

無線 LAN 環境におけるモバイルルータユーザ間の公平性制御手法の提案

安藤 玲未[†] 村瀬 勉^{††} 小口 正人[†]

[†] お茶の水女子大学 〒112-8610 東京都文京区大塚 2-1-1

^{††} NEC 〒211-8666 神奈川県川崎市中原区下沼部 1753

E-mail: [†]remi@ogl.is.ocha.ac.jp, ^{††}t-murase@ap.jp.nec.com, ^{†††}oguchi@computer.org

あらまし 近年、無線 LAN の普及、及び、マルチメディア通信の需要の増加により、無線 LAN 環境での QoS(Quality of Service, サービス品質) 制御が大変重要となった。無線 LAN 環境での QoS 制御については、様々な手法を用い、様々な環境で評価が行われてきた。しかし、モバイルルータの急速な普及により、モバイルルータと個人の端末(以下、WLAN システム) とが同時に移動する環境(以下、モバイル環境) を利用する機会が増加している。ここで、本研究におけるモバイルルータとは、個人の端末とは無線 LAN で接続し、インターネットとは 3G や WiMAX などの回線を用いて接続するルータのことをさす。従来はアクセスポイント(AP) は、固定して使用することが前提だったが、モバイル環境においては、AP 自体が任意に動くため、電波環境が常に変動する。また、複数の無線 LAN があるとき、それらは、チャンネルを分け合って、互いに異なる番号のチャンネルを用いて通信するのが通常であるが、このチャンネル数は限られているため、一定数以上のシステムが近接すると、同じチャンネルを共有せざるを得なくなり、システム間の干渉が必ず起き、QoS が劣化してしまう。以上より、モバイル環境での性能評価は必須であると考えられるため、我々はモバイル環境における性能評価を行ってきた。その結果、モバイル環境においては、WLAN システム間の距離に応じて QoS 性能を説明するための 3 つの状態があること、また、それぞれの状態における TCP、UDP 及び QoS-TCP のスループット特性を明らかにし、特性の 1 つに「不公平」という問題があることを挙げた。本稿では、この「不公平」が起こるメカニズムを詳細に解析し、不公平を解消する解決策の提案・評価を行った。その結果、Fairness Index の値が最大で 0.14 改善されることを明らかにした。

キーワード モバイル, TCP, 無線 LAN, 公平性, QoS

Control Method of Fairness among users in the mobile environment

Remi ANDO[†], Tutomu MURASE^{††}, and Masato OGUCHI[†]

[†] Ochanomizu University Otsuka 2-1-1, Bunkyo-Ku, Tokyo 112-8610 Japan

^{††} NEC Corporation

1753 Shimonumabe, Nakahara-ku, Kawasaki, Kanagawa, 211-8666, Japan

E-mail: [†]remi@ogl.is.ocha.ac.jp, ^{††}t-murase@ap.jp.nec.com, ^{†††}oguchi@computer.org

1. はじめに

近年、無線 LAN の普及、及び音声や動画ストリームなどのマルチメディア通信の需要の増加により、無線 LAN 環境での QoS(Quality of Service) 制御が大変重要となった。無線 LAN 環境での QoS 制御については、トランスポート層での制御[1] や、MAC 層での制御[2] など、様々な制御方法が既に提案されている。また、無線 LAN 環境といっても評価環境も様々で、マルチホップネットワークや、ハンドオーバを伴う移動環境などで検証されている[4][5][6]。

一方で、モバイルルータの急速な普及により、モバイルルータと、PC やスマートフォンなどの個人の端末(以下、WLAN システム) とが同時に移動する環境(以下、モバイル環境) を利用する機会が多く利用されている。ここで、本研究におけるモバイルルータとは、個人の端末とは無線 LAN で接続し、インターネットとは 3G や WiMAX などの回線を用いて接続するルータのことをさす。マルチホップネットワークや、ハンドオーバを伴う移動環境などは、アクセスポイント(AP) を固定して使用することが想定されているが、モバイル環境では、AP が任意に動き回るため、電波環境が常に変動する。また、複数

の無線 LAN があるとき、それらは、チャンネルを分け合っており、互いに異なる番号のチャンネルを用いて通信するのが通常であるが、このチャンネル数は限られているため、一定数以上のシステムが近接すると、同じチャンネルを共有せざるを得なくなり、システム間の干渉が必ず起き、QoS が劣化してしまう。そこで、モバイル環境における無線 LAN の QoS 特性を明らかにし、トラフィック制御を検討することは大変重要である。

