

IEEE802.11 と IEEE802.16 を用いた 複合アクセス経路の packets 分配制御方式

滝沢 泰久^{†1} 植田 哲郎^{†1} 小花 貞夫^{†1}

無線システムの普及により、多様な無線システムが混在する無線通信環境が構築されつつある。一方、無線通信の利用拡大にともない、有限である無線リソースの有効利用が課題となり、その解決技術としてコグニティブ無線が提案されている。コグニティブ無線は、無線通信環境に応じて、適応的に多様な無線リソースを利用可能とする。以上のことから、無線通信の利用拡大とそのリソース有効利用を目的として、近い将来に多様な無線メディアを収容したアクセスネットワークが構成されることが予想される。我々は、このような無線メディアダイバーシティを想定し、IEEE802.11 と IEEE802.16 の無線インタフェースを備えた基地局と端末との無線アクセスネットワークにおいて、基地局と端末との直接通信経路に加え、端末間のマルチホップ通信により新たに創出される通信経路を構築し、それら経路を並列利用する複合アクセス経路により無線メディアダイバーシティの活用を図る。本論文では、ネットワーク全体で低遅延、高スループットを実現する複合アクセス経路の packets 分配制御方式を提案し、シミュレーション評価によりその有効性を示す。

Packet Distribution Control for Complex Wireless Access Route using IEEE802.11/16

YASUHISA TAKIZAWA,^{†1} TETSURO UEDA^{†1}
and SADA OOBANA^{†1}

In emerging wireless communication environments, a diversity of wireless systems will coexist. On the other hand, concern is increasing that the growing use of wireless systems will exhaust finite radio resources. Cognitive radio, which aims to optimize the utilization efficiency of radio resources by combining multiple wireless systems, has been proposed as a solution to this problem. Therefore, the wireless access network accommodating a diversity of wireless systems will emerge. In this paper, assuming that the above wireless access networks are composed of nodes equipped with IEEE802.11 and IEEE802.16 wireless systems, we propose a packet distribution for a complex wireless access route. Furthermore, we show its performance by using both of FTP traffic

and Video conference traffic. A complex wireless access route is composed of IEEE802.11 wireless links and IEEE802.16 wireless link between a base station and terminals, and is also composed of IEEE802.11 wireless links between terminals, and then combines these wireless links in parallel and tandem.

1. はじめに

近年、無線システムは急速に利用拡大と多様化が進み、無線通信環境は多様な無線システムが混在する環境となりつつある。一方、無線リソースは有限であるため、無線システムの利用拡大に従い、無線リソースの枯渇が懸念されている。この問題を解決する技術として、コグニティブ無線 (Cognitive Radio) 技術が提案されている¹⁾⁻³⁾。コグニティブ無線技術は、無線機が周囲の電波利用環境の状況に応じて多様な無線リソースを適宜使い分け、ユーザの所望の通信容量と通信品質で周波数の有効利用を図りつつ伝送を行う無線通信技術である³⁾。すなわち、無線通信の利用拡大と無線リソース有効利用を目的として、近い将来に多様な無線システムを収容した無線アクセスネットワークが構成され、その多様な無線メディアから最適なメディアを選択し、切替え利用すること (以降、選択利用) が予想される。同様に、3GPP の AIPN (All-IP Network)⁴⁾ や ITU-T の NGN (Next Generation Network)⁵⁾ においても多様な通信メディアを収容・統合するネットワークアーキテクチャの検討が進められている。

無線アクセスネットワークは、多様なアプリケーショントラフィックを収容し、FTP や WWW のようなスループット指向のベストエフォートトラフィックと VoIP やビデオ会議のような遅延時間指向のリアルタイムトラフィックが混在する。したがって、無線アクセスネットワークは高スループットであると同時に、低遅延であることも求められる。我々は、高スループットと低遅延を無線アクセスネットワークにおいて同時に実現するためには、アクセスネットワーク内における無線メディアの選別利用では不十分であり、利用可能な無線メディアを有効に組み合わせ、並列利用することが必要であると考え。この考えに基づき、文献 6)、7) において、IEEE802.11 と IEEE802.16 の無線インタフェースを装備した基地局と端末から構成される無線アクセスネットワークにおいて、これら無線メディアを並列利用するアクセス経路の有効性を示した。さらに、本論文では、さらなる無線メディアの

^{†1} ATR 適応コミュニケーション研究所

ATR Adaptive Communications Research Laboratories

有効利用を図り、より多くのトラフィックを収容するため、基地局と端末間の無線メディアに加え、端末間の無線メディアも利用対象とする。すなわち、基地局と端末との直接通信と端末間のマルチホップ通信によりアクセス経路を構成し、これらの複数の経路を組み合わせ（以降、複合アクセス経路）、並列に packets を分配することにより、無線アクセスネットワーク全体で低遅延と高スループットを実現する packets 分配制御方式を提案する。さらに、FTP とビデオ会議を用いたシミュレーション評価から、提案方式は IP だけでなくアプリケーションの性能改善において有効であることを示す。

以下、2 章で想定する無線アクセスネットワークと複合アクセス経路の構成を示し、3 章で文献 6) に基づき複合アクセス経路の packets 分配特性を概説する。4 章で、その特性に基づく複合アクセス経路の packets 分配制御方式を提案し、5 章で、そのシミュレーション評価から有効性を示す。最後に、6 章で関連研究について述べる。

2. 無線アクセスネットワークと複合アクセス経路

近年の PC やスマートフォンなどは WiFi, Bluetooth, さらに WiMAX, 3G など複数の NIC が装備可能となっている。また、コグニティブ無線技術が装備された将来の端末は、自律的に利用可能な複数の周波数帯を、すなわち複数の無線メディアを見つけ出すことが可能となる。一方、ネットワーク提供者側では、オフィス内や街中のホットスポットサービスなどにより WiMAX や 3G の基地局カバレッジ内に多数 WiFi-アクセスポイントが存在する環境を提供している。したがって、このような無線環境では端末が複数の無線メディアを同時利用することができ、さらに、端末間においても基地局/アクセスポイントとは異なる周波数帯、すなわち、無線メディアが利用可能である。本論文では、このようなホットスポットサービスの無線環境と複数の無線メディアを利用可能な無線端末を想定し、無線アクセスネットワークをノマディックアクセスとし、無線メディアダイバーシティを以下の異種無線システムとする。

- 最も普及している無線システムである IEEE802.11 DCF (以降, 11)。
- 近年、実用化が進められ、利用拡大が期待される IEEE802.16 (以降, 16)。

11 のメディアアクセス制御は CSMA/CA に基づき分散的に行われ、帯域が保証されない。一方、16 のメディアアクセス制御は TDD/FDD に基づいて基地局駆動で行われ、帯域が保証される。このように性質が異なる 11 と 16 の無線インタフェースを装備した基地局と、基地局と通信可能であり、また隣接端末と 11 により通信可能である端末が混在する無線アクセスネットワークを検討対象とする。そのネットワーク構成を以下に示す(図 1

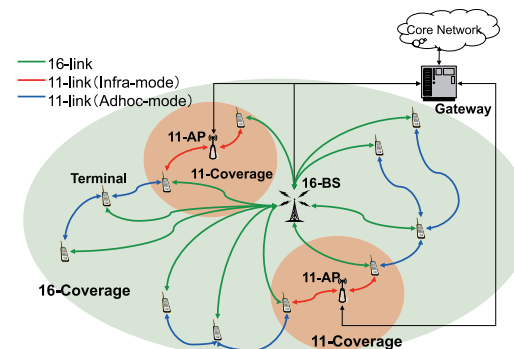


図 1 無線アクセスネットワーク
Fig. 1 Wireless access network.

参照)。

- ゲートウェイはアクセスネットワークの外部ネットワークとの接続点であり、16-基地局 (以降, 16-BS) と複数の 11-アクセスポイント (以降, 11-AP) を広帯域な有線通信システムにより共通のアクセスネットワークとして収容する。すなわち、ゲートウェイはルータとして機能し、16-BS/11-AP はブリッジ (無線/有線) として機能する。また、外部ネットワークとの接続も広帯域な有線通信システムを用いる。
- 端末は、11 (インフラモード) により 11-AP および 16 により 16-BS のいずれとも通信可能であり、また 11 (アドホックモード) を用いて隣接端末と通信可能である。
- ネットワークは IP ネットワークを想定する。

上記構成のアクセスネットワークにおいて、次のような複合アクセス経路が各端末で構成されるものとする。

- 16-インタフェースによる無線リンク (以降, 16-リンク) を用いた 16-BS と端末間の直接通信経路。
- インフラモードの 11-インタフェースによる無線リンク (以降, 11[*if*]-リンク) を用いた 11-AP と端末間の直接通信経路。
- アドホックモードの 11-インタフェースによる無線リンク (以降, 11[*ad*]-リンク) を用いた端末間通信経路。
- 端末における複合アクセス経路は上記通信経路を並列に集約することにより構成される。端末 i が 16-インタフェース、インフラモードの 11-インタフェース、およびアドホック

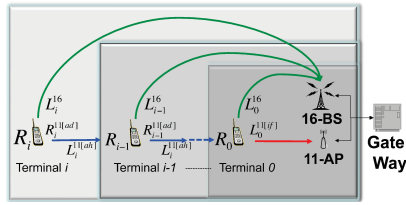


図 2 複合アクセス経路

Fig. 2 Complex wireless access route.

