

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の提案

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み、多様なアプリケーションの利用を前提として、複数の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。このような環境では、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。本稿では、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、遅延時間を減少されることを可能とするマルチホップアクセス経路のトラフィック制御方式を提案する。

Proposal of Traffic Control Method for 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 report, we propose traffic control method for multi-hop access route in cognitive radio network including WAN and LAN radio access.

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、WiMAX や Mobile WiMAX などによる広域または中域の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も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従い、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)}。

本稿では、文献 3) におけるコグニティブ無線 (Cognitive Radio) 技術の定義に従い、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テムを装備した端末とのネットワークにおいて、複数の無線システムを、無線通信状況およびユーザ要求に応じて、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、端末間同士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、より高効率、高品質の無線通信を実現することを目指す。

本稿では、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、

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

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数理モデルから示す。さらに、このモデルに基づいたマルチホップアクセス経路のトラフィック制御方式を提案する。

2. コグニティブ無線ネットワーク

本稿では、広域カバレッジの無線システム（以降、無線 WAN）と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。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 基地局が一様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。

上記の構成において、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。

また、トラフィックとして、パケットは個々の端末で発生するものとする。

3. マルチホップアクセス経路のパケット分配特性

3.1 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 間のリンクの平均遅延時間（パケットが端末に到着してから転送が完了するまでの平均時間）を T_{ij} (sec/packet) とすると、このリンクにおけるコスト d_{ij} は、Little の定理に基づき、次のようになる（図 2 の上段参照）。

$$d_{ij} = F_i \times T_{ij} \quad (1)$$

3.2 連結リンクのコスト

マルチホップアクセス経路は、リンクに複数のリン

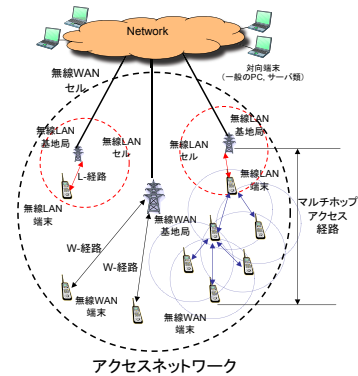


図 1 コグニティブ無線ネットワークにおける基地局アクセス経路
Fig. 1 Access Routes in Cognitive Radio Network.

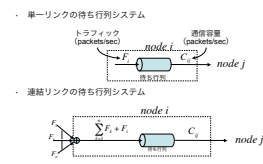


図 2 単一リンクと連結リンク
Fig. 2 Single link and connected link.

クが合流し、それらのリンクが連結して、木構造のトポロジー（図 2 の下段参照）を形成する。従って、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。すなわち、マルチホップアクセス経路において Kleinrock の独立近似⁴⁾ が成り立ち、マルチホップアクセス経路は個々に独立したリンクによる Jackson 網⁵⁾ として考えられる。以上のことから、各リンクのパケット到着はポアソン過程となり、連結リンクのコストは次のように求まる。

$$d_{ij} = \left(\sum_{k=1}^{J_i} F_k + F_i \right) \cdot T_{ij} \quad (2)$$

ただし、 J_i は端末 i に合流するリンク数である。

3.3 マルチホップアクセス経路のコスト

マルチホップアクセス経路は Jackson 網である。従って、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。

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

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。

3.4 ネットワークコスト

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．

3.5 評価値としてのリンクコスト

リンクコストは、パケット到着率 F_i に平均遅延時間 T_{ij} 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．

- パケット到着率：リンクの混み具合を表すメトリックである．
- 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）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に依存する．すなわち、平均遅延時間はリンク品質を表すメトリックである．

文献 6) で示してあるように、リンクコストを小さくすることは、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．

3.6 無線リンクコストの特性

3.6.1 802.11 無線リンク

802.11 無線リンクのコストにおける特性を、その遅延時間の特性を基に示す．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．従って、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す．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 802.11 無線リンクコストの特性を示す．

