

推薦論文

モバイルインターネットにおける TCP トラフィック間の親和性を考慮した帯域制御法

松下陽介[†] 松田崇弘[†] 山本 幹[†]

モバイルネットワークでは、ハンドオーバーによりフローの経路が動的に変更されるため、ネットワーク内部でのトラフィック量の空間的な分布が急激に変動する。これは、ハンドオーバーフローとハンドオーバー先のフロー（非ハンドオーバーフロー）との帯域の競合が発生することを意味し、これにより伝送特性が著しく劣化する可能性がある。本論文ではシステム性能の劣化が避けられない状況においてその性能劣化をなだらかに実現する技術としての Graceful Degradation を、上位プロトコル階層においても重要な概念であると位置付け、新たに無線 TCP に Graceful Degradation を導入した。具体的には、Graceful Degradation を TCP トラフィックに対し実現するためのトラフィック制御を提案している。Graceful Degradation は、ハンドオーバー時にトラフィック制御を行うことによりハンドオーバーフローと非ハンドオーバーフローの両者を大きく劣化させることなく帯域を共用させるための技術である。シミュレーションによる評価の結果、本方式によりハンドオーバーフローが非ハンドオーバーフローに与える影響を緩和することができ、ハンドオーバー直後の 5 秒間に両フローの転送可能なデータ量の合計が約 2 倍になることが明らかとなった。

Bandwidth Control for Graceful Degradation of TCP Traffic in Hierarchical Mobile Internet

YOSUKE MATSUSHITA,[†] TAKAHIRO MATSUDA[†] and MIKI YAMAMOTO[†]

In mobile networks, a handover results in significant degradation of transmission performance due to contention of available bandwidth between handover flows and other flows. In this article, we focus on *graceful degradation*, which gracefully degrades throughputs of both flows with a bandwidth control to avoid bursty packet losses due to the contention. We propose a network supported bandwidth control for graceful degradation of TCP flows. Computer simulation result shows that the proposed scheme can avoid significant throughput degradation of both handover and non-handover flows due to the contention, and as a result, total data size of both flows which can be transferred within 5 seconds after the handover is increased to twice of that without the proposed scheme.

1. はじめに

モバイルインターネットとは、端末の移動に対応したネットワーク層プロトコルを具備したインターネットを指す。ネットワーク層プロトコルの主たる提供機能は、ホストから送られたデータグラムを所望のホストへと届けるルーティングである。ユーザの移動などによりホストが位置を変更した場合、移動先を認識したうえでデータグラムを適切に移動先へ誘導する仕組みがネットワーク層プロトコルに必要となる。インターネットにおいては、この機能を提供するプロトコルと

して Mobile IP¹⁾ が規定されている。ユーザが無線アクセスにより接続している環境を想定した場合、ユーザはセッションを継続した状態で移動することが一般的に発生する。この場合、ネットワーク内での経路の動的な変更が必要となる。ホストの移動により接続されるアクセスポイントが変更される動作は一般にハンドオーバーと呼ばれており、無線環境を想定したモバイルインターネットにおいてはハンドオーバーによる経路の動的変更が重要な課題となる。

ハンドオーバーによりフローの経路が大きく変更される場合、ネットワーク内のトラフィック量の空間的な分布

[†] 大阪大学大学院工学研究科
Graduate School of Engineering, Osaka University

本論文の内容は平成 15 年 5 月のモバイルコンピューティングとワイヤレス通信研究会にて報告され、MBL 研究会主催により情報処理学会論文誌への掲載が推薦された論文である。

が急激に変化する．ここで、無線帯域を無線 LAN のようにユーザ間で共有して使用している状況を考える．この状況であるフローが、ハンドオーバにより多くのフローで帯域が共有されている無線リンクに経路変更された場合を考える．この場合、ハンドオーバにより移動したフロー（以下ハンドオーバフロー）と、以前からこの無線リンクを使用していたフロー（以下非ハンドオーバフロー）との間に帯域競合が発生し、一時的に両者の性能劣化を引き起こす可能性がある．現時点では、ハンドオーバによるハンドオーバフローの性能劣化を補償する方向での研究が数多く発表されている．たとえば、トランスポート層に TCP を用いた場合にハンドオーバが引き起こす一時的なパケットロスによる性能劣化を補償する研究^{2)~8)}として、バイキャスト方式^{5),6)}、パケット転送方式^{7),8)}などがある．このような性能補償が行われた場合には、帯域の競合を助長する方向に働く制御であるため、非ハンドオーバフローへの影響は甚大なものとなる．

本論文では、ハンドオーバフローだけでなく非ハンドオーバフローの性能劣化を抑えることを目的とし、トランスポート層において Graceful Degradation の概念を導入する．本論文では、トランスポート層に Graceful Degradation を導入することで、ハンドオーバフローが参入することにより引き起こされる非ハンドオーバフローのスループット特性の過度の劣化を回避し、ハンドオーバフローと非ハンドオーバフローが公平に帯域を配分する状態へなだらかに移行することを目指す．