モードの 11-インタフェースをそれぞれ 1 つ装備する場合、端末 i における複合アクセス経路 R_i は、16-リンク、端末 i が 11-AP カバレッジ内にあれば 11[if]-リンク、さらに 11 により接続可能な隣接端末がある場合は 11[ad]-リンクによる端末間通信経路から構成される。端末 i から 11[ad]-リンクにより接続される隣接端末 ($i-1$) は、端末 i と同様に、利用可能なリンクを用いて経路を構成する。すなわち、端末 ($i-1$) もまた複合アクセス経路を構成する。このように、複合アクセス経路 R_i は 16-リンク、11[if]-リンク、11[ad]-リンクによる複合アクセス経路が再帰的に接続される経路により構成され、その最終的な基地局との接続点は 11[if]-リンクと 16-リンクによるアクセス経路（以降、0 次アクセス経路）となる。したがって、端末 i の複合アクセス経路 R_i は、次のように示される（図 2 参照、図 2 は端末 0 のみが 11-AP カバレッジ内の例を示す）。

$$\begin{aligned}
 R_i &= \{L_i^{11[if]}, L_i^{16}, R_i^{11[ad]}\} \\
 R_i^{11[ad]} &= L_i^{11[ad]} + R_{i-1} \\
 &\vdots \\
 R_1 &= \{L_1^{11[if]}, L_1^{16}, R_1^{11[ad]}\} \\
 R_1^{11[ad]} &= L_1^{11[ad]} + R_0 \\
 R_0 &= \{L_0^{11[if]}, L_0^{16}\}
 \end{aligned} \tag{1}$$

L_i^{16} は端末 i における 16-BS への 16-リンク、 $R_i^{11[ad]}$ は端末 i のアドホックモードの 11-インタフェースから構成される複合アクセス経路、 $L_i^{11[ad]}$ は端末 i における隣接端末間の 11[ad]-リンクである。端末 $i-1$ は端末 i の隣接端末で R_i の中継端末を示す。また、 $\{\dots\}$ は経路の集合を示し、 R_i を構成する経路（以降、構成経路）であり、集合内経路の並列利用を意味する。+ は経路の連結を示し、経路の直列利用を意味する。

以上、式 (1) から分かるように、複合アクセス経路は隣接端末の複合アクセス経路と直接

通信経路であるリンクを集約し、これを再帰的に繰り返す、最終的に直接通信経路のみから構成される 0 次アクセス経路 R_0 により 16-BS/11-AP に至る。すなわち、複合アクセス経路は利用可能なリンクおよび経路をすべて集約して構成される。

3. 複合アクセス経路のバケット分配特性

本章では、文献 (6) に基づき、低遅延と高スループットを可能とする複合アクセス経路のバケット分配特性を概説する（詳細は付録を参照）。

3.1 リンクコスト

待ち行列理論に基づく、リンクの負荷はリンク内の平均待機バケット数として定量化できる、これをリンクコストとする。リンクコストは、Little の定理により次のように求まる。

$$d_i^x = F_i^x \cdot T_i^x \tag{2}$$

d_i^x は端末 i におけるリンク x のコスト、 F_i^x は端末 i におけるリンク x のバケット到着率（分布は任意）、 T_i^x は端末 i におけるリンク x の平均遅延時間である。遅延時間は端末にバケットが到着（バケットが発生）してからバケットが送信完了するまでの時間である。

3.2 複合アクセス経路コストとその特性

複合アクセス経路コストは、リンクコストの定義と同様に、経路内の平均待機バケット数である。したがって、複合アクセス経路 R_i のコスト D_{R_i} は、 R_i を構成するリンクコストの総和として、次のように求まる。

$$\begin{aligned}
 D_{R_i} &= F_i^{11[if]} T_i^{11[if]} + F_i^{16} T_i^{16} + F_i^{11[ad]} T_{R_i^{11[ad]}} \\
 T_{R_i^{11[ad]}} &= T_i^{11[ad]} + T_{R_{i-1}} \\
 T_{R_{i-1}} &= \frac{F_{i-1}^{11[if]} T_{i-1}^{11[if]} + F_{i-1}^{16} T_{i-1}^{16} + F_{i-1}^{11[ad]} T_{R_{i-1}^{11[ad]}}}{F_{i-1}^{11[if]} + F_{i-1}^{16} + F_{i-1}^{11[ad]}} \\
 T_{R_{i-1}^{11[ad]}} &= T_{i-1}^{11[ad]} + T_{R_{i-2}} \\
 &\vdots \\
 T_{R_1} &= \frac{F_1^{11[if]} T_1^{11[if]} + F_1^{16} T_1^{16} + F_1^{11[ad]} T_{R_1^{11[ad]}}}{F_1^{11[if]} + F_1^{16} + F_1^{11[ad]}} \\
 T_{R_1^{11[ad]}} &= T_1^{11[ad]} + T_{R_0} \\
 T_{R_0} &= \frac{F_0^{11[if]} T_0^{11[if]} + F_0^{16} T_0^{16}}{F_0^{11[if]} + F_0^{16}}
 \end{aligned} \tag{3}$$

$F_i^{11[if]}$, F_i^{16} , $F_i^{11[ad]}$ はそれぞれ $L_i^{11[if]}$, L_i^{16} , $L_i^{11[ad]}$ へのバケット到着率、 $T_i^{11[if]}$, T_i^{16} ,

$T_i^{11[ad]}$ はそれぞれ $L_i^{11[if]}$, L_i^{16} , $L_i^{11[ad]}$ の平均遅延時間, $T_{R_i^{11[ad]}}$ は端末 i の 11[ad]-リンクより構成される複合アクセス経路 $R_i^{11[ad]}$ の平均遅延時間, $T_{R_{i-1}}$ は端末 $i-1$ の複合アクセス経路 R_{i-1} の平均遅延時間, T_{R_0} は R_i の基地局接続点となる端末 0 の 0 次アクセス経路 R_0 の平均遅延時間である. 端末 i のパケット到着率 (すなわち, R_i のパケット到着率) を F_i として式 (3) の D_{R_i} を変形すると, 次のようになる.

$$D_{R_i} = F_i \left(\frac{F_i^{11[if]} T_i^{11[if]} + F_i^{16} T_i^{16} + F_i^{11[ad]} T_{R_i^{11[ad]}}}{F_i} \right) = F_i T_{R_i} \quad (4)$$

$$F_i = F_i^{11[if]} + F_i^{16} + F_i^{11[ad]}$$

上式から分かるように, D_{R_i} を減少させると, F_i が一定ならば平均遅延時間 T_{R_i} が減少する. また, T_{R_i} が減少するならば, 同一の経路容量 (すなわち, D_{R_i} の最大値) において F_i を増やせる. すなわち, D_{R_i} を減少させると, R_i において低遅延と高スループットが可能となる.

3.3 複合アクセス経路コストの最小解

R_i を構成するリンクまたは経路を R_i^k , R_i^l , R_i^j とし, R_i^k から R_i^j へパケット分配する場合, D_{R_i} が減少する条件は次のようになる (詳細は付録参照).

$$\frac{dD_{R_i}}{dF_i^k} \approx T_{R_i^k} - T_{R_i^j} > 0 \quad 0 < \frac{dF_i^k}{dF_i} < 1 \quad (5)$$

すなわち, 式 (5) を満たすように各経路のパケット分配を繰り返し行う場合, D_{R_i} は最小解へ向かい, 最終的に区間 $0 \leq F_i^k \leq F_i$ においてただ 1 つの $T_{R_i^k} - T_{R_i^j} = 0$ となる最小解に達する. すなわち, 複合アクセス経路の平均遅延時間を最小化し, またスループットの向上を可能とする.

一方, 複数経路へパケット分配した場合, 送信元のパケット送信順が宛先のパケット到着順と一致しない (以降, パケット到着順乱れ) 可能性がある. このような場合は, TCP やアプリケーションでデータ破棄や再送が発生し, 有効なスループットが得られない. しかし, 各経路の平均遅延時間は, 式 (3) から分かるように, 端末から基地局までのエンド-エンドの平均遅延時間に等しい. すなわち, D_{R_i} の最小解は R_i の各構成経路のエンド-エンド平均遅延時間を均等化するパケット分配であるため, 複数経路へのパケット分配によるパケット到着順の乱れを抑制する効果がある.

4. 複合アクセス経路のパケット分配制御方式

上り下りの両方向のトラフィックが端末ごとに独立に発生する場合において, 式 (5) を満たすパケット分配を各端末およびゲートウェイの複合アクセス経路で行い, アクセスネットワーク全体で低遅延と高スループットを可能とするパケット分配制御方式を提案する.

4.1 アクセスネットワークコスト

文献 6) に基づくと, アクセスネットワークのコスト G はアクセスネットワーク全体で待機している平均パケット数であり, アクセスネットワーク内の複合アクセス経路コストの総和として求まる. したがって, G は次のようになる.

$$G = \sum_{x \in NW} D_x = F_{NW} \left(\frac{\sum_{x \in NW} F_x T_x}{\sum_{x \in NW} F_x} \right) = F_{NW} T_{NW} \quad (6)$$

NW はアクセスネットワーク全体の複合アクセス経路の集合, F_{NW} はアクセスネットワーク全体のパケット到着率, T_{NW} はアクセスネットワーク全体での平均遅延時間である. 式 (6) から分かるように, 各複合アクセス経路コストを小さくすればアクセスネットワークコストも小さくなり, 結果としてアクセスネットワーク全体で低遅延と高スループットが可能となる.

4.2 複合アクセス経路における宛先ごとパケット分配とその最小解の探索

複合アクセス経路によるアクセスネットワークはゲートウェイをルートとする木構造のトポロジを構成する. したがって, 複合アクセス経路はその途中経路を他の複合アクセス経路と共有する. さらに, 経路途中の中継端末においてもトラフィックが発生する. すなわち, 複合アクセス経路のトラフィックは宛先に向かう転送途中で他の宛先のトラフィックと合流 (上りトラフィック)・分岐 (下りトラフィック) する. このようなトラフィックにおいて, 複合アクセス経路コストは次のように示される.

$$D_{R_i} = F_i T_{R_i} = F_i \left(\frac{\sum_{u \in U_{R_i}} F_{i[u]} T_{R_i[u]}}{\sum_{u \in U_{R_i}} F_{i[u]}} \right) = \sum_{u \in U_{R_i}} F_{i[u]} T_{R_i[u]} = \sum_{u \in U_{R_i}} D_{R_i[u]} \quad (7)$$

U_{R_i} は経路 R_i におけるパケットの宛先の集合, $F_{i[u]}$ は R_i における宛先 u のパケット到着率, $T_{R_i[u]}$ は R_i における宛先 u のパケットの平均遅延時間, $D_{R_i[u]}$ は R_i における宛先 u

の経路コストである．ただし $F_i = \sum_{u \in U_{R_i}} F_{i[u]}$ である．すなわち，複合アクセス経路コストはその経路における宛先ごとの複合アクセス経路コスト（以降，宛先ごと経路コスト）の総和である．したがって，式 (5) に基づき宛先ごとパケット分配を用いて宛先経路コストを最小化し，それにより複合アクセス経路コストを最小化できる．しかし，次の点において宛先ごとの複合アクセス経路は相互に依存する．

