

# 高密度アドホックネットワークのための AODV ルーチングプロトコルの提案

沖野 正宗<sup>†</sup> 加藤 聰彦<sup>†</sup> 牛島 準一<sup>†</sup>  
伊藤 秀一<sup>†</sup> 飯作 俊一<sup>††</sup>

近年、その場に集まったノード間が無線インタフェースを用いて簡易にネットワークを構築するアドホックネットワークが注目されている。それにともない、多くのノードが使用されるまたは無線の到達距離が長いなどの理由で、無線伝播範囲に多数のノードが存在する高密度なアドホックネットワークに対する考慮が必要となる。このようなネットワーク環境では、特に経路を発見または伝達するための制御メッセージの転送オーバーヘッドが増大するという問題点が生ずる。本稿では、オンデマンド型の AODV ルーチングプロトコルを拡張し、無線伝播範囲の離れたノードのみに経路要求メッセージを中継させる方式を提案する。この方式は、追加のメッセージ交換のオーバーヘッドがなく、必要なノードのみにメッセージの中継を行わせ、さらにネットワークの動的な変化にも対応できることを特徴にしている。さらに本稿では、ネットワークシミュレータを用いて提案方式を評価し、AODV に対する優位性を明らかにしている。

## Proposal of AODV Routing Protocol for High Density Ad hoc Networks

MASAMUNE OKINO,<sup>†</sup> TOSHIHIKO KATO,<sup>†</sup> JUNICHI USHIJIMA,<sup>†</sup>  
SHUICHI ITOH<sup>†</sup> and SHUNICHI IISAKU<sup>††</sup>

Recently, ad hoc networks come to be actually used in sensor networks and in network construction in case of disaster. Accordingly, it is required to study the routing in high density ad hoc networks, where multiple nodes exist within radio propagation area. In such a network environment, it is important to decrease the overhead of route request messages flooded into the whole network. In this paper, we propose a modified AODV protocol adapted to high density ad hoc network. Its feature includes that it does not introduce any additional message overhead, that it enables necessary and sufficient nodes to relay route request messages and that it copes with network configuration change. This paper also shows the performance evaluation indicating that our protocol can reduce the total number of route request messages compared with the original AODV.

### 1. はじめに

近年の無線通信技術の発展にともない、その場に集まったノード間が無線インタフェースを用いて簡易にネットワークを構築するアドホックネットワークが注目されている<sup>1)</sup>。アドホックネットワークでは直接無線通信を行うことができないノード間の通信も、他のノードがルータとして動作しパケットを中継するマルチホップの通信が行われる。このため、通常のインターネットとは異なる、アドホックネットワークのためのルーチングプロトコルが検討されている。

アドホックネットワークの適用例としては、センサネットワークや災害時ネットワークなど通信インフラが存在しない場合のネットワーク構築が考えられる。ここでは、通信に使用されるノードの配置と、無線伝播範囲とは独立であることに注意する必要がある。このため、多数のセンサを使用するネットワークや、伝播距離の長い周波数帯の無線を用いた災害時ネットワークなどにおいては、通信可能な範囲に多数のノードが存在するという状況が生ずることになる。このような高密度なアドホックネットワークでは、経路を発見または伝達するためのルーチング用の制御メッセージの転送オーバーヘッドが大きくなるという問題が生ずる。たとえば、アドホックルーチングプロトコルの1つである AODV (Ad hoc On-demand Distance Vector)<sup>2)</sup> では、通信時に通信相手への経路を要求する RREQ

<sup>†</sup> 電気通信大学  
University of Electro-Communications

<sup>††</sup> 株式会社オーエスアイ・プラス  
OSI Plus Corporation

(Route Request)メッセージを隣接ノードへブロードキャストし、それを受信したノードも同様に隣接ノードへ再ブロードキャストしていき、宛先ノードもしくは宛先への経路を知っているノードがそれに応答するRREP (Route Reply)メッセージを発信元ノードへ送信することによって、オンデマンドに宛先との間の経路を確立する方法を用いている。このため、高密度なアドホックネットワークでは、ノードによるRREQメッセージの再ブロードキャストのオーバーヘッドが大きくなる。

