

IEEE802.11 と IEEE802.16 を用いた 複合アクセス経路の上がり方向パケット分配制御方式

滝 沢 泰 久[†] 植 田 哲 郎[†] 小 花 貞 夫[†]

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伴い、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 の無線インターフェイ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有効利用を図る。本稿では、無線リソースの競合が発生する上り方向において、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パケット分配制御方式を提案し、そのシミュレーション評価について述べる。

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

YASUHISA TAKIZAWA,[†] TETSURO UEDA[†] and SADA O OBANA[†]

In emerging wireless communication environments, a diversity of wireless systems will co-exist. 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 the wireless access networks composed of nodes equipped with IEEE802.11 and IEEE802.16 wireless systems, we have presented a characteristics of packet distribution for each wireless link. In this paper, we propose a upload traffic distribution control method for the access route which is composed of a direct communication between a base station and a terminal, and which is composed of a multi-hop communication between terminals, then which decreases delay and increases throughput in the network based on the presented characteristics. Furthermore, we show its performance.

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と多様化に従い、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。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はかりつつ伝送を行う無線通信技術ある¹⁾。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ることが予想される。同様に、3GPP の AIPN (All-IP Network)²⁾ や ITU-T の NGN (Next Generation Network)³⁾ 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トラフィックと VoIP やビデオ会議

[†] (株) 国際電気通信基礎技術研究所
ATR Adaptive Communications Research Laboratories

のような遅延時間指向のトラフィックが混在する。従って、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。本稿では、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実現するため、想定される無線メディアダイバーシティを積極的に利用し、高い負荷分散を試みるパケット分配制御方式を提案する。本稿では、特性の異なる IEEE802.11 と IEEE802.16 から構成される無線アクセスネットワークを対象とする。これら無線メディアを有効利用するために、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て、それらの複数経路を並列利用する(以降、複合アクセス経路)場合の上がり方向パケット分配制御方式を提案する。提案方式は、文献⁴⁾で示された無線リンクのパケット分配特性に基づき各無線アクセス経路へのパケット分配を制御し、基地局へ向かってパケットが集約し、無線リソース競合が頻繁に発生する上り方向パケットにおいて、パケット順序乱れ(Out of Order)を抑制しつつ、ネットワーク全体で低遅延、高スループットを実現する。

2. 無線アクセスネットワーク

本稿では、異なる無線システムを以下のシステムとする。

- 最も普及している無線システムである IEEE802.11a/g DCF (以降, 11a/g)。
- 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)。

11a/g のメディアアクセス制御は CSMA/CA に基づき分散的におこなわれ、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 11a と 16 の無線インターフェイ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 11g 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 参照)。

- 基地局 A は 16 基地局と 11a アクセスポイントの機能を有する。
- 基地局 B は 11a アクセスポイントの機能を有する。
- いずれの基地局も、ゲートウェイにより共通のアクセスネットワークに収容される。
- 端末は、11a (インフラモード) および 16 を用いていずれの基地局とも通信可能であり、また 11g (アドホックモード) を用いて隣接端末と通信可能である。

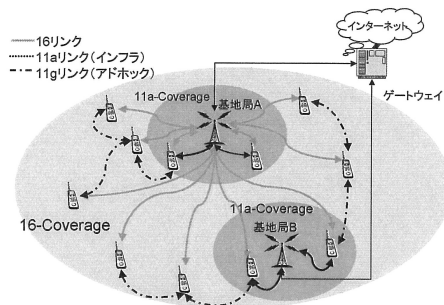


図 1 無線アクセスネットワーク
Fig. 1 Assumed wireless access network.

