

無線アドホックネットワークにおける 安定経路利用のための動的なリンクコスト変更

黒木 理佳[†] 吉廣 卓哉[‡]

[†]和歌山大学大学院システム工学研究科

[‡]和歌山大学システム工学部

〒640-8510 和歌山県和歌山市栄谷 930

E-mail: ^{†,‡}{s071023, tac}@sys.wakayama-u.ac.jp

あらまし 無線通信網では、リンク品質の変動があるため、常に安定リンクを用いて通信することが望まれる。本稿では、リンクの安定度はそのリンクの通信継続時間で表されると考え、これに応じて動的にリンクコストを変動させることで、安定リンクを優先的に利用する経路制御方式を提案する。動的なコスト変更の際には、経路ループ問題、及び経路反復問題を生じる。本稿ではこれらの問題に対する解決手法を提案し、その効果の検証を行った。

キーワード アドホックネットワーク、経路制御、無線通信、通信品質

Continuous Modification of Link Costs for Communication Stability in Wireless Ad hoc Networks

Ayaka KUROKI[†] Takuya YOSHIHIRO[‡]

[†] Graduate School of Systems Engineering, Wakayama University

[‡] Faculty of Systems Engineering, Wakayama University

930 Sakaedani, Wakayama, 640-8510 Japan

E-mail: ^{†,‡}{s071023, tac}@sys.wakayama-u.ac.jp

Abstract: It is known that the communication quality of wireless links are easy to change so that every connection is expected to use stable links in wireless ad hoc networks. In this paper, from the idea that the stability of a link is measured by its continuous active duration, we propose a method to lead computed paths into stable links by modifying link costs continuously in wireless ad hoc networks. In changing link costs, the two problems called “routing loops” and “route oscillation” may occur. We also show that the proposed method avoids those problems by giving theoretical analyses and simulation results.

Keywords: Ad hoc Networks, Routing, Wireless Networks, Communication Quality

1. はじめに

近年、無線通信技術は急速な進歩を遂げ、現在では家庭やオフィスの無線 LAN をはじめとして、身近な通信技術として普及している。さらに、無線を用いて複数ホップにわたり通信を中継することにより、次世代の通信技術として盛んに研究される無線アドホックネットワークを生み出すに至った。

無線アドホックネットワークは特別なインフラなしにネットワークを構築できる利点があるが、その一方で、通信機器の移動や障害物、周囲の電波状況等による通信の不安定化が避けられず、このために従来の固定網に用いられてきた経路制御方式とは異なる経路制御方式が提案され、検討が続いている。

無線アドホックネットワークは非常に実用の幅が広く、ITS のような非常に変化の激しい動的なものから、無線インフラのような変化の緩やかなものまで

様々である。本研究では、比較的变化の緩やかな無線ネットワークを想定するが、このような無線インフラ的ネットワークにおいても、無線通信の品質の時間変動は避けられず、ネットワークの安定利用のためには、安定したリンクを用いた通信経路の確保が重要である。

そこで本研究では、無線リンクの安定度はそのリンクの通信継続時間で表されると考え、これに応じて動的にリンクコストを変動させることで、安定リンクを優先的に利用する経路制御方式を提案する。提案方式では一定時間毎にコストを更新し、全ノードがこのタイミングに同期して最短経路を再計算することで、少しずつ通信経路を変化させる。動的なコスト変更にあたっては、コスト変更時に一時的に発生する経路ループ問題と、コストの近い複数経路間で短時間に経路が切替わる経路反復問題が発生する。しかし提案するコスト変更手法では、これらの問題が発生しないことを

保証することができ、コストを動的に変動させるにもかかわらず、安定した通信の継続を実現する。

以下、2章では提案する動的なコスト変更方式について述べる。3章では提案方式における経路ループと経路反復の発生について、理論的解析を行う。4章では、提案方式をプロトコルとして実現するにあたって発生する誤差の問題について述べる。5章では、誤差が提案手法に与える影響についてシミュレーションにより評価を行い、最後に6章でまとめとする。

