滝	沢	泰	$\mathbf{\lambda}^{\dagger 1}$	谷		典	え $^{\dagger 1}$
ш			明 $^{\dagger 1}$	小	花	貞	夫 $^{\dagger 1}$

携帯電話,無線LANシステムなど無線システムの普及により,多様で異なる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.また,無線リソースの有効利用技術として,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無線技術である.以上のことから,近い将来において異なる複数の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.本論文では,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により構成される無線アクセスネットワークにおいて,スループットが向上し, 遅延時間が減少することを可能とするパケット分配制御方式を提案する.また,そのシミュレーション評価について述べる.

# Packet Distribution Control for Wireless Access Networks Accommdating IEEE802.11 and IEEE802.16

# YASUHISA TAKIZAWA,<sup>†1</sup> NORIYUKI TANIGUCHI,<sup>†1</sup> AKIRA YAMAGUCHI<sup>†1</sup> and SADAO OBANA<sup>†1</sup>

In emerging wireless communication environments, a diversity of wireless systems will coexist using a diversity of applications. 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. In this paper, we propose a packet distribution control method that decreases delay and increases throughput in the network based on the presented characteristics, and show its performance.

# 1. はじめに

近年,携帯電話,PHS,Wi-Fiなど多様な無線システムの利用拡大が進んでいる.さら に,IEEE802.16の標準化も進み,WiMAX や Mobile WiMAX による広域または中域の 高速無線システムの利用も予想される.このように,無線通信環境は異なる周波数帯域や通 信方式を持つ多様な無線システムが混在する環境になりつつある.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ともない,無線リソースの枯渇が懸 念される.この問題を解決する技術として,コグニティブ無線技術が提案されている<sup>1)-4)</sup>. コグニティブ無線(Cognitive Radio)技術は,無線機が周囲の電波利用環境を認識し,そ の状況に応じて複数の周波数帯域,タイムスロットなどの無線リソースならびに通信方式を 適宜使い分け,ユーザの所望の通信容量を所望の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<sup>3)</sup>.

以上のことから,コグニティプ無線技術により異なる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)<sup>5)</sup>やITU-TのNGN(Next Generation Network)<sup>6)</sup>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.

本論文では,このような無線メディアダイバーシティを想定し,異なる無線システムから 構成される無線アクセスネットワークにおいて,そのネットワークの負荷を最小化し,ネッ トワーク全体の遅延時間を減少させ,スループットを向上させるパケット分配制御方式を提 案する.提案方式は,文献 7)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 リンクへのパケット分配を制御する.さらに,提案方式のシミュレーション評価により,そ の有効性を示す.

以下,2章で想定する IEEE802.11(以降,11)と IEEE802.16(以降,16)を収容する 無線アクセスネットワークについて述べる.3章で,文献7)で導出された11-と16-リンク

<sup>†1</sup> ATR 適応コミュニケーション研究所

ATR Adaptive Communications Research Laboratories

のパケット分配特性を概説し,4章で,その特性に基づく11-と16-リンクの併用における パケット分配制御方式を提案する.さらに,5章では,提案方式のシミュレーション評価に より,その有効性を議論する.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

本論文では, ノーマディックモバイル (Nomadic Mobile) 環境の無線メディアダイバー シティを想定し, 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 IEEE802.11.

• 近年,実用化が進められ,利用拡大が期待される IEEE802.16.

11のメディアアクセス制御は自律分散的に行われ,帯域が保証されない.一方,16のメ ディアアクセス制御は基地局駆動で行われ,帯域が保証される.また,それぞれの性能は 表1にあるように明らかに異なる.このように性能が異なる11と16の無線インタフェー スを両方または11のみを装備した基地局といずれの基地局とも通信可能な端末が混在する

表1 802.11gと802.16の性能 Table 1 Performance of IEEE802.11g and 802.16 wireless systems.

	802.11g	802.16
最大送信レート	$54\mathrm{Mbps}$	$75\mathrm{Mbps}$
送信距離	$20{\sim}200\mathrm{m}$	$2{\scriptstyle{\sim}}5{\rm km}$



Fig. 1 The assumed wireless access network.

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 11-アクセスポイントの機能を有する.
- 基地局 B は 11-アクセスポイントの機能を有する.
- いずれの基地局も, 共通のアクセスネットワークに収容される.
- 端末は,11および16を用いていずれの基地局とも通信可能である。
- 基地局 A における 16-カバレッジ内に,基地局 B および端末をランダムに配置する.
- ネットワークは IP を想定し, 各端末において IP パケットをそれぞれのインタフェー スへ分配する.

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 7) により導出された 11 と 16 により構成されるアクセスネットワークの パケット分配特性を概説する.

3.1 リンクコスト

待ち行列理論に基づき,リンクの負荷状態をリンク内の平均待機パケット数(キューに待機している平均パケット数と現在処理中の平均パケット数の和)とし,これをリンクコストとする.リンクコストは,Liitleの定理により次のように求まる(図2参照).

$$d_i^k = F_i^k \cdot T_i^k \tag{1}$$

 $d_i^k$ は端末 *i* における無線インタフェース *k* によるリンクのコスト,  $F_i^k$  は端末 *i* における無線インタフェース *k* によるリンクのパケット到着率,  $T_i^k$  は端末 *i* における無線インタフェース *k* によるリンクでのパケット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(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.したがって,遅延時間はメディアアクセス制御遅延時間と通信遅延時間からなる.



