

無線マルチホップネットワークにおける自律分散経路制御に関する研究



寺田 真介

東京大学大学院情報理工学系研究科

電子情報学専攻

指導教官 瀬崎 薫 准教授

博士学位論文

Contents

1	序論	1
1.1	研究の背景と目的	2
1.2	本論文の構成と要旨	3
2	アドホックネットワーク	5
2.1	本章まえがき	6
2.2	アドホックネットワーク概要	6
2.3	想定されるサービス利用形態	8
2.4	要求技術と技術的課題	9
2.5	アドホックネットワークにおける経路制御技術	14
2.5.1	ユニキャストルーティングプロトコル	14
2.5.2	マルチキャストルーティングプロトコル	17
2.5.3	ジオキャストルーティングプロトコル	22
2.6	本章まとめ	23
3	片方向リンクを考慮したフラッディング領域制限型アドホックルーティング	24
3.1	本章まえがき	25
3.2	関連研究	26
3.2.1	対象とするユニキャストルーティングプロトコル	26
3.2.2	AODV	27
3.2.3	DSR	32
3.3	提案手法	35
3.3.1	概要	35
3.3.2	経路探索手順	36
3.3.3	提案手法による経路探索例	39

3.4	性能評価モデル	41
3.4.1	評価指標	41
3.4.2	評価対象とするルーチングプロトコル	42
3.4.3	シミュレーションモデル	43
3.5	性能評価結果	44
3.5.1	ノード数 100 の場合の評価結果	44
3.5.2	ノード数を変化させた場合の評価結果	49
3.5.3	領域を変化させた場合の評価結果	53
3.5.4	通信半径をノード毎に変化させた場合の評価結果	57
3.6	本章まとめ	61
4	アドホックネットワークにおける中継ノード削減分散マルチキャストルーチング	63
4.1	本章まえがき	64
4.2	関連研究	65
4.2.1	対象とするマルチキャストルーチングプロトコル	65
4.2.2	ODMRP	65
4.2.3	多対多マルチキャストにおける ODMRP 経路構築例とその問題点	70
4.3	提案手法	72
4.3.1	概要	72
4.3.2	経路構築手順	73
4.3.3	経路テーブル更新手順	74
4.3.4	経路構築例	76
4.4	性能評価モデル	78
4.4.1	シミュレーション環境	78
4.4.2	評価指標	80
4.5	性能評価結果	80
4.5.1	マルチキャスト参加ノード数を変化させた場合の結果	80
4.5.2	ノードの移動速度を変化させた場合の結果	85
4.6	本章まとめ	88

5	アドホックネットワークにおける複数エリア適応型ジオキャストルーチン グ	89
5.1	本章まえがき	90
5.2	関連研究	91
5.2.1	対象とするジオキャストルーチングプロトコル	91
5.2.2	Greedy forwarding	91
5.2.3	LBM	92
5.2.4	GGP	93
5.3	提案手法	94
5.3.1	概要	94
5.3.2	共有フォワーディングゾーン	94
5.3.3	中継待機ブロードキャスト	96
5.4	性能評価モデル	96
5.4.1	シミュレーション環境	96
5.4.2	評価指標	97
5.5	性能評価結果	98
5.5.1	ジオキャストエリア数を変化させた場合の結果	98
5.6	本章まとめ	100
6	結論	101
6.1	本論文の主たる結果	102
6.2	今後の展望	103
	参考文献	109
	謝辞	110
	業績リスト	111

List of Figures

2.1	Ad hoc network.	6
2.2	Multihop communication.	7
2.3	OSI 7-layer model.	9
2.4	Hidden nodes problem.	11
2.5	Exposed nodes problem.	12
2.6	Proactive routing.	16
2.7	Reactive routing.	16
2.8	Hybrid routing.	17
2.9	Unicast and Multicast.	18
2.10	Transmission difference with wired network and wireless network.	19
2.11	Data transmission by Flooding and MPR.	20
2.12	Data transmission using broadcast by MPR.	21
3.1	Unidirectional link.	26
3.2	Route request (RREQ) message format.	27
3.3	Route reply (RREP) message format.	29
3.4	Routing table format of AODV.	31
3.5	Forward path discovery phase of AODV: RREQ transmission by flooding.	32
3.6	Backward path discovery phase of AODV: RREP transmission by reverse path forwarding.	33
3.7	DSR header.	34
3.8	Backward path discovery phase of DSR: RREP transmission by flooding.	35
3.9	Flooding areas of RREQ and RREP in proposed method.	37

LIST OF FIGURES

3.10 RREQ transmission phase in ARPAC.	40
3.11 RREP transmission phase in ARPAC.	41
3.12 Success probabilities to make connections in 100 nodes.	45
3.13 Average numbers of RREQs sent per route discovery in 100 nodes.	46
3.14 Average numbers of RREPs sent per route discovery in 100 nodes.	46
3.15 Average numbers of collisions occurred per route discovery in 100 nodes	47
3.16 Average numbers of hops for forward paths.	47
3.17 Average numbers of hops for backward paths.	48
3.18 Success probabilities to make connections when the number of nodes changes.	50
3.19 Average numbers of RREQs sent per route discovery when the number of nodes changes.	51
3.20 Average numbers of RREPs sent per route discovery when the number of nodes changes.	51
3.21 Average numbers of collisions occurred per route discovery when the number of nodes changes.	52
3.22 Average numbers of hops for forward paths when the number of nodes changes.	52
3.23 Average numbers of hops for backward paths when the number of nodes changes.	53
3.24 Success probabilities to make connections in 100 nodes.	54
3.25 Average numbers of RREQs sent per route discovery in 100 nodes.	54
3.26 Average numbers of RREPs sent per route discovery in 100 nodes.	55
3.27 Average numbers of collisions occurred per route discovery in 100 nodes	55
3.28 Average numbers of hops for forward paths.	56
3.29 Average numbers of hops for backward paths.	56
3.30 Success probabilities to make connections when the number of nodes changes.	58
3.31 Average numbers of RREQs sent per route discovery when the number of nodes changes.	58

LIST OF FIGURES

3.32	Average numbers of RREPs sent per route discovery when the number of nodes changes.	59
3.33	Average numbers of collisions occurred per route discovery when the number of nodes changes.	59
3.34	Average numbers of hops for forward paths when the number of nodes changes.	60
3.35	Average numbers of hops for backward paths when the number of nodes changes.	60
4.1	Join query header format of ODMRP.	67
4.2	Join reply header format of ODMRP.	68
4.3	Transmission path discovery phase of ODMRP: join query transmission by flooding.	70
4.4	Transmission path discovery phase of ODMRP: join reply transmission by broadcast.	71
4.5	Data transmission of ODMRP.	71
4.6	Routing table update of the proposed method.	75
4.7	Transmission path discovery phase of the proposed method: join query transmission by flooding.	76
4.8	Transmission path discovery phase of the proposed method: join reply transmission by broadcast.	77
4.9	Data transmission of the proposed method.	77
4.10	Average number of forwarding per data packets transmission versus the number of multicast members.	81
4.11	Average number of join replies sent versus the number of multicast members.	82
4.12	Average number of hop counts versus the number of multicast members.	83
4.13	Success probability to send data packets versus the number of multicast members.	84
4.14	Average number of forwarding per data packets transmission versus velocity of nodes.	85
4.15	Average number of join replies sent versus velocity of nodes.	86

LIST OF FIGURES

4.16	Average number of hop counts versus velocity of nodes.	86
4.17	Success probability to send data packets versus velocity of nodes.	87
5.1	Data transmission of Greedy forwarding.	91
5.2	Data transmission of LBM.	92
5.3	GGP.	93
5.4	Shared forwarding zone of proposed method.	95
5.5	Broadcast of proposed method.	97
5.6	Success probability to send data packets.	98
5.7	Average number of forwarding.	99
5.8	Average number of hop counts.	99

Chapter 1

序論

1.1 研究の背景と目的

インターネット技術の発展と普及に伴い、一般家庭への情報通信環境導入が急速に進んできた。このことは、FTTH (Fiber To The Home) や ADSL (Asymmetric Digital Subscriber Line) などの定額常時接続 g が実現されたことが大きい。さらに、パソコンの低価格化などによるところも大きい。近年では、有線ネットワークによる通信だけでなく、無線を利用した通信が普及してきている。無線ネットワークの最大の利点は、移動性をサポートしていることである。無線ネットワークを利用するユーザは、移動しながらも既存のネットワークに接続することができる。無線通信技術の進歩は目覚しく、無線デバイスを搭載した携帯電話、ラップトップ、PDA が爆発的に利用されるようになり、時や場所を選ばず通信を行えるようになってきている。携帯電話では、加入者数も 7000 万加入を超え、音声通信だけでなく電子メール、Web 検索、静止画像伝送などのマルチメディア化が行われている。さらに、高速データ通信が可能な第 3 世代移動通信が実現され、携帯端末へのデジタルカメラ搭載やそれを利用したテレビ電話、映像配信などの動画伝送を行えることが期待されている。音声の通信を無線で接続することが可能となり、携帯電話産業が成功しているのは、どこにいても通話が可能となったことが要因として大きい。特にインターネット接続に関しても同じことが期待されている。近年、ラップトップや PDA では、無線 LAN (Local Area Network) などによる高速通信が可能となっている。そのため、オフィスでは無線 LAN のアクセスポイント設備により、ラップトップに無線 LAN アダプタを挿入するだけでインターネットを利用することが可能となっている。さらに、都市部ではホットスポットが整備され、街頭でもインターネットに接続できる環境が整いつつある。定額常時接続型のアクセスネットワークと移動性を備えた無線通信技術を組み合わせることで、ネットワークサービスを「いつでも・どこでも」同一の条件で接続可能になってきている。これは、ユビキタスと呼称されている。これまで、無線ネットワークは全て無線基地局を利用したインフラストラクチャを用いてネットワークに接続することが前提となっていた。しかし、アドホックネットワークと呼ばれる既存のインフラストラクチャを利用することなく無線ネットワークを形成する技術がある。アドホックネットワークは、無線基地局が存在しない場合でも、無線端末同士で自律分散的にネットワークを構築することができる。しかし、アドホックネットワークでは端末の移動や電波状況などにより通

信が不安定となり，有線ネットワークと比べて伝送品質が低くなってしまいう問題がある．

本論文では，アドホックネットワークにおいて通信品質向上するため，ルーチングプロトコルに着目し，片方向リンクを考慮したフラッディング領域制限型アドホックルーチング，及びアドホックネットワークにおける中継ノード削減分散マルチキャストルーチングについて提案と検討を行う．

1.2 本論文の構成と要旨

本論文は，アドホックネットワークにおいて利用されるサービスを想定して，アプリケーションの通信形態に応じたルーチングプロトコルの性能を向上させることを目的とする．現在，提案されているルーチングプロトコルの技術的問題として，無線通信を利用する環境や無線端末によって通信可能範囲が異なり端末同士の接続性が低下してしまう問題や，通信可能範囲外の端末とデータ伝送を行うため，マルチホップ通信によるネットワークトラヒックの増加が問題となっている．これらを解決するために，無駄なトラヒックを発生させることなく伝送経路に最適なデータ中継端末を選択する手法について論じている．

第二章では，まずアドホックネットワーク概要について述べる．さらに，アドホックネットワークにおいて期待されるサービスについて説明し，それらのサービスを実現するために残されている技術的課題を調査し述べる．また，技術的課題の中で本研究を行うにあたって着目した経路制御技術であるルーチングプロトコルについて述べる．

第三章では，片方向リンクが存在するネットワークを想定し，接続性を向上させるユニキャストルーチングプロトコルについて提案とその評価について論じている．無線通信では，通信可能範囲の相違等から，双方向の通信ができない片方向リンクが存在する．アドホックネットワークにおいて効率的な通信経路を確立するためには，片方向リンクを考慮した経路探索が必要となる．一方，片方向リンクを考慮した従来のアドホックネットワークにおけるルーチングプロトコルでは，経路探索パケットのブロードキャストにより往路を探索した後，再度ブロードキャストを繰り返すことで復路を探索するため，大量の制御パケットが発生するといった問題がある．そのため，片方向リンクの存在を考慮したうえで，復路探索時の制御トラヒックを低減するルーチングプロトコルを提案し，シミュレーションによる評価を行った．その結果，提案手法は，片方向リンクを考慮した従

来のルーチングプロトコルと比較して、制御パケット数を小さく抑えながらかつ十分な経路探索能力を維持できることがわかった。

第四章では、アドホックネットワークにおいてマルチキャスト通信を利用するサービスを想定し、無駄なトラヒックを低減するためにデータ中継端末を小さく抑えるマルチキャストルーチングプロトコルについての提案と評価について論じている。アドホックネットワークにおいて、無線の同報性を利用するマルチキャストは伝送効率向上に有効である。多人数参加型ネットワークゲームやテレビ会議のような多対多通信形態でマルチキャストを利用する場合、従来のルーチングプロトコルでは送信ノード毎に伝送経路が構築される。そのため、データを中継するノードが増加し、ネットワークトラヒックの増加や電波干渉によるパケット損失が問題となる。同じマルチキャストグループに参加するノード間でデータの送受信を行う場合において、伝送経路に利用する中継ノードを自律分散的に少なくするマルチキャストルーチングプロトコルを提案し、シミュレーションによる評価を行った。その結果、提案方式は、従来のマルチキャストルーチングプロトコルと比較して、中継ノード数を削減しながら経路構築のためのトラヒックも削減可能であることがわかった。

第五章では、本論文のまとめと提案したルーチングプロトコルの展望について論じている。

Chapter 2

アドホックネットワーク

2.1 本章まえがき

本章では、ユビキタス社会を実現するために期待されているアドホックネットワークについて、熱望されるサービス展開について述べる。更に、サービスを実現するために必要な技術と具体的な技術的課題について述べる。

2.2 アドホックネットワーク概要

一般的に、ネットワーク通信を行う場合、パソコン及び交換機、伝送経路などのネットワーク設備が必要となる。交換方式は回線交換方式とパケット交換方式に大別され、電話交換網では回線交換方式、インターネットでは主にパケット交換方式が用いられている。インターネットでは、パケット交換機をルータと呼称している。ルータや伝送経路は不特定多数の端末間で通信を実現するためにあらかじめインフラストラクチャとして敷設されている。端末が無線を利用する場合は、携帯電話などのセル方式の移動通信網においては基地局、無線 LAN においてはアクセスポイントなどのネットワーク設備が必要となる。このように、従来の通信ネットワークはあらかじめインフラストラクチャを用意し、これを利用して端末間の通信を実現している。

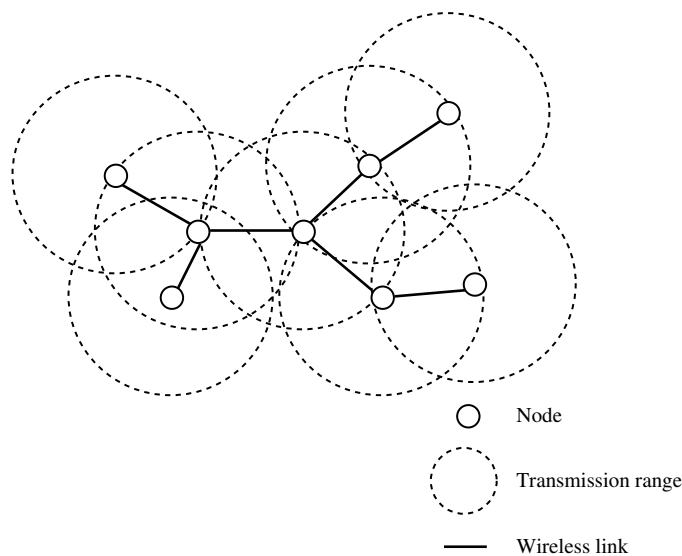


Figure 2.1: Ad hoc network.

