

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の有効性解析

滝 沢 泰 久[†] 谷 口 典 之[†] 山 中 佐 知 子[†]
山 口 明[†] 小 花 貞 夫[†]

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、無線通信の利用の多様化が急速に進んできている。さらに、ユビキタスセンサネットワークにおいて ZigBee などの無線システムの利用も予想される。このように、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り、また、この環境において多様なアプリケーションの利用が期待されている。以上のことから、有限である周波数資源のさらなる有効利用が求められおり、その技術として、無線通信環境に応じて、適応的に多様な無線システムを利用可能とするコグニティブ無線が提案されている。本論文では、コグニティブ無線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用いることにより、スループットを維持しつつ、遅延時間の削減を可能とするマルチホップアクセス経路の有効性を示す。

Effectiveness Analysis of Multi-hop Access Route in Cognitive Radio Networks

YASUHISA TAKIZAWA,[†] NORIYUKI TANIGUCHI,[†]
SACHIKO YAMANAKA,[†] AKIRA YAMAGUCHI[†] and SADA OOBANA[†]

The diversification of the use of wireless communication has been proceeding rapidly with the diffusion of cellular phone and wireless-LAN. In the emerging wireless communication environments various wireless systems coexist and various applications can be used. On the other hand, there is increasing concern that the growing use of wireless systems will exhaust the finite wireless resources. Cognitive radio has been proposed as a solution to this problem. Cognitive radio aims to optimize the efficiency of utilization of radio resources by switching communications among multiple radio systems. In this paper, we introduce a basic model of a cognitive radio system including WAN and LAN radio access, and use it to show the advantages of multi-hop access route using inter-terminal multi-hop communication.

1. はじめに

近年、携帯電話、PHS、Wi-Fi および Bluetooth など多様な無線システムの利用拡大が進んできている。さらに、IEEE802.16 の標準規格も進み、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^{1)-3),10)}。

文献 3) において、コグニティブ無線 (Cognitive Radio) 技術とは「無線機が周囲の電波利用環境を認識し、その状況に応じて無線機が適宜学習等を取り入れつつ、ネットワーク側の協力を得ながらシステム内、システム間問わずに複数の周波数帯域、タイムスロット、等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」と定義している。この定義に従い、本論文では異なる多様な無線システムが混在する無線通信環境をコグニティブ無線ネットワークととらえる。すなわち、コグニティブ無線技術は、異なる複数の無線システムを装備した基地局と、同様に異なる複数の無線シス

[†] 株式会社国際電気通信基礎技術研究所
ATR Adaptive Communications Research Laboratories

テムを装備した端末とのネットワークにおいて、無線通信状況およびユーザ要求に応じて、複数の無線システムを適宜使い分ける、または同時利用する技術と考える。

さらに、我々は、コグニティブ無線ネットワークとして、基地局と端末との通信経路に、端末間どうしのマルチホップ通信による端末間通信経路を加える。この端末間通信経路を加えることにより、新たな複数の通信経路を創出および選択し、周波数のより高い利用から、より高能率、高品質の無線通信を実現することを目指す。

本論文では、コグニティブ無線ネットワークにおいて、マルチホップ端末間通信による基地局までのアクセス経路（以降、マルチホップアクセス経路）を用いて、ネットワークトラフィックを分配することにより、ネットワーク全体のスループット維持しつつ、遅延時間を減少させることが可能であることを基本的な数理モデルから示す。

以下、2章で想定するコグニティブ無線ネットワークについて述べる。3章で、マルチホップアクセス経路を含む基地局までの通信経路を解析可能なモデルを用いてモデル化し、そのモデルに基づいてマルチホップアクセス経路の有効性を示す。さらに、4章では、無線システムの特徴を考慮したうえにおいても、3章で示したマルチホップアクセス経路の有効性が成立することを示す。最後に、5章で関連研究について述べる。

2. コグニティブ無線ネットワーク

現在、携帯電話に代表される広域カバレッジを有する無線システムの電波不感地対策/高トラフィックエリア対策として、カバレッジは狭いが高速伝送可能な無線LANなどのアクセスポイントを設置する構成が検討され、実用化が進められている。この構成は、複数の狭域カバレッジの無線システム間において発生する無感地帯（通信ができない領域）を広域カバレッジの無線システムで補うことにより、広域移動においてシームレス通信が提供できる。このように、カバレッジ/帯域などの特徴が異なる多様なシステムを、その特徴を生かして併用する傾向が、今後いっそう強まると予想される。

本論文では、上記の2無線システム（広域カバレッジの無線システム（以降、無線WAN）、狭域カバレッジではあるが高速伝送可能な無線システム（以降、無線LAN））が混在するネットワークを検討対象とする。そこに、マルチホップアクセス経路を適用することにより、トラフィックを各無線システムに効率的に振り

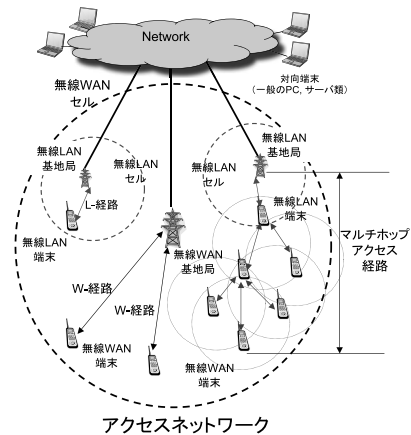


図1 コグニティブ無線ネットワークにおける基地局アクセス経路
Fig.1 Access routes in cognitive radio network.

分ける技術を議論する。検討対象とするネットワーク構成を以下に示す（図1参照）。

- 無線WAN基地局のカバレッジ内に、数十程度の無線LAN基地局が一樣に分布するものとする。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、無線WAN基地局、無線LAN基地局と通信可能であり、マルチホップ端末間通信において無線WAN基地局あるいは無線LAN基地局へ中継する機能も有する。
- 端末は、無線WAN基地局アクセス、無線LAN基地局アクセス、マルチホップ端末間通信の3種類の通信を同時に実施可能であり、トラフィックをそれらに分配させる機能を有する。
- ネットワークはレイヤ3を想定し、データグラムのパケットネットワークとする。

3. マルチホップアクセス経路の基本モデル

3.1 アクセス経路の解析モデル

2章の構成において、基地局までの通信経路として以下3つの経路を定義する。

- W-経路 無線WAN基地局と端末の直接通信による経路。単一リンクからなる。
- L-経路 無線LAN基地局と端末の直接通信による経路。単一リンクからなる。
- マルチホップアクセス経路 端末間のマルチホップ通信による基地局までの通信経路。複数のリンクが連結して構成される。

上記の経路を構成するリンクをM/M/1待ち行列システム⁴⁾と見なす。すなわち、リンクへのトラフィック（以降、パケット）の到着間隔とそのパケットの処

理時間は指数分布であり（パケットの処理時間は，パケットサイズが指数分布であり，また，処理時間はパケットサイズに比例することから，指数分布となる），パケット到着間隔とパケット処理時間は独立であることを仮定する．しかし，無線システムのパケットの処理時間は，メディア制御遅延や再送などを含むため，パケットサイズに依存して，指数分布とするモデル化では不十分である．また，無線システムのリンクは送信で近傍端末と通信メディアを共有するため，リンクへのパケット到着率とリンクでのパケット処理時間に相関が生じ，M/M/1 の仮定が成り立たない．以上のことから，本章では，解析可能性の観点からリンクを M/M/1 待ち行列システムとしてモデル化し，マルチホップアクセス経路の特性を論じるが，4 章において，パケット到着率とパケットの処理時間に相関を有し，パケット処理時間が指数分布に従わない無線システムのリンクの場合においても，M/M/1 と同様の特性であることを示すことにより，モデルの不適合性を補うものとする．また，パケットは各端末で発生するものとする．