- 下りトラフィックにおいて複合アクセス経路には宛先の異なるパケットが到着する．さらに，それら宛先のパケット転送先が異なる（すなわち，分岐）可能性がある．分岐が同一インタフェースで行われる場合，同一インタフェース内に複数のリンクが構成される．このようなインタフェースが 11-インタフェースである場合，その複数の 11-リンクの遅延時間は互いに依存する（16 では TDD/FDD により各リンクは独立であるが，11 は CSMA により各リンクはメディアを共有するため．また，上りトラフィックも複合アクセス経路に異なる宛先のパケットが到着するが，アクセスネットワーク内での最終転送先はすべてゲートウェイであり，アクセスネットワーク内では宛先が同一と見ることができる）．
- 複合アクセス経路 R_i における宛先 u のパケット到着率 $F_{i[u]}$ は，端末 i で発生した単位時間あたりの宛先 u のパケット（以降，オリジンパケット）と端末 i へ転送されて到着した単位時間あたりの宛先 u のパケット（以降，転送パケット）の合計である．また，端末 i の宛先 u の転送パケット到着は端末 i を転送先とする複数の端末からの宛先 u の転送パケットが集約される．以上の 2 点から，経路への宛先 u のパケット分配増減の制御が分配先経路の宛先 u のパケット到着の増減に反映しない可能性がある（たとえば，端末 i と j が経路 R_x を宛先 u の転送先とする場合，端末 i で R_x への宛先 u のパケット分配を減らしても端末 j で R_x への宛先 u のパケット分配をそれ以上に増やす場合）．

第 1 の依存性は，同一の 11-インタフェースのリンクを次のような待ち行列としてモデル化する．

- リンクは独立したキューを持つ（リンクごとのパケット到着は独立）．
- 各リンクは 1 つのサーバを共有する．

1 つのサーバはここでは 11-インタフェースである．すなわち，サーバの処理時間は 11-インタフェースにおける全宛先の平均遅延時間（11-インタフェース平均遅延時間）である．したがって，11-リンクのコストは宛先ごとのパケット到着率とそのリンクを構成するインタフェース平均遅延時間から求められ，その依存性を考慮しつつ宛先ごとのコストが算出でき

る．以降，11-リンクの場合，平均遅延時間はそのリンクを構成するインタフェースの平均遅延時間を示すものとする．

続いて，第 2 の依存性について議論する． R_i の宛先 u のパケットの転送先を $R_i^k = L_i^k + R_k$ とすると， R_k における宛先 u のパケット到着率 $F_{k[u]}$ は端末 i からの宛先 u の転送パケット $F_{i[u]}^k$ だけでなく，他の端末からの宛先 u の転送パケットおよび端末 k の宛先 u のオリジンパケットからなる．すなわち， R_k における宛先 u の複合アクセス経路平均遅延時間 $T_{R_k[u]}$ は端末 i 以外の端末からの転送パケット量と端末 k のオリジンパケット量にも依存する．したがって， $T_{R_k[u]}$ が $F_{i[u]}^k$ に関して単調増加であることが保証できない．同様に， R_i^k における宛先 u の複合アクセス経路平均遅延時間 $T_{R_i^k[u]}$ は $T_{i[u]}^k + T_{R_k^k[u]}$ であるので， $T_{R_i^k[u]}$ も $F_{i[u]}^k$ に関して単調増加であることが保証できない．しかし，パケット分配元の宛先経路の平均遅延時間が減少傾向であり，かつパケット分配先の宛先経路の平均遅延時間が増加傾向である場合において，式 (5) の $T_{R_i^k} - T_{R_i^j} > 0$ ，すなわち $T_{R_i^k[u]} - T_{R_i^j[u]} > 0$ を満たし続けるならば，そのパケット分配は最適解へ向かっている可能性が高い（図 3 参照）．

以上の 2 点を考慮して，複合アクセス経路において周期的に宛先ごとのパケット分配量を更新し $D_{R_i[u]}$ の最小解の近傍を探索する．以下にその宛先ごとのパケット分配量更新手順を示す．ただし， $T_{R_i^k[u]}(t)$ は R_i の任意の構成経路 R_i^k における周期 t 回目の宛先 u に関する平均遅延時間， $f_{i[u]}^k(t)$ は R_i の任意の構成経路 R_i^k における周期 t 回目の宛先 u に関するパケット到着数である．

- Step0: 初回周期は $F_{i[u]}$ を各構成経路へ均等にパケット分配を行う．周期完了後，取得した各構成経路の $\{T_{R_i^k[u]}(0) | R_i^k \in R_i\}$ から，平均遅延時間が最大となる構成経路 $R_{i[u]}^{mx}(0)$ と最小となる構成経路 $R_{i[u]}^{mn}(0)$ を選出し，それぞれを次（1 回目）周期におけるパケット分配元 $R_{i[u]}^{form}(1)$ と分配先 $R_{i[u]}^{to}(1)$ とする．これら構成経路間での 1 回目周期におけるパケット分配移動数 $\Delta f_{i[u]}(1)$ は次のように求め，パケット分配を行う．

$$\begin{aligned} \Delta f_{i[u]}(1) &= f_{i[u]}^{mx}(0) \times p_{i[u]}(1) \\ p_{i[u]}(1) &= p_0 \end{aligned} \quad (8)$$

$p_{i[u]}(t)$ は端末 i における t 回目周期の宛先 u のパケット移動率， p_0 はパケット移動率の初期値である．

- Step1: $t (t \geq 1)$ 回目周期が完了後，取得した各構成経路の $\{T_{R_i^k[u]}(t) | R_i^k \in R_i\}$ から， $R_{i[u]}^{form}(t)$ の $T_{R_i^{form}[u]}(t)$ と $R_{i[u]}^{to}(t)$ の $T_{R_i^{to}[u]}(t)$ の関係から次のように $\Delta f_{i[u]}(t+1)$ を決定する．

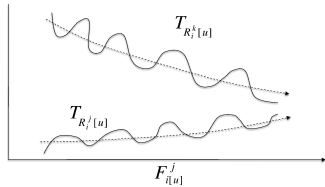


図 3 単調増加が保証されない場合の packets 分配における遅延時間遷移
Fig. 3 Transition of non monotonic delay in packet distribution.

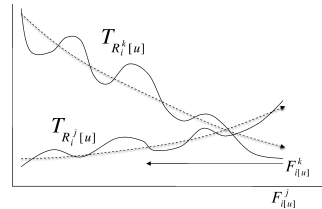


図 4 packets 分配が最小解を通り過ぎるケース
Fig. 4 Transition of non monotonic delay in packet distribution.

[Case0]: $T_{R_i^{from}[u]}(t) > T_{R_i^{to}[u]}(t)$ を満たし、かつ $T_{R_i^{from}[u]}(t) < T_{R_i^{from}[u]}(t-1)$ 、 $T_{R_i^{to}[u]}(t) > T_{R_i^{to}[u]}(t-1)$ である場合、 $D_{R_i[u]}$ は減少している。したがって、次周期 $t+1$ の packets 移動数を現周期 t と同じ分配量として、 $\Delta f_{i[u]}(t+1)$ を次のようにする。

$$\begin{aligned} \Delta f_{i[u]}(t+1) &= f_{i[u]}^{from}(t) \times p_{i[u]}(t+1) \\ p_{i[u]}(t+1) &= p_{i[u]}(t) \end{aligned} \tag{9}$$

[Case1]: $T_{R_i^{from}[u]}(t) > T_{R_i^{to}[u]}(t)$ を満たし、 $T_{R_i^{from}[u]}(t) > T_{R_i^{from}[u]}(t-1)$ または $T_{R_i^{to}[u]}(t) < T_{R_i^{to}[u]}(t-1)$ である場合、 $D_{R_i[u]}$ は減少しているが、 $T_{R_i^{from}[u]}(t)$ の減少傾向および $T_{R_i^{to}[u]}(t)$ の増加傾向を維持するため、packets 分配元の平均遅延時間が減少するように、また packets 分配先の平均遅延時間が増加するように、packets 分配移動量を増加させる。よって、packets 分配増加率 $\beta (\beta > 1)$ を用いて、 $\Delta f_{i[u]}(t+1)$ は次のようにする。

$$\begin{aligned} \Delta f_{i[u]}(t+1) &= f_{i[u]}^{from}(t) \times p_{i[u]}(t+1) \\ p_{i[u]}(t+1) &= \beta \cdot p_{i[u]}(t) \end{aligned} \tag{10}$$

[Case2]: $T_{R_i^{from}[u]}(t) > T_{R_i^{to}[u]}(t)$ を満たさない場合、 $D_{R_i[u]}$ は増加に転じる。これは packets の分配元から分配先への分配量が過多となり、最小解を通り過ぎたことを意味する (図 4 参照)。したがって、packets 分配の移動方向が反転することを前提に、次周期 $t+1$ の packets 分配移動量を現周期 t から減少させて、最小解の近傍に別方向からより近づくようにする。よって、packets 分配減少率 $\alpha (\alpha < 1)$ を用いて、 $\Delta f_{i[u]}(t+1)$ は次のようにする。

$$\begin{aligned} \Delta f_{i[u]}(t+1) &= f_{i[u]}^{mx}(t) \times p_i(t+1) \\ p_{i[u]}(t+1) &= \alpha \cdot p_{i[u]}(t) \end{aligned} \tag{11}$$

- Step2: 平均遅延時間が最大となる構成経路 $R_{i[u]}^{mx}(t)$ と最小となる構成経路 $R_{i[u]}^{mn}(t)$ を選出し、それぞれを次周期 $t+1$ 回目の packets 分配元 $R_{i[u]}^{from}(t+1)$ と packets 分配先 $R_{i[u]}^{to}(t+1)$ とする。これらの経路間で先に算出した $\Delta f_{i[u]}(t+1)$ により packets 分配を実施し、Step1 へ戻る。

また、周期内における各 packets の経路への分配手順は、更新移動量から当該周期の各経路への packets 分配率 (以降、分配率) を算出し、この分配率と周期開始から現時点までの実際に分配された各経路への実分配率を比較して、分配率 > 実分配率となる経路へ packets を分配する。すべての経路が前述条件を満たさない場合は、分配率に達したとして、実分配率をリセットし、再度上記分配手順を繰り返す。以上の繰り返し処理により、packets 分配元の平均遅延時間が減少傾向、packets 分配先の平均遅延時間が増加傾向を維持しつつ、packets 分配を複数の方向から徐々に最適解の近傍へ近づける。

