

高移動頻度環境のための位置ベースアドホックルーティングプロトコル

東京電機大学大学院 理工学研究科 情報システム工学専攻
島田 弥奈 小野 真和 桧垣 博章
E-mail: {mina, masa, hig}@higlab.net

本論文では、移動コンピュータの移動特性が高頻度、高速度であるアドホックネットワークを対象とするルーティングプロトコルを提案する。ここでは、各移動コンピュータが自身の現在位置を取得するデバイスを備えていることを前提とし、無線マルチホップ配送経路を移動コンピュータの列ではなく、中継転送を行なう位置の列として与え、この位置に最も近い移動コンピュータを転送データメッセージごとに動的に選択する方法を用いる。この方法をソースルーティング方式に適用したルーティングプロトコルを設計し、DSRとシミュレーション実験によって比較評価したところ、マルチホップ配送経路の接続時間を平均76.2%延長した。この延長率は、移動コンピュータ密度が高いほど、また、配送経路のホップ数が大きいほど大きい。

Location-Based Ad-Hoc Routing for Support of High Mobility

Mina Shimada, Masakazu Ono and Hiroaki Higaki
Department of Computers and Systems Engineering
Tokyo Denki University
E-mail: {mina, masa, hig}@higlab.net

This paper proposes a novel ad-hoc routing protocol for supporting ad-hoc networks in which mobile computers moves with high speed and high frequency. It is assumed that a location acquisition device such as a GPS receiver is installed into each mobile computer. In the proposed method, a wireless multihop transmission routes consists of not a sequence of mobile computers as in conventional ad-hoc routing protocols but a sequence of locations where data messages are forwarded by a mobile computer and the mobile computers nearest to the locations specified in the wireless multihop message transmission route serve a role of intermediate mobile computer and forward data messages. A designed protocol in this paper is based on DSR, one of well-known source routing ad-hoc protocols. Results of simulation experiments show that the proposed protocol achieves averagely 76.2% longer lifetime of wireless multihop transmission route than DSR with random way point mobility. In addition, the improvement is more efficient in environments with higher density of mobile computers and with longer multihop transmission routes.

1 はじめに

無線通信デバイスを備えた複数の移動コンピュータのみから構成され、基地局や優先固定ネットワークを含まないモバイルアドホックネットワークの研究開発がさかに行なわれている。モバイルアドホックネットワークは、互いに無線マルチホップ通信可能な位置に存在する移動コンピュータによって構成され、災害救済、ITS、展示会、会議、工事現場、インフラ構築が物理的あるいは価格的に困難な環境でのネットワーク構築といった応用が検討されている。モバイルアドホックネットワークを構成する移動コンピュータの移動特性である移動頻度、移動速度は様々であり、また各コンピュータの移動特性間の関

係も自律移動から群移動まで様々なものがあり、その特性に応じた諸技術が検討されている。データメッセージの無線マルチホップ配送経路を検出し、検出経路に沿ってデータメッセージを配送するルーティングプロトコルは様々な手法が提案されているが、通信要求が発生した場合のみルーティングのコストが発生するオンデマンド型のプロトコルが主として提案されている。これらのプロトコルでは、経路探索の開始から経路検出さらにある程度以上の数のデータメッセージが配送されるまでの時間、検出経路が維持される程度の移動頻度、移動速度が暗黙に、あるいは明示的に仮定されている。したがって、ここで仮定されている移動頻度、移動速度を越えるア

ドホックネットワークにおいては、検出経路を用いた十分な数のデータメッセージ配送が行なわれないまま検出経路が切断し、再経路探索あるいは経路修復を必要としてしまい、データメッセージのスループットの低下、遅延の拡大、到達率の低下を招くことになる。本論文では、各移動コンピュータが自身の現在位置を取得するデバイスを備えていることを前提として、データメッセージの無線マルチホップ配送経路を移動コンピュータの列ではなく、中継転送を行なう位置の列として与えるルーティングプロトコルを用いることでこの問題を解決することを提案する。

2 無線マルチホップ通信

無線通信デバイスを備えた複数の移動コンピュータからなるモバイルアドホックネットワークでは、送信元移動コンピュータ M_s の無線信号到達範囲に送信先移動コンピュータ M_d が含まれない場合には、他の移動コンピュータがデータメッセージを中継転送する無線マルチホップ通信が用いられる。ここで、すべての移動コンピュータの無線信号到達距離を L とすると、無線マルチホップ配送経路 $R = \{M_0 (= M_s), M_1, \dots, M_{n-1}, M_n (= M_d)\}$ において、移動コンピュータ $M_i (0 \leq i < n)$ は、 $|M_i M_{i+1}| \leq L$ を満足する位置に存在することが必要である。このような R を定めるために様々なアドホックルーティングプロトコルが提案されている [8]。