そこで、このような問題点を解決するために、限られたノードのみにルーチング用制御メッセージを転送させる方法に関する検討が行われている<sup>3)~6)</sup>。文献3)の方法では、受信したパケットの受信電力や電波強度に基づいて相対的な位置関係を推定し、送信ノードから遠くにいるノードの転送を優先させる方式を取り入れている。また文献4), 5)では確率的な方法を用いている。文献4)では、受信したデータのある確率に基づいて、再ブロードキャストするかどうかを判断することによって、ネットワーク全体のオーバーヘッドを減らしている。また文献5)はRREQを受信した数から隣接ノード数を推定し、さらに既確立の経路情報を考慮してRREQの中継を時間確率的に行う手法を用いている。しかしこれらの方法では、物理的な情報や確率的動作に依存しているため、必ずしも無線伝播範囲の最も離れたノードが中継を行うとは限らず、最適でない中継を行う可能性がある。一方、文献6)で定義されるOLSR (Optimized Link State Routing) プロトコルは、上述の研究例が想定しているオンデマンド型のルーチングプロトコルではなく、ノードのリンク情報を交換するリンクステート型プロトコルである。ここでは、交換される制御メッセージの量を減らすために、隣接ノードのアドレスを交換することにより代表ノード(マルチポイントリレイ)を選定し、それらの間でのみ制御メッセージを交換することとしている。しかし、この方法には、定期的にHelloメッセージを交換するオーバーヘッドが必要であること、隣接ノードアドレスを交換しマルチポイントリレイを選択した後でしか通信が開始できず、起動直後または移動直後のノードがすぐにデータ転送を開始できないことなどの問題点がある。

これに対し筆者らは、通信要求に応じてオンデマンドに経路を選定するAODVルーチングプロトコルを対象として、ノードの無線伝播範囲に多数のノードが存在する場合に、あるノードと離れたノードにのみRREQメッセージを再ブロードキャストすることに

より、ネットワークに広がるルーチング用の制御メッセージの量を制限する方式を検討している<sup>7),8)</sup>。この方法は、以下の特徴を有する。

- OLSRと同様に隣接ノード情報を交換することにより、2ホップ先のノードの情報を入手し、自分とは異なる隣接ノードを多く含むノードを中継ノードに選択することにより、再ブロードキャストを必要最低限とする。
- 隣接ノード情報の交換にはRREQメッセージを使用し、追加のオーバーヘッドを必要としない。
- 起動直後または移動直後のノードからのRREQメッセージは、すべての隣接ノードに再ブロードキャストさせることにより、周辺の状態が不明な場合でも通信開始可能としている。

本稿では、筆者らの考案した高密度アドホックネットワーク用のAODVプロトコルの設計および性能評価について報告する。本稿の構成は以下のとおりである。まず2章で、要求条件とそれに基づいて考案した方式の概要を示し、3章で、プロトコルの詳細手順について述べる。さらに、4章で、ネットワークシミュレータns-2<sup>9)</sup>などを用いた性能評価の結果について示し、5章で本稿の結論を述べる。

## 2. 要求条件および方式概要

高密度アドホックネットワークにおいて、オンデマンド型のAODVルーチングプロトコルの制御メッセージのオーバーヘッドを削減するにあたっては、以下のような要求条件を考慮する必要がある。

- 無線伝播範囲に複数のノードが存在するため、無線通信可能でなるべく離れたノードを用いて、マルチホップのための経路を確立する必要がある。その際、経路に参加するノードのみにRREQメッセージのブロードキャストを行わせることにより、フラディングされるRREQメッセージの総数の抑制を実現する。
- 中継するノードを制限することにより、マルチホップ通信が不可能なノードが生じないようにする必要がある。特に、ノードの起動や移動により、新たなノードが発生した場合にも、そのノードとの通信を保証する必要がある。
- OLSRのように、すべてのノードが定期的にHelloメッセージを交換するというオーバーヘッドを導入しないようにする必要がある。
- 起動直後や移動直後のように、自分自身の隣接ノードの状況が不明な場合でも、速やかに通信が開始可能である必要がある。

上述のように、本来の AODV では、あるノードが送信した RREQ メッセージはそのノードのすべての隣接ノードにより再ブロードキャストされ、その動作が繰り返される。このため、各ノードは自身が送出した RREQ メッセージが再ブロードキャストされたものを受信することにより、自分の隣接ノードの情報を入手できることになる。このため、RREQ メッセージが送信されれば、各ノードで Hello メッセージを送信したことと同等になると考えられる。一方、AODV にも Hello メッセージが定義されているが (TTL を 1 にした RREP メッセージ)、そのメッセージはアクティブな経路の情報を持つノードのみが送信するもので、さらに必ずしも送信される必要はないと定められている<sup>2)</sup>。このため、AODV の Hello メッセージを用いて隣接ノードの情報を交換することはできない。