3.1.1 単一リンクのコスト

端末 i におけるパケットの平均到着率を F_i (packets/sec) とし，また，端末 i と端末 j 間のリンクの通信容量（平均パケット処理時間の逆数，パケット処理率）を C_{ij} (packets/sec) とすると，このリンク内の平均パケット数（処理中のパケットも含む） d_{ij} は，M/M/1 待ち行列システムに基づき，次のようになる（図 2 の上段参照）．

$$d_{ij} = \frac{F_i}{C_{ij} - F_i} \tag{1}$$

本論文では，式 (1) のリンク内の平均パケット数（処理中のパケットも含む）をリンクコストとして用いる．リンクコストは，式 (1) から分かるように，パケット到着率 F_i に平均遅延時間 $1/(C_{ij} - F_i)$ を乗じた値である．ここで平均遅延時間とは，パケットが到着し，待ち行列で待機し，さらにパケットが送信完了するま

での時間の平均である．すなわち，平均遅延時間は，各パケットの待ち行列内の待機時間と処理時間の和の平均である．

3.1.2 連結リンクのコスト

マルチホップアクセス経路は，構成する各リンクに複数のリンクが合流し，それらのリンクが連結して，木構造のトポロジ（図 2 の下段参照）を形成する．したがって，マルチホップアクセス経路を構成するリンクでは，合流する複数のリンクから転送されたパケットとローカルで発生するパケットが重畳して到着する．Kleinrock の独立近似⁶⁾ は，1 つのリンクに複数のリンクからのパケットが到着することで当該リンクのパケット到着間隔とパケット長の独立性が保持されることを示している．すなわち，マルチホップアクセス経路は Kleinrock の独立近似が適用でき，パケット到着間隔とパケット長の独立性が保持されることから，各リンクのパケット処理時間は独立である条件が成り立つ．さらに，ローカルパケットの到着過程はポアソン過程であり，また，各リンクのパケット処理時間は独立であることから，マルチホップアクセス経路は個々に独立した M/M/1 による Jackson 網^{8),9)} として考えられる．以上のことから，連結リンクのコストは Jackson 網に従い，次式のように求まる．

$$d_{ij} = \frac{\sum_{k=1}^{J_i} F_k + F_i}{C_{ij} - \left(\sum_{k=1}^{J_i} F_k + F_i \right)} \tag{2}$$

ただし， J_i は端末 i に合流するリンク数である．

3.1.3 マルチホップアクセス経路のコスト

3.1.2 項で述べたように，マルチホップアクセス経路は Jackson 網⁹⁾ として考えられる．したがって，その経路のコスト d^M は，構成するリンクのコストの和として求まり，次のようになる．

$$d^M = \sum_{(i,j) \in R^M} d_{ij} \tag{3}$$

ただし， (i, j) はノード i からノード j へのリンク， R^M はマルチホップアクセス経路を構成するリンクの集合である．

3.1.4 評価値としてのリンクコスト

3.1.1 項で述べたように，リンクコストはリンク内パケット数であり，リンクの混み具合を表すメトリックである．また，パケット到着率 F_i に平均遅延時間 $1/(C_{ij} - F_i)$ を乗じた値であり，パケット到着率と平均遅延時間は，それぞれ次のようなネットワークのメトリックとなる．

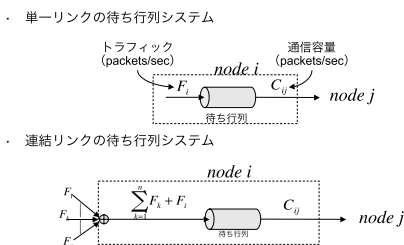


図 2 単一リンクと連結リンク
Fig. 2 Single link and connected link.

- パケット到着率：リンクへのパケット流入量を表すメトリックである．パケット到着率が高くなると，処理すべきパケットが大量にリンクに到着していることとなる．
- 平均遅延時間：平均遅延時間は，待ち行列での平均待機時間とパケットの平均処理時間（転送時間）からなる．パケットの平均処理時間は無線環境におけるリンクの品質（メディア制御遅延時間，送信レート，パケット誤り率，詳細は 4.1 節で述べる）に強く依存する．また，待ち行列での平均待機時間は待ち行列内の前方のパケットの処理時間（パケットの退去）に依存し，さらに，パケット到着率（パケットの流入）にも依存する．すなわち，平均遅延時間はリンク品質とパケット到着率の両方に依存するメトリックである．

上記のことから，リンクコストから複数のリンクにリンク品質に応じてパケットを適切に分配する（リンクへのパケット流入を調整する）ことにより，リンクの混み具合を制御することが可能である．

以上のことから，リンクおよび経路の評価値としてリンクコストを用いることとする．

3.1.5 リンクの通信容量

各リンクの通信容量 C_{ij} はマクロ的な視点からその平均として，次のように通信容量を設定する．

- W-経路および L-経路の通信容量 C_{ij} は，それぞれのセル内のリンク数で該当無線システムの最大通信容量を割った容量とする．
- マルチホップアクセス経路を構成する複数のリンクは，無線リソースを共有する同一のネットワーク内にあると考える．すなわち，各リンクの通信容量 C_{ij} は，該当無線システムの最大通信容量を連結されたリンク数で割った容量とし，マルチホップアクセス経路の構成リンクの通信容量を低く設定する．
- 複数のマルチホップアクセス経路において，各経路を構成する空間が重なる場合，複数の端末間経路の各リンクは無線リソースを共有する同一のネットワーク内にあると考える．すなわち，各リンクの通信容量 C_{ij} は，該当無線システムの最大通信容量を複数のマルチホップアクセス経路を構成する全リンク数で割った容量とする．したがって，マルチホップアクセス経路の構成する空間が他のマルチホップアクセス経路の構成空間と重ならない空間ごとに無線リソースを再利用することとなり，マルチホップアクセス経路のリンクの通信容量は，2 項目目と同様に低く設定することと

なる．

- 上記の 3 経路で用いられる無線システムは，システム間で相互に干渉しないこととする．
- 上記の 3 無線システムの使用チャネルは，各システムごとに同一とする．

上記の通信容量の設定において，マルチホップアクセス経路の通信容量は W-経路および L-経路の通信容量の設定と比較して不利な条件となっている．すなわち，マルチホップアクセス経路に不利な通信容量設定において，マルチホップアクセス経路の有効性を示す．

3.2 マルチホップアクセス経路の特性

3.1 節で示した数理モデルに基づき，図 1 に示されている構成においてマルチホップアクセス経路の特性を検証する．すなわち，1 つの無線 WAN 基地局と，そのセル内に一様に分布した複数の無線 LAN 基地局，および，無線 WAN セル内に一様に分布した端末から構成されるネットワークを考える．各端末は無線 LAN セル内である場合は無線 LAN 基地局に接続し，L-経路を形成する．それ以外は無線 WAN 基地局に接続して W-経路を形成する．さらに，各端末は，L-経路と異なる無線 LAN システムで通信可能な隣接端末と接続し，マルチホップアクセス経路を形成することも可能とする．また，各端末で発生する平均パケット数は各端末で同一とする．

このようなネットワークにおいて，ネットワーク全体の総コスト（以降，ネットワークコスト）は次のようになる．

$$G = D^W + D^L + D^M \quad (4)$$

ただし， D^W は各 W-経路のコストの総和， D^L は各 L-経路のコストの総和， D^M は各マルチホップアクセス経路のコストの総和である．

マルチホップアクセス経路の特性および有効性は，W-経路のパケットを経路切替えによりマルチホップアクセス経路へ移動した場合のネットワークコストの変動により検証する．

3.2.1 各経路のコスト

マルチホップアクセス経路は，ホップ数と合流リンク数に応じて，複数台の無線 WAN 接続端末と 1 台の無線 LAN 接続端末を連結して構成する．また，マルチホップアクセス経路を構成する端末の到着パケットは，すべて，W-経路からマルチホップアクセス経路へ移動し，無線 LAN 基地局へ転送することとする（図 3 参照）．すなわち，W-経路からマルチホップアクセス経路へ経路切替えをする．各マルチホップアクセス経路のホップ数，および各リンクへの合流リンク数は同一とした場合，各経路の総コストは次のようになる．