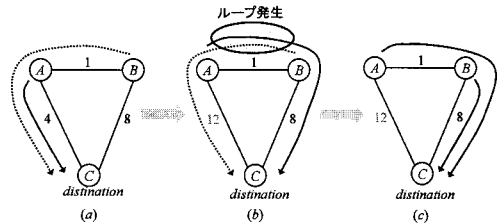


図 1 経路ループ問題

2. 安定経路利用のための動的なリンクコスト変更方式

2.1. 無線アドホックネットワークと動的なコスト変更

無線アドホックネットワークは、実際には非常に変化の激しい動的なネットワークから、変化の緩やかな、いわば一時的な無線インフラと呼べるものまで様々である。現在、変化の大きい動的なネットワークに対しては、通信要求が発生してから経路を計算する DSR[1] や AODV[2]等のリアクティブ型プロトコルが提案され、一方、変化の小さい比較的静的なネットワークに対しては、常に各ノードで経路表を保持する OLSR[3] や TBRPF[4]等のプロアクティブ型プロトコルが提案されている。つまり、状況に合わせて異なる経路制御プロトコルの適用が考えられている。

本研究で想定するのは、この中でも比較的トポロジの変化が小さいネットワークであり、常に各ノードが他の全宛先に対する経路表を計算しておくプロアクティブ型経路制御プロトコルが適用される。プロアクティブ型のプロトコルでは、固定網用のリンク状態型経路制御と同じ仕組みが用いられる場合が多い。つまり、各ノードは隣接ノードとのメッセージ交換によりネットワーク全体のトポロジ情報を収集し、この情報から Dijkstra のアルゴリズムを用いて最短経路を計算し、これを経路表として保持する。本研究でも、このようなリンク状態型の経路制御方式を想定し、これを拡張して動的にリンクコストを変更する。

提案手法では、リンクの安定度を、その無線リンクが切断なしに通信を継続している時間で表されると考える。リンクに設定されるコストはこの安定度の指標であり、リンクの通信継続に伴って時間的にコストを下げていく。リンクコストの更新は一定時間毎に行われ、そのたびに新たなコストがネットワーク中に広告される。新たなコストを知ったノードは、最短経路を再計算し、新たな経路を経路表として適用する。この繰り返しにより、少しずつ最短経路が変化することになる。

2.2. リンクコストの動的変更に伴う問題

2.2.1. 経路ループ問題

リンクコストの動的変更により、経路ループと経路反復の2つの問題が発生する。この2つの不安定要素を解決することは、安定した動的コストを実現するために必要不可欠である。逆にこれらの問題の解決により、経路の変動に伴う不安定性は解消される。

経路ループとは、コストやトポロジの変更後の最短経路計算の時間差により発生する、経路の一時的な不整合のことである。コスト変更がフラッディングされた後、各ノードがそれを知って新たな経路表を使用するまでの時間には時間差がある。このため、一時的に古い経路表と新しい経路表が混在し、その不整合により、パケットが一時的にループし宛先に到達できない問題が発生する。経路ループは、ネットワークの安定性にとって致命的であるので、決して発生してはならない。

図1に経路ループの例を示す。図では、A, B, Cの各ノードがリンクで接続されており、各リンクの数字はリンクコストを表す。図1(a)はこのコストに基づいたA, Bから宛先Cへの最短経路を示している。ここで、A-C間のコストが4から12に変更された場合、各最短経路はいずれもBを経由する経路に変化する(図1(c))。しかし、A-C間のコスト変更メッセージ伝播の遅延により、Aのみがコスト変更を知り最短経路をB経由に変更した場合には、A-B間で経路ループが生じる。

2.2.2. 経路反復問題

一方、経路反復問題とは、動的なコスト変更に伴い、2ノード間の最短経路が頻繁に変動し、安定しない問題である。経路変動が頻繁にはつせいと通信品質を低下させるため、これは避けるべき問題である。本手法では、各リンクがリンクの安定性に基づいて独立にコストを変更するため、経路反復が発生し得る。

経路反復の例を図2に示す。図1と同様にノードA, BからCへの経路を考える。この初期状態では、BからCへの最短経路はB→Cである。ここで、A-C間の

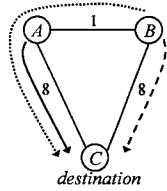


図 2 経路反復問題

コストが 8 から 6 に変化すると、最短経路は $B \rightarrow A \rightarrow C$ に変わる。さらに $A-C$ 間のコストが 8 から 6 に変化すると、再び $B \rightarrow C$ に戻る。このような経路反復が発生しないように、コストを変更することが重要である。