© 2008 Information Processing Society of Japan

情報処理学会論文誌 Vol. 49 No. 10 3576-3587 (Oct. 2008)

3.2 11-リンクコストと 16-リンクコストのパケット分配特性

11-リンクコストはそのリンクへのパケット分配に関して下に凸の単調増加関数であり, 11-リンクコストと,11-リンクへのパケット分配である11-リンクのパケット到着率の相関 は,次のように示される.

$$\frac{\mathrm{d}d_i^{11}}{\mathrm{d}F_i^{11}} > 0 \qquad \frac{\mathrm{d}^2 d_i^{11}}{\mathrm{d}(F_i^{11})^2} > 0 \tag{2}$$

 $d_i^{11}$ は端末 *i* における 11-リンクコスト,  $F_i^{11}$ は端末 *i* における 11-リンクへのパケット到着率である.同様に,16-リンクコストもそのリンクへのパケット到着率に関して下に凸の単調増加関数であり,その相関は次のように示される.

$$\frac{\mathrm{d}d_i^{16}}{\mathrm{d}F_i^{16}} > 0 \qquad \frac{\mathrm{d}^2 d_i^{16}}{\mathrm{d}(F_i^{16})^2} > 0 \tag{3}$$

 $d_i^{16}$ は端末 iにおける 16-リンクコスト ,  $F_i^{16}$ は端末 iにおける 16-リンクへのパケット到着率である .

3.3 集約リンクコストとネットワークコストのパケット分配特性

複数の無線リンクを併用する場合のコストを集約リンクコストと呼ぶ.端末 *i* の集約リンクコスト *D<sub>i</sub>* は併用する複数のリンクの負荷状況(平均待機パケット数)を示し,それぞれのリンクコストの和として次のように求まる.

$$D_i = \sum_{k \in N(i)} d_i^k \qquad F_i = \sum_{k \in N(i)} F_i^k \tag{4}$$

N(i) は端末 i に装備されている無線インタフェースの集合である.

11-リンクと 16-リンクを併用する場合,端末 *i* における集約リンクコスト *D<sub>i</sub>* は式 (4) に 従い,次のようになる.

$$D_{i} = d_{i}^{11} + d_{i}^{16}$$

$$F_{i} = F_{i}^{11} + F_{i}^{16}$$
(5)
(6)

11-リンクコスト  $d_i^{11}$  はそのパケット到着率  $F_i^{11}$  に関して下に凸の単調増加関数である. 一方,16-リンクコスト  $d_i^{16}$ の 11-リンクへのパケット到着率  $F_i^{11}$  に関する相関は,式(5),(6)を用いることにより,次のようになる.

$$\frac{\mathrm{d}F_i^{16}}{\mathrm{d}F_i^{11}} = -1 < 0 \tag{7}$$

$$\frac{\mathrm{d}^2 F_i^{10}}{\mathrm{d}(F_i^{11})^2} = 0 \tag{8}$$



図 3 集約リンクコストの 11-リンクへのパケット分配に関する依存性

Fig. 3 Dependence of aggregated link cost on packet distribution to 11-link.

$$\frac{\mathrm{d}d_i^{16}}{\mathrm{d}F_i^{11}} = \frac{\mathrm{d}d_i^{16}}{\mathrm{d}F_i^{16}} \frac{\mathrm{d}d_i^{16}}{\mathrm{d}F_i^{11}} < 0 \tag{9}$$

$$\frac{\mathrm{d}^2 d_i^{16}}{\mathrm{d}(F_i^{11})^2} = \frac{\mathrm{d}^2 d_i^{16}}{\mathrm{d}(F_i^{16})^2} \left(\frac{\mathrm{d} d_i^{16}}{\mathrm{d} F_i^{11}}\right)^2 + \frac{\mathrm{d} d_i^{16}}{\mathrm{d} F_i^{16}} \frac{\mathrm{d}^2 d_i^{16}}{\mathrm{d}(F_i^{11})^2} > 0 \tag{10}$$

すなわち,16-リンクコストは11-リンクへのパケット到着率に関して下に凸の単調減少関数である.以上のことから,11-リンクと16-リンクの集約リンクコストは,11-リンクまたは16-リンクへのパケット到着率に関して下に凸の単調増加関数と下に凸の単調減少関数の和であり,それは下に凸の関数となる(図3参照).したがって,集約リンクコストは11-リンクまたは16-リンクへのパケット到着率,すなわち11-リンクと16-リンクへのパケット分配に関して最適解が明らかに存在する.

ネットワークコストは,ネットワークの負荷状況であるネットワーク内の平均待機パケット数である.したがって,ネットワークコスト *E* はネットワーク内の全端末の集約リンクコストの和として,次のように求まる.

$$E = \sum_{i=1}^{N} D_i \tag{11}$$

Nはネットワーク内の全端末数である.さらに,式 (2)に基づくと,ネットワークの 11-リンク総コストの任意の 11-リンクへのパケット到着率  $F_i^{11}$ に関する相関は次のようになる.

$$\frac{\mathrm{d}}{\mathrm{d}F_{i}^{11}} \left( \sum_{j=1}^{N^{11}} d_{j}^{11} \right) > 0$$

$$\frac{\mathrm{d}^{2}}{\mathrm{d}(F_{i}^{11})^{2}} \left( \sum_{j=1}^{N^{11}} d_{j}^{11} \right) > 0$$
(12)

すなわち,11-リンク総コストは任意の11-リンクのパケット到着率に関して下に凸の単 調増加である.同様に,16-リンク総コストも任意の16-リンクのパケット到着率に関して 下に凸の単調増加である.さらに,ネットワークの総パケット到着率 F は次のようになる.

$$F = \sum_{i=1}^{N^{11}} F_i^{11} + \sum_{k=1}^{N^{16}} F_i^{16}$$
(13)

すなわち,集約リンクコストと同様に,11-リンク総コストおよび16-リンク総コストは それぞれ任意の16-リンクへのパケット到着利率  $F_i^{16}$ ,任意の11-リンクへのパケット到着 利率  $F_i^{11}$ に関して,下に凸の単調増加であり,その和であるネットワークコストは下に凸 の関数となる.以上のことから,ネットワークコストにおいても,11-リンクおよび16-リ ンクへのパケット分配に関して最小となる最適解が存在する.また,ネットワークコスト最 小化により,ネットワーク全体において低遅延と高スループットが実現できる.

4. パケット分配制御方式

本章では, 文献 7) により示されたパケット分配特性に基づき, ネットワークコストを最小化する最適解を探索するパケット分配制御方式について述べる.