アドホックルーティングプロトコルは、移動コンピュータ群のトポロジを管理し、移動によるトポロジの変化をただちにルーティングテーブルの変更へと反映させるプロアクティブ型のルーティングプロトコルとデータメッセージ配送要求発生時にはじめて経路探索を行なうリアクティブ型(オンデマンド型)のルーティングプロトコルがある。前者には DSDV [9] や OLSR [4] があるが、データメッセージ配送要求発生頻度に対して、移動コンピュータの移動頻度が高い場合には、ルーティングテーブルの更新に要する通信オーバーヘッドが大きくなる問題がある。そこで、移動頻度の高い環境では、DSR [3] や AODV [10] をはじめとする後者のプロトコルが有効である。ここで、送信先移動コンピュータの位置に関する情報を送信元移動コンピュータが保持していない場合には、経路探索要求メッセージのフラッディングを用いるのが一般的である。アドホックネットワークを構成するすべての移動コンピュータの無線信号到達距離が等しいと仮定すると、すべての隣接移動コンピュータ対は双方向無線通信リンクで接続されていることになる。このとき、フラッディングされた経路探索要求メッセージが送信元移動コンピュータから送信先移動コンピュータまで無線マルチホップ配送された経路はデータメッセージの配送に使用することができる経路であり、この検出経路は、経路を逆順に辿ることによって送信元移動コンピュータや中継移動コンピュータに通知することができる。DSR をはじ

めとするソースルーティング方式では、検出経路を送信元移動コンピュータに通知し、データメッセージのヘッダに検出経路に含まれる移動コンピュータの列を含め、中継移動コンピュータがこれを参照して次ホップ移動コンピュータに転送することによってデータメッセージを送信先移動コンピュータまで配送する。一方、AODV をはじめとするネクストホップ方式では、検出経路を送信元移動コンピュータと中継移動コンピュータに通知し、各移動コンピュータで送信先移動コンピュータヘッダメッセージを配送するための次ホップ移動コンピュータをルーティングテーブルに登録し、データメッセージを転送する移動コンピュータがこれを参照する。

従来のアドホックルーティングプロトコルでは、無線マルチホップ配送経路 R を図 1 に示すような移動コンピュータ M_i の列として与えている。この場合、図 2 に示すように、 R 上のいずれか 1 つの隣接移動コンピュータ対 $\{M_i, M_{i+1}\}$ の距離が無線信号到達距離 L よりも大きくなる移動が発生したならば、経路再探索や経路修復 [6] を行なわなければならない。この間のデータメッセージ配送が停止する問題がある。特に、移動頻度が高く、移動速度が大きい環境においては、アドホックルーティングプロトコルによって検出された無線マルチホップ配送経路 R を用いたデータメッセージの配送が可能である時間が短縮されるため、データメッセージの到達率やエンドエンドスループットの低下が著しくなる。

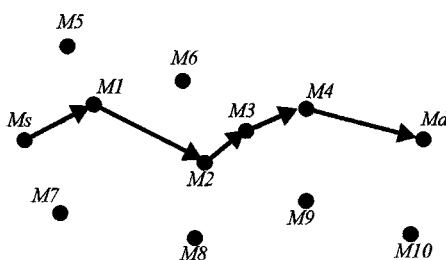


図 1: 移動コンピュータ列としての無線マルチホップ配送経路

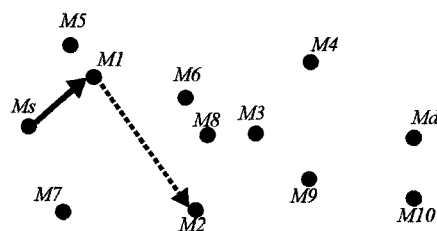


図 2: 移動による無線マルチホップ配送経路の切断

3 提案手法

前章で述べた問題点を解決するために、無線マルチホップ配送経路を中継移動コンピュータの列ではなく、目標中継点の列として与える手法を提案する。ここでは、各移動コンピュータは、GPS (Global Positioning System) 等の現在位置を取得するデバイスを備えていることとする。ただし、送信先移動コンピュータは、識別子やアドレスによって指定するものとし、Geocast [7] のように送信先を位置によって指定することはしない。また、LAR [5]、GEDIR [1]、COMPASS [11]、FACE [2] などのように、各移動コンピュータが現在位置を取得するデバイスを備えていることに加えて、送信先移動コンピュータの現在位置を送信元移動コンピュータが固定的に取得している、あるいは位置取得サービスを用いて動的に取得することが可能であることを前提としない。さらに、本論文では、DSR 等のオンデマンド (リアクティブ) 型ソースルーティング方式のアドホックルーティングに基づいた手法について説明する。提案手法の基本的な考え方は、AODV 等のオンデマンド型ネクストホップ方式のアドホックルーティングに基づいた手法として発展させることも可能である。