文献 13) 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．

$$\hat{\lambda} = |Adj(i)| \times \lambda \quad (5)$$

$$P_{idle}^i(t) = e^{-\hat{\lambda} \cdot t} \quad (6)$$

$$EA_i = P_{idle}^i(slot) \times (RTS + 2 \cdot SIFS + CTS) + (1 - P_{idle}^i(slot)) \times (RTS + 2 \cdot SIFS + EB_i) \quad (7)$$

$$EB_i = P_{idle}^i(DIFS) \times (DIFS + bf + EA_i) + (1 - P_{idle}^i(DIFS)) \times (B + EB_i) \quad (8)$$

$$B = RTS + 3 \cdot SIFS + CTS + DATA + ACK \quad (9)$$

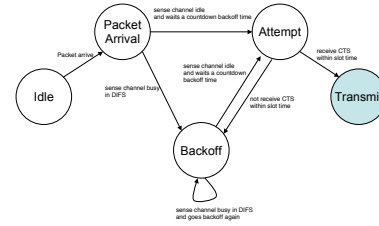


図 3 DOSPR における CSMA/CA の遷移状態

Fig. 3 The transition state diagram of CSMA/CA in the DOSPR.

$$\beta_i^{MAC} = P_{idle}^i(DIFS) \times (DIFS + bf + EA_i) + (1 - P_{idle}^i(DIFS)) \times (SIFS + EB_i) \quad (10)$$

$$\beta_i^{tx} = \frac{plen}{tx} \quad (11)$$

$$S_i = \beta_i^{MAC} + \beta_i^{tx} \quad (12)$$

ただし、 λ は端末 i のパケット到着率、 $|Adj(i)|$ 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、 $SIFS$ は短フレーム間隔、 bf は平均バックオフ間隔、 EA_i は図 3 の Attempt State における MAC 遅延時間の期待値、 EB_i は図 3 の Backoff State における MAC 遅延時間の期待値、 RTS は RTS フレームの送信時間、 CTS は CTS フレームの送信時間、 $DATA$ はデータフレーム送信時間、 ACK は ACK フレーム送信時間、 $plen$ は平均パケットサイズ、 tx は送信レート、 β_i^{mac} は MAC 遅延時間、 β_i^{tx} は送信時間、 S_i は端末 i におけるパケット処理時間である．

本稿では、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．従って、各経路のリンクにおいて上記が成立する．式 (6) 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．従って、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 (6) の代りに用いて、パケット処理時間 S_i と F_i^c の相関について述べる．

$$P_{idle}^i(t) = e^{-F_i^c \cdot t} \quad (13)$$

$P_{idle}^i(t)$ の F_i^c に関する導関数は次のようになる．

$$\frac{d}{dF_i^c} P_{idle}^i(t) = -te^{-F_i^c \cdot t} < 0 \quad (14)$$

上記式より、 F_i^c が増えると、Backoff Stateへ遷移する確率が増える。Attempt StateのMAC遅延時間期待値 EA_i とBackoff StateのMAC遅延時間期待値 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。従って、 F_i^c が増えると、MAC遅延時間 β_i^{mac} は増加することとなり、次のように示される。

$$\frac{d}{dF_i^c} \beta_i^{mac} > 0 \quad (15)$$

続いて、送信時間 β_i^{tx} について述べる。 $(1 - P_{idle}^i(slot))$ は衝突の確率である。衝突確率の F_i^c に関する導関数を求めると次のようになる。

$$\frac{d}{dF_i^c} (1 - P_{idle}^i(slot)) = slot \cdot e^{-slot \cdot t} > 0 \quad (16)$$

すなわち、 F_i^c が増えると、衝突の可能性が高くなり、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ることとなる。従って、送信レート tx と F_i^c の相関は、次式で示される。

$$\frac{d}{dF_i^c} tx < 0 \quad (17)$$

以上のことから、パケット処理時間 S_i と F_i^c との相関は、式(15)(17)に基づいて、次のようになる。

$$\frac{dS_i}{dF_i^c} = \frac{d}{dF_i^c} \beta_i^{mac} - \frac{plen}{tx^2} \frac{d}{dF_i^c} tx > 0 \quad (18)$$