4.1 ネットワークコストの最適解探索

ネットワークコスト *E* の最適解探索を,各端末での集約リンクコスト *D<sub>i</sub>* の最適解探索 に分割できることを示す.ネットワーク全体のパケット到着率 *F* を各端末のパケット到着 率のベクトルとし,  $F = \{F_1, F_2, \dots, F_i, \dots, F_N\}$ とする.ここで *E* の *F* に関する 1 次導関 数は連鎖律を適用すると,次のようになる.

$$\frac{\mathrm{d}E}{\mathrm{d}F} = \sum_{i=1}^{N} \frac{\partial E}{\partial F_i} \frac{\mathrm{d}F_i}{\mathrm{d}F} \tag{14}$$

また,式(11)からEの $F_i$ に関する偏微分は次のようになる.

$$\frac{\partial E}{\partial F_i} = \frac{\partial}{\partial F_i} \left( \sum_{i=1}^N D_i \right) = \frac{\mathrm{d}D_i}{\mathrm{d}F_i} \tag{15}$$

さらに,  $F_i$ の期待値は F/N であるので  $dF_i/dF$  は定数である.したがって,式 (14) は 次のようになる.

$$\frac{\mathrm{d}E}{\mathrm{d}F} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^{N} \frac{\mathrm{d}D_i}{\mathrm{d}F_i} \tag{16}$$

すなわち,ネットワークコストの最適解探索は,各端末における集約リンクコストの最適 解探索に分離できる.以上のことから,各端末が独立に集約リンクコストの最適解を探索す ることにより,ネットワークコストの最適解を探索することができる.

4.2 端末における集約リンクコストの最適解探索

端末のパケット到着率 *F<sub>i</sub>* を各リンクへのパケット分配のベクトルとすると,連鎖律から次式を得る.

$$\frac{\mathrm{d}D_i}{\mathrm{d}F_i} = \sum_{k \in N(i)} \frac{\partial D_i}{\partial F_i^k} \frac{\mathrm{d}F_i^k}{\mathrm{d}F_i} \tag{17}$$

式(17)に式(6),(7)を適用すると次のようになる.

$$\frac{\mathrm{d}D_i}{\mathrm{d}F_i} = \frac{\partial D_i}{\partial F_i^{11}} = \frac{\partial D_i}{\partial F_i^{16}} \tag{18}$$

式 (18) おいて,  $\partial D_i / \partial F_i^{11}$  は  $F_i^{11}$  における  $D_i$  の勾配を示す. 同様に,  $\partial D_i / \partial F_i^{16}$  は  $F_i^{16}$  における  $D_i$  の勾配を示す.  $D_i$  は  $F_i^{11}$ ,  $F_i^{16}$  のいずれにもに関して下に凸の関数である. すなわち,最急降下法に基づき,  $F_i^{11}$  または  $F_i^{16}$  により  $D_i$  の最適解探索ができる. 最急降下法を適用した場合,次のように  $F_i^{11}$  または  $F_i^{16}$  の更新を繰り返し,  $D_i$  の最適解を求めることができる.

$$F_{i}^{k}(l+1) = F_{i}^{k}(l) - \alpha_{i}^{k} \nabla D_{i}(F_{i}^{k}(l))$$
(19)

kは 11-リンクまたは 16-リンクのいずれか一方を示し, $F_i^k(l)$ は端末 iにおける更新周期 l回目の 11-リンクまたは 16-リンクのいずれか一方へのパケット到着率 (パケット分配),  $\nabla D_i(F_i^k(l))$ は端末 i のリンク kにおける更新周期 l回目の  $D_i$ の勾配 ( $\partial D_i/\partial F_i^k$ に相当 する), $\alpha_i^k$ は任意の定数である.式 (21)は, $\nabla D_i(F_i^k(l)) = 0$ ,すなわち, $\partial D_i/\partial F_i^k = 0$  となる  $F_i^k$  へ収束する.

ここで,勾配  $\nabla D_i(F_i^k(l))$ について議論する. $F_i$ は長期的には一定値として算出できる が、短期間においては任意の分散により更新周期ごとに異なり、振動する、したがって、勾  $\mathbf{I} \nabla D_i(F_i^k(l))$ の算出には,十分に多くの(長期間の) $F_i^k(l)$ における $D_i(l)$ の計測が必要 となる.しかし,最適解探索の初期段階では前述の計測データが不十分であるため,算出さ れる勾配  $\nabla D_i(F_i^k(l))$  は多くのエラーを含み,結果として最適解から大きく乖離した状態へ 収束する.また,トポロジの変動が発生した場合,長期的に計測した  $F_i^k(l)$  における  $D_i(l)$ はその意味を失い,算出される勾配  $\nabla D_i(F_i^k(l))$  は多くのエラーを含むことになる.すな わち,十分な $D_i(l)$ の計測を必要とせず, $F_i$ の振動に耐性のある探索が必要である.この ことから、集約リンクにおいて最大コストリンクから最小コストリンクヘパケットを移動 することにより最適解をヒューリスティックに探索する.この探索では2つのリンクの同一 周期における相対評価を行うため、長期間の計測は不要であり、また、同一周期の相対評価 であることから,周期間の F:の振動の影響が少ない.この探索において,最大コストリン クから最小コストリンクへパケットを移動する(他のリンクのパケット移動はなし)場合, 最大コストリンクのパケット到着率 F<sub>i</sub><sup>max</sup> が前周期と比較して減少するという仮定におい て,  $D_i$ の勾配を下降する条件は,  $D_i$ の $F_i^{max}$ に関する1次導関数を用いて, 次のように 示される.

