

帯域幅変動を伴うモバイルパケットアクセスにおける トランスポートプロトコルの伝送特性改善に関する検討

関口 克己^{†1†2} 山本 幸枝^{†1} 高橋 修^{†2}

†1 株式会社 NTT ドコモ ネットワーク開発部

†2 公立はこだて未来大学 システム情報科学部

E-mail: †1 {sekiguchik, yamamoto.yukie}@nttdocomo.co.jp, †2 {g3106007, osamu}@fun.ac.jp

あらまし 3Gモバイルネットワーク (IMT-2000) は, HSDPA の導入により無線帯域幅が下り最大 3.6Mbps に拡大された. 今後 7.2Mbps, 14Mbps とさらに拡大が可能となる. 無線帯域幅の拡大に伴い, トランスポートプロトコルでのボトルネックを防止するため, ウィンドウサイズの拡大が必要となる. TCP では単一コネクション利用時, ウィンドウサイズを帯域幅遅延積以上に設定することで利用回線の End-to-End での最大スループットを確保することができる. しかしウィンドウサイズ拡大の副作用として, 低速回線利用時において, 帯域幅遅延積とウィンドウサイズの不一致により中継ノードのパケット滞留に起因する問題が顕在化する. 本稿では, TCP の輻輳制御機能に着目し, 既存 TCP の広帯域モバイルパケットベアラでの挙動を明らかにするとともに, 帯域幅遅延積とウィンドウサイズの不一致を抑止する輻輳制御方式の改善手法の検討を行った.

Improvement of Congestion Avoidance of Transport Protocol Over Mobile Packet Access Channel with Fluctuation of Bandwidth

Katsumi SEKIGUCHI^{†1†2} Yukie YAMAMOTO^{†1} Osamu TAKAHASHI^{†2}

†1 NTT DoCoMo, Inc. Core Network Development Department

†2 Future University-Hakodate, School of Systems Information Science

E-mail: †1 {sekiguchik, yamamoto.yukie}@nttdocomo.co.jp, †2 {g3106007, osamu}@fun.ac.jp

Abstract HSDPA expands its bandwidth to peak data rates with 3.6Mbps for a Category 6 and up to 14Mbps for a Category 10. To achieve a maximum throughput of TCP over wireless channel, a maximum window size is needed to set larger than a bandwidth delay product. But, if cwnd is much larger than BDP, a interworking node increases queuing delay. Large queuing delay causes some problems that like a waste of network and wireless channel resources, a deterioration of TCP retransmission response etc. On the other hand, if cwnd is much smaller than BDP, an end-to-end throughput is decreased by lack of TCP window.

In this paper, we investigate a behavior of legacy TCP over mobile packet channel that have a large BDP with fluctuation of bandwidth, and propose an improvement scheme of TCP congestion avoidance.

1. はじめに

3Gモバイルネットワーク (IMT-2000) のパケット通信サービスにおいて, 下りリンクを高速化した HSDPA(High Speed Downlink Packet Access)[1]の商用サービスが開始された. 現在, 帯域幅下り最大 3.6Mbps でサービスが提供されており, 将来的に 14Mbps まで高速化が可能である. さらに Super 3G 以降の次世代シス

テムでは, 100Mbps 超を目指して研究開発が進められている. [2,3,4]

NTT ドコモが提供する 3G の商用サービスである FOMA のパケット通信サービスでは, トランスポート層に TCP を移動通信向けに最適化したワイヤレス TCP(W-TCP)[5,6,7]を採用している. 下り最大 384kbps のパケット通信サービス開始当初, W-TCP は最大ウィンドウサイ

ズ(cwnd)を 64kbyte と設定し運用されていた。しかし、下り 3.6Mbps 以上の帯域幅では、帯域幅遅延積(BDP: Bandwidth Delay Product)が 64kbyte を越え、100kbyte 以上に達する。BDP の増大に対しては、Window Scale Option[8]を利用し cwnd を 64kbyte 以上に拡大することで、ウィンドウ枯渇によるスループット低下を抑止することができる。

HSDPA は無線チャンネルに複数の移動端末(UE: User Equipment)でチャンネルを共有する共通物理チャンネル(HS-PDSCH: High Speed-Physical Downlink Shared Channel) [9]を採用している。共通物理チャンネルでは、UE の電波環境、チャンネルを共有する UE 数等の要因により、1 UE あたりの利用可能な帯域幅が動的に変動するが、上位層では、End-to-End で伝送帯域幅をリアルタイムに推測することは困難である。

