

複数異種無線環境における自律分散型経路制御方式

瀧本 栄二^{1,a)} 榎山 武浩^{1,b)} 毛利 公一^{1,c)} 滝沢 泰久^{2,d)}

受付日 2012年5月14日, 採録日 2012年11月2日

概要: 近年, 無線通信技術の発達と普及により, 多様で異なる無線通信システムが混在する無線通信環境が構築されつつある. このような環境において, 既存研究では複数の無線メディアの特性に基づくパケット分配制御と経路制御を集中型制御によって実現している. 本論文では, 複数のネットワークプロバイダ間をまたがった通信を想定し, 自律分散的にパケット分配・経路制御を行う方式を提案する. 特に, 自律分散化にともない生じるループ経路や経路の発振を軽減する方式を提案する. また, それらのシミュレーション評価を行うことで, 有効性を評価する.

キーワード: コグニティブネットワーク, マルチホップネットワーク, マルチインタフェース, 無線通信

A Distributed Autonomous Route Control Method on Plural Heterogeneous Wireless Environments

ELJI TAKIMOTO^{1,a)} TAKEHIRO KASHIYAMA^{1,b)} KOICHI MOURI^{1,c)} YASUHISA TAKIZAWA^{2,d)}

Received: May 14, 2012, Accepted: November 2, 2012

Abstract: Recent development and prevalence of wireless communication technologies encourage construct of wireless communication environment which consists of different and diversity of wireless communication systems. Under such environment, existing researches have proposed the packet distribution control and the route management managed by centralized control. In this paper, we will propose distributed autonomous control of the packet distribution control and the route management. Our method assumes communications which traverse among plural network providers, and focuses on route loops and oscillations. In addition, we evaluate the method by simulations.

Keywords: cognitive networks, multi-hop networks, multi-interfaces, wireless communications

1. はじめに

近年, 無線通信技術は多様化し, 複数の無線通信システムが混在する環境になりつつある. また, 無線通信デバイスの小型化が進み, 1 台の端末が複数の無線通信デバイスを搭載することが一般的となりつつある. コグニティブ無線

技術 [1], [2] や無線メッシュネットワークでは, 異なる無線メディアや同一の無線メディアを複数利用することで通信性能の向上を図っている. それらでは, 3G, LTE などの通信カバレッジの大きい無線メディアは, 基本的に基地局と直接通信する. 一方, 通信カバレッジの小さい無線メディアでは, マルチホップによって通信カバレッジを拡大し, かつ複数メディアの利用による通信性能の向上が図られる. したがって, Wi-Fi メディアに着目すると, 複数 Wi-Fi メディアによるマルチホップネットワークの経路制御が通信性能の向上には欠かせない.

従来, 無線マルチホップ通信の経路制御では, ルーティングメトリックにホップ数が用いられてきた. ホップ数メトリックはネットワークトポロジに依存したメトリックであり, これを用いた経路制御は中継回数が最も少ない最小

¹ 立命館大学情報理工学部
College of Information Science and Engineering, Ritsumeikan University, Kusatsu, Shiga 525-8577, Japan

² 関西大学環境都市工学部
Faculty of Environmental and Urban Engineering, Kansai University, Suita, Osaka 564-8680, Japan

a) takimoto@cs.ritsumeikan.ac.jp

b) kashiyama@asl.cs.ritsumeikan.ac.jp

c) mouri@cs.ritsumeikan.ac.jp

d) takizawa@kansai-u.ac.jp

ホップ経路を構築する。しかし、経路を構成する各リンク品質は一定ではないため、ホップ数メトリックに基づいた経路は品質の悪いリンクを含む可能性がある。そのため、ホップ数メトリックでは最適な経路選択が困難である。

そこで、ホップ数メトリックの課題を解決する手段として、動的メトリックが注目されている。動的メトリックを用いた経路制御では、動的に変動するリンク品質を見積もり、その見積りをメトリック値として最適な経路選択を行う。また、メトリック値に変動があれば経路変更を行うことで、リンク品質の変動に追従した経路制御を実現する。代表的な動的メトリックとして、ETX [3]、ETT [4]、WCETT [4] がある。ETX は、シングルチャネル環境を対象とし、MAC 層での再送回数に基づいてメトリック値を決定する。ETT は、ETX を複数の伝送レートをサポートするよう改良したものであり、ETX のメトリック値と伝送レートに基づいて計算される。WCETT は、さらに複数チャネルの利用を想定し、ETT に改良を施したものである。このように、動的メトリックを効果的に利用するためには、適用環境にあわせた動的メトリックを選択することが重要である。

複数チャネルの利用を考えたとき、2つの利用法が考えられる。1つはリンクごとに異なるチャネルを切り替えながら利用する形態であり、もう1つは並列利用する形態である。前者はフロー内干渉を抑えることに効果的であり、WCETT が制御対象とする形態である。後者は、ボンディングと同様、通信帯域の増加が期待できる。並列利用に関する文献 [5]、[6] では、異なる特性の無線インタフェースを複数備えた端末によるパケット分配の特性と効果について述べられている。特に、パケットの分配率の調整は、独自のリンクコストモデルに基づいて行われる。さらに、文献 [7] では、同じくリンクコストモデルによるメトリックを経路制御に用いることで複数経路を利用した通信による性能向上を実現している。上記文献では、パケット分配制御は自律分散的に行われるが経路制御は集中型制御によって実現している。集中型制御はすべての情報を端末から得るため、単一のネットワークを制御するうえで適している。ただし、異なるネットワークプロバイダが混在する環境において、ユーザがそれらを同時に利用することが考えられる。例として、ネットワークプロバイダごとに提供する独自サービスをユーザが同時に利用する場合があげられる。このような状況では、各ネットワークプロバイダにおける集中制御が競合する可能性があり、結果としてネットワーク全体の通信性能を劣化させる可能性がある。このように、複数のネットワークをまたがった利用を考えると、自律分散的な制御が必須になる。

そこで、我々は、複数の無線 LAN インタフェースを搭載した端末で構成される無線マルチホップネットワークにおいて、文献 [5]、[6]、[7] で提案されているリンクコストモ

デルに基づいた動的メトリックを用い、パケット分配制御と経路制御を自律分散制御により実現する方式に関する研究を行っている。本研究では、通信カバレッジおよび伝送速度の異なる複数の無線インタフェースを搭載した端末によるインターネットアクセスを想定している。このような環境において自律分散型制御を実現するためには、下記の課題を解決する必要がある。

ループ経路 動的メトリックを用いた自律分散型の経路制御では、ループ経路が発生することがある。ループ経路が生成されると、その経路を利用する通信が不可能となるだけでなく、パケット送信回数の増加にともない周辺への強い干渉源となる。

トラフィックの集中 ある経路の経路コストが小さい場合、周辺の端末は当該経路を構成する端末を中継端末として指定するため、トラフィックの集中が生じる。したがって、経路変更の結果、特定端末の負荷が増加し、通信性能が低下する現象が起きる。また、動的メトリックの値は、安定したリンクであっても微小な変動をする。メトリック値の変動の度合いによって経路変更を抑制しなければ、頻繁な経路変更を行うことになる。経路変更は、その副作用としてパケットの到着順序エラーや、トラフィックの集中を引き起こす。よって、これらの副作用が経路変更の効果を上回らないよう、適度に経路変更を抑制する必要がある。

本論文では、自律分散化と動的メトリックであるリンクコストの導入によるループ経路の生成を防ぐために、ホップ数をサブメトリックとして導入する手法を提案する。さらに、メトリック値の変動への対応としてしきい値を用いて頻繁な経路変動を抑制する。サブメトリック手法は、ループ経路の生成時に選択経路のホップ数が増加していることに着目し、選択可能経路の中からホップ数が増加する経路を削除することでループ経路の発生を防ぐ。また、しきい値を用いた手法では、メトリック値の変動幅がしきい値を超えない限り経路変更を行わないよう制御を抑制する。すなわち、経路変動の頻度を抑えることで、トラフィックの集中を防ぎ、かつ経路変更の効果がそのコストを下回る現象を抑制する。

以下、本論文では、2章で想定環境とリンクコストモデルについて述べ、3章で提案する自律制御方式について述べ、4章でシミュレーションによる有効性の検証について述べる。5章で関連研究について述べた後、最後に6章で本論文をまとめる。

2. 想定環境とモデル

2.1 想定環境

本論文では、複数の無線 LAN インタフェースを備えた端末によるインターネットアクセスのためのマルチホップ通信環境を想定する。具体的な想定環境を図 1 に示す。

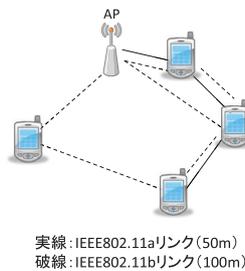


図 1 想定環境

Fig. 1 Assumed environment.