 $\frac{\mathrm{d}D_i}{\mathrm{d}F_i^{max}} = \frac{\mathrm{d}d_i^{max}}{\mathrm{d}F_i^{max}} - \frac{\mathrm{d}d_i^{min}}{\mathrm{d}F_i^{min}} > 0 \tag{20}$ 

 $d_i^{max}$ は端末 *i* における最大リンクコスト,  $d_i^{min}$ は端末 *i* における最小リンクコスト,  $F_i^{min}$ は最小コストのリンクへのパケット到着率である.すなわち,最大コストリンクの減少量が最小コストリンクの増加量を上回るように,最大コストリンクから最小リンクコストへパケットを移動した場合,  $D_i$ の勾配を下り方向へ移動し, $D_i$ を減少されることができる.この条件式を満たすように,パケット移動を次のように繰り返し,最適解へ移動させる.

$$F_i^{max}(l+1) = F_i(l+1) \frac{F_i^{max}(l) - p_i(l)}{F_i(l)}$$

$$F_i^{min}(l+1) = F_i(l+1) \frac{F_i^{min}(l) + p_i(l)}{F_i(l)}$$
(21)

 $F_i^{max}(l)$  は端末 i の更新周期 l 回目における最大コストリンクへのパケット到着率,  $F_i^{min}(l)$  は端末 i の更新周期 l 回目における最小コストリンクへのパケット到着率,  $p_i(l)$  は端末 i の 更新周期 l 回目における最大コストリンクから最小コストリンクへの移動パケット量である.

#### 4.3 集約リンクコストとパケット分配の反復更新

前節の最適解探索に基づき,集約リンクコストとパケット分配の更新手順を示す. $D_i$ の 最適解探索では,繰り返し $F_i^{max} \ge F_i^{min}$ を更新し,それにより集約リンクコスト $D_i$ が更 新される.このため, $D_i \ge F_i^{max} \ge F_i^{min}$ の更新に合わせて算出する必要がある.すなわ ち,更新周期ごとに 11-リンクコストおよび 16-リンクコストを Liitle の定理に基づき算出 し,次のように $D_i(l)$  を更新する.

 $D_i(l) = d_i^{11}(l) + d_i^{16}(l) = F_i^{11}(l) \cdot T_i^{11}(l) + F_i^{16}(l) \cdot T_i^{16}(l)$  (22)  $d_i^{11}(l)$  は端末 *i* における更新周期 *l* 回目の 11-リンクコスト ,  $d_i^{16}(l)$  は端末 *i* における更新 周期 *l* 回目の 16-リンクコスト ,  $T_i^{11}(l)$  は端末 *i* における 11-リンクで計測された更新周期 *l* 回目の平均遅延時間 ,  $T_i^{16}(l)$  は端末 *i* における 16-リンクで計測された更新周期 *l* 回目の平 均遅延時間である .

さらに,式 (22) に基づき,更新周期ごとに算出される  $D_i(l)$ ,  $d_i^{11}(l)$  および  $d_i^{16}(l)$  から, 次のように  $F_i^{max}(l)$  と  $F_i^{min}(l)$  を反復更新し,パケット分配を繰り返す.

- (1) 初回(0回目)周期のパケット分配では、平均遅延時間は計測されていないため、各 リンクに均等に(ラウンドロビンにより)パケットを分配する(F<sup>k</sup><sub>i</sub>(0)の決定).
- (2) 初回周期完了時において,その周期期間に計測された  $F_i^{11}(0)$ ,  $T_i^{11}(0)$ ,  $F_i^{16}(0)$  およ び  $T_i^{16}(0)$  から  $d_i^{11}(0)$  と  $d_i^{16}(0)$  を算出し,最大コストリンクと最小コストリンクを選 出する.選出された最大コストリンクから任意の初期パケット移動量  $p_i(0)$  ( $F_i^{max}(0)$ より十分小さな値)を最小コストリンクへ移動し,次(1回目)周期のパケット分配 を実施する.
- (3) 周期完了時において,周期開始時に選出した最大および最小コストリンクに関して, 次のようにそれぞれの変化量を算出する.

$$\begin{aligned} \Delta d_i^{max}(l) &= d_i^{max}(l) - d_i^{max}(l-1) \\ \Delta d_i^{min}(l) &= d_i^{min}(l) - d_i^{min}(l-1) \\ \Delta F_i^{max}(l) &= F_i^{max}(l) - F_i^{max}(l-1) \\ \Delta F_i^{min}(l) &= F_i^{min}(l) - F_i^{min}(l-1) \end{aligned}$$
(23)

 $\Delta d_i^{max}(l) \geq \Delta d_i^{min}(l)$ はそれぞれ端末 iの更新周期 l回目 ( $l \geq 2$ )における最大コストリンクの変化量と最小コストリンクのコスト変化量,  $\Delta F_i^{max}(l) \geq \Delta F_i^{min}(l)$ はそれぞれ端末 iの更新周期 l回目 ( $l \geq 2$ )における最大コストリンクのパケット到着率変化量,最小コストリンクのパケット到着率変化量,最小コストリンクのパケット到着率変化量である.これに基づき,次の

ように  $p_i(l)$  を決定する.

- 前周期(*l*-1)の最大コストリンク*k* と最小コストリンク*j*において,  $\Delta F_i^k(l) < 0$ であり,かつ  $\Delta d_i^k(l)/\Delta F_i^k(l) > \Delta d_i^j(l)/\Delta F_i^j(l)$ である場合,式(20)を満たし,  $D_i$ の勾配を下っている.したがって,前回と同じパケット移動量を現周期*l*の 最大コストリンクから最小コストリンクへ移動する( $p_i(l) = p_i(l-1)$ ).
- 前周期 (l-1)の最大コストリンク k と最小コストリンク j において,  $\Delta F_i^k(l) < 0$  であり,かつ  $\Delta d_i^k(l)/\Delta F_i^k(l) < \Delta d_i^j(l)/\Delta F_i^j(l)$  であり,さらに  $\Delta d_i^j(l) < 0$  である場合,式 (20)を満たさず, $D_i$ の勾配を登り方向へ向いている.この場合は,最大コストリンクがコスト減少するが,最小コストリンクのコスト増加量がそのコスト減少量を上回り,結果的に  $D_i$  が増加する.すなわち,過度のパケットが最小コストリンクへ移動した状態である.したがって,前回より少ないパケット移動量 ( $p_i(l) = \alpha_i p_i(l-1)$ , $\alpha_i$ は端末 i のパケット減衰率)とし,前回移動パケットの一部を移動元へ戻すようにする
- 前周期(*l*-1)の最大コストリンク*k* と最小コストリンク*j*において,  $\Delta F_i^k(l) < 0$ であり,かつ  $\Delta d_i^k(l)/\Delta F_i^k(l) < \Delta d_i^j(l)/\Delta F_i^j(l)$ であり,さらに  $\Delta d_i^k(l) > 0$ で ある場合,式 (20)を満たさず, $D_i$ の勾配を登り方向へ向いている.この場合は, 最大コストリンクのパケット到着率が減少したにもかかわらず,そのコストが増 加する状態である.すなわち,そのリンクの遅延時間が著しく増大したこととな り,その原因はトポロジ変動によるリンク品質の変化や端末数増加により競合増 加などが考えられる.したがって,探索問題が変動したと考えて(だだし, $D_i$ の凸性は変わらない),新たな状態を探索可能とするため,パケット移動量を増 加させ( $p_i(l) = \beta_i p_i(l-1)$ , $\beta_i$ は端末 *i*のパケット増加率),現周期の最大コス トリンクから最小コストリンクへ移動する.
- $\Delta F_i^k(l) > 0$  である場合,式 (20) は適用できない.そのため,次のように近似をする.
  - 最大コストリンクが前周期と異なる(最大コストリンクが入れ替わる)場合, パケット移動量が過度と考えられる.したがって,前回より少ないパケット 移動量( $p_i(l) = \alpha_i p_i(l-1)$ )とし,前回移動パケットの一部を移動元へ戻 すようにする.
  - 最大コストリンクが前周期と同一である場合, D<sub>i</sub>の勾配を降下途中で,パ ケット移動がまだ十分に行えると考えられる.したがって,前回と同じパ