4.3 複合アクセス経路平均遅延時間の取得

packets 分配により $D_{R_i[u]}$ の最小解を探索するためには、構成経路の宛先ごとの平均遅延時間が必要である。構成経路 R_i^x が $L_i^{11[if]}$ または L_i^{16} の場合、遅延時間は、packets が端末に到着してから該当リンクで packets 送信が完了するまでの時間であるので、packets がインタフェースのキューに Enqueue されてから、Dequeue され、さらに無線メディアのアクセス制御に基づいて送信 packets の ACK を受信するまでの時間として、端末内で計測する。一方、構成経路 R_i^x が複合アクセスの場合、 $T_i^{11[ad]}$ に加え、 $T_{R_{i-1}}$ も必要である。したがって、複合アクセス経路の平均遅延時間取得のため、次の処理を行う。

- ゲートウェイは収容している 16-BS および 11-AP から周期的に次の内容を含む packets をブロードキャストする。
 - 送信元がゲートウェイ
 - 経路平均遅延時間が 0
- 上記 packets を受信し、packets 送信元を転送先とする経路を持つ端末は、受信 packets に含まれる経路遅延時間に受信リンクの平均遅延時間を加えた値を当該構成経路の平均遅延時間とする。さらに、各構成経路の平均遅延時間から当該端末の複合アクセス経路平均遅延時間を算出し (式 (3) 参照)、これを経路遅延時間として packets を複合アクセス経路へ周期的にブロードキャストする (後続端末へ packets を転送)。

- 隣接端末から上記パケットを受信し、隣接端末を転送先とする経路を持つ端末は、上記と同様の処理を周期的に行う。

以上の処理により、各端末は複合アクセス経路の上り方向におけるゲートウェイまでの平均遅延時間を取得する。また、下り方向の平均遅延時間を取得するため、各端末からも周期的に同様のパケット（送信元が端末、経路平均遅延時間が0）を装備しているすべてのインタフェースからブロードキャストし、上同様の処理と転送を行う。これにより、各中継端末およびゲートウェイは複合アクセス経路の下り方向における宛先（端末）ごとの平均遅延時間を取得する。

5. シミュレーション評価

5.1 シミュレーション方法

シミュレーションには、以下のソフトウェアを用いた。

- OPNET Core Software 12.0 PL3
- OPNET 10-Apr-2007-WiMAX

本評価において、評価空間を次のような構成とした。

- 評価空間を 560 m × 560 m の正方空間とする（16 カバレッジ面積の 1/10）。
- 16-BS × 1 台を評価空間にランダムに配置する。
- 11a/b のインタフェースを装備した 11-AP × 4 台を評価空間にランダムに配置する。
- 11a/b/g と 16 のインタフェースを装備した端末 100 台を評価空間にランダムに配置する。

11a/b/g および 16 の無線システムの性能を表 1 のように設定した。また、11a/b はインフラモードで 11-AP ごとに異なるチャンネル設定とし、11g はアドホックモードでネットワーク全体で同一チャンネルとした。いずれのチャンネルの設定も相互に干渉しない設定とする。16-BS、11-AP とゲートウェイ間は高速有線接続を想定し、無線通信と比較して十分な容量と通信速度があるとして、この間の遅延時間は無視することとする。電波伝搬モデルは、市街地の見通し内環境を想定し、2 波モデルおよびライスフェージングを適用した。ライスフェージングのライス係数は文献 8) において市街地では 8~10 dB を推奨しているが、アンテナの高さを考慮するとそれより反射波の多い環境と考えると 6 dB とした。トラフィックは各端末で次の 2 つのアプリケーショントラフィックを発生させた。

- 10 秒周期で断続的に FTP セッションを起動。転送ファイルサイズは一定とし、FTP のダウンロード/アップロードセッションの割合は 50%とした。FTP はトランスポート

表 1 802.11a/b/g と 802.16 における設定

Table 1 Configuration of IEEE802.11a/b/g and 802.16 wireless systems.

	802.11a	802.11b	802.11g	802.16
最大送信レート	54 Mbps	11 Mbps	54 Mbps	75 Mbps
カバレッジ面積半径	50 m	100 m	100 m	1,000 m

表 2 802.16-リンクの QoS クラス設定

Table 2 QoS Class Configuration for IEEE802.16-Link.

アプリケーション	QoS クラス	送信レート
FTP	BE	予約なし
ビデオ会議	rtPS	Min 80 Kbps, Max 384 Kbps

ト層に TCP を用いた。TCP は多くのシステムのベースとなっている New Reno 版とした。

- ビデオレート 32 Kbps, フレームレート 10 fps, フレームサイズを最大 1000 バイト, 最小 20 バイト, 平均 400 バイト, 次数 1.2 の truncated pareto 分布とする双方向ビデオ会議¹⁶⁾。ビデオ会議（以降, VC）はフレーム到着順乱れを最大 1 フレーム間隔（100 msec）待ち、これを超過して到着したフレームは破棄する。VC はトランスポート層に UDP を用いた。

上記アプリケーショントラフィックに応じた各端末における 16-リンクの QoS クラスを表 2 に示す。また、評価項目は以下のとおりである。

- IP におけるゲートウェイと端末間の end-to-end 平均遅延時間 (sec/packet), end-to-end での平均パケット受信量（以降, IP スループット）(bps)。
- FTP セッションにおける 1 ファイル転送平均遅延時間 (sec/file) と単位時間の受信量 (bytes/sec)。以降、この 2 項目をそれぞれ、FTP 遅延時間、FTP スループットと呼ぶ。
- VC におけるビデオフレーム転送平均遅延時間 (sec/frame) と単位時間の転送量 (bytes/sec)。以降、この 2 項目をそれぞれ、VC 遅延時間、VC スループットと呼ぶ。VC スループットは到着遅れにより破棄フレームを含まない。

また、複合アクセス経路は、11-AP までのホップ数が最小となる端末を転送先として設定した。ただし、分岐により複数の経路が構成される場合は、そのホップ数は各経路の 11-AP までのホップ数で最小となる経路のホップ数とした。シミュレーション評価時間は 1,000 sec とした。

さらに、提案方式の有効性を議論するため、評価項目において以下の 3 つの方式と比較を

表 3 最適解探索におけるパラメータ
Table 3 Parameter of search for the optimal solution.

パケット分配量初期値 p_0	減少率 α	増加率 β
$f_i^{mx}(0) \times 0.1$	0.5	1.5

行った。

- 単一リンク (S-link). 最も良い性能の無線システムのリンクに全パケットを分配する。すなわち, 11a-カバレッジ内にある端末は 11a-リンクを用い, 11a-カバレッジ外で 11b-カバレッジ内にある端末は 11b-リンクを用い, その他の端末は 16-リンクを用いる。
- シングルパス経路 (S-route). 11-AP の 11a-カバレッジ内端末の 11a-リンク, 11-AP の 11a-カバレッジ外で 11b-カバレッジ内の端末の 11b-リンク, および 11g による端末間リンクにより構成可能なアクセス経路において, 11-AP までのホップ数が最小となる端末を転送先として構成した経路。ただし, 最小ホップ数となる 1 経路のみを用いる。
- マルチパス経路 (M-route). 11a-カバレッジ内にある端末は, 11a-リンク, 11b-リンク および 16-リンクを併用する。また, 11a-カバレッジ外で 11b-カバレッジ内にある端末は, 11b-リンクと 16-リンクを併用する。それ以外の端末は 16-リンクのみを用いる。すなわち, マルチパス経路は, 複合アクセス経路 (以降, C-route) と比較して, 端末間の 11g-リンクによるマルチホップ経路がない構成をとる。各経路への分配方式は提案方式と同様とする。

提案方式のパケット分配更新周期および遅延時間の配信周期は同一とし, 各端末で 10 sec とした。遅延時間の配信は, 各端末がインタフェースごとにブロードキャストにより行われる。このため, この配信量がデータ通信の帯域を圧迫しない十分な周期として 10 sec 周期とした。M-route におけるパケット分配更新も提案方式と同様に行う。また, これらの最小解探索における各パラメータを表 3 に示す。

比較評価は, ランダムに生成した 10 通りのトポロジにおいて, FTP の転送ファイルサイズを 1 K バイトから 500 K バイトまで増加させ, IP, FTP, VC のそれぞれの遅延時間とスループットを計測した, これらを, S-link, S-route, M-route, C-route において比較した。図 5, 図 6 はそれぞれ IP における遅延時間とスループットの相関, FTP における遅延時間とスループットの相関を示す。また, 図 7, 図 8 は VC の遅延時間およびスループットと FTP スループットの相関を示す。いずれのデータも生成した 10 通りのトポロジの平均値である。

図 5, 6, 7, 8 から分かるように提案方式は他の方式と比較して IP, FTP, VC のどのようなトラフィックにおいても優れているが分かる。特に高トラフィックでその優位性が顕著である。以下, 各トラフィックにおける考察を述べる。

5.2 低トラフィックにおける遅延時間とスループット

FTP の転送ファイルサイズが 1 K バイトから 50 K バイトの比較的トラフィック量が低い場合の各図を見ると, S-route は IP, FTP, VC のいずれにおいても他の方式と比較して高遅延, 低スループットになる。他の 3 つの方式は IP, FTP, VC の遅延時間とスループットはほぼ同程度になる。S-route が高遅延, 低スループットとなる原因は, マルチホップ経路へすべてのトラフィックを分配することから 11g の競合が多発し, パケット衝突による再送とパケット損失 (単位時間あたりの損失パケット総量) が非常に多くなるためである (図 9 参照)。M-route と C-route は S-link と比較して, 11b のロード量が少なくなる。11b-カバレッジ半径が 100 m, 11a-カバレッジ半径が 50 m であるため, 11b のカバレッジ内収容端末数は 11a のそれより多く, かつ 11b の帯域が 11a の帯域より狭いため, 11b へのパケット分配は 11b 無線メディアの競合を増幅させ, 結果として遅延時間の増加を引き起す。このため, M-route, C-route は 11b へのパケット分配を抑制し, 他の経路へパケットを移動する (図 11 参照, Load は単位時間あたりの分配パケット総量)。S-link は 11b-カバレッジ内のトラフィックを 11b へすべて分配するため, M-route や C-route より 11b において競合が多数発生し, パケット衝突によるパケット損失量が増えることになる。一方, TCP の再送回数を比較すると, S-link, M-route, C-route とほぼ同程度になる (図 10 参照)。これは, S-link は 11b におけるパケット損失により, TCP において重複 ACK による再送が行われるが, M-route と C-route はパケット損失による TCP の再送は減少する一方で複数の経路へのパケット分配によるパケット到着順乱れによる TCP の再送が加わるためである。M-route と C-route の TCP 再送回数は, パケット分配が進むにつれ, 遅延時間均等化の効果から減少するが, 解消はしない。図 12 に同条件の TCP セグメント遅延時間 (TCP セグメントが送信元から受信先に到着するまでに要する平均時間) の遷移を示す。M-route と C-route の TCP セグメント遅延時間が低い。これは, TCP での Congestion Window Size (以降, CWS) は十分に確保されているため, ACK を待たずに送信可能な TCP セグメント数が多いためである。S-link の TCP セグメント遅延時間は M-route や C-route より高くなる。すなわち, パケット分配は複数経路を用いた帯域の拡大とパケット分配による無線メディアの競合回避により TCP においてパケット到着乱れによる到着遅れを相殺し, むしろ有効に機能すると考えられる。VC では, パケット到着乱れによる到着遅れが VC の

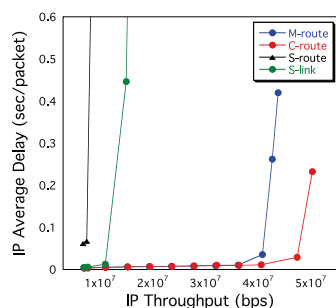


図 5 IP の平均遅延時間とスループット
Fig. 5 Average delay and throughput on IP.

