

端末移動への耐性の高い 位置ベースアドホックルーティングプロトコル

小野 真和^{†1} 桧垣 博章^{†2}

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中継移動コンピュータとして選択する方法を用いる。この方法をオンデマンド型ソースルーティング方式のアドホックルーティングプロトコルである DSR に適用したプロトコルを設計した。シミュレーション実験によって DSR と性能比較評価を行った結果、経路探索プロトコルで検出した経路の接続時間を 60.5% 延長した。この延長率は、移動コンピュータの密度が高いほど、移動コンピュータの移動速度が高いほど、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

MASAKAZU ONO^{†1} and HIROAKI HIGAKI^{†2}

This paper proposes a novel ad-hoc routing protocol for supporting ad-hoc networks in which mobile computers move 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 route 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 mobile computers. 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 60.5% longer lifetime of wireless multihop transmission routes than DSR with random way point mobility. The achieved performance

improvement is higher in environments with higher density of mobile computers, with higher mobility 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、基地局や有線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んに行われている。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経済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る。また、各移動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に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に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検討されている。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、移動速度を超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われなまま検出経路が切断され、再経路探索あるいは経路修復を必要とする。このため、データメッセージのスループットの低下、配送遅延の拡大、送信先移動コンピュータへの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検出経路の接続時間を延長する手法を提案する。

^{†1} 東京電機大学大学院先端科学技術研究科

Graduate School of Advanced Science and Technology, Tokyo Denki University

^{†2} 東京電機大学未来科学部ロボット・メカトロニクス学科

Department of Robotics and Mechatronics, Tokyo Denki University

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¹²⁾。

アドホックルーティングプロトコルには、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 DSDV¹⁴⁾ や OLSR³⁾ 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相対的に大きくなるという問題がある。そこで、移動頻度の高い環境では、DSR⁴⁾ や AODV¹³⁾ 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。フラッディングは、送信元移動コンピュータから無線マルチホップ配送によって到達可能なすべての移動コンピュータにメッセージを配送する技術である。そのため、経路探索要求メッセージをフラッディングで配送するアドホックルーティングプロトコルは、マルチホップ配送で到達可能なすべての送信先移動コンピュータへの経路を検出可能な経路検出保証型ルーティングプロトコルに分類される。また、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、経路を逆順にたど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、経路探索要求メッセージを受信す

ることによって送信先移動コンピュータが検出した経路を送信元移動コンピュータに経路探索応答メッセージを返送することによって通知する。送信元移動コンピュータが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へデータ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 R を用いたデータメッセージの配送は、 R に含まれるすべての移動コンピュータ M_i ($0 \leq i < n$) について $|M_i M_{i+1}| \leq L$ が満足されている時間だけ継続することができる。すなわち、図 2 に示すように、 R 上の

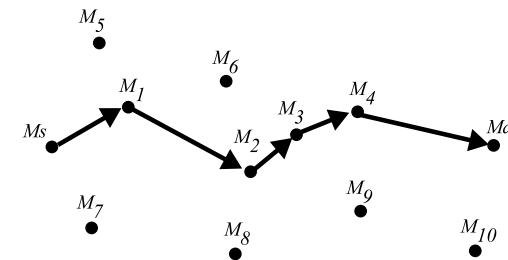


図 1 移動コンピュータ列としての無線マルチホップ配送経路

Fig. 1 Wireless multihop transmission route as sequence of mobile computers.

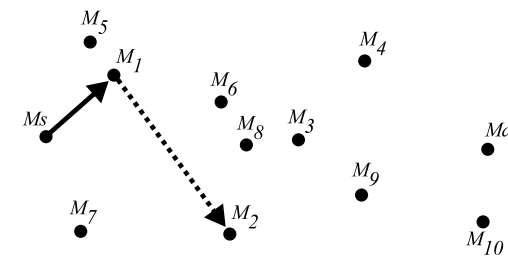


図 2 移動による無線マルチホップ配送経路の切断

Fig. 2 Disconnection due to mobility.

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⁷⁾を行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という問題がある。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。

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、GeoCast¹¹⁾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、FACE²⁾、GPSR⁵⁾、LAR⁶⁾、GEDIR⁸⁾、COMPASS¹⁶⁾等のように、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、あるいは位置情報サービス (DREAM¹⁾、Octopus⁹⁾、HRLI¹⁰⁾等)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。本論文で提案する手法は、送信元移動コンピュータと送信先移動コンピュータとの間で経路探索要求メッセージと経路探索応答メッセージが検出経路に沿って交換される既存のアドホックルーティングプロトコルに適用可能であるが、ここでは経路検出保証型である経路探索要求メッセージのフラッディングを用いるプロトコルを対象とする。また、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 $M_s (= M_0)$

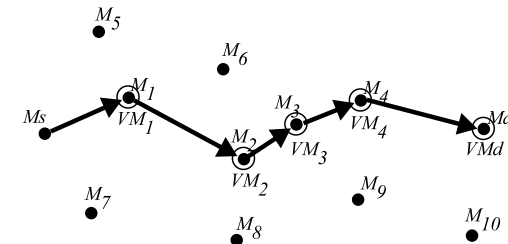


図 3 目標中継点の列としての無線マルチホップ配送経路

Fig. 3 Wireless multihop transmission route as sequence of forwarding locations.

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、経路探索開始時においては M_s が M_d の位置を取得し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 $Rreq$ のフラッディングを用いる。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 $R = \{M_0, M_1, \dots, M_n\}$ 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 1 つである。提案手法では、経路検出時点での 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 $VR = \{VM_0, VM_1, \dots, VM_n\}$ を得ることができる。このとき、 $|VM_i, VM_{i+1}| \leq L$ は時間経過にかかわらずつねに成り立つ。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いえない。そこで、図 4 に示すように、各目標中継点 VM_i に最

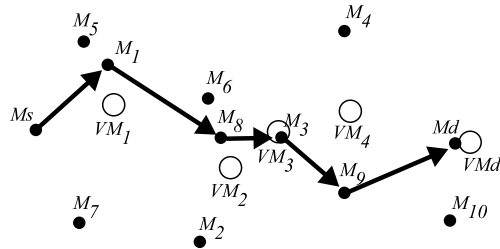


図 4 目標中継点を用いて動的に決定される中継移動コンピュータによる無線マルチホップ配送経路
 Fig. 4 Dynamically determined wireless multihop transmission route by using sequence of forwarding locations.