図 1 の実線と破線は、端末のリンク関係を表す。各端末およびアクセスポイント（以下、AP）は、通信カパレージおよび伝送レートの異なる無線インタフェースを持つ。インターネットアクセスは、AP を経由して行うものとする。各端末は無線インタフェースごとに異なる隣接端末集合を持つため、無線インタフェースごとに次ホップとなる端末を選択する。ただし、隣接端末集合が空となる無線インタフェースは、AP 到達不可能として使用しないものとする。

2.2 リンクコストモデルに基づく制御

文献 [7] では、待ち行列理論によるコストモデルを基に、リンクコストをメトリックとした経路制御を行っている。また、文献 [6] では、同様のメトリックに基づくパケット分配制御を行っている。リンクコストは、リンクの混雑具合と品質を考慮した値である。リンクコストの算出は、Little の定理に従い次式で求めることができる。

$$d_i^k = F_i^k \cdot T_i^k$$

d_i^k は、端末 i における無線インタフェース k のリンクコストである。 F_i^k と T_i^k は、それぞれ端末 i における無線インタフェース k のパケット到着率と平均遅延時間である。なお、遅延時間は端末にパケットが到着または端末がパケットを生成してから送信を完了するまでの時間であり、具体的に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。経路にかかるコスト（以下、経路コスト）は、経路を構成するリンクのコストの総和で表され、同様にネットワーク全体のコストは全経路の経路コストの総和で表すことができる。したがって、他の動的メトリックと同様、最小コストとなる経路を選択することで通信性能を向上させることが可能となる。

パケット分配制御は、各無線インタフェースの分配率によるコスト特性（図 2）に基づき、分配率の決定を行う。図 2 に示すように、インタフェースへの分配率が高いほど当該インタフェースのコストは高くなる。コストの和は、図のとおりとなり、和が最小となる分配率が存在する。このときの分配率は、各インタフェースのコストが等しくなる値となる。パケット分配制御は、コストが最小となる分配率となるよう、分配率の制御を行う。ただし、分配率の

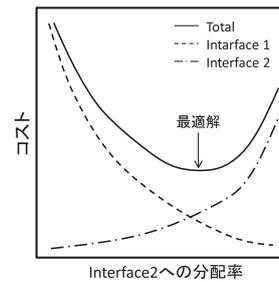


図 2 パケット分配率とコストの関係

Fig. 2 Relation between packet distribution ratio and cost.

最適解探索は周辺の通信状況による影響から、徐々に分配率を変動させる方式をとっている。

経路制御は、基地局による集中制御によって行われる [7]。基地局は、全端末から必要な情報を収集し、分散型非同期 Bellman-Ford アルゴリズム [8] によってネットワーク全体のコストが最小となる経路を構築する。分散型非同期 Bellman-Ford アルゴリズムでは、経路コストとリンクコストの初期値が任意の正数である場合、非同期に各端末が経路情報を交換しても最小コストとなる経路に収束する。ただし、動的に各リンクのコストが変動する環境下では、新しい経路情報が行きわたるまでループが生じたり、最小コスト経路に収束する前にコストが変動するため最適な経路に収束しにくいという課題がある。文献 [6] は、集中制御を行っているため、この方式が利用できる。経路が確定すると、経路変更要求が基地局から経路変更を行うべき端末に送信される。当該要求を受け取った端末は、基地局の指示どおりに経路を切り替える。

2.3 自律分散化における課題

リンクコストは、パケット到達範囲内すべての端末にブローパケットを送信することなく算出できるため、ネットワークに対する負荷が少ない点で他の動的メトリックより優れている。また、複数無線インタフェース環境におけるパケット分配にも対応する。しかし、既存研究ではパケット分配制御については自律分散的に行っているものの、経路制御については基地局主導による集中型制御を採用している。経路制御を自律分散化するには、1 章であげた課題を解決する必要がある。

ループ経路には 2 端末間でのループと、複数端末を経由するループが考えられる。2 端末間のループでは、経路情報交換時に各端末が選択している次ホップの端末の情報を通知することで回避することができる。しかし、複数端末を経由するループを解決するためには、経路を構成する全端末の情報が必要となり、通信量が増加するという問題がある。

動的メトリックを用いて経路制御を行う場合、ネットワークをメトリック値をエッジの重みとしたグラフととらえ、最短経路探索を行う。したがって、多くのルーティン

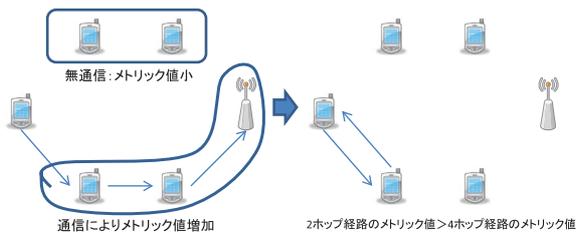


図 3 ループ生成の例

Fig. 3 Example of loop route emergence.

グプロトコルや既存プロトコルに動的メトリックを適用した研究では、Dijkstra法を用いて最小のメトリック値となる経路を選択する。Dijkstra法を利用するためには、すべての端末の情報が、同期されている必要がある。しかし、フラディングによる情報流布はネットワーク負荷が大きく、かつ信頼性が低い。特に、自律分散環境では、同期にかかるコストが非常に大きくなり現実的ではない。メトリック値の同期がとれていない場合、図3に示すようにしてループが生成される。この例は、実際にFSR[9] (Fish-eye State Routing Protocol) にETXメトリックを組み込んでシミュレーションを行ったときに発生した現象である。なお、FSRでは、Dijkstra法によって最短経路を求めている。図3では、左端の端末が図下部の経路を選択して通信を行っている。上部の端末は通信をしていないため、低いメトリック値となる。一方、左端の端末によるトラフィックが大きくなると、下部経路を構成するリンクのメトリック値は上昇していく。このとき、2ホップ目の端末からメトリック値を観察すると、反時計回りの経路が最小メトリック経路となる場合がある。その時点で2ホップ目の端末が経路変更を行うと、図右側のようにループ経路が作成される。この現象は、経路構築に必要な情報を広告するブロードキャストが失敗しやすい、すなわちトラフィック量が大きい状態のときに起きやすい。したがって、従来の経路制御とは異なる方式で経路を構築・選択する必要がある。

頻繁な経路変更は、経路変更メッセージの増加による通信帯域の消費だけでなく、到着順序エラーが頻発する原因となる。これは、混雑している変更前の経路を通過するパケットが、空いている新たな経路を通過するパケットによって追い越されるためである。到着順序エラーは、UDPではパケット破棄となり、TCPでは再送を引き起こす原因となる。これは、微小なメトリック値の変動に対して経路変更を行うことが原因である。また、最小のメトリック値を持つ経路を選択する場合、多くの端末が同一の端末を次ホップとして指定することになる。その結果、トラフィックの集中が発生する。さらに、トラフィックの集中が発生すると、当該経路のコストが高くなるため、次の経路更新時にすべての端末が別経路を選択することになる。これにより、特定経路のコストが経路更新周期ごとに大きく変動し、それに対してトラフィックの集中・分散が繰り返され

る。この現象は、経路変更の頻度とも関連し、全体として通信品質を低下させる原因となる。

3. 提案自律制御方式

本章では、2章で述べた想定環境を対象に、リンクコストに基づく自律分散型のマルチホップ経路制御およびパケット分配制御について述べる。本制御を実現するうえでの課題は、2.3節で述べたとおりである。また、想定環境では、パケット分配により1つのフローが複数経路を通過するため、すべての通りうる経路に経路情報を設定する必要がある。以下では、それらを考慮したリンクコストの算出とリンクコストに基づく経路制御について述べ、ループ経路を作成しないためのサブメトリックの導入について述べる。