特性評価に関して、システム間の干渉については、マルチホップネットワーク [6] やハンドオーバ [4] [5] を伴う無線 LAN 環境において、既に行われているが、このような電波を感知して制御を行う提案手法は、固定の AP に対して効果的である。

また、WLAN システム同士が動く環境の評価については MAC レベルでのシステムのキャパシティについて、シミュレーションにて示されている [3]。しかし、キャパシティの変動が上位レイヤプロトコルに与える影響については述べられていない。

このように、モバイル環境でのフローレベルでの特性評価、及び制御手法についてはまだ検討されていない。そこで、本研究では、モバイル環境における無線の特性評価を実機環境にて行い、干渉下での TCP/UDP や QoS-TCP の振舞いを明らかにしてきた [7]。モバイル環境においては、システム間距離に応じて 3 つの状態があることが明らかになっており、各状態でのフローレベルでのスループット特性について検証を行っている。また、特性の 1 つとして、WLAN システム間のトータルスループットが大きく異なる「不公平」という問題が起こることが明らかになっている。本稿では、この不公平が起こるメカニズムについて、詳細に解析を行うことで明らかにし、不公平を解消するための改善策を示す。また、この改善策の評価を行い、公平性の指標である Fairness Index を用いて、定量的な改善度合いを示す。

本稿ではまず、2 章で関連研究について述べる。3 章ではモバイル環境での TCP/UDP スループットの特性評価に関する既存研究について、及び、MAC レベル (CSMA/CA) で干渉が起こる際、スループットにどう影響を与えるかについて説明する。4 章ではモバイル環境における不公平について説明し、不公平度合いを示す。5 章で不公平のメカニズムについて説明し、6 章で不公平を解消するための解決策の提案とその評価を行う。最後に 7 章でまとめを述べる。

2. 関連研究

干渉による性能劣化に対する解決策に関する研究は、マルチホップネットワークやハンドオーバを伴う無線 LAN 環境において、既に行われている [4] [5] [6]。これらは、各 AP の干渉を考慮し、最適なスループットが得られるモデルや手法を提案している。このような電波を感知して制御をする提案手法は、固定の AP に対して効果的である。しかし、本研究ではモバイルルータを用い、AP 自体が頻繁に移動することを前提としているため、このような制御は有効ではない。

無線 LAN システム自体が動く環境での評価については [3] [8] で既に行われている [3] は無線 LAN システム間の距離が小さくなると MAC レベルでのシステムのキャパシティが減少する

ことをシミュレーションにて示している。しかし、この研究では、MAC フレームエラー及びキャパシティの変動が上位レイヤプロトコルに与える影響については述べていない。QoS 対応のアプリケーション設計や、QoS 制御の検討に必要なため、システムの特性に加え、フローレベルの特性を知る必要がある。

そこで、本研究では、モバイル環境における無線 LAN の特性評価を行った [7]。[7] では、WLAN システム間の距離によって、3 つの状態があることを明らかにし、それぞれの状態でのスループット特性を検証している。また、WLAN システムに接続している端末数に偏りがある際、システム間で不公平が起こることも示している。以下、詳細を述べる。

3. モバイル環境における特性評価についての既存研究

3.1 実験環境

既存研究での実験環境を図 1 に示す。図 1 における、WLAN-1 と WLAN-2 は独立した WLAN システムで、それぞれの WLAN システムは 1 台のモバイルルータ AP_i (i は WLAN システム番号)、 AP_i と接続する送信端末群 N_i 、 AP_i と有線接続する 1 台の受信端末で構成されている。点線は、キャリアセンスドメインのイメージを示す。各無線端末は AP を介して受信端末に向けて TCP 通信を行う。無線 LAN は IEEE 802.11g を用いている。

WLAN システム間の距離がルータ間距離 d に応じて、お互い干渉を与えない程度に十分離れている状態を状態 1、他の無線 LAN システムと干渉し、お互いのスループットに影響を及ぼす距離にある状態を状態 2、各無線 LAN システムが完全に 1 つの CSMA/CA ドメインとなる程度に近距離にある状態を状態 3 とする。