2.3. 問題を発生しない動的なコスト変更方式

経路ループおよび経路反復を発生しないようなコスト変更方式へのアイデアは次のようなものである。

経路ループ問題は、コスト変更に伴う経路の変化に起因するため、コストの変化量が大きいほど経路の変化度合も大きくなり経路ループ発生危険性が高くなる。そこで、コストの変化を緩やかにを行い、十分に短い時間間隔でコストを更新する。これはコスト更新一回あたりの経路変化量を一定以内に抑えることに相当し、経路ループを発生を防止できる。

次に経路反復問題に関しては、2 つの経路のリンクコストの和が逆転しにくいような、つまり 2 経路の長さの大小関係がおおよそ保存されるようなコストの変更を行うことで、経路反復を抑える。各リンクのコストが、時間に対して常に一定割合で減少するようにすれば経路長の大小関係の完全な保存が可能である。しかし、これではリンクコストが 0 に収束するので、都合が悪い。そこで、最終的にある正の整数値に収束させるようにする。

これらのアイデアに基づいて提案するコストの変化は、 l をリンク、 $\delta^l(p)$ をリンク l の時間 t におけるコストとして、次式で表される：

$$\delta^l(p) = ab^t + c \quad (0 < b < 1).$$

ここで、 a と b はネットワーク中の全リンクに共通する値、 c はリンク毎に設定される値である。 $t=0$ をリンク l の発生時間とすると、 $a+c$ は各リンクのコストの初期値を表し、 b は単位時間あたりのコストの減少割合を示す。

t は各リンクの通信継続時間を表すので、 ab^t 部分のみを考えると、リンクの通信継続と併に減少するコストの減少割合が等しいことがわかる。また、 b を 1 に近い実数値にすることで、コストは緩やかに変化する。

ところで、コストの変化式には ab^t に定数 c が加え

られている。この定数を加えることで、リンクコストを 0 ではなく c に収束させることができ、実用には帯域などに応じて最終的なコストの収束値を変えるなど、リンクに優先度を付加できる。しかし一方で、 c を加えることでコストの減少割合が一定ではなくなるため、経路ループや経路反復が発生しないことを、理論的、或いは実験的に示す必要がある。

2.4. 提案手法におけるシステムの動作

提案手法は、OLSR のような、Dijkstra のアルゴリズムに基づいたプロアクティブ型経路制御プロトコルを想定し、これを拡張する形でコストの動的変更を行う。この種の経路制御プロトコルでは、ノード間でメッセージを交換することでネットワークのトポロジ情報を収集し、このトポロジから最短経路を計算することで経路表を作成する。

提案手法では、これを拡張して、各リンクがコストを持ち、一定時間毎にコストが減少するようにする。具体的には、リンクが確立された時間のコストを $a+c$ として隣接ノードが管理し、単位時間毎（例えば 1 分毎）に a に b を乗ずることで時間の経過に伴ってコストを減らす。この時間間隔は、タイマ（以後、コスト減少タイマと呼ぶ）により管理する。

また、一定時間毎（例えば 30 分毎）にコスト更新のためのフラッディングを行う。各ノードはタイマ（これをフラッディングタイマと呼ぶ）を用いてこの時間を計測し、時間が来たらトリガとしてメッセージを送信する。ネットワーク中のノードはこれに呼応して更新コストをフラッディングすることで、全ノードが同期して新コストを知る。各ノードは、フラッディング発生を検知した時間を用いて自分のタイマをリセットすることで、ノード間の時間のずれが発散せず、常に一定以内に収まるようにできる。フラッディング後は各ノードが最短経路を計算し、経路表を更新する。

3. リンクコスト変更に関する理論的解析

3.1. 緒定義

本研究で扱うネットワークを $G = \{N, L\}$ で表す。 N はノードの集合、 L はリンクの集合である。ノード $n_1, n_2 \in N$ に対して、 $(n_1, n_2) \in L$ であれば、 n_1 と n_2 は隣接していると言う。隣接するノードの列