- 基地局 A における 16 のカバレッジ内に、基地局 B および端末がランダムに配置する。
- ノーマディック環境を想定し、端末は通信時には移動しないとする。
- 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構成されるものとする。
- 11a リンクと 16 リンクを用いた基地局と端末間の直接通信経路。
- 11g リンクを用いた端末間通信経路。
- 複合アクセス経路は上記通信経路を直列に連結および並列に集約することにより構成される(図 1 参照)。

トラフィックは全端末で発生し、各端末は自端末で発生したトラフィックと 11g リンクからの転送トラフィックを自端末の複合アクセス経路を用いて転送する。

3. 無線リンクのパケット分配に関する特性

本章では、文献⁴⁾に基づき、定常状態の 11 リンクと 16 リンクのパケット分配による負荷特性を概説する(詳細は文献⁴⁾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パ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。

$$d_i^x = F_i^x \cdot T_i^x \quad (1)$$

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 のパケット到着率、 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。遅延時間は端末にパケットが到着(パケットが発生)してからパケットが送信完了するまでの時間である。従って、エンドエンドの遅延時間である。式(1)から、一定の F_i^x において d_i^x が減少すると T_i^x も減少する。すなわ

ち、コストを小さくすると低遅延となる。また、一定の d_i^x において T_i^x が小さくなる場合、 F_i^x が拡大できる。すなわち、低遅延により取容するパケット量を増やすことができる。以上のことから、コストを小さくすることで低遅延とスループットの拡大ができる。

3.2 11リンクと16リンクのパケット分配特性

文献⁴⁾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。

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

$$\frac{dT_i^x}{dF_i^x} > 0 \quad \frac{d^2 T_i^x}{d(F_i^x)^2} > 0 \quad (3)$$

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。端末 i において、上記特性をもつ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もつ。

- 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。

$$D_i = \sum_{k \in W_i} d_i^k \quad (4)$$

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 のパケットを他のリンク j 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。

$$\frac{dD_i}{dF_i^k} = \frac{dd_i^k}{dF_i^k} - \frac{dd_i^j}{dF_i^j} > 0 \quad (5)$$

4. 複合アクセス経路のパケット分配特性

本章では、3章に基づき、複合アクセス経路のパケット分配特性を示す。

4.1 複合アクセス経路の構成

任意の端末 i における複合アクセス経路 R_i は、16リンク、端末 i が11aカバレッジ内にあれば11aリンク、さらに11gにより接続可能な隣接端末がある場合は11gによる端末間通信経路から構成される。端末 i から11gリンクにより接続される端末 $(i-1)$ 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、11aリンクと11g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、その基地局との接続点は11aリンクと16リンクによる集約リンクとなる。従って、端末 i の複合アクセス経路 R_i は次のように示される。

$$\begin{aligned} R_i &= \{L_i^a, L_i^{16}, R_i^g\} \\ R_i^g &= L_{i \rightarrow i-1}^g + R_{i-1} \\ &\vdots \\ R_1 &= \{L_1^a, L_1^{16}, R_1^g\} \\ R_1^g &= L_{1 \rightarrow 0}^g + R_0 \\ R_0 &= \{L_0^a, L_0^{16}\} \end{aligned} \quad (6)$$

L_i^a は端末 i の11aリンク、 L_i^{16} は端末 i の16リンク、 R_i^g は端末 i の11gリンクによる複合アクセス経路、 $L_{i \rightarrow i-1}^g$ は端末 i から $i-1$ の端末間11gリンク、 R_0 は R_i の基地局接続点となる端末0の集約リンクである。

4.2 集約リンクのパケット分配特性

端末0において、集約リンク 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^a で他方は L_0^{16}) から構成されるとする。 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 とすると、 $F_0 = F_0^k + F_0^j$ である。従って、集約リンクコスト D_{R_0} の端末0のパケット到着率 F_0 に関する依存性は、連鎖率を用いて、次のようになる。

$$\begin{aligned} \frac{dD_{R_0}}{dF_0} &= \sum_{x \in \{k,j\}} \frac{\partial D_{R_0}}{\partial F_0^x} \frac{dF_0^x}{dF_0} \\ &= \frac{dd_0^k}{dF_0^k} \frac{dF_0^k}{dF_0} + \frac{dd_0^j}{dF_0^j} \frac{dF_0^j}{dF_0} \end{aligned} \quad (7)$$