アドホックネットワークは、図 2.1 イーサネットや無線 LAN のアクセスポイントのような既存のインフラストラクチャ（以下、インフラと称す）を利用することなく、端末（以下、ノードと称す）同士が直接接続して構成されるネットワークのことである。アドホックとは「その場限り」という意味である。事前にインフラを準備しなくても、その場で一時的なネットワークを構築する。図 2.2 の様に、無線通信を使用してデータをノードからノードへとパケットリレーのように転送することからマルチホップネットワークとも呼称される。

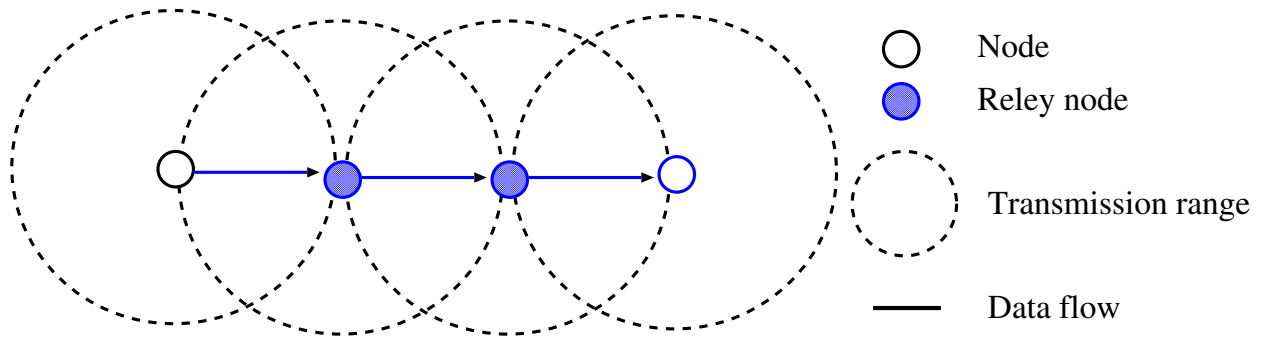


Figure 2.2: Multihop communication.

アドホックネットワークの物理的な制限に縛られないため、応用分野が幅広い。例えば、社内の会議室で、外部の人達のラップトップを接続してファイル共有をしたい場合、社内 LAN とは別に一時的なネットワークを容易に構築することができる。イーサネットを敷設できないためにアクセスポイントが設置できない場所でも、無線 LAN ノードで中継することにより、通信エリアを拡大させることができる。オフィス以外では、複数の携帯ゲーム機を接続して多人数でゲームを楽しむ事ができる。また、自動車同士が通信してブレーキ信号を次々に伝え、渋滞状況を後方へ通知させることもできる。防災関係に利用する場合は、通信インフラが途絶した場合の代替手段として注目され、アメリカセルラー通信（CTIA）と欧州電気通信標準化協会（ETSI）の共同研究 Project MESA が立ち上げられている。消防士は、トランシーバの電波が届かない地下の火災現場で、小型の無線 LAN ノードを一定間隔で配置しながら進む。ノード同士が自律分散的にネットワークを構築し、地上との間で IP 電話用回線を確保する。この回線は消防士の心拍データを地上に伝えることができる。

無線 LAN の普及に伴い注目を集めているアドホックネットワークは、標準化が活発になってきている。近年では、無線 LAN などの規格策定を手がけているアメリカ電気電子技術者協会 (IEEE) は、IEEE802.11s タスクグループを結成し、メッシュネットワークでこの分野の規格策定作業が本格化している。また、インターネット関連の標準化団体、IETF (Internet Engineering Task Force) も MANET (Mobile Ad-Hoc avvNetwork) 委員会で関連規格の策定もされている。

2.3 想定されるサービス利用形態

移動環境で利用できる無線ネットワークで代表的なサービスとして、携帯電話が挙げられる。今後は、音声だけでなく、音楽、画像や映像のようなマルチメディアを利用することが多くなってくると考えられる。アドホックネットワークは、軍事目的で研究されてきた。敵地でインフラ設備を利用することができない場合、見方同士の通信手段として一時的なインフラを構築することを目的として研究されてきた。

現在では、災害などによりインフラ設備の利用ができない場合などの一時的なインフラとしての利用が期待されている。地震などの天災などでは、既存の社会インフラが壊滅状態になりうる。このような状況では、少しでも被害情報を多くの人に伝えるだけでなく、生存者の確認など情報が鍵となる。また、こうした場合、救助隊同士の通信手段も確保することが困難となる。これらのことから、アドホックネットワークの利用が大きく期待できることがわかる。

更には、アドホックネットワークは、既存のインフラを利用することなく、ネットワークを構築することができるため、いつでもどこでもすぐにネットワークを利用できることから、ユビキタス社会を実現するための技術として大きな期待を集めることとなった。インターネットの爆発的な普及から分かる通り、ネットワークを利用することで多くの情報を取得することができ、多くのサービスを受けることができるため、多くの面で社会や家庭での生活が豊になってきた。これらのことが、無線通信を利用すると、時間や場所を問うことなく、ネットワークに接続できるため、無線マルチホップネットワークのサービス実現に大きな期待がなされていることがわかる。無線通信技術の発達だけでなく、インターネットがパーソナルコンピュータのみの利用だけでなく、小型ゲーム機などもインターネットに接続可能となってきた現在では、近い将来にも無線通信を利用したネットワークが爆発的に普及する可能性がある。

2.4 要求技術と技術的課題

アドホックネットワークには、サービス実現に向けて解決しなければならない技術的課題が多く残されている。インターネットと同様にアドホックネットワークにおいても、図 2.3 に示すように、OSI 参照モデルで通信ネットワークを階層化して整理することができる。以下に、それぞれの階層ごとにアドホックネットワークにおける技術的ポイントを示す。

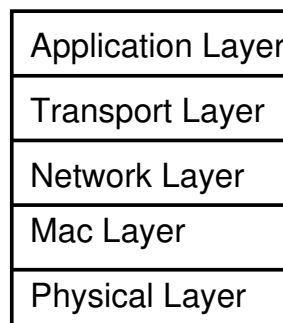


Figure 2.3: OSI 7-layer model.

- ・ 物理層

アドホックネットワークでは、ノードは移動体であり、人がノードとしてラップトップ、PDA、携帯ゲーム機などを携帯している場合や、車などで高速に移動する場合も考えられる。そのため、独立に移動する各ノードの動きは予測することは不可能である。このため、ノード間の電波伝播特性、電波の到達方向や電波干渉などが急激に変化する。アドホックネットワークでは、快適な通信環境を提供するために、このような急激な無線通信特性の変化に対応できる必要がある。

更に、アドホックネットワークで利用するノードは、バッテリー駆動である場合が多い。そのため、ノードの連続利用時間を延ばすためには、エネルギー消費量を低く抑える必要がある。このために送信電力を低下させると、電波到達範囲が狭くなり、他のノードと通信できなくなる可能性がある。また、常に受信可能状態に維持するだけでもバッテリーは消費されてしまう。ノードの無線通信機能をスリープ状態にすることでバッテリー寿命を延ばすことはできるが、スリープ状態

では通信を行うことができない。また、スリープ状態から受信可能状態に移行するための時間がため、通信要求に対して迅速に対応することおも困難となる。

これらの問題は、物理層だけで対応することが困難であるため、上位層と連携することが不可欠となる。

- ・ MAC 層

任意のノード間で通信を行うためには、使用する通信帯域（以下、チャンネルと称する）が特定されている必要がある。複数のチャンネルを選択することができる通信システムでは、その一つをあらかじめ設定しておくか、通信要求時に動的に決定するかこの二つの方法がある。

多数のノードがチャンネルを共有してデータパケットを送信するアドホックネットワークでは、複数の通信が同時に発生した場合、データパケットが衝突してパケット損失などにより安定した通信を行うことが困難となる。そのため、特定のノードがチャンネルを占有することなく公平に、かつ効率的にチャンネルを共有する技術が必要となる。このような技術はメディアアクセス制御と呼ばれている。IEEE802.11 の無線 LAN を利用するアドホックネットワークでは、CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection) と呼ばれるメディアアクセス制御が利用されることが多い。CSMA/CA のようなキャリアセンスとよばれる機能は、ノードがパケットを送信する前に通信状態を調査を行い、他のノードからの電波を検出した場合、パケットの送信を停止することで他の通信との競合を避けることができる。しかし、図 2.4 に示すような状態では、キャリアセンスでパケットの衝突を避けることができない。

図 2.4 では、ノード C がノード B と通信中において、ノード A がノード B にパケットの送信を行いたい場合を示している。この場合、ノード A がノード C の電波を検出することができないため、ノード B でデータパケットの衝突が発生する。このような減少は隠れ端末問題と称されている。また、パケットの衝突を防ぐことで別の問題が発生する場合がある。図 2.5 では、ノード B がノード A と通信中であるが、ノード C はノード D と通信を行うことができる。しかし、ノード B の電波をノード C は検出しているため、自身は通信を抑制してしまう。これは、さらされ端末問題と称されている。さらされ端末問題は、アクセスポイントを利用する無線 LAN では全てのノードがアクセスポイントと通信するため発生しない。したがって、さらされ端末問題はマルチホップ通信を行うアドホックネットワーク特有の問題となっている。

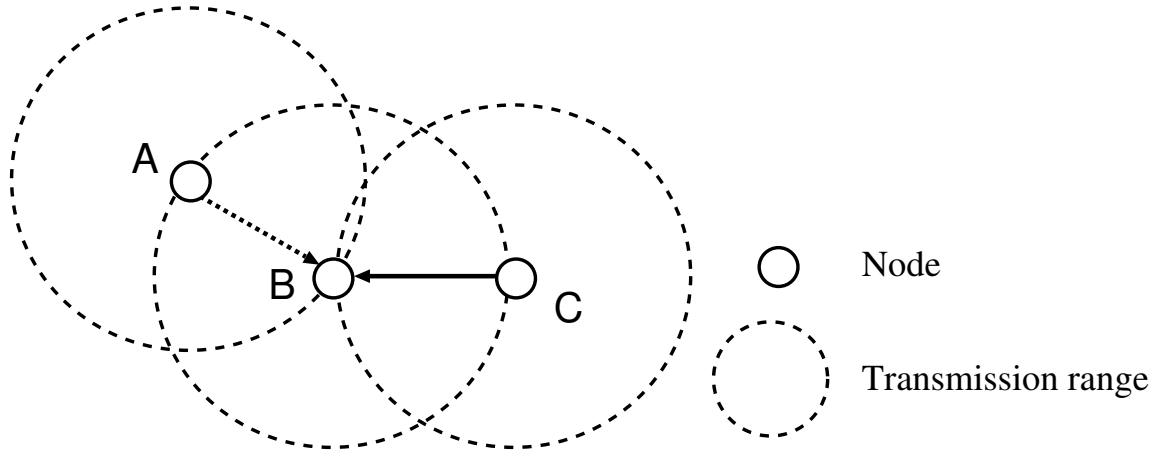


Figure 2.4: Hidden nodes problem.

隠れ端末問題を回避する方法として、図 2.4 を利用して以下で説明する。ノード C がノード B と通信中であることを隣接ノードに通知することで隠れ端末問題は回避することができる。これは、RTS/CTS 方式と呼ばれている。ノード C がノード B にデータパケットを送信する場合、まず RTS (Request To Send) パケットをブロードキャストする。このパケットを受信したノード B は、応答メッセージとして、CTS (Clear To Send) パケットをブロードキャストする。このパケットを受信することで、ノード C はノード B にパケットの送信を行う。CTS パケットにはノード C がノード B に通信する時間長が含まれている。そのため、ノード A はその時間だけノード B への通信を行わない。このことにより、ノード B でのデータパケット衝突を防止することができる。RTS/CTS 方式は IEEE802.11 標準のオプションとなっており、アクセスポイントを使用する無線 LAN での利用を前提として開発されたが、アドホックネットワークにおいても衝突回避方法として有効である。しかし、RTS/CTS パケットの送信がチャネルを消費してしまうため、そのオーバーヘッドが生じてしまう。RTS/CTS 方式の導入は衝突減少効果とのトレードオフの関係となっている。

移動するノード同士が直接通信するアドホックネットワークでは、ノードの隣接関係は頻繁に変化する。また、ノード間のリンクが相互に通信可能な双方向

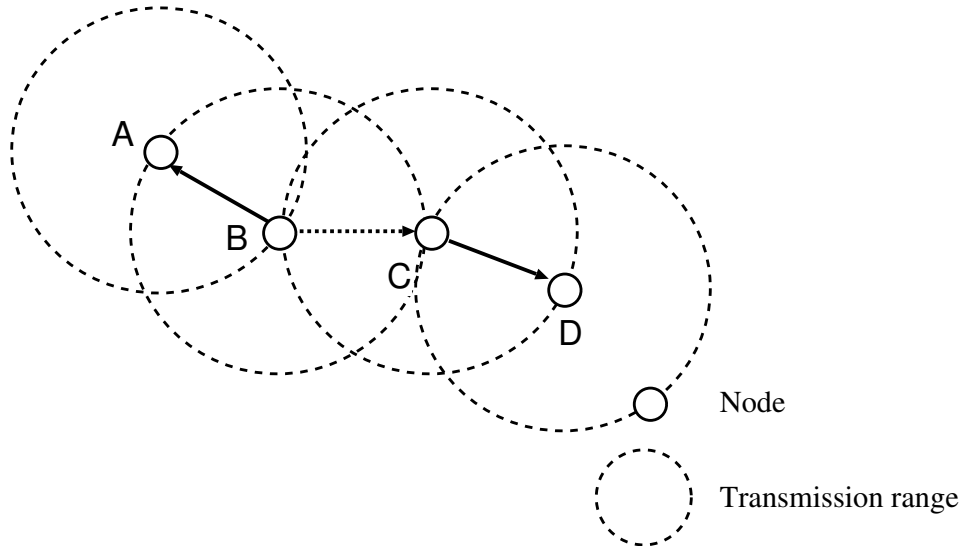


Figure 2.5: Exposed nodes problem.