3.1 リンクコストの算出と広告

リンクコストは、パケット送信における平均通信遅延時間と平均パケット到着率の積である。通信遅延時間は、ユニキャストパケットのMACキューへの挿入からMAC制御を経て宛先端末からのACKフレームを受信するまでの時間であり、その単位時間あたりの平均値が平均通信遅延時間である。MACキューがあふれた場合は、計測の対象外とする。また、MAC制御によるデータフレームの再送上限回数を超えてACKフレームが受信できず破棄された場合も、計測の対象外とする。フレームの破棄による時間のロスの後続フレームの遅延時間に影響を与えることから、計測を行わなくても当該遅延時間が平均通信遅延時間に反映される。なお、平均値の算出は周期的に行い、ユニキャストパケットを送信しなかった周期では、前周期の値を持ち越すものとする。平均パケット到着率は、当該端末において生成されたパケットと中継するパケットとの和から求める。この値の算出とリンクコストは、平均通信遅延時間の算出と同じ周期で行う。また、これらの値は、無線インタフェースごとに算出する。

各端末は、経路構築のために経路情報を隣接端末にブロードキャストで周期的に広告する。経路情報の内容は、以下のとおりである。

- 送信元端末のIPアドレス
- 経路コスト
- AP (もしくはAPを集約するゲートウェイ) までのホップ数
- 端末種別 (端末もしくはAP)
- 送信元端末が選択している次ホップの端末のIPアドレス

リンクコストの算出周期と経路情報の広告周期とは、等しくなるようにする。これにより、つねに最新の情報を広告することができる。周期が長すぎると変動するリンクコストの変化に対する反応が遅れ、周期が短すぎると経路情報の広告にともなうブロードキャストによる干渉が

問題となる。また、ノード密度も、その周期設定に影響を与える。本論文におけるシミュレーション評価に用いた QualNet [10] で提供されている既存のルーティングプロトコルにおける Hello パケットの広告周期のデフォルト設定は、AODV [11] で 1 秒、OLSR [12] で 2 秒となっている。また、文献 [3] では、ETX のメトリック値の算出は 1 秒である。このことから、提案手法における周期設定も同程度の値とすべきである。

3.2 初期経路の構築手順

想定環境では、インターネットアクセス経路を提供するため、AP (もしくは AP を集約するゲートウェイ (GW)) までの経路を構築する必要がある。トラフィックは AP を起点もしくは終点とするため、AP 近辺のトラフィック量は必然的に多くなる。したがって、フラッディングによる AP を含めた端末情報の広告は、干渉となりパケットロスの原因となり有効ではない。そこで、提案方式では、ブロードキャストの中継を行わず、AP に隣接する端末から順に経路を確立する。AP の隣接端末は、次ホップとして固定することで、ループのない経路を構築することができる。その後、経路要求を AP に送信し、AP から経路応答を受信した時点で、双方向の経路が確立される。

経路を確立した端末は、経路情報の広告を開始する。したがって、AP 以外の端末の経路情報を受信した端末は、送信元端末が AP までループのない経路を保持していると思えることができる。ただし、複数の経路情報を受信した場合は、次ホップとなる端末を選択する必要がある。初期状態では、経路情報以外の通信が発生していないため、リンクコストが正しく算出されていない可能性がある。また、すでに述べたとおり、動的メトリックであるリンクコストを用いた場合、ループが発生する可能性がある。初期経路の構築時にループが作成されると、以降の経路変更などへの影響が懸念される。そのため、初期経路の構築時には、経路の選択メトリックをホップ数とすること、および AP に近い端末から経路を構築していくことで、初期経路にループが発生することを防いでいる。具体的な初期経路の構築手順は、以下のとおりである。

- (1) 起点である AP (もしくは GW) は周期的に経路情報をブロードキャストする。経路情報の広告は、全無線インタフェースから行う。
- (2) AP からの経路情報を受信した AP の隣接端末は、受信インタフェースごとに AP を次ホップとして登録する。
- (3) 次ホップを設定した端末は、当該インタフェースを用いて経路登録メッセージを次ホップに対して送信する。なお、経路登録メッセージのフォーマットは、AP が送信する経路情報メッセージと同じである。
- (4) 経路登録メッセージを受信した AP は、送信元端末と

- 受信インタフェースを組み合わせるダウリンク経路として登録し、経路応答メッセージを経路登録メッセージを受信した無線インタフェースより送信する。
- (5) AP からの経路応答メッセージを受信した端末は、受信インタフェースを用いた経路が確立されたと見なし、当該経路を使用可能とする。
- (6) 経路が確定した端末は、当該経路を利用できる無線インタフェースから経路情報の周期的な広告を開始する。このとき、経路情報のホップ数、経路コストなどは送信無線インタフェースに合わせて更新する。

図 4 に示す端末配置とリンク環境を例として、上記手順に基づく初期経路構築の様子を図 5 にシーケンスダイアグラムとして示す。AP は手順 (1) に基づき、経路広告をブロードキャストする。このブロードキャストは、すべてのインタフェースより送信される。端末 A と B とは、経路広告を受信すると、手順 (2) に基づき AP をデフォルト GW として登録した後、手順 (3) に基づいて AP に経路要求をユニキャストで送信する。ただし、端末 A は両インタフェースで受信したため経路要求も両インタフェースから送信し、端末 B は 11b インタフェースでのみ受信したため、11b インタフェースのみから経路要求を送信する。経路要求を受信した AP は、隣接端末として端末 A、B を登録し、経路応答を返信する (手順 (4))。この際も、端末 A に対しては両インタフェース、端末 B に対しては 11b イン

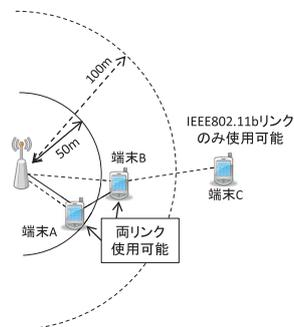


図 4 通信カバレッジの差による複数経路
Fig. 4 Multi-path due to difference of communication coverage.

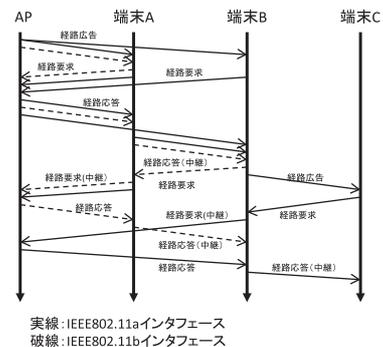


図 5 初期経路作成時のシーケンスダイアグラム
Fig. 5 Sequence diagram of initial route creation.

タフェースからのみとなる。端末 A, B は、経路応答を受け取った時点で経路が確立したものと見なし、当該経路を使用可能とする（手順 (5)）。これで、端末 A の両インタフェースと、端末 B の 11b インタフェースに対する経路構築が完了する。その後、経路構築が完了した端末 A, B は、経路が確立したインタフェースから AP と同様に経路広告を送信する（手順 (6)）。各端末の経路広告の結果、端末 B は端末 A からの経路広告を両インタフェースで受信し、端末 C は端末 B からの経路広告を 11b インタフェースで受信する。端末 B は、すでに 11b インタフェースの経路を確立しており、かつホップ数も確立済みの経路より大きいいため、11a インタフェースからのみ経路要求を送信する。この経路要求は、端末 A によって中継されて AP に到達する。同様に、端末 C は、11b インタフェースで受信した端末 B からの経路広告に基づいて経路要求を送信する。端末 B が確立した経路は、当該時点で 11b インタフェースのみであるため、11b インタフェースからのみ中継を行う。以降は、端末 B を中継端末として経路要求・応答のやりとりが完了し、端末 C は経路を確定する。

図 4 の例では、端末 C の経路は端末 A を経由しない。これは、端末 C の初期経路を構築する際に、端末 B の 11a リンクを経由する経路が未構築なためである。このような状態は、ネットワークポロジの端で生じやすい。ただし、後述する経路制御による経路変更や、新しい端末の出現により 11a インタフェースが利用可能となった際に再度経路要求を送信することで解消される。また、初期経路の構築では、ループの存在しない経路を構築することが重要であり、その点で本手順における経路構築で十分である。