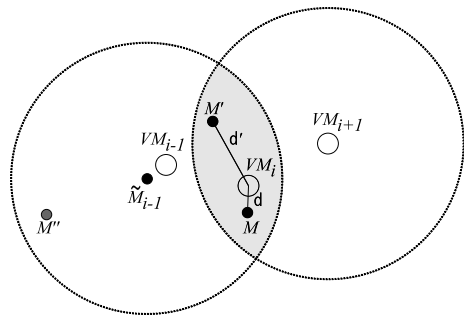


図 5 データメッセージ中継条件
 Fig. 5 Requirements for dynamically determined intermediate mobile computers.

も近い移動コンピュータ \tilde{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う。

[データメッセージ中継条件]

移動コンピュータ \tilde{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、図 5 に示すように、以下の条件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 \tilde{M}_{i-1} からの距離 $|\tilde{M}_{i-1}\tilde{M}_i|$ 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 $|\tilde{M}_i VM_{i+1}|$ が無線信号到達距離 L 以下である。

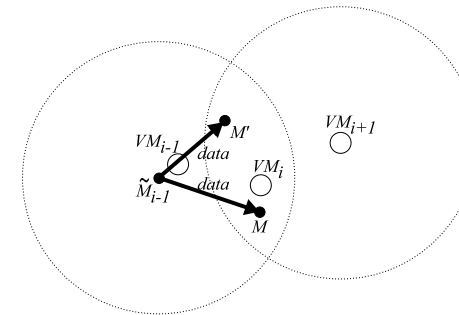


図 6 データメッセージ転送手順 (1)
 Fig. 6 Data message transmission procedure (1).

- (3) 条件 (1) と (2) を満足する移動コンピュータのなかで \tilde{M}_i が現ホップの目標中継点 VM_i に最も近い。すなわち、 $|\tilde{M}_i VM_i|$ が最小である。 □

これらの条件を満足する中継移動コンピュータを各データメッセージ転送時に動的に決定する。

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 6 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 \tilde{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、中継条件 (1) を満足している。そこで、 $M (M')$ は中継条件 (2) の充足を確認する。すなわち、データメッセージのヘッダに含まれる $i+1$ 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わない。満足する場合には、図 7 に示すようにタイマ $T (T')$ 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。タイマ 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 8 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 \tilde{M}_i となり、受信確認メッセージ ack を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。タイマ 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 \tilde{M}_i とならなかったことを検出することができる。ま

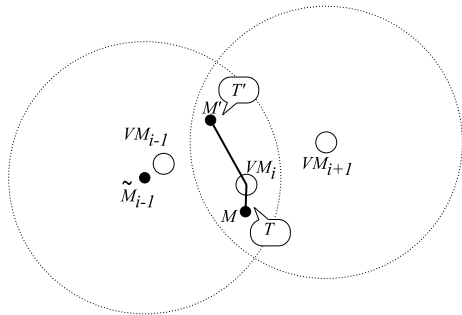


図 7 データメッセージ転送手順 (2)
Fig. 7 Data message transmission procedure (2).

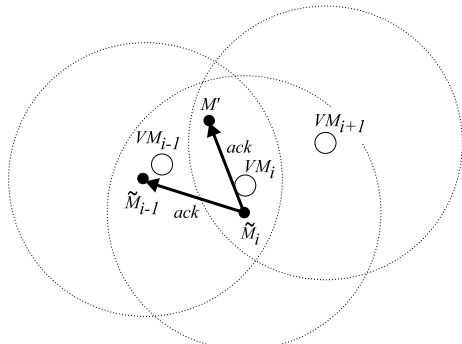


図 8 データメッセージ転送手順 (3)
Fig. 8 Data message transmission procedure (3).

た, \tilde{M}_{i-1} は, この *ack* を受信することによって, データメッセージが次ホップ移動コンピュータ \tilde{M}_i へと転送され, 再送信が不要であることを知ることができる. \tilde{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.

4. プロトコル

本章では, 前章で提案した目標中継点の列としてマルチホップ配送経路を指定するアドホックルーティングプロトコルを設計する. ここでは, 経路探索応答メッセージ *Rrep* のユニキャスト配送時に中継移動コンピュータの位置の列として無線マルチホップ配送経路を得

る経路探索プロトコルとデータメッセージ中継条件に基づいて各データメッセージごとに中継移動コンピュータを動的に変更するデータメッセージ配送プロトコルのそれぞれについて記述する.

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ピュータの識別子 *Rrep.int[k]* ($0 \leq k \leq Rrep.max_hop$)
- *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]* ($Rrep.cur_hop < k \leq Rrep.max_hop$)

上記のうち, *Rreq.int[k]* は *Rreq* メッセージのフラッ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.
 - $sRreq.src := M_s$
 - $sRreq.dst := M_d$
 - $sRreq.cur_hop := 1$
 - $sRreq.int[0] := M_s$

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^{*1}, 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。

- $sRreq.src := rRreq.src$
- $sRreq.dst := rRreq.dst$
- $sRreq.cur_hop := rRreq.cur_hop + 1$
- $sRreq.int[k] := rRreq.int[k] (0 \leq k < rRreq.cur_hop)$
- $sRreq.int[rRreq.cur_hop] := M_i$

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。

- $sRrep.src := rRreq.src$
- $sRrep.dst := rRreq.dst$
- $sRrep.cur_hop := rRreq.cur_hop - 1$
- $sRrep.max_hop := rRreq.cur_hop$
- $sRrep.int[k] := rRreq.int[k] (0 \leq k < rRreq.cur_hop)$
- $sRrep.loc[rRreq.cur_hop] := loc(M_d)$