リンクとは限らず、片方向リンクが存在する可能性もある。そのため、隣接ノードの変化に対応できる技術が必要となっている。

- ・ ネットワーク層

アドホックネットワークでは、直接電波が到達し通信が可能である場合には送信ノードから宛先ノードに直接パケット伝送が行われる。直接電波が届かない場合、複数の中継ノードを経由して宛先ノードまでパケットが伝送される。すなわち、途中のノードはルータとして機能する。そこで終点までの経路をどのように決定するかが重要な課題となっている。インターネットでは、ルータは宛先ノードのIPアドレスと次ホップルータのIPアドレスのルーティングテーブル（経路表）をもっており、これにより次のルータへとパケットを送信することができる。経路表は一定間隔でルーティングプロトコルにより更新される。

アドホックネットワークでも同様の経路制御が可能であり、これは、プロアクティブ型（テーブル駆動型）ルーティングプロトコルと称されている。ルーティングテーブルが常に維持されているため、通信要求が発生した場合、迅速に通信を開始することが可能である。ノードが高速に移動する場合には、ルーティングテーブルの内容が短時間で利用することができなくなる。最新の状態を維持するためにはルーティングテーブルの更新を頻繁に行う必要がある。このため、ルーティング

テーブル更新のための制御メッセージによるトラフィックが増大する問題がある。この問題を回避するために、通信要求が発生した時点で経路構築を行う方法が考えられており、リアクティブ型（オンデマンド型）ルーチングプロトコルと呼ばれている。この方式では、送信ノードから宛先ノードへの経路を保持していない場合、経路要求パケットをブロードキャストする。経路要求パケットを受信したノードは、中継ブロードキャストを行い、そのパケットを他のノードへ伝送する。経路要求パケットを宛先ノードが受信した場合、経路応答パケットを送信ノードへ返信する。経路応答パケットは経路要求パケットの転送経路を逆順に辿って送信ノードに到達する。これによって、送信ノードは宛先ノードへの経路を発見することができる。ノードの移動速度が大きく、通信要求の頻度が少ないほどリアクティブ型ルーチングプロトコルが有効となる。アドホックネットワークでは、ノードの移動によりノード間のリンクが切断されたり、新たなリンクが生じることが頻繁に発生する。経路選択においては、より長時間利用できる安定した経路を選択すると共に、リンク切断が発生しても代替経路をすぐに発見することができる経路制御方式が必要とされている [1, 7]。

- ・ トランスポート層

インターネットではトランスポートプロトコルとして、TCP と UDP が利用されている。TCP はコネクション型の通信の信頼性を向上させるためのプロトコルである。UDP はリアルタイムアプリケーションなどの高速に通信を行うことを重視したプロトコルである。アドホックネットワークでは、ノード移動によるリンク切断などがあるため、特に TCP の動作について問題がある。TCP では、パケット損失が発生した場合、フロー制御により伝送速度を低下させて、通信速度を調節している。しかし、アドホックネットワークでは、通信中のパケット損失がリンク切断かトラフィックの輻輳によって引き起こされたものか区別することが困難であるため、スループットが大きく低下してしまう問題がある。

したがって、アドホックネットワークでは、経路障害と経路再構築を明示的に TCP に伝える仕組みなどが必要となり、このことによりスループット向上させる仕組みが必要となっている。

- ・ アプリケーション層

現在、サーバクライアントモデルのインターネット利用が一般的である。クライアントはアプリケーションを利用するユーザ側で動作するプログラムであり、サーバはアプリケーションサービスの提供者側で動作するプログラムである。サーバは、常時クライアントからの要求を待つホットスタンバイ状態を保ってい

る．このように，インターネット上に配置されているサーバとなるコンピュータにユーザがアクセスするサーバクライアントモデルはアドホックネットワークにおいても有効であると考えられる．しかし，アドホックネットワークでは，特定のノードにサーバの役割りをもたせたとしても，そのノードが常に通信可能な状態であるとは限らない．そのため，アドホックネットワークで，サービスを実現するためには，インターネットとは異なるモデルも必要とされている．

昨今インターネットにおいて，ファイル共有を行うような P2P (Peer to Peer) 型のアプリケーションが注目されている．このようなアプリケーションをアドホックネットワークで利用する場合，特定の役割りをもつノードが不必要であるため，すべてのノードが対等に参加してサービスが構成されるため，大変有効な手段であると考えられる．

また，プライバシー保護やフィルタリングなどのコンテンツ関連技術も重要である．不特定多数のノードが参加するアドホックネットワークにおいて，信頼できるネットワークを構築するために必要不可欠な技術である．

アドホックネットワークでは，通信中にスループットが急激に変化したり，経路切断のために通信が断絶してしまう場合が考えられる．このような場合にアプリケーション側でどのように対処すべきかという課題がある．

2.5 アドホックネットワークにおける経路制御技術

2.5.1 ユニキャストルーティングプロトコル

アドホックネットワークにおけるルーティングプロトコルは，データがどのノードを経由してマルチホップをしていくか，どの経路を選択したら一番効率が良いかといった経路構築を行うために必要なプロトコルである．ネットワークで通信を行うための要の技術である．現在，無線 LAN デバイスなどにはアドホックモードが搭載されているが，その多くはシングルホップ機能（一対多の 1 ホップのみの通信）のみである．マルチホッピング機能は企業や研究機関等でルーティングプロトコル，ネットワークアーキテクチャ等の研究が盛んに行われている．アドホックネットワークには，有線ネットワークと異なる特徴をもっているため，有線ネットワークで利用されているルーティングプロトコルでは，アドホックネットワークにそのまま適用することが難しい．そのため，アドホックネットワークのために多くのルーティングプロトコルが提案されている [25, 3, 34, 14] ．

アドホックネットワークのために提案されているルーチングプロトコルは、それぞれのもつ特徴から分類することができる。一般的に、テーブル駆動型（プロアクティブ型）、オンデマンド型（リアクティブ型）とハイブリッド型に分類される。テーブル駆動型ルーチングプロトコルは、各ノードがネットワーク情報を交換することによって、各ノードの経路表が作成される。この経路表を利用することで、経路の生成、維持、削除が行われる。オンデマンド型は、パケットのフラディングを利用することにより、経路制御を行う。ハイブリッド型ルーチングプロトコルは、テーブル駆動型とオンデマンド型を組み合わせた方式である。以下にそれぞれの特徴について説明する。

- ・ テーブル駆動型ルーチングプロトコル

テーブル駆動型ルーチングプロトコルの特徴は、通信要求の有無にかかわらず、ネットワーク内の全てのノードが経路表を常に交換している点にある。2.6に示すように、送信ノード A が送信したパケットは、中継ノード E, H がもつ経路表にしたがって、宛先ノード I に転送される。経路表には、ネットワーク内のすべてのノードごとに、宛先ノード ID と宛先ノードに送信するために次に転送するノード ID が格納されている。この経路表を作成するために、各ノードは定期的に制御メッセージを隣接ノードと交換する必要がある。この方式では、経路表を利用することにより、通信要求が発生した際に新たに経路探索をすることなく、低遅延の通信を実現することができる。

しかしながら、ネットワーク内のノード数の増加に伴い、経路表の情報が膨大に膨らむ可能性がある。また、ノード移動が大きい場合、ネットワークトポロジの変化と共に制御パケット交換頻度が高くなり、ノード処理とネットワークトラヒックの増加につながる問題がある。

- ・ オンデマンド型ルーチングプロトコル

オンデマンド型ルーチングプロトコルは、アドホックネットワークでは一般的な経路構築方式となっている。この方式は、ネットワークトラヒックを抑制するために、通信要求が発生してから経路構築を行う。オンデマンド型ルーチングプロトコルにおける経路探索フェーズは、通信要求時に送信ノードがパケットのフラディングを行い、宛先ノードを探索すると同時に経路構築を行う。経路構築を終えた後に、ノードはデータを送信することができる。図?? (a) に示すように、初めに送信ノード A が宛先ノード I を探索するために要求メッセージをフラディングする。宛先ノード I が送信ノード A からの要求メッセージを受信すると、そのメッセージが中継転送されてきた逆順の経路を辿って、送信ノード A

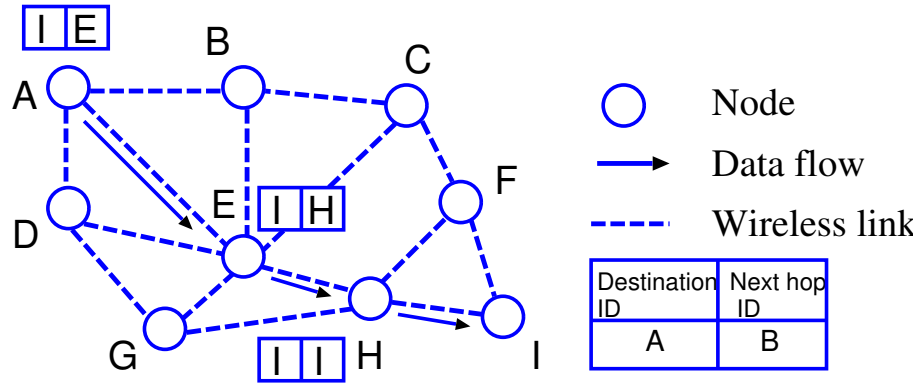


Figure 2.6: Proactive routing.

に応答メッセージが返信される。送信ノード A が応答メッセージを受信することにより、宛先ノード I の存在を認識することができる。送信ノード A は、応答メッセージが中継転送されてきたノードを経由してデータを伝送する。

オンデマンド型は、通信要求が発生するまで、経路表作成等の制御メッセージの交換を行わないため、テーブル駆動型と比較して、ノード負荷とネットワークトラヒックを低く抑えることができる。しかしながら、通信要求後に宛先ノードを発見するまでに時間が必要となる。そのため、通信開始まで遅延が発生してしまう点に問題がある。

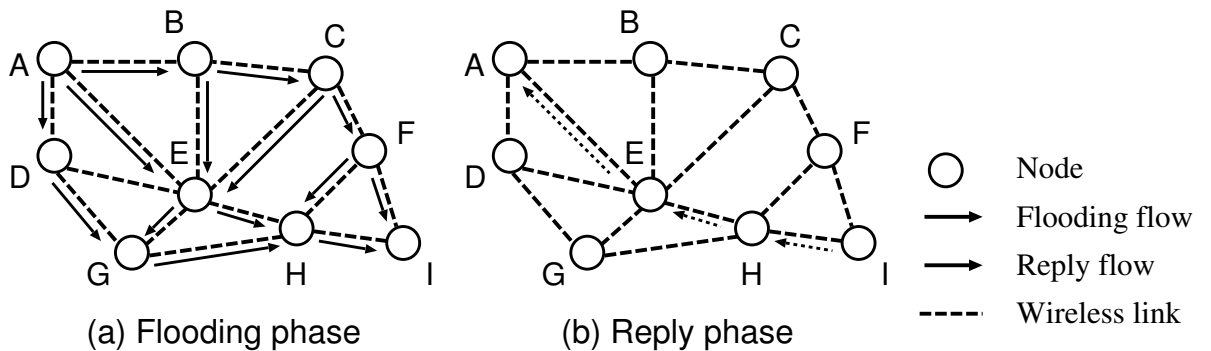


Figure 2.7: Reactive routing.

・ ハイブリッド型型ルーチングプロトコル

ハイブリッド型は、テーブル駆動型とオンデマンド型の二つの特徴を併せた方式となっている。この方式では、ノードは、自身の近くにあるノードに関してはそれらのノードへの経路表をもち、一方、遠くにあるノードについては、オンデマンド型でルーティングを行う。ハイブリッド型ルーティングを図2.8に示す。ハイブリッド型は自身のノードから k ホップ以内を近傍ノードとみなす。図2.8(a)のノードAの近傍ノードは、ノードB、Cである。ノードAがノードFへ経路探索する際、ノードAの近傍ノードすべてにメッセージを送信する。次に、ノードCから見て k ホップ先のノードD、Eにメッセージを送信する。図2.8(b)において、ノードEはノードFが隣接に存在することを経路表から知っているため、ノードEから k ホップ以内に存在するノードの経路表に従ってノードFにメッセージを送信する。メッセージを受信したノードFは、応答メッセージをノードAへ発見された経路の逆順に転送する。

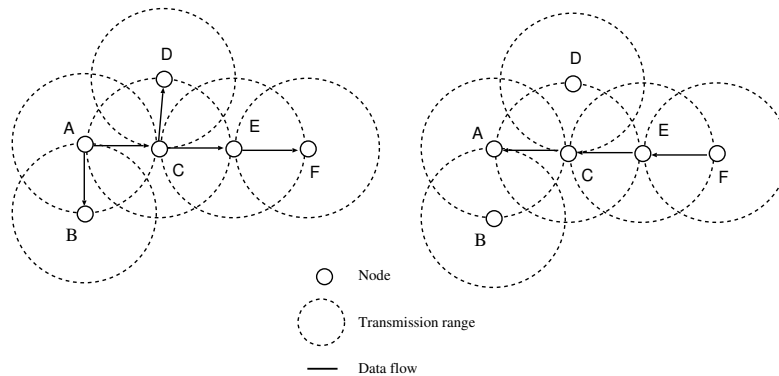


Figure 2.8: Hybrid routing.