提案手法の初期経路構築手順は、AP を根とした木構造を深さを 1 つずつ増やししながらインタフェースごとに構築しているといえる。根としての AP は、ブロードキャストによって深さ 1 となる端末群に経路情報を広告し、当該端末群の経路を確定する。その後、深さ 1 の端末が経路広告をブロードキャストすることで深さ 2 の端末群が確定する。深さ 2 の端末群は、複数の親ノード候補から 1 つを選択し、経路を確定する。このとき、メトリックは最小ホップ、木構造では深さが基準となる。すなわち、すべての端末は、受信した経路広告から深さが最も小さい端末を次ホップとして選択する。このように、本構築手順により、AP を根とした木構造が作成されるため、それに基づく経路にループが存在しない。

3.3 パケット分配制御

パケット分配制御は、文献 [6] と同様の制御を行う。想定環境では、IEEE802.11a と IEEE802.11b を使用するため、各無線インタフェースへパケットを分配する。パケット分配率とコストは、図 2 に示す特性を持ち、両インタフェースのコストが等しくなるのが最適解となる。そこ

で、以下の基準でパケット分配率を変動させる。

- IEEE802.11a インタフェースのコスト < IEEE802.11b インタフェースのコスト
IEEE802.11b インタフェースのパケット分配率が 1 なら、IEEE802.11a インタフェースへのパケット分配率を増加させる。そうでなければ、IEEE802.11b インタフェースへのパケット分配率を減少させる。
- IEEE802.11a インタフェースのコスト > IEEE802.11b インタフェースのコスト
IEEE802.11a インタフェースのパケット分配率が 1 なら、IEEE802.11b インタフェースへのパケット分配率を増加させる。そうでなければ、IEEE802.11a インタフェースへのパケット分配率を減少させる。
- IEEE802.11a インタフェースのコスト = IEEE802.11b インタフェースのコスト
最適な状態であるため、パケット分配率の変更は行わない。

パケット分配率は、初期値を各インタフェースで 1:1 となるようにし、均等に分配する。文献 [6] では、増加率と減衰率をそれぞれ 1.1, 0.9 としている。本論文では通信性能差の大きいインタフェースを使用するため、初期値の比を 1:2, 1:3 と変動させていく。これにより、最適解探索を行う際に、初期の変動量を大きくし、徐々に変動量を小さく調整することができる。なお、分配率の比は、必ず一方が 1 となるようにした。

3.4 経路制御方式

3.1 節で述べた初期状態からの経路構築により、各端末は AP へ送信するための次ホップ端末を決定する。また、経路登録メッセージを複数インタフェースを経由して中継することで、複数のダウンリンク経路を構成する端末に自端末の情報を登録する。

リンクコストは動的に変動するため、最適な経路である最小コスト経路も変化する。したがって、周期的に最小コスト経路を再選択する必要がある。経路制御時の簡易フローチャートを図 6 に示す。AP および各端末は、定期的に経路情報を広告するため、周辺の経路情報を端末は知ることができる。端末は、収集した周辺端末の経路情報に基づいて、最小コスト経路を選択する。最小コスト経路の選択により、現在選択している次ホップとは異なる端末を次ホップとして選択した場合のみ、端末は経路登録メッセージを AP に送信する。その後、経路応答メッセージを AP から受信した時点で、経路変更が完了したと見なし、経路変更が行われる。ただし、経路応答メッセージを一定時間内に受信できなかった場合は、経路変更を行わない。経路変更にもなう一連の処理は、無線インタフェースごとに行うものとする。

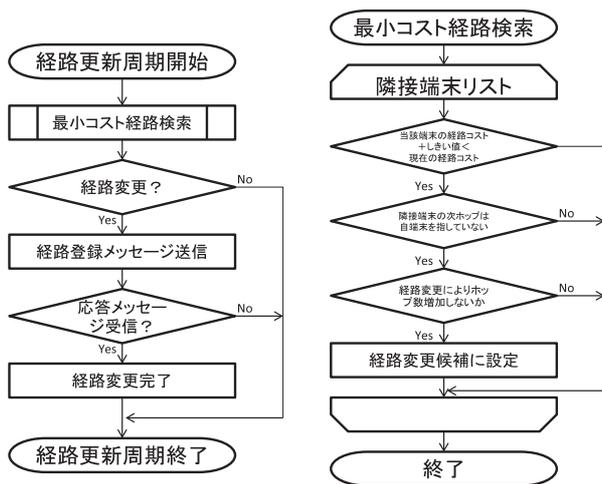


図 6 経路制御時の簡易フローチャート
Fig. 6 Flow chart of route control.

3.5 ホップ数サブメトリックとしきい値の導入

前節のとおり経路変更を行うと、ループ経路が作成されることがある。提案システムでは、自律分散処理のため周期的に行われる経路情報の広告と経路変更が同期しておらず、経路変更による経路情報の変更と広告までに時間差がある。また、経路変更は、経路応答メッセージを受信することで完了するが、経路変更要求から完了までにも時間差がある。これらによる経路の変動と経路情報とのずれがループ発生の原因である。

2 端末間におけるループは、受信した経路情報に含まれる次ホップ情報が自端末を指している場合に、送信元端末を次ホップとして選択しないようにすることで回避することができる。しかし、3 台以上の端末により構成されるループは、回避することができない。ループが発生すると、ループ経路を構成する端末の送信回数が大きく増加し、かつループ経路外へパケットが送出されないため、キューあふれによるパケットロスや周辺端末への大きな干渉源となる。

既存研究では、ループを検知し、当該ループ経路を通過するパケットを破棄することで、ループの影響を最小限に抑えている [13]。しかし、次回経路更新によってループが解消されるまで、当該ループ経路を選択している端末は通信がいつまでできない。さらに、次回経路更新によってループ経路が解消されるという保証もない。

3 台以上の端末を経由するループ経路は、ループのない経路に比べてホップ数が増加する。これは、ループの原因となっている端末が経路コストが小さいがホップ数の多い経路を選択するためである。一方で、ホップ数のみをメトリックとして最小ホップ数経路を構築するとループは生じない。提案手法では、初期状態において最小ホップ数経路を作成するため、各端末が選択する経路にループは存在しない。

そこで、ループ経路の発生そのものを抑制するため、ホッ

プ数をサブメトリックとして導入する。具体的には、ホップ数が増加する経路は選択枝から外すことで、ループの発生を防ぐ。2.2 節で述べたとおり、初期経路構築手順によって構築された経路は、深さをホップ数とした木構造となっている。ホップ数をサブメトリックとし、ホップ数が増加する経路を選択枝から排除することは、当該端末の木構造の深さを変えないことである。先に決定した親ノードと同じ深さの端末群から新しい親ノードを決定することは、すなわち木構造としての構造を保つことであり、ループの生成を防ぐことになる。これにより、初期のループのない状態を維持しつつ、経路コストが小さい経路を選択することで、通信性能の向上を実現することが可能となる。

動的メトリックであるリンクコスト、およびリンクコストから算出される経路コストは、動的に変動する。ある瞬間で経路コストが小さい端末が存在すると、その周辺端末は、その端末を次ホップとして選択することになる。その結果、当該端末にトラフィックが集中し、それにともないリンクコストと経路コストが大幅に増加する。次の経路変更周期では、当該端末の経路コストが大きいため、当該端末以外の端末が次ホップに選ばれる。したがって、当該端末のリンクコストと経路コストは大きく下がる。そして、次の経路変更周期では、また当該端末が選択される。このように、動的メトリックによる経路制御では、特定端末へのトラフィックの集中と分散が繰り返されるとい現象（経路の発振）が発生する。

トラフィックの集中は、キューあふれによるパケット破棄や通信遅延時間の増加につながる。すなわち、最適なメトリック値に従ったにもかかわらず、結果として性能を劣化させる。また、経路の頻繁な変更は、パケット順序エラーの原因となる。

そこで、経路変更の判断時にしきい値を導入し、頻繁な経路変動を抑制する。具体的には、現在選択している経路の経路コストに対して、しきい値を超える差を持つ経路があった場合のみ経路変更を行う。これにより、経路変更を行う端末の数を抑制することで、トラフィックの集中と経路の発振を抑制することができる。

4. シミュレーション評価

本章では、提案方式の有効性を確認するために行ったシミュレーションとその評価について述べる。

4.1 シミュレーション設定

シミュレーションは、QualNet4.5 [10] を用いて行った。端末および AP は、2 つの無線インタフェースを持ち、それぞれ IEEE802.11a, IEEE802.11b とした。各インタフェースのシミュレーションで用いた設定値は、表 1 に示すとおりである。各端末の位置はランダム配置とし、AP と GW は有線で接続されるものとした。2 台の AP 配置は、シミュ

表 1 シミュレーションの設定
Table 1 Configuration of simulation.

