間をリンク移行期間と定義する。次に、そのリンク移行期間の終了条件を具体的に規定する。提案手法では、リンク移行期間の終了をもってパラメータを再設定する。これにより、パラメータの再設定を確実に反映させることができる。提案手法は、垂直ハンドオフ後の急激なデータリンク特性の変化に対し、不必要な輻輳制御の実施を抑止するとともに、TCP の輻輳制御機構をハンドオフ後のデータリンク特性に速やかに追従させることを目標としている。その結果として、セグメントの過剰送金の抑止、および軽微ではあるもののスループット特性の改善が見込まれる。なお、本稿では Mobile IP/IPv6 や NEMO (Network Mobility) による移動透過性の保証を議論の前提とする。

<sup>†1</sup> 奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科

Graduate School of Information Science, Nara Institute of Science and Technology

<sup>†2</sup> 慶應義塾大学大学院メディアデザイン研究科

Graduate School of Media Design, Keio University

本稿の内容は 2007 年 7 月のマルチメディア、分散、協調とモバイル (DICOMO2007) シンポジウムにて報告され、MBL 研究会主催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。

## 2. 問題点と基本戦略

本章では、垂直ハンドオフが TCP の輻輳制御機構に与える影響や問題点を考察し、それらの問題点を解決するための基本戦略を述べる。

### 2.1 垂直ハンドオフにおいて生じる問題

垂直ハンドオフによって付随的に生じるさまざまな事象は、TCP の輻輳制御機構の正常な動作を妨げる要因となる。典型的には、これらの事象は輻輳制御パラメータの乖離を引き起こすことで、正常な輻輳制御を妨げる。ここでは、垂直ハンドオフによって生じる事象と、その事象が TCP の輻輳制御機構に与える影響について述べる。

#### 2.1.1 データリンク特性の急激な変化

垂直ハンドオフでは、可用帯域や遅延特性、パケットロス率などのデータリンク特性が急激に変化する場合がある。TCP の輻輳制御機構はこのようなデータリンクの急激な変化に追従できない。たとえば、無線 LAN から PHS への垂直ハンドオフでは、可用帯域は急激に減少し、遅延特性は大幅に増大する。TCP は、セグメントの送受信ごとに、データリンク特性に適合するように、輻輳ウィンドウサイズ ( $cwnd$ ) やスロースタート閾値 ( $ssthresh$ ) などの輻輳制御パラメータを段階的に変動させる。したがって、垂直ハンドオフ直後の輻輳制御パラメータは、それまで利用していた無線 LAN のデータリンク特性に最適化されている。しかし、これらのパラメータ値は、PHS のデータリンク特性に対しては大きすぎる値である可能性が高い。適正値を大きく超えた  $cwnd$  や  $ssthresh$  はデータリンクの許容量を超えたトラフィックを送出してしまい、輻輳発生要因となる。逆に、PHS から無線 LAN への垂直ハンドオフでは、PHS のデータリンク特性に最適化された輻輳制御パラメータにより、無線 LAN の可用帯域を十分に活用できなくなるといった別の問題が発生する。

#### 2.1.2 セグメント到達順序の入れ替わり

垂直ハンドオフ前後の遅延特性に大きな差がある場合、TCP セグメント到達順序の入れ替わりが発生する。受信ノードは、順序どおりに到達しないセグメントに対して重複確認応答を返信する。重複確認応答が送信ノードに複数到達すると、セグメント喪失が発生していないにもかかわらず高速再送アルゴリズムが動作し、 unnecessary 輻輳制御が実施されてしまう。図 1 は、高遅延リンクから低遅延リンクへハンドオフした際に、セグメントの入れ替わりによる unnecessary 輻輳制御が起こる状況を示したものである。図 1 では、高遅延リンクで先に送信されたセグメントよりも、低遅延リンクにおいて後から送信されたセグメントの方が先に受信ノードに到達している。受信ノードは先に受信した 3 つのセグメントを

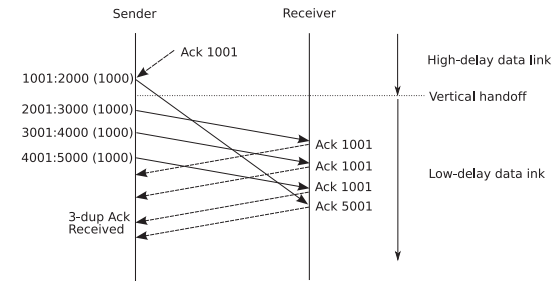


図 1 到着順序の入れ替わり問題  
Fig. 1 TCP segment reordering.

次に受け取るべきセグメントではないと判断して、重複確認応答を送信ノードへ通知する。重複確認応答が送信ノードに到達すると、送信ノードは高速再送アルゴリズムによる再送、および、 unnecessary 輻輳制御を実施してしまう。

#### 2.1.3 タイムアウトの発生と不正確な RTT 計測

遅延特性が大きく変化する場合、TCP セグメントの到着順序が入れ替わるだけでなく、再送タイマが誤ってタイムアウトする可能性もある。TCP は RTT (Round Trip Time) を定期的に計測し、その計測値に基づいて再送タイムアウト値 (Retransmission Time Out; RTO) を決定する。このため、低遅延リンクから高遅延リンクへの垂直ハンドオフの場合、RTO がハンドオフ後の RTT よりも短くなってしまう場合がある。RTO が RTT よりも短い場合は、セグメントが正しく受信側に到達していても再送タイマがタイムアウトするため、送信ノードはセグメントが喪失したと見なしてセグメントを再送する。送信ノードはセグメントの再送とともに送信レートを減少させるため、 unnecessary タイムアウトの発生は通信性能の劣化につながる。

また、遅延特性が大きく異なるデータリンク間での垂直ハンドオフでは、RTT の計測が不正確となる。垂直ハンドオフ直前に送信されたセグメントに対する確認応答が、垂直ハンドオフ後に返送されたとしよう。このとき、この確認応答によって計測された RTT は、2 つのデータリンクの片道遅延を足し合わせたものとなる。垂直ハンドオフ以降は、ハンドオフ後のデータリンクのみを利用するため、計測された RTT は計測値としては不適切なものとなる。不適切な RTT から算出された RTO は、適切な輻輳制御を妨げる要因となる。大きすぎる RTO は喪失セグメントの検出を遅らせ、小さすぎる RTO は unnecessary 再送処理の発生を招く。

## 2.2 データリンク特性変化追従手法の検討

上述のとおり、従来の TCP 輻輳制御機構は急激なデータリンク特性の変化に追従できない。そこで、本節ではデータリンクの変化に対し、TCP 輻輳制御機構を追従させる手法を検討する。

### 2.2.1 要求事項

TCP はインターネット上のトラフィックの大半を占めるトランスポートプロトコルであるため、その輻輳制御機構を改変する場合には、さまざまな事項を考慮しなければならない。基本戦略を決定するにあたり、以下を要求事項とする。

- 特定のデータリンクへの非依存
- 他の TCP トラフィックとの公平性の確保
- 従来の TCP セマンティクスの維持

移動体通信環境では、一般にデータリンクとして無線リンクを利用する。しかし、オフィスや自宅などでは移動端末を有線 LAN に接続する場合もあるため、つねに無線リンクのみを利用するとは限らない。したがって、輻輳制御機構を改変する際には、特定のデータリンク特性に依存しないように留意しなければならない。また、他の TCP トラフィックとの公平性を維持することは無線データリンクなどの共有メディアを利用する場合には重要である。さらに、輻輳制御機構そのものを大幅に変更することは、他のトラフィックに与える影響が不確定であり、実環境での可用性を考慮するうえで好ましくない。よって、既存の TCP セマンティクスを維持しつつ、他の TCP トラフィックとの公平性を確保する必要がある。