2.5.2 マルチキャストルーティングプロトコル

インターネットのような有線ネットワークでは、ウェブやメールなど1対1の通信形態が主流となっており、ユニキャストルーティングプロトコルが利用されることが多い。近年、動画などのマルチメディアコンテンツの利用者が増えてきており、ネットワークトラフィック増加が問題になっている。そのため、アドホックネットワークにおいて効率的な伝送を実現するためにマルチキャストが見直されてきている。1対1通信のユニキャストでは、同一のデータを配信する場合でも、図2.9

(a) に示すように、逐次ユーザ毎にデータを伝送しなければならない。一方、マルチキャストは、ストリーミングによる動画配信など、同一データを複数のユーザに伝送する場合、図 2.9 (b) に示すように、中継ノードでデータの複製を行うことで配信することができるため、ネットワーク帯域を効率的に利用することができる。今後、携帯電話などの小型端末でも動画を利用するユーザが増えると考えられるため、無線ネットワークでも効率的な伝送を実現するために、アドホックネットワークのためのマルチキャストルーティングプロトコルが多く提案されている [9, 13, 30, 35, 10, 36, 38, 11, 37, 15, 33, 12, 31]。アドホックネットワークで同報性を利用したマルチキャストを用いることは、一度の電波送信で複数のノードにデータ伝送が可能となるため、データを転送する中継ノードを削減ことができ、ネットワーク内のノード負荷を低減できると考えられる。

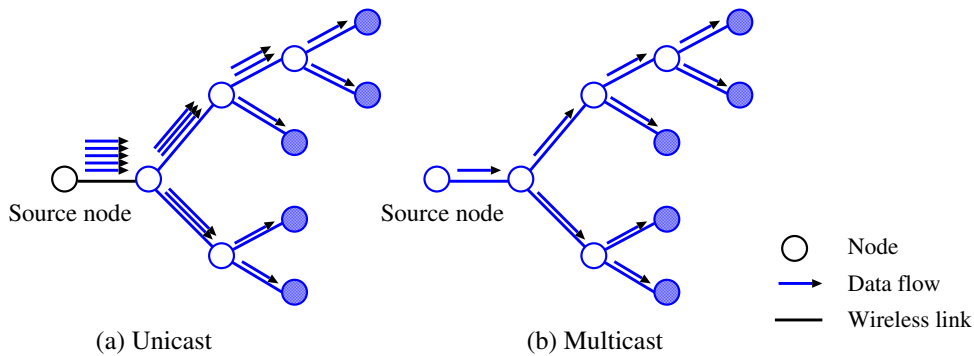


Figure 2.9: Unicast and Multicast.

有線ネットワークではデータを送信する際、図 2.10 (a) に示すように、物理的なケーブルに制限されてしまうため、マルチキャストを用いた場合でも、端にあるノードは一度のデータ送信で単一のノードしかデータを受信することができない。一方、無線ネットワークでは、図 2.10 (b) に示すように、電波は送信者を中心に広がるため、一度のデータ送信で電波範囲内全てのノードに伝送することができる。また、電波範囲内のノード数によらず、データ送信時の伝送コストは同じになると考えられる。

アドホックネットワークにおけるマルチキャストルーティングプロトコルは、構築される伝送経路の形態により、フラッディング型、ツリー型、メッシュ型の三つに分類することができる [6]。以下に、各々の特徴について述べる。

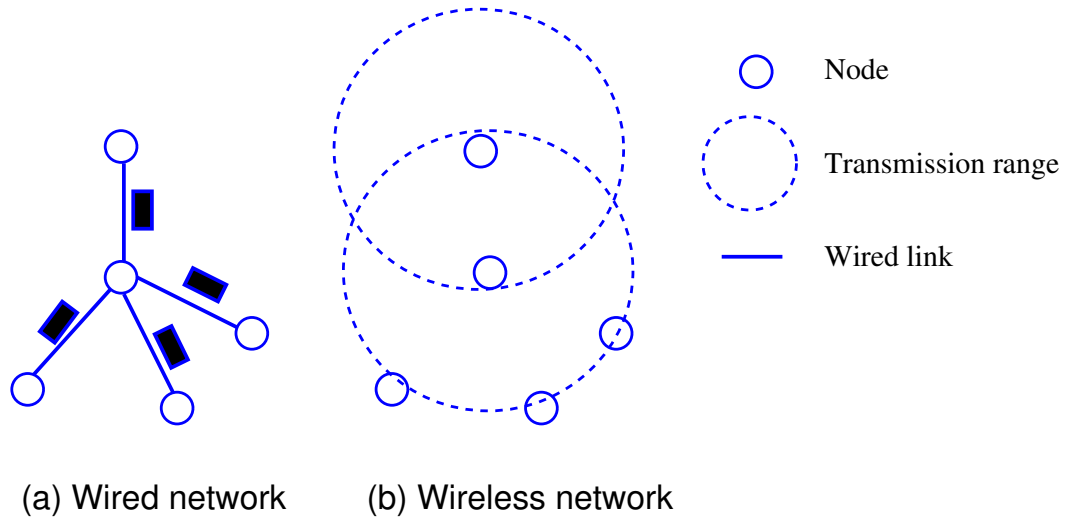


Figure 2.10: Transmission difference with wired network and wireless network.

・フラッディング型

フラッディング型は、ネットワーク上全てのノードにデータを伝送する方式である。特に複雑な仕組みはなく、最も単純な手法である。ネットワークトポロジの変化が大きい場合でも高いデータ配信率を保つことができる利点をもっている。しかし、重複したデータがネットワーク上に伝送されるため、ネットワークトラフィックが大幅に増加する問題がある。また、パケット衝突によりブロードキャストストリームが発生する可能性が高くなる。

一般的な、フラッディング型によるデータ伝送の手順を以下に示す。データを送信するノードは、自身の近隣ノード全てにデータを中継ブロードキャストする。データを受信した各ノードは、自身の近隣ノード全てにデータを中継ブロードキャストする。ただし、重複したデータを受信した場合、そのデータは破棄される。全てのノードは必ず一度、中継ブロードキャストを行うことになる。以上の処理を行うことで、ネットワーク内全てのノードにデータを伝送することができる。フラッディング型は、ルーチングプロトコルの経路探索の必要がなく、ノード同士の情報交換などにも利用される。また、ノード移動によるリンク切断が発生した場合でも、リンクを修復することなく、データを配信することができる。そのためデータ配信率が高く、フラッディングによる情報配信も検討されている。

このことから，アドホックネットワークでは，フラッディングが重要な技術とされている．しかし，送信されるデータを必要としないノードにもデータが配信されるため，ネットワークトラヒック増加が避けられない．このことから，フラッディングを効率良く行えるための提案がなされている．

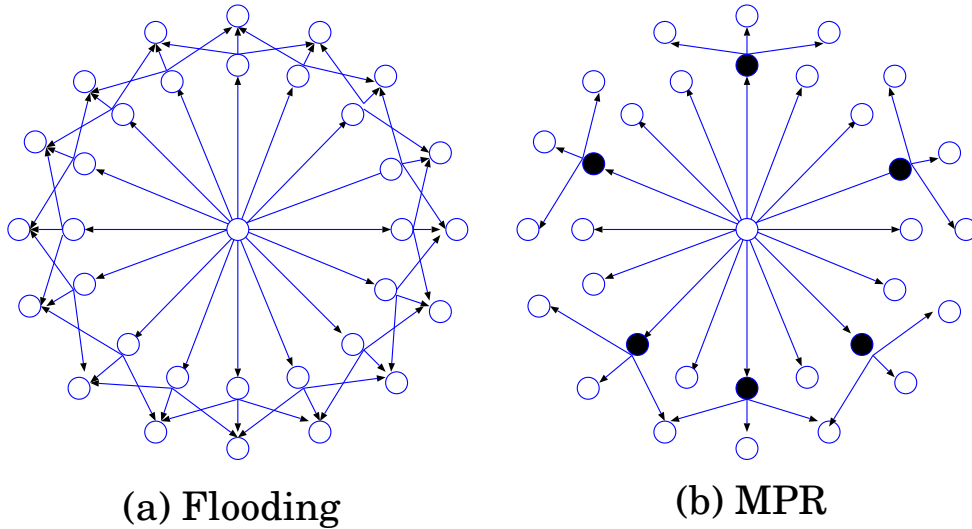


Figure 2.11: Data transmission by Flooding and MPR.

フラッディング型を利用して，効率的な伝送を実現する技術としてMPR (Multi Point Relay) が提案されている．図 2.11 にフラッディングとMPRによるデータ配信の違いを示す．MPR 集合と呼ばれるノード郡を利用して，フラッディングによりデータを配信する．一般的なフラッディングでは，図 2.11 (a) のように，データを受信したノード全てが中継ブロードキャストを行う．MPR では，図 2.11 (b) に示すように，MPR 集合に選択されたノードのみがデータの中継ブロードキャストを行うため，効率的にネットワーク内全てのノードにデータを伝送することができる．MPR は，ノード同士の HELLO メッセージの交換により，ノード全てがネットワークトポロジの情報を取得することができる．取得した情報を元に MPR 集合に選択するノードを決定する．

MPR の具体的な手順を以下に示す．各ノードは，自身のアドレスを付加した HELLO メッセージを定期的に隣接ノードへブロードキャストする．全てのノードは，HELLO メッセージの交換により自身のノードから 2 ホップ以内に位置す

るノードの情報を取得する．このことにより，自身の隣接ノード数，1，2ホップ先のノードの隣接ノード数，MPR 集合として選択されているノードなどの情報を取得する．HELLO メッセージは定期的にフラッディングされるため，動的なネットワークにも対応することができる．なお，HELLO メッセージによって得られた情報から，各ノードは Willingness という 0 から 7 の範囲の値をもつ．この値が高い程，MPR 集合として選択されやすくなる．特に指定が無い限りは，各ノードの Willingness は 3 となっている．

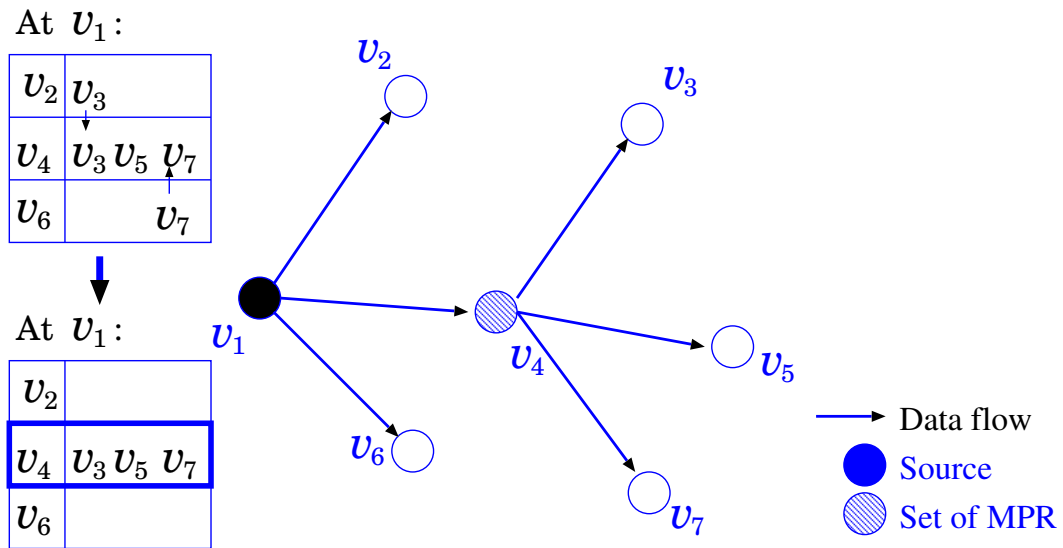


Figure 2.12: Data transmission using broadcast by MPR.

図??に，同報性を利用して，ノード v_1 がデータをフラッディングする様子を示す．ノード v_1 は，HELLO メッセージ交換により，2ホップ先までのノード情報を取得済みである．そのため，ノード v_1 は，隣接ノード v_2, v_4, v_6 が存在することを知っている．また，ノード v_2 の隣接にノード v_3 ，ノード v_4 の隣接にノード v_3, v_5, v_7 ，ノード v_6 の隣接に v_7 が存在することを知っている．したがって，ノード v_4 のみがデータを中継ブロードキャストすれば，ネットワーク全体にデータ伝送を行えることがわかる．そのため，ノード v_4 は Willingness を 7 にすることで，MPR 集合として選択される．また， k ホップ先のノード情報を得ることも可能であるが，隣接ノード数が n だけ存在する場合，得られるノード情報が n^k となり，指数関数的に情報量が増えてしまう．MPR を利用した場合，データ伝送

を行っていない状態でも、定期的に HELLO メッセージを交換するためにフラッディングを行っている。そのため、そのトラヒックによりネットワークに輻輳を引き起こす問題がある。

- ・ メッシュ型

メッシュ型の伝送経路は、送信ノードからマルチキャスト参加ノードに対して、複数の冗長な経路を構築する。そのため、リンク切断の発生した経路に対して代替経路を利用することができ、データ配信率を向上させることができる。しかし、冗長な経路を構築するため、データを中継するノードが多くなりネットワークトラヒック増加が懸念される。

- ・ ツリー型

ツリー型の伝送経路は、ユニキャストルーティングプロトコルと同様に、送信ノードからマルチキャスト参加ノードに対して一つの最短経路で構築される。そのため、伝送経路に利用される中継ノード数をメッシュ型と比べて小さく抑えることができる。しかし、ノードの移動などによるリンク切断のため、データ配信率の低下が避けられない。

ノードが移動する環境のアドホックネットワークでは、データ配信率とネットワークトラヒックの観点から、メッシュ型マルチキャストルーティングプロトコルが主流となり、研究が進められている。以下では、フラッディング型とメッシュ型の具体的な方式について説明する。

2.5.3 ジオキャストルーティングプロトコル

アドホックネットワークにおいて位置情報を利用して伝送経路を構築する経路制御技術をジオキャストルーティングプロトコルと称されている。一般的にアドホックネットワークでは、インターネットと同様に IP をベースとして通信を行っている。しかし、ユーザが自由にネットワークに参加し、動的にトポロジが変化するアドホックネットワークでは、データを送信する宛先を IP アドレスとした場合、宛先ノードを探索しなければならない、さらに、宛先となるノードが存在するかどうかもわからない。そのため、関連技術として、DHCP のような各ノードに一意のアドレスを割り当てる研究もなされている。そのため、近年では、位置情報を利用してデータ送信先を決定する方式が注目されている。現在、多くの車に GPS が搭載されている。更に、PDA やラップトップだけでなく携帯電話や小型ゲーム機などの無線を利用した機器にも GPS が搭載されるようになってきて