設定項目	設定内容
端末台数と構成	101 台 (GW 1 台, AP 2 台, 端末 98 台)
最大通信速度	54 Mbps (IEEE802.11a) 11 Mbps (IEEE802.11b)
最大通信カバレッジ	50 m (IEEE802.11a) 100 m (IEEE802.11b)
シミュレーション空間	500 m 四方の正方空間
伝搬モデル	2 波モデル

レーション空間中央からそれぞれ左右に 125 m ずらした位置とした。

リンクコストの更新周期 (計測周期) と, 経路広告メッセージの送信周期はともに 3 秒とした. 3.1 節で述べたように, 周期は 1 秒から数秒が適切であると考えられる. 今回のシミュレーションでは, 高い端末密度, 大量のトラフィックでの評価も行っているため, 周期を他のルーティングプロトコルのデフォルト値よりも大きめに設定した.

本論文では, 上記の設定において, 次節以降で述べる 3 つの環境下でシミュレーションを行った. なお, 各環境で固有の設定値については, 各節で詳細を述べる.

4.2 シングルインタフェース環境における評価

想定環境に対して提案手法すべてを適用することで, 提案手法の有効性が実証できる. しかし, 本論文で提案するサブメトリック導入による効果などの個々の効果が確認しにくい. そこで, 端末が使用できる無線インタフェースを 1 つ (IEEE802.11b) に限定して評価を行った. 使用インタフェースを 1 つに限定してパケット分配を行わないことで, 経路変更におけるしきい値の導入の効果と, サブメトリック導入の効果とが確認できる.

シミュレーションでは, トランスポート層として UDP を用いる CBR アプリケーションを用い, 表 2 の設定とした. なお, 通信開始時間は, 初期状態から全端末の経路確立までの時間を考慮し, 50 秒からとした. また, 1 つのシミュレーションシナリオあたりの通信端末数は, 端末を送信元, GW を宛先としたアップリンク通信と, GW を送信元, 端末を宛先としたダウンリンク通信とで 15 台ずつ, 計 30 台とした. 上記の条件において, CBR アプリケーションのパケット送信間隔を変動させてシミュレーションを行った. 評価結果は, 異なる CBR アプリケーションのアップリンクにおける送信元端末とダウンリンクにおける宛先端末の異なる組合せで 4 回シミュレーションを行った結果の平均としている.

評価項目は, 各パケット送信間隔における平均スループット, 平均通信遅延時間とし, リンクコストを基準とした経路制御による性能向上を確認する. また, 比較対象と

表 2 アプリケーションの設定
Table 2 Configuration of application.

パラメータ	設定値
パケットサイズ	1,400 バイト
通信開始時間	50 秒
通信終了時間	250 秒
シミュレーション時間	350 秒

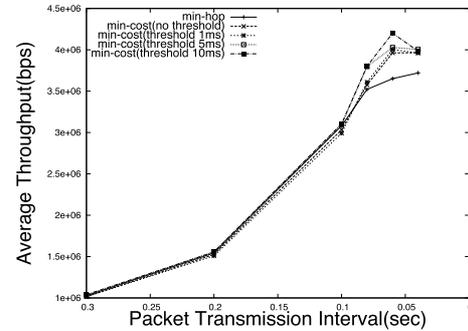


図 7 平均スループット (1 インタフェース)
Fig. 7 Average throughput (1 interface).

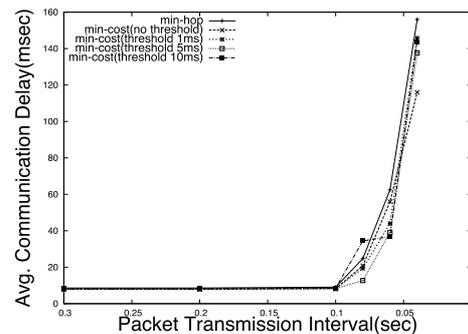


図 8 平均通信遅延時間 (1 インタフェース)
Fig. 8 Average delay time (1 interface).

して, ホップ数メトリック (最小ホップ数経路選択, 経路変更なし) について計測した. さらに, しきい値の設定による経路の発振とトラフィック集中の抑制効果について確認するため, 複数のしきい値設定についても計測した. しきい値は, 遅延時間換算でしきい値なし, 1 ms, 5 ms, 10 ms の 4 つを用いた.

図 7 に平均スループット, 図 8 に平均通信遅延時間を示す. CBR のパケット送信間隔が 80 ms を超えると, トラフィック量が通信帯域を上回るため, スループットの伸び率は低下し, 遅延時間は急激に増加しているが, 提案手法では, 初期経路の構築は最小ホップ数経路であるため, 基本的にすべてのシミュレーションでも初期経路は同じとなる. このことから, 経路変更を行うことで, 平均スループットおよび平均通信遅延時間において, 経路変更による改善が確認できた. また, どの評価においてもループ経路が作成されることはなかった. これは, サブメトリック導入の効果と考えられる.

しきい値に関しては, 大きい値ほどスループットの向上

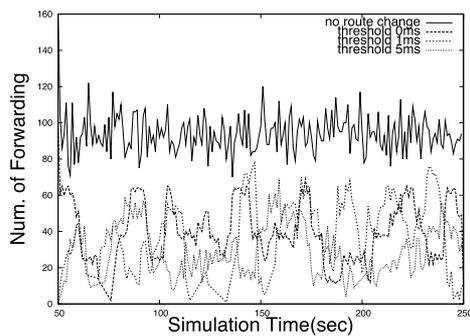


図 9 中継パケット数の推移
Fig. 9 Transition of packet forwarding.

が確認できた。すなわち、経路変更を適度に抑制することで、経路変更の影響（後述するパケットの到着順序エラー）と、トラフィックの集中によるキューあふれが原因となるパケットロスなどを防ぐことが可能となることが確認できた。本節のシミュレーション結果では、大きい値ほど効果が大きかったが、次節では異なる結果となる。その原因と考察は、次節について述べる。

図 9 に、パケット到着間隔が 80ms 時の、各設定において最も中継パケット数が多かった端末のパケット中継数の推移を示す。なお、MAC の送信キューあふれは考慮していない。最小ホップ数経路では、経路変更を行わない。そのため、通信開始から終了まで 100 前後のパケットを中継し続けている。一方、経路変更を行った場合、およそ 0 パケットから 60 パケットの間を変動する結果であった。すなわち、最小で 40% 程度の中継パケット数が削減できており、トラフィックの集中を抑制していることが分かる。なお、最小コスト経路では一部の端末のみが中継を担い、経路変更を行った場合では多くの端末が中継を行っていた。すなわち、経路変更による負荷分散が実現できていた。しきい値ごとの結果では、しきい値が大きいほど中継パケット数の変動が緩やかであり、しきい値が小さいほど頻繁な変動が見られる。

本シミュレーションでは、経路変更による平均トラフィックの向上と平均通信遅延時間の削減が確認できた。また、しきい値による経路変更頻度の抑制により、トラフィックの集中と経路の発振とを抑制することが確認できた。また、どの評価においてもループが発生していなかったことから、サブメトリック導入によってループを抑制することが可能であるといえる。

なお、本シミュレーションでは、高い端末密度となっている。端末密度が低い場合、ホップ数増加を許さない提案手法では、選択可能な経路が限られる。既存のルーティングプロトコルやメトリックでは、選択可能経路が少なければその効果を十分に発揮することは難しい。提案手法は、選択可能な経路が少なくても、そこから最良の経路を選択するため、一定の効果を見込むことができる。また、複数

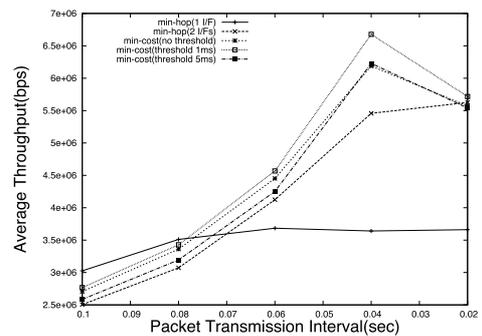


図 10 平均スループット (2 インタフェース)
Fig. 10 Average throughput (2 interfaces).