TCP は、cwnd が過剰となりネットワークに輻輳が発生すると、パケットロスによって輻輳を検出し、送信パケット量を調節する輻輳制御機能を具備している。しかし、モバイルパケットチャンネルにおいては、無線中継ノードのキューイングバッファが PHS や無線 LAN と比べ大容量であり、バッファ溢れによるパケットロスは発生し難い。このような環境では、無線帯域幅が減少した場合に、cwnd が BDP に比べ大きくなり、過剰に送信されたパケットが中継ノードに滞留し、キューイング遅延が増大する。キューイング遅延が増大すると、中継ノードのリソース浪費、TCP 再送レスポンス低下、リア

ルタイム系アプリケーションの並列利用時のレスポンス低下など問題が発生する。

また一方で、UE の移動に伴う無線チャンネル制御により、中継ノード切り替え等の処理の際、無線中継ノードのバッファがクリアされ、パケットロスが発生することがある。無線チャンネル制御に起因するパケットロスは、輻輳ではなく瞬間的な不通状態であり、TCP が想定している輻輳以外の条件で輻輳制御が起動することになる。高速移動中など無線チャンネル制御が頻発する環境では、不要な輻輳制御によりスループット低下が起こる。

本稿では、このような伝送特性を持つ無線回線上で、既存の TCP の挙動をシミュレーション実験により検証した上で、新たに TCP の輻輳制御方式の改善提案を試みる。

2. システム構成および回線特性

2.1. システム構成

FOMA のパケット通信サービスのプロトコルスタックの概略を図 1.1 で示す。パケットネットワークは BTS(Base Transceiver Station)、RNC(Radio Network Controller)等の無線装置群で構成される無線ネットワーク(RAN: Radio Access Network)と、GGSN 等の交換機群で構成されたコアネットワーク(CN: Core Network)に大別される。CN はゲートウェイ(GW: Gateway)を通じて各種サービス(i-mode 等)のプラットフォームやインターネット等に接続される。

W-TCP は、UE または DTE(Data Transmission Terminal)と GW 間でコネクションが設定される。GW は W-TCP と

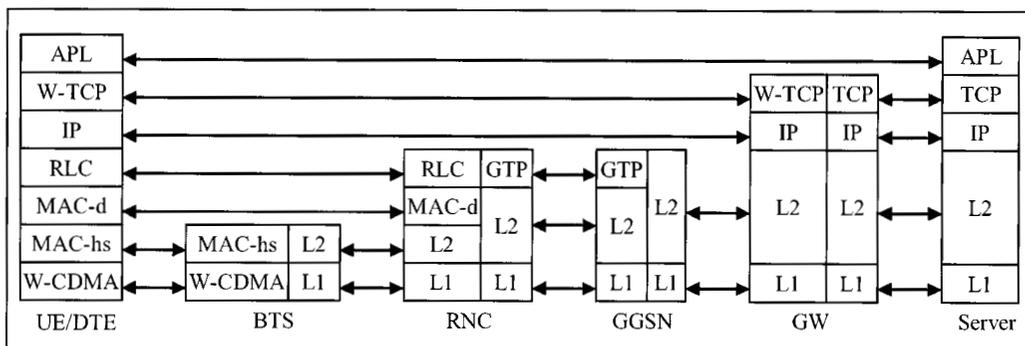


図1.1.プロトコルスタック概略

TCP のパラメタの相互変換[10]を行い、CN 側では W-TCP で、プラットフォーム側では TCP で通信が行われる。RAN では、UE/DTE と RNC の間のプロトコルとして RLC(Radio Link Protocol)[11]が利用され、誤り制御として再送制御を行う。また HSDPA では UE と BTS 間のプロトコルとして MAC-hs[12]が新たに採用され、HARQ (Hybrid Automatic Repeat Request)による誤り制御を行う。