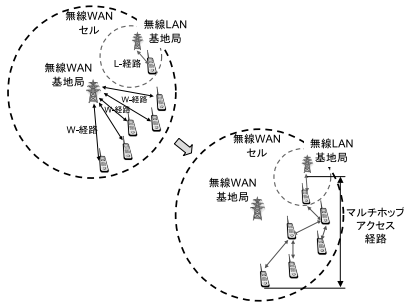


図 3 W-経路からマルチホップアクセス経路への切替え
Fig. 3 Switch from W-route to multi-hop access route.

$$D^W = \frac{\left(N^W - n^L \left(\sum_{i=1}^h j^{i-1} - 1 \right) \right) F}{C^W - F} \quad (5)$$

$$D^L = \frac{(N^L - n^L)F}{C^L - F} \quad (6)$$

$$D^M = n^L \left(\sum_{k=2}^h j^{(h+1)-k} \frac{\sum_{i=k}^h j^{h-i} \cdot F}{C^M - \sum_{i=k}^h j^{h-i} \cdot F} + \frac{\sum_{i=1}^h j^{h-i} \cdot F}{C^L - \sum_{i=1}^h j^{h-i} \cdot F} \right) \quad (7)$$

ただし、 N^W は無線 WAN 接続端末数、 n^L はマルチホップアクセス経路に組み込まれる無線 LAN 接続端末数、 j はマルチホップアクセス経路を構成する各リンクに合流するリンク数、 C^W は W-経路の通信容量、 h はマルチホップアクセス経路のホップ数、 N^L は無線 LAN 接続端末数、 C^L は L-経路の通信容量、 C^M はマルチホップアクセス経路を構成する各リンクの通信容量、 F は各端末の packets 到着率である。式 (5) の $(\sum_{i=k}^h j^{i-1} - 1)$ は 1 つの無線 LAN 端末から始まるホップ数 h 、合流数 j のマルチホップアクセス経路に含まれる無線 WAN 端末数であり、 $n^L(\sum_{i=1}^h j^{i-1} - 1)$ はマルチホップ経路へ切り替わった無線 WAN 端末数である。式 (7) のカッコ内第 1 項はホップ数 h 、合流数 j のマルチホップアクセス経路の 2 ホップ以降のリンクコストの和、第 2 項は 1 ホップ目のリンクコストである。したがって、式 (7) のカッコ内は 1 つのマルチホップアクセス経路のコストとなる。また、 N^W と N^L はネットワーク構成により決定するパラメータであり、 n^L 、 h 、および j は変動パラメータである。

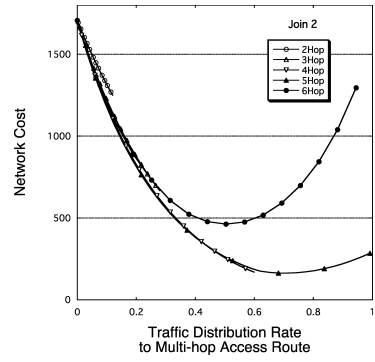


図 4 マルチホップアクセス経路への分配率に応じたネットワークコスト (無線 LAN セル数 20)
Fig. 4 Dependence of cost on traffic distribution rate to multi-hop access routes (number of WLAN cell is 20).

3.2.2 ネットワークコスト

図 4 は、マルチホップアクセス経路の構成リンクの合流リンク数が 2 の場合の、各ホップ数におけるマルチホップアクセス経路への packets 分配率に応じたネットワークコストを式 (5)、(6)、(7) を用いて算出した結果を示す。本論文では、無線 WAN システムとして IEEE802.16 (以降、802.16)、無線 LAN システムとして IEEE802.11j/g (以降、802.11j/g) において想定される通信パラメータを用いて計算した。すなわち、W-経路は 802.16、L-経路は 802.11j、マルチホップアクセス経路は 802.11g をそれぞれ無線システムとして考える。全端末数は 1,000、無線 WAN セル半径は 1,000 m、無線 WAN 最大通信容量は 15 Mbps、無線 LAN セル半径は 50 m、無線 LAN 最大通信容量は 54 Mbps、端末間通信の通信可能距離は 100 m (802.11g は 802.11j より低い周波数帯を用いることから、802.11j より通信距離が長くなる)、端末間通信の最大通信容量は 54 Mbps とした。また、各端末の平均 packets 到着間隔は 1 sec、平均 packets サイズは 10 Kbits とした。マルチホップアクセス経路のホップ数は、2 Hop、3 Hop、4 Hop、5 Hop、6 Hop の 5 通りとし、構成可能なマルチホップアクセス経路数は、ホップ数に比例した面積 (端末間通信可能距離の (ホップ数 - 1) 倍にした距離に無線 LAN セル半径を加えた長さを半径とする円) 内にある端末数により制限して計算した。図 4 は、マルチホップアクセス経路への packets 分配は 0 から開始し、W-経路からマルチホップアクセス経路へ経路切替えをする端末数を増やして、マルチホップアクセス経路への packets の分配率を大きくした場合のネットワークコストである。この図から分かるように、いずれのホップ数において

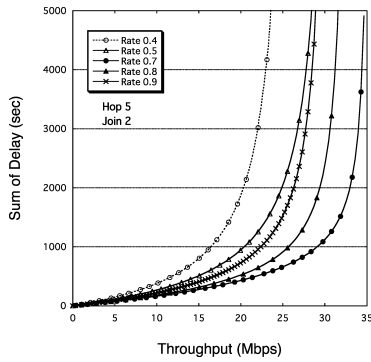


図5 マルチホップアクセス経路への分配率に応じたスループットと通信遅延（ホップ数 5，合流リンク数 2）

Fig. 5 Dependence of throughput and delay on traffic distribution rate to multi-hop access routes (number of hop 5, number of joined link 2).

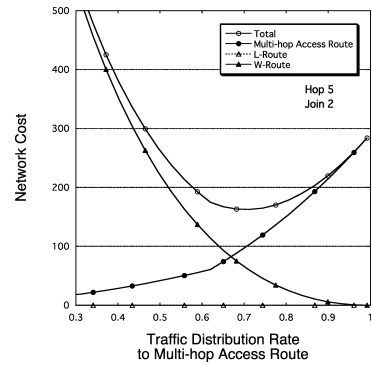


図6 ホップ数 5，合流数 2 のマルチホップアクセス経路への分配率に応じた各経路のコスト

Fig. 6 Dependence of each route cost on traffic distribution rate to multi-hop access routes (Hop 5, Join 2).