以下に本論文の構成を示す．2章では、本論文でモバイルインターネットに対して新たな概念として導入した Graceful Degradation について説明する．3, 4章では TCP トラフィック間の親和性を考慮した帯域制御法を提案し、その性能評価を行う．5, 6章では今後の課題および本論文の結論を述べる．

2. Graceful Degradation

2.1 ハンドオーバの影響

一般にセルラーネットワークや無線 LAN などの無線通信システムでは、無線端末は基地局を介した無線チャネルを用いて通信を行う．1つの基地局が端末と無線チャネルを確立できるエリアは基地局ならびに端末の送受信電力により決定される．端末がある基地局と無線チャネルを確立していた状況において、そのエリアから移動する場合には、無線チャネルの確立が可能な別の基地局に接続を変更する必要がある．この接続基地局変更の動作をハンドオーバという．

ハンドオーバには様々なネットワーク階層が関連する．無線チャネルの切替えは、物理層ならびにデータリンク層が関連する．ネットワーク層で IP を用いた場合には、IP プロトコルは固定ホストを対象としたアドレッシングが基本となっているためにネットワーク層でのハンドオーバ対応技術として、Mobile IP¹⁾が必要となる．これは、ネットワーク層でのハンドオーバ技術に位置付けられる．トランスポート層に TCP を用いた場合には、移動前のエリアに滞留するパケットが廃棄されることにより生ずるバースト的なパケットロスが原因となり、TCP のスループットが大きく減少することが報告されている．この性能劣化を補償する技術として、様々な方式が提案されている^{2)~8)}．

ここで、ハンドオーバによる影響を、ハンドオーバフローと非ハンドオーバフローの双方の観点から検討してみる．ハンドオーバフローについては、ハンドオーバの発生がある程度予測できるため、予防的処置が可能である．たとえば、基地局からの受信電力などからハンドオーバを予測し、なんらかの対策を講じることが検討されている^{2)~8)}．TCP トラフィックを対象とした研究では、ハンドオーバによるバースト的なパケットロス発生を抑制するために、ハンドオーバの発生を予測すると移動前のエリアと移動先のエリアの双方に同一セグメントをある期間転送するバイキャスト^{5),6)}という方法が提案されている．この方法を用いた場合、ハンドオーバによるバースト的なパケットロスの発生が回避でき、ユーザにハンドオーバの発生を隠蔽できる．

次に、非ハンドオーバフローの観点から、他のフローのハンドオーバの影響を検討してみる．非ハンドオーバフローについては、他のフローのハンドオーバの発生はまったく予測できない．このため、ハンドオーバに対する予防的処置が行えず、ハンドオーバフローの加入により甚大な影響を被る可能性がある．たとえば、TCP を用いた通信において、ハンドオーバフローがバイキャストによる予防処置を施しハンドオーバによる性能劣化を補償している場合、その補償により大量のトラフィックが一気に流入し、非ハンドオーバフローに対して大幅な性能劣化を引き起こす可能性がある．

移動体電話などの回線交換ネットワークや RSVP (Resource reSerVation Protocol) など、QoS 制御により基地局などが帯域を管理できる場合には、ハンドオーバにより規定の性能を満足できない状態に陥ることが事前に分かるため、ハンドオーバ時の影響を基地局において抑制することが可能である．ところが、無線 LAN などの自律分散制御による帯域共有を実現するネットワークにおいては、ハンドオーバフローと非

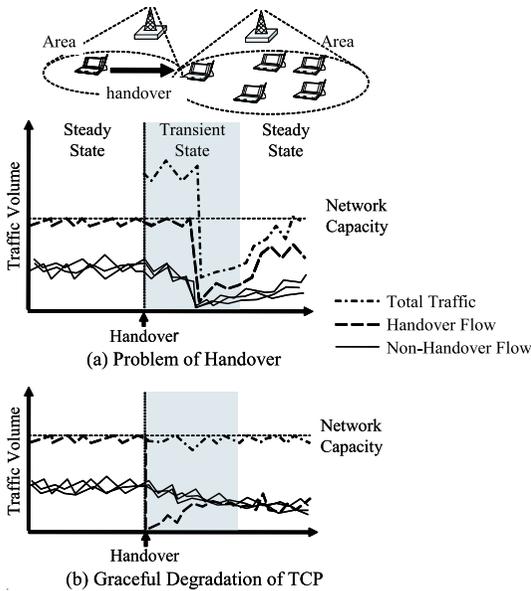


図 1 TCP における Graceful Degradation
Fig. 1 Graceful Degradation of TCP.