### 2.2.2 基本戦略

要求事項をふまえたうえで、データリンク特性の変化に追従する手法の基本戦略を考える。垂直ハンドオフにて生じる問題のほとんどは、輻輳制御パラメータが、垂直ハンドオフ後のデータリンクに対する適正值から乖離することによって生じている。そこで、本研究では垂直ハンドオフ後に輻輳制御パラメータを再設定する手法を採用する。その他の手法として、輻輳制御機構そのものを改変する手法や、中間ノードを敷設して垂直ハンドオフの影響を排除する手法、および複数インタフェースをもちいる手法が考えられるが、パラメータを再設定する手法は、以下の点で優れている。まず、輻輳制御機構そのものは改変しないので、同一ネットワーク内に存在する他の TCP コネクションとの公平性を維持しやすく、特定のデータリンクの特性に依存することがない。TCP のセマンティクスも維持可能である。また、中間ノードをもちいる手法では、インターネット層にて暗号化された場合に対処が困難であるほか、中間ノードが単一障害点となる恐れがあるが、パラメータを再設定する手法

はエンドノードのみで輻輳制御を実施するため、このような問題は発生しない。さらに、同時に利用できるインタフェースが 1 つの場合にも対応可能である。なお、本稿の対象である「パラメータを設定するタイミング」のほかに、再設定する値そのものについての議論も別途必要であるが、本稿ではその値として TCP のセッション開始時の初期値をもちいることとする。

### 2.3 関連研究

無線データリンクではビット誤りなど、輻輳に起因しないパケット喪失が発生しうるため、従来の輻輳制御機構では十分な通信性能が得られない。このため、無線データリンクに適用するような輻輳制御機構が多く提案されている。無線データリンク向け TCP は、エンドノードの TCP のみを改変する End-to-End 方式と、無線区間と有線区間との境界に支援ノードを設ける中間ノード支援方式に大別できる。前者には WTCP<sup>5)</sup> や TCP Westwood<sup>6)</sup> などがあり、後者には Snoop<sup>7)</sup> や I-TCP<sup>8)</sup> などがある。これらの手法は通信路に無線データリンクをもちいる場合には有効であるものの、垂直ハンドオフによるリンク特性の急激な変化は想定していない。このため、これらの手法をもちいるだけでは垂直ハンドオフに起因する問題は解決できない。

セグメント到達順序の入れ替わりによる不必要な再送制御や、不必要なタイムアウトを防ぐ手法として、Eifel アルゴリズム<sup>9)</sup> が提案されている。また、ハンドオフ中の一時的な断絶に対応する手法として Freeze-TCP<sup>10)</sup> が提案されている。Eifel アルゴリズムや Freeze-TCP は、垂直ハンドオフ時に発生する問題の一部に対応可能である。しかし、これらの手法はリンク特性の急激な変化を想定していないなど、垂直ハンドオフに起因するすべての問題に対応するものではない。

リンク特性の変化への追従を目的としている手法として、Bandwidth-aware 方式<sup>11)</sup>、複数のインタフェースをもちいる方式<sup>12)</sup>、あらたに TCP のオプションを定義する方式<sup>13)</sup> などが提案されている。Bandwidth-aware 方式は、垂直ハンドオフ後に送出したセグメントを用いて帯域遅延積 (Bandwidth-Delay Product; BDP) を推定し、その値をもとに *ssthresh* を算出する。しかし、垂直ハンドオフ直後は通信路が不安定であるため、データリンクに適した *ssthresh* の推定が難しい。複数インタフェースをもちいる手法には、垂直ハンドオフの前後において、複数のインタフェースが利用可能でなければならないという制約がある。あらたに TCP のオプションを定義する手法では、HO (Handoff Option) を付加したセグメントを送信することで、垂直ハンドオフの開始および終了を送信ノードへ通達する。送信ノードは HO の内容に従って輻輳制御パラメータの再設定を行う。この手法では送信ノー

ドと受信ノードの両方の TCP に改変が必要である。また、輻輳制御パラメータの再設定のタイミングについての考察が十分になされておらず、セグメント到達順序の入れ替わりによる輻輳制御の抑止には不十分である。

### 3. パラメータ設定タイミングの決定手法

パラメータを再設定する手法を採用する場合、パラメータを設定するタイミングが重要となる。2.1 節で述べたように、垂直ハンドオフ直後はセグメント到達順序の入れ替わりによる再送制御、およびタイムアウトの誤動作に起因する不必要な輻輳制御が発生する。このため、垂直ハンドオフ直後に輻輳制御パラメータの再設定を行ったとしても、不必要な輻輳制御によって、設定したパラメータが上書きされてしまう恐れがある。エミュレーション環境において、低速なデータリンク (64 Kbps) から高速なデータリンク (11 Mbps) へ垂直ハンドオフを実施後、パラメータを再設定したときのパラメータの遷移を図 2 に示す。垂直の破線は送信ノードが垂直ハンドオフを認識した地点を表しており、ここではその直後にパラメータをセッション開始時の初期値に再設定している。パラメータを設定したのち、わずかな間は初期値からスロースタート段階で通信を行っている。しかし、その後セグメントの到着順序の入れ替わりに起因する高速再送アルゴリズムが動作し、*cwnd* および *ssthresh* が上書きされている。

本研究では、この問題を回避するために、垂直ハンドオフの後、いったんパラメータを初期化したのち、さらに一定期間を過ぎてから再度パラメータを設定する手法を提案する。こ

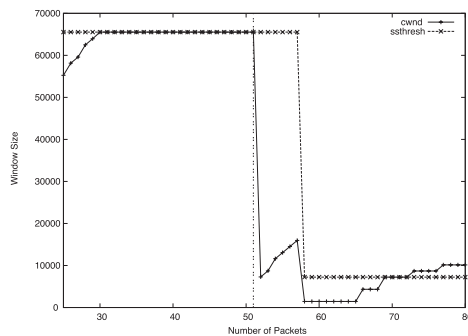


図 2 初期値設定が反映されない場合

Fig. 2 A case of resetting parameters does not work.

の期間をリンク移行期間とよぶ。垂直ハンドオフ直後にパラメータを初期化するのは、ハンドオフ後のデータリンクに対する過剰なパケット送出を抑制するためである。以下、リンク移行期間の定義、およびリンク移行期間の終了条件について述べる。

#### 3.1 リンク移行期間

本研究では、垂直ハンドオフが開始された時点から、垂直ハンドオフによる影響、すなわち不必要な輻輳制御や不正確な RTT 計測がなくなる時点までをリンク移行期間であるとする。垂直ハンドオフによる影響がなくなった時点で、パラメータの設定を実施すれば、垂直ハンドオフ後のデータリンク特性に応じた輻輳制御が可能となる。以下、本節ではリンク移行期間の開始と終了について議論する。

リンク移行期間の開始は、送信ノードが垂直ハンドオフを認識した時点である。次に、リンク移行期間の終了について考察する。パラメータの再設定が反映されず、上書きされてしまう場合は、垂直ハンドオフに起因する不必要な輻輳制御が発生した場合であり、かつその場合に限る。したがって、パラメータの再設定を確実に反映させるには、垂直ハンドオフに起因する輻輳制御が発生しなくなる時点まで、リンク移行期間を継続する必要がある、またその時点まで継続すれば十分である。具体的には、送信セグメントの入れ替わりが発生している期間や、垂直ハンドオフ中に接続性が途絶えた場合のセグメント喪失が発生する期間は、リンク移行期間を継続する。また、RTT の計測が不正確となるのは、垂直ハンドオフ以前に送出したセグメントに対する確認応答が到達したり、垂直ハンドオフを横断した遅延確認応答が到達したりする場合である。よって、RTT の計測を正確にするためには、これらの確認応答が順序どおりに送信ノードへ到達する期間は、リンク移行期間を終了してはならず、垂直ハンドオフ後に送出したセグメントに対する確認応答が到達するまで継続しなければならない。垂直ハンドオフ以前に送出した確認応答が到達しなくなれば、以降の確認応答は垂直ハンドオフ後のデータリンクの遅延特性を正しく反映しているため、正確な RTT の計測を保証するには、これらの確認応答が到達する期間までリンク移行期間を継続すれば十分である。垂直ハンドオフ以前に送出したセグメントに対する確認応答が、順序どおりに到達しない場合、すなわち、確認応答が入れ替わる場合は、送信ノードはその確認応答を無視するため、順序どおりに到達しない確認応答に関しては厳密に対処する必要はない。