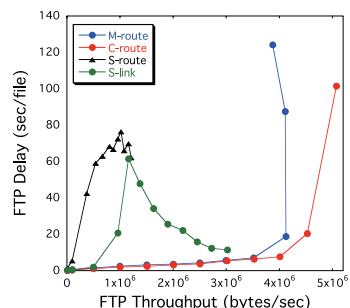


図 6 FTP の遅延時間とスループット
Fig. 6 Average delay and throughput on FTP.

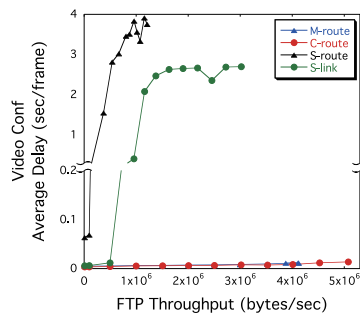


図 7 VC 遅延時間と FTP スループット
Fig. 7 Dependence of VC delay on FTP throughput.

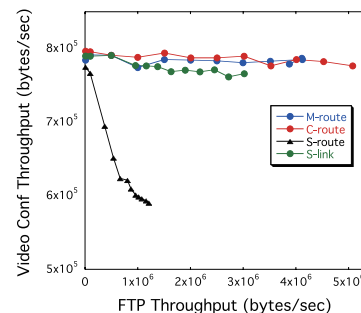


図 8 VC スループットと FTP スループット
Fig. 8 Dependence of VC throughput on FTP throughput.

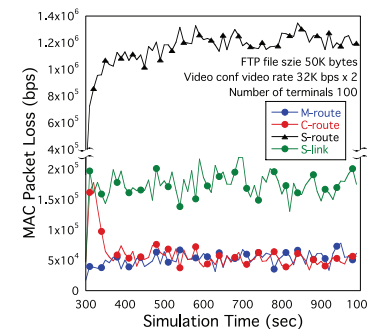


図 9 FTP ファイルサイズ 50 K バイトの MAC パケット損失量
Fig. 9 Packet loss on MAC on FTP filesize 50 K bytes.

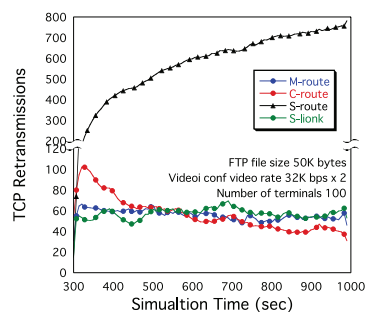


図 10 FTP ファイルサイズ 50 K バイトの TCP 再送回数
Fig. 10 TCP Retransmissions on FTP filesize 50 K bytes.

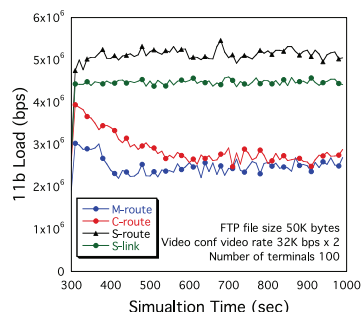


図 11 FTP ファイルサイズ 50 K バイトの 11b 分配量の遷移
Fig. 11 Packet distribution to 11b on FTP filesize 50 K bytes.

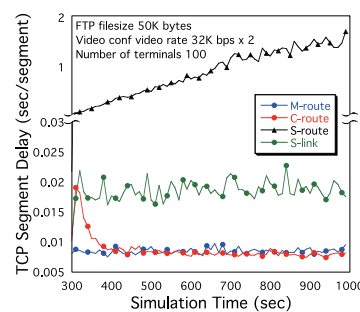


図 12 FTP ファイルサイズ 50 K バイトの TCP セグメント遅延時間
Fig. 12 TCP segment delay on FTP filesize 50 K bytes.

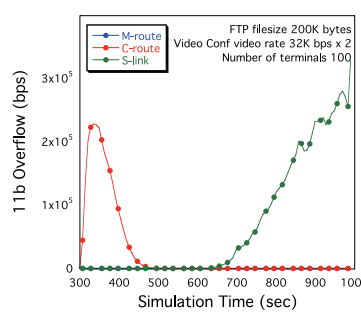


図 13 FTP ファイルサイズ 200 K バイトの 11b オーバフロー
Fig. 13 11b Overflow on FTP filesize 200 K bytes.

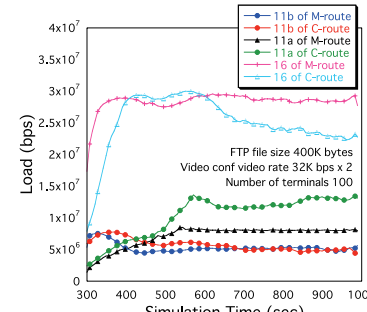


図 14 M-route と C-route のパケット分配量
Fig. 14 Packet distribution of M-route and C-route.

最大待ち時間 100sec より十分に小さいため、やはりパケット到着乱れが遅延時間とスループットに影響を与えることはない。

5.3 高トラフィックにおける遅延時間とスループット

図 5, 6, 7, 8 において、各端末の FTP 転送ファイルサイズが 100 K バイトを超えると S-link の IP, FTP, VC の遅延時間が劣化し始める。5.2 節で述べたように、S-link は

11b-カパレッジ内のトラフィックを 11b へすべて分配するため、FTP 転送ファイルサイズが 100 K を超えると 11b の容量超過となり、パケットのオーバフロー（単位時間あたりのバッファ溢れパケット総量）を発生させる（図 13）。そのため、IP, FTP, VC のいずれにおいても遅延時間の増大とスループットの劣化を引き起こす。M-route と C-route を比較すると FTP 転送ファイルサイズが 400 K バイトにおいて、M-route の IP, FTP の遅延時間が劣

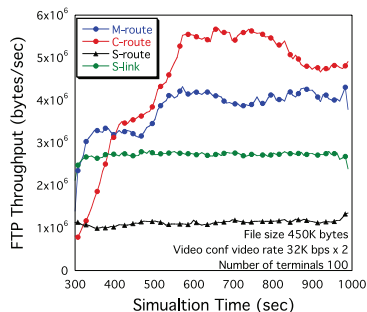


図 15 FTP ファイルサイズ 450 K バイトの FTP スループット
Fig. 15 FTP throughput on FTP filesize 450 K bytes.

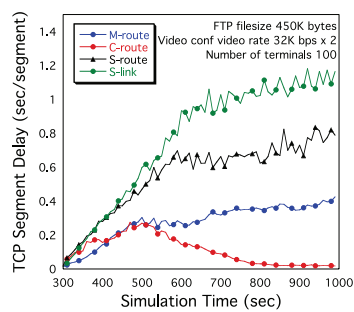


図 16 FTP ファイルサイズ 450 K バイトの TCP セグメント遅延時間
Fig. 16 TCP segment delay on FTP filesize 450 K bytes.

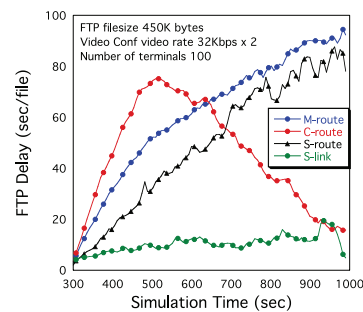


図 17 FTP ファイルサイズ 450 K バイトの FTP 遅延時間
Fig. 17 FTP delay on FTP filesize 450 K.

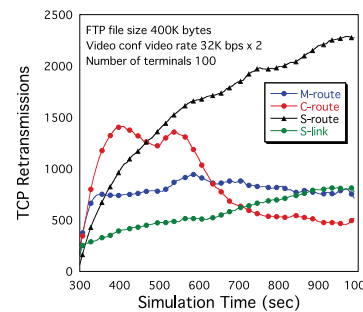


図 18 FTP ファイルサイズ 400 K バイトの TCP 再送回数
Fig. 18 TCP retransmissions on FTP filesize 400 K.

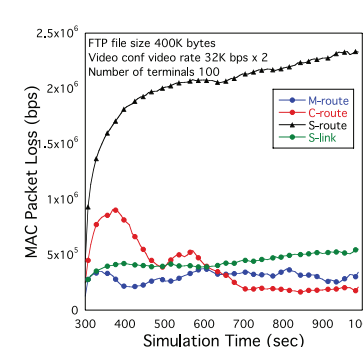


図 19 MAC パケット損失の遷移
Fig. 19 MAC packet loss.

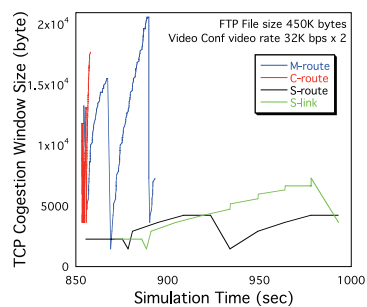


図 20 TCP CWZ の遷移
Fig. 20 TCP CWZ.