本稿では、無線チャンネルにおける帯域幅の変動、再送による遅延変動、パケットロス等の RAN の挙動が、TCP にどう作用するかという点に着目する。

2.2. 無線ネットワークの回線特性

上位層からは、無線チャンネルの挙動は帯域幅および伝送遅延の増減、パケットロスとして観測される。まず帯域幅変動の特性について述べる。無線チャンネルは共有チャンネルと個別チャンネルに大別される。HSDPA 導入前 (3GPP R99)のシステムでは、通信開始時、低速な共通チャンネルを利用し、転送データ量が增大すると、最大 384kbps の個別チャンネルに遷移する。個別チャンネルの帯域幅は固定で、通信中は 1 UE が占有する。HSDPA では、通信開始時は同じく低速な共通チャンネルを利用するが、転送データ量が增大すると、最大 3.6Mbps から 14Mbps の高速な共通チャンネルに遷移する。この共通チャンネルは、複数の UE で共有され、在圏 UE 数、電界強度等の要因により帯域幅が動的に割り当てられる。従って UE や GW は、その瞬時の帯域幅を正確に予測することは困難である。

次に伝送遅延の特性について述べる。無線チャンネルでは、無線品質の劣化によってビット誤りが発生する。発生した誤りは、まず MAC-hs の HARQ により回復を行う。HARQ は再送制御に加えて過去に受信されて復号できなかったデータを合成して誤りを回復させる。MAC-hs で誤りが回復不能だった場合、RLC で再送制御が行われる。RAN の誤り制御のため、上位層ではエラーフリーな伝送特性を得られる一方で、再送制御のため伝送遅延

が無線品質に応じて増減する。再送制御による伝送遅延は、UE の移動による電波環境の変化で常に変動している。さらに、ハンドオーバ、チャンネル遷移等の無線チャンネル制御や、UE がビル影やトンネル内等に進入した場合に、突発的に遅延が増加する事象(Delay Spike)が発生する。

最後にパケットロスについて述べる。RLC の終端点である無線中継ノードでは、バッファが用意され、無線区間と有線区間の速度差を吸収する。このバッファにより、無線帯域幅が急減してもパケットロスの発生を抑止することができる。しかし、特定条件下のハンドオーバなど中継ノードの切り替えが必要な場合等、バッファがクリアされ、パケットロスが発生する。

3. TCP における RAN の挙動の影響

ここでは 2.2 節で述べた帯域幅変動、遅延変動、パケットロスが TCP にどのような影響を及ぼすか述べる。

3.1. 伝送帯域幅変動

TCP が伝送路の帯域幅を使い切るためには、cwnd を BDP 以上に設定する必要がある。帯域幅が増加し、BDP が cwnd を上回るとウィンドウ枯渇によりスループットが頭打ちとなる。逆に帯域幅が減少し、BDP が cwnd より小さくなると、無線区間と有線区間の速度差を吸収する中継ノードのバッファにパケット滞留が発生する。中継ノードのバッファが大きくバッファ溢れが発生しない場合、キューイング遅延が増大する。キューイング遅延が増大することで、TCP の RTO タイマの長大化による再送レスポンス低下、リアルタイム系アプリケーションを並列に利用した場合のレスポンス低下等の問題が生じる。バッファが溢れた場合、パケットロスにより TCP 再送が発生する。

3.2. 伝送遅延変動

伝送遅延の変動は、帯域幅が固定であっても BDP の変動要因となり 3.1 項で述べたような状況が発生する。特に Delay Spike が発生した場合、TCP の Ack が到達する前に RTO タイマが満了し、スプリアスタタイムアウト再送(STO)[13]が発生

する。STOにより、同一パケットがクライアントに重複して届くことに加え、本来不要な輻輳制御が起動することでスループットの低下が生じる。

3.3. パケットロス

パケットロスは単一であれば、Fast Retransmit/Fast Recovery[14] や SACK[15]により RTO を待つことなく即座に回復することが可能である。しかし、バーストパケットロスなどで RTO となった場合、送信側は一定時間再送を待ち合わせる必要がある。上位層では Delay Spike であるか、パケットロスであるか即座に判断することは困難であり、判定精度を高めるためには一定時間の待ち合わせが必要となる。再送が発生した場合、TCP は輻輳制御によってパケット送信量を低下させる。

4. TCP 輻輳制御方式概要

ここでは、評価対象とした既存の TCP 輻輳制御の概要とモバイルパケットネットワークに適用した際に発生すると思われる課題について述べる。本稿では今回比較対象として、様々なフィールドで幅広く評価研究が行われおり、Linux に標準実装され、入手が容易な以下の方式を選定した。