ハンドオーバーフローの競合問題は重要な技術課題となる。

2.2 Graceful Degradation の概念

前節で述べたように、ハンドオーバーに対しては、その影響をユーザに隠蔽する方向での研究が多くなされてきた。筆者らの知るところでは、非ハンドオーバーフローがハンドオーバーフローにより被る影響を考慮した研究は皆無である。

ハンドオーバーフローが参入した後ある期間が経てば、ハンドオーバーフローと非ハンドオーバーフローが公平に無線リンク帯域を共有している状況に落ち着くことが望まれる。しかし、ハンドオーバーフローはハンドオーバー前の帯域配分に応じたトラフィックを無線リンクに突然流入させるため、ハンドオーバー以後の公平状態に落ち着く前の過渡状態においてネットワークに多大な負荷をかけることになる(図 1(a))。

ハンドオーバー以前の公平帯域配分状態とハンドオーバー以後の公平帯域状態という 2 つの定常状態の間をなだらかに移行させる技術が、Graceful Degradation である。

2.3 TCP における Graceful Degradation

TCP においては、同一条件下の複数のフローが帯域を共有する場合、公平な資源配分が実現できることが知られている。すなわち、ハンドオーバーフローと非ハンドオーバーフローが TCP をトランスポート層に用いている場合には、ある一定期間経過後にはハンドオーバーフローと非ハンドオーバーフローは公平に帯域を共有

することが期待できる。

ここで、公平配分状態に移行する前の過渡的状态、すなわちハンドオーバーにより新しくフローが加入した時点から定常的な公平配分状態に至るまでの段階を検討してみる。ハンドオーバーによるパケットロスを軽減するための処置としてパイキャストなどを用いた場合には、ハンドオーバー前に利用していた帯域分のフローが大量に流れ込むためハンドオーバーフローと非ハンドオーバーフローの双方にパケットのバーストロスが発生する。TCP の輻輳制御では、バーストロスが発生すると、再送タイムアウトのメカニズムによりスロースタートアルゴリズムが動作する。この場合には、ハンドオーバーフローと非ハンドオーバーフローの双方のスループットが著しく劣化し共有リンクの利用率が一時的に大きく下がることとなる。

したがって TCP における Graceful Degradation を実現するには、図 1(b) に示すように、ハンドオーバーフローのパケットをタイムアウトの原因となるバーストロスが発生しない程度に徐々に流入させる必要がある。その結果 TCP の輻輳制御における帯域の自動調節機能によりスループットが極端に劣化することなくハンドオーバーフローと非ハンドオーバーフローの帯域が公平となる状態へのなだらかな移行が可能となる。

3. TCP トラフィック間の親和性を考慮したトラフィック制御技術

3.1 モバイルインターネットにおけるネットワーク構造とトラフィック制御

近年、モバイルインターネットでは高速なハンドオーバーに対応するため、広範囲の IP レベルでの移動性を Mobile IP で実現し、特定エリア内の狭い範囲での移動性を他のマイクロモビリティプロトコルで実現することが検討されている^{9) - 11)}。マイクロモビリティプロトコルでは、ネットワーク全体はコアネットワークと複数の基地局を含むサブドメインに分割された階層構造を持つ。本論文ではハンドオーバーの発生はサブドメイン内に限定する。サブドメイン間移動はサブドメイン内の基地局すべてのサービスエリアの外に出るときしか発生しない。その頻度は基地局間の移動に比べてはるかに小さいと思われるため、本論文ではサブドメイン間移動は考慮しない。階層化されたモバイルネットワークでは、サブドメイン内でのハンドオーバーにともなう経路変更は、境界ルータにおいて行われる。階層化モバイルインターネットでは、ハンドオーバーが発生したとしても、境界ルータと移動ノード間の経路しか変更されない。すなわち、経路変更は

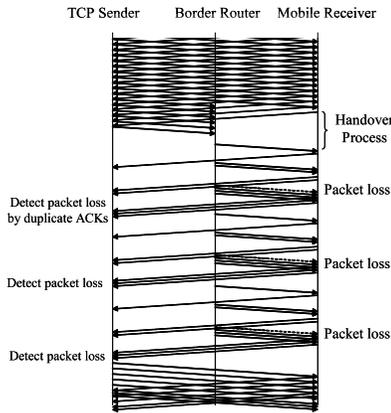


図 2 提案方式の動作

Fig.2 Process of our scheme.