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。

- $sRrep.src := rRrep.src$

- $sRrep.dst := rRrep.dst$
- $sRrep.cur_hop := rRrep.cur_hop - 1$
- $sRrep.max_hop := rRrep.max_hop$
- $sRrep.int[k] := rRrep.int[k] (0 \leq k < rRrep.max_hop)$
- $sRrep.loc[k] := rRrep.loc[k] (rRrep.cur_hop < k \leq rRrep.max_hop)$
- $sRrep.loc[rRrep.cur_hop] := loc(M_i)$

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 $loc(VM_k) (1 \leq k \leq rRrep.max_hop)$ 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目標中継点の位置 $mes.loc[k] (1 \leq k \leq n)$

上記のうち, $mes.cur_hop$ は中継移動コンピュータが mes を転送するこ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。

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

このとき, 1 番目の目標中継点 VM_1 との距離 $|M_s VM_1|$ で定められるタイム 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,

*1 フラッディングを用いた他のプロトコルと同様に, 送信元移動コンピュータが経路探索識別子を経路探索要求メッセージに付与する。他の移動コンピュータは, メッセージ転送時にこの識別子をコピーするとともに, この識別子をバッファに一時的に記憶することによって, 単一のフラッディングで複数のブロードキャスト転送を行うことを回避する。

$smes$ 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、以下の処理を行う . ただし $rcur := rmes.cur_hop$ とする .

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) 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 .

2-3) 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 .

2-4) 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 .

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

2-5) M_i は以下のデータメッセージ $smes$ を作成する .

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

2-5-1) $rcur \neq rmes.max_hop - 1$ であるならば、 M_i は $smes$ を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 . 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、 $rmes$ と $smes$ 、 ack を破棄して処理を終了する . T_i が時間切れとなったならば、 $smes$ を再ブロードキャスト送信する .

2-5-2) $rcur = rmes.max_hop - 1$ であるならば、 M_i は $smes$ を M_d にユニキャスト送

信する . 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、 $rmes$ と $smes$ 、 ack を破棄して処理を終了する . T_i が時間切れとなったならば、 $smes$ をユニキャスト再送信する .

3) 隣接移動コンピュータ 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 へただちにユニキャスト送信する .

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

□

このプロトコルは、中継移動コンピュータを個別に指定せず、データメッセージ中継時点でも目標中継点に最も近い移動コンピュータを動的に中継移動コンピュータと定めることによって、中継移動コンピュータが移動しても目標中継点の列として定めたマルチホップ配送経路を利用したデータメッセージ配送を継続することを可能としている . このように、中継移動コンピュータの移動に対して耐性のある経路維持が実現できているものの、送信元移動コンピュータと送信先移動コンピュータの移動による経路切断に対しての耐性は、6章の性能評価実験に示されるように高められていない . 特に、送信先移動コンピュータ $M_d (= M_n)$ については、動的に定められる前ホップ移動コンピュータ \tilde{M}_{n-1} の無線信号到達範囲外へ移動することによってデータメッセージのマルチホップ配送経路が切断される^{*1} . そこで、 M_d の移動に対して、経路検出時の M_d の位置を目標中継点 VM_n とした中継移動コンピュータの1ホップ追加を行う拡張プロトコルを提案する . ここでは、動的に定められる前ホップ移動コンピュータ \tilde{M}_{n-1} の無線信号到達範囲に M_d が含まれるならば、 M_d は \tilde{M}_{n-1} が転送するデータメッセージを直接受信するが、 \tilde{M}_{n-1} の無線信号到達範囲に M_d が含まれない位置に移動している場合には、目標中継点 VM_n に最も近い中継条件を満足する移動コンピュータ \tilde{M}_n がデータメッセージを中継する (図9) . 提案プロトコルでは、 VM_n の位置も $Rreq$ メッセージで M_s へと通知し、データメッセージのヘッダに含めてい

*1 送信元移動コンピュータ M_s については、 M_s が移動することによって目標中継点 VM_1 を自身の無線信号到達範囲に含まない場合でも、3つの中継条件を満足する移動コンピュータによってデータメッセージの配送が可能となるため、従来手法に対して経路接続時間が延長されている .

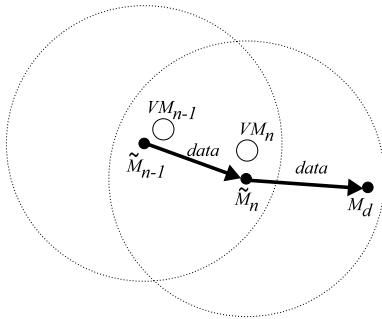


図9 最終1ホップ拡張による接続時間の延長手法
Fig. 9 Route lifetime extension by additional last 1-hop.

る．そこで，提案プロトコルにおいて， \tilde{M}_{n-1} が M_d へデータメッセージをユニキャスト送信によって転送する手順 2-5) および ack をユニキャスト送信する手順 3) を以下のように変更することで拡張プロトコルを実現することができる．

- \tilde{M}_{n-1} は， \tilde{M}_i ($1 \leq i < n-1$) と同様にデータメッセージをブロードキャスト転送する． M_d が \tilde{M}_{n-1} の無線信号到達範囲に含まれている場合に \tilde{M}_{n-1} の他の隣接移動コンピュータがこのデータメッセージを中継することを回避するために， M_d はデータメッセージ受信後ただちに ack メッセージをブロードキャスト送信する．
- 拡張手法によって追加された中継移動コンピュータ \tilde{M}_n は，提案プロトコルの \tilde{M}_{n-1} の役割を担うことから，データメッセージをブロードキャスト転送する必要はなく，ユニキャスト転送する．

拡張されたデータメッセージ配送プロトコルの拡張部分を以下に示す．

[データメッセージ配送プロトコル (拡張部分)^{*1}]

2-5) M_i は，以下のデータメッセージ $smes$ を作成する．

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

*1 変更部分を下線で示す．

2-5-1) $rcur \neq rmes.max_hop$ であるならば， M_i は $smes$ を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．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， $rmes$ と $smes$ ， ack を破棄して処理を終了する． T_i が時間切れとなったならば， $smes$ を再ブロードキャスト送信する．

2-5-2) $rcur = rmes.max_hop$ であるならば， M_i は $smes$ を M_d にユニキャスト送信する．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， $rmes$ と $smes$ ， ack を破棄して処理を終了する． T_i が時間切れとなったならば， $smes$ をユニキャスト再送信する．