4.1. TCP Reno

TCP Reno はパケットロスによる再送の発生により輻輳制御を起動する。Reno はスロースタートにより $cwnd$ を指数関数的に増加させ、パケットロスにより $cwnd$ を $ssthresh$ とともに減少させる。 $ssthresh$ はスロースタート閾値であり、 $cwnd$ の値が $ssthresh$ に達すると、以降輻輳回避の動作となり $cwnd$ の増加が抑止される。Reno の RTO 発生時の輻輳制御式は以下のように示される。

$$cwnd = 1 \quad \dots (1)$$

$$ssthresh = cwnd / 2 \quad \dots (2)$$

本方式の課題としては、前述したように、パケットロスが発生しなければ輻輳制御が起動せず、 $cwnd$ が過剰になりキューイング遅延が増大することが挙げられる。

4.2. TCP Vegas[16,17]

TCP Vegas は Reno のようなパケットの

ロスを契機とするのではなく、伝送遅延の増減を観測し、ネットワークのパケット滞留量が一定となるように $cwnd$ を動的に増減させる。Vegas の輻輳制御式は以下ようになる。

$$diff = cwnd / RTT_{min} - cwnd / RTT \quad \dots (3)$$

$$cwnd = cwnd + 1 (diff < \alpha / RTT_{min}) \quad \dots (4)$$

$$cwnd = cwnd (\alpha / RTT_{min} < diff < \beta / RTT_{min}) \quad \dots (5)$$

$$cwnd = cwnd - 1 (\beta / RTT_{min} < diff) \quad \dots (6)$$

ここで RTT_{min} は計測された RTT の最小値で、 α 、 β は定数である。一般的に $\alpha = 1, \beta = 3$ と設定される。

本方式の課題は、既知の問題として、伝送路を他トラヒックと共有した場合に、パケット滞留量の測定誤差が生じスループットが低下することが挙げられる。

4.3. TCP Westwood[18]

TCP Westwood は Reno と同様にパケットロスの契機として輻輳制御を起動する。Westwood は、観測された RTT の最小値 RTT_{min} とパケットロス発生時の帯域幅を推測し伝送路の BDP を推測する。輻輳制御時に $ssthresh$ の値に推測された BDP の値を与えることで輻輳制御の精度を高めている。Westwood の RTO 発生時の輻輳制御式は以下のようになる。

$$cwnd = 1 \quad \dots (7)$$

$$ssthresh = RE * RTT_{min} \quad \dots (8)$$

ここで、 RE は Rate Estimate であり推測された帯域幅を示す。

本方式の課題としては、Reno 同様パケットロスが発生しなければ輻輳制御が起動しない点と、輻輳制御起動時に帯域幅を推定するが、帯域幅が変動する環境において誤差が生じる可能性がある点があげられる。

5. 提案方式

本稿では、既存の輻輳制御方式のモバイルパケットネットワーク上での挙動を検証することに加えて、TCP Reno を基本として、伝送遅延の増大を検出し輻輳制御を起動する方式を考案した。本章では検討にあたっての前提条件と提案方式について述べる。

5.1. 前提条件

考案にあたっては、既存のモバイルパケットネットワークが既に輻輳制御方式として TCP Reno を採用し、大規模に運用されていることを考慮し、以下の前提条件を設定した。

(1) TCP Reno の基本的な枠組みに変更を行わず、最小の機能追加を行う。

(2) TCP にオーバーヘッドとなるオプション等の情報付加は行わない。

(3) UE 側の TCP 実装に変更を加えない。

(4) 中継ノードに変更を行わず、送信側のみの変更を行う。

(5) TCP Reno との競合を考慮する。

5.2. 提案方式

本稿では、4 章で述べた既存方式の課題と、5.1 節で述べた前提条件を踏まえ、 $cwnd$ が BDP より過剰に大きくなった状態を回避することを主目的とし、TCP Reno の改良を試みる。提案方式は TCP Reno にパケットロスに加えて、キューイング遅延の上昇を検出して、輻輳制御を起動する仕組みを追加する。提案方式はキューイング遅延増加の指標として、送信側が単位時間内に送達確認したバイト量 B_s を用いる。 B_s は送信側がパケット送信してから Ack を受信するまでの時間を T_{RTT} 、Ack で送達確認されたデータ量を B_{ack} として以下のように示す。