以上をまとめ、リンク移行期間の終了を次のように定義する。リンク移行期間は、リンク移行期間開始以前に送信したセグメントに対する、順序どおりに到達する確認応答をすべて受信し、かつ、リンク移行期間開始後に送信したセグメントに対する確認応答が、送信ノードに到達した時点で終了とする。リンク移行期間の開始以前に送信したセグメントに対する

確認応答を受信し終えた時点で、垂直ハンドオフに起因する輻輳制御は発生しなくなると同時に、不正確な RTT 計測もなくなる。さらに、リンク移行期間開始後に送信したセグメントに対する確認応答が到達した時点で、垂直ハンドオフ後のデータリンクのみを経由したセグメントの送受信が保証できる。以後、本稿ではリンク移行期間の終了条件を満たす確認応答を *WedgeACK* とよぶ。

また、リンク移行期間中は RTT の計測を一時的に中断する。この期間に計測した RTT は、異なるデータリンクを経由したセグメントによって計測された可能性が高く、垂直ハンドオフ後のデータリンクの RTT を正確に反映していない。よって、リンク移行期間の間は RTT 計測を停止し、リンク移行期間の終了後に RTT 計測を再開することとする。なお、RTT 計測の停止および再開の際には、ハンドオフ後のデータリンクの遅延特性に RTO を速やかに適応させるために、それまでに計測した RTT および RTT の標準偏差、およびそれらの値から算出される RTO の値をセッション開始時の初期値に設定する。2.1.3 項で述べたように、ハンドオフ以前に計測した RTT から算出した RTO は、ハンドオフ後のデータリンク特性に対して大きすぎたり、逆に小さすぎたりする可能性がある。データリンクの遅延特性に適合しない RTO は、セグメントの喪失を検出する時間を増大させたり、不必要な再送処理を招いたりする要因となる。リンク移行期間の開始時および終了後に RTO やその算出の元となる RTT 値を初期値に設定することで、これらの問題を回避することができる。

### 3.2 リンク移行期間終了の検出

リンク移行期間の終了の検出、すなわち *WedgeACK* の受信を検出するために、トランスミッション制御ブロック (Transmission Control Block; TCB) にパラメータ *t<sub>smax</sub>* を導入する。TCB は、TCP コネクションごとに管理する必要がある情報を集約したデータ領域であり、輻輳制御パラメータや、セグメントの送受信にもちいるシーケンス番号などが格納されている。新たに導入する *t<sub>smax</sub>* は、垂直ハンドオフが発生した際に、次に送信するセグメントのシーケンス番号を保持するための変数として利用する。これにより、*t<sub>smax</sub>* は垂直ハンドオフ後に送信するセグメントの最初のシーケンス番号を示すことになる。TCP の確認応答には、次に受信ノードが受信すべきシーケンス番号 (Acknowledgement Number, 以後 *ACK* と記述する) が含まれているため、確認応答を受信するごとに *t<sub>smax</sub>* と *ACK* を比較することで、その確認応答が垂直ハンドオフ後に送出したセグメントに対する確認応答であるかを判断できる。確認応答を受信したときに、*t<sub>smax</sub>* よりも *ACK* が大きければ、その確認応答は垂直ハンドオフ後に送出したセグメントに対するものである。

さらに、遅延確認応答やセグメントの入れ替わりを考慮する必要がある。垂直ハンドオフを横断した遅延確認応答の場合、確認応答の値は *t<sub>smax</sub>* よりも大きくなるため、*t<sub>smax</sub>* と *ACK* を比較するだけでは、遅延確認応答を検出できない。また、セグメントの入れ替わりが発生すると、垂直ハンドオフ以前に送出したセグメントに対する確認応答の値が *t<sub>smax</sub>* よりも大きくなる場合がある。遅延確認応答やセグメントの入れ替わりは、TCB に含まれるパラメータの 1 つである *snd\_una* をもちいて検出できる。*snd\_una* はすでに送信済みで、かつ、確認応答を受信していないシーケンス番号を保持するパラメータである。確認応答を受信するたびに、*t<sub>smax</sub>* と *snd\_una* を比較することで、受信した確認応答が垂直ハンドオフ以前に送出されたセグメントに対するものかどうかを判断することができる。*snd\_una* が、*t<sub>smax</sub>* 以下である間は、受信した確認応答は垂直ハンドオフ以前に送出されたセグメントに対するものである。

以上の考察をまとめ、リンク移行期間の終了条件を式 (1) に示す。

$$(t_{smax} < ACK) \wedge (t_{smax} \leq snd\_una) \quad (1)$$

垂直ハンドオフ後、*WedgeACK* を検出するまでの流れを述べる。送信ノードは垂直ハンドオフを認識した時点で *t<sub>smax</sub>* の値を、次に送信するセグメントのシーケンス番号に設定し、リンク移行期間を開始する。同時に RTT の計測を停止する。以後、式 (1) を満たす確認応答を受信するまでリンク移行期間を継続する。リンク移行期間を継続している間、*t<sub>smax</sub>* < *ACK* となる確認応答を受信した際は、*t<sub>smax</sub>* の値を *ACK* へと更新する。これは、シーケンス番号の巡回による数値の大小関係の逆転を防ぐためである。式 (1) を満たす確認応答を受信した時点で、リンク移行期間の終了と判断し、RTT の計測を再開するとともにパラメータの設定を試みる。

### 3.3 リンク移行期間終了条件の検証

式 (1) が、リンク移行期間の終了条件として適切であるかを検証する。垂直ハンドオフの前後において、発生しうるセグメントの送受信パターンは以下の 4 パターンである。

- セグメントの入れ替わりが発生しない場合
- 送信セグメントが入れ替わる場合
- 確認応答が入れ替わる場合
- 遅延確認応答が発生する場合

以下、これらのパターンをそれぞれ考察する。また、セグメントが喪失したときについても、上記のパターンいずれにおいても本節で行う議論で検証可能であるが、その一例を 3.3.5 項に示す。なお、本稿ではシーケンス番号が *n* から *m* までのデータを含むセグメン

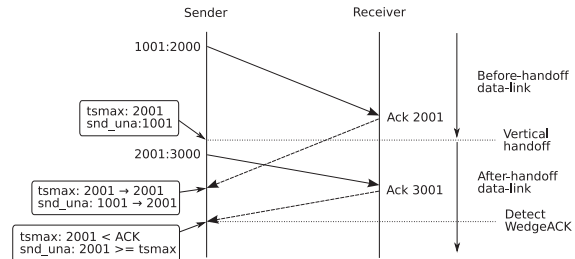


図 3 セグメントの入れ替わりなし

Fig. 3 Detecting *WedgeACK* without reordering and delayed acknowledgement.