ここで、 F_i^c と F_i の相関について述べる。 F_i^c の増加分が δ である場合、 F_i の増加分の期待値は δ を共有チャンネル内の端末数で割った値であり、正の値となる。以上のことから、 F_i^c と F_i の相関は次のようになる。

$$\frac{dF_i}{dF_i^c} > 0 \quad (19)$$

さらに、式(18)を式(19)を用いて表すと次のようになる。

$$\frac{dS_i}{dF_i^c} = \frac{dS_i}{dF_i} \frac{dF_i}{dF_i^c} > 0 \quad (20)$$

$$\frac{dS_i}{dF_i} > 0 \quad (21)$$

すなわち、上記式とパケット処理時間 S_i は取り得る値は正であることから、パケット処理時間 S_i は F_i の凸単調増加関数である。

次に、待ち行列での待機時間 W_i と共有チャンネルのパケット到着率 F_i^c の相関について述べる。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)において、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 とする。 EW 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⁷⁾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、各期間におけるパケット送信確率は、共有チャンネルにおいて n 個の再送パケットがあり、その送信確率が q の場合、 $G = n \cdot q$ に従うこととする。また、各期間の送信確率は G を平均とする指数分布とする。以上のことに基づき、 EW を次式に示す。

$$EW = e^{-G} \cdot EW + Ge^{-G} \cdot S_i + (1 - (1 + G)e^{-G})(EW + S_i) \quad (22)$$

上記の式から EW を求めると、次のようになる。

$$EW = \frac{1 - e^{-G}}{Ge^{-G}} S_i \quad (23)$$

待機パケット数 M はLittleの定理により $M = F_i W_i$ である。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 $M \times EW$ に現在処理中のパケットの残余処理時間 R を加えた時間である。パケットが処理中に新たなパケットが到着する確率は $F_i S_i$ であり、その場合のパケットの残余時間は最大で S_i である。従って、 R を $F_i S_i^2$ として見積もる。以上のことから、待機時間 W_i とその F_i^c に関する導関数は次式のようになる。

$$W_i = \frac{F_i S_i^2}{1 - F_i \cdot EW} \quad (24)$$

$$\frac{dW_i}{dF_i^c} = \frac{\left(S_i^2 \frac{dF_i}{dF_i^c} + 2F_i S_i \frac{dS_i}{dF_i^c} \right)}{1 - F_i \cdot EW} + \frac{\left(EW \frac{dF_i}{dF_i^c} + F_i \left(\frac{d}{dF_i^c} EW \right) \right)}{(1 - F_i \cdot EW)^2} \quad (25)$$

ここで、待ち行列での待機時間 W_i と共有チャンネルのパケット到着率 F_i^c の相関を得るため、 EW の F_i^c における導関数を求める。

$$\frac{d}{dF_i^c} EW = \frac{1 - e^{-G}}{Ge^{-G}} \cdot \frac{d}{dF_i^c} S_i + \frac{Ge^{-G} + G - 1}{G^2 e^{-G}} \cdot S_i \cdot \frac{d}{dF_i^c} G \quad (26)$$

式(26)の第1項は式(18)から正の値となる。次に同式の第2項について述べる。 $Ge^{-G} + G - 1$ は常に0以上の値である。式(16)により F_i^c が増えると衝突が増えるため、再送回数が増える。この場合、2進指数バックオフにおいて G は増加することが知られて

いる⁸⁾。従って、 F_i^c が増えると G は増加する。すなわち、式(26)の第2項は正の値となる。以上のことから式(26)は次のようになる。

$$\frac{d}{dF_i^c}EW > 0 \quad (27)$$

従って、式(18)(19)(27)から、待ち行列での待機時間 W_i の F_i に関する導関数は次のようになる。

$$\frac{d}{dF_i}W_i > 0 \quad (28)$$

上記式から、待ち行列での待機時間 W_i はパケット到着率 F_i に関して凸単調増加関数であることが分かる。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} の F_i に関する導関数は次のようになる。

$$\frac{d}{dF_i}d_{ij} = T_{ij} + F_i \frac{d}{dF_i}T_{ij} > 0 \quad (29)$$

以上のことから、802.11無線リンクのコスト d_{ij} はパケット到着率 F_i に関して凸単調増加関数である。また、式(3)より、マルチホップアクセス経路のコストは構成リンクのコストの和であり、凸単調増加関数の和は同様に凸単調増加関数であることから、マルチホップアクセス経路のコスト d^M もパケット到着率 F_i に関して凸単調増加関数である。さらに、その総和 D^M もパケット到着率 F_i に関して凸単調増加関数である。同様に、L-経路のコストとその総和もパケット到着率 F_i に関して凸単調増加関数である。