$$B_s = B_{ack} / T_{RTT} \quad \dots (8)$$

図 5.1 に TCP Reno における伝送遅延 (RTT) の増加特性を示す。 $cwnd$ が BDP より大きい状態では、RTT は連続的に上昇

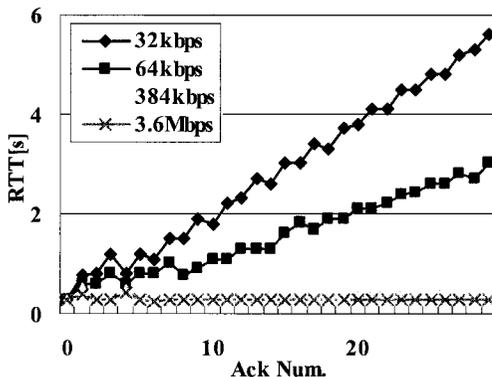


図5.1.伝送遅延特性(TCP Reno)

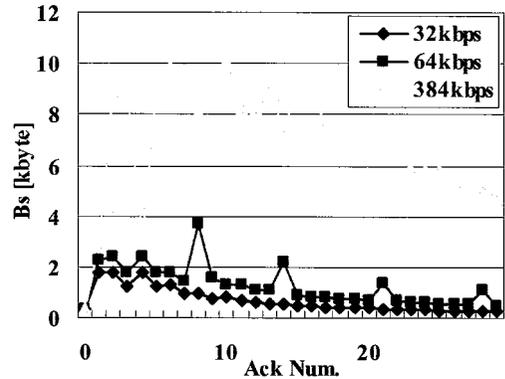


図5.2. B_s の挙動特性(TCP Reno)

する。図 5.2 に B_s の特性を示す。 B_s は、通信開始直後まもなくピークに達し、中継ノードのキューイングバッファが蓄積していくと、キューイング遅延の増大とともに徐々に減少していく。提案方式は、 B_s のピーク値と減少量を比較することで、パケットロス以外の条件で Reno に輻輳制御を起動させる。提案方式が指標として B_{ack} の要素を用いたのは、上り Ack の圧縮のため Delayed Ack の単位を変更し、1 Ack で 3 個以上のパケットの Ack を束ねるクライアントとの接続を考慮したものである。

提案方式の処理の流れを以下に記述する。転送開始当初は、不要な輻輳制御の起動を抑止するため、一定期間の監視期間を設ける。今回は $cwnd$ が 32kbyte に到達するまでを監視期間と設定した。監視期間内で測定された B_s の最大値 B_{max} を記憶しておく。 $cwnd$ が 32kbyte に到達した後、 B_s が減少し閾値に達すると、輻輳制御を起動する。ここでは以下の判定式で輻輳制御の起動を判定する。

$$B_s = B_{max} / 2 \quad \dots (9)$$

輻輳制御起動後は監視期間に戻り以降その動作を繰り返す。

輻輳制御起動時の $cwnd$ と $ssthresh$ の制御量については、今回の評価試験では、 $cwnd$ の低下させ過ぎによって生じるスルーアウト低下や公平性の問題を抑止すること、 $ssthresh$ の減少を行わない場合に、本制御により $cwnd$ が振動する現象があり、その現象を抑止することを考慮して、以下のような値とすることとした。

$$cwnd = cwnd/2 \quad \dots(10)$$

$$ssthresh = cwnd/2 \quad \dots(11)$$

6. 性能評価

6.1. 測定環境, 測定条件

性能評価環境は、クライアントとサーバをネットワークエミュレータで接続した擬似環境を用いた。ネットワークエミュレータは上り帯域幅を 64kbyte、下り帯域幅を最大 3.6Mbps とし、測定項目に応じて最小 32kbyte まで変動させた。伝送遅延は 300ms と設定した。クライアントとサーバは、W-TCP 相当のプロファイルを適応し、ネットワークの BDP に合わせて最大ウィンドウサイズを 128kbyte と設定した。キューイングバッファとしては、128kbyte のウィンドウを吸収可能な値以上に設定した。