サブネット内に限定されるため、サブネット内のトラフィックの影響のみを考慮すればよい。そこで提案方式では、境界ルータに帯域制御機能を付加することにより、サブネット内のトラフィック制御を行う。

3.2 提案方式

本節では提案方式について詳しく解説する。ハンドオーバーによるパケットロス発生は何らかの手段により回避されているものと仮定する。提案方式は、ハンドオーバーを一度に新しい経路に流入させず、境界ルータにキャッシュし、流入させるパケットを徐々に増加させることにより Graceful Degradation を実現する方式である。流入させるパケット数は境界ルータでハンドオーバーに対し設定されたウィンドウサイズ wnd で制限し、これを少しずつ増加させることにより流入させるパケット数を増加させる (図 2)。

提案方式の動作は以下のとおりである。

- (1) 境界ルータにおいて、ハンドオーバー終了後ハンドオーバーに対し提案方式の動作終了を示すタイム (タイムアウト発生時間 τ) を設定する。
- (2) 境界ルータはハンドオーバーのパケットをキャッシュし、 $wnd = 1$ としてキャッシュされたパケットを送出する (図 3)。
- (3) 境界ルータでハンドオーバーの受信ノードから送信された ACK を監視し、境界ルータから送出されたパケットが受信ノードに届いていると判断されれば境界ルータは $wnd = wnd + 1$ とする (図 4)。
- (4) 順序どおりのシーケンス番号を持つ ACK が境界ルータに返ってこなかった場合、境界ルータはパケットロスが発生したと判断し、(2) に戻る (送信ノードでも ACK によりパケットロスが検知さ

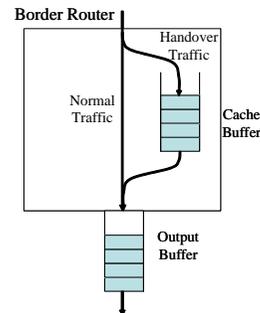


図 3 境界ルータバッファ

Fig.3 Border router buffer.

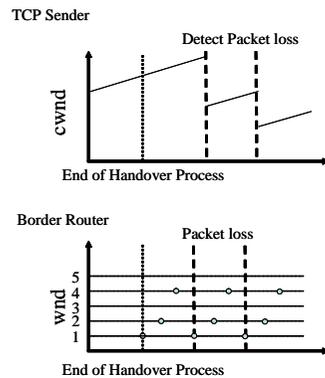


図 4 提案方式におけるウィンドウサイズの推移

Fig.4 Transition of window size in proposed scheme.

れるため、送信ノードの輻輳ウィンドウサイズは $1/2$ になる)。

- (5) ACK が時間 δ を過ぎても境界ルータに返ってこなければパケットロスが発生したと判断し、(2) に戻る。 δ は境界ルータと受信ノード間の RTT を用いて TCP の再送タイムと同様の原理¹²⁾ により計算される値である。
- (6) 時間 τ が経過すると、境界ルータのキャッシュが解放され、通常の TCP 伝送に戻る。

上記の (2), (3) より明らかなように提案方式は TCP のスロースタートアルゴリズムと類似している。しかし、ハンドオーバー自体のパケットはキャッシュ内に存在しており、ハンドオーバーと非ハンドオーバーの帯域競合によるパケットロスの結果発生するスロースタートとは根本的に異なる。この場合には、ハンドオーバーと非ハンドオーバー双方のスループットが劣化するだけでなく、パケットロスを検知するため TCP の送信ノードは再送タイムが動作するまでの間待たなければならない。

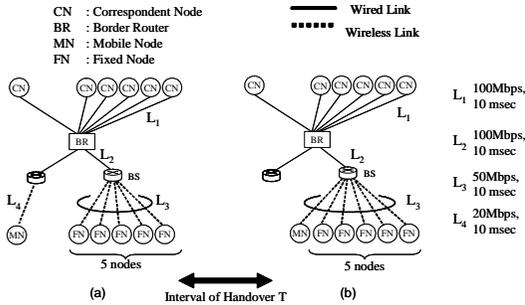


図 5 シミュレーションモデル
 Fig. 5 Simulation model.

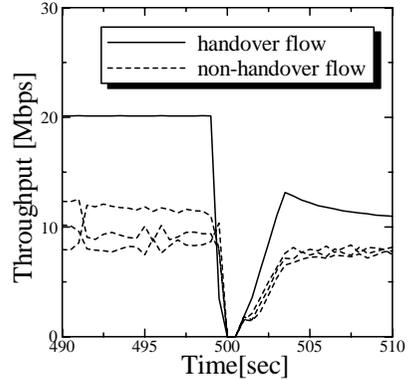


図 6 バイキャストを用いた場合のスループット
 Fig. 6 Throughput with bicast scheme.