$p = (n_1, n_2, \dots, n_m)$ ($n_k, n_{k+1} \in L, k = 1, 2, \dots, m-1$) を、経路と言う。リンク $l = (n_1, n_2)$ の時間 t におけるコストを $\delta^l(l)$ あるいは $\delta^l(n_1, n_2)$ で表す。経路 p の時間 t におけるコストは、 p に含まれる全てのリンクのコストの和であり、同様に $\delta^l(p)$ で表す。本研究の枠組みでは、リンク l のコストは $\delta^l(l) = a_l b^t + c_l$ で表される。 $(b$ は全リンクで共通だが、 a, c の値はリンクによって異なることに注

意する。) このことから、経路 $p=(n_1, n_2, \dots, n_m)$ のコストは

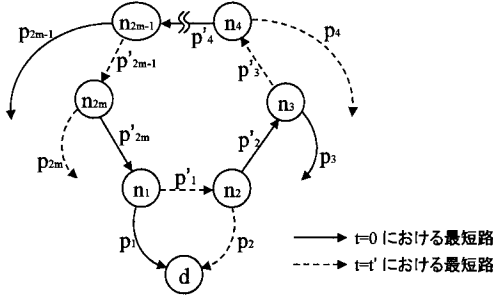


図 3 一般的な経路ループ

$$\delta^t(p) = a_{(n_1, n_2)} b^t + c_{(n_1, n_2)} + a_{(n_2, n_3)} b^t + c_{(n_2, n_3)} + \dots + a_{(n_{m-1}, n_m)} b^t + c_{(n_{m-1}, n_m)} = a_{sum} b^t + c_{sum}$$

で表すことができる。ノード $s, d \in N$ に対して、 $\delta^t(p)$ が最小となる s から d への経路 p を、時間 t における s, d 間の最短経路と呼ぶ。

3.2. 最短経路が逆転する条件

ノード s から d への二本の経路 p, p' が存在し、時間 $t=0$ において p が最短経路であったとする。この時、ある時間 $t>0$ において p' のコストが p より小さくなる条件は次の通りである。(証明は省略する)

定理1 (コスト逆転の条件): ノード s から d への2本の経路 p, p' (各経路のコストを $\delta^t(p) = a_p b^t + c_p$, 及び $\delta^t(p') = a_{p'} b^t + c_{p'}$ で表す) に対して、 p が時間 $t=0$ における最短経路であるとき、ある時間 $t>0$ が存在し、この時間に p' のコストが p より小さくなる必要十分条件は $c_{p'} < c_p$ である。また、この条件を満たす場合にも、これら二本の経路のコストは、ただか一度しか逆転しない。即ち、 p と p' のコストは、ある時間 $t=t'$ に対して、次のようになる。

$$\begin{aligned} \delta^t(p) &< \delta^t(p') & (0 \leq t < t' \text{ の場合}) \\ \delta^t(p) &= \delta^t(p') & (t = t' \text{ の場合}) \\ \delta^t(p) &> \delta^t(p') & (t > t' \text{ の場合}) \end{aligned}$$

□

3.3. 経路ループの発生条件

経路ループが発生する t に関する条件を求める。経路ループが発生した状況を図1に示す。ここでは、 $t=0$ において同期したネットワークが、 $t=t'$ において再度同期した際に経路ループが発生したとする。発生した経路ループは、ある宛先ノード d に対する $t=0$ における最短経路と $t=t'$ における最短経路の両方を含む。よ

って、経路ループ上の「 $t=t'$ における最短経路」の始点ノードを一つ選ぶと、ここから2種類の経路を交互に辿って、 $p'_1, p'_2, \dots, p'_{2m-1}, p'_{2m}$ のように部分経路に分割できる。(ここで、 $0 < k < m$ である整数 k に対して、 p'_{2k} は $t=0$ における最短経路、 p'_{2k-1} は $t=t'$ における最短経路である。) p'_{2k}, p'_{2k-1} の始点ノードをそれぞれ n_{2k}, n_{2k-1} とする。また、 n_{2k-1} から d への $t=0$ における最短経路を p_{2k-1} 、 n_{2k} から d への $t=t'$ における最短経路を p_{2k} とする。