測定項目は、以下とした。

- (1)下り帯域幅が固定
- (2)下り帯域幅が線形的に変動

(3)下り帯域幅がパケットロスを伴い非線形的に変動

(4)TCP Reno と競合が発生した場合

(1)は、UE が停止状態で電波環境が安定した状態を想定し、帯域幅は 32kbps, 384kbps, 3.6Mbps と設定した。(2)は、UE が移動し、基地局と UE の距離に変動が生じ帯域幅が増減する状況を想定した。帯域幅の増減は最小 32kbps 最大 3.6Mbps の線形的な変動とした。(3)は、パケットロスを伴うハンドオーバーでかつチャネル切り替えにより無線帯域幅が非線形的に増減する状況を想定した。帯域幅は 384kbps, 3.6Mbps をパケットロスと同時に変動させた。(4)は TCP Reno と伝送路を共有し競合が発生する状況を想定した。帯域幅は 384kbps, 3.6Mbps とした。

各項目について、ファイルサイズ 2Mbyte のダウンロードを行い、各方式の平均スループットと平均伝送遅延を観測した。

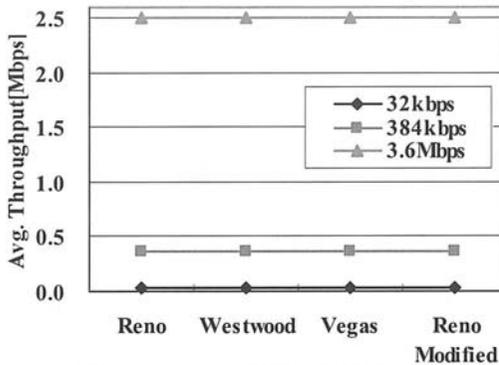


図6.1.スループット特性(帯域幅固定)

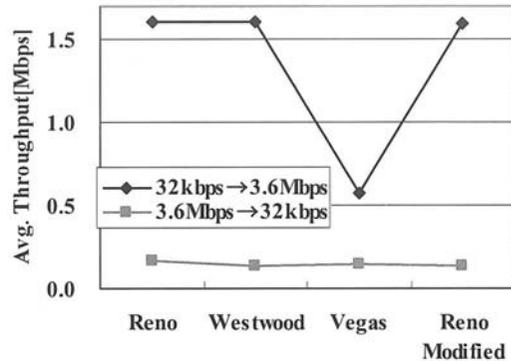


図6.3.スループット特性(連続的な帯域変動)

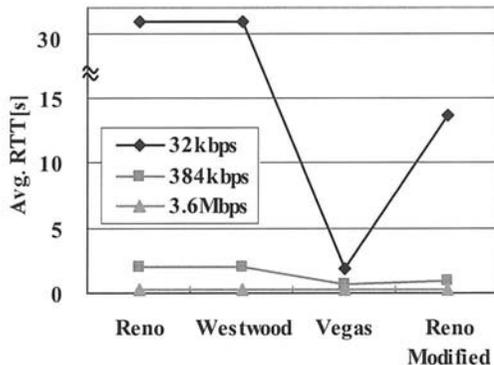


図6.2.遅延特性(帯域幅固定)

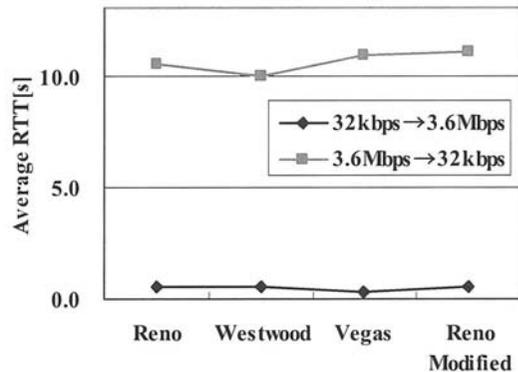


図6.4.遅延特性(連続的な帯域変動)

6.2. 測定結果, 考察

(1)の帯域幅固定での測定結果を図 6.1. および図 6.2.で示す. スループット特性は各方式ともウィンドウの枯渇は発生しておらず, 測定系の最大スループットが得られることを確認した. 遅延特性については, Reno, Westwood はパケットロスが発生していないため輻輳制御が起動せず, 帯域幅 32kbps で遅延量が約 31s と最も大きくなった. 次いで提案方式が約 14s, Vegas は約 2s という結果となった. 提案方式は監視期間に設定した `cwnd` の 32kbyte の値を調整することで遅延量は低減可能であると思われる.

(2)の線形的な帯域変動環境での測定結果を図 6.3.および図 6.4 で示す. 帯域幅増加モデルのスループット特性において Reno, Westwood, 提案方式は約 1.6Mbps と同等の結果が得られたが, Vegas は約 580kbps と帯域幅の拡大に追従できなかった. 遅延特性については Reno,

Westwood が Vegas, 提案方式よりも 500ms から 1 s 程度遅延量が少ない結果となった. 帯域幅減少モデルでは各方式とも差は見られなかった.