4. 性能評価

4.1 シミュレーションモデル

提案方式の評価のためのシミュレーションモデルを図 5 に示す。有線ネットワーク上の固定ノードより無線端末にデータを転送する場合を想定する。受信ノードである無線端末は全部で 6 ノードが存在する。そのうち 5 ノード (FN) は非ハンドオーバーとして同一リンクを共有しており、移動は行なわないものとする。1 ノード (MN) はハンドオーバーとしてその共有リンクと単独で使用しているリンクを交互に移動するものとする。本論文では過渡的な特性 (図 6, 7) と平均的な特性 (図 8~13) の 2 つを評価することにより提案方式の有効性を確認する。過渡的な特性では、MH が図 3 (a) の状態から図 3 (b) の状態へ移動したときの特性を評価する。また、平均的な特性では MH が図 3 (a) と (b) の状態を繰り返し移動したときの特性を評価する。ハンドオーバーの発生間隔はモバイルノードが位置する地理的環境により様々な統計分布が考えられる。しかし、本論文ではモバイルノードは任意の時刻に任意の方向に一樣に移動可能であるという前提でシミュレーションを行っているため、ハンドオーバーの発生間隔は平均 T の指数分布とする。データリンク層ではハンドオーバーによる瞬断は発生しないと仮定し、ネットワーク層での経路切替えに要する時間を $t=60$ msec とする。また、TCP としては TCP-Reno を用いるものとする。その他のパラメータは以下のとおりである。ただし、 B は通常の IP ルータの出力バッファのサイズであり、 B_c はハンドオーバー用のキャッシュバッファのサイズである。図 3 に示すように、提案方式が動作している間、ハンドオーバーの packets はトラフィック制御のため、一度キャッシュに蓄えられ、キャッシュよりこのバッファに入力されることになる。

- パケット長 1,500 bytes
 - ルータ内バッファサイズ (送信用) $B = 300$ [packets]
 - ルータ内バッファサイズ (キャッシュ用) $B_c = \infty$
- 4.2 評価指標

ハンドオーバーの平均スループットを γ_M とし、非ハンドオーバーの平均スループットを γ_F とする。本来、平均スループットは図 5 (a), (b) の両方の状態の平均から求めるべきであるが、提案方式による帯域の競合の改善度合いをはかるために図 5 (b) の状態での平均スループットを用いる。非ハンドオーバーは 5 つ存在するが、すべて同条件でシミュレーションされるためスループット特性に関してフローの区別はしない。また、図 5 (b) の状態に 6 つの受信ノードが つねに固定されていると仮定した場合 (MN は移動しない) の平均スループットを $\tilde{\gamma}$ とする。提案方式の効果のスループット比 $\gamma_M/\tilde{\gamma}$, $\gamma_F/\tilde{\gamma}$ を用いて評価する。スループット比が 1 に近いほど、ハンドオーバーと非ハンドオーバーが公平に帯域を共有していることを示しており、Graceful Degradation が実現されている。

提案方式は、4 章で説明したようにハンドオーバーによるロスは何らかの方法で回避されているという前提のもとで構築されている。本論文では、バイキャストを用いてハンドオーバーによるロスを回避する。バイキャストを用いた場合とバイキャストと提案方式を併用した場合を比較することにより Graceful Degradation の効果を評価する。

4.3 シミュレーション結果

4.3.1 各方式のスループット

図 6, 図 7 に 500 秒の時点でハンドオーバーが発生した場合の各方式のスループットの時間推移を示す。非

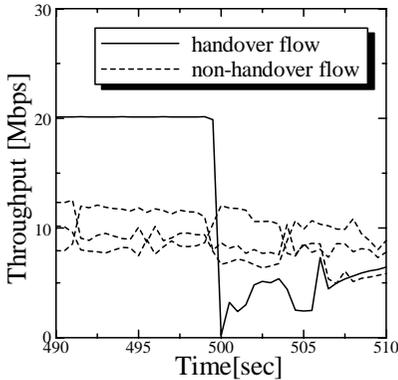


図 7 提案方式を用いた場合のスループット
Fig. 7 Throughput with proposed scheme.

表 1 ハンドオーバー後 5 秒間で転送されたバイト数
Table 1 Transferred bytes during 5 seconds after the handover.

	handover flow [kbyte]	non-handover flow [kbyte]	total [kbyte]
bicast	4.34	2.17	15.2
proposed	2.26	5.79	31.2

ハンドオーバーは、シミュレーション上では5つ存在するが、スループットは同様の傾向を示すため3フローのみを示す。図6はバイキャストを用いた場合のスループットの時間推移である。図より、バイキャストでは、ハンドオーバーと非ハンドオーバーの帯域の競合が発生するためパースト的なパケット廃棄が発生し、双方のフローともに再送タイムアウトが発生し、スロースタートにより通信が再開されている。