以上のような要求条件および背景を考慮し、筆者らは次のような方式を採用することとした。

- (1) あるノードの無線伝播範囲にあるノードのうち、離れて存在するノードをバウンダリノードとして選択し、そのバウンダリノードのみに RREQ メッセージの再ブロードキャストを行わせることを基本とする。RREP メッセージおよび経路情報の転送は RREQ メッセージのフラッディングで決定された経路に従う。
- (2) バウンダリノードの選択は、OLSR で採用されている方法と同様に、各ノードの隣接ノードのリストを交換することにより、自分の 2 ホップ先のノード (2 ホップノード) の集合を入手し、自分自身の隣接ノード集合となるべく異なった隣接ノード集合を持つノードを選択することにより行う。これにより、電波伝播範囲で、なるべく離れて存在するノードがバウンダリノードとして選ばれることが期待される。
- (3) 隣接ノードのリストの通知は、RREQ メッセージにより行わせる。このため、RREQ メッセージにその送信ノードの隣接ノード IP アドレスのリストを持たせる。さらに RREQ メッセージにおいては、その RREQ を再ブロードキャストすべきバウンダリノードもあわせて通知する。ここで、RREQ における隣接ノードとバウンダリノードのリストは、再ブロードキャストされるごとに送信ノードのものに更新されることに注意する必要がある。
- (4) バウンダリノードは、RREQ メッセージを送信する直前に、その時点での最新の隣接ノード情報を用いて決定する。また、ノードが起動直後などで所有する隣接ノードの情報が不十分な場合に対処するために、計算されたバウンダリノードが一定数以下の場合、十分に隣接ノード情報が集まっていないと判断し、送

信する RREQ メッセージをすべての隣接ノードにより再ブロードキャストさせるようにする。これはバウンダリノードの指定にブロードキャストアドレスを指定することにより行う。

(5) RREQ メッセージを受信したノードは、隣接ノードリストを解析するとともに、本来の AODV と同様にその RREQ メッセージを送信した隣接ノードへのルーティングテーブルをセットする。次に、RREQ メッセージの Originator IP Address と RREQ ID から重複して受信されたメッセージであることが判明した場合は無視する。そうでなければ、Originator IP Address で指定される発信元ノードへのリバースパスに関するルーティングテーブルをセットする。さらに、(6) に示すような、RREQ メッセージに回答できる場合以外の場合は、以下のようにして、その RREQ メッセージを再ブロードキャストする。

- バウンダリノードリストに自分自身が指定されている場合 (ブロードキャストアドレスの場合も含む) に、その RREQ メッセージを再ブロードキャストする。
- さらに、新たなノードが起動された場合など、ネットワークの動的な変化に対応するために、次のような手順を追加する。
  - － 受信したノードが隣接ノードリストに含まれない場合は、送信ノードが自分の存在を認識していないと判断し、送信ノードに通知するために、RREQ メッセージを再ブロードキャストする。
  - － 自身が先に RREQ メッセージを送信した時点以降に、自分自身の隣接ノード集合が変更されている場合は、バウンダリノードに指定されていない場合でも、RREQ メッセージを再ブロードキャストする。

(6) RREQ メッセージを受信したノードが、Destination IP Address で指定された宛先ノード自身である場合は、無条件に RREP メッセージを返送する。また、宛先ノードへの経路情報を有している場合は、以下のように対応する。

- RREQ メッセージにブロードキャストアドレスではないバウンダリノードが指定されている場合は、自分自身がバウンダリリストに含まれていれば RREP メッセージを返送するが、含まれていない場合は返送しない。
- RREQ メッセージのバウンダリノードの指定が、ブロードキャストアドレスである場合は、無条件に返送する。

(7) これまで述べた手順以外については、根拠のない RREP メッセージの送出, RERR (Route Error) メッセージの処理, Hello メッセージの処理などを含め、本来の AODV と同一の手順に従うこととする。なお、Hello メッセージの未達により隣接ノードとの間のリンク切断が検出された場合は、あわせて隣接ノード集合の変更を行うこととする。

### 3. プロトコルの詳細手順

3.1 ノードの持つ情報とメッセージフォーマット  
各ノードは以下の情報を管理する。

- ルーティングテーブル：AODV で扱われているルーティングテーブルに準ずる。
- 隣接ノード集合：1 ホップで到達可能なノードの集合。変更された時刻も管理する。
- 2 ホップノード集合：2 ホップで到達可能なノードの集合。
- 隣接ノードと 2 ホップノードの対応付け：隣接ノードとそれを經由して到達可能な 2 ホップノードの対応。
- RREQ 送信時刻：最新の RREQ メッセージを送出した時刻。隣接ノードの変更と RREQ メッセージ送信の前後関係を調べるのに用いる。

また本方式で使われる RREQ メッセージのフォーマットを図 1 のように定める。この図の影の部分に示すように、AODV の定めるフォーマットに続いて、隣接ノードとバウンダリノードの IP アドレスが設定される。図の #Neighbors と #Boundaries が、それぞれ、メッセージに含まれる隣接ノードの IP アドレス (Neighbor IP Address) とバウンダリノードの IP アドレス (Boundary IP Address) の個数を示す。

Type	Flags	Reserved	Hop Count
RREQ ID			
Destination IP Address			
Destination Sequence Number			
Originator IP Address			
Originator Sequence Number			
# Neighbors		# Boundaries	
Neighbor IP Address			
.....			
Boundary IP Address			
.....			