3.6.2 802.16 無線リンク

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。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。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、一般分布として考えられる。従って、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。

$$d_{ij} = \frac{F_i}{C_{ij}} + \frac{F_i^2 \cdot C_{ij} \cdot \bar{X}^2}{2(C_{ij} - F_i)} \quad (30)$$

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

C_{ij} 、 \bar{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 に関する導関数は次のようになる。

$$\frac{d}{dF_i}d_{ij} = \frac{1}{C_{ij}} + \frac{F_i \cdot C_{ij} \cdot \bar{X}^2}{C_{ij} - F_i}$$

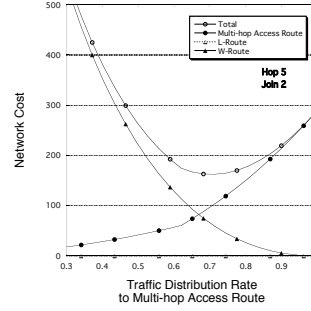


図4 ホップ数5、合流数2のマルチホップアクセス経路への分配率に応じた各経路のコスト

Fig. 4 Dependence of each route cost on traffic distribution rate to multi-hop access routes (Hop 8, Join 2).

$$+ \frac{F_i^2 \cdot C_{ij} \cdot \bar{X}^2}{(C_{ij} - F_i)^2} > 0 \quad (31)$$

従って、802.16の無線リンクコストも同様にパケット到着率に関して凸単調増加関数であり、また、その総和 D^W もパケット到着率 F_i に関して凸単調増加関数である。

3.7 パケット分配特性

ネットワークコストは式(4)に示されているように、ネットワークを構成する各経路コストの総和である。W-経路、L-経路、マルチホップアクセス経路のそれぞれへのパケット到着率が F^W 、 F^L 、 F^M とすると、ネットワークコストのマルチホップアクセス経路へのパケット分配 F^M に関する導関数は次のようになる。

$$\frac{dG}{dF^M} = \frac{dD^W}{dF^M} + \frac{dD^L}{dF^M} + \frac{dD^M}{dF^M} \quad (32)$$

前節により $dD^L/dF^M > 0$ であり、また、制約条件として $F^W + F^L + F^M = Constant$ であることから、 $dD^W/dF^M < 0$ 、 $dD^L/dF^M < 0$ となる。すなわち、ネットワークコストはマルチホップアクセス経路へのパケット分配に関して単調増加関数と単調減少関数との和となり、従って、凸関数である(図4参照)。ネットワークコストはマルチホップアクセス経路へのパケット分配に関して凸関数であることから、そのパケット分配において1つの最適解がある。

4. マルチホップアクセス経路トラフィック制御方式

本章では、パケット分配特性に基づいたマルチホップアクセス経路のトラフィック制御方式について述べる。

4.1 変動環境におけるリンクコスト

無線リンク品質やトラフィックの変動に対応するため、短い周期でリンクコストを更新する。小さな時間区間 $(t, t + \Delta t]$ (以降、単に区間)のリンクコストは、

Little の定理を用いると、次のように求められる。

$$d_{ij}(t + \Delta t) = F_i(t + \Delta t) \cdot T_{ij}(t + \Delta t) \quad (33)$$

ただし $F_i(t + \Delta t)$ はリンク i の区間 $(t, t + \Delta t]$ におけるパケット到着率、 $T_{ij}(t + \Delta t)$ はリンク ij の区間 $(t, t + \Delta t]$ における平均遅延時間である。