さらに、 R_0 のパケット分配が式(5)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(5)と(7)から、次のようになる。

$$\frac{dF_0^k}{dF_0} > 0 \quad (8)$$

4.3 複合アクセス経路パケット分配特性

端末1の複合アクセス経路 R_1 について議論する。 R_1 は R_1^g 、 L_1^{16} 、および利用可能であれば L_1^a から構成される。 R_1^g は、端末1が $L_{1 \rightarrow 0}^g$ により集約リンク 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 $D_{R_1^g}$ は次のようになる。

$$D_{R_1^g} = d_{1 \rightarrow 0}^g + D_{R_0} \quad (9)$$

$d_{1 \rightarrow 0}^g$ は $L_{1 \rightarrow 0}^g$ のコストである。端末1の $L_{1 \rightarrow 0}^g$ のパケット到着率を F_1^g とすると、式(2)から d_1^g は F_1^g に関して下に凸単調増加である。また、文献⁴⁾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に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 $L_{1 \rightarrow 0}^g$ のスループットであるの

で、 $L_{1 \rightarrow 0}^g$ のリンク容量内において $\frac{dF_0}{dF_1^g} > 0$ である。従って、 R_0 のパケット分配が式 (5) と (8) を満たす場合、 D_{R_0} は F_1^g に関する依存性は、次のように示される。

$$\frac{dD_{R_0}}{dF_1^g} = \frac{dD_{R_0}}{dF_0} \frac{dF_0}{dF_1^g} > 0 \quad (10)$$

すなわち、 R_0 のパケット分配が式 (5) と (8) を満たす場合、 D_{R_0} は F_1^g に関して単調増加である。従って、式 (9) から D_1^g は F_1^g に関して単調増加であることを保証できる。ここで、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 を構成するいずれかのリンクまたは経路とし、 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。

$$D_{R_1} = D_{R_1^k} + D_{R_1^j} + D_{R_1^l} \quad (11)$$

$D_{R_1^k}, D_{R_1^j}, D_{R_1^l}$ 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。

$$\frac{dD_{R_1^k}}{dF_1^k} > 0 \quad \frac{dD_{R_1^j}}{dF_1^j} > 0 \quad \frac{dD_{R_1^l}}{dF_1^l} > 0 \quad (12)$$

D_1^g はパケット分配 (移動) がなないため、 F_1^k に関して一定である。従って、 D_{R_1} が F_1^k において減少する条件は次のようになる。

$$\frac{dD_{R_1}}{dF_1^k} = \frac{dD_{R_1^k}}{dF_1^k} - \frac{dD_{R_1^j}}{dF_1^j} > 0 \quad (13)$$

さらに、 F_1^j は F_1 に関して一定であるため、 D_{R_1} の F_1 に関する依存性は次のようになる。

$$\frac{dD_{R_1}}{dF_1} = \frac{dD_{R_1^k}}{dF_1^k} \frac{dF_1^k}{dF_1} + \frac{dD_{R_1^j}}{dF_1^j} \frac{dF_1^j}{dF_1} \quad (14)$$

R_1 のパケット分配が式 (13) 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 (13) と (14) から、次のようになる。

$$\frac{dF_1^k}{dF_1} > 0 \quad (15)$$

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パケット到着率に関して単調増加であり、 R_1 のパケット分配が式 (13) と (15) 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 11g リンクで端末 1 と接続し、 R_2^g を構成する場合、 $D_{R_2^g} = d_{2 \rightarrow 1}^g + D_{R_1}$ であることから、 $D_{R_2^g}$ はパケット到着率に関して単調増加である。従って、 R_2 もパケット到着率に関してコストが単調増加とな

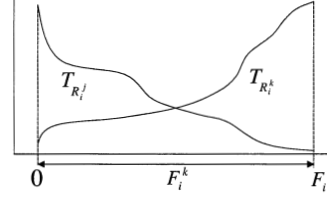


図 2 $T_{R_i^k}$ と $T_{R_i^j}$ の F_i^k に関する依存性

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、パケット到着率 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^g を構成する各経路 $(R_{i-1}, R_{i-2}, \dots, R_0)$ において、 R_i^g から R_i^j ($y \in \{i, i-1, \dots, 0\}$) へのパケット分配が次の示す条件を満たす場合、パケット到着率 F_i に関して単調増加である。

$$\frac{dD_{R_i^y}}{dF_i^y} = \frac{dD_{R_i^k}}{dF_i^y} - \frac{dD_{R_i^j}}{dF_i^y} > 0 \quad (16)$$