いる．そのため，各ノードの位置情報を用意に取得することが可能となった．そのため，ある特定の地域に存在するノード群に情報を同報配信を行うような利用方法が考えられる．前述したとおり，アドホックネットワークにおける経路構築は，宛先を探索すると同時に経路を構築している．しかし，位置情報を利用して宛先を決定した場合，宛先であるノードを探索する必要がなくなる．また，送信元ノードがデータを送信する際，各ノードは，自身の通信可能範囲内に存在する宛先に近いノードにのみデータを中継送信するだけで，データを伝送することが可能となる．また，フラッディングを行う場合も，宛先となるノードは，送信元ノードは知っているため，宛先に近いノード群がデータを中継ブロードキャストし，単純なフラッディングと比較して大幅にトラフィックを削減することができる．これらのことから，位置情報を利用したルーチングプロトコルなどが多く提案されている [18, 2, 39, 17, 19, 20] ．

2.6 本章まとめ

本章では，まずアドホックネットワーク概要について述べた．さらに，アドホックネットワークにおいて期待されるサービスについて説明し，それらのサービスを実現するために残されている技術的課題を調査し詳細を述べた．また，技術的課題の中で本研究を行うにあたって着目した経路制御技術であるルーチングプロトコルについて現在研究されているプロトコルを分類し調査を行った．

Chapter 3

片方向リンクを考慮したフラッシング 領域制限型アドホックルーチング

3.1 本章まえがき

アドホックネットワークは、さまざまな種類のノードにより構成されることが想定される。すなわち、一般的な PC から携帯型 PDA や小型ゲーム機、あるいはセンサのような超小型小電力ノードなどが無線により接続される。このような状況では、ノード毎の通信可能範囲が異なるため、ある方向には通信可能であるが、その反対方向には通信ができない片方向リンク (Unidirectional link) が存在する。図 3.1 に片方向リンクの例を示す。さまざまな条件においてネットワークの接続性を高めるためには、このような片方向リンクを積極的に活用したルーチングプロトコルが必要である。

片方向リンクを含むアドホックネットワークにおいて双方向の通信を実現するためには、往路と復路をそれぞれ独立に探索する必要がある。これは、往路に片方向リンクが含まれる場合、その経路を逆順に辿って復路とすることができないためである。よって、経路探索にかかる処理負荷は、片方向リンクを考慮しない場合の約 2 倍となるのが一般的である。通信開始時に経路探索を行うオンデマンド型ルーチングプロトコルでは、経路探索にフラッディングを用いるが、往路、復路ともにフラッディングを用いると膨大な量の制御トラフィックが発生する。アドホックネットワークでは、バッテリー駆動のノードが多いと考えられることから、制御トラフィックを可能なかぎり低減することが重要な課題である [8]。

本章では、アドホックネットワークにおけるオンデマンド型ルーチング方式として、フラッディング領域制限型ルーチングプロトコル (ARPAC: Ad hoc Routing Protocol with Area-Controlled flooding) を提案しシミュレーションによる評価を行う。提案手法は、ネットワーク内に存在する片方向リンクを積極的かつ効果的に利用し、同時に復路探索時に発生する制御トラフィックを抑制するという特徴をもつ。提案手法においても従来手法と同様に復路探索にはフラッディングを利用しているが、往路探索時に得られる情報を一時的に保存しておくことでフラッディングの伝播範囲を制限している。これにより復路探索時のトラフィックの低減を実現する。

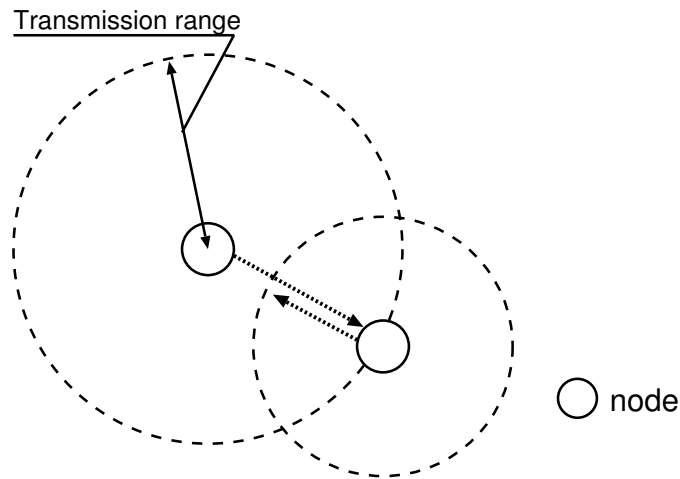


Figure 3.1: Unidirectional link.

3.2 関連研究

3.2.1 対象とするユニキャストルーティングプロトコル

アドホックネットワークにおけるルーティングプロトコルは、オンデマンド型 [29, 16] とテーブル駆動型に分類される [5, 24] に分類される。オンデマンド型ルーティングプロトコルでは、通信要求が発生すると、経路要求をフラッディングすることにより経路の探索を行う。一方、テーブル駆動型ルーティングプロトコルでは、ノードごとに経路テーブルを保持しておき、それを参照することで経路を決定する。これらのプロトコルにはそれぞれ一長一短があり、どちらのプロトコルが適しているかは利用される環境に応じて変化する。よく議論される問題点としては、オンデマンド型では経路探索時の制御トラヒックの増加が、テーブル駆動型では経路テーブル更新時の制御トラヒック増加が挙げられる。本章ではオンデマンド型ルーティングプロトコルに着目し、片方向リンクを含むアドホックネットワークにおける経路探索時の制御トラヒックを削減する手法について検討を行う。

0	8	9	10	11	12	13	24	32
Type	J	R	G	D	U	Reserved	Hop Count	
RREQ ID								
Destination IP Address								
Destination Sequence Number								
Originator IP Address								
Originator Sequence Number								

Figure 3.2: Route request (RREQ) message format.

3.2.2 AODV

オンデマンド型に基づく代表的なルーティングプロトコルとして、AODV (Ad hoc On-demand Distance Vector routing) [29] がある。AODVでは、経路要求のフラッディングにより発見された往路に対し、逆順を辿ること (RPF: Reverse Path Forwarding) で得られる経路を復路としている。

送信ノード v_s から宛先ノード v_d を宛先とした経路要求パケット (RREQ: Route REQuest) をブロードキャストする。 v_d 以外のノードが RREQ を受信した場合には、ブロードキャストを繰り返すことで経路探索を継続する。RREQ を中継ブロードキャストする際、各ノードは、自身のルーティングテーブルに宛先ノードアドレス、シーケンス番号、送信ノードからのホップ数、直前に RREQ を送信したノードのアドレス、経路のライフタイムを RREQ フォーマットから、情報を取得し格納する。RREQ が v_d に到達した時点で、 v_s から v_d への経路、すなわち往路が決定される。 v_d では、経路の確定を v_s に伝達するため、経路応答パケット (RREP: Route REPLY) を v_s に向けて送信する。 v_d から v_s への経路となる復路は、各ノードのルーティングテーブルの情報を利用して、往路を逆順に RREP を転送するため、フラッディングのような復路探索は不要であり、制御トラヒックはほとんど発生しない。しかし、往路に片方向リンクが含まれる場合には、RREP を v_s に転送することができず、往路、復路とも経路は確立されない。

図 3.2 と図 3.3 に RREQ および RREP のフォーマット、図 3.4 にルーティングテーブルのフォーマットを示す。

図 3.2 に示す RREQ は、次のようなフィールドを含んでいる。

- Type
メッセージタイプ : 1 (Route Request)
- J
Join flag : マルチキャストのために利用する
- R
Repair flag : マルチキャストのために利用する
- G
Gratuitous RREP flag : 宛先 IP アドレスフィールドによって指定されたノードへ , Gratuitous RREP をユニキャストで送信するかどうかを示す
- D
Destination only flag : 宛先ノードだけが RREQ に対して返信することを示す
- U
未定シーケンス番号 : 宛先シーケンス番号が知られていないことを示す
- Reserved
予約済み : 0 として送信され , 使用しない
- Hop count
ホップ数 : 送信元ノードから , RREQ 受信ノードまでのホップ数
- RREQ ID
RREQ ID : 送信元ノードアドレスとともに受信した際 , RREQ を識別するためのシーケンス番号 . これにより RREQ の重複受信を判断する
- Destination IP address
宛先 IP アドレス : 宛先 IP アドレス

0	8	9	10	19	24	32
Type	R	A	Reserved	Prefix Size	Hop Count	
Destination IP Address						
Destination Sequence Number						
Originator IP Address						
Lifetime						

Figure 3.3: Route reply (RREP) message format.

- Destination sequence number
宛先シーケンス番号：宛先ノードへの経路において、送信元ノードによって過去の受信した最新のシーケンス番号
- Originator IP address
送信元 IP アドレス：送信元の IP アドレス
- Originator sequence number
送信元シーケンス番号：送信元ノードへの経路において利用される現在のシーケンス番号

図 3.3 に示す RREP は、次のようなフィールドを含んでいる。

- Type
メッセージタイプ：2 (Route Reply)
- R
Repair flag：マルチキャストのために利用される
- A
Acknowledgement flag：

- Reserved
予約済み：0として送信され，使用しない
- Prefix size
プレフィックスサイズ：パケットの衝突を防ぐために利用される．もし0でない場合，5ビットのプレフィックス長は同じプレフィックスのノードを宛先ノードへの次ホップとして利用できることを示す
- Hop count
ホップ数：RREP送信元ノードから，RREP宛先ノードへのホップ数．マルチキャストの経路探索においては，RREPを送信するマルチキャストツリーメンバーまでのホップ数を示す
- Destination IP address
宛先 IP アドレス：経路が作成された宛先ノード IP アドレス（RREQの宛先 IP アドレスと同じ）
- Destination sequence number
宛先シーケンス番号：経路に関連した宛先シーケンス番号
- Originator IP address
送信元 IP アドレス：作成された経路に対する送信元ノードの IP アドレス（RREQの送信元 IP アドレスと同じ）
- Lifetime
生存時間：RREPを受信したノードが，その経路が有効であると判断する時間 [ms]

図 3.4に示すルーティングテーブルは，次のようなフィールドを含んでいる．

- Destination IP address
宛先 IP アドレス：宛先ノードの IP アドレスを示す
- Sequence number
シーケンス番号：宛先シーケンス番号を示す

Destination IP Address
Sequence Number
Hop Count
Next Hop
Route Lifetime

Figure 3.4: Routing table format of AODV.

- Hop count
ホップ数：送信ノードからのホップ数を示す
- Next hop
次ホップ：直前に RREQ を中継ブロードキャストしたノードのアドレスを示す
- Route lifetime
生存時間：経路が寿命となり，削除されるまでの時間を示す

AODV を用いて v_s から v_d への経路を探索する様子を，図 3.5 と図 3.6 に示す．これらの図では，ノード v_2 の通信可能範囲が他のノードより狭く v_s から v_2 が片方向リンクになっている．図 3.5 は RREQ のフラッディングによる往路探索過程を，図 3.6 は RREP 伝送過程を示す．なお，図中の破線の円は各ノードの通信可能範囲を，ノード間の矢印は，RREQ あるいは RREP の伝送を表しており，太線の矢印は探索された経路を示す．まず，図 3.5 に示すように，RREQ のフラッディングにより $v_s \rightarrow v_2 \rightarrow v_3 \rightarrow v_d$ が往路として確定する．AODV では，RPF のルールに基づき， $v_d \rightarrow v_3 \rightarrow v_2 \rightarrow v_s$ を復路と設定して RREP を伝送する．しかし，図の例では， v_s, v_2 間が片方向リンクとなっているため，RREP は v_s には届かない．一方， v_2 が転送した RREP は v_1 にも到達するがこれらのノードは復路上にないため，転送を行わない．よって，AODV では経路の確定ができない．

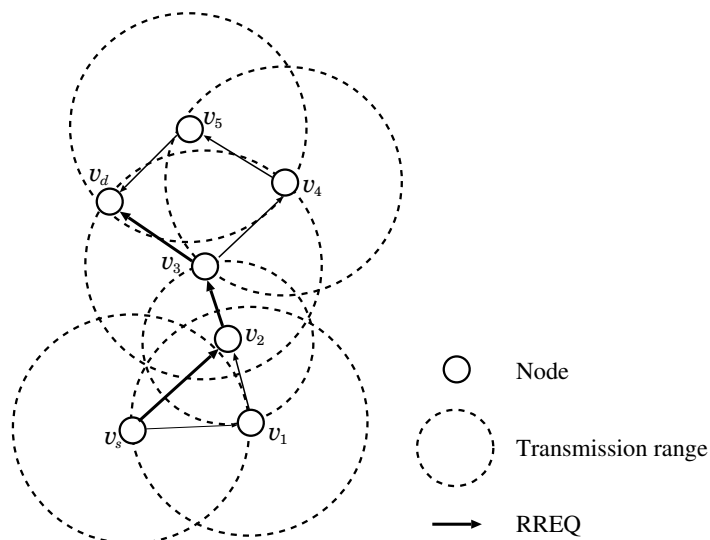


Figure 3.5: Forward path discovery phase of AODV: RREQ transmission by flooding.

このように、RPFに基づいて復路を設定するルーティングプロトコルでは、往路に片方向リンクが含まれると経路を確立することができないという問題がある。このような問題を解決するため、AODVでは、片方向と判定されたリンクをブラックリストとして記録しておき、そのリンクを経路として利用しないようにすることで、双方向リンクのみを対象とした経路探索を実現している [29]。しかし、この方式は片方向リンクを避けるための手法であり、片方向リンクを利用することはできない。よって、図 3.5 に示したようなネットワークでの経路確立は不可能である。

3.2.3 DSR

DSR (Dynamic Source Routing) は、AODVと同様にオンデマンド型の代表的なルーティングプロトコルである [16]。DSRでは、通信要求が発生すると、RREQのフラッディングにより往路の探索を行う。一方、復路の探索には、RPFを用いる方法とフラッディングを行う方法の二つの手法がある。前者はAODVと同じ方法であり、往路に片方向リンクが含まれる場合には、復路を確立することができない。後者の場合には、フラッディングにより往路とは独立の復路を探索す

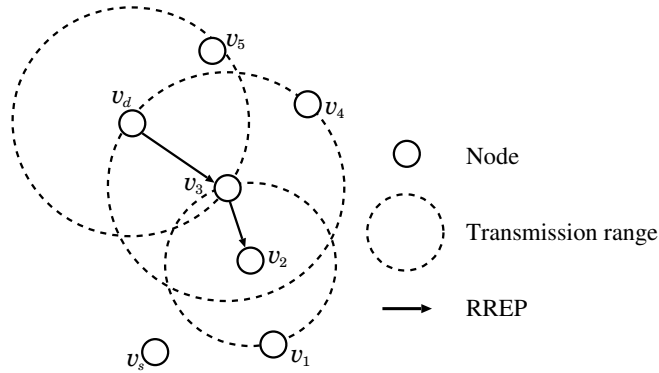


Figure 3.6: Backward path discovery phase of AODV: RREP transmission by reverse path forwarding.