トを、セグメント  $n:m$  と表記する。

### 3.3.1 セグメントの入れ替わりなし

セグメントの入れ替わりが発生しないパターンでの *WedgeACK* の検出例を図 3 に示す。図 3 では、シーケンス番号が 1001 から 2000 までのデータを含むセグメントを送信したのち、垂直ハンドオフが発生した状況を表している。垂直ハンドオフが発生した時点での送信済みシーケンス番号は 2000 である。したがって、 $tsmax$  には次に送信するシーケンス番号である 2001 を代入する。その後、送信ノードはセグメント 2001:3000 を送信したのち、垂直ハンドオフ以前に送信していたセグメント 1001:2000 に対する確認応答を受信している。この場合、 $tsmax$  と  $ACK$  はともに 2001 であり、 $tsmax < ACK$  を満たさないため、送信ノードはこの確認応答を *WedgeACK* とは判断しない。送信ノードはリンク移行期間を継続するとともに、 $tsmax$  の値を確認応答の値へと更新する。ここでは両者の値が同じであるため、 $tsmax$  の値は 2001 のままである。また、 $snd\_una$  は 2001 へと更新される。次に送信ノードが受信した確認応答の値は 3001 である。この場合、 $tsmax (= 2001) < ACK (= 3001)$  を満たし、かつ  $tsmax (= 2001) \leq snd\_una (= 2001)$  も満たすため、送信ノードはこの確認応答を *WedgeACK* と見なし、リンク移行期間を終了する。

### 3.3.2 送信セグメントの入れ替わり

送信セグメントが入れ替わったときの *WedgeACK* の検出例を図 4 に示す。図 4 では、垂直ハンドオフ以前に送出したセグメント 1001:2000 よりも、垂直ハンドオフ後に送出したセグメント 2001:3000 が早く受信ノードへ到達している。この時点では、受信ノードはまだセグメント 1001:2000 を受信していないため、返送する確認応答は重複確認応答となり、その値は 1001 となる。この重複確認応答は、垂直ハンドオフ後のデータリンクのみを

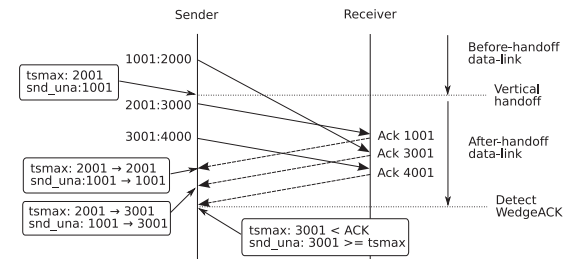


図 4 送信セグメントの入れ替わり

Fig. 4 Detecting *WedgeACK* with segment reordering.

経由しているが、高速再送アルゴリズムによる再送の要因となるため、*WedgeACK* と判断すべきではない。この場合、垂直ハンドオフが発生した時点での  $tsmax$  は 2001 に設定されているため、 $tsmax (= 2001) > ACK (= 1001)$  となり、この確認応答は *WedgeACK* とは見なされない。その後、セグメント 1001:2000 が到達し、受信ノードは確認応答の値として、これまで受信済みのシーケンス番号である 3001 を返送している。この確認応答は、垂直ハンドオフ以前に送出したセグメントに対するものであるため、先ほどと同様に *WedgeACK* と判断すべきではない。この場合は  $tsmax (= 2001) < snd\_una (= 1001)$  により、*WedgeACK* の条件を満たさない。次に受信しているセグメント 3001:4000 に対する確認応答は、 $tsmax (= 3001) < ACK (= 4001)$  かつ、 $tsmax (= 3001) \leq snd\_una (= 3001)$  であるため、*WedgeACK* と判断する。この確認応答は、垂直ハンドオフ後に送出したセグメントに対するものであり、さらにセグメントの入れ替わりも発生していないため、*WedgeACK* と判断することは適切である。

### 3.3.3 確認応答の入れ替わり

確認応答が入れ替わったときの *WedgeACK* の検出例を図 5 に示す。図 5 では、セグメント 1001:2000 に対する確認応答よりも、セグメント 2001:3000 に対する確認応答の方が先に送信ノードへ到達している。セグメント 2001:3000 に対する確認応答を受信した時点では、式 (1) は成立しない。リンク移行期間は継続され、 $tsmax$  および  $snd\_una$  はともに 3001 へと更新される。続いてセグメント 1001:2000 に対する確認応答を受信しているが、 $snd\_una > ACK$  となるため、送信ノードの TCP はこの確認応答を範囲外の確認応答であると判断し、再送制御や輻輳制御を実施しない。したがって、確認応答の入れ替わりを厳密に回避する必要はない。その後、セグメント 3001:4000 に対する確認応答を受信した時点

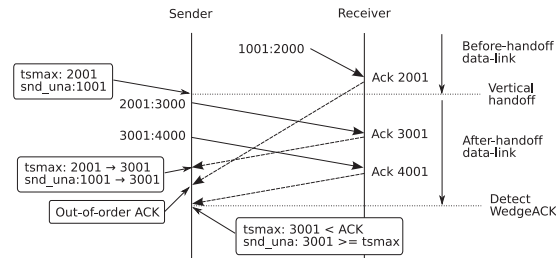


図 5 確認応答の入れ替わり  
Fig. 5 Detecting *WedgeACK* with ACK reordering.

で,  $tsmax(= 3001) < ACK(= 4001)$  および,  $tsmax(= 3001) \leq snd\_una(= 3001)$  を満たし, この確認応答を *WedgeACK* と判断する.

このパターンにおいては, リンク移行期間の終了を検知するために, 垂直ハンドオフ後に送出したセグメントに対する確認応答が, 少なくとも 2 つ到達しなければならない. 最初の確認応答を *WedgeACK* と判断しない理由は, この確認応答が遅延確認応答である場合を考慮しているためである. 遅延確認応答が含まれるパターンについては, 次項で述べる.

### 3.3.4 遅延確認応答

確認応答が遅延され, 垂直ハンドオフをまたがって送信された場合の *WedgeACK* の検出例を図 6 に示す. 垂直ハンドオフが発生した時点では,  $tsmax$  は 2001 に設定される. 垂直ハンドオフののち, 送信ノードは遅延確認応答を受信している. この確認応答は, セグメント 1001:2000 およびセグメント 2001:3000 に対するものである. したがって, 垂直ハンドオフ以前のデータリンクの影響を含んだものであり, *WedgeACK* と見なすのは適当ではない. この場合,  $tsmax(= 2001) < ACK(= 3001)$  となるものの,  $tsmax(= 2001) \leq snd\_una(= 1001)$  という条件は満たさない. したがって, 送信ノードはこの遅延確認応答を *WedgeACK* とは判断しない. 次に, 送信ノードは垂直ハンドオフ後に送出したセグメント 3001:4000 に対する確認応答を受信している. この確認応答は *WedgeACK* と判断すべきであり,  $ACK(= 4001) > tsmax(= 3001)$  かつ  $tsmax(= 3001) \leq snd\_una(= 3001)$  はその条件を満たすため, 式 (1) は *WedgeACK* を適切に検出している.

### 3.3.5 セグメントの喪失

セグメントが喪失した場合における *WedgeACK* の検出例を図 7 に示す. 垂直ハンドオフが発生し, その後, 送信ノードがハンドオフ以前のデータリンクを経由した確認応答を受

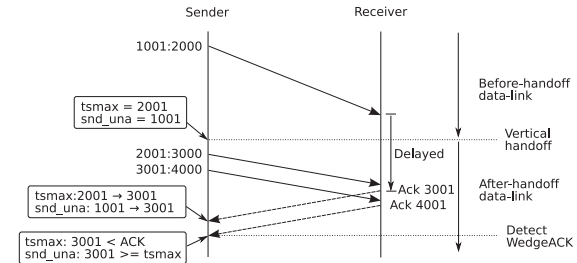


図 6 遅延確認応答  
Fig. 6 Detecting *WedgeACK* with delayed ACK.

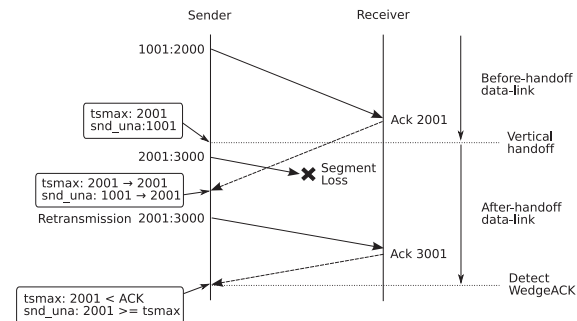


図 7 セグメントの喪失  
Fig. 7 Detecting *WedgeACK* with segment loss.