ケット移動量とする ( $p_i(l) = p_i(l-1)$ ).

(4)  $d_i^{11}(l) \ge d_i^{16}(l)$ から最大コストリンクと最小コストリンクを再選択し、その選択リ ンクと上記の算出されたパケット移動量  $p_i(l)$ を式 (21) へ適用する.これによりパ ケット分配を実施し、(3)へ戻る.だだし、すべてのパケット分配がいずれかのリン クへ分配される場合、収束またはこれ以上改善が望めないとして、パケット分配を終 了する.

以上の反復更新を各端末で非同期に独立に行うことにより,ネットワークコストの最適化 を行うことができる.

5. シミュレーション評価

本章では,提案方式のシミュレーション評価結果に関して述べ,その有効性を議論する. 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て実施した.

- OPNET Core Software 12.0 PL3
- OPNET 03-Oct-2005-WiMAX

本評価においては 11 無線システムとして IEEE802.11g(以降,11g)を用いた.また, 半径 1 Km の領域を 16 基地局のセル空間と想定した.ネットワーク構成はシミュレーショ ンの評価時間を考慮して,想定 16 セル空間の 10 分の 1 のスケールとして,次のような構 成とした(図4参照).

評価空間を 560 m×560 mの正方空間とする(16 セル面積の 1/10).



Fig. 4 Example of network topology.

<sup>3581</sup> 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

表 2 802.11g と 802.16 における設定 Table 2 Configuration of IEEE802.11g and 802.16 wireless systems.

	802.11g	802.16
最大送信レート	$54\mathrm{Mbps}$	$75\mathrm{Mbps}$
セル面積半径	$100 \mathrm{m}$	$1,000\mathrm{m}$

- 11gと16のインタフェースを装備した基地局A×1台を評価空間にランダムに配置 する.
- 11gのインタフェー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.

• 11g 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.

11g および 16 の無線システムの性能を表 2 のように設定した.また,各端末における 16-リンクの最大容量は上り/下りリンクともに 210 Kbps とした.11g における電波伝搬モ デルは,見通し内(LOS,Line-Of-Sight)環境を想定し,2 波モデルおよびライス係数を 3 dB<sup>12)</sup>とするライスフェージングを適用した.16 における電波伝搬モデルも,見通し内 (LOS,Line-Of-Sight)環境を想定し,ITU Pedestrian A を用いた.

無線アクセスネットワーク内の基地局および端末では任意のアプリケーショントラフィッ クが同時に発生することを想定し、トラフィックを任意のアプリケーショントラフィックが 合流した IP トラフィックとする.無線アクセスネットワークの IP トラフィックモデルは 適当なモデルが存在しないが、任意のアプリケーショントラフィックが合流することにより ランダム化されていることを想定し、ポアソン分布を用いる<sup>8)</sup>.したがって、端末(アップ ロードトラフィック)および基地局(ダウンロードトラフィック)において、それぞれのパ ケットサイズおよびパケット到着間隔が指数分布となる IP パケットが発生するものとする.

評価項目は,単位時間あたりの基地局および端末に到着した IP パケットの平均遅延時間 (パケットが発生してから基地局および端末に到着するまでの平均時間,sec/packet,以降, 遅延時間)と単位時間あたりの基地局および端末に到着した IP パケットの総量(bps,以 降,スループット)とした.ただし,順序乱れパケット(到着順が昇順とならないパケット. すなわち,受信パケットが前受信パケットより小さな順序番号を持つ場合)は損失パケット として破棄した.また,バックグランドトラフィックとしてダウンロードトラフィックを各 端末へ発生させた.シミュレーション評価時間は1,000 sec とし,シミュレーション開始か ら 300 sec 後に基地局および各端末でトラフィック発生を開始した.

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.

表 3 最週解採家におけるハラメータ							
Table 3 Parameter of search for the optimal solution.							
	「「「「」」						
ハクット移動重初期恒 $p_i(0)$	减衰率 $\alpha_i$	增加率 $\beta_i$					
$F_{i}^{max}(0) \times 0.05$	0.9	1.1					

\_\_\_\_\_

- ラウンドロビン方式 (RR). 11g-と 16-リンクに均等にパケットを分配する.
- 実測送信レート方式(TR).各端末の11g-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,それぞれのリンクへパケットを分配する.すなわち,計測された送信レートはメディアアクセス制御遅延時間を含むパケット転送時間(通信遅延時間)の逆数として求まる.
- 単一リンク方式(SL).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,基地局 Bの11gセル内にある端末は11g-リンクを用い,その他の端末は16-リンクを用いる.