3) 隣接移動コンピュータ M_j から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，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．

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

□

5. 関連研究

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，中継移動コンピュータ候補の存在領域の列として与え，この領域にいずれかの移動コンピュータが存在する限りにおいて検出経路を維持することができる方法として，GVGrid¹⁵⁾ の手法を応用することができる．GVGrid では，ITS システムを対象として，道路上の車両に搭載された移動コンピュータで構成されるアドホックネットワークが存在する空間をグリッドに分割する．各移動コンピュータは，図 10 に示すように，自身の含まれるグリッドに隣接する 8 つのすべてのグリッドを無線信号到達範囲内に含むことによって，マルチホップ配送経路を互いに隣接するグリッドの列として実現し，経路に含まれる各グリッドに 1 台以上の移動コンピュータが含まれている時間だけ検出経路を

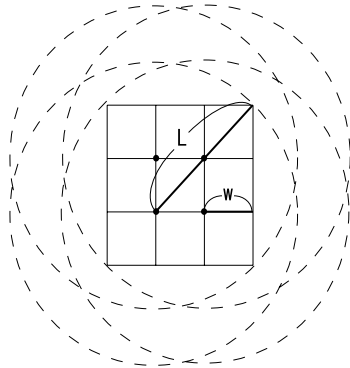


図 10 GVGrid におけるグリッドのサイズ
Fig. 10 Grid size in GVGrid.

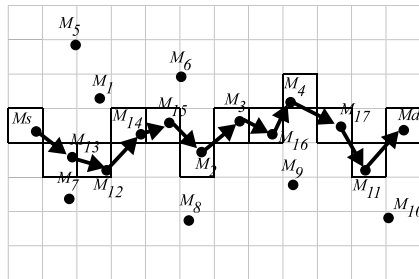


図 11 GVGrid におけるマルチホップ配送経路
Fig. 11 Multihop transmission route in GVGrid.

維持できる手法を提案している (図 11). 本手法は、経路探索時に経路探索要求メッセージと経路探索応答メッセージをマルチホップ転送した移動コンピュータがその後の移動によって検出経路から離れた位置に移動しても、これらの移動コンピュータが存在した位置 (グリッド) に他の移動コンピュータが含まれている限りにおいて経路が維持でき、データメッセージ配送を継続することができる点は本論文の提案手法と同一の考え方である。ただし、グリッドの 1 辺の長さが $w = (\sqrt{2}/4)L$ と短いことから以下の問題が考えられる。

- 検出経路のホップ数が大きくなる。これは、経路検出に要する時間とデータメッセージの配送遅延を拡大する原因となる。また、中継移動コンピュータ数 (中継移動コン

ピュータを含むグリッド数) の増加は経路切断率の上昇、すなわち経路接続時間の短縮を招く可能性がある。

- 配送経路上のいずれかのグリッドにいずれの移動コンピュータも含まれないという事象が発生しやすい。

後者について簡単に考察を行う。GVGrid におけるグリッドの面積は、 $(1/8)L^2$ である。一方、提案手法では、 \tilde{M}_{i-1} を中心とする半径 L の円と VM_{i+1} を中心とする半径 L の円との交わりが \tilde{M}_i の候補の存在領域となり、その最小面積は 0、最大面積は $((2/3)\pi - \sqrt{3}/2)L^2 = 1.23L^2$ である。論文 17) の測定実験結果では、経路探索要求メッセージのフラッディングによって経路検出を行うプロトコルでは、検出経路の隣接移動コンピュータ間の距離は平均約 $0.6L$ で与えられる。このときの \tilde{M}_i の候補の存在領域の面積は、 $(2\cos^{-1}0.6 - 0.96)L^2 = 0.89L^2$ となり、GVGrid よりも広い。ただし、経路の切断はいずれか 1 つの中継移動コンピュータ候補の存在領域に移動コンピュータが含まれないことによって発生することから、経路接続時間は平均面積ではなく最小面積によって決まるものである。そこで、提案手法と GVGrid を応用する手法の性能については、次章の評価実験において比較する。なお、GVGrid は以下の点で ITS 等の応用に特化した設計がなされている。

- 送信元は固定コンピュータであり、送信先は単一の移動コンピュータではなく、送信先として指定したグリッドに含まれる移動コンピュータである。
- 中継移動コンピュータは道路上のみを移動することを前提としており、道路形状を考慮して最適化した手法となっている。

本論文では、提案手法との比較対象として GVGrid のグリッド列による中継領域の指定という性質のみに注目する。そこで、次章の評価では GVGrid に基づくルーティングをグリッド方式と表記する。

6. 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されにくい、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され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．また，提案手法においては，各データメッセージごとに動的に中継移動コンピュータを決定するが，この決定手法の特性によるメッセージ数の増加と配送遅延の拡大が考えられる．そこで，これらの影響についても実験評価する．

6.1 経路接続時間評価

本節では，経路検出保証型のオンデマンド型ルーティングプロトコルでソースルーティング方式を採用している DSR および前章で述べたグリッド方式を比較対象として，マルチホップ配送経路の接続時間を評価する．また，提案手法については，送信先移動コンピュータの移動に対処する 1 ホップ拡張を行わないものを行うものの両方についての測定を行う．

評価環境は，500 m × 500 m 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 100 m であるとする．また，すべての移動コンピュータは，ランダムウェイポイントモデルに基づいた移動を行うものとする．移動速度は 0 m/秒から上限値まで，停止時間は 0 秒から上限値までの範囲で一様分布乱数に基づいてランダムに決定する．ここでは，移動速度の上限を 2 m/秒から 15 m/秒までの範囲とし，停止時間の上限を 0 秒から 20 秒までの範囲として実験を行う^{*1}．