(3)のパケットロスを伴う帯域変動での測定結果を図 6.5.および図 6.6.で示す. 帯域幅の増加モデルでのスループット特性において Vegas が約 500kbps と最も低い結果となり帯域幅の拡大に追従できなかった. 遅延特性においては, Vegas が約 1.1s と最も遅延量が低く次いで提案方式が約 1.3s という結果となった. 本項目では RE の利用により Westwood の特性が劣化することを予想したが, 今回の測定では有意な差は確認できなかった.

(4)の Reno と各方式が競合した場合の測定結果を図 6.7.および図 6.8.で示す. スループット特性については Reno, 提案方式が高く, Vegas がわずかに低い結果となったが, 事前の予想よりも Vegas の特性劣化が確認できなかった. これは

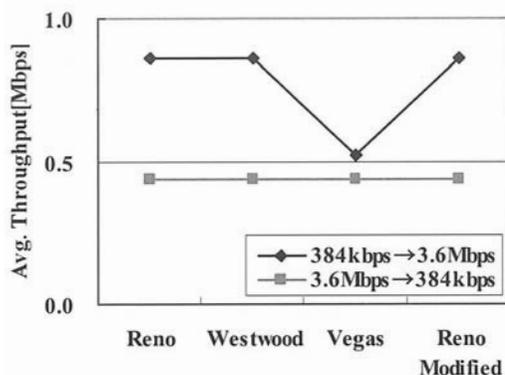


図6.5.スループット特性(ロスを伴う帯域変動)

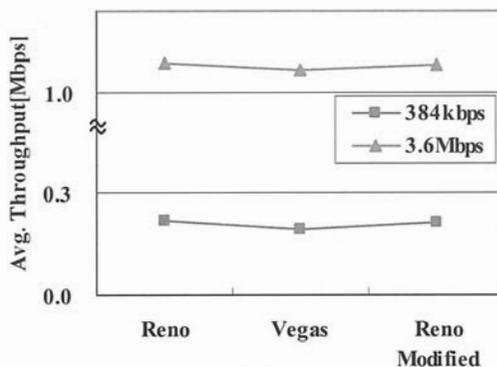


図6.7.スループット特性(対Reno公平性)

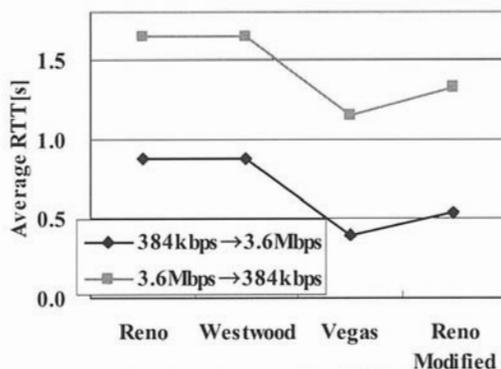


図6.6.遅延特性(ロスを伴う帯域変動)

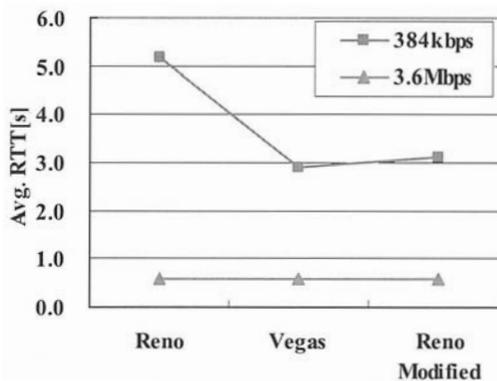


図6.8.遅延特性(対Reno公平性)

Linux の Vegas がスロースタート期間中は Reno と同等の動作を行うことが関連しているためと思われる。遅延特性については、帯域幅 384kbps の場合、Reno の約 5s に対し、Vegas,提案方式は約 3s と低減されることを確認した。この測定では、パケットロスを発生させていないため、Westwood は Reno と同一特性となることから評価対象とはしていない。