も、ネットワークコストは減少する。また、図 5 は、図 4 の 5 ホップのマルチホップアクセス経路の 5 つの packets 分配率 (0.4, 0.5, 0.7, 0.8, 0.9) における単位時間あたりの基地局に到着した packets の総量 (以降、単にスループット) と単位時間あたりの基地局に到着した packets の端末から基地局までの遅延時間の和 (以降、単に遅延時間) の相関を式 (5), (6), (7) を用いて算出した結果を示す。この図から分かるように、packets 分配率が 0.7 の場合、他の分配率と比較して、最もスループットが向上し、かつ、遅延時間が減少する。packets 分配率が 0.7 の場合は、図 4 から分かるように、ホップ数 5 のマルチホップアクセス経路においてネットワークコストが最小となる packets 分配率の近傍である。すなわち、W-経路の packets をマルチホップアクセス経路へ移動することによりネットワークコストを減少させることは、その結果としてスループットを維持しつつ、遅延時間を減少させることとなる。これは、端末はセル内に一様に分散していることから、無線 WAN セル内の端末数とマルチホップアクセス経路の端末数の比率はそのセル半径と通信可能距離の 2 乗比となり ($1,000^2 : 100^2 = 100 : 1$)、W-経路の通信容量はマルチホップアクセス経路の通信容量と比較して、格段に小さくなることによる。すなわち、マルチホップアクセス経路のリンク品質が高い (平均遅延時間が小さい) ことによる。しかし、マルチホップアクセス経路への packets 分配率が大きくなると、ネットワークコストは増加に転じる (図 6)。これは、packets 分配率が大きくなると、マルチホップアクセス経路の各リンクへの packets 到着率が大きくなり、その結果としてそのコストが増大するためである。

3.2.3 パケット分配特性

図 4, 図 5, および 図 6 で示されているように、コストの高い W-経路からコストの低いマルチホップアクセス経路へ経路切替えにより packets を分配すると、その結果として、スループットを維持しつつ、遅延時間を減少させることができる。しかし、マルチホップアクセス経路への packets 分配率が大きくなりすぎると、マルチホップアクセス経路のコストが W-経路のコストを上回り、コストの低い経路からコストの高い経路へ packets を移動することとなり、その結果として、スループットが低下、遅延時間が増加へ転じる。したがって、最適な packets 分配率があり、また、その最適分配率はマルチホップアクセス経路のトポロジ (経路数, ホップ数, 合流数) により変動する。

ネットワークコストを最小化する packets 分配率を求めるため、各経路の総コストである式 (5), (6), (7) を packets 到着率 F の関数と考えて、それぞれの 1 次導関数と 2 次導関数を求めると次のようになる。

$$\frac{dD^W}{dF} = \frac{J^W \cdot C^W}{(C^W - F)^2} > 0 \quad (8)$$

$$\frac{dD^L}{dF} = \frac{J^L \cdot C^L}{(C^L - F)^2} > 0 \quad (9)$$

$$\frac{dD^M}{dF} = n^L \left(\sum_{k=2}^h j^{(h+1)-k} \frac{J_k^M \cdot C^M}{(C^M - J_k^M \cdot F)^2} + \frac{J_1^M \cdot C^L}{(C^L - J_1^M \cdot F)^2} \right) > 0 \quad (10)$$

$$\frac{d^2 D^W}{dF^2} = \frac{2}{(C^W - F)^3} \quad (11)$$

$$\frac{d^2 D^L}{dF^2} = \frac{2}{(C^L - F)^3} \quad (12)$$

$$\frac{d^2 D^M}{dF^2} = n^L \left(\sum_{k=2}^h j^{(h+1)-k} \frac{2J_k^M}{(C^M - J_k^M \cdot F)^3} + \frac{2J_1^M}{(C^L - J_1^M \cdot F)^3} \right) \quad (13)$$

$$J^W = N^W - n^L \left(\sum_{i=1}^h j^{i-1} - 1 \right), \quad J^L = N^L - n^L, \\ J_x^M = \sum_{i=x}^h j^{h-i} \text{ である.}$$

式 (5), (6), (7), (8), (9), (10) はいずれもとりうる値が正である. また, 式 (11), (12), (13) はそれぞれの区間 $[0, C^W)$, $[0, C^L)$, $[0, \min(C^M/J_2^M, C^L/J_1^M))$ で正であり, 式 (5), (6), (7) はそれぞれ $F \rightarrow C^W$, $F \rightarrow C^L$, $F \rightarrow C^M/J_2^M$, C^L/J_1^M において無限大となる. したがって, W-経路総コスト, L-経路総コストおよびマルチホップアクセス経路総コストはパケット到着率に関してそれぞれの区間 $[0, C^W)$, $[0, C^L)$, $[0, \min(C^M/J_k^M, C^L/J_1^M))$ において凸単調増加関数である. さらに, パケット到着率をマルチホップアクセス経路へのパケット分配率として見た場合, マルチホップアクセス経路の総コストはマルチホップアクセス経路へのパケット分配率に対して凸単調増加であり, 一方, W-経路総コストおよび L-経路総コストは凸単調減少となる. このことは, 図 6 においても確認できる. ネットワークコストは凸単調増加関数と凸単調減少関数の和であるため, マルチホップアクセス経路へのパケット分配率に対して区間 $(\max(0, F - C^W, F - C^L), \min(F, C^M/J_2^M, C^L/J_1^M))$ において下向きの凸関数となり, パケット分配率に最適解が存在する. これも図 6 で確認できる. すなわち, 次式により解析的に最適解を求めることが可能である.

$$\frac{dD^W}{dF^M} + \frac{dD^L}{dF^M} + \frac{dD^M}{dF^M} = 0 \quad (14) \\ F^W + F^L + F^M = F^{total}$$

ただし, F^W は W-経路へ分配されたパケットの到着率, F^L は L-経路へ分配されたパケットの到着率, F^M はマルチホップアクセス経路へ分配されたパケットの到着率, F^{total} は全パケット到着率の和である. さらに, 式 (1) のリンクコストをパケット到着率 F_i に関して 1 次導関数と 2 次導関数を求めると, 次のようになる.

$$\frac{d}{dF_i} d_{ij} = \frac{C_{ij}}{(C_{ij} - F_i)^2} > 0 \quad (15)$$

$$\frac{d^2}{d(F_i)^2} d_{ij} = \frac{2}{(C_{ij} - F_i)^3} \quad (16)$$

$d_{ij} > 0$, $dd_{ij}/dF_i > 0$ であり, 区間 $[0, C_{ij})$ において $d^2 d_{ij}/d(F_i)^2 > 0$ である. さらに, $F_i \rightarrow C_{ij}$ で $d_{ij} \rightarrow \infty$ である. したがって, リンクコストそ

のものがリンク容量内でパケット到着率に関して凸単調増加関数であり, その和である経路コストもまたリンク容量内でパケット到着率に関して凸単調増加関数である. したがって, 個々の単独の経路およびリンク間 (たとえば, W-経路とマルチホップアクセス経路間, 2 つのマルチホップアクセス経路間) においても, ネットワークコストがリンクの容量内での経路間のパケット分配率に関して下向きの凸関数であることが成り立つ.

以上のことから, W-経路からマルチホップアクセス経路への経路切替えを用いて, パケットを最適に分配することにより, ネットワークコストを最小化し, その結果としてスループットを維持しつつ, 遅延時間を減少させることが可能となる. また, 最適なパケット分配率はパケット到着率と遅延時間から算出するリンクコストと経路コストに基づいて求めることができる.

4. マルチアクセス通信におけるマルチホップアクセス経路の特性

3 章で示したマルチホップアクセス経路の特性とその有効性は, 無線リンクが M/M/1 待ち行列によりモデル化されることを前提としている. しかし, 無線システムは通信メディアであるチャネル (周波数) を複数の端末と共有するマルチアクセス通信である. そのため, それぞれの通信は相互に干渉, 競合することとなる. すなわち, 無線リンクのパケット到着率とパケット処理時間には相関が生じる. また, メディアアクセス制御遅延や再送によりそのパケット処理時間はそのサイズへの依存性が薄れ, 指数分布に従わなくなる. したがって, パケット到着率とパケット処理時間が相互に独立であり, そのパケット処理時間の分布は, 指数分布とする M/M/1 によるモデル化では無線リンクを適切にモデル化できていない. 本章では, このような M/M/1 によるモデル化の問題点を補う. すなわち, パケット到着率とパケット処理率には相関があり, パケット処理時間が指数分布に従わない無線リンクにおいても, 3 章で示したマルチホップアクセス経路の特性と有効性が成り立つことを示す.

4.1 無線システムのパケット処理時間

無線リンクにおけるパケット処理時間は次の処理遅延時間により構成される.