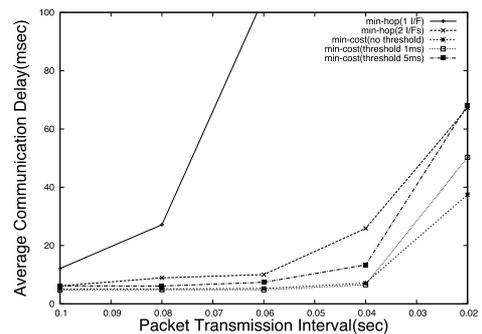


図 11 平均通信遅延時間 (2 インタフェース)
Fig. 11 Average delay time (2 interfaces).

インタフェース環境では、パケット分配を行うため、その効果も期待できる。

4.3 想定環境における UDP 通信の評価

本論文の想定環境である無線インタフェースを 2 つ搭載した端末における評価を行った。通信端末はランダムに選択した 30 台とし、異なる通信端末の組合せで 4 回のシミュレーションを行った。以下で示す平均値に関しては、4 回の平均値となっている。アプリケーションは、前節と同じ設定としたが、すべてのトラフィックは GW 宛のアップリンク通信とした。評価対象は、シングルインタフェースと 2 インタフェース時の最小ホップ経路とした。また、しきい値導入の効果を確認するため、遅延時間換算でしきい値なし、1ms、5ms の 3 パターンについて計測を行った。トラフィックをアップリンク通信に限定したのは、すべてのトラフィックを GW に向けてすることで複数のトラフィックが合流し同一経路を通過するためである。これにより、ループが周辺トラフィックに与える影響をより明確にすることができる。

図 10 に平均スループット、図 11 に平均通信遅延時間を示す。グラフの横軸はパケット送信間隔である。したがって、パケット送信間隔が 40ms でネットワーク全体の要求トラフィック量は約 7.5 Mbps、0.2 秒で約 15 Mbps となっている。どちらも最小ホップ経路よりも良い結果となっている。ただし、パケット送信間隔が 100ms のケースでは、

1 インタフェースのスループットが最も高い。これは、後述する到着順序エラーが当該ケースでは発生しなかったためである。以降、パケット送信間隔が短くなるにつれ、1 インタフェースの遅延は急激に上昇している。パケット送信間隔が 40 ms 以上になると、ネットワークが過負荷状態になる。要求トラフィック量が小さい場合でも提案手法の効果が出ているが、帯域が圧迫されるにつれその効果が大きくなる。特に、パケット送信間隔が 40 ms では、しきい値を 1 ms 相当とした場合に 1 Mbps 以上のスループット改善が達成できた。平均通信遅延時間も約 20 ms 削減できている。ただし、要求トラフィック量が大きくなりすぎると、スループットに関しては効果が得られなかった。しかし、遅延時間に関しては、同程度の削減が達成できている。

しきい値に関しては、インタフェース環境ではしきい値が大きいほど効果が大きかったが、想定するマルチインタフェース環境では、小さいしきい値の効果が大きかった。1 インタフェース環境では、通信速度の遅い IEEE802.11b インタフェースを用いることによる遅延時間の大きなばらつきのため、大きなしきい値の効果が高かった。しかし、IEEE802.11a インタフェースは干渉の少ない状態で 1 ホップあたり 0.3 ミリ秒程度の通信遅延時間となるため、小さなしきい値の方が効果が高かったと考えられる。したがって、しきい値の設定には、使用する無線インタフェースの性能に応じた調整が重要であり、高速インタフェースほど小さい値とすることが効果的であると考えられる。

また、無線インタフェースの違いは、通信速度だけでなく、その通信カバレッジも影響すると考えられる。IEEE802.11b インタフェースは、通信カバレッジが広いため、隠れ端末となる台数が多く、その影響を受けやすい。一方、IEEE802.11a インタフェースは、通信カバレッジが狭いため、隠れ端末数が少なく、その影響を比較的受けにくい。通信カバレッジが広いほど、経路変更後も隠れ端末からの影響が軽減されにくいと考えられる。したがって、通信速度だけでなく、通信カバレッジ、さらには隠れ端末となる端末の分布密度もしきい値の設定には考慮すべきであると考えられる。

経路変更あり（しきい値 1 ミリ秒相当）となしの場合における、スループットと通信遅延時間の推移を図 12 と図 13 に示す。すべてのケースにおいて、通信を開始する 50 秒の時点では高スループット・低遅延である。これは、ネットワーク上のトラフィック量が 0 の状態から送信したためである。パケット送信間隔が長い（60 ms）場合では、トラフィック量が小さいため経路変更の有無にかかわらず安定して値が推移している。ただし、最小ホップ経路は、特定の端末にトラフィックが集中するため、80 秒を過ぎたあたりから遅延時間が増加している。パケット送信間隔が短いと、スループットは徐々に増加し、遅延時間は徐々に減少していく。これは、パケット分配により高速な

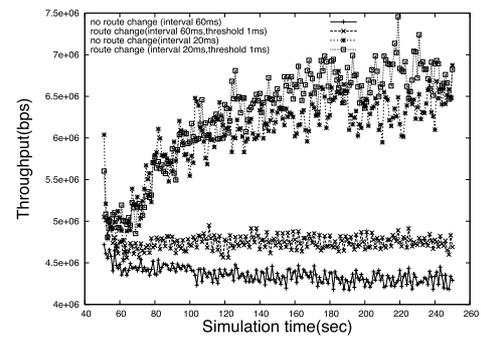


図 12 スループットの推移 (2 インタフェース)
Fig. 12 Throughput transition (2 interfaces).

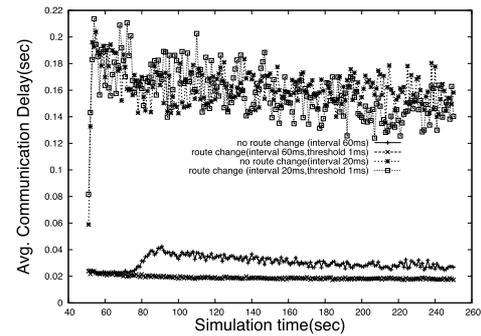


図 13 遅延時間の推移 (2 インタフェース)
Fig. 13 Delay time transition (2 interfaces).

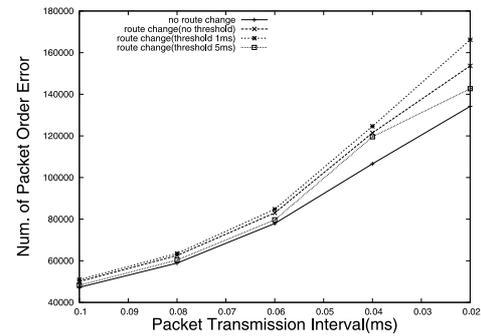


図 14 平均到着順序エラー数
Fig. 14 Average number of order error.