信する時点までは図 3 と同様である. しかし, 図 7 では垂直ハンドオフ後に送出したセグメント 2001:3000 が喪失している. このため, セグメント 2001:3000 の再送が実施され, 対応する確認応答が送信されない限り, *WedgeACK* となる確認応答は送信ノードへ到達しない. 再送タイマのタイムアウト, または高速再送アルゴリズムによってセグメント 2001:3000 の再送処理が実施されると, 対応する確認応答が返送され, 式 (1) に従ってこの確認応答を *WedgeACK* と判断する. このように, 垂直ハンドオフによってセグメントの喪失が発生している期間は, セグメントの再送処理が完了するまで, リンク移行期間が継続される. したがって, 提案手法は垂直ハンドオフに起因するセグメントの喪失にも対応可能である.

### 3.4 RTT 計測再開のタイミング

提案手法では, リンク移行期間の開始とともに RTT 計測を停止し, リンク移行期間の終

了後に RTT 計測を再開する．RTT 計測の再開タイミングは，タイムスタンプオプションを使用する場合と使用しない場合で異なるため，本節ではそれぞれの場合について，RTT 計測再開のタイミングについて述べる．

タイムスタンプオプションが有効である場合は，*WedgeACK* を受信した時点から RTT 計測を再開する．すなわち，*WedgeACK* およびそれ以降の確認応答に対して RTT 計測を実施する．*WedgeACK* は，ハンドオフ後のデータリンクのみを経由したセグメントに対する最初の確認応答であるため，*WedgeACK* の受信と同時に RTT の計測を再開するのは妥当である．一方，タイムスタンプオプションが無効である場合は，*WedgeACK* 受信後に最初に送信するセグメントから RTT 計測を再開する．タイムスタンプオプションが無効の場合の RTT は，送信するセグメントのシーケンス番号と送信時刻，およびそのセグメントに対応する確認応答の受信時刻をもちいて計測される．3.3 節で述べたように，リンク移行期間中に送信するセグメントに対する確認応答は，入れ替わりが生じたり遅延確認応答されたりする可能性もあるため，リンク移行期間中に送信するセグメントをもちいた RTT 計測は不正確になる場合がある．よって，タイムスタンプオプションが無効の場合は *WedgeACK* 受信後に，最初に送信するセグメントをもって RTT 計測を再開する．

#### 4. 評価

提案手法をエミュレーション環境において評価する．実験環境を図 8 に示す．提案手法を実装した HTTP サーバ，およびクライアントを設置し，その間に 2 つの経路を用意した．クライアントの TCP 輻輳制御機構には改変を加えていない．それぞれの経路には *dummysnet*<sup>14)</sup> を利用できるブリッジを設置している．*dummysnet* は帯域や遅延特性を制御可能であるため，任意のデータリンク特性を持つネットワークを擬似的に実現できる．今回の実験では，無線 LAN を想定したデータリンク（帯域 11 Mbps，片道遅延 10 ms，パケットロス率 0%）と，PHS を想定したデータリンク（帯域 64 Kbps，片道遅延 125 ms，パケットロス率 0%）をそれぞれエミュレートするように *dummysnet* を設定した．以下，本稿では前者を WLAN，後者を PHS とよぶ．

表 1 に実験に用いたソフトウェアおよび TCP のバージョンを示す．サーバ，クライアントの TCP は SACK (Selective Acknowledgement) オプションを有効にしている．また，輻輳制御パラメータの遷移を記録するために，TCP セグメントの送受信ごとに輻輳制御パラメータをログファイルに出力するようにサーバのカーネルを改変した．この環境において，サーバからクライアントに対し HTTP によるファイル転送を行う．ファイル転送の間，

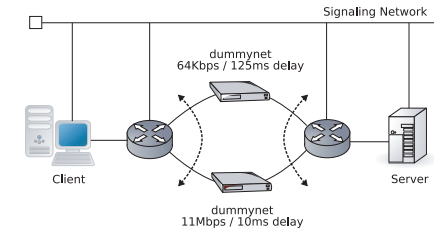


図 8 実験環境

Fig. 8 Experiment environment.

表 1 実験環境のソフトウェア構成

Table 1 Software specification of the experiment environment.

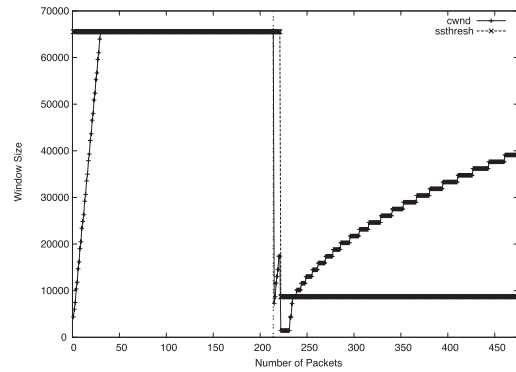
用途	項目	構成
サーバ	OS	NetBSD 4.0
	TCP のバージョン	TCP NewReno
	HTTP サーバ	lighttpd-1.4.18
クライアント	OS	NetBSD 3.1
	TCP のバージョン	TCP NewReno
	HTTP クライアント	Wget 1.10.2
ルータ	OS	NetBSD-current (2006.12.02 build)
dummysnet	OS	FreeBSD 6.2-PRERELEASE

サーバ・クライアント間の経路を切り替えることにより，擬似的に垂直ハンドオフを発生させる．経路切替えの同期，およびサーバへの垂直ハンドオフの通知には，UDP パケットによるシグナリングをもちいた．経路の切替えは，クライアントからシグナリング用のネットワークを介して各ルータへ通知し，経路の切替えが完了した時点でルータからサーバに垂直ハンドオフの発生を通知する．サーバは，垂直ハンドオフを知らせる UDP パケットを受信した時点で，*tsmax* の設定を行い，*WedgeACK* の検出を開始する．

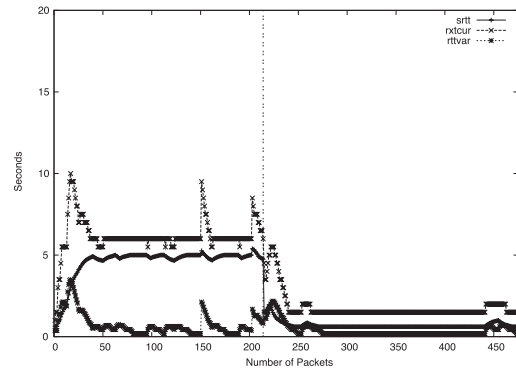
##### 4.1 輻輳制御パラメータの遷移

本節では，垂直ハンドオフに起因するリンク特性の急激な変化に，提案手法をもちいた TCP 輻輳制御機構が追従できているかを検証する．以下の実験では，垂直ハンドオフが発生した際に，(1) ハンドオフ発生直後にパラメータを設定，(2) ハンドオフ発生後およびリンク移行期間終了後にパラメータを設定，という 2 パターンにおいて，輻輳制御パラメータの遷移を調査した．それぞれ，(1) は提案手法をもちいない場合（既存手法），(2) は提案手法をもちいる場合に相当する．なお，設定するパラメータはセッション開始時の初期値であ





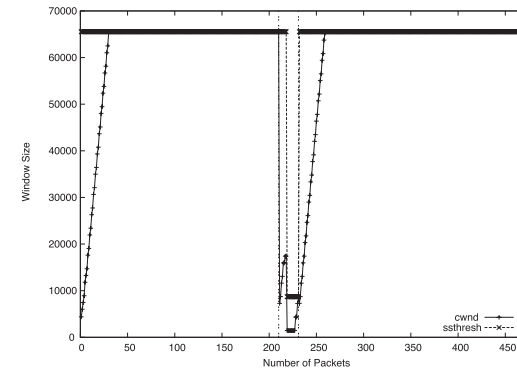
(a) *cwnd* and *ssthresh*



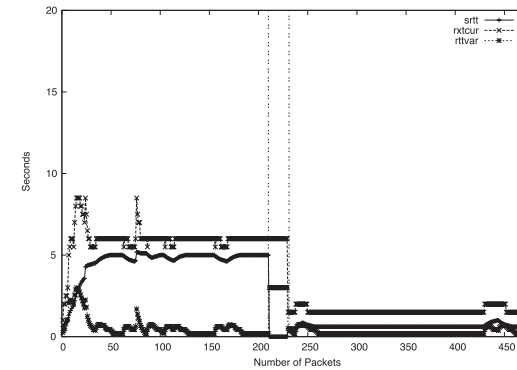
(b) *srtt*, *rttcur* and *rttvar*

図 9 狭帯域リンクから広帯域リンクへの垂直ハンドオフ (提案手法なし)

Fig.9 A vertical handoff from slow-link to fast-link without proposed method.