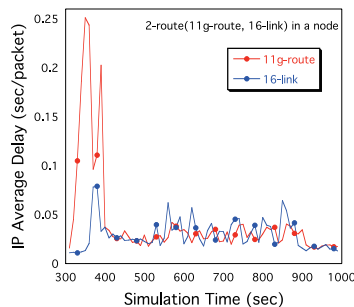


図 21 2 経路の IP 遅延時間
Fig. 21 IP Delay of 2-route.

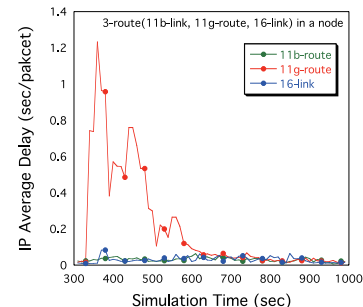


図 22 3 経路の IP 遅延時間
Fig. 22 IP Delay of 3-route.

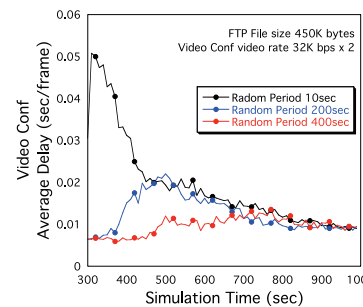


図 23 VC 遅延時間の遷移
Fig. 23 VC Delay.

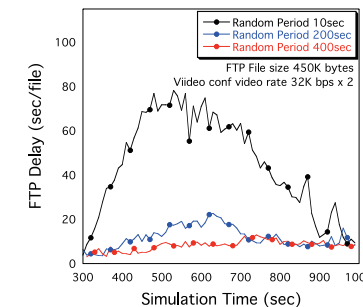


図 24 FTP 遅延時間の遷移
Fig. 24 FTP Delay.

化し始め、さらに、FTP 転送ファイルサイズが 400 K バイトを超えると、M-route の IP、FTP のスループットが劣化する。C-route は FTP 転送ファイルサイズが 500 K バイトにおいても、IP、FTP のいずれも、多少遅延時間は大きくなるが、発生したトラフィックをすべて転送できている。この相違は、C-route は 11b-カパレッジ外の端末において、16-リンクと 11g によるマルチホップアクセス経路の両方へバケット分配できるためである (図 14 参照)。M-route において、11b-カパレッジ外の端末は 16-リンクのみ利用可能であり、そのすべてのトラフィックを 16-リンクへ分配する。そのため、FTP 転送ファイルサイズが 400 K バイトでは、16-リンクにおける FTP 割当容量が逼迫し、FTP において遅延時間が増加す

る。VC は 16-リンクにおいて十分な容量が割り当てられていることにより、FTP 転送ファイルサイズの増加の影響は受けない。FTP 転送ファイルサイズが 450 K バイトになると、FTP のトラフィックに対して 16-リンクでの割当容量がさらに逼迫し、TCP のフロー制御 (CWS の減少により ACK を待たずに送信可能な TCP セグメント数が抑制または減少) にもない、FTP のスループットが低く抑えられる (図 15)。また、上記 TCP のフロー制御により TCP セグメント遅延時間も増加するため (図 16)、1 つの FTP セッションが FTP セッション起動間隔内に完了せず、複数の FTP セッションが累積して処理を行うことになる。このため、TCP セグメント遅延時間および FTP 遅延時間は累積 FTP セッション数

に従い、線形に増加する(図 17)。一方、C-route は 11b-カバレッジ外の端末においても 16-リンクに加え、11g によるマルチホップアクセス経路が利用可能であり、16-リンクから 11g によるマルチホップアクセス経路へトラフィックを移動する。結果として容量に比較的余裕がある 11a へトラフィックを移動し、FTP トラフィックへの容量を確保することとなる。したがって、IP, FTP, VC のいずれにおいても M-route より低遅延で高スループットとなる。

図 18 に、FTP ファイル転送サイズが 400 K バイト、その他の条件は同様の場合の TCP における再送回数の遷移を示す。パケット分配が進むにつれ、C-route の TCP 再送回数は減少し、他の方式と比較して明らかに少なくなる。これは各経路やリンクの遅延時間均等化による効果と考えられる。図 19 に同条件の MAC におけるパケット損失量の遷移を示す。図 18 と図 19 は相関が認められ、S-route と S-link の TCP 再送要因はパケット損失と推測できる。図 20 に各方式の FTP 転送ファイルサイズが 450 K バイト時の TCP の任意の 1 コネクションにおける CWS の遷移を示す。M-route では 870 sec 付近、S-route では 850 sec 付近と 930 sec 付近、S-link では 990 sec 付近で CWS が 1MSS に減少しており、TCP の ACK セグメントに対応したパケットを損失したことが推測できる。このため、これら方式では TCP でフロー数が極端に抑制され、またフロー数回復に時間を要する。結果として再送回数以上に遅延時間が増大する。一方、C-route は各構成経路へパケット分配することにより、無線メディアの競合や容量超過を回避し、パケット送信損失の可能性が低い。したがって、TCP の再送要因は到着順乱れにともなう重複 ACK によるものであり(図 20 において C-route の CWZ は Flight Size の 1/2 の減少にとどまる)、早期回復(Fast Recovery)、早期再送(Fast Retransmission)によりフロー数減少が抑制され、またフロー数回復も早く、結果として遅延が抑制される。

以上のことから、高トラフィックにおいて、C-route へのパケット分配によって無線メディアの競合回避と容量超過の回避をより積極的に行う提案方式がアプリケーションの性能により効果的であることが分かる。

5.4 パケット分配の収束評価

パケット分配が各経路の遅延均等化($T_{R_i^k} - T_{R_i^j} = 0$)に収束しているかを検証するため、2 経路利用可能な端末および 3 経路利用可能な端末において、各経路の遅延時間をそれぞれ図 21, 図 22 に示す。これらの図から分かるように、各経路の遅延時間はパケット分配が進行するに従い、均等化されていく。すなわち、パケット分配は収束していると考えられる。

シミュレーションシナリオを実際の利用状況に置き換えると、BS/AP システムが起動し

カバレッジ以内のすべての端末がいっせいに電源を入れた状態からの遷移に相当する。したがって、シナリオ開始時は制御対象のトラフィックがきわめて過大な状況であり、それゆえに各メトリックにピークが出現し、収束までに長時間を要する。評価シナリオは基本性能を評価するシナリオであるが、実際の利用シナリオを想定して、「徐々に(シミュレーション時間 300 秒から 500 秒の間でランダムに、および 300 秒から 700 秒の間でランダムにの 2 通りのケースで)端末がネットワークに参加する」場合における FTP 転送ファイルサイズ 450 K バイト時の VC の遅延時間、FTP の遅延時間の推移を、図 23, 図 24 に示す。端末がネットワークに参加するランダムな期間が長くなれば、ピークが消え、収束に近い状態を遷移する。このことから、実際の利用環境で十分に利用可能と考える。

6. 関連研究

異なる無線メディアを用いたマルチホップ経路を並列に構成した複数経路への IP パケットの分配に関する既存研究はほとんどない。しかし、複合経路へのパケット分配は複数の無線リンクにパケットを分配しリンク集約を図る研究が類似することから、無線リンクの集約を関連研究として述べる。

無線ネットワークにおけるリンク集約の研究として、文献 9)–12) がある。これらは IP において複数の無線リンクへパケットを分配し、IP の性能改善を目的とする。文献 9) は、トランスポートプロトコルを TCP とし、これに特化した IP パケットの分配により TCP スループットの改善を図る。文献 10) は、広域無線システムを用いて、無線リンクのパケット損失レートから IP パケット分配スケジューリングを行い、IP スループットの改善を図る。さらに、文献 11) は広域無線システムと LAN の 2 つのリンクを用いて IP パケット分配を行い、TCP スループットと UDP のジッタを改善する。一方、文献 12) は、TDD のような帯域保証される無線リンクを前提として、パケットの配信時間を予測してパケットを最も早く配信可能リンクへ分配する。これによって IP の平均遅延時間の改善を図る。しかし、いずれの研究も無線経路のマルチホップおよびその経路の並列利用は検討されていない。また、複数のアプリケーションのフローを発生させる端末が複数混在するより現実的なアクセスネットワーク構成においてその有効性が示されていない。SHAKE¹³⁾ は有線リンクと無線リンクから構成される複数のパスを集約してスループットの改善を図っているが、無線メディアダイバーシティにおける異種無線メディアの集約は未着手であり、また遅延に関する検討は行われていない。

TCP を用いた無線リンク集約の研究として、pTCP¹⁴⁾、mTCP¹⁵⁾ の研究例がある。い

ずれも順序乱れを考慮したリンク集約を実現し, TCP アプリケーションにおいて性能改善を示している. しかし, TCP アプリケーションに関する検討および評価に限定され, UDP アプリケーションなどの任意アプリケーションが混在するアクセスネットワークにおける検討および評価が扱われていない.

7. おわりに

本論文では, IEEE802.11/16 による複合アクセス経路のパケット分配方式を提案した. さらに, FTP トラフィックと VC トラフィックが混在するアクセスネットワークを用いたシミュレーション評価から, 提案方式は M-route と比較して FTP のスループットで最大約 25% の増加, S-link と比較して最大約 100% の増加を確認し, 遅延時間では M-route と比較して最大約 1/4 に減少, S-link と比較して最大約 1/20 に減少を確認した. すなわち, 提案方式は, 次の有効性を持つ.

- すべてのトラフィックにおいて, ネットワーク全体で IP だけでなくアプリケーションにおいても低遅延, 高スループットの通信が可能である.
- 特に高いトラフィック時にその有効性が顕著であり, 無線メディアリソースの有効利用が可能である.

今後の課題として, IEEE802.16 のモビリティを利用したモバイルアクセスに関して検討を行う予定である.

謝辞 本研究は, 総務省委託研究「異種無線通信システム動的利用による信頼性向上技術の研究開発」により実施した.