- 無線システムは通信メディアであるチャネルを共有する. そのため, 通信に先立ち, 共有するチャネルに関してアクセス制御が必要となる. たとえば, 802.11 の DCF (Distributed Coordination Function) におけるアクセス制御では, 各

MAC フレーム間には最低限の IFS (Inter Frame Space) と呼ばれる待ち時間がある。そのうえで、アクセスポイントへの RTS (送信要求) フレーム送信、アクセスポイントから CTS (受信準備完了) フレーム受信を経て、データフレームの送信が可能になる。さらに、アクセスポイントから ACK (確認応答) フレームを受信する必要がある。また、チャンネルがビジーの場合は、バックオフによる時間、送信を延期する。チャンネルのアクセス制御による遅延時間は、データサイズに依存せず、近傍端末の送受信状況に依存する。以降、この遅延時間を MAC 遅延時間と呼ぶ。

- ACK フレーム待ち時間を経過してもデータ送信先より ACK フレームが受信できない場合、データフレームの再送を行う。再送処理時間は MAC 遅延時間に含まれ、無線リンク品質に強く依存した遅延時間となる。
- 802.11 ではマルチレート (自動レート制御) 機能により、無線環境 (パケット誤り率など) に応じて自動的に送信レートを変更する。また、802.16 でも、無線環境に応じて変調方式および符号化率を変更し、送信レートを調整する。これらも無線リンク品質に強く依存する。以降、この遅延時間を送信時間と呼ぶ。

以上のことから、パケット処理時間は、パケットサイズとの比例関係が薄れ、リンク品質に強く依存し、リンクへのパケット到着率と相関を持つこととなる。

4.2 無線リンクにおけるリンクコスト

パケット到着率とパケット処理時間に相関があり、パケット処理時間が指数分布に従わない無線リンクにおいて式 (1) を用いることはできない。しかし、パケット到着間隔が指数分布であるリンクにおいて、Little の定理⁵⁾ が成立するため、無線リンクのコストはその平均パケット到着率 F_i と平均遅延時間 T_{ij} から次のように、容易に求まる。

$$d_{ij} = F_i \cdot T_{ij} \quad (17)$$

また、上記の無線リンクによる木構造を形成するマルチホップアクセス経路において、構成するリンクへのパケット到着は、Kleinrock の独立近似が成り立ち、ポアソン過程と考えられる⁷⁾。すなわち、マルチホップアクセス経路を構成するリンクへのパケット到着率と後方リンクのパケット処理時間は独立であり、その経路コストは式 (17) で示されるリンクコストの和となる。

4.3 パケット分配特性

4.3.1 802.11

無線リンクにおけるパケット分配特性を、無線リンクの遅延時間の特性を基に、CSMA/CA である 802.11 を前提として示す。遅延時間は待ち行列内待機時間とパケット処理時間からなる。したがって、パケット処理時間の特性を示し、次に待機時間の特性を示し、さらに、それらをまとめて遅延時間の特性とそれに基づく無線リンク間のパケット分配特性を示す。

文献 19) において、パケット到着過程をポアソン過程と仮定し、802.11 の DCF におけるパケット処理時間を次のように求めている。

$$P_n(t) = \frac{(\lambda \cdot t)^n}{n!} e^{-\lambda \cdot t} \quad (18)$$

$$P_0(t) = e^{-\lambda \cdot t} \quad (19)$$

$$\hat{\lambda} = |Adj(i)| \times \lambda \quad (20)$$

$$P_{idle}^i(t) = e^{-\hat{\lambda} \cdot t} \quad (21)$$

$$EA_i = P_{idle}^i(slot) \cdot (RTS + 2 \cdot SIFS + CTS) + (1 - P_{idle}^i(slot)) \cdot (RTS + 2 \cdot SIFS + EB_i) \quad (22)$$

$$EB_i = P_{idle}^i(DIFS) \cdot (DIFS + bf + EA_i) + (1 - P_{idle}^i(DIFS)) \times (B + EB_i) \quad (23)$$

$$B = RTS + 3 \cdot SIFS + CTS + DATA + ACK \quad (24)$$

$$\beta_i^{MAC} = P_{idle}^i(DIFS) \cdot (DIFS + bf + EA_i) + (1 - P_{idle}^i(DIFS)) \cdot (SIFS + EB_i) \quad (25)$$

$$\beta_i^{tx} = \frac{packet_len}{tx_rate} \quad (26)$$

$$S_i = \beta_i^{MAC} + \beta_i^{tx} \quad (27)$$

ただし、 $P_n(t)$ は時間区間 t において n 個のパケットが到着する確率、 λ は端末 i のパケット到着率、 $P_0(t)$ は時間区間 t においてパケットが到着しない確率 (すなわち、送信が成功する確率)、 $|Adj(i)|$ は端末 i の近傍端末数、 $P_{idle}^i(t)$ は端末 i が時間区間 t でチャンネルがアイドル状態であることを検出する確率、 $slot$ はバックオフの単位時間、 $DIFS$ は分散制御用フレーム間隔 (DCF Inter Frame Space)、 $SIFS$ は短フレーム間隔 (Short Inter Frame Space)、 bf は平均バックオフ間隔、 EA_i は図 7 の Attempt State における MAC 遅延時間の期待値、 EB_i は図 7 の Backoff State における MAC 遅延時間の期待値、 RTS は送信要求 (Request-To-Send) フレームの送信時間、 CTS は受信準備完了 (Clear-To-Send) フレームの送信時間、 $DATA$ はデータフレーム送信時間、 ACK は確認応答 (Acknowl-

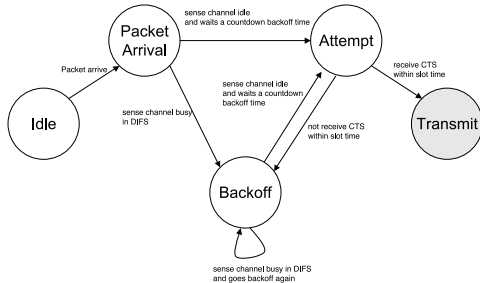


図 7 DOSPR における CSMA/CA の遷移状態

Fig. 7 The transition state diagram of CSMA/CA in the DOSPR.

edgment) フレーム送信時間, $packet_len$ は平均パケットサイズ, tx_rate は平均送信レート, β_i^{MAC} は MAC 平均遅延時間, β_i^{tx} は平均送信時間, S_i は端末 i における平均パケット処理時間である.

本論文では, 各リンクで発生するローカルのパケット到着過程はポアソン過程であることを前提としており, また, マルチホップアクセス経路を構成するリンクへ転送されるパケット到着過程も Kleinrock の独立近似によりポアソン過程となる. したがって, 各経路のリンクにおいて上記が成立する. 式 (21) では, 端末 i と 1 つのチャンネルを共有する近傍端末のパケット到着率の総和に基づき端末 i でパケット送信が成功する確率を求めている. したがって, パケット処理時間は近傍端末と共有するチャンネル (以降, 共有チャンネル) のパケット到着率と相関を持つ. 以降, 端末 i の共有チャンネルのパケット到着率を F_i^c と表記し, 以下の式を式 (21) の代わりに用いて, 平均パケット処理時間 S_i と F_i^c の相関について述べる.

$$P_{idle}^i(t) = e^{-F_i^c \cdot t} \quad (28)$$

1 つのパケットにおける平均衝突回数 U は衝突確率 $(1 - P_{idle}^i(DIFS))$ から次のように求まる.

$$\begin{aligned} U &= \frac{1 - P_{idle}^i(DIFS)}{1 - (1 - P_{idle}^i(DIFS))} \\ &= \frac{1 - e^{-F \cdot DIFS}}{e^{-F \cdot DIFS}} \end{aligned} \quad (29)$$

U の F_i^c に関する 1 次導関数, 2 次導関数は次のようになる.

$$\frac{dU}{dF_i^c} = \frac{DIFS}{e^{-F \cdot DIFS}} > 0 \quad (30)$$

$$\frac{d^2U}{d(F_i^c)^2} = \frac{DIFS^2}{e^{-F \cdot DIFS}} > 0 \quad (31)$$

$U > 0$ であり, $F_i \rightarrow \infty$ で $U \rightarrow \infty$ である. このことと式 (30), (31) から, U は F_i^c に関して凸単調

増加である.