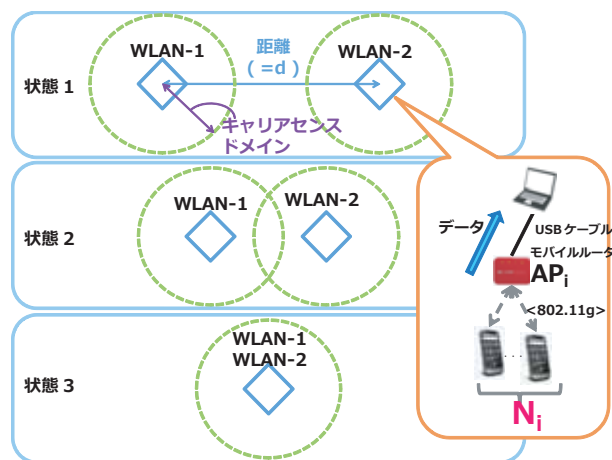


図 1 実験環境

3.2 CSMA/CA

無線 LAN では、ランダムアクセス手法として、MAC 層にて、CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance) という仕組みを採用している。無線 LAN は衝突を未然に防げないが、出来る限り小さくするために、各端末は通信経路が一定時間以上継続して空いていることを確認してから

データを送信する。CSMA/CA では、データを送信する場合、DIFS(Distributed Inter-Frame Space) と、ランダムに決められるバックオフ時間を加えたフレーム間隔の時間を待ち、他に通信する端末がないことを確認してからデータを送信する。また、ACK を返す場合、SIFS(Short Inter-Frame Space) という時間を待ち、ACK を返す。このように、衝突を少なくする制御を行っている。

CSMA/CA の特徴の 1 つに、送信機会の均等性がある。バックオフ制御は、キャリアセンスに加えて衝突を回避するための方法として 802.11 規格に定められている。バックオフをランダム時間であるフレーム間隔の時間分を行うことで、各無線端末には公平な送信機会が与えられることになる。すなわち、送信データを持っている端末で、等しい確率で送信が可能となる。

CSMA/CA のもう 1 つの特徴として、自律分散制御がある。CSMA/CA では、端末ごとの MAC(Media Access Control) や、TCP の実装は考慮に入れないため、複数の端末が同時にパケットを送信してしまう可能性がある。同時にパケットを送信してしまうと、無線上で衝突する。この衝突により、パケットが正常に受信されなかった場合、パケットは再送される。このとき、衝突の発生する確率は、無線端末数によって大きくなる。また、再送時においては、平均バックオフ時間を増加してランダムなバックオフ時間を決めることにより、再送時の衝突確率を低減している。

3.3 モバイル環境下での CSMA/CA の振舞

WLAN システム間距離の変化による 3 状態の CSMA/CA の様子を図 2 に示す。

状態 1 はルータ間距離が十分であるため、他のシステムからのノイズはあったとしても、ビットエラーに影響しない程度であることを表わしている。そのため、通常通りの CSMA/CA の振舞をする。

状態 2 は、受信した電波強度によって、他のシステムの通信がノイズとして認識される場合と、キャリアとして認識される場合がある。他のシステムの電波強度がある閾値より小さく受信された場合は、互いのフレームがぶつかってしまい、ノイズとして認識される。この時、MAC フレームでエラーが発生するため、ACK は返らず、データの再送を行わなければならない。キャリアとして認識された場合は、システムとしては「待ち」状態となる。

状態 3 は、互いの WLAN システムが近距離にあり、互いを認識できるため、他のシステムのデータ、及び ACK が完全にキャリアとして認識できる。システムとしては相手の通信中である「待ち」状態と、自分のシステムの通信を行う状態とがある。そのため、帯域を分け合う端末数に比例してリンク容量が減少する。

以上の状態 1, 2, 3 は、それぞれの WLAN システムのトータルスループット及び MAC エラー率により決定する。

3.4 評価実験

この 3 状態について、以下の 3 つのモデルでスループット特性を評価した結果を図 3 に示す。図 3 は、それぞれのフロー 1 本あたりのスループット結果である。

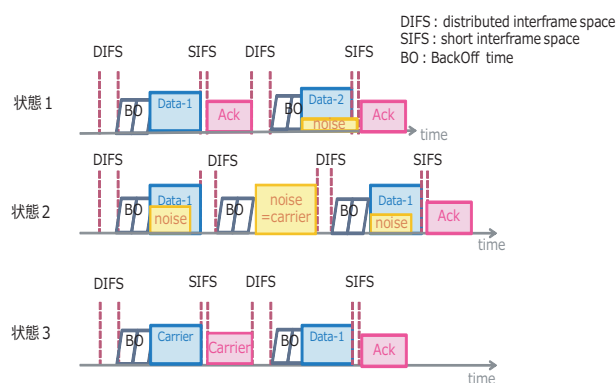


図 2 CSMA/CA

- model A: $N_1 = N_2$ において、TCP 通信を行う場合
- model B: $N_1 < N_2$ において、TCP 通信を行う場合
- model C: $N_1 < N_2$ において、UDP 通信を行う場合

model A は $N_1 = N_2 = 5$ の結果、model B 及び model C は $N_1 = 2$, $N_2 = 8$ の結果を図 3 に示す。MAC フレームのエラー及びスループット値より、今回行った環境においては、model A 及び model B では、2 つの無線 LAN システムが $24m \leq d$ の時、状態 1 であった。状態 1 の時、それぞれの無線 LAN システムはトータルスループットで 20Mbps 程度出ている。model C では UDP で通信を行っており、UDP は TCP-ACK を返さず一方方向の通信であるため、トータルスループットは model A 及び model B よりも高めになる。