この時、経路ループが発生しない条件として、次の定理が成立する。

定理2 (経路ループの発生条件): 時間 $t=0$ においてコストを同期したネットワークが、次の同期時間 $t=t'$ で同期する時に経路ループを含まないための t' の十分条件は、次の式により示される。

$$t' \leq \frac{\log \frac{\sum_{k=1}^m (c_{2k-1} - c'_{2k-1} - c_{2k})}{\sum_{k=1}^m (\delta^0(p'_{2k-1}) + \delta^0(p'_{2k}) + c_{2k-1} - c'_{2k-1} - c_{2k})}}{\log b}$$

□

この条件の意味するところを考える。ネットワークのパラメータを次のように想定する。時間 t の単位を1分として、約1週間でコストが c に収束するような b の値を設定すると、 $b \approx 0.9992462$ となる。ネットワークの直径(最短経路のホップ数の最大値)を20とする。各リンクに対して、 c の取り得る値の幅を10から50の間とする。この時、最短経路のコストの取り得る値は、最大1000、最小10である。ここで、

$$K = \frac{\sum_{k=1}^m (c_{2k-1} - c'_{2k-1} - c_{2k})}{\sum_{k=1}^m (\delta^0(p'_{2k-1}) + \delta^0(p'_{2k}) + c_{2k-1} - c'_{2k-1} - c_{2k})}$$

のとり得る値の最大値を考える。定理1(逆転の条件)より $c_{2k-1} - c'_{2k-1} - c_{2k} > 0$ であり、また $\delta^0(p'_{2k-1}) + \delta^0(p'_{2k}) > 0$ である。よって、 K が最大となるのは、 $\delta^0(p'_{2k-1}) + \delta^0(p'_{2k})$ が最小、 $c_{2k-1} - c'_{2k-1} - c_{2k}$ が最大の時である。想定パラメータより $\delta^0(p'_{2k-1}), \delta^0(p'_{2k})$ の最小値はそれぞれ10、 $c_{2k-1} - c'_{2k-1} - c_{2k}$ の最大値は $1000 - 10 - 10 = 980$ より、次式が得られる。

$$K \leq \frac{(980m)}{(20m) + (980m)} = 0.98$$

よって条件に当てはめると、 $0 < b < 1, 0 < K < 1$ より、

$$t' < \frac{\log 0.98}{\log 0.9992462} = 26.719104797 \leq \frac{\log K}{\log b}$$

以上より、想定した状況では収束時間幅が26分以内であれば経路ループは発生しないことが分かる。

4. 誤差による問題と解決法

4.1. フラッディング伝播遅延による時間的誤差

3章では理想的な状況における理論的解析を行い、経路ループおよび経路反復が問題にならないことを証明した。しかし、本手法の実利用にあたっては理想的な状況とは異なり誤差が発生し、これが経路ループや経路反復を生む可能性がある。

第一の誤差はフラッディングメッセージの伝播遅延による時間的誤差である。各ノードは一定時間毎に b を乗ずることで、自分の管理するリンクコストを更新する。フラッディングが、このタイミングを跨って発生することで、時間 t におけるコストと時間 $t+1$ におけるコストが混在することが問題となる。

この時間的誤差の問題は、新コストをフラッディングするタイミングを調節することで解決可能である。例えば、30分毎にコスト更新を行う場合、各ノードが前回はコストを同期してから、フラッディングタイマが30分30秒になった時点でフラッディングを開始し、新たなコストを通知する。こうすると、フラッディングの伝播遅延と各ノードの時計の時間誤差が30秒以上ない限り、(前回に $t=0$ におけるコストで同期したとすると、) 全ノードが $t=30$ 時点での時間で同期できる。

もちろん、この30秒のずれが次の同期に影響しないように、各ノードがフラッディングを検知したタイミングで、コスト減少タイマとフラッディングタイマをリセットすることが必要である。

4.2. コストの丸め誤差

第二の誤差は、コストの丸め誤差である。理論的解析では、リンクコストは連続な実数値をとると仮定したが、実システム上でコストを扱う場合には、ほとんどの場合、整数などの離散値として実現することになる。これに伴い発生する丸め誤差による悪影響について検討する必要がある。