4.2 最小コスト経路探索

各リンクコストの総和が最小となるようにマルチホップアクセス経路を分散型非同期 Bellman-Ford を用いて次のように探索する。

- 任意の端末 d または基地局 d が d から d までの経路コスト $D_d^d = 0$ として初期化し、近傍端末 s へ配信する。近傍端末へ配信する情報を経路情報と呼び、送信先 IP アドレス、転送先 IP アドレス、および経路コストを含む。
- 経路情報を受信した近傍端末 s は d から s までの最小コストとなる経路コスト D_d^s を次のように求める。

$$D_d^s = \min_{m \in N(s)} (D_d^m + d_{sm}) \quad (34)$$

ただし、 $N(s)$ は端末または基地局 s の近傍端末集合、 d_{sm} は端末 s と近傍端末 m のリンクコストである。

- 算出した最小コストの経路コスト D_d^s 、送信先 IP アドレス d 、および転送先 IP アドレス s とする経路情報を近傍端末へ配信する。

以上により、任意の端末および基地局間の最小コストとなる経路を算出できる。また、端末および基地局は上記通信から各送信先ごとに以下の情報を保持した経路テーブルを作成する。

- 送信先 IP アドレス
- 転送先 IP アドレス
- 経路コスト

4.3 パケット分配と経路切替

4.3.1 経路切替発振とループ経路

パケット分配は最小コスト経路を見つけ、パスをその経路へ切替えることによりパケットを分配する。しかし、次の点において問題が発生する。

- ある区間で最小コスト経路において、その近傍端末の大部分が当該経路へパスを切替えてパケットを分配するため、パケットが集中することとなる。その結果、次の区間において当該経路のコストが増大し、近傍端末はパスを他の経路へ切替えることとなる。このように経路切替の発振が発生し、不安定な状態となる可能性が高い。
- 端末間で非同期に経路コストを算出するため、一時的にループ経路を構成する可能性がある。

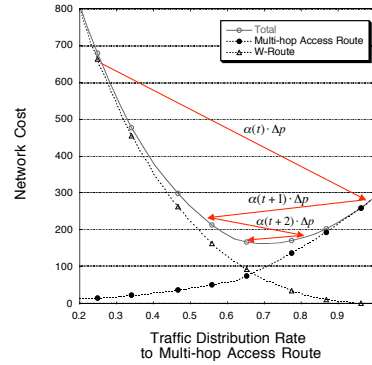


図 5 パケット分配による最適解探索

Fig. 5 Search of optimal solution using packet distribution.

この問題点の原因は次の点にある。

- 各端末は、他の端末の経路切替による経路コスト変動を少なくとも次の周期の経路情報を取得するまで分からない。その結果、経路コスト変動に気づかずに、多数の端末がコストの低い経路へパケットを分配する。すなわち、コストの高い経路からコストの低い経路へ過度のパケットが移動する。
- ループ経路も上記と同様に、他の端末の経路切替によるトポロジ変動を少なくとも次の周期の経路情報を取得するまで分からない。従って、ループ経路の発振の原因は、トポロジ変動に気づかずに経路を決定するためである。

これらを解決するために、パケット分配のための経路切替と端末による最小コスト経路探索を基地局により制御する（以降、基地局メタ制御）。

4.3.2 基地局メタ制御

パケット分配における経路切替の発振問題は、コストの高い経路からコストの低い経路へ過度のパケットが移動することにある。従って、基地局は適量のパケットをコストの高い経路からコストの低い経路へ徐々に移動するために、端末のパケット分配動作を制御する。

図 4 から分かるように、パケット分配率においてネットワークコストは下向き凸関数である。従って、降下法を用いてコストの高い経路に式 (35) を繰り返し適用し最小解を求める。

$$D^H(p) > D^H(p - \alpha(t) \cdot \Delta p) \quad (35)$$

ただし、 D^H は高コスト経路のコスト、 p は経路の現在のパケット量、 $\alpha(t)$ は繰り返し t 回目の α の値 ($0 < \alpha(t) \leq 1$) であり、 Δp は初期のパケット移動量である。

以下にその方式を図 5 に従い説明する。

- コストの高い経路からその一部のパケット (Δp)

を決定) をコストの低い経路へ移動する。

- 上記の結果から、コストの高い経路が前回と同一の場合、前回と同じ量のパケット ($\alpha(t+1) = \alpha(t)$) をコストの低い経路へ移動する。コストの高い経路が入れ替わった場合は、コストが高い新たな経路から前回より少ない量のパケット ($\alpha(t+1) = \delta \cdot \alpha(t), 0 < \delta < 1$) をコストの低い経路へ移動する。
- 上記の動作を繰り返し、パケット分配量を減少させつつ、最小解の近傍へ徐々に近づける。