まず，経路探索プロトコルが終了してデータメッセージの配送が開始されてから経路が切断されるまでの時間を評価する．コンピュータの移動速度に対する検出経路の接続時間をまとめたものを図 12 に示す．いずれの手法においても，移動速度の上昇とともに経路接続時間が短縮されている．提案手法は，DSR に比べてより長時間検出経路を使用し続けることが可能であり，その延長率は 2 m/秒のとき 29%（拡張手法では 87%），15 m/秒のとき 78%（拡張手法では 219%）と移動速度が大きいくほど大きくなっている．これに対して，グリッド方式では DSR よりも経路接続時間が短縮しており，その短縮率は 2 m/秒のとき 51%，15 m/秒のとき 31%となっている．

また，コンピュータの移動頻度に対する検出経路の接続時間をまとめたものを図 13 に示す．いずれの手法においても，移動コンピュータの停止時間の延長すなわち移動頻度の減少に対してわずかに経路接続時間が延長されている．提案手法は，DSR に比べてより長時間検出経路を使用し続けることが可能であり，その延長率は 56%から 62%（拡張手法では 170%から 187%）と各停止時間で大きくは変動しない．グリッド方式は，経路接続時間が DSR よりも短縮しており，その短縮率も 34%から 35%でほぼ一定である．

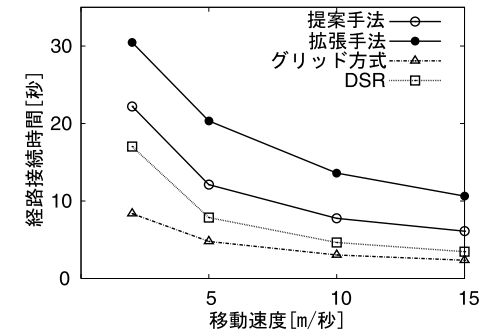


図 12 移動速度に対する経路接続時間

Fig. 12 Route lifetime for mobility speed.

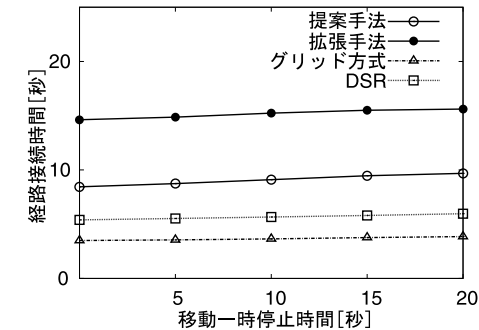


図 13 移動頻度に対する経路接続時間

Fig. 13 Route lifetime for mobility interval.

図 14 は，移動コンピュータ数すなわち移動コンピュータの分布密度に対する検出経路の接続時間をまとめたものである．DSR が移動コンピュータ密度に依存せずほぼ一定の接続時間であるのに対して，提案手法は，移動コンピュータ密度の上昇とともに中継移動コンピュータの役割を担う候補が増加することによって接続時間が延長されている．検出経路接続時間の延長率は，24%から 122%（拡張手法では 66%から 313%）となっている．グリッド方式は，低分布密度の場合には DSR よりも経路接続時間が短縮されているものの，分布密度の上昇とともに経路接続時間が延長されており，高分布密度環境においては DSR よりも経路接続時間が長くなっている．移動コンピュータ数が 50 台では 42%の短縮であるが，300 台では 9%の延長となっている．GVGrid は，ITS に特化したプロトコルであるため，

*1 以下のグラフでは，注目するもの以外のパラメータには異なる値を用いた実験結果の平均値を示している．

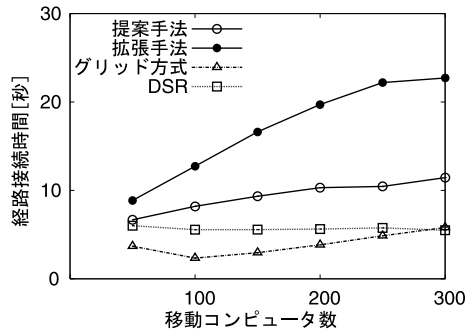


図 14 分布密度に対する経路接続時間
Fig. 14 Route lifetime for number of mobile computers.

本論文の評価環境のような移動コンピュータが一様分布乱数によってランダムに初期配置され、ランダムウェイポイントモデルに基づいて移動するような状況ではなく、車載移動コンピュータが道路上に分布する場合を想定しており、より高分布密度な環境において有効に機能すると考えられる。

また、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のホップ数に対する検出経路の接続時間をまとめたものを図 15 に示す。提案方式と拡張方式はいずれのホップ数においても DSR よりも長い経路接続時間となっており、その延長率は 3 ホップのとき 31% (拡張手法では 182%)、5 ホップのとき 89% (拡張手法では 197%)、8 ホップのとき 164% (拡張手法では 233%) となっている。なお、提案手法の経路接続時間がホップ数に対してほぼ一定となっているのは、各移動コンピュータの無線信号到達距離の 100m に対して、フィールドサイズが 500m × 500m と比較的小さいため、ホップ数の大きな経路では各目標中継点間の距離が小さくなり、中継移動コンピュータ候補の存在可能領域が大きくなった結果、経路切断が発生しにくくなったものと考えられる。また、提案手法に対する拡張手法の経路接続時間延長は、送信先移動コンピュータに接続する最終 1 ホップの拡張の効果であり、経路長が短いほどその効果が相対的に大きくなるため、逆にホップ数の増加による接続時間の短縮効果が大きく測定されたと考えられる。グリッド方式は、経路長が短い環境では DSR よりも経路接続時間が延長しているが、経路長の拡大とともにその延長効果が小さくなり、8 ホップ以上では経路接続時間が短縮している。ホップ数の少ない環境では、グリッドに含まれる移動コンピュータが変化しても経路が接続し続ける効果が現れているものの、ホップ数の増加にともなって経路上のいずれかのグリッドが空になってしまい、

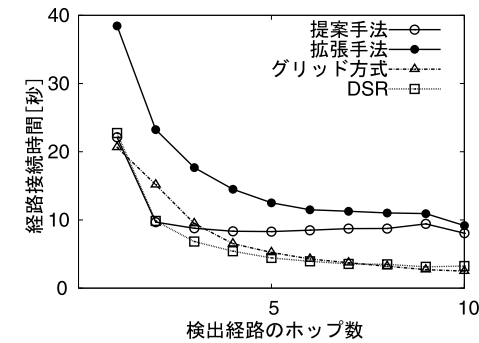


図 15 検出経路長に対する経路接続時間
Fig. 15 Route lifetime for number of hops.