図 1 RREQ メッセージのフォーマット  
Fig. 1 Format of RREQ message.

### 3.2 バウンダリノードの選択方法

バウンダリノードの選択方式のアルゴリズムは以下のとおりである。

- (1) ノードはそれまでに受信した RREQ メッセージにより、隣接ノード集合、2 ホップノード集合、隣接ノードと 2 ホップノードの対応付けの各情報を作成する。
- (2) これらの情報から、個々の 2 ホップノードヘデータを送信するための經由すべき隣接ノードを求める。
- (3) この情報に基づいて、2 ホップノード集合の要素を、自分自身から到達するために經由する隣接ノードの数の順に、並べ替える。
- (4) 並べ替えた先頭の 2 ホップノードに対して、以下のようにバウンダリノードを選択する。
  - (a) その 2 ホップノードに到達するために經由する隣接ノードが 1 つであれば、その隣接ノードをバウンダリノードとして選択する。
  - (b) 經由する隣接ノードの数が複数ある場合、隣接ノードと 2 ホップノードの対応付けから、それぞれの隣接ノード經由で到達できる 2 ホップノードの数を求め、その最大のものをバウンダリノードとする。なお、この数が最大である隣接ノードが複数存在した場合は、IP アドレスの大きいものをバウンダリノードとして選択する。
- (5) 次に、(4) で選択したバウンダリノードの隣接ノードを、元のノードの 2 ホップノード集合および隣接ノードと 2 ホップノードの対応付けから除く。
- (6) ここで 2 ホップノード集合が空集合となれば終了する。もし 2 ホップノード集合の要素がまだ残っていれば (3) に戻る。

### 3.3 経路の確立手順

次に、ノード S がアドホックネットワーク内でシステムを起動した直後、ノード D へ IP パケットを送信しようとした場合の経路の確立手順を示す。なお、他のノードは互いに隣接ノード情報を有していると想定する。

まず、S は自分のルーティングテーブルに D への経路情報がないことを確認すると RREQ を作成する。この際、S は隣接ノードの情報を有していないため、RREQ の Neighbor IP Address フィールドは空で、Boundary IP Address フィールドにはブロードキャ

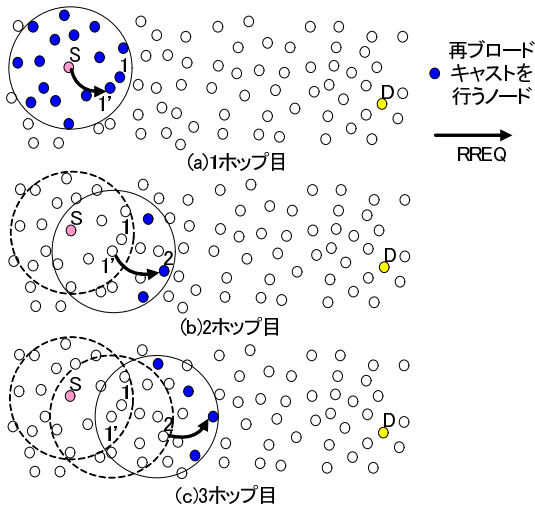


図 2 最初の RREQ メッセージの配信  
Fig. 2 Dissemination of first RREQ message.

ストアドレスがセットされる。また AODV では、不要な RREQ の拡散を防ぐために、RREQ メッセージの IP ヘッダの TTL の値を徐々に増加させる拡大リングサーチという手法を用いている。ここでは TTL=3 から始めて、2 ずつ増加させたと仮定して手順を示す。

S が送信した RREQ メッセージは、S のすべての隣接ノードが受信する。ここでバウンダリノードがブロードキャストアドレスに指定されているため、図 2 (a) のように、S のすべての隣接ノードが再ブロードキャストを行う。たとえばノード 1' は、S を新たに隣接ノード集合に加え、S へのルーティングテーブルエントリを作成し、隣接ノードとバウンダリノードのリストを RREQ メッセージにセットし、TTL を 1 減らして送信する。このように S のすべての隣接ノードが自分自身の隣接ノードをセットして RREQ メッセージを再ブロードキャストし、S がそれらを受信することができるため、その段階で S は自分自身の隣接ノードの情報を入手することができる。

次に、1' が送信した RREQ メッセージは、図 2 (b) のように、1' のバウンダリノードでかつこれまでにその RREQ メッセージを受信していないノードにより、さらに再ブロードキャストされる。またそのようなノードの 1 つであるノード 2 により同様な再ブロードキャストが行われた様子を図 2 (c) に示す。