$$\frac{dF_i^k}{dF_i^y} > 0 \quad (17)$$

5. 上がり方向パケット分配制御方式

5.1 複合アクセス経路コストとその最小解

端末 i における複合アクセス経路コスト D_{R_i} は、次のように求まる。

$$\begin{aligned} D_{R_i} &= F_i^a T_i^a + F_i^{16} T_i^{16} + F_i^g T_{R_i^g} \\ T_{R_i^g} &= T_{i \rightarrow i-1}^g + T_{R_{i-1}} \\ T_{R_{i-1}} &= \frac{F_{i-1}^a T_{i-1}^a + F_{i-1}^{16} T_{i-1}^{16} + F_{i-1}^g T_{R_{i-1}^g}}{F_{i-1}} \\ &\vdots \end{aligned} \quad (18)$$

$$\begin{aligned} T_{R_1} &= \frac{F_1^a T_1^a + F_1^{16} T_1^{16} + F_1^g T_{R_1^g}}{F_1} \\ T_{R_0} &= \frac{F_0^a T_0^a + F_0^{16} T_0^{16}}{F_0} \end{aligned}$$

F_i^a, F_i^{16}, F_i^g はそれぞれ $L_i^a, L_i^{16}, L_{i \rightarrow i-1}^g$ へのパケット到着率、 $T_i^a, T_i^{16}, T_{i \rightarrow i-1}^g$ はそれぞれ $L_i^a, L_i^{16}, L_{i \rightarrow i-1}^g$ の平均遅延時間、 $T_{R_i^g}$ は端末 i の 11g リンクより構成される複合アクセス経路 R_i^g 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 の集約リンク R_0 の平均遅延時間である。

ここで、 D_{R_i} が減少する条件式 (16) に式 (18) を適用し、さらに差分近似すると、次のようになる。

$$\frac{dD_{R_i}}{dF_i^k} \approx T_{R_i^k} - T_{R_i^j} > 0 \quad (19)$$

すなわち、 R_i において、 R_i^k から R_i^j へパケット分配が式 (19) と (17) を満たすならば、 D_{R_i} は減少する。

しかし、 D_{R_i} は、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。従って、式 (19) 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パ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 2 参照)。ここで、パケット分配が式 (19) と (17) 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 へパケットを分配する場合の T_{R_0} の F_0 に関する依存性を次式に示す。

$$\frac{dT_{R_0}}{dF_0} = \frac{dT_{R_0^k}}{dF_0^k} \frac{dF_0^k}{dF_0} + \frac{dT_{R_0^j}}{dF_0^j} \frac{dF_0^j}{dF_0} \quad (20)$$

また、 $F_0 = F_0^k + F_0^j$ であるので $\frac{dF_0^k}{dF_0} + \frac{dF_0^j}{dF_0} = 1$ となる。これと式 (17) および式 (3) の 1 次導関数を式 (20) 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。

$$0 < \frac{dF_0^k}{dF_0} < 1 \quad 0 < \frac{dF_0^j}{dF_0} < 1 \quad (21)$$

すなわち、 T_0^k と T_0^j がそれぞれのパケット到着率に関して単調増加であり、そのパケット分配が式 (19) と (21) 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、 $T_{R_1} = T_{R_1^g} + T_{R_0}$ であり、 $T_{R_1^g}$ は式 (3) から F_1^g に関して単調増加が保証され、また、 F_0 は F_1^g に関して $L_{1 \rightarrow 0}^g$ の容量内で単調増加であること⁴⁾ から T_{R_0} もまた F_1^g に関して単調増加である。従って、 T_{R_1} は F_1^g に関して単調増加である。すなわち、 R_1 もまたそれぞれのパ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^g 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 へのパケット分配が次の示す条件を満たす場合、パケット到着率 F_i に関して単調増加である。

$$T_{R_i^k} - T_{R_i^j} > 0 \quad 0 < \frac{dF_i^k}{dF_i} < 1 \quad 0 < \frac{dF_i^j}{dF_i} < 1 \quad (22)$$