参 考 文 献

- 1) Mittra, R. and Maguire, Jr, G.: Cognitive Radio: Making Software Radios More Personal, *IEEE Personal Communication*, Vol.6, No.4, pp.13–14 (1999).
- 2) Mittra, R., J.: Cognitive Radio for Flexible Mobile Multimedia Communications, *Proc. MoMuC'99*, pp.3–10 (1999).
- 3) 原田: コグニティブ無線を利用した通信システムに関する基礎検討, 信学技報, SR2005-17, pp.117–124 (2005).
- 4) 3GPP TS 22.258: Service Requirements for the All-IP Network; Stage 1, v.2.0.0 (2005).
- 5) ITU-T: Y.2021: NGN Release 1 (2006).
- 6) 滝沢, 谷口, 山口, 小花: IEEE802.11 と IEEE802.16 を収容する無線アクセスネットワークにおけるパケット分配特性, 情報処理学会論文誌, Vol.49, No.9, pp.3245–3256

- (2008).
- 7) 滝沢, 谷口, 山口, 小花: IEEE802.11 と IEEE802.16 を収容する無線アクセスネットワークにおけるパケット分配制御方式, 情報処理学会論文誌, Vol.49, No.10, pp.3576–3587 (2008).
- 8) 高田: 移動体衛星通信のための電波伝搬再入門, 信学技報, Vol.104, No.671, pp.13–16 (2005).
- 9) Phatak, D.S. and Goff, T.: A novel mechanism for data streaming across multiple IP links for improving throughput and reliability in mobile environments, *Proc. IEEE INFOCOM*, pp.773–781 (2002).
- 10) Snoeren, A.C.: Adaptive Inverse Multiplexing for Wide-Area-Wireless Networks, *Proc. IEEE GlobCom'99*, Vol.3, pp.1665–1672 (1999).
- 11) Shrama, P., Lee, S., Brassil, J. and Shin, K.: Aggregating Bandwidth for Multi-homed Mobile Collaborative Communities, *IEEE Trans. MC*, Vol.6, No.3, pp.280–296 (2007).
- 12) Chebrolu, K. and Rao, R.: Bandwidth Aggregation for Real-Time Applications in Heterogeneous Wireless Networks, *IEEE Trans. MC*, Vol.5, No.4, pp.388–403 (2006).
- 13) Koyama, K., Ito, Y., Mineno, H. and Ishihara, S.: Evaluation of Performance of TCP on Mobile IP SHAKE, *IPSJ Journal*, Vol.45, No.10, pp.2270–2278 (2004).
- 14) Hsieh, H., Kim, K. and Sivakumar, R.: An end-to-end approach for transparent mobility across heterogeneous wireless networks, *Mob. Netw. Appl.*, Vol.9, No.4, pp.363–378 (2004).
- 15) Zhang, M., Lai, J., Krishnamurthy, A., Peterson, L. and Wang, R.: A Transport Layer Approach for Improving End-to-End Performance and Robustness Using Redundant Paths, *USENIX 2004* (2004).
- 16) 3GPP2: cdma2000 Evaluation Methodology Revision 0, 3GPP2 C.R1002-0 (2004).

付 録

A.1 11-リンクと 16-リンクのパケット分配特性

文献 6) は, 11-リンクのコストと平均遅延時間, および 16-リンクのコストと平均遅延時間は, それぞれのリンクのパケット到着率に関して下に凸単調増加であることを次のように示している.

$$\frac{dd_i^x}{dF_i^x} > 0 \quad \frac{d^2 d_i^x}{d(F_i^x)^2} > 0 \quad (12)$$

$$\frac{dT_i^x}{dF_i^x} > 0 \quad \frac{d^2 T_i^x}{d(F_i^x)^2} > 0 \quad (13)$$

さらに、文献 6) は、上記特性を持つ 11-リンクと 16-リンクを複数並列に集約し、それぞれのリンクにパケットを分配する場合、この集約リンクは次の特性を持つことを示している。

- 端末 i における集約リンクのコスト D_i はそれを構成するリンクのコストの総和である。

$$D_i = \sum_{x \in W_i} d_i^x \quad (14)$$

W_i は端末 i で利用可能なリンクの集合である。

- 端末 i の集約リンクにおいて、リンク k ($k \in W_i$) のパケットを他のリンク j ($j \in W_i$) に分配 (移動) する場合、集約リンクコスト D_i はパケット分配元 k のパケット到着率 F_i^k に関して下に凸であり、 D_i を最小とする解 (パケット分配量) が存在する。
- さらに、上記のパケット分配において、 D_i が最小解へ向かう条件は次のようになる。

$$\frac{dD_i}{dF_i^k} = \frac{dd_i^k}{dF_i^k} - \frac{dd_i^j}{dF_i^j} > 0 \quad (15)$$

A.2 複合アクセス経路コストの最小解とその条件

A.2.1 AP 隣接端末アクセス経路のパケット到着率に関する依存性

AP に隣接する端末 0 において、アクセス経路 R_0 をリンク L_0^k と L_0^j (L_0^k と L_0^j のいずれかは一方は $L_0^{11[if]}$ で他方は L_0^{16}) から構成されるとする (図 2 参照)。また、 L_0^k と L_0^j のパケット到着率をそれぞれ F_0^k と F_0^j とする。アクセス経路コスト D_{R_0} は、式 (14) を適用して、次のようになる。

$$D_{R_0} = \sum_{x \in \{k,j\}} d_0^x \quad (16)$$

上式から、 D_{R_0} のパケット到着率 F_0 に関する依存性は、次のようになる。

$$\frac{dD_{R_0}}{dF_0} = \frac{d}{dF_0} \left(\sum_{x \in \{k,j\}} d_0^x \right) = \frac{dd_0^k}{dF_0^k} \frac{dF_0^k}{dF_0} + \frac{dd_0^j}{dF_0^j} \frac{dF_0^j}{dF_0} \quad (17)$$

さらに、 R_0 のパケット分配が式 (15) を満たし D_{R_0} が最小解へ向かう場合、 D_{R_0} が F_0 に関して単調増加である (すなわち、 $\frac{dD_{R_0}}{dF_0} > 0$) 条件は、式 (15) と (17) から、次のようになる。

$$\frac{dF_0^k}{dF_0} > 0 \quad (18)$$

A.2.2 複合アクセス経路パケット分配特性

複合アクセス経路のパケット分配特性を示すため、まず端末 0 に隣接する端末 1 (図 2 の端末 $i-1$, ただし $i=2$) の $R_1^{11[ad]}$ のパケット到着率に関する依存性を議論する。それに基づいて、 R_1 のパケット分配特性を示す。さらに、 R_1 のパケット分配特性に基づき、 R_2 および R_i のパケット分配特性を示す。

R_1 は $R_1^{11[ad]}$, L_1^{16} , および利用可能であれば $L_1^{11[if]}$ から構成される。 $R_1^{11[ad]}$ は、端末 1 が $L_1^{11[ad]}$ により R_0 を構成する端末 0 と接続して構成する。その経路コスト $D_{R_1^{11[ad]}}$ は式 (14) から次のようになる。

$$D_{R_1^{11[ad]}} = d_1^{11[ad]} + D_{R_0} \quad (19)$$

端末 1 の $L_1^{11[ad]}$ のパケット到着率を $F_1^{11[ad]}$ とすると、式 (12) から $d_1^{11[ad]}$ は $F_1^{11[ad]}$ に関して下に凸単調増加である。また、文献 6) は 11-リンクのスループットがリンク容量内でパケット到着率上に凸単調増加であることを示している。 R_0 へのパケット到着率 F_0 は $L_1^{11[ad]}$ のスループットであるので、 $L_1^{11[ad]}$ のリンク容量内において $\frac{dF_0}{dF_1^{11[ad]}} > 0$ である。したがって、 R_0 のパケット分配が式 (15) と (18) を満たす場合、 D_{R_0} は $F_1^{11[ad]}$ に関する依存性は、次のように示される。

$$\frac{dD_{R_0}}{dF_1^{11[ad]}} = \frac{dD_{R_0}}{dF_0} \frac{dF_0}{dF_1^{11[ad]}} > 0 \quad (20)$$

すなわち、 R_0 のパケット分配が式 (15) と (18) を満たす場合、 D_{R_0} は $F_1^{11[ad]}$ に関して単調増加である。したがって、式 (19) から $D_{R_1^{11[ad]}}$ は $F_1^{11[ad]}$ に関して単調増加であることを保証できる。

続いて、端末 1 の複合アクセス経路 R_1 のパケット分配について議論する。 R_1^k , R_1^j および R_1^l を、 R_1 を構成する $L_1^{11[if]}$, L_1^{16} , $R_1^{11[ad]}$ のいずれかとし、 R_1^k から R_1^j へパケットを分配する。また、 R_1^k , R_1^j および R_1^l のパケット到着率をそれぞれ F_1^k , F_1^j , F_1^l とする。この場合、 D_{R_1} は次のように求まる。

$$D_{R_1} = D_{R_1^k} + D_{R_1^j} + D_{R_1^l} \quad (21)$$

$D_{R_1^k}$, $D_{R_1^j}$, $D_{R_1^l}$ は、それぞれ R_1^k , R_1^j , R_1^l のコストである。 $D_{R_1^k}$, $D_{R_1^j}$, $D_{R_1^l}$ のいずれも少なくともそれぞれのパケット到着率に関して単調増加であるので、 $D_{R_1^k}$, $D_{R_1^j}$, $D_{R_1^l}$ のそれぞれのパケット到着率に関する依存性は、次のようになる。

$$\frac{dD_{R_1^k}}{dF_1^k} > 0 \quad \frac{dD_{R_1^j}}{dF_1^j} > 0 \quad \frac{dD_{R_1^l}}{dF_1^l} > 0 \quad (22)$$

$F_1 = F_1^k + F_1^j + F_1^l$ であり, F_1^l はバケット分配 (移動) が無い. したがって, F_1^j と F_1^l の F_1^k に関する依存性は次のようになる.

$$\frac{dF_1^j}{dF_1^k} = -1 \quad \frac{dF_1^l}{dF_1^k} = 0 \quad (23)$$

したがって, D_{R_1} が F_1^k において単調増加する条件は, 次のようになる.

$$\frac{dD_{R_1}}{dF_1^k} = \frac{d}{dF_1^k} (D_{R_1^k} + D_{R_1^j} + D_{R_1^l}) = \frac{dD_{R_1^k}}{dF_1^k} - \frac{dD_{R_1^j}}{dF_1^j} > 0 \quad (24)$$

式 (24) を適用すると, D_{R_1} の F_1 に関する依存性は次のようになる.

$$\frac{dD_{R_1}}{dF_1} = \frac{dD_{R_1^k}}{dF_1^k} \frac{dF_1^k}{dF_1} + \frac{dD_{R_1^j}}{dF_1^j} \frac{dF_1^j}{dF_1} \quad (25)$$