無線 LAN システム同士が近づくことによりスループットを徐々に下げ、図 3 の $2m < d < 24m$ の時は、状態 2 である。 $d \leq 2m$ の時、状態 3 となり、2 つの独立した無線 LAN システムは完全に 1 つの CSMA/CA ドメインとなり、トータルスループットである 20Mbps を 2 つの無線 LAN システムで分け合う。

この時、特性の 1 つとして注目すべき点は、Model B の状態 3 である。実験結果において、model B の状態 3 は、WLAN-1 は 5.6Mbps, WLAN-2 は 0.6Mbps となっている。これらの結果は、各システムの 1 台あたりのスループットなので、各システムのトータルスループットは、WLAN-1 は 11.2Mbps, WLAN-2 は 4.8Mbps となり、システム間のスループットに大きな差があり、不公平が生じている。この不公平について次章で詳しく述べる。

4. 不公平

本稿における不公平の定義を述べる。本研究では、1 ユーザが 1 台のモバイルルータを使用している状況を想定しているため、モバイルルータごと、つまり WLAN システム間で、同等のスループットであることが望ましい。そのため、WLAN システム間のトータルスループットに差がある状態を不公平とする。

公平性を測る指標として、Jain の Fairness Index を用いる [13]。FI の値 (fi) は、以下のように定義される。

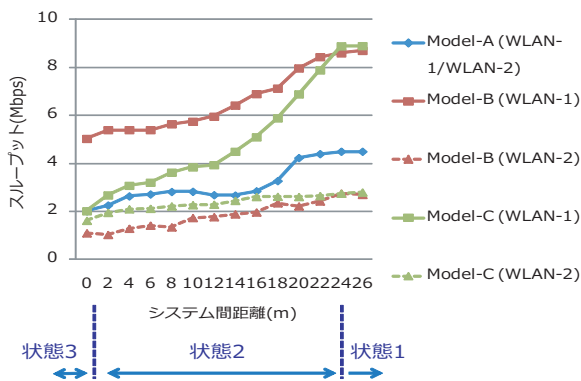


図 3 3 状態のスループット特性

$$f_i = \frac{\left(\sum_{i=1}^k x_i\right)^2}{k \sum_{i=1}^k x_i^2} \quad (1 \leq i \leq k)$$

ここで、 k は考慮している無線 LAN システムの個数、 x_i は各無線 LAN システムのトータルスループットを表す。 f_i の値は 0.0 から 1.0 の間で、 $f_i=1.0$ の時、全ての無線 LAN システムは同じトータルスループットである状態、つまり公平であることを示す。

図 3 に示した、Model B の状態 3 における Fairness Index の値は 0.84 である。以下、本稿では、この不公平のメカニズムを解明し、不公平を緩和する、すなわち、この Fairness Index の値を上昇させる手法を提案する。

4.1 不公平が起こるメカニズム

無線 LAN における、uplink(端末 → AP) 方向の、TCP の送信端末数が多い場合、CSMA/CA の送信機会均等という性質により、AP も送信端末と同様に送信権を得なければならない。例えば、AP1 台に対し、送信端末数が 8 台の場合は、送信端末全体としては、8/9 の送信機会を得て、AP に向けてデータを送出する。一方で、AP は、これら 8 台に対する TCP-ACK を 1/9 の送信機会です返していかなければならない。そのため、TCP-data に比べて、TCP-ACK の送信機会は少ない。更に、端末の packets 送出速度 (性能) がある程度速いことも合わせ、TCP-ACK が AP のバッファにどんどんたまっていく。送信端末は、TCP ウィンドウで許容されている大きさの packets を送信すると、AP から TCP-ACK が返ってこない次の TCP-data を送ることができない状態になる。この、TCP 送信端末が TCP-ACK 待ちにより、すなわち、ウィンドウを使い切った状態のため、データ送信が出来ない状況を「ウィンドウ切れ」とよぶ。