基地局は、上記方式をパケット分配メタ制御として、セル内の全端末と直接通信可能な W-経路を用いて、次のように端末におけるパケット分配を制御する。

- 基地局において、W-経路、L-経路および複数のマルチホップアクセス経路が合流する木構造のルート (Root) 毎に平均遅延時間と平均スループットをある時間区間で計測し、その積を経路コストとして算出する。
- 基地局において、上記経路コストで最大コストの経路を選択し、選択経路を構成する端末へ経路切替指示を W-経路を用いて送信する。最大コスト経路がマルチホップアクセス経路の場合、最大コスト経路が前回計測区間と同一経路であれば、前回と同じ切替えホップ数 ($\alpha(t+1) = \alpha(t)$ と同等) に位置する端末を選択し、経路切替指示を送信する。最大コスト経路が前回計測区間と異なる経路であれば、前回の切替えホップ数に 1 を加算したホップ数 ($\alpha(t+1) = \delta \cdot \alpha(t)$ と同等) に位置する端末を選択し、経路切替指示を送信する。切替位置をホップの後方へ徐々に移動させること、すなわち、切替位置の後方にある端末数を減らすことにより、パケット分配量を減少させ、最小解の近傍へ徐々に近づける。
- 経路切替指示を受信した端末は、基地局制御とは独立して行っている最小コスト経路探索により見つけた経路 (W-経路、L-経路も含める) へ切替えるため、転送先 IP アドレスを含んだ切替指示の応答を基地局へ W-経路を用いて返信する。
- 経路切替応答を受信した基地局は、その応答内容に含まれる転送先 IP アドレスと保持している経路トポロジからループ経路が構成され得るか検査する。ループ経路が検出されない場合経路トポロジを更新し、端末へ許可応答を送信する。ループ経路が検出される場合は、拒否応答を該当端末へ返信する。
- 許可応答を受信した端末は経路切替を実施する。

拒否応答を受信した端末は、拒否された経路を除いて、最小コスト経路を再選択し指示応答を基地局へ送信する。

- 上記制御を繰り返し行う。

以上により、コストの高い経路からコストの低い経路へ適量のパケットを徐々に移動させ、発振による不安定な状態とループ経路の構成を回避する。

5. 関連研究

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に関する研究はまだ殆ど実施されていない。しかし、マルチホップアクセス経路の構成方式はアドホックネットワークの構成方式に類似することから、アドホックネットワークにおけるリンクコストを用いた方式とその経路切替制御方式に関する関連研究について述べる。

5.1 リンクコスト

ホップ数はリンクコストとして最も多く用いられているメトリックであるが、リンク品質を考慮しないため、選択した経路においてスループットの低下や遅延時間の増大を招く可能性が高い⁹⁾。この問題を解決するため、アドホックネットワークにおいてリンク品質を反映したリンクコストを用いる方式が多く提案されている。本節では、その中でトラフィック制御を考慮した関連研究について述べる。

DLAR (Dynamic Load Aware Routing)¹¹⁾ は、トラフィック制御、負荷分散を目的として、各無線インターフェイス毎に待機するパケット数をリンクコストとする。DLAR のリンクコストは提案方式のリンクコストに似ているが、用いているパケット数は瞬時値であること、また、処理中のパケットは考慮されないことの点で異なる。そのため、提案方式と比較して、通信遅延時間が大きく異なる無線システム間において、送信レートの低い無線リンクのコストを低く見積もる傾向がある。

LBAR (Load-Balancing Ad-hoc Routing)¹¹⁾ は、パケットサイズを一定、各端末のパケット到着率は同一を前提として、ノードを経由するルート数と近傍ノードを経由するルート数の和をコストとしている。しかし、前提条件が実環境から乖離しており、またコストの精度が低い。

LSR (Load-Sensitive Routing)¹²⁾ は待機パケット数をメトリックとしている点で、DLAR と同様であるが、当該ノードとその近傍ノードにおいて待機するパケット数の総和をリンクコストとしている。しかし、DLAR 同様に、MAC における通信遅延時間を考慮し