7. まとめ

広帯域化された 3G モバイルパケットサービスでは、BDP の拡大に伴い TCP のスループット確保のため cwnd の拡大が必要となる。本稿では RAN の回線特性に起因する TCP の問題と、TCP の cwnd を無線帯域幅のピークに合わせて設計した場合に、帯域幅が小さい状況において、cwnd と BDP の不一致によって生じる中継装置のキューイング遅延の問題に触れ、既存の TCP 輻輳制御方式の挙動について検証を行った。併せて既に 3G モバイルネットワークの商用サービスにおいて TCP Reno が大規模に用いられていることを考慮し、TCP Reno にキューイング遅延低減のため最小限の機能追加を施した輻輳制御方式の考案を行った。提案方式は、キューイング遅延の抑止および公平性の特性において TCP Reno と TCP Vegas の中間的な特性が得られた。ただし、監視期間終了の閾値に設定している cwnd の 32kbyte の値や、 B_s の値の 50% に設定した輻輳制御起動閾値、その際の cwnd、ssthresh の制御量など調整すべきパラメタがあり、今後、最適パラメタ設計方法について検討する必要がある。また、TCP 輻輳制御については様々なフィールドで多くの研究がなされており、最新の方式との比較検証を進める必要がある。しかし、現時点においても TCP Reno が主流であるという状況があり、本提案方式についても、TCP の標準規格の観点からの方式の妥当性や、商用サービスのフィールド環境での効果確認、既存システムのプロトコル移行時において考慮すべき課題の解決など、慎重に検討を進める必要があると考えられる。

文 献

- [1] 後藤, 松谷, 大矢根, 深澤, "HSDPA 特集", NTT DoCoMo テクニカル・ジャーナル, Vol.14, No.3, pp.6-24, 2006.
- [2] "http://www.nttdocomo.co.jp/info/news_release/page/20060707.html", NTT DoCoMo 報道発表資料, July, 2006.
- [3] 中村, 安部田, "Super 3G の技術動向その 1", NTT DoCoMo テクニカル・ジャーナル, Vol.14, No.2, pp.50-54, 2006.
- [4] 安部田, 石井, 加藤, 樋口, "Super 3G の技術動向その 2", NTT DoCoMo テクニカル・ジャーナル, Vol.14, No.3, pp.63-69, 2006.
- [5] H.Inamura, T.Ishikawa, "A TCP profile for W-CDMA:3G wireless packet service.", draft-inamura-docomo-00.txt, July, 2000.
- [6] H.Inamura et al., "TCP over Second (2.5G) and Third (3G) Generation Wireless Networks", RFC3481, February, 2003.
- [7] 石川, 稲村, 高橋, "W-CDMA 向け TCP プロファイル", 情報処研報, 2000-ITS-003, December, 2000.
- [8] V. Jacobson et al., "TCP Extensions for High Performance", RFC1323, May, 1992.
- [9] 3GPP TS25.308, "High Speed Downlink Packet Access (HSDPA); Overall description; Stage 2", December, 2004.
- [10] 高橋, 関口, 鶴巻, 稲村, 渥美, 水野, "第 3 世代移動通信網を介した高速インターネットアクセスのためのステルス型ゲートウェイの提案と実装評価", 情報処理学会論文誌 Vol.44, No.3, pp.637-646, March, 2003.
- [11] 3GPP TS25.322, "Radio Link Control (RLC) protocol specification", September, 2006
- [12] 3GPP TS25.321, "Medium Access Control (MAC) protocol specification", December, 2006.
- [13] 関口, 外村, 山本, 鈴木, 石川, 高橋, "3G モバイルパケットネットワークにおけるスプリアスタイムアウト検出アルゴリズムの適用と評価", 情報処研報, 2006-MBL-36, February, 2006.
- [14] M.Allman et al, "TCP Congestion Control", RFC2581, Mpril, 1999
- [15] M.Mathis et al, " TCP Selective Acknowledgment Options", RFC2018, Mpril, 1996
- [16] L.Brakmo et al., "TCP Vegas: New techniques for congestion detection and avoidance", In Proceedings of the SIGCOMM '94 Symposium, pp.24-35, August, 1994
- [17] L.Brakmo et al., "TCP Vegas: End to End Congestion Avoidance on a Global Internet", IEEE Journal on Selected Areas in Communication, Vol 13, No. 8, pp.1465-1480, October, 1995
- [18] C.Casetti et al., "TCP Westwood: Bandwidth Estimation for Enhanced Transport over Wireless Links", In Proceedings of ACM Mobicom 2001, pp 287-297, July, 2001