図7は提案方式を用いた場合のスループットの時間推移である。提案方式を用いた場合、帯域を制御しているため、境界ルータで受け取った非ハンドオーバーのACKのシーケンス番号が先に送ったはずのパケットを示していれば、パケットロスが発生したと判断し、(2)に戻る。そのため、パケットがパースト的に廃棄されていない。また、ハンドオーバーはスロースタートアルゴリズムにより徐々にスループットを増加させていることが分かる。表1はハンドオーバー後5秒間で転送されたバイト数を表している。バイキャストを用いた場合には、両フローがともにスロースタートしているため、転送されたバイト数がきわめて少なくなっている。提案方式を用いた場合、ハンドオーバーは非ハンドオーバーの帯域を過剰に占有しないように帯域が抑えられるため、バイキャスト方式に比べて転送されたバイト数が減少している。

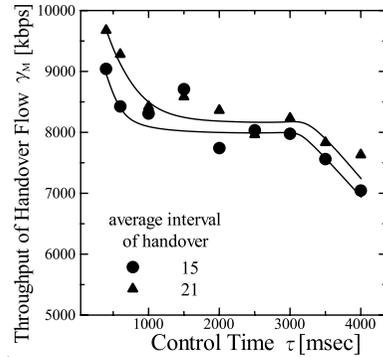


図 8 τ に対するハンドオーバーのスループット特性
Fig. 8 Throughput of handover flow vs. τ .

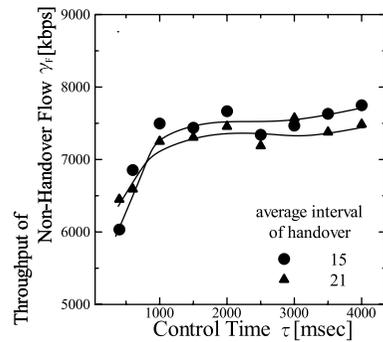


図 9 τ に対する非ハンドオーバーのスループット特性
Fig. 9 Throughput of non-handover flow vs. τ .

しかし、非ハンドオーバーはタイムアウトおよびスロースタートを回避しているため、転送されたバイト数が大きく増加している。その結果、すべてのフローで転送されたバイト数の合計は2倍程度に向上していることが分かる。

4.3.2 タイマの設定時間 τ に対するスループット特性

次に、タイマの設定時間 τ に対する特性を評価する。図8は τ に対する γ_M である。 γ_M は $\tau = 3.0$ [sec] 前後まではあまり変化しないが、それ以上になると徐々に劣化しはじめる。提案方式の動作(4)、(5)で説明したように、提案方式動作中に境界ルータ-受信ノード間でパケットロスが発生すると、 $wnd = 1$ にリセットされる。したがって、キャッシュ内のパケットが少なくなり非ハンドオーバーと帯域を共用できる状態であるにもかかわらず提案方式により帯域が抑えられている可能性があり、この場合には τ が長くなるに従いスループットが低くなる。図9は τ に対する γ_F を示している。 τ が小さい場合には、ハンドオーバーのキャッシュ内のパケットが多く残っているため、提案方式の動作終了後に帯域の競合が発生

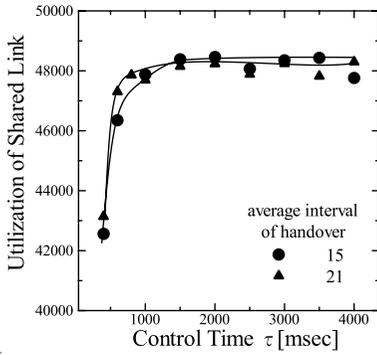


図 10 τ に対する共有リンク利用率
Fig. 10 Shared link utilization vs. τ .

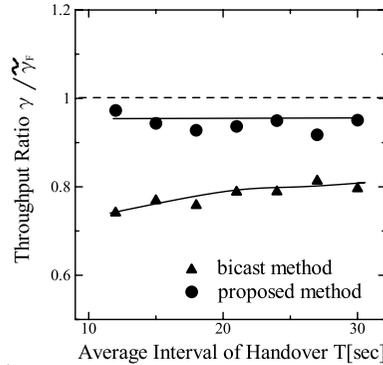


図 12 平均ハンドオーバー発生間隔 T に対する非ハンドオーバーフローのスループット特性
Fig. 12 Throughput of non-handover flow vs. average handover interval T .

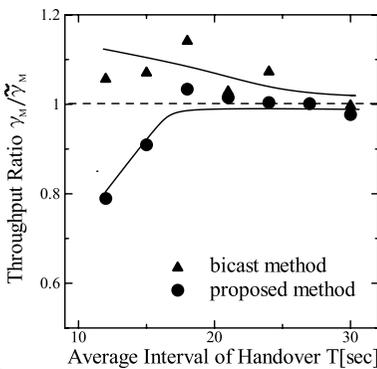


図 11 平均ハンドオーバー発生間隔 T に対するハンドオーバーフローのスループット特性
Fig. 11 Throughput of handover flow vs. average handover interval T .