したがって, F_i^c が増えると U は増え, またその増加量も増える. すなわち, F_i^c が増えると, 1 つのパケット処理において Backoff State へ遷移する回数が増え, また回数の増加量も増えることとなる. Attempt State における MAC 遅延時間の期待値 EA_i と Backoff State における MAC 遅延時間の期待値 EB_i を比較すると, 明らかに EB_i が EA_i より大きな値となっている. したがって, F_i^c が増えると, MAC 平均遅延時間 β_i^{MAC} は増え, またその増加量も増えることとなる. 以上のことから, β_i^{MAC} と F_i^c の相関は, 次式で示される.

$$\frac{d\beta_i^{MAC}}{dF_i^c} > 0 \quad (32)$$

$$\frac{d^2\beta_i^{MAC}}{d(F_i^c)^2} > 0 \quad (33)$$

続いて, 平均送信時間 β_i^{tx} における平均送信レート tx_rate について述べる. 前述のように, F_i^c が増えると, 平均衝突回数 R は増え, またその増加量も増える. その結果として, マルチレート制御は送信レートを減少させ, その減少回数も増えることとなる. したがって, 平均送信レート tx_rate と F_i^c の相関は, 次式で示される.

$$\frac{d}{dF_i^c} tx_rate < 0 \quad (34)$$

$$\frac{d^2}{d(F_i^c)^2} tx_rate < 0 \quad (35)$$

以上のことから, 平均パケット処理時間 S_i と F_i^c との相関は, 式 (32), (33), (34), (35) に基づいて, 次のようになる.

$$\begin{aligned} \frac{dS_i}{dF_i^c} &= \frac{d\beta_i^{MAC}}{dF_i^c} \\ &\quad - \frac{packet_len}{tx_rate^2} \frac{d}{dF_i^c} tx_rate > 0 \end{aligned} \quad (36)$$

$$\begin{aligned} \frac{d^2S_i}{d(F_i^c)^2} &= \frac{d^2\beta_i^{MAC}}{d(F_i^c)^2} \\ &\quad + \frac{2 \cdot packet_len}{tx_rate^4} \left(\frac{d}{dF_i^c} tx_rate \right)^2 \\ &\quad - \frac{packet_len}{tx_rate^2} \frac{d^2}{d(F_i^c)^2} tx_rate > 0 \end{aligned} \quad (37)$$

ここで, F_i^c と F_i の相関について述べる. F_i^c は共有チャンネルのパケット到着率であり, F_i^c が増える場合は, 当該端末 i のパケット到着率 F_i が増えるか, または, その近傍端末のパケット到着率が増えるかのいずれかである. したがって, F_i の期待値は F_i^c を

共有チャネル内の端末数で割った値であり、 F_i は F_i^c に比例する．以上のことから、 F_i^c と F_i の相関は次のようになる．

$$\frac{dF_i}{dF_i^c} > 0 \quad (38)$$

$$\frac{d^2 F_i}{d(F_i^c)^2} = 0 \quad (39)$$

さらに、式 (36)、(37) を式 (38)、(39) を用いて表すと次のようになる．

$$\frac{dS_i}{dF_i^c} = \frac{dS_i}{dF_i} \frac{dF_i}{dF_i^c} > 0 \quad (40)$$

$$\frac{d^2 S_i}{d(F_i^c)^2} = \frac{d^2 S_i}{d(F_i)^2} \frac{dF_i}{dF_i^c} + \frac{dS_i}{dF_i} \frac{d^2 F_i}{d(F_i^c)^2} > 0 \quad (41)$$

したがって、 S_i と F_i の相関は、次のようになる．

$$\frac{dS_i}{dF_i} > 0 \quad (42)$$

$$\frac{d^2 S_i}{d(F_i)^2} > 0 \quad (43)$$

平均パケット処理時間 S_i はとりうる値は正である．また、 $F_i, F_i^c \rightarrow \infty$ において衝突確率 $(1 - P_{idle}^i(t)) \rightarrow 1$ であることから、 $F_i, F_i^c \rightarrow \infty$ において平均パケット処理時間 $S_i \rightarrow \infty$ である．以上のことと式 (42)、(43) により、 S_i は F_i の凸単調増加関数である．

次に、端末 i における待ち行列での平均待機時間 W_i と共有チャネルのパケット到着率 F_i^c の相関について述べる．端末 i において、パケットが到着したとき、待ち行列に待機しているパケット（処理中のパケットは含まない）が直前のパケットの処理完了から当該パケットの処理完了までの時間の期待値を EW_i とする． EW_i はパケットの送信をしない事象、パケットの送信が成功する事象、およびパケットの送信が失敗（衝突など）する事象の各期間から構成される．ここで、疑似ベイズアルゴリズム¹¹⁾と同じ方法を用いて W_i を近似する．すなわち、新着パケットを含めたすべてのパケットを再送パケット（送信に失敗したパケット）として扱うこととし、平均送信パケット数 G は、共有チャネルにおいて n 個の再送パケットがあり、その送信確率が q の場合、 $G = n \cdot q$ に従う．また、疑似ベイズアルゴリズムに基づき、再送パケットは共有チャネルにおいて十分にランダム化されているとし、送信パケット数をポアソン分布と仮定する．したがって、パケット送信をしない事象は確率 e^{-G} で発生し、それに要する時間は EW_i である．同様に、パケット送信が成功する事象はその確率は Ge^{-G} で要する時間は S_i 、またパケット送信が失敗（衝突）する事象の確率は

$(1 - (1 + G)e^{-G})$ でそれに要する時間は $(EW_i + S_i)$ である．以上のことから、 EW_i は次のようになる．

$$EW_i = e^{-G} \cdot EW_i + Ge^{-G} \cdot S_i + (1 - (1 + G)e^{-G})(EW_i + S_i) \quad (44)$$

さらに、上記の式から EW_i を求めると、次のようになる．

$$EW_i = \frac{1 - e^{-G}}{Ge^{-G}} S_i \quad (45)$$

パケット到着はポアソン到着を仮定していることから、任意の時刻の端末 i における平均待機パケット数 M_i は待ち行列での平均待機時間 W_i と端末 i のパケット到着率 F_i を Little の定理に適用して、次のように求まる．

$$M_i = F_i \times W_i \quad (46)$$

平均待機時間 W_i は、待機パケットのすべてが処理完了する時間 $M_i \times EW_i$ に各待機パケットが以前に到着したときの処理中パケットの残余時間 R を加えた時間である．パケット処理中に到着する平均パケット数は $F_i S_i$ であり、 $\overline{S_i^2}$ をパケット処理時間の 2 次モーメントとすると各パケットの残余時間の期待値は $\overline{S_i^2}/2S_i$ である．したがって、 R は $F_i \overline{S_i^2}$ となる．以上のことから、 W_i とその F_i^c に関する 1 次導関数および 2 次導関数は次式のようになる．

$$W_i = \frac{F_i \overline{S_i^2}}{2(1 - F_i \cdot EW_i)} \quad (47)$$

$$\frac{dW_i}{dF_i^c} = \frac{1}{2} \left(\frac{(F_i \overline{S_i^2})'}{1 - F_i \cdot EW_i} + \frac{F_i \overline{S_i^2} (F_i \cdot EW_i)'}{(1 - F_i \cdot EW_i)^2} \right) \quad (48)$$

$$\begin{aligned} \frac{d^2 W_i}{d(F_i^c)^2} = & \frac{(F_i \overline{S_i^2})''}{2(1 - F_i \cdot EW_i)} \\ & + \frac{(F_i \overline{S_i^2})' (F_i \cdot EW_i)' + F_i \overline{S_i^2} (F_i \cdot EW_i)''}{2(1 - F_i \cdot EW_i)^2} \\ & + \frac{F_i \overline{S_i^2} ((F_i \cdot EW_i)')^2}{(1 - F_i \cdot EW_i)^3} \end{aligned} \quad (49)$$