(a) *cwnd* and *ssthresh*



(b) *srtt*, *rttcur* and *rttvar*

図 10 狭帯域リンクから広帯域リンクへの垂直ハンドオフ (提案手法あり)

Fig.10 A vertical handoff from slow-link to fast-link with proposed method.

る．今回の実験でもちいた NetBSD では，*cwnd* の初期値は 1MSS (Maximum Segment Size)，*ssthresh* の初期値は 65535 オクテット (ウィンドウスケールオプションなしの場合) である．また，RTO に相当する *rttcur* は 6 秒，平滑化 RTT である *srtt* は 0 秒，RTT 平均偏差である *rttvar* は 3 秒である．

#### 4.1.1 狭帯域リンクから広帯域リンクへの垂直ハンドオフ

はじめに，PHS にて通信を開始し，その後 WLAN へ垂直ハンドオフを実施するという想定のもと実験を行った．図 9 は提案手法をもちいない場合，すなわち垂直ハンドオフ直後に

パラメータ設定を実施した場合の輻輳制御パラメータの遷移を表している．一方，図 10 は提案手法をもちいた場合であり，リンク移行期間終了後にパラメータ設定を実施した場合の輻輳制御パラメータの遷移を表している．図 9 (a) および図 10 (a) は *cwnd* および *ssthresh* の遷移を表しており，縦軸はウィンドウサイズ，横軸はパケット数である．また，図 9 (b) および図 10 (b) は RTO (*rttcur*)，平滑化 RTT (*srtt*)，および RTT の平均偏差 (*rttvar*) の遷移を表しており，縦軸は秒，横軸はパケット数である．垂直の破線は，垂直ハンドオフの発生時点，およびリンク移行期間の終了を表している．

図 9 (a) では、パラメータを初期値に設定しているものの、すぐに  $cwnd$  および  $ssthresh$  が減少している。これは、不必要な高速再送アルゴリズムにより、輻輳制御が実施され、パラメータが上書きされた結果である。PHS から WLAN への垂直ハンドオフでは、遅延特性が急激に減少する。このため、PHS を経由してクライアントへ到達するセグメントよりも、WLAN を経由する後続の多くのセグメントが先にクライアントへ到達し、セグメントの到達順序の入れ替わりが発生する。今回の実験では SACK オプションを有効にしているため、数個程度の到着順序の入れ替わりは許容可能であるが、PHS と WLAN の遅延特性の差がきわめて大きく、多くのセグメントの到達順序が入れ替わってしまう。その結果、サーバは高速再送アルゴリズムによる輻輳制御を実施し、 $cwnd$  および  $ssthresh$  を減少させてしまう。以後、サーバは小さい  $cwnd$  とともに輻輳回避段階へと移行しており、 $cwnd$  の増加量はなだらかになっている。これは、可用帯域が大幅に増加した状況を考えると、データリンクの特性を十分に活用しているとはいえない。

図 10 (a) においても、垂直ハンドオフ後に  $cwnd$  と  $ssthresh$  の減少が見られる。これは、先ほどと同様に、セグメントの到着順序の入れ替わりに起因するものである。しかし、図 10 (b) ではその後、リンク移行期間の終了を待ってパラメータを設定している。その結果、設定したパラメータは上書きされることなく、スロースタート段階へと移行している。これにより、垂直ハンドオフ後のデータリンクに急激な負荷をかけることなく、速やかにデータリンク特性へ追従することができる。

図 9 (b) および、図 10 (b) を考察する。垂直ハンドオフの前後では接続性が一時的に断絶したり、セグメントが異なるデータリンクを経由したりするため、一時的に RTT が増加する傾向にある。大きすぎる RTT、およびその RTT から算出される RTO は、適切な輻輳制御を妨げる要因となる。図 9 (b) では、各パラメータが定常値よりも大きくなる区間はそれほど長くないが、一時的にせよ適正值から乖離したパラメータをもちいることは好ましくない。一方、図 10 (b) では、リンク移行期間中、RTT の計測を停止するため、垂直ハンドオフ開始からリンク移行期間終了までは一定の値を保っている。さらに、リンク移行期間終了後に RTT の計測を再開するため、各パラメータは速やかに定常的な値へと遷移している。

また、PHS の区間において、 $rxtcur$  および  $srtt$  が設定した遅延特性を上回り、4 秒から 10 秒あたりを推移している。これは、実験に使用した dummynet の性能特性によるものである。dummynet では指定した帯域と遅延をもとにパケットのシェーピングを実施するが、キューに滞留しているパケット数の増大にとまらぬ、指定した値以上の遅延が発生することがある。図 9 (b) および図 10 (b) においても、dummynet 部分において遅延の増加が発生

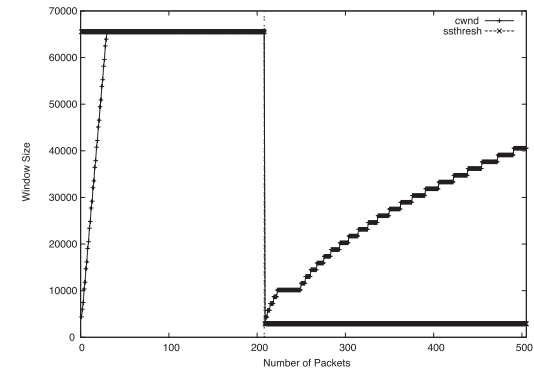
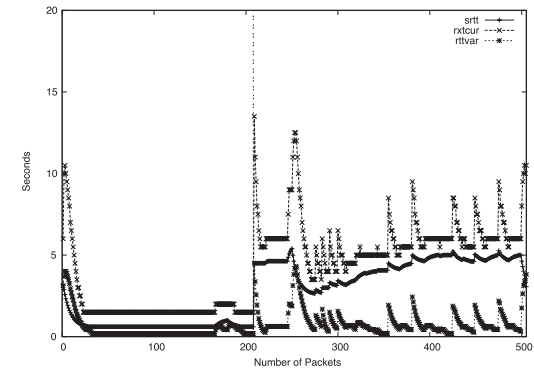
(a)  $cwnd$  and  $ssthresh$ (b)  $srtt$ ,  $rxtcur$  and  $rttvar$ 

図 11 広帯域リンクから狭帯域リンクへの垂直ハンドオフ (提案手法なし)

Fig. 11 A vertical handoff from fast-link to slow-link without proposed method.