ることができ、片方向リンクを含むネットワークにおいても経路の確立が可能である。本章では、復路探索にフラッディングを行う DSR を、フラッディング型 DSR と称する。

DSR の RREQ と RREP は AODV と異なり、通常の IP ヘッダーに DSR ヘッダーを追加する。追加される位置は IP ヘッダーとそれに続く TCP や UDP 等のトランスポート層のヘッダーの間である。DSR ヘッダーを図 3.7 に示す。DSR ヘッダーにはオプション領域の記載によって、下記に示すように RREQ や RREP などに区別される。また、発見された経路は、ノードの経路テーブルに格納されるのではなく、DSR ヘッダーのオプション領域にノードアドレスを追加していく手法が採られている。

- 1. Route Request
- 2. Route Reply
- 3. Route Error
- 4. Acknowledgement Request

- 5. Acknowledgement
- 6. DSR Source Route

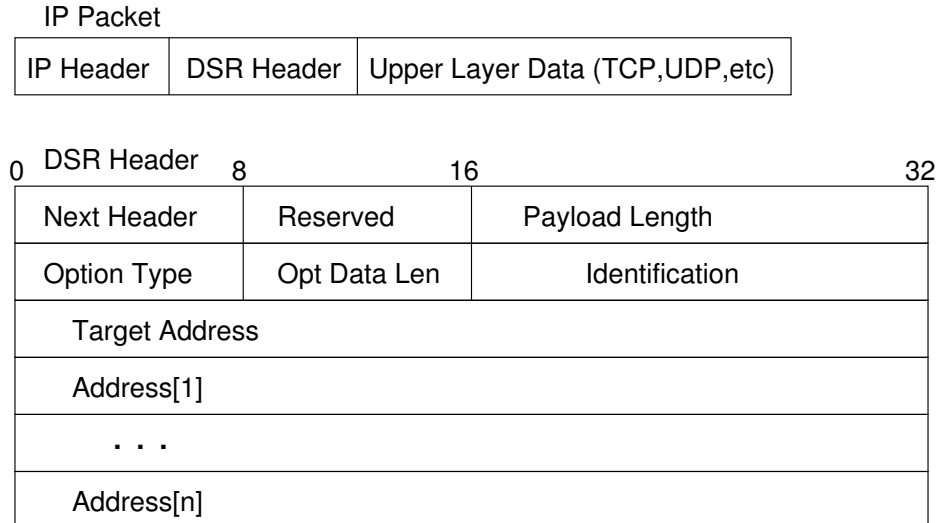


Figure 3.7: DSR header.

図 3.5 と同じネットワークにおいて、 v_s から v_d への通信要求に対し、フラッディング型 DSR により復路を探索する様子を図??に示す。なお、復路探索過程は、図 3.5 とまったく同じであるため、省略する。フラッディング型 DSR では、 v_s から送信された RREQ が v_d まで到達すると、 v_d は RREP をブロードキャストすることで復路の探索を開始する。RREP を受信したノードが v_s でない場合には、ブロードキャストによる中継を繰り返すことでフラッディングによる復路探索を継続する。RREP が v_s に到達した時点で、復路が確定する。図??の例では、 v_d v_3 v_2 v_1 v_s が復路となる。なお、復路の情報は、確定した往路に沿って v_s から v_d に転送される。図 3.6 に示した AODV の復路探索過程と比較すると、フラッディング型 DSR では v_s v_2 の片方向リンクを迂回して経路が確定できていることがわかる。その一方で、経路探索にフラッディングを利用するため、大量の制御パケットが発生する。

このように、経路探索に往復ともフラッディングを利用するルーティングプロトコルでは、往路とは独立の復路を探索することができるため、片方向リンクを

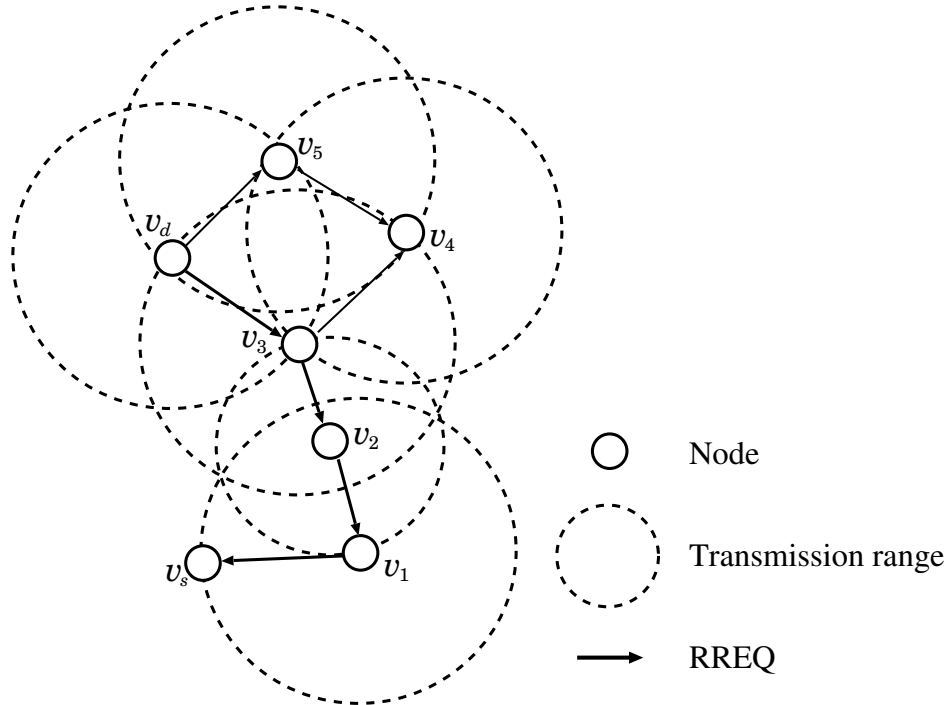


Figure 3.8: Backward path discovery phase of DSR: RREP transmission by flooding.

含む経路の確立が可能となり，経路確立の可能性は上昇する．しかし，復路探索にもフラッディングを利用するため，制御トラヒックの増加は避けられない．アドホックネットワークでは，経路探索時のフラッディングが他の通信との電波干渉を引き起こすことがあり，ネットワーク全体としてのスループット低下の原因となる．無線ノードの電力消費を抑えるためにも，経路探索時に発生する制御トラヒックは少ない方が望ましい．

3.3 提案手法

3.3.1 概要

片方向リンクが存在するアドホックネットワークにおいて，接続性の観点から従来のオンデマンド型ルーチングプロトコルを見た場合，RREPの伝送にフラッディ

ングを利用することで十分な経路探索性能を得ることが可能である。しかし、復路探索のためのフラッディングは制御トラヒックの増加を招く。もし、復路探索時のフラッディングの伝播範囲を必要とされる領域内に制限することができれば、制御トラヒックを削減でき、なおかつ片方向リンクを含む経路の探索も可能になると考えられる。

オンデマンド型ルーチングプロトコルにおいて、経路探索時にフラッディングが利用されるのは、宛先ノードまでの経路がわからないときである。よって、往路探索のために RREQ を伝送する際には、決められたホップ数 (TTL: Time To Live) を超えない範囲でフラッディングする必要がある。一方、復路探索、すなわち RREP を伝送する時点では、すでに RREQ のフラッディングが終了して往路が確定しているため、往路探索時の情報を再利用することが可能であると考えられる。

本章で提案する ARPAC では、従来のオンデマンド型ルーチングプロトコルを改良し、復路探索時のフラッディング領域を制限している。図 3.9 に、ARPAC を用いた場合のフラッディング領域の概略を示す。なお、図では、送信ノード v_s から宛先ノード v_d への経路を探索する場合を表している。往路探索時には、TTL の範囲内でできるだけ広範囲に RREQ を伝送し、 v_d を探索する。一方、復路探索時には、確定した往路の周辺に RREP の伝送範囲を限定している。これにより、復路探索時の無駄な制御パケットの伝送を避けることが可能となっている。

3.3.2 経路探索手順

ARPAC では、復路探索時の RREP のフラッディング領域を抑制するため、往路探索時に容易に測定できるメトリックとして送信ノードからのホップ数を利用する。送信ノード v_s から宛先ノード v_d への経路を探索する場合の具体的な動作手順を以下に示す。

(1) 往路探索

提案手法における往路探索は、従来手法と同じように、送信ノード v_s から v_d を宛先とした RREQ をフラッディングすることにより行われる。RREQ を受信したノード v_i では、 v_s からのホップ数 $H_f(v_i)$ を記憶する。 $v_i \neq v_d$ となった場合、中継ノードとして機能し、RREQ をブロードキャスト転送することでフラッディングを継続する。 $v_i = v_d$ となった場合、中継ノードと同様に $H_f(v_i)$ の記憶は行われない。なお、中継ノードにおける余分な制御パ

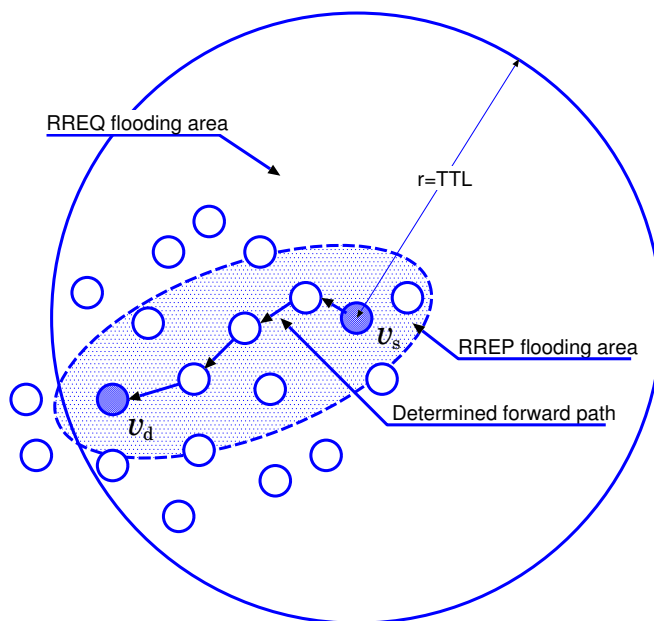


Figure 3.9: Flooding areas of RREQ and RREP in proposed method.

ケットのフラッディングを抑制し、処理負荷や処理遅延を軽減するため、複数の RREQ を受信した場合には先着の RREQ のみを転送し、それ以降の RREQ は、破棄する。このように、提案手法における往路探索手法は、各ノードでホップ数の記憶をする点以外、従来手法である AODV や DSR と全く同じである。なお、提案手法では、DSR と同様に、中継ノード情報を順次 RREQ に追加することで、往路の情報を収集する。

(2) 復路探索

宛先ノード v_d は、 v_s からの RREQ を受信すると、経路応答として v_s を宛先とした RREP を送信する。提案手法においても、従来手法であるフラッディング型 DSR と同様に、フラッディングを利用して RREP を伝送する。また、フラッディング型 DSR と同様に、RREP には、確定した往路情報のほかに、RREP を中継したノード情報を順次記録することで、復路の情報を収集する。ARPAC では、往路探索時に記憶しておいた送信ノードからのホップ数 $H_f(v_d)$ をメトリック H_b として RREP に付加する。なお、メトリック H_b は、その RREP を送信、あるいは転送したノードが、 v_s からホップ数 H_b の距離にあることを表している。

(a) $H_b > H_f(v_i)$ の場合 (積極的中継)

受信された RREP を送信、あるいは転送したノードを v_p とすると、 v_p では $H_f(v_p)$ をメトリック H_b として RREP に付加したので、 $H_f(v_p) > H_f(v_i)$ となる。すなわち、往路探索の結果から v_i の方が v_p よりも送信ノード v_s に近いことがわかる。そこで、 $H_b > H_f(v_i)$ が成立する場合には、送信ノードに近づく方向に RREP を転送していると判断し、即座に中継転送を行う。転送を行う際、RREP に記録されたメトリック H_b の値を、 v_i で記憶している往路探索時のホップ数 $H_f(v_i)$ で上書きする。

(b) $H_b < H_f(v_i)$ の場合 (中継中止)

$H_b < H_f(v_i)$ の場合には、 v_p の方が v_i よりも送信ノード v_s に近いことがわかる。すなわち、送信ノードから遠ざかる方向に RREP を転送しようとしていると考えられる。そこで、このような場合には中継転送を行わずに RREP を破棄する。

(c) $H_b = H_f(v_i)$ の場合 (消極的中継)

$H_b = H_f(v_i)$ の場合には、送信ノードに近づいているのでも遠ざかっているのでもなく、往路に対しておよそ垂直の方向に RREP を中継転送しようとしていると考えられる。往路に片方向リンクが含まれる場合には、往路と垂直の方向に RREP を中継することによって、片方向リンクを避けた復路を探索できると考

えられる．そこで， $H_b = H_f(v_i)$ が成立する場合には，一定時間消極的中継時の待機時間は，積極的中継を行うノードの送信待機時間より長く設定する必要がある．これは，積極的中継が選択された場合でも，MAC 層の処理により実際にはある待機時間が設定されるためである．待機した後に RREP の中継転送を行う．このとき，メトリック H_b の値は変更されない．ただし，待機時間中に v_p 以外のノードが送信した RREP を受信した場合には (a) で述べた積極的中継を行ったノードが他に存在すると判断し，中継転送を中止して RREP を破棄する．