すなわち、式 (22) を満たすように各経路のパケット分配を行う場合、 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。また、各経路の平均遅延時間は、式 (18) から分かるように、端末から基地局までのエンドーエンドの平均遅延時間に等しい。すなわち、

D_{R_i} の最小解探索は R_i の各構成経路のエンドーエンド平均遅延時間を均等化することであるため、マルチパスによるパケット到着順の乱れを抑制できる。

5.2 複合アクセス経路平均遅延時間の取得

D_{R_i} の最小解を探索するためには、式 (22) で用いる構成経路の $T_{R_i^g}$ が必要である。構成経路 R_i^g が L_i^g または L_i^{16} の場合、 $T_{R_i^g}$ は端末内で計測可能である。一方、構成経路 R_i^g が複合アクセスの場合、11g リンク接続先端末 $i-1$ までの平均遅延時間 $T_{i \rightarrow i-1}^g$ に加え、端末 $i-1$ かの複合アクセス経路の平均遅延時間 $T_{R_{i-1}}$ も必要である。従って、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。

- 基地局は周期的に、経路遅延時間を 0 とするパケットを装備されている全てのインターフェイスからブロードキャストする。
- 上記パケットを受信し、基地局を転送先とする経路をもつ端末は、受信パケットの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 (18) 参照)、これを経路遅延時間としてパケットを複合アクセス経路へ周期的にブロードキャストする (後続端末へパケットを転送)。
- 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もつ端末は、上記と同様の処理を周期的に行う。

以上の処理により、各端末は基地局までの複合アクセス経路の平均遅延時間を取得および更新する。

5.3 上り方向パケットにおける最小解の探索

複合アクセス経路は、基地局に向かう途中経路を他の複合アクセス経路と共有する木構造となる。すなわち、上り方向トラフィックは基地局に向かう転送途中で他の端末のトラフィックと合流し、集約される。従って、複合アクセス経路 R_i におけるパケット到着率 F_i は、端末 i で発生した単位時間当たりのパケットと端末 i へ転送されて到着した単位時間当たりのパケットの合計である。各端末では独立で構成される経路へパケットを分配するため、転送トラフィックを含む F_i は変動する。本節では F_i が変動する状態 (非定常状態) を前提として式 (22) の適用を述べる。

式 (22) は次のような定性的意味をもつ。

- パケット分配元の平均遅延時間がパケット分配元の平均遅延時間より大きくなるように、パケットを移動する。
- F_i が増加する場合、パケット分配元のパケット量

を前回のパケット量より増加するように分配元から分配先へのパケットの移動量を抑え、また、同時に分配先のパケット量を前回のパケット量より過度に増加しないようにする。

- F_i が減少する場合、パケット分配先のパケット量を前回のパケット量より減少するように分配元から分配先へのパケットの移動量を抑え、また、同時に分配元のパケット量を前回のパケット量より過度に減少しないようにする。

すなわち、パケット分配元の平均遅延時間がパケット分配元の平均遅延時間より大きくなるように、徐々にパケット分配することが必要である。

さらに、転送先 R_{i-1} の F_{i-1} は R_i からの転送パケットだけでなく、他の端末からの転送パケットおよび端末 $i-1$ のオリジンパケットからなる。すなわち、 $T_{R_{i-1}}$ が他の端末からの転送パケット量とオリジンパケット量にも依存するため、 $T_{R_{i-1}}$ が F_i^0 に関して単調増加であることが保証できない。従って、パケット分配元へのパケット量が減少するが、パケット分配元の平均遅延時間が増加する可能性がある。この場合、 $T_{R_{i-1}}$ の F_i^0 に関する単調増加性が失われるので、それを回復するため、パケット分配元の平均遅延時間が減少するようにパケット移動量を増加させる。

以上の点を考慮し、周期的にパケット分配量を更新し、 D_{R_i} の最小解を探索する。以下にその手順を示す。

- Step0: 初回周期は F_i 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平均遅延時間 (5.2 節参照) から、平均遅延時間が最大となる構成経路 $R_i^{mx}(0)$ と最小となる構成経路 $R_i^{mn}(0)$ を選出し、それぞれを次 (1 回目) 周期のパケット分配元およびパケット分配先とする。1 回目周期のパケット移動量 $\Delta F_i^{mx}(1)$ は次のようになる。

$$\begin{aligned} \Delta F_i^{mx}(1) &= F_i^{mx}(0) \times p_i(1) \\ p_i(1) &= p_0 \end{aligned} \quad (23)$$