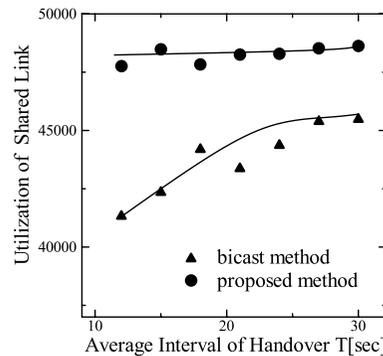


図 13 平均ハンドオーバー発生間隔 T に対する共有リンクのリンク利用率
Fig. 13 Shared link utilization vs. average handover interval T .

する可能性があり、スループットの改善率は低いが、 τ が大きくなるにつれてスループット特性が大幅に改善されていることが分かる。以上の結果より τ を 3.0 [sec] より大きくするとハンドオーバーフローの特性が劣化し、1.0 [sec] より小さくすると非ハンドオーバーフローの特性が劣化することが分かる。図 10 は τ に対する共有リンクの利用率を示したものである。図より $\tau = 2.0$ [sec] 以上になると利用率が 1 に近い値を保っていることが分かる。以下では共有リンクの利用率を高く保ちハンドオーバーフローのスループットを劣化させないという立場から $\tau = 2.0$ [sec] に設定したシミュレーション結果を示す。

4.3.3 他方式との性能比較

図 11, 図 12 はそれぞれハンドオーバーの平均発生間隔 T に対する $\gamma_M/\tilde{\gamma}_M, \gamma_F/\tilde{\gamma}_F$ を示している。図よりバイキャストでは、 $\gamma_M/\tilde{\gamma}_M$ が 1 を大きく上回っていることが分かる。これはハンドオーバーフローが余分な帯域を占有していることを示している。バイキャスト

トでは、ハンドオーバー時の経路切替え途中に双方向にデータを送信する。つまりハンドオーバー途中に帯域の競合が発生していることになる。しかし、競合が発生したとしても非ハンドオーバーフローの packets は廃棄されるのに対し、ハンドオーバーフローの受信ノードは競合が発生していない基地局から packets を受け取ることができる。したがって、非ハンドオーバーフローのスループットの劣化により空いた帯域分だけ、ハンドオーバーフローは帯域を占有することになる。一方、提案方式は $\gamma_M/\tilde{\gamma}_M, \gamma_F/\tilde{\gamma}_F$ ともにほぼ 1 に近い値を示しており、Graceful Degradation が達成されていることが分かる。図 13 は共有リンクの利用率を示したものである。図より提案方式はバイキャストより高い利用率を実現しており、このことから提案方式が Graceful Degradation を実現するうえで有効であることが分かる。

5. 今後の課題

提案方式のパラメータである τ の最適な値は帯域および RTT に依存することが予想される。キャッシュを解放する際、キャッシュ内のパケットが大量に存在していた場合には、パーストロスが発生する。そのため、 τ はキャッシュ内のパケット数が十分小さくなる時間に設定されなければならない。しかし、 τ を長くしすぎると、ハンドオーバーのスループットが過剰に抑えられることになる。そのため、 τ の値は実際のシステムに応じて適切に設定される必要があるが、この部分については提案方式の基本特性を明らかにするという本論文の範囲を超えるため、 τ を変えるということを含めて今後の課題とする。

本方式はハンドオーバーのスループットを低下させるという働きを持つため、ハンドオーバー先のリンクに非ハンドオーバーが存在しなかった場合には τ の値に応じてリンクの利用率が低下する。しかし、ハンドオーバーと非ハンドオーバーの重要性を考えた場合、本論文ではハンドオーバーが流れる前にリンクを使用していた非ハンドオーバーの方が優先されるべきであると考えている。したがって、非ハンドオーバーが存在しない場合には確かにハンドオーバーのスループットは劣化するが、非ハンドオーバーを保護するという意味ではどのような状態でも目的は達成できていると考えられる。またこのような問題を回避するには、ハンドオーバー先にあらかじめ存在するフロー数を把握してそれをトラヒック制御に反映させる必要がある。この本数については今後の課題とする。

6. ま と め

本論文では階層化モバイルインターネットにおける境界ルータにおいて帯域制御を行うことにより、TCP トラヒックに対する Graceful Degradation を実現するための方式を提案した。計算機シミュレーションにより、提案方式を用いることでハンドオーバーが非ハンドオーバーに与える悪影響を回避し、ハンドオーバー直後の 5 秒間に両フローの転送可能なデータ量の合計が約 2 倍に向上することを示した。本論文で検討した Graceful Degradation は従来のモバイルネットワークにおける TCP の研究にはない新しい概念である。この考えは、特にユーザの密度、アクセス網などの点でヘテロジニアスな環境にあるときに大きな効果を発揮するものと予想される。