S からの最初の RREQ メッセージは TTL=3 で送信されているため、ここでフラッディングが終了する。この間に宛先ノード D も、D への経路を所有するノードも存在しないため、RREP メッセージは送信されず、発信元ノード S は、タイムアウト後、TTL=5 と

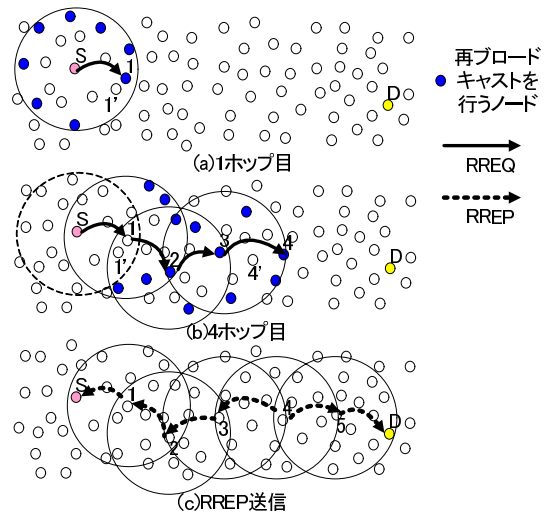


図 3 2 回目の RREQ メッセージの配信と RREP メッセージの転送  
Fig. 3 Dissemination of second RREQ message and transfer of RREP message.

して新たな RREQ メッセージを送信する。その転送の様子を図 3 に示す。

まず、その前の RREQ メッセージのフラッディングにより、S は隣接ノード集合を所有しているため、それを用いてバウンダリノードを計算する。そのノード数が一定数あるため (図では 8 つのバウンダリノードがあるとしている)、隣接ノードとバウンダリノードを指定して、RREQ メッセージを送出する (図 3 (a) 参照)。ここで、図 2 で例に使用したノード 1' は、バウンダリノードに指定されておらず、代わりにノード 1 がバウンダリノードとして指定されていると想定する。

同様に、RREQ メッセージが、ノード 1、ノード 2、ノード 3 と再ブロードキャストされた状況を図 3 (b) に示す。ここで、ノード 2 はノード 1 とノード 1' の双方のバウンダリノードに選択されている。このため、2 つの RREQ メッセージの双方を受信して、S へのリバースパスの経路情報を保持することになる。しかし、2 回目の RREQ メッセージの方が S に対応するシーケンス番号として大きな値を含んでいるため、2 回目の RREQ メッセージの受信により、S へのリバースパスの経路はノード 1 経由となる。

ここで、ノード 4 および 4' がノード D への経路を保持していたと仮定する。そこで、ノード 4 が RREQ メッセージを受信すると、S へ向けてリバースルートのための経路情報をもとに RREP メッセージを送信し、さらにノード D へ向けて根拠のない RREP メッセージを送信する。また、ノード 4' がノード D への

表 1 隣接ノード数とバウンダリノード数  
Table 1 Number of neighbor nodes and that of boundary nodes.

ノード	総ノード数：250		総ノード数：500		総ノード数：1,000	
	隣接ノード数	バウンダリノード数	隣接ノード数	バウンダリノード数	隣接ノード数	バウンダリノード数
(100,100)	9	2	17	3	30	7
(100,500)	8	4	17	4	32	7
(250,750)	13	5	19	6	34	8
(900,500)	8	4	12	4	24	5
(500,100)	8	3	17	5	37	6
(500,500)	13	4	20	7	38	6

経路を知っていても、ノード 3 のバウンダリノードでないため、RREP メッセージを送信することはない。ノード 4 から送られた RREP メッセージを受信したノード 3 は、ノード D へのフォワードパスのための経路情報を記録する。さらにノード S へのリバースパスの情報から、ノード 2 に RREP メッセージが転送される。これらの手順によりノード S からノード D までの経路が確立される。このような方法により、すべてのノードに RREQ メッセージの再ブロードキャストを行わせる本来の AODV に比べて、効率的な経路の確立が可能になると考えられる。

#### 4. 性能評価

##### 4.1 シミュレーション条件

筆者らの提案する高密度アドホックネットワーク用の AODV プロトコルの評価を行うために、ノードが高密度に分布している状況を想定し、バウンダリノードの選択状況および RREQ メッセージの転送総量について評価を行うこととした。ノードの分布としては、1,000 メートル × 1,000 メートルの領域に、250 ノード、500 ノード、1,000 ノードがランダムに配置された特定の状況を想定した。図 4 はノード数が 500 である場合の配置である。無線の伝播範囲は半径 100 メートル、伝送速度は 2 Mbps とし、メディアアクセス方式は IEEE802.11 に準拠することとした。またノードは移動しないこととする。

また、バウンダリノードが 2 つ以上検出された場合に、バウンダリノードを指定した RREQ メッセージを送信することとした。さらに、経路が確立された後は、1250 バイトのパケットを 1 秒間に 10 回転送する 100 Kbps の固定速度通信を行わせた。