$F_i^{mx}(0)$ を初回周期における $R_i^{mx}(0)$ の分配パケット数、 $p_i(1)$ を端末 i における 1 回目周期のパケット移動割合、 p_0 を初期パケット移動割合である。

- Step1: 任意の t 回目周期が完了後、取得した各構成経路の平均遅延時間から、 $R_i^{mx}(t)$ の平均遅延時間 $T_{R_i^{mx}}(t)$ と $R_i^{mn}(t)$ の平均遅延時間 $T_{R_i^{mn}}(t)$ の関係から次のようにパケット分配量を決定する。
[Case0]: $T_{R_i^{mx}}(t) > T_{R_i^{mn}}(t)$ であり、かつ $T_{R_i^{mx}}(t) < T_{R_i^{mx}}(t-1)$ である場合、 D_{R_i} は減少している。従って、次周期 $t+1$ のパケット移動

量を現周期 t と同じ分配量として、 $\Delta F_i^{mx}(t+1)$ を次のようにする。

$$\begin{aligned} \Delta F_i^{mx}(t+1) &= F_i^{mx}(t) \times p_i(t+1) \\ p_i(t+1) &= p_i(t) \end{aligned} \quad (24)$$

[Case1]: $T_{R_i^{mx}}(t) > T_{R_i^{mx}}(t)$ を満たさず、かつ $T_{R_i^{mx}}(t) < T_{R_i^{mx}}(t-1)$ である場合、 D_{R_i} は増加に転じる。これはパケット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。従って、分配の方向が変わることを前提に、次周期 $t+1$ のパケット移動量を現周期 t から減少されて、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、パケット分配減少率 α を用いて、 $\Delta F_i^{mx}(t+1)$ は次のようにする。

$$\begin{aligned} \Delta F_i^{mx}(t+1) &= F_i^{mx}(t) \times p_i(t+1) \\ p_i(t+1) &= \alpha \cdot p_i(t) \end{aligned} \quad (25)$$

[Case2]: $T_{R_i^{mx}}(t) > T_{R_i^{mx}}(t-1)$ となる場合、パケット分配元の経路 R_i^{mx} において、パケット転送先端末 $i-1$ への他の端末からの転送パケットが増加し、その総量である F_{i-1} が増加する場合である。この場合、 $T_{R_{i-1}}$ の F_i^{mx} に関する単調増加性を回復するため、パケット分配元の平均遅延時間が減少するようにパケット移動量を増加させる。よって、パケット分配増加率 β を用いて、 $\Delta F_i^{mx}(t+1)$ は次のようにする。

$$\begin{aligned} \Delta F_i^{mx}(t+1) &= F_i^{mx}(t) \times p_i(t+1) \\ p_i(t+1) &= \beta \cdot p_i(t) \end{aligned} \quad (26)$$

- Step2: 平均遅延時間が最大となる構成経路 $R_i^{mx}(t+1)$ と最小となる構成経路 $R_i^{mn}(t+1)$ を選出し、それぞれを次周期 $t+1$ 回目のパケット分配元とパケット分配先 $R_i^{mn}(t+1)$ とする。これらの経路間で先に算出した $\Delta F_i^{mx}(t+1)$ によりパケット分配を実施し、Step1 へ戻る。

6. シミュレーション評価

6.1 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 $560m \times 560m$ の正方空間とする (16 カバレッジ面積の $1/10$) 。
 - 11a と 16 のインターフェイスを装備した基地局 $A \times 1$ 台を評価空間にランダムに配置する。

表 1 802.11a/g と 802.16 における設定
Table 1 Configuration of IEEE802.11a/g and 802.16 wireless systems.