だだし,上記のいずれの方式におても基地局から各端末へのダウンリンクは単一リンク(11g セル内の端末は11g,その他の端末は16を用いる)とする.

最適解探索における各パラメータを表3に示す.

5.2 遅延時間とスループットの推移

図 5 と図 6 に,各端末の平均パケット到着(発生)間隔が 500 msec,基地局の平均パケット到着(発生)間隔が 5 msec,いずれの平均パケットサイズも 10 Kbits の場合(以降,ケース1)における遅延時間およびスループットの推移をそれぞれ示す.

提案方式の遅延時間は,SLとほぼ同等となる.TRとRRの遅延時間はほぼ同等となり, 提案方式およびSLの遅延時間に劣る.16セル内の端末数は,セル面積の大きさから11gセ ル内の端末数より多い(本評価の設定では16セル面積:11セル面積 = 1000<sup>2</sup>:100<sup>2</sup>であ ることから,16セル内の端末数は11セル内端末数の100倍相当となる).そのため,11g-リンク容量は16-リンク容量と比較して相当大きくなる.また,ケース1の発生トラフィッ クは11g-リンク容量と比較して十分に小さい.このような場合,11gセル内の端末(11g-リ ンクと16-リンクが併用可能な端末)において,容量の小さい16-リンクを用いずに容量の 大きい11g-リンクのみを用いた方が,遅延時間およびスループットを改善できる.すなわ ち,トラフィックが11g-リンク容量と比較して十分小さい場合,SLが最適な方式となる. 提案方式は,11gセル内の端末において,11g-リンク負荷と16-リンク負荷を比較し,その 到着パケットの大部分を11g-リンクに分配し,結果的にSLと同等のパケット分配となる (図7参照).TRは11gへの分配量が比較的多くなるが,実測送信比率でパケットを分配





するため,一方のリンクのみを選択する比率(1:0)は算出できない.したがって,11g セル内の端末はパケットの一部を16 へ分配することとなり,SL や提案方式と比較して,その 遅延時間が劣ることになる.RR はリンク容量や負荷を考慮しないため,過度のパケットが 容量の低い16-リンクへ分配する.したがって,16-リンクの遅延時間が増大し,ネットワー ク全体として遅延時間が大きくなる.スループットは提案方式,SL がほぼ同じになる.TR は提案方式とSLよりやや劣り,RR は最も劣る.これは,RR はリンクの状態を考慮せず に11g-リンクと16-リンクへ均等にパケットを分配するため,順序乱れパケットが多く発生 するためである(図8参照).TR はRR と比較して11gへの分配量が多い.このため,順



序乱れパケットの発生が抑制され,結果的にスループットがRRより高くなる.一方,提案 方式は11gへ大部分のパケットを分配するため,順序乱れパケット発生はごくわずかである.したがって,提案方式のスループットはSLと同等となり,TRやRRのスループット より高くなる.

図 9 と図 10 に,各端末の平均パケット到着間隔が 60 msec,基地局の平均パケット到着 間隔が 5 msec,平均パケットサイズが 10 Kbits の場合(以降,ケース2)における遅延時 間およびスループットの推移をそれぞれ示す.

提案方式の遅延時間は,トラフィックの発生当初において,高い値であるが,パケット分配を繰り返すことにより徐々にその値は減少し,他のいずれの方式よりも小さくなる.また, スループットも高く安定した値となる.TRの遅延時間がSLよりは優れるが,提案方式には劣る.SLはスループットは高いが,遅延時間は提案方式とTRより大きくなる.RRは 遅延時間とスループットは高いが,遅延時間は提案方式とTRより大きくなる.RRは ょび時間とスループットのいづれもが他の方式より大きく劣る.ケース2は,ケース1より トラフィックが増え,ネットワーク負荷が高くなる.このような場合,11gセル内の端末に おいて,11g-リンクと16-リンクのその容量と負荷に応じて,11g-リンクのトラフィックの 適量を16-リンクへ移動させることにより,遅延時間およびスループットが改善できる.RR は11g-リンクと16-リンクへ均等にパケット分配するため,16-リンクへの分配量が過度と なり,16-リンクの遅延が大きくなる.その結果,全体として遅延時間が大きくなる.SLは 11gセル内の端末は11g-リンクのみの利用であるため,11g-リンクへのパケット分配過多 となる(図11参照).そのため,端末間で11gの競合機会が多くなり,11gにおいてMAC 遅延および再送が増加し,11gの遅延時間が大きくなる.実測送信レートの比率で分配する



TR は, SL ほどではないが, 11g へのパケット分配量が過多となり(図11参照), 同様の 理由で,11gの遅延時間が大きい.RRとTRのスループットが低下する原因は多くの順序 乱れパケットが発生するためである(図12参照).提案方式では,11gセル内の端末位置 によりパケット分配が以下の3つに分類される.

- 基地局(11g セル中心)に近い端末は,その電波環境により11gの競合に勝つ機会が他 の位置の端末より相当多くなる.そのため,ケース1と同様に,11g-リンクへすべての パケット分配する。
- 11g セルエッジに位置する端末は、その電波環境により 11g の競合に負ける機会が相当 多い. そのため, 11g-リンクの遅延時間が増大し, または 11g-リンクを使うことがで きずに,結果的に16-リンクヘすべてのパケットを分配する.
- 上記のいずれでもない端末は、11g-リンクと16-リンクの遅延時間が比較的近くなる位 置にある端末であり,そのような端末は11g-リンクと16-リンクにほぼ均等にパケット を分配する (図13,図14参照).

すなわち、提案方式は各端末において集約リンクコストを最小化する処理を繰り返すと、 端末は上記の3つのパケット分配のいずれかに収束し,ネットワーク全体として3タイプ の端末の割合によりネットワーク負荷を最小化する結果となる.また,このような結果は, その 11gのメディア競合の特性を反映し, 11gの競合を減少させることになる.提案方式 は TR や RR より多くのパケットを 11g へ分配している (図 11) にもかかわらず, TR や RRより再送回数超過パケットが少ない(図15)ことからも,11g 競合減少が明らかであ



1000



- 図 13 11g と 16 均等使用端末における遅延時間の 推移例 (ケース2)
- Fig. 13 Fluctuation instance of delay of a terminal in case-2.



rate of a terminal in case-1.