このような状況で、複数のノードペアを固定的に選択し、それらの間で通信を行わせることとした。ノードペア数は最大 6 とし、発信元ノードと宛先ノードのペアは、250 ノード、500 ノード、1,000 ノードのいずれにおいても、領域中の座標表示で、(100,100) と (900,900)、(100,500) と (900,100)、(250,750) と

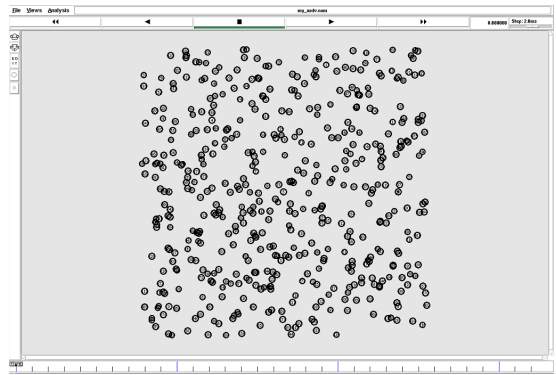


図 4 シミュレーションにおけるノード配置 (500 ノードの場合)  
Fig. 4 Node deployment in simulation (500 nodes).

(500,500)、(900,500) と (100,250)、(500,100) と (500,900)、(500,500) と (900,750) を用いることとした。

##### 4.2 バウンダリノードの選択に関する評価

まず第 1 に、バウンダリノードを選択した場合、RREQ メッセージを再ブロードキャストするノードがどの程度減少するかについて、評価を行った。上記の発信元のノードに対して、それぞれのノード数に対して、隣接ノード数とバウンダリノード数を計算したところ、表 1 に示すような結果となった。この結果から分かるように、隣接ノード数に比べると、必要なバウンダリノードの数は 1/2 から 1/6 程度に減少している。このため、バウンダリノードのみに RREQ メッセージを転送させることにより、RREQ のフラッディングのオーバーヘッドが減少することが期待される。

##### 4.3 RREQ メッセージの転送総量の評価

次に、ネットワーク全体にわたって転送された RREQ メッセージの総量を求めることにより、RREQ メッセージ転送のオーバーヘッドを評価した。まず、通信ペアを 1 として、RREQ メッセージの転送総量の変化を詳細に調べることにした。ノード総数を 500 とし、発信元ノードを (100,100)、宛先ノードを (900,900) とし、シミュレーション開始から 2 秒後にデータを転送しようとした場合の、転送された RREQ メッセージ

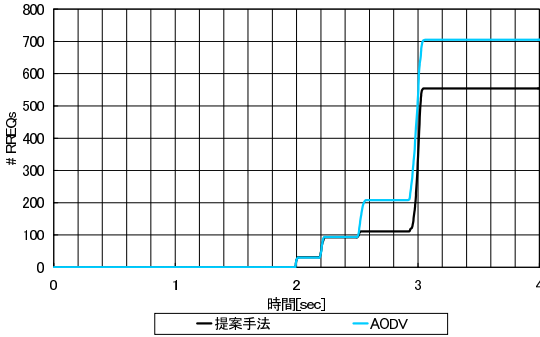


図 5 通信ペア 1 の場合の RREQ メッセージ数 (500 ノードの場合)

Fig. 5 Number of RREQ messages for one originator (500 nodes).

ジの累積数を測定した。ここで、累積数は、あるノードが再ブロードキャストするごとに 1 ずつ増加するとする。横軸を時間、縦軸をその時間までにネットワーク全体で送信された RREQ メッセージの累積数としたグラフを図 5 に示す。

2.0 秒後に発信元ノードから送信される RREQ メッセージは TTL=3 で送信される。その後 2.2, 2.5, 3.0 秒に、拡大リングサーチにより、それぞれ、TTL=5, 7, 30 で RREQ メッセージが送信されている。最終的に宛先ノードを発見するまでに送信される RREQ メッセージ数は提案方式の方が少なくなっていることが分かる。2.0 秒, 2.2 秒に送信された RREQ メッセージでは、発信元ノードがバウンダリノードを決定していないため、AODV と同数の RREQ メッセージが送信されている。一方、2.5 秒, 3.0 秒に送信された RREQ メッセージについては、提案方式の方が少なくなっている。これは、それまで受信した RREQ メッセージにより、各ノードがバウンダリノードを決定し、バウンダリノードのみが RREQ メッセージのフラッディングを行ったためであると考えられる。