提案手法では、図3に示すように無線マルチホップ配送経路を目標中継点の列として与える。この目標中継点とは、経路探索プロトコルによって検出された無線マルチホップ配送が可能である移動コンピュータ列の各移動コンピュータの経路検出時の位置である。すなわち、送信元移動コンピュータから i ホップ目の目標中継点 VM_i の位置は、経路検出時の送信元移動コンピュータから i ホップ目の中継移動コンピュータ M_i の位置である。ただし、目標中継点 VM_0 と VM_n の位置は、経路検出時の送信元移動コンピュータ $M_s (= M_0)$ の位置と送信先移動コンピュータ $M_d (= M_n)$ の位置に等しいとする。この目標中継点の位置は、経路探索応答メッセージ $Rrep$ のユニキャスト転送時に移動コンピュータが自身の座標をメッセージに付加することによって M_s が獲得することができる。提案手法では、経路探索時においては M_s が M_d の位置を取得できていないことを前提としており、経路探索要求メッセージ $Rreq$ のフラグディングを用いる。DSR 同様、各 $Rreq$ メッセージにはそれを転送した移動コンピュータの識別子の列が格納されており、最初の $Rreq$ メッセージを受信した移動コンピュータは、自身の識別子をこの列の末尾に付加してブロードキャスト送信する。 M_d に最初に到達した $Rreq$ メッセージに含まれる移動コンピュータ識別子の列 $R = \langle M_0 (= M_s) M_1 \dots M_n \rangle$ は、この時点で M_s から M_d までマルチホップ到達可能な移動コンピュータ列のひとつである。提案手法では、現時点での M_i の位置を i ホップ目の目標中継点 VM_i とする。そこで、DSR と同様に経路探索応答メッセージ $Rrep$ を R に沿って逆順に M_d から M_s へとユニキャスト配送するが、 $Rrep$ メッセージには

それを転送した移動コンピュータの位置の列を格納することとする。 $Rrep$ を送信する各移動コンピュータは、GPS 等によって取得した自身の位置をこの位置の列に付加する。こうして、 $Rrep$ メッセージが M_s まで無線マルチホップ配送されることによって、 M_s は目標中継点の列 $VR = \langle VM_0 VM_1 \dots VM_n \rangle$ を得ることができる。このとき、 $|VM_i VM_{i+1}| \leq L$ は時間経過に関わらず常に成り立つ。このため、データメッセージ配送時点において各目標中継点に存在する移動コンピュータが中継移動コンピュータの役割を担うことによって、コンピュータの移動とは無関係に M_s から M_d への無線マルチホップ配送を行なうことが可能となる。しかし、データメッセージ配送時点において各目標中継点に移動コンピュータが正確に存在する可能性は高いとは言えない。そこで、図4に示すように、各目標中継点 VM_i に最も近い移動コンピュータ M_i がマルチホップ配送経路の i ホップ目の中継移動コンピュータの役割を担い、データメッセージの転送を行なうこととする。ただし、次ホップとの接続性を高く保つために、以下の条件を満足する移動コンピュータがメッセージの中継を行なう。

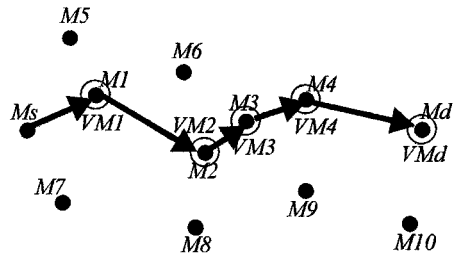


図3: 目標中継点の列としての無線マルチホップ配送経路

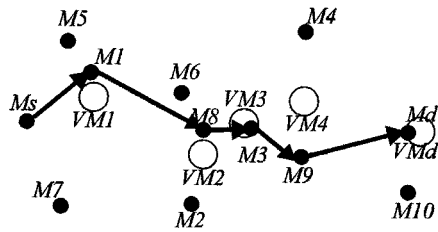


図4: 目標中継点を用いて動的に決定される中継移動コンピュータによる無線マルチホップ配送経路

[データメッセージ中継条件]

移動コンピュータ M_i が i ホップ目の中継移動コンピュータとしてデータメッセージを転送するためには以下を満足しなければならない。

- 1) 前ホップの中継移動コンピュータ \bar{M}_{i-1} からの距離 $|\bar{M}_{i-1}\bar{M}_i|$ が無線信号到達距離 L 以下である。
- 2) 次ホップの目標中継点 VM_{i+1} までの距離 $|\bar{M}_i VM_{i+1}|$ が無線信号到達距離 L 以下である。
- 3) 条件 1) と 2) を満足する移動コンピュータのなかで \bar{M}_i が現ホップの目標中継点 VM_i に最も近い。すなわち、 $|\bar{M}_i VM_i|$ が最小である。□