状態 1 では、ウィンドウ切れにより、端末は TCP-data を送れる状態にないことから、AP が送信権を得る。送信権を得た AP は、TCP-ACK を 1 台の端末に返すので、TCP-ACK が返ってきたこの端末は、TCP-data を送る。送ったところで、この端末はまた「ウィンドウ切れ」状態になる。すると、また AP が送信権を得て、1 台の端末に TCP-ACK を返し、この端末はデータを送信し、ウィンドウ切れ状態になる。この状態を繰り返す。このように、AP が TCP-ACK を返し、その TCP-ACK を受け取った端末のみが、データを送信し、次に、その端末が

再度ウィンドウ切れになるので、他にデータ送信を希望する端末が無くなり、その結果、AP が送信権を得て、TCP-ACK を返す、という動作を繰り返すことを「ピンポン状態」と呼ぶ。

状態 3 においても、同様のことが起こると予想され、全端末がウィンドウ切れとなった時、AP しか送信権を得ることができない。状態 3 において、MAC レベルでは、WLAN-1 と WLAN-2 の全端末が順番に送信権を得ることになるので、2 台の AP が交互に送信権を得ることになる。送信権を得た 1 台の AP は、TCP-ACK を 1 台の端末に返すので、TCP-ACK が返ってきたこの端末は、TCP-data を送る。送ったところで、この端末はまた「ウィンドウ切れ」状態になる。すると、もう一方の AP が送信権を得て、1 台の端末に対し、TCP-ACK を返す。この TCP-ACK が返ってきた端末はデータを送信するが、また「ウィンドウ切れ」となる。このような送受信を繰り返すため、WLAN-1 と WLAN-2 の、単位時間あたりに送出する TCP-data の、MAC フレームは同数となる。つまり、MAC フレームでのスループットは等しくなる。

一方で、端末数が多いほど、AP のバッファで TCP-ACK があふれやすくなるため、送信機会 (=MAC スループット) が同じであれば、再送が多いほど、TCP-goodput(再送を除外したスループット) は小さくなる。つまり、TCP-ACK のロスが多い WLAN システムは、TCP-goodput が小さい。これは、システム間で送信端末や AP のバッファサイズが異なる場合、TCP-goodput はこれらに依存するが、通信速度 (11b や 11g など) には依存しないことを意味する。

本章では、まず、この不公平が起こるメカニズムを検証する。また、送信端末数や、AP のバッファサイズと TCP-goodput の関係、システム間で通信速度が異なる場合の TCP-goodput について述べる。

5. 不公平のメカニズムの検証

上述したメカニズムを確認するため、以下の実験を行った。

5.1 MAC 層における検証

実験 1 状態 1 にて、ウィンドウ切れが起こり、ACK とデータが (複数台の端末があったとしても) 1 対 1 でやりとりされているピンポン状態であることを観測した。更に、送信端末数が増えると、AP のバッファにて TCP-ACK があふれていることを確認した。具体的には、図 4 に示した実験環境にて、受信端末から送出される TCP-ACK と、この TCP-ACK が AP から送出され、送信端末へ届く様子を観測した。パケット解析ツールには、wireshark [15] と AripCap [16] を用いている。

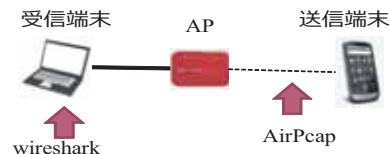


図 4 実験環境：実験 1

実験 2 状態 3 にて、ウィンドウ切れが起こっており、ACK とデータがピンポンでやりとりされている状態が、WLAN-1

と WLAN-2 で統計的に同じ確率で発生していることを確認した。実験環境等は実験 1 と同様である。

実験 3 状態 3 では、送信端末数が異なること以外は全く同一の 2 つのシステム, WLAN-1 と WLAN-2 の MAC スループットが同値であることを確認した。MAC スループットは、ある一定時間内に送受信されたフレーム数からスループットを計算している。

5.2 TCP-ACK ロス率と TCP-goodput の関係

実験 4 状態 1 において、TCP-ACK ロス率と TCP-goodput の関係を調査した。送信端末数を 1~8 台に変化させても、バッファ量を 48.4 パケット, 135.1 パケット, 265.5 パケットと変化させても、ロス率が大きいほど、つまり、バッファサイズが小さいほど、TCP-goodput が低下することを確認した。端末数を変化させた時の結果を図 5, バッファ量を変化させた時の結果を図 6 に示す。なお、AP のバッファサイズは、一般には明らかになっていないため、独自の方法で測定した [17]。