ていない。

DOSPR (Delay Oriented Shortest Path Routing)¹³⁾ は、平均パケット処理時間(平均 MAC 遅延時間と平均通信時間の和)をリンクコストとして用いている。提案方式のリンクコストと比較すると、DOSPR のリンクコストはパケットの待機時間とパケット到着率(リンクの混み具合)が含まれていない。従って、トラフィックが多く発生しているリンクのコストを小さく見積もる可能性が高い。

5.2 経路切替制御

アドホックネットワークのトラフィック制御は、いずれの方式も、フラットなトポロジであること、および、データの送信元と受信先のノードはネットワーク上にランダムに分散し、トラフィックの流れは十分にランダム化されていることを前提としている。

一方、アドホックネットワークの経路制御においては、フラットなトポロジでは拡張性に欠如する問題点があることから、階層構造のトポロジを構成する経路切替制御¹⁴⁾が提案されている。しかし、これらの方式は大規模なアドホックネットワークにおいて接続性を確保することを目的としており、トラフィック制御は考慮していない。

すなわち、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ように、基地局へ向かうトラフィックが経路上で合流し、一部の経路にトラフィックが集中するトポロジにおいて、トラフィック制御の研究は実施されていない。従って、トラフィックの集中による経路切替の発振を考慮している方式は見当たらない。

6. おわりに

本稿では、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パケット分配特性を示した。また、その特性に基づき、マルチホップアクセス経路を含む経路間の経路切替によるパケット分配から、次の有効性をもつトラフィック制御方式を提案した。

- パケット到着率と平均遅延時間に基づくリンクコストからネットワークコストを最小化することにより、ネットワーク全体のスループットを維持しつつ、遅延時間の減少させることを可能とする。
- 端末の最小コスト経路探索および切替を基地局によるメタ制御により、トラフィック制御に伴う経路切替の発振現象を抑制できる、また、一時的なループ経路構成を回避できる。

今後は、提案方式の性能評価を実施し、上記の有効性を検証する予定である。

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) J. Mitola III, and G. Maguire, Jr, "Cognitive Radio: Making Software Radios More Personal", IEEE Personal Communication, Vol. 6, No. 4, pp. 13-14 1999.
- 2) J. Mitola III, "Cognitive Radio for Flexible 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", 信学技法, SR2005-17, pp. 117-124, 2005.
- 4) L. Kleinrock, "Communication Nets: Stochastic Message Flow and Delay", McGraw-Hill, 1964.
- 5) J. Walrand, "Probabilistic Look at Networks of Quasi-Reversible Queues", IEEE Trans Inf Theory, IT-29, pp. 825-831, 1983.
- 6) 滝沢, 谷口, 山中, 山口, 小花, "複数無線通信リンク集約におけるリンクコスト最小化のためのトラフィック制御方式の検討", 情処研究報告, Vol. 2006, No. 50, pp. 39-44, 2006.
- 7) R. L. Rivest, "Network Control by Bayesian Broadcast (Report MIT/LCS/TM-285), 1985.
- 8) D. J. Aldous, "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.
- 9) D. S. J. De Couto, D. Aguayo, B. A. Chambers, and R. Morris, "Performance of Multi-hop Wireless Networks: Shortest Path is Not Enough", Proceedings of the First Workshop on Hot Topics in Networking, 2002.
- 10) S. J. Lee and M. Gerla, "Dynamic Load-Aware Routing in Ad Hoc Networks" in Proc. IEEE ICC '01, pp. 3206-3210, 2001.
- 11) H. Hassanein and A. Zhou, "Routing with Load Balancing in Wireless Ad Hoc Networks" in Proc. ACM MSWiM, pp. 89-96, 2001.
- 12) K. Wu and J. Harms, "Load-Sensitive Routing for Mobile Ad Hoc Networks" in Proc. IEEE ICCCN '01, pp. 540-546, 2001.
- 13) S-T. Sheu and J. Chen, "A Novel Delay-Oriented Shortest Path Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks" in Proc. IEEE ICC '01, 2001.
- 14) C. Perkins, "Ad Hoc Networking," chapter 4, Addison-Wesley, 2000.