i ホップ目の目標中継点におけるデータメッセージの転送手法について説明する。図5に示すように、動的に定められた $i-1$ ホップ目の中継移動コンピュータ \bar{M}_{i-1} は、自身の無線信号到達範囲に含まれるすべての移動コンピュータにデータメッセージをブロードキャスト送信する。これを受信した移動コンピュータ M (M') は、データメッセージに含まれる $i+1$ ホップ目の目標中継点 VM_{i+1} を自身の無線信号到達範囲に含むか否か、すなわち $|M VM_{i+1}| \leq L$ ($|M' VM_{i+1}| \leq L$) を満たすか否かを調べる。満足しない場合には、 M (M') は i ホップ目の中継移動コンピュータとはならず、受信したデータメッセージの転送は行なわない。満足する場合には、図6に示すようにタイム T (T') を設定するが、タイムアウト時間は i ホップ目の目標中継点 VM_i との距離 $|M VM_i|$ ($|M' VM_i|$) に対して単調増加する関数によって決定する。タイム T が最初にタイムアウトした移動コンピュータ M が VM_i に最も近い移動コンピュータである。そこで、図7に示すように、 M がこのデータメッセージに対する i ホップ目の中継移動コンピュータ \bar{M}_i となり、受信確認メッセージ ack を VM_{i-1} をブロードキャスト送信する。タイム T' がタイムアウトする以前に ack を受信した M' は、自身がこのデータメッセージに対する \bar{M}_i とならなかったことを検出することができる。 \bar{M}_i は、受信したデータメッセージを同様の方法で次ホップへと転送する。

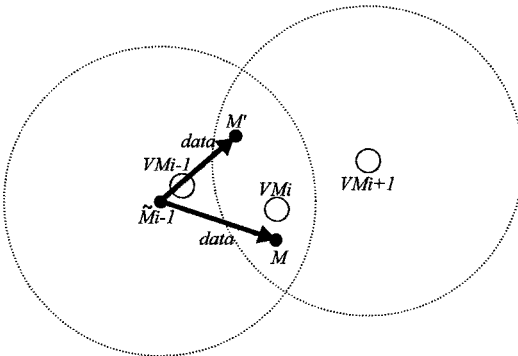


図 5: データメッセージ転送手順 (1)

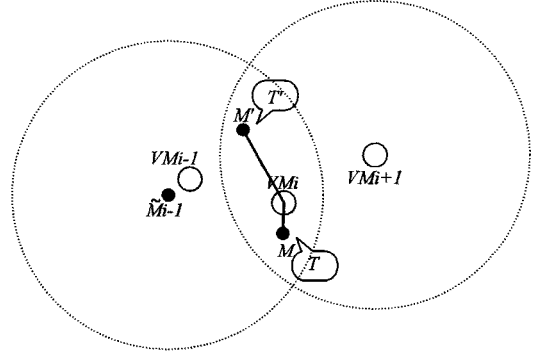


図 6: データメッセージ転送手順 (2)

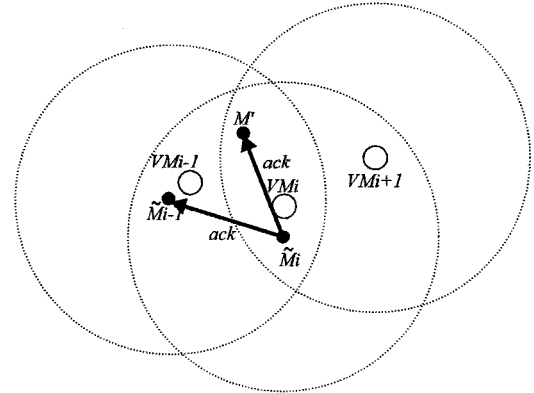


図 7: データメッセージ転送手順 (3)

4 プロトコル

4.1 経路探索プロトコル

経路探索要求メッセージ $Rreq$ のヘッダには、以下の情報を含める。

- 送信元移動コンピュータの識別子 $Rreq.src$ 。
- 送信先移動コンピュータの識別子 $Rreq.dst$ 。
- 送信元移動コンピュータから次ホップ移動コンピュータまでのホップ数 $Rreq.cur_hop$ 。
- $Rreq$ メッセージを転送した中継移動コンピュータの識別子 $Rreq.int[k]$ ($1 \leq k < Rreq.cur_hop$)。

一方、経路探索応答メッセージ $Rrep$ のヘッダには、以下の情報を含める。

- 送信元移動コンピュータの識別子 $Rrep.src$ 。
- 送信先移動コンピュータの識別子 $Rrep.dst$ 。
- 送信元移動コンピュータから次ホップ移動コンピュータまでのホップ数 $Rrep.cur_hop$ 。
- マルチホップ配送経路の総ホップ数 $Rrep.max_hop$ 。
- $Rreq$ メッセージを転送した中継移動コン

コンピュータの識別子 $Rrep.int[k](1 \leq k < Rreq.max_hop)$ 。

- $Rrep$ メッセージを転送した中継移動コンピュータの位置 $Rrep.loc[k](1 \leq k < Rreq.cur_hop)$ 。

上記のうち、 $Rreq.int[k]$ は $Rreq$ メッセージのフラグディングで中継移動コンピュータによって追加更新され、 $Rrep$ メッセージの無線マルチホップ配送に用いられる。また、 $Rrep.loc[k]$ は $Rrep$ メッセージの無線マルチホップ配送で中継移動コンピュータによって追加更新され、データメッセージの無線マルチホップ配送に用いられる。

[経路探索プロトコル]

- 1) 送信元移動コンピュータ M_s は、以下の経路探索要求メッセージ $sRreq$ を作成し、自身の無線信号到達範囲に含まれるすべての移動コンピュータへブロードキャスト送信する。