なお，何らかの理由により，往路探索時の RREQ を受信していないノードで RREP を受信した場合には，消極的中継により復路探索を継続させることとする．

以上の手順を繰り返し，RREP が v_s に到達すると，復路が確定する． v_s は，確定した往路に沿って，復路の情報を v_d に転送する．

3.3.3 提案手法による経路探索例

本章で提案する ARPAC における往路探索過程を図 3.10 に示す．図では，図 3.5 と同じモデルを用いている．

まず往路探索過程であるが，図 3.5 と 3.10 を比較するとわかるように，RREQ のフラッディング領域は，AODV や DSR など従来のオンデマンド型ルーチングプロトコルと全く同じである．なお，送信ノードからのホップ数は，ブロードキャスト転送のたびに 1 ずつ減少する TTL フィールドの値を利用することで測定可能である．また，新たにホップ数を記述するフィールドを作成することも可能であるが，新フィールドでは TTL の保持に必要とされるビット長と同じサイズで十分である．

次に，復路探索の様子を図 3.11 を用いて説明する．往路探索時の RREQ が宛先ノード v_d に到達すると， v_d では経路応答として RREP を v_s 宛にブロードキャストにより送信する．このとき，往路探索時に v_d が記憶しておいた送信ノードからのホップ数 $H_f(v_d) = 3$ を H_b として RREP に付加する． v_d により送信された RREP は v_5 と v_3 で受信される．それぞれのノードでは，RREP に記されたメトリック H_b と往路探索時に記憶しておいたホップ数 $H_f(v_5)$ ， $H_f(v_3)$ を比較し，中継方式を決定する．図の例では， $H_b < H_f(v_5)$ ， $H_b > H_f(v_3)$ であるので， v_5 は中継中止を， v_3 は積極中継を選択する． v_3 では， $H_f(v_3) = 2$ をメトリック H_b として RREP に付加し，即座に中継転送を行う． v_3 により送信された RREP は， v_2 ， v_4 で受信される． v_2 は， $H_b > H_f(v_2)$ となるため，積極中継を選択する．一

方, v_4 は, $H_b < H_f(v_4)$ となるため, 中継中止が選択される. ここで, v_2 は通信可能範囲が小さいため, v_s は片方向リンクのため RREP を受信することができない. v_2 により送信された RREP は v_1 で受信される. v_1 は $H_b = H_f(v_1)$ となるため, 消極的中継が選択され, RREP を即座に中継転送を行わず, 一定時間待機する. 待機時間中に他のノードから RREP を受信することはないため, 自身の $H_f(v_1) = 1$ をメトリック H_b として RREP に付加し, 中継転送を行う. v_1 が中継転送した RREP を v_s が受信することで, 復路の経路を発見することができる.

以上の処理により, RREP は $v_d \rightarrow v_3 \rightarrow v_2 \rightarrow v_1 \rightarrow v_s$ と中継転送されて送信ノードに到達する. この経路は, 往路とは異なっており, フラディング型 DSR と同様に往路に含まれる片方向リンク $v_s \rightarrow v_2$ の区間をうまく回避できていることがわかる. ここで注目すべきは, フラディング領域である. ARPAC では, 送信ノードから遠ざかる方向への中継転送を行わないのみならず, 往路と垂直方向へは待機時間を設定した消極的中継を行うため, ブロードキャストを行うノードが減少する. 図 3.8 と図 3.11 を比較すると, ARPAC では, v_4, v_5 が中継転送を行わず, フラディングが中止されている. このように, 提案手法では, フラディング領域を往路周辺に限定することで復路探索時の制御トラヒックの低減に成功している.

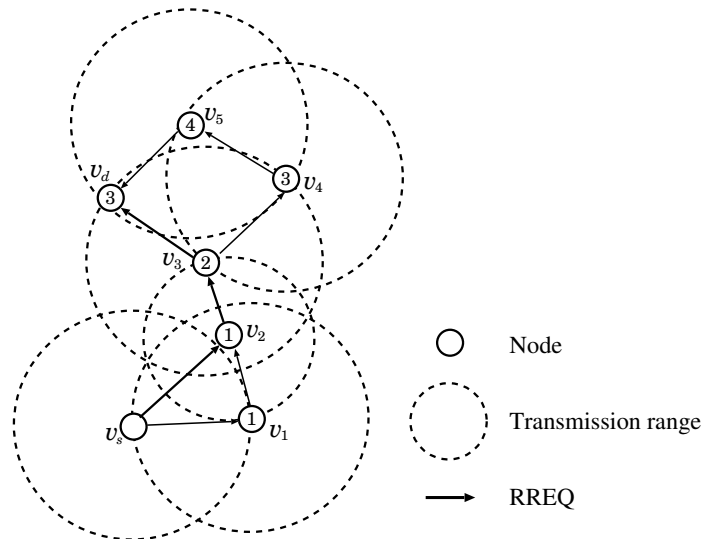


Figure 3.10: RREQ transmission phase in ARPAC.

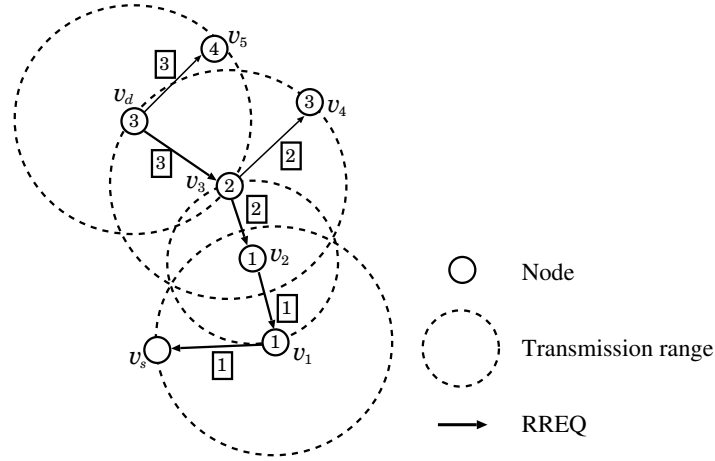


Figure 3.11: RREP transmission phase in ARPAC.

3.4 性能評価モデル

3.4.1 評価指標

本章では、コンピュータシミュレーションを用いて ARPAC の性能を評価する。ルーチングプロトコルの性能評価としては、適切な経路を探索できるかどうか最大のポイントである。一方、本論文で提案する ARPAC では、往路探索時に容易に得られる情報を利用してフラッディング領域を制限することで、復路探索時に必要となる制御トラフィックを低減することを目的としている。そこで、性能評価の指標として、経路確立成功率、RREQ 及び RREP の送信回数に着目する。

経路確立成功率は、経路探索を行った回数に対する経路が確立された回数の割合であり、成功率が高いほど効果的なルーチングプロトコルであることを表す。RREQ 及び RREP 送信回数は、1 回の経路探索につき、RREQ 及び RREP の送信、あるいはこれらの転送のためにブロードキャストが行われた回数を表す。例えば、図 3.5 の場合の RREQ 送信回数は 6、図 3.6、図 3.8、図 3.11 の場合の RREP 送信回数はそれぞれ 3、6、4 となる。このように、RREP 送信回数が小さいほど、制御トラフィックが少ないことを表す。一方、往路探索における RREQ のフラッディングに関しては、プロトコルによらず同じ手法が採られているため、差がな

Table 3.1: Parameters of the simulation model

シミュレーション領域	500m × 500m の正方形モデル
ノード数 (N)	50 ~ 150, 100
大電力ノードの通信半径 (r_L)	100m
小電力ノードの通信半径 (r_S)	50m
小電力ノードの割合 (R)	0.0 ~ 0.5
ネットワーク数	5
ネットワークあたりの経路探索回数	5,000
シミュレーション時間	30,000 秒
MAC 層プロトコル	IEEE 802.11
伝播モデル	FREE-SPACE

いように見える。しかし、実際には、RREP が送信ノードまで到達しない場合、再度 RREQ をフラディングして経路の再探索を行うため、経路探索の性能によって RREQ の送信回数が増加する。RREP についても同様で、一度の探索で経路が見つからない場合には RREP 送信回数が増加する。

以上のように、RREQ 及び RREP の送信回数は経路の再探索により増加することになるが、このことは他の通信との電波干渉を引き起こす原因となる。そこで、第4の評価指標として、コリジョンの発生回数に注目する。コリジョン発生回数は、1回の経路探索につき発生する電波干渉の回数を示すものである。RREQ 及び RREP 送信回数と同様に、コリジョン発生回数からもルーチングプロトコルの性能を判断することが可能である。

3.4.2 評価対象とするルーチングプロトコル

ARPAC の性能を評価するための比較対象として、すなわち AODV とフラディング型 DSR を用いる。

AODV では、片方向リンクを含む経路の確立は不可能である。しかし、RREP の送信にフラディングを利用しないため、送信される制御パケット数は最小になると考えられる。そのため、AODV は RREP 送信回数の最小値の目安になると考えられる。それと同時に、経路確立成功率の視点から、片方向リンクを考慮しない場合のオンデマンド型ルーチングプロトコルがどの程度の性能を示すかも知

ることができる。一方、フラッディング型 DSR では、往路、復路ともにフラッディングを用いているので、経路確立成功率は最も高くなるが、それと同時に RREP 送信回数も最大となる。また、コリジョンの発生回数も大きくなると考えられる。

3.4.3 シミュレーションモデル

本章は、GloMoSim 2.03[26] を利用してシミュレーションを行った。シミュレーション領域として 500m 四方のエリアを考え、その中に N 個のノードをランダムに配置する。本章では、シミュレーションを簡単にするため、経路探索中にノードは移動しないものと仮定する。各ノードの通信可能範囲は、半径が r_L 、または r_S (ただし、 $r_L > r_S$) の円とし、無線電波の到達距離に違いを与えて片方向リンクを発生させる。通信半径が r_L, r_S であるノードを、便宜上それぞれ大電力ノード、小電力ノードと称する。小電力ノードの割合を R とし、全ノードの中からランダムに決定する。シミュレーションでは、5 個のネットワークモデルを作成し、各ネットワークに対して 30,000 秒の間に送信ノードと宛先ノードの組 (v_s, v_d) を 5,000 回ランダムに選択して経路探索を行い、経路確立成功率、経路探索あたりの RREQ 及び RREP 送信回数、コリジョン発生回数を算出する。MAC 層のプロトコルとして、GloMoSim に標準で付属する IEEE 802.11 片方向リンクを利用したデータ通信を実現するためには、厳密には RTS/CTS や受信応答 (ACK) 制御のない MAC 層プロトコルを利用する必要がある。一方、本章における性能評価は経路探索部分のみであるため、フラッディング型 DSR、ARPAC ではブロードキャストパケットのみが転送できれば十分である。ブロードキャストパケットに対しては、IEEE 802.11 でも RTS/CTS や ACK 制御が効かないため、本章における評価に利用しても差し支えない。伝播モデルとして FREE-SPACE を利用する。本章では、小電力ノードの割合 R を 0 から 0.5 まで変化させる。 $R = 0$ の場合には、すべてのノードの通信半径が r_L となり、片方向リンクが存在しないモデルとなる。一方、 $R = 0.5$ の場合には、小電力ノードと大電力ノードが 1:1 の割合で存在するので、片方向リンクの発生率が最大になると考えられる。また、ノード数が変化した場合の特性を調査するため、 $N = 100$ を基本モデルとして、50 から 150 まで変化させてシミュレーションを行う。本章で用いたシミュレーションパラメータを表 3.1 にまとめる。

提案手法である ARPAC は、フラッディング型 DSR をベースとしてコーディングを行った。よって、ARPAC における RREQ のパケットフォーマットはフラッ

ディング型 DSR と同一であり，RREP に関してはメトリック H_b の部分が追加されている．なお，メトリック H_b は，送信ノードからのホップ数を表すものであり，TTL フィールドと同じデータサイズを用意すれば十分である．提案手法において消極的中継を行う場合には，一定時間の待機が必要である．本章では，AODV を参考にし，アドホックネットワークにおいて 1 ホップ分の送信を ARPAC の待機時間と設定した．文献 [29] では，NODE_TRAVERSAL_TIME として定義されており，これには待ち行列遅延や処理時間，伝送時間が含まれるとされている．

評価対象の 3 つのプロトコルすべてにおいて，フラッディングによる制御トラヒックの増加を抑えるため，AODV と同一の Expanding Ring Search 機能を実装した．よって，1 回目の RREQ 送信時は TTL を 1 に設定し，規定時間内に経路が発見できない場合には次第に TTL を大きくして再探索を行う．なお，文献 [29] に従い，RREQ の最大再送回数は 5 回とし，TTL の増加方法は 1, 3, 5, 7, 35 とする．また，フラッディング型 DSR では，RREP もフラッディングにより送信されるため，膨大な量の制御トラヒックが発生する．そこで，本論文における実装では，RREP の TTL として往路ホップ数の 3 倍の値を設定することで，復路探索時の制御トラヒックを一部削減している．

3.5 性能評価結果

3.5.1 ノード数 100 の場合の評価結果

ノード数が 100 の場合の評価結果を，図 3.12 ~ 図 3.17 に示す．これらの図は，それぞれ経路確立成功率，経路探索 1 回あたりの平均 RREQ 送信回数，平均 RREP 送信回数，平均コリジョン発生回数，平均往路長，平均復路長を表している．図の横軸は，すべて小電力ノードの割合である．

まず，図 3.12 及び図 3.14 から，AODV では RREP の送信回数は非常に小さく抑えられているが，小電力ノードが増加して片方向リンクが増えるとともに，経路確立成功率が低下していることが読みとれる．特に，小電力ノードの割合が 0.5 の場合，経路確立成功率は 0.5 を下回っている．このように，アドホックネットワークに片方向リンクが含まれる場合には，双方向リンクのみを利用するルーティングプロトコルでは十分な経路探索ができない．一方，フラッディング型 DSR の経路確立成功率は非常に高い値となっており，経路探索能力は非常に高いことがわかる．小電力ノードの増加とともに経路確立成功率が徐々に低下しているが，これはネットワーク内に経路が存在しないノードの組が存在しているためである．

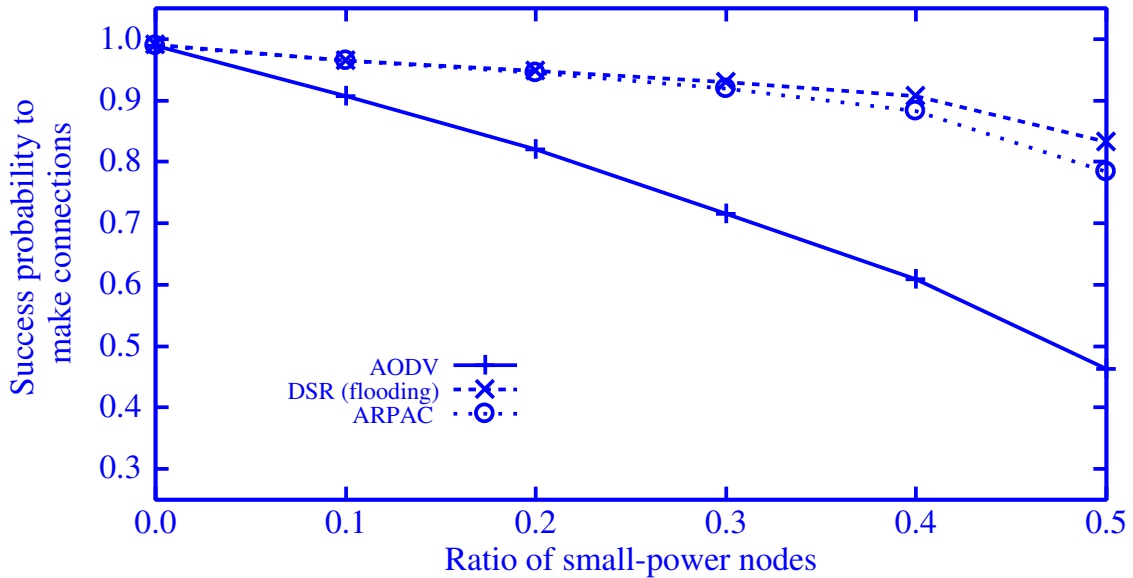


Figure 3.12: Success probabilities to make connections in 100 nodes.