IEEE802.11a インタフェースのパケット分配率が高くなった結果である。シミュレーション開始から 120 秒を過ぎたあたりから、提案手法のスループットが最小ホップ経路よりも高くなる。また、140 秒を過ぎたあたりから提案手法の遅延時間が減少している。これらは、経路変更による効果である。

パケット分配および経路変更を行うと、パケットの到着順序エラーが生じやすい。図 14 に到着順序エラーの平均発生率を示す。なお、パケット送信間隔が 0.02 秒のとき、送信される全パケット数は、30 万パケットになる。送信間隔が長いと、パケットの分配を行ってもほとんど順序エラーは発生しない。これは、通信遅延よりも送信間隔が十分長いためである。最も順序エラー数の多いしきい値 1 ms 相当の場合で約 18% のパケットが順序エラーによって破棄

されたことになる。経路変更を行わない最小ホップ経路で約8%の到着順序エラー率となっており、この値はパケット分配によるものと考えられる。したがって、約10%のパケットが経路変更による到着順序エラーによって破棄されたことになる。

パケット分配を行った場合で10%程度、経路変更によって8%程度に到着順序エラー数を抑えている理由は、パケット分配率を適応的に調整しているためである。マルチインタフェース環境を想定したEDPF (Earliest Delivery Path First) [14]では、通信遅延を見積もり、パケットスケジューリング(すなわちパケット分配)によって、最も早く到着するであろうインタフェースを優先的に選択してパケットを送信する。これにより、到着順序の乱れを抑えている。提案手法でも、コストが等しくなるようパケット分配率を調整することで、同様の効果が得られている。

エラー発生数がしきい値を設定しない場合に比べて高い理由は、しきい値を設定しない場合、通信エラーや送信キューあふれによるパケットロス数が多いため、計測されていないことが原因だと考えられる。経路変更を行うと、経路変更によって新規経路を経由する後続のパケットが、経路コストが高い旧経路を経由する先行パケットを追い越すために、順序エラーが発生する。このとき、旧経路は輻輳状態にあるため、パケットが消失しやすい。後続パケットが先行パケットを追い越しても、先行パケットの到達率が低ければ、見掛け上の順序エラーは小さくなる。また、送信間隔0.02秒では順序エラーに差があるにもかかわらず、図12に示したとおり、どのような設定でもスループットに差があまりない。これは、しきい値を設定することによってパケットの到達率は向上したが(しきい値1ms相当の場合でおよそ10%)、その分の順序エラーが発生するためである。一方で、送信間隔0.04秒の設定では、しきい値1ms相当の結果がスループットとともに最良となっている。これは、ネットワーク容量を大きく超えている0.02秒での結果とは逆に、ネットワーク容量が限界に近い状態である0.04秒の設定では、適切なしきい値設定によって先行パケットを追い越すことを防いでいるためと考えられる。前節では、しきい値を5ms相当以上にすることで通信性能が最良の結果となっているが、本節では1ms相当の結果が最良である。これらの違いは、インタフェースの数と各インタフェースの通信性能の差である。このことから、インタフェース数が多く、かつ通信性能の高いインタフェースを用いている場合ほどしきい値を小さく設定することが重要であるといえる。

提案手法では、ループ抑制のためにホップ数をサブメトリックとして導入している。ホップ数が増加する経路を選択しないことでループを抑制する。サブメトリックの効果を確認するため、サブメトリックを導入した場合としない場合とで評価を行った(図15, 図16参照)。サブメトリック

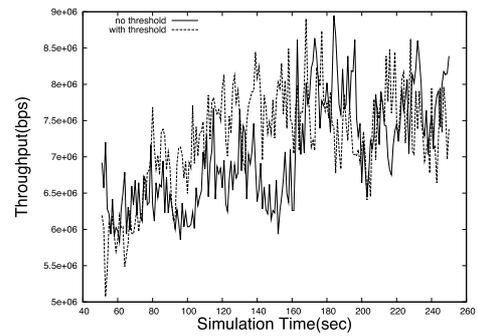


図15 ループによるスループットへの影響
Fig. 15 Influence on throughput by loops.

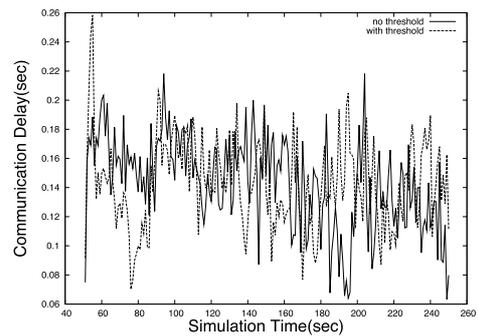


図16 ループによる遅延時間への影響
Fig. 16 Influence on delay by loops.

クを用いない場合、シミュレーション開始から90~110秒あたりと140~160秒あたりでループが発生した。それにともない、スループットが大幅に低下している。この傾向は、他の結果についても同様であった。サブメトリックを導入した場合としない場合とでは、TTLエラーの発生回数がそれぞれ0回、300~600回である。総パケット数に対するTTLエラーの少なさは、ループによるキューあふれと増加した干渉によるパケットロスが原因である。以上から、サブメトリックによりループの抑制ができていといえる。一方、ループによる遅延時間への影響は、あまり大きくないように見える。これは、ループによりTTLエラーが発生し、ループ状態に陥ったパケットが破棄されているためである。遅延時間の計測は宛先端末に到着した時点で行うため、ループが原因のTTLエラーによって破棄されたパケットの遅延時間は、宛先端末に到達できなかったため計測の対象外となる。ただし、平均通信遅延時間についてはサブメトリック導入により削減がなされているため、遅延時間に対してもサブメトリックが有効であると考えられる。なお、200秒以降で大きな変動が起きている理由は、輻輳状態によるものであり、ループとは関係ない。

到着順序エラー自体は、アプリケーションで順序制御を行えば解決することができる。ただし、大きく順序が逆転してしまうと、順序制御でも解決は困難となる。そこで、次節では、インターネット通信で一般的に用いられるTCP通信を想定した評価について述べる。

4.4 TCP 通信における評価

前節では、提案手法の想定環境における効果について述べたが、パケットの到着順序エラーの増加によりその効果が損なわれていることを確認した。そこで、本節では、順序制御を行う TCP をトランスポート層に用いることで、どの程度エラーを訂正できるかを確認した。本評価では、4.2 節の設定を FTP に変更し、各端末が 51,200 バイトのファイルを 10 個送信するものとした。したがって、異なる通信端末の組合せで 4 回シミュレーションを行った。FTP のパケットサイズは、QualNet のデフォルト値である 512 バイトとした。TCP には、広く利用されている NewReno を用いた。NewReno には、複数回（デフォルトでは 3 回）重複 ACK を受信すると、高速リカバリ機能による再送を行う特徴がある。

評価項目は、平均スループット、到着順序エラー発生時に送信元に返される重複 ACK の送信回数、実際に再送が行われた回数、および送信元端末が連続して重複 ACK を受信することで行われる高速リカバリが行われた回数とする。

評価結果を表 3 に示す。スループットに関しては、他の結果同様、しきい値の設定も行う提案手法が最小コスト経路に比べて 0.5 Mbps 程度改善された。それにともない、すべての結果についても提案手法が最良であった。1 回のシミュレーションで送信される TCP-DATA パケットは、1 端末あたり約 1,000 パケットである。コネクション数が 30 あるため、全体では約 30,000 パケットとなる。提案手法は、パケット分配と経路変更による到着順序エラーが 6.3%ほど発生する。実際に到着順序エラーによって再送が行われた回数は 175 回であり、0.6%程度にすぎない。また、高速リカバリによる再送は、パケットロスが原因となるものも含まれる。したがって、提案手法により生じた到着順序エラーによる再送は、さらに少ないと考えられる。すなわち、提案手法による到着順序エラーは、発生回数は多くとも到着順序の大きな乱れはないといえる。これは、コスト均等化による通信遅延時間の均等化によるものである。また、TCP の輻輳抑制に用いられるウィンドウ制御が有効に働いたことも、到着順序エラーの削減につながったと考えられる。さらに、UDP のようにエラー修正のないトランスポート層を利用する場合でも、アプリケーションによるバッファリングで修正が可能であり、そのバッファサイズも小さいもので十分であると考えられる。

5. 関連研究

複数無線インタフェースを搭載した端末によるマルチホップネットワークの多くは、リンクごとにチャネルを切り替えて使用することを前提としており、並列利用に関する研究は少ない。複数の無線インタフェースを並列利用する研究として、EDPF [14] がある。EDPF は、複数かつ種別の異なる無線インタフェース環境において、各無線インタフェースの送信開始時間と送信遅延を見積もり、それぞれの合計が平均化されるようにパケットのスケジューリングを行う。パケット分配の欠点はパケットの到着順序が入れ替わることであるが、EDPF では同じパケットサイズであれば入れ替わりが発生する頻度が非常に小さくなる。ただし、EDPF が想定する環境は無線部分は 1 ホップであり、提案手法がマルチホップを前提としている点で異なる。マルチホップ環境では、端末から AP までの通信遅延を見積もることが難しい。そのため、EDPF をマルチホップ環境に適用してもパケット到着順序の改善は難しいと予想される。

文献 [13] は、OLSRv2 においてループ発生を検知と、ループしているパケットの破棄によるループの影響を抑える方式が提案されている。また、ループからの回復についても述べられている。これらの方式は、ループの発生を抑制するものではなく、ループ発生時における対処である。したがって、ループの抑制を目的とした提案手法とは大きく考え方が異なるといえる。提案方式と同様、ループ経路の生成を抑制することを目的とした方式として、LMR (Loop-free Metric Range) [15] がある。LMR は、動的メトリックの利用によるループ経路の生成を抑制する手法である。LMR は、動的メトリック値の変動幅にしきい値を与えることでこれを実現する。しきい値は、ネットワークの直径（ホップ数）と、メトリック値のとりうる値によって決定される。このように、LMR は動的メトリックのサブメトリックとして使用するため、ETX や ETT といった既存の動的メトリックに適応することができる。LMR は、ETX 単独に比べてループを大幅に抑制することが可能である。提案手法も、ループ抑制のためにサブメトリックを採用している。提案手法のサブメトリックはホップ数であり、LMR 同様既存の動的メトリックに適用することができる。LMR は、提案手法のような複数無線インタフェー

表 3 TCP 通信時のスループットと再送回数

Table 3 Throughput and number of retransmission on TCP.