- $sRreq.src := M_s$
- $sRreq.dst := M_d$
- $sRreq.cur_hop := 1$

- 2) ブロードキャスト送信された経路探索要求メッセージ $rRreq$ を受信した移動コンピュータ $M_i \neq M_d (= rRreq.dst)$ は、以下の処理を行なう。

- 2-1) $rRreq$ が受信済みの経路探索要求メッセージであるならば、 M_i は $rRreq$ メッセージを破棄して処理を終了する。

- 2-2) M_i は、以下の経路探索要求メッセージ $sRreq$ を作成し、自身の無線信号到達範囲に含まれるすべての移動コンピュータへブロードキャスト送信する。

- $sRreq.src := rRreq.src$
- $sRreq.dst := rRreq.dst$
- $sRreq.cur_hop := rRreq.cur_hop + 1$
- $sRreq.int[k] := rRreq.int[k](1 \leq k < rRreq.cur_hop)$
- $sRreq.int[rRreq.cur_hop] := M_i$

- 3) ブロードキャスト送信された経路探索要求メッセージ $rRreq$ を受信した送信先移動コンピュータ $M_d (= rRreq.dst)$ は、以下の処理を行なう。

- 3-1) $rRreq$ が受信済みの経路探索要求メッセージであるならば、 M_d は $rRreq$ メッセージを破棄して処理を終了する。

- 3-2) M_d は、自身の現在位置 $loc(M_d)$ を獲得し、以下の経路探索応答メッセージ $sRrep$ を作成して、 $rRreq.int[rRreq.cur_hop - 1]$ へユニキャスト送信する。

- $sRrep.src := rRreq.src$
- $sRrep.dst := rRreq.dst$
- $sRrep.cur_hop := rRreq.cur_hop - 1$
- $sRrep.max_hop := rRreq.cur_hop$
- $sRrep.int[k] := rRreq.int[k](1 \leq k < rRreq.cur_hop)$

- $sRrep.loc[rRreq.cur_hop] := loc(M_d)$

- 4) ユニキャスト送信された経路探索応答メッセージ $rRrep$ を受信した移動コンピュータ $M_i \neq M_s (= rRrep.src)$ は、自身の現在位置 $loc(M_i)$ を獲得し、以下の経路探索応答メッセージ $sRrep$ を作成して $rRrep.int[rRrep.cur_hop - 1]$ へユニキャスト送信する。

- $sRrep.src := rRrep.src$
- $sRrep.dst := rRrep.dst$
- $sRrep.cur_hop := rRrep.cur_hop - 1$
- $sRrep.max_hop := rRrep.max_hop$
- $sRrep.int[k] := rRrep.int[k](1 \leq k < rRrep.max_hop)$
- $sRrep.loc[k] := rRrep.loc[k](rRrep.cur_hop < k < rRrep.max_hop)$
- $sRrep.loc[rRrep.cur_hop] := loc(M_i)$

- 5) ユニキャスト送信された経路探索応答メッセージ $rRrep$ を M_s が受信する。□

これによって、目標中継点の位置の列 $loc(VM_k)(1 \leq k < rRrep.max_hop)$ を M_s が獲得する。

4.2 データメッセージ配送プロトコル

データメッセージ mes のヘッダには、以下の情報を含める。

- 送信元移動コンピュータ M_s の識別子 $mes.src$ 。
- 送信元移動コンピュータ M_d の識別子 $mes.dst$ 。
- 送信元移動コンピュータから次ホップ移動コンピュータまでのホップ数 $mes.cur_hop$ 。
- マルチホップ配送経路の総ホップ数 $mes.max_hop = n$ 。
- 経路探索プロトコルによって得られた $mes.max_hop - 1$ ケ所の目標中継点の位置 $mes.loc[k](1 \leq k < n)$ 。

上記のうち、 $mes.cur_hop$ は中継移動コンピュータが mes を転送するごとにインクリメントされるが、他の情報は変更されない。

[データメッセージ配送プロトコル]

- 1) 送信元移動コンピュータ M_s は、以下のデータメッセージ $smes$ を作成し、自身の無線信号到達範囲に含まれるすべての移動コンピュータへ $smes$ をブロードキャスト送信する。

- $smes.src := M_s$
- $smes.dst := M_d$
- $smes.cur_hop := 1$
- $smes.max_hop := n$
- $smes.loc[k] := loc(VM_i)(1 \leq k < n)$

このとき、1 番目の目標中継点 VM_1 との距離 $|M_s VM_1|$ で定められるタイマ T_s を設定し、 T_s が時間切れになる前に隣接移動コンピュータがブロードキャスト送信した $ack.cur_hop = 1$ を満たす受信確認メッセージ ack を受信したなら

ば、 M_s は T_s をリセットし、 $smes$ と ack を破棄して処理を終了する。 T_s が時間切れになったならば、 $smes$ を再ブロードキャスト送信する。

2) ブロードキャスト送信されたデータメッセージ $rmes$ を受信した移動コンピュータ $M_i \neq M_d (= rmes.dest)$ は、以下の処理を行なう。ただし $rcur := rmes.cur_hop$ とする。