R_1 のバケット分配が式 (24) を満たす場合, D_{R_1} が F_1 に関して単調増加である (すなわち, $\frac{dD_{R_1}}{dF_1} > 0$) 条件は, 式 (24) と (25) から, 次のようになる.

$$\frac{dF_1^k}{dF_1} > 0 \quad (26)$$

すなわち, R_1 を構成するリンクまたは経路のコストがそれぞれのバケット到着率に関して単調増加であり, R_1 のバケット分配が式 (24) と (26) を満たす場合, D_{R_1} は F_1 に関して単調増加である. また, 端末 2 が 11[ad]-リンクで端末 1 と接続し, $R_2^{11[ad]}$ を構成する場合, $D_{R_2^{11[ad]}} = d_2^{11[ad]} + D_{R_1}$ であることから, $D_{R_2^{11[ad]}}$ はバケット到着率に関して単調増加である. したがって, R_2 も, R_1 と同様に, バケット到着率に関してコストが単調増加となるリンクまたは経路から構成されるため, D_{R_2} もまた, D_{R_1} と同様の条件で, バケット到着率 F_2 に関して単調増加である. 以上のことから, 端末 i の複合アクセス経路コスト D_{R_i} は, R_i と $R_i^{11[ad]}$ を構成する各経路 ($R_{i-1}, R_{i-2}, \dots, R_0$) において, R_y^k から R_y^j ($y \in \{i, i-1, \dots, 0\}$) へのバケット分配が次の示す条件を満たす場合, バケット到着率 F_i に関して単調増加である.

$$\frac{dD_{R_y}}{dF_y^k} = \frac{dD_{R_y^k}}{dF_y^k} - \frac{dD_{R_y^j}}{dF_y^j} > 0 \quad (27)$$

$$\frac{dF_y^k}{dF_y} > 0 \quad (28)$$

いい換えると, 式 (27) と (28) を満たす場合, F_y^k はバケット分配元であるので減少し,

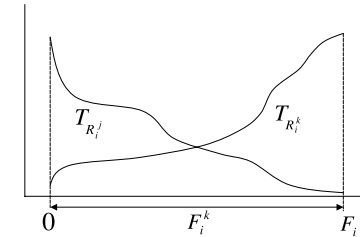


図 25 $T_{R_i^k}$ と $T_{R_i^j}$ の F_i^k に関する依存性
Fig. 25 Dependence of $T_{R_i^k}$ and $T_{R_i^j}$ on F_i^k .

それゆえに, 複合アクセス経路コストもまた減少する. すなわち, 各端末における複合アクセス経路において式 (27) と (28) を満たすバケット分配を行うならば, 複合アクセス経路コストは減少する.

A.2.3 バケット分配による複合アクセス経路コストの最小解

式 (3) を用いて D_{R_i} の最小解について議論する. R_i を構成するリンクまたは経路を R_i^k , R_i^l , R_i^j とし, R_i^k から R_i^j へバケット分配する場合, D_{R_i} が減少する条件は, 式 (27) に式 (3) を適用し, さらに差分近似すると, 次のようになる.

$$\frac{dD_{R_i}}{dF_i^k} \approx T_{R_i^k} - T_{R_i^j} > 0 \quad (29)$$

$T_{R_i^k}$, $T_{R_i^l}$, $T_{R_i^j}$ はそれぞれ R_i^k , R_i^l , R_i^j の平均遅延時間である. R_i において, R_i^k から R_i^j へバケット分配が式 (29) と (28) を満たすならば, D_{R_i} は減少する. しかし, D_{R_i} は, F_i^k に関して, それぞれ, 単調増加である $D_{R_i^k}$, 単調減少である $D_{R_i^j}$, 一定である $D_{R_i^l}$ との和であるため, F_i^k に関して多峰性となり, $T_{R_i^k} - T_{R_i^j} = 0$ となる局所解が複数存在する可能性がある. したがって, 式 (29) は必ずしも最小解に向かうとは限らない. しかしながら, $T_{R_i^k}$ と $T_{R_i^j}$ のいずれもがそれぞれのバケット到着率に関して単調増加であるならば, 区間 $0 \leq F_i^k \leq F_i$ において $T_{R_i^k} - T_{R_i^j} = 0$ となる解は最大で 1 つとなる (図 25 参照).

ここで, バケット分配が式 (29) と (28) を満たす場合の T_{R_i} が F_i に関する単調増加となる条件を議論する. まず, R_0 において L_0^k から L_0^j へバケットを分配する (L_0^k と L_0^j のいずれか一方は $L_0^{11[if]}$ で他方は L_0^{16}) 場合の T_{R_0} の F_0 に関する依存性を示す. このバケット分配において, $F_0 = F_0^k + F_0^j$ であり, これを式 (3) の T_{R_0} に適用して, T_{R_0} の F_0 に関する導関数を求めると次のようになる.

$$\begin{aligned} \frac{dT_{R_0}}{dF_0} &= \frac{dF_0^k}{dF_0} \frac{d}{dF_0^k} \left(\frac{F_0^k T_0^k}{F_0^k + F_0^j} \right) + \frac{dF_0^j}{dF_0} \frac{d}{dF_0^j} \left(\frac{F_0^j T_0^j}{F_0^k + F_0^j} \right) \\ &= \frac{dF_0^k}{dF_0} \left(\frac{F_0^j}{(F_0^k + F_0^j)^2} T_0^k + \frac{F_0^k}{F_0^k + F_0^j} \frac{dT_0^k}{dF_0^k} \right) \\ &\quad + \frac{dF_0^j}{dF_0} \left(\frac{F_0^k}{(F_0^k + F_0^j)^2} T_0^j + \frac{F_0^j}{F_0^k + F_0^j} \frac{dT_0^j}{dF_0^j} \right) \end{aligned} \quad (30)$$

式 (28) および式 (13) の 1 次導関数を式 (30) に適用すると, T_{R_0} が F_0 に関して単調増加となる (すなわち, $\frac{dT_{R_0}}{dF_0} > 0$) 条件は次のようになる.

$$\frac{dF_0^j}{dF_0} > 0 \quad (31)$$

さらに, $F_0 = F_0^k + F_0^j$ から $1 = dF_0^k/dF_0 + dF_0^j/dF_0$ であるので, 上式は次のようになる.

$$0 < \frac{dF_0^k}{dF_0} < 1 \quad (32)$$

すなわち, T_0^k と T_0^j がそれぞれのバケット到着率に関して単調増加であり, そのバケット分配が式 (29), (32) を満たす場合, T_{R_0} は F_0 に関して単調増加である. さらに, $T_{R_1^{11[ad]}} = T_1^{11[ad]} + T_{R_0}$ であり, $T_1^{11[ad]}$ は式 (13) から $F_1^{11[ad]}$ に関して単調増加が保証され, また, F_0 は $F_1^{11[ad]}$ に関して $L_1^{11[ad]}$ の容量内で単調増加であること⁶⁾ から T_{R_0} もまた $F_1^{11[ad]}$ に関して単調増加である. したがって, $T_{R_1^{11[ad]}}$ は $F_1^{11[ad]}$ に関して単調増加である. すなわち, R_1 もまたそれぞれのバケット到着率に関して平均遅延時間が単調増加となるリンクおよび経路により構成され, T_{R_0} と同様の条件で, T_{R_1} も F_1 に関する単調増加となる. 以上のことから, 端末 i の複合アクセス経路平均遅延時間 T_{R_i} は, R_i と $R_i^{11[ad]}$ を構成する各経路 ($R_{i-1}, R_{i-2}, \dots, R_0$) で, R_i^k から R_i^j へのバケット分配が次の示す条件を満たす場合, バケット到着率 F_i に関して単調増加である.

$$\begin{aligned} T_{R_i^k} - T_{R_i^j} &> 0 \\ 0 < \frac{dF_i^k}{dF_i} &< 1 \end{aligned} \quad (33)$$

すなわち, 式 (33) を満たすように各経路のバケット分配を繰り返し行う場合, 分配元経路の平均遅延時間は単調減少し, 分配先経路の平均遅延時間は単調増加し, D_{R_i} は最小解

へ向かう. 最終的に区間 $0 \leq F_i^k \leq F_i$ においてただ 1 つの $T_{R_i^k} - T_{R_i^j} = 0$ となる最小解に達する.

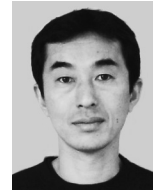
(平成 22 年 5 月 31 日受付)

(平成 22 年 11 月 5 日採録)



滝沢 泰久 (正会員)

1983 年京都工芸繊維大学工学部機械工学科卒業. 同年日本ユニシス (株) 入社. 1990 年住友金属工業 (株) 入社. 1998 年 ATR 環境適応研究所 所長. 2002 年 ATR 適応コミュニケーション研究所主任研究員. 2008 年同研究所上級主任研究員. 2009 年関西大学環境都市工学部准教授, ATR 適応コミュニケーション研究所客員研究員. 現在, 無線ネットワークにおける自己組織化等の研究に従事. 工学博士. 電子情報通信学会, IEEE, IEEE-CS 各会員.



植田 哲郎

1986 年東北大学工学部電気及通信工学科卒業. 1988 年同大学大学院修士課程修了. 2008 年京都大学大学院情報学研究所博士後期課程修了. 1988 年 NEC 入社. チャネル割当て方式の研究, IMT-2000 標準化などに従事. 1997 年 KDDI 入社. 2001 年 ATR 適応コミュニケーション研究所 所長. 無線アドホックネットワークの研究に従事. 2004 年 KDDI 研究所 所長. コグニティブ無線の研究開発に従事. 2008 年 ATR 適応コミュニケーション研究所 所長. 現在, 同研究所自律システム研究室長. コグニティブ無線の高度化研究開発に従事. 工学博士. 電子情報通信学会 会員.



小花 貞夫 (フェロー)

1976 年慶應義塾大学工学部電気工学科卒業. 1978 年同大学大学院修士課程修了. 同年国際電信電話 (株) (現 KDDI (株)) 入社. パケット交換方式, ネットワークアーキテクチャ, OSI プロトコル実装, 分散処理, ネットワーク管理, ITS の研究・開発に従事. 2004 年 ATR 適応コミュニケーション研究所 所長, アドホックネットワーク, ITS, センサネットワーク, コグニティブ無線の研究開発に従事. 工学博士. 2001 年文部科学大臣賞 (研究功績者), 本会フェロー, 電子情報通信学会 会員.