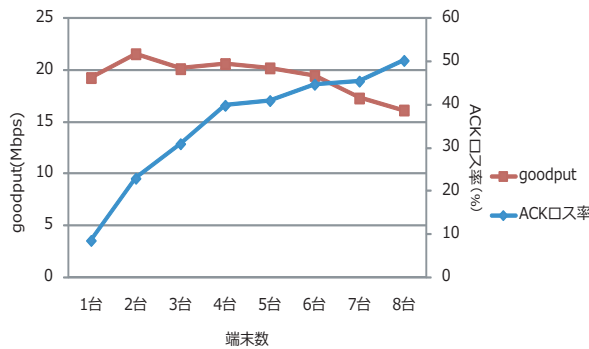


図 5 端末数と TCP-goodput の関係

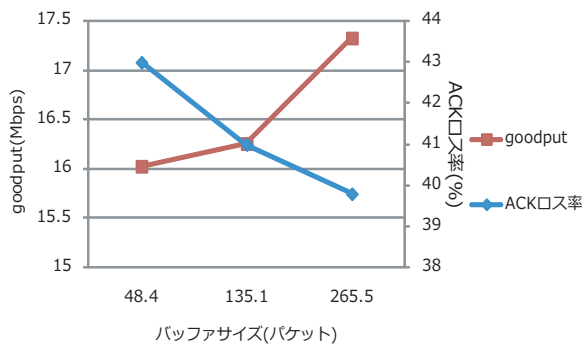


図 6 AP のバッファサイズと TCP-goodput の関係

5.3 送信端末数と TCP-goodput の関係

実験 5 同じバッファ量で端末数の異なる WLAN-1 と WLAN-2 ($N_1 < N_2$) では、TCP-ACK ロス率が高くなるはずの WLAN-2 の TCP-goodput が、WLAN-1 よりも小さくなることを確認した。実験結果を図 7 に示す。また、この際の Fairness Index の値を図 8 に示す。

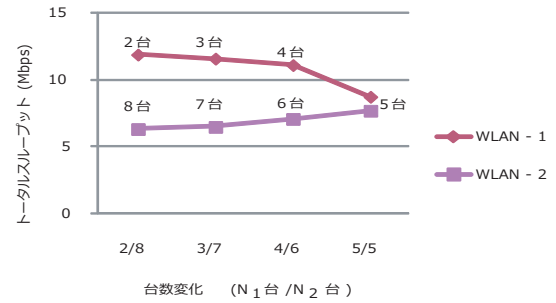


図 7 接続端末数と TCP-goodput の関係

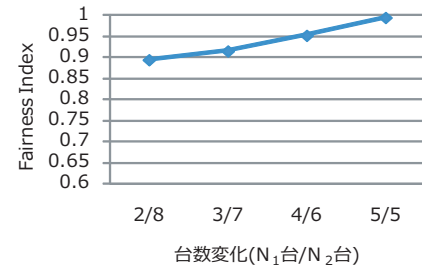


図 8 Fairness Index:接続端末数と TCP-goodput の関係

5.4 AP のバッファサイズと TCP-goodput の関係

実験 6 同じ端末数でバッファ量のみが異なる 2 つのシステム, WLAN-1 と WLAN-2 (バッファサイズは $AP_1 < AP_2$) では、TCP-ACK ロス率が多くなるはずの WLAN-1 の TCP-goodput が、WLAN-2 よりも小さくなることを確認した。具体的には、WLAN-1 はバッファサイズが 48.4 パケットの AP を使用し、WLAN-2 は、バッファサイズが 275.5 パケットのものを使用した。その結果、状態 3 において、各 WLAN システムのトータルスループットは、6.3Mbps, 10.6Mbps となり、バッファサイズの小さい WLAN-1 の方が、TCP-goodput が小さいことが示された。

5.5 通信速度と TCP-goodput の関係

実験 7 同じ端末数で、バッファ量も同じだが、通信速度の異なる WLAN-1 (IEEE 802.11b) と、WLAN-2 (IEEE 802.11g) では、TCP-ACK ロス率が同じであるので、状態 3 では、WLAN-1 と WLAN-2 の TCP-goodput がほぼ同じになることを確認した。具体的には、状態 3 において、WLAN-1 は 2.2Mbps, WLAN-2 は 2.9Mbps となり、Fairness Index で計算した値は 0.98 であるため、公平である。