ただし、 $(F_i \overline{S_i^2})' = d(F_i \overline{S_i^2})/dF_i^c$ 、 $(F_i \overline{S_i^2})'' = d^2(F_i \overline{S_i^2})/d(F_i^c)^2$ 、 $(F_i \cdot EW_i)' = d(F_i \cdot EW_i)/dF_i^c$ 、 $(F_i \cdot EW_i)'' = d^2(F_i \cdot EW_i)/d(F_i^c)^2$ である．

ここで、待ち行列での待機時間 W_i と共有チャネルのパケット到着率 F_i^c の相関を得るため、 EW_i の F_i^c における 1 次導関数と 2 次導関数を求める．

$$\begin{aligned} \frac{d(EW_i)}{dF_i^c} = & \frac{1 - e^{-G}}{Ge^{-G}} S_i' \\ & + \frac{e^{-G} + G - 1}{G^2 e^{-G}} G' S_i \end{aligned} \quad (50)$$

$$\begin{aligned} \frac{d^2(EW_i)}{d(F_i^c)^2} &= \frac{1 - e^{-G}}{Ge^{-G}} S_i'' \\ &+ 2 \frac{e^{-G} + G - 1}{G^2 e^{-G}} G' S_i' \\ &+ \frac{G^2 - 2G - 2e^{-G} + 2}{G^3 e^{-G}} (G')^2 S_i G'' S_i \\ &+ \frac{e^{-G} + G - 1}{G^2 e^{-G}} G'' S_i \quad (51) \end{aligned}$$

ただし, $S_i' = dS_i/dF_i^c$, $S_i'' = d^2S_i/d(F_i^c)^2$, $G' = dG/dF_i^c$, $G'' = d^2G/d(F_i^c)^2$ である.

G は前述のように $G = n \cdot q$ である. 2進指数バックオフにおいて r 回の再送パケット数 n_r は $F_i^c 2^r$ を超えることが知られている¹²⁾. これに基づき $n_r = F_i^c 2^r$ とする. また, 2進指数バックオフにおいて r 回の再送パケットの送信確率 q_r は 2^{-r} である²¹⁾. 以上ことから, G とその F_i^c に関する 1次導関数および 2次導関数は次のようになる.

$$G = \sum_{i=1}^U F_i^c 2^r 2^{-r} = U F_i^c \quad (52)$$

$$\frac{dG}{dF_i^c} = F_i^c \frac{dU}{dF_i^c} + U > 0 \quad (53)$$

$$\frac{d^2G}{d(F_i^c)^2} = F_i^c \frac{d^2U}{d(F_i^c)^2} + 2 \frac{dU}{dF_i^c} > 0 \quad (54)$$

ただし, U はパケットの平均衝突回数である.

上記の 3 式 (52), (53), (54) および式 (40), (41) に基づき, 式 (50) と (51) は次のようになる.

$$\frac{d(EW_i)}{dF_i^c} > 0 \quad (55)$$

$$\frac{d^2(EW_i)}{d(F_i^c)^2} > 0 \quad (56)$$

さらに, $\overline{S_i^c}$ の F_i^c の相関は S_i と同様であることから, $\overline{S_i^c}$ の F_i^c に関する 1次導関数と 2次導関数は次のようになる.

$$\frac{d\overline{S_i^c}}{dF_i^c} > 0 \quad (57)$$

$$\frac{d^2\overline{S_i^c}}{d(F_i^c)^2} > 0 \quad (58)$$

したがって, 式 (38), (39), (55), (56), (57), (58) から, W_i の F_i に関する 1次導関数と 2次導関数は $F_i < 1/EW_i$ において次のようになる.

$$\frac{dW_i}{dF_i} > 0 \quad (59)$$

$$\frac{d^2W_i}{d(F_i)^2} > 0 \quad (60)$$

W_i は $F_i < 1/EW_i$ においてとりうる値は正である. また, 式 (47) から $F_i \rightarrow 1/EW_i$ で $W_i \rightarrow \infty$ で

ある. また, $1/EW_i$ はリンク容量に相当する. 以上のことと式 (59), (60) により, 待ち行列での平均待機時間 W_i はリンク容量内でパケット到着率 F_i の凸単調増加関数である. また, 遅延時間 T_{ij} は W_i と S_i の和であることから, 遅延時間 T_{ij} もまたリンク容量内でパケット到着率 F_i に関して凸単調増加関数である. さらに, リンクコスト d_{ij} は Little の定理で $d_{ij} = F_i \times T_{ij}$ として求められ, その F_i に関する 1次導関数と 2次導関数は次のようになる.

$$\frac{dd_{ij}}{dF_i} = T_{ij} + F_i \frac{dT_{ij}}{dF_i} > 0 \quad (61)$$

$$\frac{d^2d_{ij}}{d(F_i)^2} = 2 \frac{dT_{ij}}{dF_i} + F_i \frac{d^2T_{ij}}{d(F_i)^2} > 0 \quad (62)$$

以上のことから, パケット到着率とパケット処理時間に相関があり, その処理時間が指数分布に従わない 802.11 無線リンクにおいても, リンクコスト d_{ij} はリンク容量内でパケット到着率 F_i に関して凸単調増加関数であり, 3.2.3 項で述べたパケット分配特性が成立することが分かる.

4.3.2 802.16

802.16 においては, QoS がサポートされ, 帯域保証が実施される¹³⁾. 帯域保証を仮定すると, パケット到着率とパケット処理時間の独立性が成立する. しかし, パケット処理時間の分布は制御遅延, 再送遅延, および適応変調制御により, 指数分布に従わず一般分布として考えられる. したがって, このような無線リンクは M/G/1 待ち行列としてモデル化できる. M/G/1 待ち行列におけるリンクコストは次のように求まる.

$$d_{ij} = \frac{F_i}{C_{ij}} + \frac{F_i^2 \cdot C_{ij} \cdot \overline{X^2}}{2(C_{ij} - F_i)} \quad (63)$$

ただし, C_{ij} は帯域保証として予約された通信容量, $\overline{X^2}$ はパケット処理時間の 2次モーメントである.

C_{ij} , $\overline{X^2}$ のいずれもパケット到着率 F_i とは独立であることから, リンクコストの F_i に関する 1次導関数と 2次導関数は次のようになる.

$$\frac{dd_{ij}}{dF_i} = \frac{1}{C_{ij}} + \frac{F_i \cdot C_{ij} \cdot \overline{X^2}}{C_{ij} - F_i} + \frac{F_i^2 \cdot C_{ij} \cdot \overline{X^2}}{2(C_{ij} - F_i)^2} \quad (64)$$

$$\begin{aligned} \frac{d^2d_{ij}}{d(F_i)^2} &= \frac{C_{ij} \cdot \overline{X^2}}{C_{ij} - F_i} + \frac{2F_i \cdot C_{ij} \cdot \overline{X^2}}{(C_{ij} - F_i)^2} \\ &+ \frac{F_i^2 \cdot C_{ij} \cdot \overline{X^2}}{(C_{ij} - F_i)^3} \quad (65) \end{aligned}$$

式 (63), (64), (65) は $F_i < C_{ij}$ においてとりうる値は正である. また, 式 (63) から $F_i \rightarrow C_{ij}$ で $d_{ij} \rightarrow \infty$ である. したがって, 802.16 の無線リンクコストも同様にリンク容量内でパケット到着率に関し

て凸単調増加関数であり, 3.2.3 項で述べたパケット分配特性が成立する.

以上のことから, 無線 WAN 基地局の無線システムを 802.16, 無線 LAN 基地局の無線システムを 802.11j, 端末間通信に用いる無線システムを 802.11g とするコグニティブ無線ネットワークにおいて, マルチホップアクセス経路の特性と有効性は次のように示すことができる.