ノード総数を 500 のまま、通信ペア数を 6 として、シミュレーション開始から 2, 4, 6, 8, 10, 12 秒後に、それぞれ 1 つずつのペアが通信を開始するという形で、転送された RREQ メッセージの総数を計測した。その結果を図 6 に示す。横軸は時間、縦軸はその時間までに送信された RREQ メッセージの総数である。この結果の 2 秒から 4 秒の間は、図 5 に示したものと同一である。

この図から分かるように、最初の通信ペアが送信を開始した 2 秒後の後半から、次第に本来の AODV と比べて、送信された RREQ メッセージの総数の増加の割合が減少しており、最終的に 6 つのペアが送信を

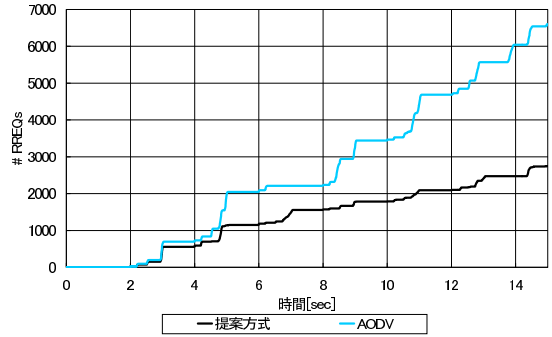


図 6 通信ペア 6 の場合の RREQ メッセージ数 (500 ノードの場合)

Fig. 6 Number of RREQ messages for six originators (500 nodes).

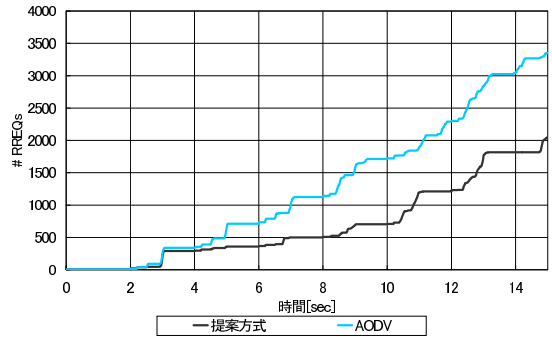


図 7 通信ペア 6 の場合の RREQ メッセージ数 (250 ノードの場合)

Fig. 7 Number of RREQ messages for six originators (250 nodes).

開始した 12 秒以降では、RREQ のメッセージ総数が 1/2 以下に減少している。

ノードの密度を変えるために、1,000 メートル × 1,000 メートルの領域のノード総数を 250 および 1,000 とした場合の、6 ノードペアによる通信における RREQ メッセージの総数を計測した。その結果をそれぞれ図 7 と図 8 に示す。

ノード総数が 250 の場合は、ノードの密度が小さくなり、したがって表 1 の隣接ノード数に対するバウンダリノード数の割合もそれほど小さくない。このため、本来の AODV に対する RREQ メッセージの総数の減少率は、500 ノードの場合に比べると小さい。逆に、ノード総数が 1,000 の場合は、ノードの密度が大きく隣接ノード数が増大しており、バウンダリノードのみを用いた RREQ メッセージの転送の効果が大きくなっている。最終的には本来の AODV に比べて 1/4 近くのメッセージで経路が確立されていることになる。いずれにしろ本方式は、ノードの密度が変わつ

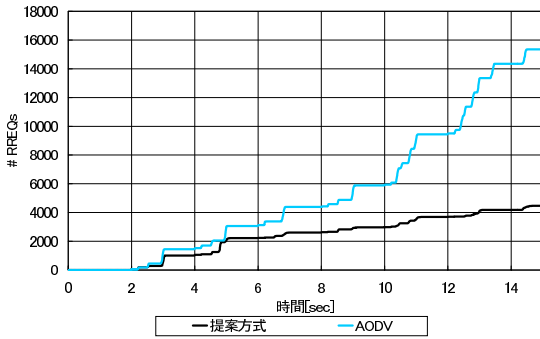


図 8 通信ペア 6 の場合の RREQ メッセージ数 (1,000 ノードの場合)

Fig. 8 Number of RREQ messages for six originators (1,000 nodes).

たときでも、本来の AODV に比べて RREQ メッセージのフラッディングを効率的に行っているといえる。

## 5. おわりに

本稿では、無線伝播範囲内に多数のノードが存在するような高密度アドホックネットワークに対して AODV を適用するプロトコルについて提案した。本プロトコルでは、RREQ メッセージに自身の隣接ノードリストを含ませることにより、そのフラッディングを用いて隣接ノードの隣接ノードを知り、その情報に基づいて、2 ホップ先にデータを転送するために必要な最小限のバウンダリノードを決定する。さらに、バウンダリノードリストを RREQ メッセージに含ませることにより、RREQ メッセージを再ブロードキャストするノードを制限している。また、ネットワークの動的な変化に応じて、起動直後や隣接ノードの状態が変わった後は、必要に応じて RREQ メッセージを再ブロードキャストし、隣接ノード情報の通知を行う機能も追加している。