	802.11a	802.11g	802.16
最大送信レート	54Mbps	54Mbps	75Mbps
カバレージ面積半径	50m	100m	1000m

- 11a のインターフェイスを装備した基地局 B×1 台を評価空間にランダムに配置する。
- 11a/g と 16 のインターフェイスを装備した端末 100 台を評価空間にランダムに配置する。

11a/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 は基地局毎に異なるチャンネルとし、11g はネットワーク全体で同一チャンネルとした。各端末における 16 リンクの上がり方向容量は各端末均等に 230Kbps とした。基地局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⁵⁾において市街地では 8~10dB 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て 6dB とした。トラフィックは各端末でポアソン分布で発生させた。また、複合アクセス経路は、11g リンクで基地局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。評価項目は、端末からゲートウェイへ UDP によりデータ転送を行い、単位時間当たりのゲートウェイに到着したパケットの平均遅延時間（端末でオリジンパケットが発生してから基地局に到着するまでの平均時間、sec/packet、以降、遅延時間）と単位時間当たりのゲートウェイに到着したデータの総量 (bps、以降、スループット) とした。シミュレーション評価時間は 1000sec 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 つの方式と比較を行った。

- ラウンドロビン (RR) . 複合アクセス経路における各構成経路に均等にパケットを分配する。
- 実測送信レート (TR) . 各端末の 11a/g および 16 リンクにおいて計測された送信レートに比例して、それぞれの構成経路へパケットを分配する。
- 単一リンク (SL) . 最もよ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 カバレージ内にある端末は 11a リンクを用い、その他の端末は 16 リンクを用いる。

提案方式と TR のパケット分配更新および遅延時間の配信は各端末において 10sec 周期で非同期に行う。ま

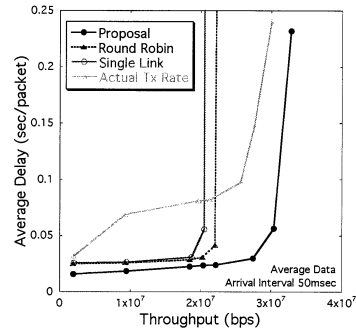


図 3 平均遅延時間とスループットの相関

Fig. 3 Dependence of average delay on throughput.

表 2 最適解探索におけるパラメータ

Table 2 Parameter of search for the optimal solution.

パケット分配初期値 $p_i(0)$	減少率 α	増加率 β
$F_i^{max}(0) \times 0.1$	0.5	1.5

た、最小解探索における各パラメータは表 2 に示す。

6.2 遅延時間とスループットの相関

図 3 に遅延時間とスループットの相関を示す。図の遅延時間とスループットは、ランダムに生成した 10 通りのトポロジにおいて、平均データ発生間隔 50msec、平均データサイズを 1Kbits から 20Kbits まで増加させ、各場合の遅延時間とスループットのそれぞれの平均をプロットした。TR は 16 と 11 のリンクにおける実測送信レートに基づくため、いずれのトラフィックでも 11g によるマルチホップ経路へのパケット分配量が多くなる。そのため、遠隔端末においてもマルチホップ経路へパケットを多く分配するため、遅延が大きくなる。一方、SL と RR は 16 へのパケット分配量が多く、遠隔端末においてマルチホップ経路へのパケット分配量が少ない。そのため、遅延時間は TR より低くなる。しかし、トラフィックが増えると 16 の容量超過から急激に遅延時間とスループットが劣化する。提案方式はいずれのスループットにおいても他の方式より低遅延となり、そのパケット分配が有効である。

6.3 順序乱れパケット

順序乱れパケットによる遅延時間とスループットへの影響を考察するため、UDP において送信パケットに順序番号を付加し、UDP でパケット到着時に順序番号が昇順とならないパケットを順序乱れパケットとした。図 4 は、順序乱れパケットを無効パケットとした場合のスループット (以降、実効スループット) と順序乱れパケット到着率 (順序乱れパケット数/全到着パケット数) を示す。図の実効スループットおよび

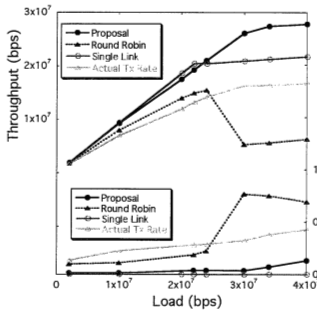


図4 実効スループットと
順序乱れパケット到着率

Fig. 4 Effective throughput and
out-of-order packet rate.