経路を地理的に固定してしまっている効果の方が大きくなるために移動コンピュータ列として経路を指定する DSR よりも経路が切断しやすいという結果となっている。

図 12 から図 15 に示した性能評価実験結果から、提案手法が検出した無線マルチホップ配送経路をより長時間使用することができる事が分かる。3 章で述べたように、中継移動コンピュータの移動に対処する目標中継点による経路指定手法のみでは、送信先移動コンピュータの移動への対処がなされていない。性能評価実験結果は、これが正しいことを示しているが、それぞれのプロトコルにおいて、マルチホップ配送経路のいずれの無線リンクの切断によって経路が切断したのかをまとめたものを図 16、図 17、図 18、図 19 に示す。ここでは、移動コンピュータ数に対して、無線マルチホップ配送経路の切断箇所 (送信元移動コンピュータに接続する最初の 1 ホップ、送信先移動コンピュータに接続する最後の 1 ホップ、その他) の分布比率を示したものである。提案手法の分布を DSR と比較すると、中継移動コンピュータよりも送信元移動コンピュータ、送信先移動コンピュータにおける経路切断の比率が大きく、特に移動コンピュータ密度の高い環境では、送信先移動コンピュータにおける経路切断発生率が高いことが分かる。これに対して、拡張手法では、送信先移動コンピュータが移動した場合でも経路の 1 ホップ拡張によってマルチホップ配送経路の接続を維持できることにより、送信先移動コンピュータを原因とする切断の比率が低下している。グリッド方式では、経路として指定した最終グリッドに含まれる移動コンピュータの無線信号到達範囲に送信先移動コンピュータが含まれるならば、データメッセージを転送することが可能であるため、送信先移動コンピュータに接続する 1 ホップによる切断の比率がき

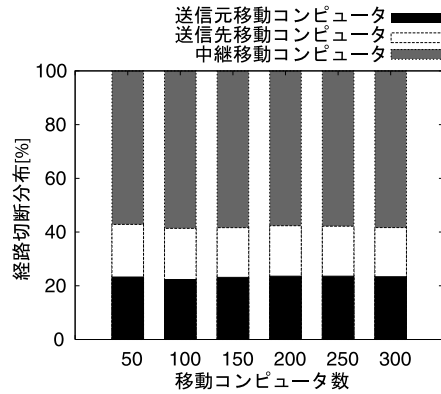


図 16 経路切断位置の分布 (DSR)
Fig. 16 Distribution of route disconnections (DSR).

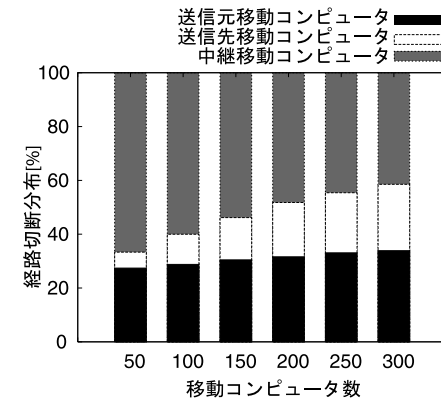


図 18 経路切断位置の分布 (拡張手法)
Fig. 18 Distribution of route disconnections (Extended proposal).

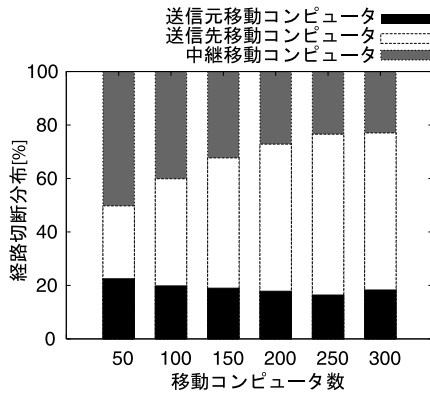


図 17 経路切断位置の分布 (提案手法)
Fig. 17 Distribution of route disconnections (Proposal).

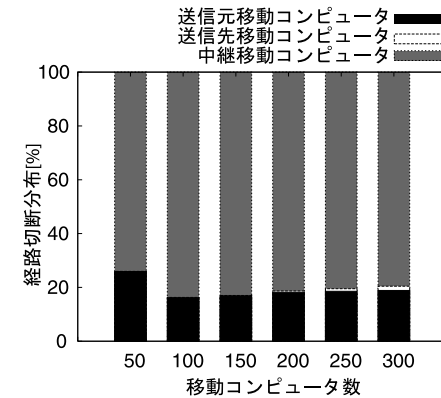


図 19 経路切断位置の分布 (グリッド方式)
Fig. 19 Distribution of route disconnections (Grid).

わめて低く、移動コンピュータを含まない中継グリッドの発生による切断比率が高いことが分かる。

6.2 オーバヘッド評価

提案手法では、無線マルチホップ配送経路の各中継移動コンピュータをコンピュータの移動への耐性を高めるために動的に決定するが、この決定をデータメッセージの転送元移動コ

ンピュータ \tilde{M}_i ではなく、転送先移動コンピュータ \tilde{M}_{i+1} の候補がタイマ設定を活用して決定する。そのため、タイマ時間切れ待ちによる配送遅延の拡大、タイマ設定による各移動コンピュータの追加処理オーバーヘッド、複数の候補移動コンピュータが転送先となる多重送信による追加通信オーバーヘッドを要するため、本節ではこれらを実験評価する。

データメッセージの転送元移動コンピュータ \tilde{M}_i からデータメッセージを受信した隣接

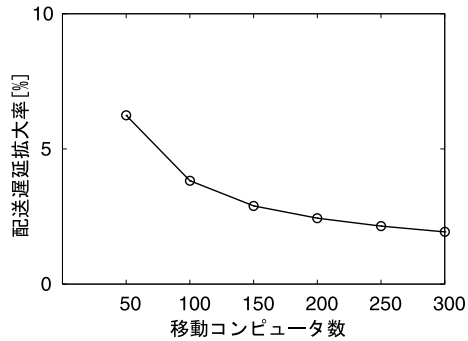


図 20 エンドエンド配送遅延

Fig. 20 End-end transmission delay.