- リンク容量内において, マルチホップアクセス経路へ経路を切り替え, 適量のパケットを分配することにより, ネットワーク全体のスループットを高く維持しつつ, 遅延時間を減少させることが可能である.
- 上記の最適パケット分配率には, パケット到着率と遅延時間から算出するリンクコストと経路コストに基づき求めることができる.

5. 関連研究

コグニティブ無線ネットワークにおいて, 現時点ではその解析モデルに関する研究は未着手である. さらに, コグニティブ無線ネットワークでのマルチホップアクセス経路に関する研究は, それ自体がまだほとんど実施されていない. したがって, 本論文で扱った問題を数理的に解析する関連研究はないと思われる. しかし, マルチホップアクセス経路はアドホックネットワークのマルチホップ通信に類似することから, アドホックネットワークにおける数理モデルを用いたマルチホップ通信の性能解析に関する関連研究について述べる.

近年, マルチアクセス無線システムにおけるマルチホップ通信のエンド-エンドの性能を数理モデルにより解析する研究が行われるようになってきている. 文献 14), 15), 16) では IEEE802.11 の DCF におけるスループットの解析を行っている. いずれの文献においても, MAC 部分の状態遷移にマルコフ連鎖モデルを適用することにより数理モデル化し, 解析を実施している. 文献 17), 18) においてはマルチアクセス通信を待ち行列によりモデル化し, 遅延の解析を行っている. 文献 17) では, 衝突が発生しない Time Division Multiplexing (TDM) を前提とし, シングルホップを M/D/1 の待ち行列として解析を行っている. 文献 18) は無線システムを CSMA/CA として, そのシングルホップを G/G/1 の待ち行列としてモデル化し, 解析を行っている. 文献 17), 18) のいずれも, 無線システムの MAC 部分を待ち行列により一般化および抽象化することで近似的に遅延特性を求めている.

文献 19), 20) は IEEE802.11 の DCF を前提として, 文献 17), 18) より MAC 部分をより正確にモデル化し, 遅延解析を行っている. 文献 19) は MAC 部分の状態遷移をマルコフ連鎖としてモデル化し, 文献 20) ではバックオフアルゴリズムの分析からシングルホップを M/MMGI/1/K の待ち行列としてモデル化している. しかし, いずれの文献においても, 解析対象の遅延はサービス時間であり, 待ち行列での待機時間が含まれていない.

上記のいずれの研究も, 単一の無線システムおよび 1 つの経路における性能解析である. したがって, 本論文で扱っているコグニティブ無線ネットワークで見られる異なる複数の無線システムによる複数の経路での理論的解析は, 従来の解析に関する研究と明らかに異なる.

6. おわりに

本論文では, 数理モデルを用いて, 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の特性と有効性を次の点において示した.

- リンク容量内において, マルチホップアクセス経路へ経路を切り替え, 適量のパケットを分配することにより, ネットワーク全体のスループットを高く維持しつつ, 遅延時間を減少させることが可能である.
- 上記の最適パケット分配率には, パケット到着率と遅延時間から算出するリンクコストと経路コストから求めることができる.

今後は, 本論文で述べたモデルに基づいた経路探索とそのトラフィック制御方式を検討する予定である.

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) Mittra III, J. and Maguire, Jr, G.: Cognitive Radio: Making Software Radios More Personal, *IEEE Personal Communication*, Vol.6, No.4, pp.13-14 (1999).
- 2) Mittra III, J.: Cognitive Radio for Flexible Multimedia Communications, *Proc. Mo-MuC'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).
- 4) Gross, D. and Harris, C.: *Fundamentals of Queueing Theory, 2nd ed.*, John Wiley & Sons (1985).

- 5) Little, J.: A Proof of the Queueing Formula $L = \lambda W$, *Oper. Res. J.*, Vol.18, pp.172-174 (1961).
- 6) Kleinrock, L.: *Communication Nets: Stochastic Message Flow and Delay*, McGraw-Hill (1964).
- 7) 笠原正治: インターネットトラフィックモデリング—通信トラフィック理論からインターネット設計理論へ, 信学会技報, NS2001-217, pp.25-30 (2002).
- 8) Kelly, J.P.: *Reversibility and Stochastic Networks*, John Wiley & Sons (1979).
- 9) Walrand, J.: Probabilistic Look at Networks of Quasi-Reversible Queues, *IEEE Trans. Inf. Theory*, Vol.IT-29, pp.825-831, (1983).
- 10) Berezdivin, R., Breining, R. and Raytheon, R.T.: Next-Generation Wireless Communications Concepts and Technologies, *IEEE Communications Magazine* (2002).
- 11) Rivest, R.L.: Network Control by Bayesian Broadcast, Report MIT/LCS/TM-285, MA, MIT, Laboratory for Computer Science (1985).
- 12) Aldous, D.J.: Ultimate Instability of Exponential Back-Off Protocol for Acknowledgment-Based Transmission Control of Random Access Communication Channels, *IEEE Trans. Inf. Theory*, Vol.IT-33, No.2, pp.219-223 (1987).
- 13) IEEE Std 802.16-2004 Part 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems (2004).
- 14) Wu, L. and Varshney, P.: Performance Analysis of CSMA and BTMA Protocol in Multi-hop Networks (I), Single Channel Case, *Information Sciences*, pp.159-177, Elsevier Sciences Inc. (1999).
- 15) Wang, Y. and Garcia-Luna-Aceves, J.J.: Collision Avoidance in Multihop Adhoc Networks, *Proc. IEEE MASCOTS'02*, pp.145-154 (2002).
- 16) Alizard-Shabdiz, F. and Subramaniam, S.: MAC Layer Performance Analysis of Multi-hop Ad Hoc Networks, *Proc. IEEE GlobeCom'04*, Vol.5, pp.2781-2785 (2004).
- 17) Shrader, B., Sanchez, M. and Giles, T.C.: Throughput-delay Analysis of Conflict-free Scheduling in Multihop Ad-hoc Networks, *Proc. Adhoc'03* (2003).
- 18) Bisnik, N. and Abouzeid, A.: Queueing Network Models for Delay Analysis of Multihop Wireless Ad Hoc Networks, *Proc. IWCMC'06*, pp.773-778 (2006).
- 19) Sheu, S.-T. and Chen, J.: A Novel Delay-Oriented Shortest Path Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks, *Proc. IEEE ICC'01*, Vol.6, pp.1930-1934 (2001).
- 20) Ozdemir, M. and McDonald, A.B.: An M/MMGI/1/K Queueing Model for IEEE 802.11 Ad Hoc Networks, *Proc. PE-WASUN'04*, pp.107-111 (2004).
- 21) Rosenkrantz, W.A.: Some Theorems on the Instability of the Exponential Back-off Protocol, *Performance'84*, pp.199-205, Elsevier (1984).

(平成 18 年 8 月 14 日受付)

(平成 19 年 4 月 6 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(株)国際電気通信基礎技術研究所適応コミュニケーション研究所・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、IEEE-CS 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(株)国際電気通信基礎技術研究所適応コミュニケーション研究所入社。現在、コグニティブ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。



山中佐知子

1998 年滋賀大学経済学部情報管理学科卒業。2000 年奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科修士課程修了。2003 年京都大学大学院情報科学研究科博士課程単位認定退学。同年国際電気通信基礎技術研究所適応コミュニケーション研究所入所。待ち行列理論、無線通信システムのモデル化と性能評価に関する研究に従事。情報学博士。電子情報通信学会会員。



山口 明

1989年早稲田大学工学部卒業．
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（株）国際電気通信基礎技術研究所適応コミュ
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（株）国際電気通信基礎技術研究所適応コ
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年文部科学大臣賞（研究功績者），本会
フェロー，電子情報通信学会会員．