る、以上のことから、提案方式はネットワーク全体として低遅延と高スループットを実現で きる.図12に順序乱れパケットの推移を示す.提案方式は,11と16の均等使用,または いずれか一方のリンク使用に収束することから,順序乱れパケットも少なくなる.さらに, 順序乱れパケットの平均遅れ時間(順序乱れパケットにおいて,送信順が1つ後続のパケッ トが到着してから当該パケットが到着するまでの平均時間)は, TR や RR より少なく安定 している (図 16 参照). すなわち, 11gと16の均等使用の効果として考えられる. このよ

3585 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



#### うな遅れ時間は上位レイヤにおける順序制御に有利に働く可能性が高い.

ケース1においても、上記の3つのパケット分配に収束する、ただし、ケース2とはそ の割合が異なることになる(11g セル内の端末の大部分が 11g 使用, 一部が 11g と 16 均等 使用,11g未使用はなし).

5.3 遅延時間とスループットの相関

図 17 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, 平均パケットサイズ 10 Kbits, 基地局の平均パ ケット到着間隔 5 msec とし, 各端末の平均パケット到着間隔が 1 sec から 50 msec までの場 合に,計測されたそれぞれの平均である.平均パケット到着間隔を1secから50msecと短 縮して計測したのは,任意のアプリケーショントラフィックが増加した場合,IPトラフィッ クの発生間隔(到着)が短くなることを想定している.計測期間は提案方式の状態が安定す るシミュレーション時間 600 から 1,000 sec とした.同様に,図 18 に計測された各スルー プットにおける順序乱れパケットの平均遅れ時間を平均パケット到着間隔で正規化した値を 示す.

11g セル内の端末において,トラフィックが少ない場合は11g-リンクへ大部分のパケッ トを分配し,トラフィックが増加に応じて,11g-リンクのトラフィックを16-リンクへ分配 することにより,ネットワーク全体で低遅延と高スループットが実現できる.RRは11g-リンクと 16-リンクへ均等にパケットを分配するため,全トラフィックにおいて 16-リンク へのパケット分配が過多である.そのため,高トラフィックでは,16-リンク容量が枯渇し,



Fig. 19 Fluctuation of packet movement rate.

最初に性能が劣化する.SL は低トラフィックにおいてパケット分配が効果的である.しか し、トラフィックが増加すると11g-リンクへのパケット分配が過多であるため、11gの競合 による遅延増加とスループット低下により, RR に続いて, 性能が劣化する. TR は低トラ フィックでは 11g へのパケット分配が過小であり,高トラフィックでは 11g へのパケット分 配が過多となる.TR は高トラフィックで SL より 16-リンクヘパケットを分配するが,や はり,11g-リンク容量を使い果たしSLに続いて性能が劣化する.これは,実測送信レート はパケット転送時間のみを考慮し、キューでの待機時間が考慮されないために、無線メディ アの混雑を正確に把握できないことが原因である.一方,提案方式は全トラフィックにおい て、他の方式より高い性能を示していることから、どのようなトラフィックにおいても効果 的になパケット分配が可能であることが分かる.また,順序乱れパケットの遅れ時間も全ト ラフィックにおいて, RR や TR より小さい.

以上のことから、トラフィック全般において、提案方式はネットワーク全体として低遅延、 高スループットを実現でき,また,順序乱れパケットの遅れ時間も小さく,上位レイヤにお ける順序制御に有利に働くと考えられる。

#### 5.4 解探索の収束過程

提案方式の最適解探索の収束過程を,リンク間のパケット移動レートにより示す.パケッ ト分配レートはパケット移動量  $p_i(l)$  のパケット到着率  $F_i^k(l)$  に占める割合である.パケッ ト移動レートは表 3 に示すように, 0.05 から開始し, 減衰率  $\alpha_i$  と増加率  $\beta_i$  により, 各端末 ごとに独立に更新される.解探索が収束する場合は,このパケット移動レートがほぼ0とな リパケット分配率が決定する.図19の破線は平均パケットサイズ10Kbits,基地局の平均

パケット到着間隔5msec,各端末の平均パケット到着間隔60msecの場合における全端末 によるパケット移動レート平均の遷移を示す.ネットワーク全体(全端末)として,収束ま でにおおよそ600secほど要し,収束には長い時間が必要であることが分かる.しかし,こ の時間はシステムが再開した最悪のケース(たとえば,基地局が再起動しすべての端末が同 時にアクティブになるケース)での収束時間である.図19の実線は,同一条件において端 末がアクティブになる時間を0~300sec間でランダムに分散させた(平均3sec間隔で端末 が徐々にアクティブになる)場合のネットワーク全体のパケット移動レートの遷移を示す. この場合は,収束までに約60secを要する.この時間は無視できる時間ではないが,高ト ラフィック環境において平均3sec間隔で端末がアクティブになる条件を考慮した場合,良 好な結果と考えられる.

#### 6. 関連研究

複数の有線または無線インタフェースを用いたリンク集約の研究がすでに実施されている.これらを関連研究として述べる.

複数の ATM リンクを並列に用いてギガビットスケールのスループットを実現するため のデータストライピング技術 (データ並列化技術)の研究がいくつか行われている. IBM SIA adpte<sup>13)</sup> は 4 つの STS-3 チャネルを用い, Bellcore HAS adaptor<sup>14)</sup> は HIPPI を 用いて Fisrt-Come-Fisrt-Serve (FCFS)によりデータの並列転送を実現している.また, CASA Gigabit testbed<sup>15)</sup> は, ラウンドロビンを用いてデータの並列転送を試みている. BONDING<sup>16)-18)</sup> コンソーシアムは, インバースマルチプレックス方式として複数のリン クの組合せにより広帯域を実現するための技術とその標準化を目的として創設された.その コンソーシアムの成果の1つとして, Beowulf Ethernet Channel Bonding system<sup>19)</sup> が開 発されている.このシステムは, Unix システムをベースとして, 複数のイーサネットチャ ネルを併用するためのプロトコルを提供している.また, Bounded Dual Net<sup>20)</sup> は 2 つの イーサネットバスを1 つの仮想バスとして提供し, 20 Mbps の帯域を実現している.