まず、丸め誤差によって発生する経路コストの誤差は、コストを整数値とした場合には、その経路のリンク本数 $\times 0.5$ という大きなものになる。現実的なネットワークの最短路のホップ数には限りがあるものの、この誤差の影響は大きい。経路ループの防止を保証できなくなるだけでなく、実際に経路反復が数十回以上発生するような場合も確認できる。

この対策として、本提案では、コストの表現として浮動小数点数を導入する。浮動小数点数を用いてコストを表現することで、コストが小さいほど理論値と実値の丸め誤差が小さくなるという性質を得る。経路ループと経路反復のいずれも、複数の経路の相対的なコストの差がその原因となるため、この性質は都合が良い。実際に5章のシミュレーション結果により示され

るように、浮動小数点を用いると丸め誤差による悪影響を防ぐことができる。(本研究では以後、IEEE754[5]で規定された単精度浮動小数点数を用いる。)

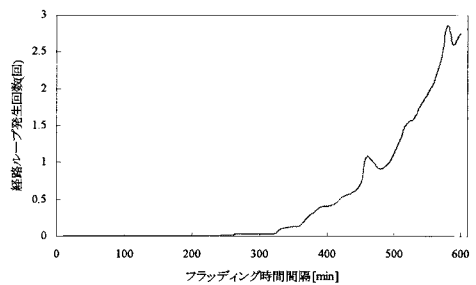


図4 経路ループの発生回数

5. シミュレーション実験

5.1. 経路ループ発生頻度の評価

シミュレーション実験により、提案手法における誤差の影響を測定し、経路ループ問題、経路振動問題のそれぞれが問題のない許容範囲内であることを示す。

経路ループ問題については、3章でフラッディング時間の調整によって問題を回避できることを証明した。実験では、プロアクティブ形経路制御方式に提案手法の枠組みを加え、浮動小数点数を用いてコストを動的に変化させた場合に、どの程度の経路ループが発生するのかを測定した。コスト計算式 $\delta^i(p) = ab^i + c$ における各パラメータは以下の通りである。

- 全リンク共通: $a = 1000$, $b \approx 0.9992462$
- c は 10~50 の値を各リンクに対してランダムに割当て
- 各リンクの発生間隔は 0~10080 分の間でランダムに割当て

ネットワークボロジは BRITTE[6]により、waxman のランダムグラフモデル[7]を用いて 50 ノードのネットワークを構成した。コストは一定時間経過後 c に近い値まで収束するが、この実験では一週間(10080 分)で初めてコストが $c+0.5$ を下回るようにパラメータ b を設定した。コスト減少タイマの設定は 1 分とし、フラッディングタイマの設定を 10~600 分まで 10 分間隔で変化させた時の、経路ループの発生回数を調査した。

経路ループの発生は次のように数える。各フラッディング時に(宛先毎に)フラッディング前後の最短路木を合成したグラフを計算し、合成グラフがループ(閉路)を含む宛先が一つでも存在すれば経路ループ発生と見なす(経路ループ発生条件は[8]を参照)。つまり、各フラッディング時に経路ループが発生するかどうかを判定し、その回数の合計を発生回数とした。

図4はフラッディング時間間隔に対する経路ループ

の発生回数(100回の実験の平均)を示している。時間間隔が250分あたりで初めて経路ループが発生し、その後徐々に発生回数が増加している。経路ループが発生し得る最短時間の理論値は26分なので、実際にはこれよりも遙かに広い時間間隔でのみ経路ループが発生することがわかる。

5.2. 経路反復発生頻度の評価

経路反復問題については、コストを浮動小数点数で表現した場合の丸め誤差により、どの程度経路反復が生じるかを測定した。図5のように、送信元と送信先を同じくし、リンク数の等しい2本の経路に対して、各リンクの発生時間を一定の範囲でランダムにずらして反復回数を測定した。コストに関するパラメータは、 $a = 1000$, $b \approx 0.9992462$, $c = 20$ とした。ここで、2本の経路のコストの収束値(経路中リンクの c の和)が1でも異なると、経路反復はほとんど発生しないことに注意されたい。つまり、本実験では2本の経路でコストが同じである稀な状況で、どの程度反復が発生するかを測定している。