ここで、同一チャンネルにおいて、複数の端末が異なる通信速度で通信を行う場合、システム全体としての実効速度は以下で求められる。

$$= \frac{1}{\sum_{i=1}^n \frac{1}{r_i}}$$

この時、 n は競合する無線リンク本数、 r_i は各無線リンクの通信速度である。本実験環境の場合を本計算式にて計算すると、WLAN-1 と WLAN-2 が最も接近した際のスループットは、合

わせて 6.5Mbps である．これに加え，AP のバッファあふれも考慮に入れると，これらの goodput 値は，妥当である．

この時，状態 1 でも，フロー 1 本当りの実効速度を 1 としてトータルスループットを正規化した際の，正規化 TCP-goodput も，WLAN-1 と WLAN-2 で同値になることを確認した．

6. 不公平の解決策

ウィンドウ切れが起こっている状態では，送信端末台数や，AP のバッファサイズの違いにより，TCP-ACK のあふれ度合いが大きいほど，システム間で不公平が起こりやすいことが示された．本節では，この不公平を解消するための解決策を提案する．

それぞれのシステムがお互いのトータルスループットを知っているという仮定のもと，制御を検討する．制御手法は様々あるが，端末の NIC を変更する等，ハードウェアの修正は難しく，比較的变化が容易なところを調整することで不公平を改善するため，今回はトランスポート層での制御を検討する．goodput の低下は，トランスポート層での ACK 切れと再送などが原因であるため，トランスポート層として，効率よく再送を行うことで，goodput の上昇が見込める．そこで，今回は，TCP の輻輳制御パラメータを変更することで，再送効率の良い TCP（強い TCP と呼ぶ）を用いる．

具体的には，トータルスループットの小さい方に，TCP の代わりに強い TCP（今回は TCP-AV という実装を用いた．詳細は後述）を入れる．この手法により，不公平が緩和される．以下，詳細を述べる．

6.1 TCP-AV

TCP-AV [1] は，TCP-Reno をもとに改良された QoS-TCP の 1 つであり，目標帯域を用いてスロースタート閾値を設定し，目標帯域を確保するように輻輳ウィンドウを誘導する仕組みになっている．また，パケットロス検出時にも輻輳ウィンドウをできるだけ高く保つよう TCP を変更している．

無線 LAN における TCP スループットは，帯域を分け合う端末数，輻輳制御の振舞，ルータのバッファにおける TCP-ACK のロス，バッファ節約のための NIC や OS の振舞など，多くの要素によって決まる．TCP は，ACK 待ち，タイムアウトやバックオフ状態，NIC や OS がスリープモードになると TCP-ACK が返ってくるまでデータ送信を待機しなければならない [10] [11] ．

もし N_p 台の端末が TCP においてデータを送信できない場合は， N 台の送信端末が持っているチャンネルのトータルスループットを $N = \sum_{i=1}^n N_i - N_p (1 \leq i \leq n)$ 台の送信端末で分け合うことになる．一方で，TCP-AV はこのような状況でも，データを送信し続けることができる．

以上の理由から，TCP-AV は TCP よりも多くの送信機会を得ることができ，高いスループットを得ることができる．

今回はトランスポート層での制御を検討し，通常の TCP の改造である TCP-AV を用いたが，TCP-AV のみならず，通常の TCP よりも再送に強いトランスポートプロトコルを用いる

ことで，同様の効果が得られると考えられる．

6.2 改善策の評価

実験 5 で，端末数の偏りにより不公平度が大きいことを示したが，こちらに提案手法を適用し，有効性の検証を行う． N_2 のうち，TCP1 台の代わりに，TCP-AV を 1 台入れた．改善策では，図 9 に示すように，接続端末数に偏りがある時ほど f_i が上昇していることが分かる．特に，不公平度合いが一番大きかった $N_1/N_2=2/8$ 台の時は，0.84 から 0.98 に上昇している．この際，TCP2 台の代わりに TCP-AV を 2 台入れても， $f_i=0.99$ となり，TCP-AV は 1 台でも 2 台でも効果にあまり差がない．しかし，TCP-AV を 2 台使用すると，個人のシステム内での f_i が低下するため，1 台で十分であると考えられる．