前述の研究は、いずれも有線ネットワークにおける研究である.無線ネットワークにおけ るリンク集約の研究としては、Link Quality Balancing<sup>21)</sup> がある.この研究は、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スループットの改善するリンク集 約を目指している.文献 22) では、異なる無線メディアを想定し、その送信遅延時間から パケットスケジューリングを実施し、スループットの向上を実現している.いずれの研究も スループットの向上を目的とし、遅延時間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, pTCP<sup>23)</sup>, mTCP<sup>24)</sup>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ているが, TCP トラフィックに関する検討 および評価であり, 任意のトラフィックが合流するアクセスネットワーク全体のトラフィッ 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 と IEEE802.16 を収容する無線アクセスネットワークにおい て,各端末がその集約リンクに関するコストを最小化することにより,ネットワーク全体の 負荷を最小化できることを数理的に示し,その特性から集約リンクにおけるパケット分配 制御方式を提案した.さらに,シミュレーション評価から,提案方式はネットワーク全体で 遅延時間を減少させ,かつスループットを向上させることができることを示した.今後は, 提案方式の端末モビリティに関する評価を行う予定である.

謝辞 本研究は,総務省から委託されている「コグニティブ無線通信技術の研究開発」に より行われたものである.

### 参考文献

- 1) Mitora III, J. and Maguire, Jr., G.: Cognitive Radio: Making Software Radios More Personal, *IEEE Personal Communication*, Vol.6, No.4, pp.13–14 (1999).
- Mitora III, J.: Cognitive Radio for Flixible Multimedia Communications, Proc. MoMuC'99, pp.3–10 (1999).
- 3) 原田博司: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).
- Berezdivin, R., Breining, R. and Raytheon, R.T.: Next-Generation Wireless Communications Concepts and Technologies, *IEEE Communications Magazine*, Vol.40, No.3, pp.108–116 (2002).
- 5) 3GPP TS 22.258, Service Requirements for the All-IP Network (AIPN); Stage 1, v2.0.0 (2005).
- 6) ITU-T: Y.2021, NGN Release 1 (2006).
- 7) 滝沢泰久,谷口典之,山口 明,小花貞夫: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 (2008).
- 8) 滝沢泰久,谷口典之,山中佐知子,山口 明,小花貞夫:コグニティブ無線ネットワーク におけるマルチホップアクセス経路トラフィック制御方式,情報処理学会論文誌,Vol.48, No.7, pp.2419-2433 (2007).

- 3587 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
- 9) Gross, D. and Harris, C.: Fundamentals of Queueing Theory, John Wiley & Sons (1985).
- 10) Little, J.: A Proof of the Queueing Formula  $L = \lambda W$ , Opre. Res. J., Vol.18, pp.172–174 (1961).
- IEEE Std 802.16-2004 Part 16, Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems (2004).
- 12) Choi, Y. and Choi, S.: LLC-Level FEC Scheme in IEEE 802.11 WLAN, *Proc. IEEE APWCS'05* (2005).
- Theoharakis, V. and Guerin, R.: SONET OC-12Interface for Variable Length Packets, *Proc. ICCCN*, pp.21–25 (1993).
- 14) Johnston, C.: Presentation at CNRI Gigabit Testbed Workshop (1995).
- John, W. St. and DuBois, D.: CASA Gigabit Testbed Annual Report, Technical report (1993).
- Duncanson, J.: Inverse Multiplexing, *IEEE Communications Magazine*, Vol.32, No.4, pp.34–41 (1994).
- Fredette, P.H.: The Past, Present and Future of Inverse Multiplexing, *IEEE Com*munications Magazine, Vol.32, No.4, pp.42–46 (1994).
- Bandwidth ON Demand INteroperability Group: Interoperability Requirements for Nx56/64 kbit/s Calls (1992).
- Becker, D.J., et al.: Beowulf: A Parallel Workstation for Scientific Computation, Proc. ICPP1995 (1995).
- 20) Reschke, C., et al.: A Design Study of Alternative Network Topologies for the Beowulf Parallel Workstation, *Proc. IEEE HPDC* (1996).
- Snoeren, A.C.: Adaptive Inverse Multiplexing for Wide-Area-Wireless Networks, *Proc. IEEE GlobCom*, Vol.3, pp.1665–1672 (1999).
- 22) James, C.F., Heidi R.D., Lichen D. and Charles D.K.: Inverse multiplexing in short-range multi-tranport wireless communications, *Proc. IEEE WCNC2003*, Vol.4, pp.757–762 (2003).
- 23) Hsieh, H., Kim, K. and Sivakumar, R.: An end-yo-end approach for transparent mobility across heterogeneous wireless networks, *Mob. Netw. Appl.*, Vol.9, No.4, pp.363–378 (2004).
- 24) Zhang, H., 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).

(平成 19 年 8 月 29 日受付)(平成 20 年 7 月 1 日採録)



## 滝沢 泰久(正会員)

1983年京都工芸繊維大学工芸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 所出向.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.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 各会員.

# 谷口 典之(正会員)

2000年立命館大学大学院理工学研究科博士課程前期課程修了.2003年 同大学院理工学研究科博士課程後期課程単位取得退学.同年ATR 適応コ ミュニケーション研究所入社.現在,コグニティプ無線ネットワーク技術 の研究開発に従事.システム制御情報学会,日本知能情報ファジィ学会, IEEE 各会員.



#### 山口 明

1989年早稲田大学理工学部卒業.1991年同大学大学院理工学研究科修 了.以後,KDDI(旧KDD)にて,移動通信技術,ユビキタスネットワー ク技術の研究開発に従事.2005年よりATR 適応コミュニケーション研 究所にて,無線通信技術の研究開発に従事.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,データベー ス,ビデオテックス,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の研究開発に従事.工学博士.2001年文部科学大臣章(研究功績者),本会フェロー,電子情報通信学会会員.