しており、その結果、 $rxtcur$  および  $srtt$  が 4 秒から 10 秒あたりを推移している。

#### 4.1.2 広帯域リンクから狭帯域リンクへの垂直ハンドオフ

次に、WLAN にて通信を開始し、その後 PHS へ垂直ハンドオフするという想定のもと、実験を行った。図 11 はリンク移行期間を設けなかった場合であり (提案手法なし)、図 12 はリンク移行期間を設けた場合 (提案手法あり) の輻輳制御パラメータの遷移である。グラフの対応は図 9 および図 10 と同様である。

図 11 (a) では、垂直ハンドオフ直後にパラメータを設定しているにもかかわらず、 $cwnd$

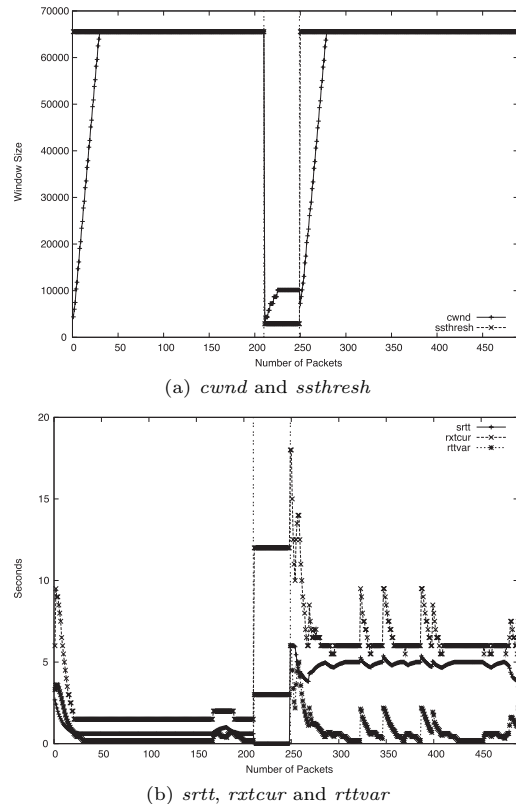


図 12 広帯域リンクから狭帯域リンクへの垂直ハンドオフ (提案手法あり)

Fig. 12 A vertical handoff from fast-link to slow-link with proposed method.

および *ssthresh* が減少している。これは、再送タイムアウトが発生し、輻輳制御が実施された結果生じたものである。WLAN から PHS への垂直ハンドオフでは、遅延特性が急激に大きくなる。図 11(b) の前半部分からも分かるように、垂直ハンドオフが発生する以前においては、RTO は WLAN の遅延特性に最適化されている。WLAN に最適化された RTO は PHS に対しては短すぎるため、セグメントが正しく到達していても、再送タイムアウトが発生してしまう。

一方、図 12(a) では、リンク移行期間終了にパラメータを設定しており、以後はスロー

スタート段階でのセグメント送受信が行われている。図 12(b) から分かるように、リンク移行期間開始時に輻輳制御パラメータを初期値に設定し、リンク移行期間が終了するまで RTT 計測を停止しているため、再送タイムアウトの影響を排除できている。また、リンク移行期間終了後は *cwnd* を 1MSS に設定し、TCP のセルフクロッキングを活用することで、輻輳制御を実施することなく *cwnd* を増加させている。

なお、図 11(b) および図 12(b) において、垂直ハンドオフ後、およびリンク移行期間終了後に設定されている *rttcur* の値が初期値のおおよそ 2 倍 (12 秒前後) となっている。これは、初期値設定直後に再送タイムアウトによる再送処理が実施されることに起因している。TCP は再送処理を行う際に、指数バックオフアルゴリズムとよばれる RTO を指数的に増加させる操作を実施する。このため、初期値設定後の *rttcur* の値が一時的に初期値の 2 倍に設定されている。

#### 4.2 スループット特性の比較

提案手法は、垂直ハンドオフに起因する不必要な輻輳制御を抑止し、TCP の輻輳制御機構をハンドオフ後のデータリンク特性に速やかに追従させる。その副次的な効果として、スループット特性の向上が期待できる。本節では、提案手法のスループット特性について評価する。

##### 4.2.1 提案手法の有無によるスループット特性の比較

図 8 の実験環境において、以下の 3 つのパターンにそれぞれについて 1 M バイトのファイル転送を実施する。

- 提案手法をもちいる場合
- 提案手法をもちいずにハンドオフ発生直後にパラメータを設定する場合
- ハンドオフ発生時になにもしない場合

この 3 つのパターンごとに、PHS から WLAN への垂直ハンドオフおよび WLAN から PHS への垂直ハンドオフのそれぞれについてスループット特性の調査を実施した。表 2 に各パターンにおけるスループット特性を示す。

PHS から WLAN への垂直ハンドオフ、および WLAN から PHS へのハンドオフ双方において、提案手法をもちいた場合のスループット特性が、他のパターンよりもわずかに改善されている。この差は、提案手法をもちいる場合には、TCP 輻輳制御機構がスロースタート段階を継続できるために生じている。スロースタート段階を維持することで、*cwnd* を素早く上昇させることができず、スループット特性をわずかに改善できている。一方、提案手法をもちいない場合は、不必要な輻輳制御の発生を防ぐことができず、ハンドオ

表 2 1M バイトのファイル転送時におけるスループット特性 (単位: Kbps)  
Table 2 TCP throughput for transferring of a 1Mbytes file (unit: Kbps).

	PHS	WLAN	WLAN	PHS
提案手法あり		253.0		65.7
提案手法なし (パラメータ設定あり)		250.3		61.0
提案手法なし (パラメータ設定なし)		251.3		60.2

フ後に輻輳回避段階へと遷移してしまう。このため、*cwnd* の上昇が提案手法をもちいた場合に比べて遅くなり、わずかながらスループット特性が減少してしまう。なお、PHS から WLAN へのハンドオフと、WLAN から PHS へのハンドオフではスループット特性に大きな違いがある。これは、ハンドオフを実施するタイミングが異なるためである。

#### 4.2.2 スループット特性向上の有効範囲

提案手法は、TCP の輻輳制御機構をハンドオフ後のデータリンク特性に速やかに追従させるものであるため、スループット特性の向上に関する有効性は短期間のファイル転送に限られる。すなわち、大きなデータ長のファイルを転送する場合は、提案手法によるスループット特性の改善は、全体のスループットに大きな影響を与えないと考えられる。提案手法が、スループット特性の向上に対して有効に動作する範囲を調べるために、異なるファイル長に対するスループット特性を調査した。4.2.1 項と同様に、提案手法をもちいる場合、提案手法をもちいずにハンドオフ発生直後にパラメータを設定する場合、ハンドオフ発生直後にもなにもしない場合の 3 つのパターンについて調査を実施している。

表 3 に、512K バイト、1M バイト、2M バイトの 3 種類のファイル長に対して、ファイル転送中に WLAN から PHS への垂直ハンドオフを実施した際のスループット特性を示す。512K バイトのファイル転送においては、提案手法をもちいた場合のスループット特性の改善が顕著にみられる。一方、2M バイトのファイル転送においては、提案手法の有無にかかわらず、どのパターンにおいてもスループット特性に差異は生じなかった。このことから、提案手法がスループット特性の改善に有効に機能するファイル長はおおよそ 1M バイト程度までであると考えられる。

#### 4.2.3 セグメント喪失に対するスループット特性の比較

提案手法は、垂直ハンドオフに起因するセグメントの喪失に対しても、その影響を排除できることを 3.3.5 項において述べた。ここでは、セグメント喪失に対するスループット特性を評価する。評価実験は 4.2.1 項と同様の条件で実施する。ただし、垂直ハンドオフを実施する際に、2 秒間の通信断絶時間を設けることとする。これにより、垂直ハンドオフ直後に

表 3 異なるファイル長ごとのスループット特性 (単位: Kbps)  
Table 3 TCP throughput for transferring of various file sizes (unit: Kbps).

	ファイル長		
	512K バイト	1M バイト	2M バイト
提案手法あり	78.4	65.7	66.3
提案手法なし (パラメータ設定あり)	65.7	61.0	66.3
提案手法なし (パラメータ設定なし)	64.2	60.2	66.3

表 4 セグメント喪失に対するスループット特性 (単位: Kbps)  
Table 4 TCP throughput for transferring of a 1Mbytes file sizes with segment loss (unit: Kbps).