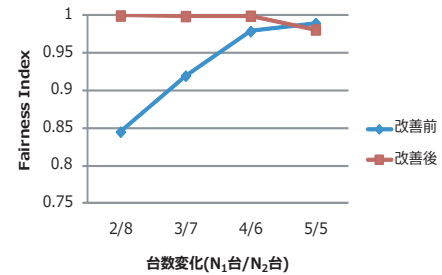


図 9 Fairness Index

7. おわりに

モバイル環境にて起こる「不公平」について，メカニズムを明らかにし，これに対する解決策を提案した．不公平は，ウィンドウ切れが起こっている状況で，送信端末数や AP のバッファサイズによって TCP-ACK ロスが引き起こされることが原因で生じる現象である．そのため，送信機会を得やすく，輻輳ウィンドウを効率的に上昇させることができる強い TCP（今回は TCP-AV）を，トータルスループットの小さい方に 1 台入れることで，Fairness Index の値が最大で 0.14 向上することを示した．この際，TCP-AV を 2 台入れても，Fairness Index の値には大きな差がない．しかし，TCP-AV を 2 台使用すると，個人のシステム内での公平性が低下するため，1 台で十分であると考えられる．

謝辞 本研究は一部，独立行政法人情報通信研究機構の委託研究「新世代ネットワークを支えるネットワーク仮想化基盤技術の研究開発・課題ウ 新世代ネットワークアプリケーションの研究開発」によるものである．また本研究を進めるにあたり大変有用なアドバイスを頂いた京都大学の熊亮一先生と神戸大学の太田能先生に深く感謝致します．

文 献

- [1] H.Shimonishi, T.Hama, T.Murase, "TCP Congestion Control Enhancements for Streaming Media," Consumer Communications and Networking Conference 2007, pp.303-307, Jan. 2007.

- [2] T.Murase, K.Uchiyama, Y.Hirano, S.Shioda, S.Skata, "MAC-frame Receive-Opportunity Control for Flow QoS in Wireless LANs", pp.102-113, Jan. 2009.
- [3] Micah Z.Brodsky, Robert T.Morris, "In Defense of Wireless Carrier Sense", ACM SIGCOMM 2009 conference on Data communication, pp.147-158, Aug. 2009.
- [4] I.Ramani, S.Savage, "SyncScan: Practical Fast Handoff for 802.11 Infrastructure Networks", Infocom 2005, pp.675-684, Mar. 2005.
- [5] S.Seo, J.Song, H.Wu, Y.Zhang, "Throughput-based MAC layer handoff in WLAN", Infocom Workshops, pp.1-2, 2009, Mar. 2009.
- [6] K.Jain, J.Padhye, V.Padmanabhan, L.Qiu, "Impact of Interference on Multi-hop Wireless Network Performance", ACM MobiCom 2003, pp.66-80, Sep. 2003.
- [7] 安藤玲未, 村瀬勉, 小口正人: モバイルルータ近接時の公平性のためのフロー制御方法の提案, 電子情報通信学会 CQ 研究会, CQ2011-55, pp.67-72, 2011 年 11 月.
- [8] J.Zhu, B.Metzler, X.Guo, Y.Liu, "Adaptive CSMA for Scalable Network Capacity in High-Density WLAN: a Hardware Prototyping Approach", IEEE Infocom 2006, pp.1-10, Apr.2006.
- [9] K.Yamanegi, G.Hasegawa, M.Murata, "Achieving predictable throughput of TCP based on inline network measurement", vol. 106, no. 237, IN2006-50, pp. 7-12, Sep. 2006.
- [10] W.Wang, C.Wu, S.Ohzahata, T.Kato, "Performance analysis of iPad TCP communications", IN-2011-43, pp.85-90, June. 2011.
- [11] M. Hashimoto, G. Hasegawa and M. Murata, "Trade-off evaluation between fairness and throughput for TCP congestion control mechanisms in a wireless LAN environment," Performance Evaluation of Computer and Telecommunication Systems 2010, pp.22-29, July 2010.
- [12] R.Ando, T.Murase, M.Oguchi, "Characteristics of QoS-Guaranteed TCP on Real Mobile Terminal in Wireless LAN," IEEE 2011 International Communications Quality and Reliability Workshop2011, CQR035, May. 2011.
- [13] D.-M. Chiu and R. Jain, "Analysis of the increase and decrease algorithms for congestion avoidance in computer networks," Computer Networks and ISDN Systems, vol. 17, pp. 1-14, 1989.
- [14] R.Ando, T.Murase, M.Oguchi, "Influence of Interference with Moving Terminal in Wireless LAN Environment and Evaluation of Behavior of QoS-TCP", The Fourth International Workshop on Information Network Design, pp611-616, Nov.2011.
- [15] wireshark:<http://www.wireshark.org/>
- [16] AirPcap:http://www.riverbed.com/jp/products/cascade/wireshark_enhancements/airpcap.php
- [17] 安藤玲未, 村瀬勉, 小口正人: 無線 LAN の様々な条件における帯域公平性の検証と QoS 保証 TCP の性能評価, DICOMO2010, 2010 年 7 月.