2-1) $rcur \neq rmes.max_hop - 1$ であるならば、 M_i は以下の処理を行なう。

2-1-1) 自身の無線信号到達範囲に $rcur + 1$ 番目の目標中継点 VM_{rcur+1} を含まないならば、すなわち、移動コンピュータの無線信号到達距離 L に対して $|M_i VM_{rcur+1}| > L$ を満足するならば、 M_i は $rmes$ を破棄して処理を終了する。

2-1-2) M_i は、 $rcur$ 番目の目標中継点 VM_{rcur} との距離 $|M_i VM_{rcur}|$ で定められる待機時間 T_i のタイマを設定する。

2-1-3) T_i が時間切れになる前に隣接移動コンピュータがブロードキャスト送信した $ack.cur_hop = rcur$ を満たす受信確認メッセージ ack を受信したならば、 M_i は T_i をリセットし、 $rmes$ と ack を破棄して処理を終了する。

2-1-4) T_i が時間切れになったならば、以下の受信確認メッセージ ack を作成し、自身の無線信号到達範囲に含まれるすべての移動コンピュータにブロードキャスト送信する。

- $ack.src := rmes.src$
- $ack.dst := rmes.dst$
- $ack.cur_hop := rcur$

2-1-5) M_i は以下のデータメッセージ $smes$ を作成し、自身の無線信号到達範囲に含まれるすべての移動コンピュータへブロードキャスト送信する。 $rmes$ は破棄する。

- $smes.src := rmes.src$
- $smes.dst := rmes.dst$
- $smes.cur_hop := rmes.cur_hop + 1$
- $smes.max_hop := rmes.max_hop$
- $smes.loc[k] := rmes.loc[k] (1 \leq k < n)$

このとき、 $scur := smes.cur_hop$ とすると、 $scur$ 番目の目標中継点 VM_{scur} との距離 $|M_i VM_{scur}|$ で定められるタイマ T_i を設定し、 T_i が時間切れになる前に隣接移動コンピュータがブロードキャスト送信した $ack.cur_hop = scur$ を満たす受信確認メッセージ ack を受信したならば、 M_i は T_i をリセットし、 $smes$ と ack を破棄して処理を終了する。 T_i が時間切れになったならば、 $smes$ を再ブロードキャスト送信する。

2-2) $rcur = rmes.max_hop - 1$ であるならば、 M_i は以下の処理を行なう。ただし $rcur = rmes.cur_hop$ とする。

2-2-1) 自身の無線信号到達範囲に $rcur + 1$ 番目の目標中継点 VM_{rcur+1} を含まないならば、すなわ

ち、移動コンピュータの無線信号到達距離 L に対して $|M_i VM_{rcur+1}| > L$ を満足するならば、 M_i は $rmes$ を破棄して処理を終了する。

2-2-2) M_i は、 $rcur$ 番目の目標中継点 VM_{rcur} との距離 $|M_i VM_{rcur}|$ で定められる待機時間 T_i のタイマを設定する。

2-2-3) T_i が時間切れになる前に隣接移動コンピュータがブロードキャスト送信した $ack.cur_hop = rcur$ を満たす受信確認メッセージ ack を受信したならば、 M_i は T_i をリセットし、 $rmes$ と ack を破棄して処理を終了する。

2-2-4) T_i が時間切れになったならば、以下の受信確認メッセージ ack を作成し、自身の無線信号到達範囲に含まれるすべての移動コンピュータにブロードキャスト送信する。

- $ack.src := rmes.src$
- $ack.dst := rmes.dst$
- $ack.cur_hop := rcur$

2-2-5) M_i は以下のデータメッセージ $smes$ を作成し、 M_d へユニキャスト送信する。 $rmes$ は破棄する。

- $smes.src := rmes.src$
- $smes.dst := rmes.dst$
- $smes.cur_hop := rcur + 1$
- $smes.max_hop := rmes.max_hop$
- $smes.loc[k] := rmes.loc[k] (1 \leq k < n)$

このとき、 $scur := smes.cur_hop$ とすると、 $scur$ 番目の目標中継点 VM_{scur} との距離 $|M_i VM_{scur}|$ で定められるタイマ T_i を設定し、 T_i が時間切れになる前に M_d がユニキャスト送信した $ack.cur_hop = scur$ を満たす受信確認メッセージ ack を受信したならば、 M_i は T_i をリセットし、 $smes$ と ack を破棄して処理を終了する。 T_i が時間切れになったならば、 $smes$ を再ユニキャスト送信する。

3) 移動コンピュータ M_j からユニキャスト送信されたデータメッセージ $rmes$ を受信した送信先移動コンピュータ M_d は、以下の受信確認メッセージ ack を作成し、 M_j へユニキャスト送信する。

- $ack.src := rmes.src$
- $ack.dst := rmes.dst$
- $ack.cur_hop := rmes.cur_hop$

□

5 性能評価

本章では、本論文で提案する位置ベースアドホックルーティングの性能評価実験を行なう。提案プロトコルは、無線マルチホップ配送経路を移動コンピュータ列ではなく、中継転送する位置の列として与えることによって、個々の移動コンピュータが移動しても無線マルチホップ配送経路が切断しにくい、移動