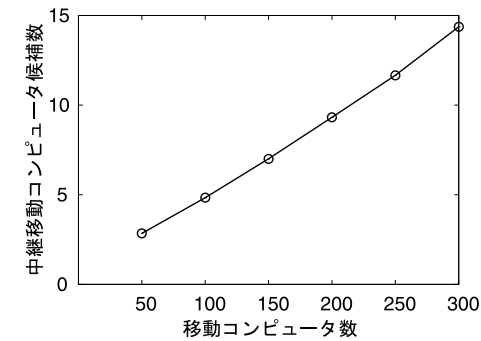


図 21 タイマ設定による処理オーバーヘッド

Fig. 21 Processing overhead due to timer setting.

移動コンピュータ M は、目標中継点 VM_{i+1} からの距離 $|MVM_{i+1}|$ に対して単調増加するタイマ待ち時間を設定する。これにより、あらかじめ転送先移動コンピュータが決定している DSR に比べて配送遅延が拡大すると考えられる。そこで、前節と同じシミュレーション条件のもとでデータメッセージのエンドエンド配送遅延を測定する。ただし、データメッセージを受信した M のタイマ待ち時間を $T_M := (DIFS - SIFS)|MVM_{i+1}|/L$ 、データサイズを 1500 バイトとする^{*1}。結果を移動コンピュータ数に対してまとめたものを図 20 に示す。ここでは、DSR を用いた場合に対する配送遅延の拡大率を示す。提案手法では、1.9%から 6.2%までの配送遅延拡大となった。拡大率は移動コンピュータ数が多いほど小さい。これは、移動コンピュータの密度が大きくなるほど、より目標中継点に近い移動コンピュータの存在確率が高くなり、設定タイマが時間切れとなるまでの時間が短縮されるためである。

次に、ブロードキャスト転送されたデータメッセージを受信した隣接移動コンピュータがタイマ設定を行うことによる処理オーバーヘッドを評価する。提案手法では、最終的に中継移動コンピュータとして選択される移動コンピュータ以外にも、中継条件 (1) と (2) を満足する移動コンピュータがタイマを設定してデータメッセージの転送に備えなければならないため、これが追加オーバーヘッドとなる。中継条件を満足する移動コンピュータ数は、移動コンピュータの分布密度に依存することから、これに対する中継移動コンピュータ候補数を測定

した。結果を図 21 に示す。候補数は、移動コンピュータ数の増加とともに上昇しており、50 台のとき 3.03 台、300 台のとき 14.9 台の中継移動コンピュータ候補がタイマを設定することになる。移動コンピュータ密度が高い場合には、このオーバーヘッドを削減するために候補移動コンピュータを絞り込む条件を付加することが考えられる。たとえば、目標中継点から密度によって定められる距離よりも近い移動コンピュータのみを中継移動コンピュータの候補とする条件を付加することが考えられる。この距離の設定は、経路接続時間とのトレードオフとなる。

最後に、データメッセージの転送に必要な制御メッセージ数を比較する。DSR とグリッド方式では、無線マルチホップ配送経路上の各隣接移動コンピュータ間でデータメッセージと受信確認メッセージが交換される。一方、提案手法では、転送元移動コンピュータがブロードキャストしたデータメッセージを受信した移動コンピュータのうち、他の移動コンピュータが送信した受信確認メッセージを受信する前に設定したタイマが時間切れとなったすべての移動コンピュータが受信確認メッセージを送信するとともにデータメッセージの転送を行う。このため、図 22 のように互いに無線信号到達範囲に含まない移動コンピュータ M と M' がともに受信確認メッセージとデータメッセージの送信を行うことが考えられる。このような多重転送が発生した場合においても、各中継移動コンピュータは転送済みデータメッセージを破棄し、未転送データメッセージを 4 章のプロトコルに従って処理する。各 VM_i の無線信号到達範囲の移動コンピュータのみが中継移動コンピュータとなることから、多重転送がアドホックネットワーク全体へと拡散することはないが、その影響を評

*1 IEEE802.11g では、DIFS=50 マイクロ秒、SIFS=10 マイクロ秒である。

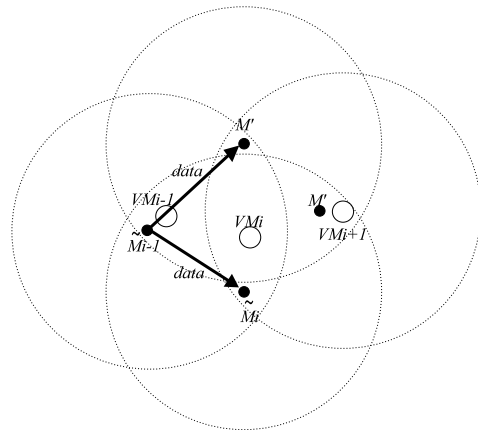


図 22 多重転送

Fig. 22 Duplicated message transmission.

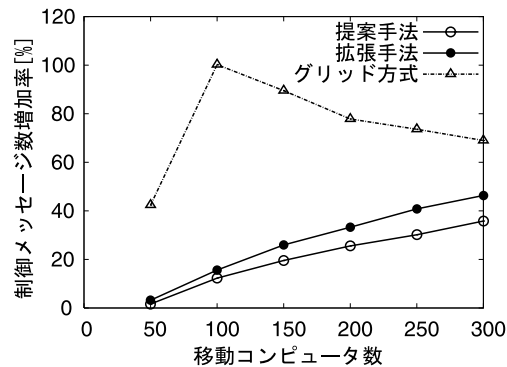


図 23 制御メッセージ数

Fig. 23 Number of control messages.