本プロトコルをネットワークシミュレータ ns-2 上で評価したところ、隣接ノード数の 1/2 から 1/6 程度のバウンダリノードを用いて RREQ メッセージのフラッディングが可能であり、ネットワーク上で転送される RREQ メッセージの累積数は、本来の AODV の 1/2 から 1/4 に減少することが明らかとなった。これにより本プロトコルが AODV に比べて、効率的な RREQ メッセージのフラッディングを実現できると考えることができる。

## 参 考 文 献

1) Mobile Ad Hoc Networking (MANet). [http://protean.itd.nrl.navy.mil/manet/manet\\_home.html](http://protean.itd.nrl.navy.mil/manet/manet_home.html)

html

- 2) Perkins, C.E., Royer, E.B. and Das, S.: Ad-hoc On-demand Distance Vector (AODV) Routing, RFC 3561 (Jul. 2003).
- 3) 門 洋一, 大野雄一郎, 行田弘一, 大平 孝: 受信電力とキャリア検出により自律的に中継優先度と送信電力を決定するルーティング方式, 信学技報, RCS2000-6, pp.35-42 (Apr. 2000).
- 4) Haas, Z.J., Halpern, J.Y. and Li, L.: Gossip-Based Ad Hoc Routing, *Proc. IEEE INFOCOM 2003*, pp.1707-1716, (Mar. 2003).
- 5) 今川裕人, 横田英俊, 井戸上彰: オンデマンド型アドホックルーティングにおける経路確立の効率化手法に関する検討, 情報処理学会研究報告, 2003-MBL-25, (5), pp.33-38 (Jul. 2003).
- 6) Clausen, T. and Jacquet, P. (Eds.): Optimized Link State Routing Protocol (OLSR), RFC 3626 (Oct. 2003).
- 7) 沖野正宗, 牛島準一, 加藤聡彦, 伊藤秀一: 隣接ノード情報の交換を用いた無線フラッディングのための中継ノードの選択方法の提案と評価, 信学技報, NS2003-84, pp.89-92, (Jul. 2003).
- 8) 沖野正宗, 牛島準一, 加藤聡彦, 伊藤秀一: AODV を高密度なアドホックネットワークに適用したオンデマンド型アドホックルーティングプロトコルの検討, 信学技報, NS2003-223, pp.71-74, (Dec. 2003).
- 9) The Network Simulator - ns-2. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>

(平成 16 年 4 月 2 日受付)

(平成 16 年 7 月 1 日採録)



沖野 正宗

平成 14 年関西学院大学理学部物理学科卒業。平成 16 年電気通信大学大学院情報システム学研究科博士前期課程修了。高密度アドホックネットワークのためのルーティングに関する研究に従事。現在、同博士後期課程在学中。電子情報通信学会会員。





加藤 聰彦 (正会員)

昭和 53 年東京大学工学部電気工学科卒業。昭和 58 年同大学大学院博士課程修了。同年国際電信電話 (現 KDDI) (株) 入社。平成 14 年まで同社研究所および (株) KDDI 研究所において、OSI やインターネットの通信プロトコルの研究に従事。昭和 62 年～63 年米国カーネギーメロン大学客員研究科学者。平成 14 年より電気通信大学大学院情報システム学研究科助教授。高速/モバイルインターネット、アドホックネットワーク等の通信プロトコルの研究に従事。工学博士。平成元年元岡賞受賞。電子情報通信学会、IEEE 各会員。



牛島 準一

平成 14 電気通信大学卒業。平成 16 年同大学大学院情報システム学研究科博士前期課程修了。大規模アドホックネットワークのための階層的ルーチングに関する研究に従事。現在、同博士後期課程在学中。電子情報通信学会会員。



伊藤 秀一 (正会員)

昭和 39 年東京大学工学部電子工学科卒業。昭和 44 年同大学大学院博士課程修了。同年電気通信大学講師。現在、同大学大学院情報システム学研究科教授。データ圧縮、パターン識別等の情報理論とその応用の研究に従事。IEEE、電子情報通信学会、情報理論とその応用学会各会員。



飯作 俊一 (正会員)

昭和 57 年北海道大学大学院工学研究科博士課程修了。同年 KDD (現 KDDI) 入社。以来、同研究所においてネットワークアーキテクチャの研究に従事。平成 7 年郵政省通信総合研究所 (現独立行政法人情報通信研究機構) 入所。同所情報通信部長。平成 12 年 KDD に復帰。同研究所、(株) オーエスアイ・プラスを経て、現在 (株) KDDI ネットワーク&ソリューションズ執行役員。工学博士。著書『デジタル放送』(共著、オーム社) 等。丹羽高柳賞著述賞受賞 (映像情報メディア学会)。