に対して耐性のあるルーティングプロトコルである。そこで、移動コンピュータが位置を変化させる環境において、検出した無線マルチホップ配送経路が切断するまでの時間をシミュレーション実験で求めることにより、提案プロトコルの性能を評価する。ここでは、DSRを比較対象とする。

評価環境は、500m × 500mの領域に、50台から300台までの移動コンピュータを一様分布乱数に基づいてランダムに初期配置したものとす。すべての移動コンピュータの無線信号到達距離は100mであり、0m/s~10m/sの速度でランダムウェイポイントモデルに基づいて移動する。このとき、経路探索が終了してデータメッセージの配送が開始されたから、経路が切断するまでの時間を評価した。評価実験結果を図8~図11に示す。実験を行なった範囲では、いずれの移動コンピュータ密度においても提案手法は従来手法よりも経路切断までの時間が長い。図8から、その差は移動コンピュータ密度が高い環境ほど大きく、移動コンピュータ数が100台、200台、300台では、それぞれ48.7%、91.1%、120.8%の接続時間延長を実現している。また、図9~図11は、移動コンピュータ数が100台、200台、300台の場合における経路接続時間を経路長に対してまとめたものである。経路接続時間の延長率は、経路ホップ数が大きいほど高くなり、3ホップ、5ホップ、10ホップにおける平均延長率は、それぞれ107.6%、166.5%、176.8%となっている。

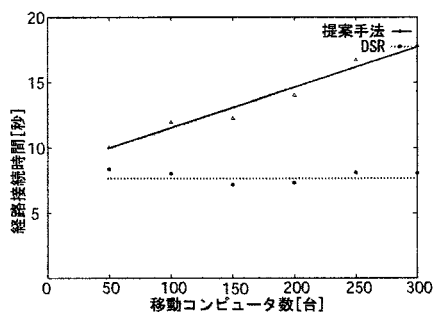


図 8: 配送経路接続時間

このように、提案手法は従来手法に比べて平均76.2%の接続時間延長を実現することができているが、経路が切断される場合に経路のどの部分での切断の割合が大きいかを調査した結果を図12に示す。また、DSRについての結果を図13に示す。DSRに比べて提案手法では、経路の先頭と末尾での切断率が高く、特に移動コンピュータ密度が高い環境においては経路末尾での切断率が高くなっている。提案手法では、中継転送する位置にいずれかの移動コンピュータが存在すればメッセージを転送することが可能であり、特に移動コンピュータ密度の高い状況では、移動コンピュータの位置がこの条件を満足する可能性

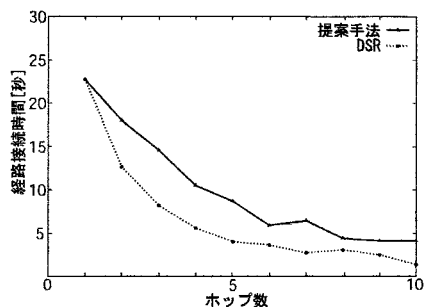


図 9: 配送経路接続時間 (100 台)

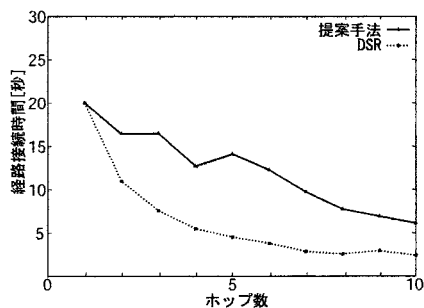


図 10: 配送経路接続時間 (200 台)

が高く、経路切断が起こり難くなっている。ところが、経路の先頭と末尾である送信元移動コンピュータ $M_s (= M_0)$ と送信先移動コンピュータ $M_d (= M_n)$ は、自身の移動により次ホップ転送位置 VM_1 および前ホップ転送位置 VM_{n-1} から無線信号到達距離以上に離れてしまい、経路が切断される。このため、DSRに比べて経路先頭と経路末尾における切断率が高くなっている。

6 まとめと今後の課題

本論文では、経路探索要求メッセージのフラッディングと経路探索応答メッセージのマルチホップ配送

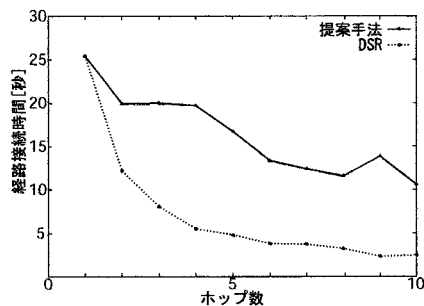


図 11: 配送経路接続時間 (300 台)