価することは必要である．そこで，データメッセージの配送に要する制御メッセージ数を実験評価する．シミュレーション条件は前節と同じものとする．結果を移動コンピュータ数に対してまとめたものを図 23 に示す．ここでは，DSR を用いた場合に対する制御メッセージ数の増加率を示す．提案手法では，DSR と比べて 1.6% から 35.8% の追加制御メッセージを要し，この増加率は移動コンピュータ密度が高いほど高くなる．これは，高密度分布環境ほ

ど図 22 のような多重転送の発生する位置関係にある移動コンピュータ対が増加することによるものである．拡張手法では，1 ホップ拡張の影響によってさらにメッセージ数が増加している．ただし，これらの増加率はグリッド手法に比べると十分に小さい．グリッド手法では，5 章で述べたように比較的小さなグリッドを用いるためにホップ数が増加し，制御メッセージ数が増加する．なお，グリッド方式が移動コンピュータ 50 台の場合にメッセージ数増加率が低いのは，移動コンピュータ密度が十分な接続性を得るためには十分高くないために，ホップ数が小さい無線マルチホップ配送経路しか構築できないことによるものである．

7. ま と め

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 60.5% 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，コンピュータの移動速度が高いほど，また，配送経路のホップ数が大きいほど大きくなることが分かった．ただし，移動頻度に対しては延長率はほぼ一定であった．

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，AODV をはじめとするネクストホップ方式のアドホックルーティングプロトコルに本論文の提案方式を応用することが考えられる．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．

謝辞 本研究における実験評価にあたって，東京電機大学松垣研究室の石川裕章，島田弥奈の両氏には多大な協力をいただいた．ここに感謝の意を示す．

参 考 文 献

- 1) Basagni, S., Chlamtac, I., Syrotiuk, V.R. and Woodward, B.A.: A Distance Routing Effect Algorithm for Mobility (DREAM), *Proc. 4th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp.76–84 (1998).
- 2) Bose, P., Morin, P., Stojmenović, I. and Urrutia, J.: Routing with Guaranteed Delivery in Ad Hoc Wireless Networks, *Proc. 3rd ACM International Workshop on Distance Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications*, pp.48–55 (1999).
- 3) Clausen, T. and Jacquet, P.: Optimized Link State Routing Protocol (OLSR), RFC3626 (2003).
- 4) 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).
- 5) Karp, B. and Kung, H.T.: GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks, *Proc. 6th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp.243–254 (2000).
- 6) Ko, Y.B. and Vaidya, N.H.: Location-Aided Routing (LAR) in Mobile Ad Hoc Networks, *Proc. 4th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp.66–75 (1998).
- 7) Lee, S.J. and Gerla, M.: AODV-BR: Backup Routing in Ad Hoc Networks, *Proc. IEEE Conference on Wireless Communications and Networking*, Vol.3, pp.1311–1316 (2000).
- 8) Lin, X. and Stojmenovic, I.: Geographic Distance Routing in Ad Hoc Wireless Networks, Technical Report TR-98-10, SITE (1998).
- 9) Melamed, R., Keidar, I. and Barel, Y.: Octopus: A Fault-Tolerant and Efficient Ad-Hoc Routing Protocol, *Proc. 24th IEEE Symposium on Reliable Distributed Systems*, pp.39–49 (2005).
- 10) Nakagawa, H., Ohta, T., Ishida, K. and Kakuda, Y.: A Hybrid Routing with Location Information for Mobile Ad Hoc Networks, *Proc. 8th International Symposium on Autonomous Decentralized Systems*, pp.129–136 (2007).
- 11) Navas, J.C. and Imielinski, T.: GeoCast - Geographic Addressing and Routing, *Proc. 3rd Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp.66–76 (1997).
- 12) Perkins, C.E.: *Ad Hoc Networking*, Addison-Wesley (2000).
- 13) Perkins, C.E. and Royer, E.M.: Ad-Hoc On-Demand Distance Vector Routing, *Proc. 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*, pp.90–100 (1999).
- 14) Perkins, C.E. and Bhagwat, P.: Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers, *Proc. ACM Conference on Communications Architectures, Protocols and Applications (SIGCOMM)*, pp.234–244 (1994).
- 15) Sun, W., Yamaguchi, H., Yukimasa, K. and Kusumoto, S.: GVGrid: A QoS Routing Protocol for Vehicular Ad Hoc Networks, *Proc. 14th IEEE International Workshop on Quality of Service*, pp.130–139 (2006).
- 16) Urrutia, J.: Two Problems on Discrete and Computational Geometry, *Proc. Japan Conference on Discrete and Computational Geometry*, pp.42–52 (1999).
- 17) 渡邊, 坂本, 沼田, 小野, 桧垣: Greedy ルーティングプロトコルの性能評価, 電子情報通信学会通信ソサイエティ大会論文集, p.393 (2006).
(平成 19 年 10 月 10 日受付)
(平成 20 年 4 月 8 日採録)



小野 真和 (正会員)

昭和 55 年生。平成 17 年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修了。同年東京電機大学大学院先端科学技術研究科先端技術創成専攻 (博士後期課程) 入学。平成 20 年 3 月同大学院満期退学。現在、日本電気株式会社所属。分散システム、フォールトトレラントネットワーク、無線プロトコルの研究に従事。平成 16 年第 66 回情報処理学会全国大会大会奨励賞, 平成 17 年第 67 回情報処理学会全国大会学生奨励賞受賞。IEEE, 電子情報通信学会各会員。



桧垣 博章 (正会員)

昭和 42 年生。平成 2 年東京大学工学部計数工学科卒業。同年日本電信電話(株)NTT ソフトウェア研究所入所。現在、東京電機大学未来科学部ロボット・メカトロニクス学科，理工学部情報システム工学科および大学院先端科学技術研究科情報学専攻，大学院理工学研究科情報システム工学専攻准教授。博士(工学)。分散システム，分散アルゴリズム，分散オペレーティングシステム，フォールトトレラントネットワーク，無線・光通信プロトコルの研究に従事。平成 7 年情報処理学会全国大会奨励賞受賞。平成 9 年情報処理学会山下記念研究賞受賞。平成 12 年 ICOIN-14 プログラム副委員長，ICPADS-2000 プログラム副委員長，ICOIN-15 プログラム副委員長。平成 13 年情報処理学会論文誌委員会ネットワークグループ主査。平成 17 年情報処理学会学会活動貢献賞。ACM，IEEE，電子情報通信学会，電気学会各会員。