	PHS	WLAN	WLAN	PHS
提案手法あり		215.1		53.0
提案手法なし (パラメータ設定あり)		212.2		50.7
提案手法なし (パラメータ設定なし)		211.7		49.7

送信されたセグメントは喪失することになる。

表 4 に各パターンにおけるスループット特性を示す。提案手法をもちいた場合は、セグメント喪失による不必要な輻輳制御の影響を排除できる。そのため、提案手法をもちいた場合は、提案手法をもちいない場合と比較してわずかながらスループット特性の改善がみられるが、その効果は微小である。しかし、提案手法によるスループット特性の改善は軽微であっても、リンク特性の急激な変化に対して TCP の輻輳制御機構を速やかに追従させることは、セグメント喪失の早期発見、およびセグメントの過剰送出手を抑制するために非常に重要である。

## 5. 今後の課題

提案手法を実環境にて適用するには、多くの課題が残されている。ここでは、大きな 2 つの課題について述べ、解決の方向性を示す。

第 1 に、送信ノードへ垂直ハンドオフの発生を通知する仕組みが不可欠である。本稿では、送信ノードが短時間で垂直ハンドオフの発生を認識できる環境において提案手法を評価した。実環境においては、送信ノードが垂直ハンドオフの発生を認識するまでの伝送遅延が無視できない。提案手法が有効に機能するためには、通知の伝送遅延を極力抑える必要がある。伝送遅延の軽減には、ハンドオフの発生を事前に予測する方法などが有効だと考えられる。また、ハンドオフの前後において接続性が不安定になり、ハンドオフの通知が

送信ノードへ到達しないことも想定される．垂直ハンドオフを通知する仕組みについては，これらの事項を詳細に検討する必要がある．

第 2 に，スループット特性の改善があげられる．4.2 節で提案手法のスループット特性の評価を実施したが，現在の手法では十分な改善がみられなかった．スループット特性の改善には，リンク移行期間終了後に設定する輻輳制御パラメータ値を，セッション開始時の初期値に設定するのではなく，より適切な値を設定する手法が考えられる．適切な輻輳制御パラメータを得る手段としては，以前に同一データリンク上で輻輳制御機構自身が生成したパラメータを使用する方法や，プローブパケットをもちいてパラメータを推測する方法などが利用できると思われる．

## 6. おわりに

異種データリンク間でのハンドオフである垂直ハンドオフでは，データリンク特性が急激に変化する可能性があり，従来の TCP 輻輳制御機構はその急激な変化に追従できない．この問題を解決する手法として，本稿では輻輳制御パラメータを再設定する手法に着目し，パラメータを設定するタイミングを提案した．垂直ハンドオフ直後は，不必要な輻輳制御が実施される可能性が高く，設定したパラメータが上書きされる場合がある．提案手法では，リンク移行期間という期間を設けることで，この問題を回避している．エミュレーション環境における実験の結果，提案手法はデータリンク特性の急激な変化に速やかに追従できることを示した．また，ファイル長が 1 M バイト程度のファイル転送においては，軽微ではあるものの，スループット特性が改善されることを示した．今後は実用化に向け，送信ノードへの垂直ハンドオフ発生の通知方法の検討，設定するパラメータの決定方法の確立，実環境での評価実験を進める予定である．

## 参 考 文 献

- 1) Perkins, C. (Ed.): IP Mobility Support for IPv4, RFC 3344 (2002).
- 2) Johnson, D., Perkins, C. and Arkko, J.: Mobility Support in IPv6, RFC 3775 (2004).
- 3) Devarapalli, V., Wakikawa, R., Petrescu, A. and Thubert, P.: Network Mobility (NEMO) Basic Support Protocol, RFC 3963 (2005).
- 4) 石橋賢一，森島直人，砂原秀樹：TCP の輻輳制御パラメータの設定によるリンク特性の変化に対する通信性能改善の可能性，第 14 回マルチメディア通信と分散処理ワークショップ，pp.61-66 (2006).

- 5) Sinha, P., Nandagopal, T., Venkitaraman, N., Sivakumar, R. and Bharghavan, V.: WTCP: A Reliable Transport Protocol for Wireless Wide-Area Networks, *Wireless Networks*, Vol.8, No.2-3, pp.301-316 (2002).
- 6) Morris, S. and Casetti, C.: TCP Westwood: Bandwidth Estimation for Enhanced Transport over Wireless Links, *MobiCom 2001: The 7th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking* (2001).
- 7) Balakrishnan, H., Sehan, S., Amir, E. and Katz, R.H.: Improving TCP/IP Performance over Wireless Networks, *Proc. 1st ACM Conference on Mobile Computing and Networking* (1995).
- 8) Bakre, A. and Badrinath, B.R.: I-TCP: Indirect TCP for Mobile Hosts, *International Conference on Distributed Computing Systems*, Vancouver, Can, IEEE, Piscataway, NJ, USA, p.136 (1995).
- 9) Ludwig, R. and Katz, R.H.: The Eifel algorithm: Making TCP robust against spurious retransmissions, *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, Vol.30, No.1, pp.30-36 (2000).
- 10) Goff, T., Moronski, J., Phatak, D.S. and Gupta, V.: Freeze-TCP: A True End-to-End TCP Enhancement Mechanism for Mobile Environments, *INFOCOM (3)*, pp.1537-1545 (2000).
- 11) Tsukamoto, K., Fukuda, Y., Hori, Y. and Oie, Y.: New TCP Congestion Control Schemes for Multimodal Mobile Hosts, *IEICE Trans. Communications*, Vol.E89-B, No.6, pp.1825-1836 (2006).
- 12) Tsukamoto, K., Hori, Y. and Oie, Y.: Mobility Management of Transport Protocol Supporting multiple Connections, *Proc. 2nd International Workshop on Mobility Management and Wireless Access Protocols (ACM MobiWac 2004)*, pp.83-87 (2004).
- 13) Kim, S. and Copeland, J.: TCP for seamless vertical handoff in hybrid mobile data networks, *Global Telecommunications Conference, 2003, GLOBECOM'03, IEEE*, Vol.2 (2003).
- 14) Rizzo, L.: dummynet. [http://info.iet.unipi.it/~luigi/ip\\_dummynet/](http://info.iet.unipi.it/~luigi/ip_dummynet/)

(平成 20 年 1 月 6 日受付)

(平成 20 年 7 月 1 日採録)

## 推 薦 文

本稿では，インターネットだけでなく，ローカルネットワークへの接続性を提供可能とするとともに，接続認証を必要とする無線 LAN スポットへの接続時のハンドオーバー時間を短縮するために，ハンドオーバー処理の開始タイミングを自動で切り替える機能を持つモバイル

ルータ拡張方式を提案している。さらに、実装およびネットワークへの接続所用時間やハンドオーバー時間という観点から評価を行い、提案方式の有効性を示している。

本研究成果は無線 LAN スポットを利用した接続や、コンテンツ提供などに実用的で大きく貢献するものであり、ここに推薦論文として推薦する。

(モバイルコンピューティングとユビキタス通信研究会主査 渡辺 尚)



石橋 賢一 (学生会員)

平成 17 年有明工業高等専門学校生産システム工学専攻卒業。平成 19 年奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科修士課程修了。同年より同大学院情報科学研究科博士課程。移動体通信環境におけるトランスポート層の研究に従事。



森島 直人 (正会員)

平成 8 年京都大学工学部数理工学科卒業。平成 10 年奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科博士前期課程修了。通信会社の法人営業部門における社内ネットワーク構築運用等の業務を経て、平成 14 年奈良先端科学技術大学院大博士後期課程修了。平成 13 年同大学附属図書館研究開発室助手。工学博士。



砂原 秀樹 (正会員)

昭和 58 年慶應義塾大学工学部電気工学科卒業。昭和 63 年同大学院博士課程修了。同年電気通信大学情報学部助手。平成 6 年奈良先端科学技術大学院大学情報科学センター助教授。教授を経て、平成 20 年より慶應義塾大学大学院メディアデザイン研究科教授。工学博士。インターネット、大規模広域分散環境、ネットワーク、並列処理、オペレーティングシステム、電子図書館に関する研究に従事。電子情報通信学会、ACM、IEEE 各会員。