参 考 文 献

- 1) Hohnson, D.B., Perkins, C. and Arkko, J.: Mobility Support in IPv6, Internet draft, draft-ietf-mobile-ipv6-18 (June 2002).
- 2) Goff, T., Morosaki, J. and Phatak, D.S.: Freeze-TCP: A True End-to-End TCP Enhancement Mechanism for Mobile Environments, *Proc. IEEE INFOCOM 2000*, pp.1537–1545 (2000).
- 3) Brown, K. and Singh, S.: M-TCP: TCP for Mobile Cellular Networks, *ACM Computer Communication Review*, Vol.27, No.5, pp.19–43 (Oct. 1997).
- 4) Yegin, A.E., Perkins, C.E., Domety, G., El-Malki, K. and Khalil, M.: Fast Handovers for Mobile IPv6, Internet draft, draft-ietf-mobileip-fast-mipv6-04, work in progress (Mar. 2002).
- 5) Calhoun, P.R., Hiller, T., Kempf, J., MaCann, P.J., Pairla, C., Thalanaly, S. and Singh, A.: Foreign Agent Assisted Hand-off, Internet draft, draft-calhoun-mobileip-proactive-fa03, work in progress (Nov. 2000).
- 6) Helmy, A.: State Analysis and Aggregation Study for Multicast-based Micro Mobility, *IEEE International Conference on Communications* (May 2002).
- 7) Krishnamurthi, G., Chalmers, R.C. and Perkins, C.E.: Buffer Management for Smooth Handovers in Mobile IPv6, Internet draft, draft krishnamurthi-mobileip-buffer6-00, work in progress (July 2000).
- 8) O'Neill, A., Corson, S. and Tsirtsis, G.: Generalized IP Handoff, Internet draft, draft-oneil-craps-handoff-00, work in progress (Aug. 2002).
- 9) Soliman, H., Castelluccia, C., El-Malki, K. and Bellier, L.: Hierarchical MIPv6 mobility management (HMIPv6) Internet draft, draft-ietf-mobileip-hmipv6-06 (July 2002).
- 10) Ramjee, R., La Porta, T., Thuel, S., Varadhan, K. and Wang, S.Y.: Wireless networks, HAWAII: a domain-based approach for supporting mobility in wide-area wireless network, *Proc. ICNP '99*, pp.283–292 (1999).
- 11) Valko, A.G.: Cellular IP — A New Approach to Internet Host Mobility, *ACM Computer Communication Review*, pp.50–65 (Jan. 1999).
- 12) Stevens, W.R.: *TCP/IP Illustrated, Volume 1, The Protocols*, Addison Westley (1994).

(平成 15 年 7 月 28 日受付)

(平成 16 年 9 月 3 日採録)

推薦文

本論文は、モバイルネットワークのハンドオーバーの際に生じるトラフィックの不整合と、これによって生じるスループットの低下を低減する手法として Graceful Degradation を提案する。Graceful Degradation は、階層化されたモバイルネットワークでの境界ルータでキャッシングを行うことにより、ハンドオーバー先サブドメインでの輻輳を回避する手法である。従来と同種の研究では、ハンドオーバーするノードのトラフィックの性能劣化のみを対象としてきたが、非ハンドオーバーノードを含めた公平な資源配分を図る点にオリジナリティが認められる。本論文では、システムのモデル化とシミュレーション、従来手法との比較検討を行い、非ハンドオーバーノードのスループット劣化を低減できることが示される。本研究は、無線 IP ネットワークでの品質向上に資するものとして高く評価でき、今後の発展が期待される (MBL 研究会主査 高橋 修)



松下 陽介 (学生会員)

平成 13 年大阪大学工学部通信工学科卒業。平成 15 年同大学大学院修士課程修了。現在、同大学院博士課程に在学中。モバイルインターネットの研究に従事。電子情報通信学会、

IEEE 各会員。



松田 崇弘 (正会員)

平成 8 年大阪大学工学部通信工学科卒業。平成 11 年同大学大学院博士課程修了。同年同大学院工学研究科助手、現在に至る。インターネットトラフィック解析および無線 TCP/IP ネットワークに関する研究に従事。工学博士。平成 13 年電子情報通信学会学術奨励賞受賞。電子情報通信学会、IEEE 各会員。



山本 幹 (正会員)

昭和 58 年大阪大学工学部通信工学科卒業。昭和 63 年同大学大学院博士課程修了。同年同大学院工学研究科助手、平成 8 年より同助教授。マルチキャスト通信ネットワーク、アクティブネットワーク、分散システムおよびこれらの性能評価に関する研究に従事。平成 7 年～8 年文部省在外研究員としてマサチューセッツ大学に滞在。工学博士。平成 14 年電子情報通信学会ネットワークシステム研究賞受賞。電子情報通信学会、IEEE、ACM 各会員。