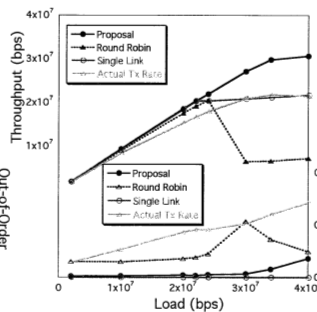


図5 順序制御下での実効スループット
と順序乱れパケット到着率

Fig. 5 Effective throughput and
out-of-order packet rate in reordering.

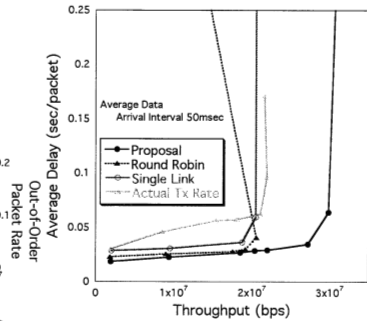


図6 平均遅延時間と実効スループットの相関

Fig. 6 Dependence of average delay
on effective throughput.

順序乱れパケット到着率は、図3と同様に取得した。提案方式はRRやTRと比較して順序乱れパケットの到着が非常に少なく、各トラフィックにおいて高い実効スループットとなる。SLと比較すると、ネットワーク全体のトラフィックが20Mbpsの近傍で実効スループットが微減する。提案方式では、トラフィックが増加するに従い、複合アクセス経路の複数の構成経路へパケットを分配する端末が増えると、エンドエンドの平均遅延時間を各構成経路間で均等化するパケット分配は順序乱れパケット到着を抑制し、トラフィックが20Mbpsの近傍ではその到着割合が3~4%である。しかし、その影響でSLより実効スループットが微減する。トラフィックがさらに多いケースでは、提案方式はSLより高いスループットとなる。この場合、SLが16容量超過となりスループットが上限に達する。一方、提案方式では、順序乱れパケット到着率は増加するが、それ以上に複数経路併用による容量増加の効果が大きく、高い実効スループットを維持する。さらに、図5に、順序乱れパケットを最大3パケット到着期間待機(TCPの最大重複ACK数3に相当)する順序制御を行った場合の実効スループットと順序乱れパケット到着率を示す。順序制御を行わない場合と比較すると、提案方式、RR、TRのいずれにおいても、順序乱れパケット到着率が減少し、その実効スループットが改善する。しかし、RRとTRはSLのスループットに劣る。提案方式は、図4に見られたトラフィック20Mbps近傍の微減がほぼ解消(順序乱れパケット到着率が0.5%未満となる)、さらに高トラフィックではSLより高い実効スループットを維持する。図6に順序制御を行った場合の実効スループットと遅延時間の相関を示す。提案方式は比較方式より全トラフィ

ックで低遅延と高スループットとなり、図3と同等の性能となる。これは各構成経路のエンドーエンド遅延時間均等化パケット分配により、多少順序乱れパケットが到着するが、その遅れ時間が少なくまた分散が小さいため、上位層の順序制御が有効に機能するためである。すなわち、提案方式は、比較方式より上位層においても低遅延、高スループットの通信が実現できる。

7. おわりに

本稿では、複合アクセス経路の負荷がパケット到着率に関して単調増加となる条件を示し、その条件に基づく上り方向パケット分配制御方式を提案した。さらに、提案方式のシミュレーション評価から、その有効性を次の点で示した。

- 全てのトラフィックにおいて、ネットワーク全体で低遅延、高スループットの通信が可能である。
- マルチパスによるパケットの順序乱れを抑制し、上位層で高いスループットを維持できる。

参考文献

- 1) 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.
- 2) 3GPP TS 22.258, "Service Requirements for the All-IP Network; Stage 1," v2.0.0, 2005.
- 3) ITU-T, "Y.2021 : NGN Release 1," 2006.
- 4) 滝沢, 谷口, 山口, 小花, "IEEE802.11とIEEE802.16を收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", 情処論文誌, Vol. 49, No. 9, 2008.
- 5) 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.