	最小コスト経路	経路変更あり (しきい値なし)	経路変更あり (しきい値 1 ms 相当)
平均スループット (Mbps)	4.07	4.42	4.58
Dup-ACK 数	2,334	1,927	1,892
再送回数	729	725	675
高速リカバリ回数	242	188	175

ス環境を想定していないため、本論文で対象とした環境には、容易に適用できないものと考えられる。

文献 [16] では、動的メトリックによる経路の発振を防ぐため、初期経路を固定的に使用する方式が提案されている。この方式では、ネットワーク上のフローの数が多くなるとフロー間の干渉により、初期経路のメトリック値が悪化する。しかし、よりメトリック値が良好すなわち干渉の小さい経路に切り替えないため、フロー数の増加にともない最小ホップ経路とほぼ同等の性能となる。提案方式では、しきい値を用いて経路変更の頻度を抑制する。そのため、経路発振の影響を受けにくく、かつ経路変更によってより期待値の高い経路を選択するため、フロー数が多くなっても高い性能を維持することができる。

6. おわりに

本論文では、複数無線メディアを備えるマルチホップネットワーク環境において、動的メトリックの1つであるリンクコストモデルに基づいたパケット分配制御と経路制御を自律分散化する方式について述べた。想定環境において自律分散化を行った場合、ループ経路の生成と経路の発振により、通信性能の悪化が懸念される。提案方式では、ホップ数をサブメトリックとし、ホップ数の増加しない経路に限定して経路変更を許可することでループ経路の生成を抑制する。また、変更前の経路と変更後の経路とのコスト差がしきい値を超えない限り経路変更を行わないように制御することで、コストの小さな変動による経路の頻繁な変更、それにともなう経路の発振を抑制する。

シミュレーションによる評価の結果から、単一インタフェース、複数インタフェースどちらの場合においても、最小ホップ経路と比較して、スループットを増加し、通信遅延時間が削減されることを確認した。また、ホップ数をサブメトリックとすることで、ループ経路の抑制が可能であること、しきい値によるトラフィックの集中や経路の発振が抑制されることを確認した。一方、しきい値の設定は、無線メディアの性能により、適切な設定が必要であることも明らかとなった。

提案方式では、無線メディアの性能に応じた適切なしきい値を設定する必要がある。本論文では、シミュレーション結果より、遅い通信メディアではしきい値を大きく、高速な通信メディアが利用可能な状況では、しきい値を小さくすることで性能向上を期待できることが明らかとなった。しかし、通信カバレッジ、端末密度による隠れ端末の影響などもしきい値の設定に考慮すべきと考えられる。したがって、今後は、通信速度以外も含めた無線メディアの性能・設定に基づいたしきい値の動的設定方式について検討する予定である。

参考文献

- [1] Mittra, Y. III, and Maguire, Jr, G.: Cognitive Radio: Making Software Radios More Personal, *IEEE Personal Communication*, Vol.6, No.4, pp.13-14 (1999).
- [2] Mittra, Y. III: Cognitive Radio for Flexible Mobile Multimedia Communications, *Proc. MoMuC '99*, pp.3-10 (1999).
- [3] Couto, D.D., Aguayo, D. and Bicket, J.: A High Throughput Path Metric for Multi-hop Wireless Networks, *Proc. MobiCom '03*, pp.134-146 (2003).
- [4] Draves, R., Padhye, J. and Kravets, B.: Routing in Multi-Radio, Multi-Hop Wireless Mesh Networks, *Proc. MobiCom '04*, pp.114-128 (2004).
- [5] 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制御特性, 情報処理学会論文誌, Vol.49, No.9, pp.3245-3256 (2008).
- [6] 滝沢泰久, 植田哲郎, 小花貞夫: IEEE802.11 と IEEE802.16 を用いた複合アクセス経路のパケット分配制御方式, 情報処理学会論文誌, Vol.52, No.2, pp.543-557 (2011).
- [7] 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.1234-1248 (2007).
- [8] Wecker, S.: DNA: The Digital Network Architecture, *IEEE Trans. Communications*, Vol.28, No.4, pp.510-526 (1980).
- [9] Gerla, M. et al.: Fisheye State Routing Protocol (FSR) (2000).
- [10] QualNet, available from (<http://www.scalable-networks.com/>).
- [11] Perkins, C.E.: Ad hoc on-demand distance vector (AODV) routing (2003).
- [12] Clousen, T.: Optimized link state routing protocol (OLSR) (2003).
- [13] Lee, S., Owada, Y. and Mase, K.: Looping in OLSRv2 in Mobile Ad-Hoc Networks, Loop Suppression and Loop Correction, *IEICE Trans. Communications*, Vol.94, No.4, pp.1210-1221 (2009).
- [14] Chebrolu, K. and Rao, R.: Bandwidth Aggregation for Real-Time Applications in Heterogeneous Wireless Networks, *IEEE Trans. Mobile Computing*, Vol.5, pp.388-403 (2006).
- [15] Yoshihiro, T.: Reducing Routing Loops under Dynamic Metrics in Wireless Mesh Networks, *Proc. GLOBECOM 2010*, pp.1-6 (2010).
- [16] Ni, X., Lan, K.-C. and Malaney, R.: On the Performance of Expected Transmission Count (ETX) for Wireless Mesh Networks, *Proc. ValueTools 2008* (2008).



瀧本 栄二 (正会員)

1999年立命館大学工学部情報学科卒業。2001年同大学大学院博士前期課程修了。2003年同大学院博士後期課程単位取得退学。2004年(株)ATR 適応コミュニケーション研究所専任研究員。2010年立命館大学情報理工学部助手。システムソフトウェア、無線通信システムの研究に従事。



榎山 武浩 (正会員)

1983年生。2005年関西大学総合情報学部卒業。2007年同大学大学院総合情報学研究科博士課程前期課程修了。2010年同研究科博士課程後期課程修了。同年関西大学総合情報学部ポストドクトラルフェロー。立命館大学立命館グローバル・イノベーション研究機構ポストドクトラルフェローとなり。現在に至る。オペレーティングシステム、コンピュータセキュリティ等の研究に従事。また、2004～2010年(株)関西総合情報研究所。CAD/CG, GIS, 画像処理等の研究業務に従事。博士(情報学)。土木学会会員。



毛利 公一 (正会員)

1972年生。1994年立命館大学工学部情報工学科卒業。1996年同大学大学院理工学研究科修士課程情報システム学専攻修了。1999年同研究科博士課程後期課程総合理工学専攻修了。同年東京農工大学工学部情報コミュニケーション工学科助手。2002年立命館大学工学部情報学科講師。2004年同大学情報理工学部情報システム学科講師。2008年同准教授となり。現在に至る。博士(工学)。オペレーティングシステム、仮想化技術、コンピュータセキュリティ等の研究に従事。電子情報通信学会、日本ソフトウェア科学会、ACM、IEEE-CS、USENIX 各会員。



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。1999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。2009年関西大学環境都市工学部准教授。ATR 適応コミュニケーション研究所客員研究員。現在、無線ネットワークにおける自己組織化等の研究に従事。工学博士。電子情報通信学会、IEEE、IEEE-CS 各会員。