まず図6に、経路あたりのリンク数を10本として、リンク発生時間のランダム幅1, 6, 11, 16分における、時間と反復回数の関係を示す。時間10000分付近から反復回数が急増しているが、これは、2本の経路のコストの差が時間とともに小さくなり、この付近で丸め誤差の範囲内に入ったことを示す(c が整数なので、コストを浮動小数点数で表しても丸め誤差の最小値には限界があるため、この付近では反復が頻発する)。この対策として、コストが一定未満(例えば $ab^c < 0.1$)になった時点でコストを強制的に c に収束させる。これにより反復回数を最小限に抑えられる。

上記の対策を行ったうえで、リンク発生時間のランダム幅と反復回数の関係は図7のようになる。ここでは、フラッディングタイムを30分に設定し、経路あたりリンク数を2~10本と変化させた。これを見ると、一部突発的に反復が発生した以外は、ランダム幅を一定以上にすると反復は発生していない。また、発生回数も全体的に少なく、実用上問題がないと言える。

6. おわりに

本研究では、無線アドホックネットワークにおける安定リンク優先利用のための動的コスト変更手法を提案した。時間と共に減少するコストの計算式を提案し、理論的に2つの問題が回避できることを示したうえで、実利用にあたっての2つの誤差問題の対策方法を示し、シミュレーションを通じて効果を検証した。

今後は問題が発生しない範囲内で浮動小数点数によるコスト表現に必要なビット数を見積もりたい。また、誤差に関する理論的な解析を試みることで、理論で扱える範囲を明らかにしたい。

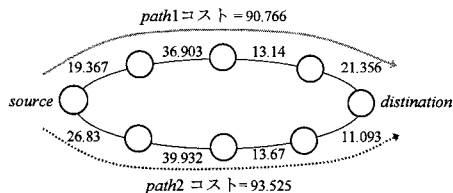


図5 経路反復実験におけるモデル

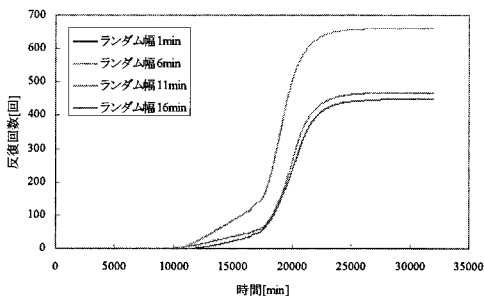


図6 経路反復回数の時間による推移

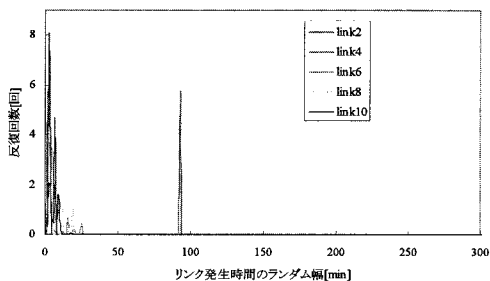


図7 閾値を設けた場合の経路反復発生回数

文献

- [1] David B, et al. "The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks (DSR)," Technical Report draft-ietf-manet-dsr, IETF, July 2004.
- [2] C.Perkins, et al. "Ad Hoc On Demand Distance Vector(AODV) Routing," IETF RFC3561, July 2003.
- [3] T.Clausen,Ed., et al. "Optimized Link State Routing Protocol(OLSR)," IETF RFC3626, October 2003.
- [4] R. Ogier, et al. "Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding (TBRPF)," IETF RFC3684, February 2004.
- [5] IEEE Standard for Binary Floating Point Arithmetic, ANSI/IEEE Std 754-1985, IEEE 1985.
- [6] BRITE, <http://www.cs.bu.edu/brite/>.
- [7] B. Waxman, "Routing of Multipoint Connections," IEEE J. Select. Areas Commun., Dec. 1988.
- [8] H. Ito, K. Iwama, Y. Okabe and T. Yoshihiro, "Avoiding Routing Loops on the Internet", Theory of Computing Systems, Vol.36, pp.597-609, 2003.