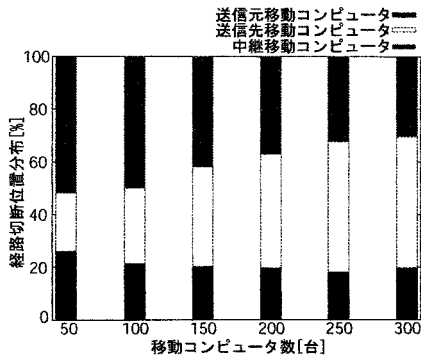


図 12: 経路切断位置の分布 (提案手法)

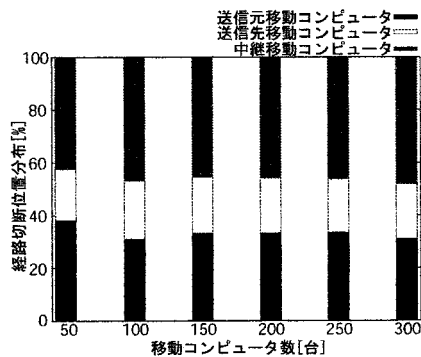


図 13: 経路切断位置の分布 (DSR)

によって経路検出するオンデマンド型アドホックルーティングのうち、ソースルーティング方式を用いるものを対象として、経路検出時にマルチホップ配送経路を構成した各移動コンピュータの位置に最も近い移動コンピュータをデータメッセージ配送時に動的に中継移動コンピュータとするデータ配送手法を提案した。提案手法は、移動コンピュータが偏在せず、ある程度以上高密度に存在する環境であれば、移動コンピュータが高頻度、高速度で移動する場合でもデータメッセージのマルチホップ配送を可能とする、移動に対して耐性の高い手法である。

ランダムウェイポイントモデルに基づいて移動する状況を想定したシミュレーション実験により、提案手法は DSR と比べて検出したマルチホップ配送経路の接続時間を平均 76.2%延長していることが明らかになった。この延長率は移動コンピュータ密度が高いほど、また、配送経路のホップ数が多いほど、大きくなることがわかった。さらに、提案手法の導入によって中継移動コンピュータにおける無線リンクの切断よりも送信元移動コンピュータおよび送信先移動コンピュータにおける無線リンクの切断が配送経路切断の主たる原因となっていると言える。

今後は、提案手法の性能の移動速度による違いを

シミュレーション実験により明らかにする。また、送信元移動コンピュータと送信先移動コンピュータにおける局所的な経路修復を導入することによって、少ない追加オーバーヘッドで、さらに接続時間を延長させる方法を検討する。

本論文ではソースルーティング方式を基礎としてプロトコルの設計を行なった。ソースルーティング方式では中継移動コンピュータの情報(本論文の提案手法では中継転送位置の情報)をデータメッセージのヘッダに格納する追加オーバーヘッドが必要となる。そこで、ネクストホップ方式を基礎としたプロトコルの設計を行なう。ここでは、目標中継位置の近隣にある移動コンピュータが経路テーブルを保持するための手法が必要となり、この実現が課題である。

参考文献

- [1] Basagni, S., Chlamtac, I., Syrotiuk, V.R. and Woodward, B.A., "A Distance Routing Effect Algorithm for Mobility," Proceedings of the 4th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking, pp. 76-84 (1998).
- [2] Bose, P., Morin, P., Stojmenovic, I. and Urrutia, J., "Routing with Guaranteed Delivery in Ad Hoc Wireless Networks," Proceedings of the 3rd ACM International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications, pp. 48-55 (1999).
- [3] David B. Johnson, David A. Maltz, Yih-Chun Hu and Jorjeta G. Jetcheva Johnson, D.B., Maltz, D.A., Hu, Y.C., and Jetcheva, J.G., "The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks," Internet Draft, draft-ietf-manet-dsr-04.txt (2000).
- [4] Jacquet, P., Muhlethaler, P., Clausen, T., Laouiti, A., Qayyum, A. and Viennot, L., "Optimized Link State Routing Protocol for Ad Hoc Networks," Proceedings of IEEE International Publication, pp. 62-68 (2001).
- [5] Ko, Y.B. and Vaidya, N.H., "Location-Aided Routing (LAR) in Mobile Ad Hoc Networks," Proceedings of the 4th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking, pp. 66-75 (1998).
- [6] Lee, S.J. and Gerla, M., "AODV-BR: Backup Routing in Ad hoc Networks," Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference, pp. 1311-1316 (2000).
- [7] Navas, J.C. and Imielinski, T., "Geocast - Geographic Addressing and Routing," Proceedings of the 3rd Annual ACM/IEEE International conference on Mobile Computing and Networking, pp. 66-76 (1997).
- [8] Perkins, C.E., "Ad Hoc Networking," Addison-Wesley (2000).
- [9] Perkins, C.E. and Bhagwat, P., "Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers," Proceedings of ACM SIGCOMM'94, pp. 234-244 (1994).
- [10] Perkins, C.E. and Royer, E.M., "Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing," Proceedings of IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, pp. 99-100 (1999).
- [11] Urrutia, J., "Two Problems on Discrete and Computational Geometry," Proceedings of the Japan Conference on Discrete and Computational Geometry, pp. 42-52 (1999).