しかし、RREPの送信にフラッディングを利用するため、ネットワークに存在する多くのノードがRREPの送信を行う必要があり、復路探索時のトラヒックは他のプロトコルよりも大きくなる。

提案方式であるARPACは、小電力ノードの割合が小さい場合にはフラッディング型DSRとほぼ同等の経路確立成功率を達成している。しかし、小電力ノードの割合が大きくなるに従って、性能が僅かに劣化する。これは、提案手法が復路探索時のフラッディング領域を制限していることに起因する。小電力ノードが増加して片方向リンクが増加すると、全体的に経路数が減少するため、往路の近傍に復路が構築できる確率も低下する。フラッディング型DSRでは、復路探索時にネットワーク全体にフラッディングを行うため、往路から離れたところに存在する復路であっても確実に探索することが可能である。これに対し、ARPACでは、送信ノードからのホップ数を利用して、復路探索時のフラッディング領域を往路の近傍に限定しているため、復路探索成功率が低下するものと考えられる。一方、RREP送信回数は、フラッディング型DSRの1/3程度に抑えることが可能である。しかも、RREP送信回数は、小電力ノードの割合によらずほぼ一定である。このことから、ARPACでは、RREP送信時のフラッディング領域を制限しながら片方向リンクを効率的に利用することに成功していることがわかる。

次に、図3.13よりRREQ送信回数を見ると、小電力ノードの割合が増加する

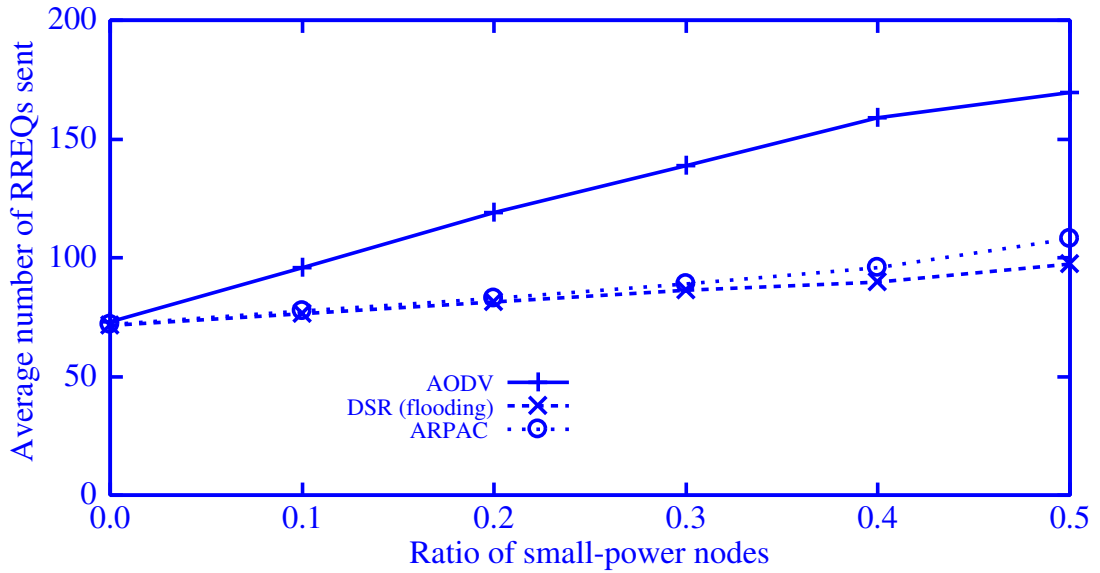


Figure 3.13: Average numbers of RREQs sent per route discovery in 100 nodes.

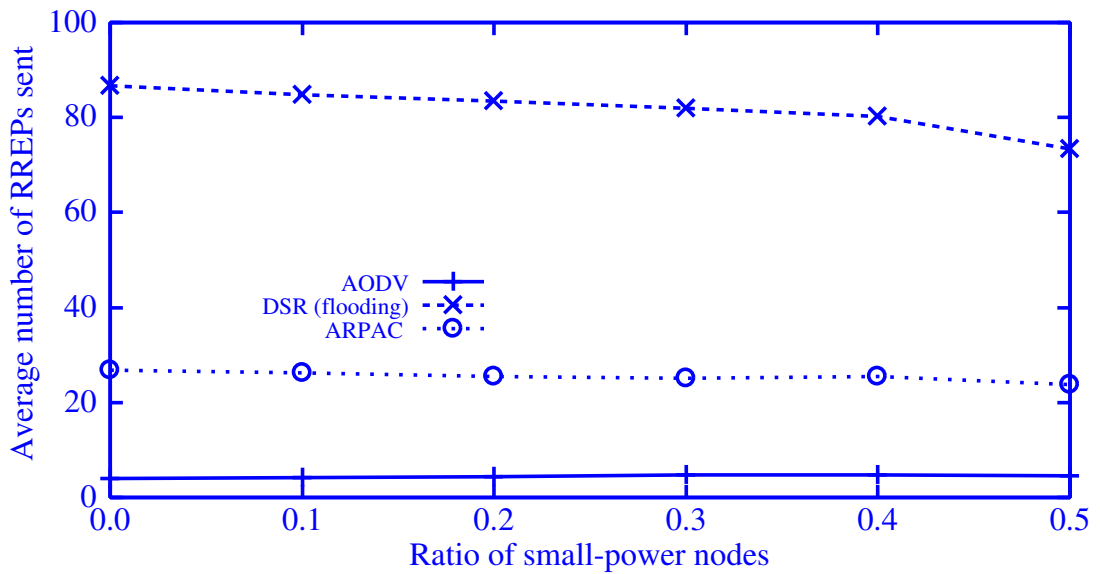


Figure 3.14: Average numbers of RREPs sent per route discovery in 100 nodes.

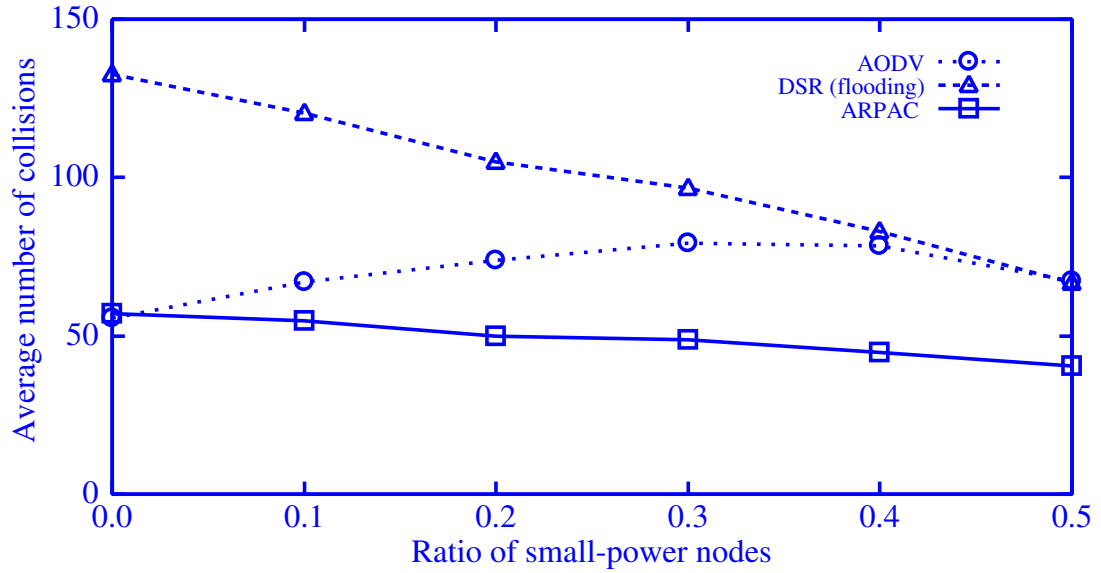


Figure 3.15: Average numbers of collisions occurred per route discovery in 100 nodes

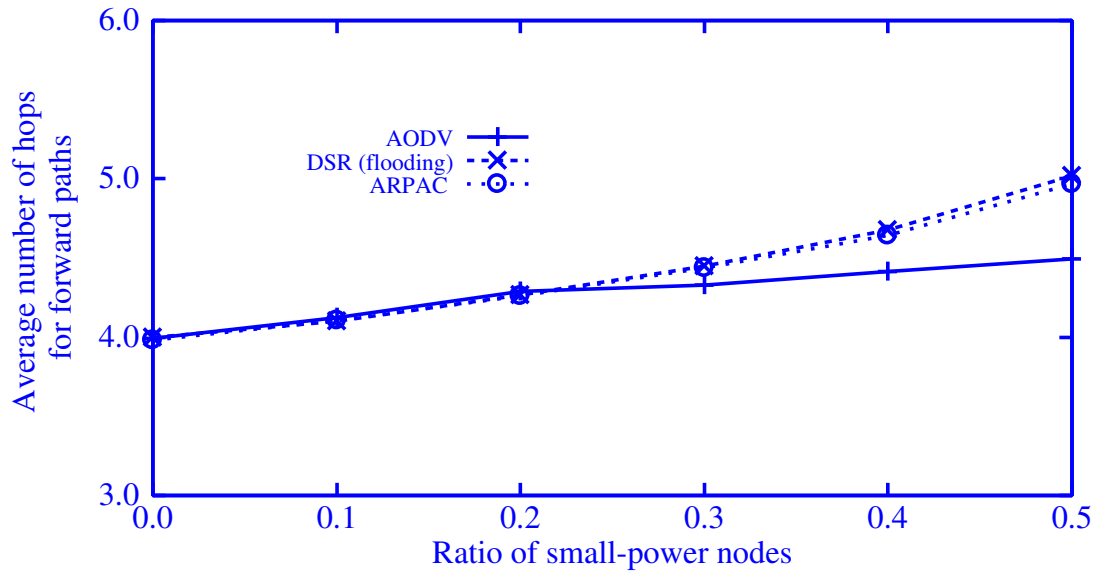


Figure 3.16: Average numbers of hops for forward paths.

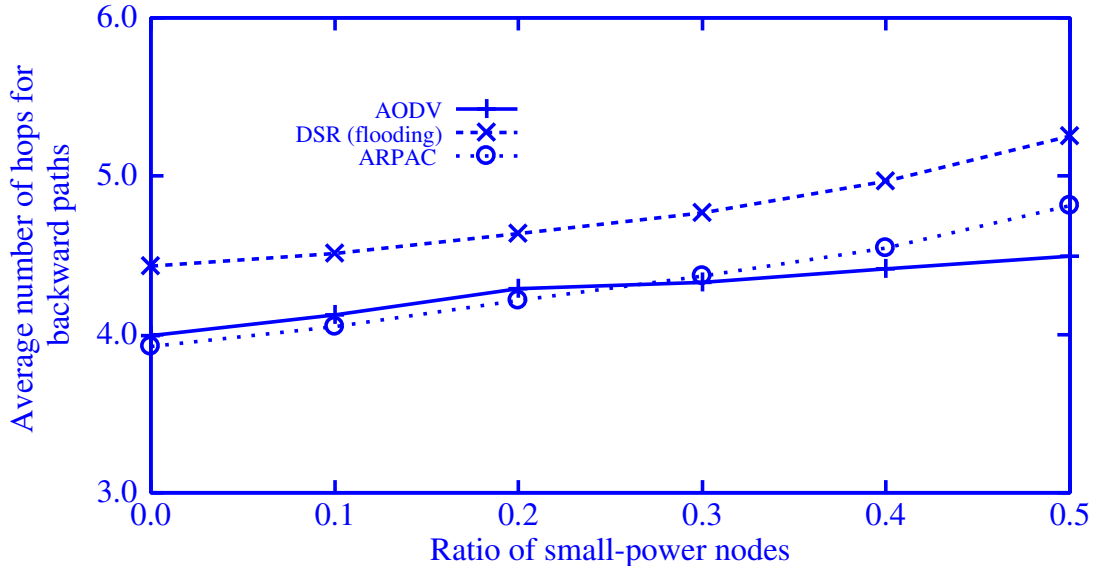


Figure 3.17: Average numbers of hops for backward paths.

に従って AODV の特性が悪化していることがわかる。これは、AODV の経路確立成功率が低下し、経路の再探索を行うために RREQ が複数回フラッディングされていることを表している。一方、フラッディング型 DSR や ARPAC では、小電力ノードが増加しても経路確立成功率がそれほど劣化しないため、RREQ 送信回数もわずかに増加するのみである。

図 3.15 に示した平均コリジョン発生回数より、フラッディング型 DSR は小電力ノードの割合によらず常に多数のコリジョンが発生していることがわかる。小電力ノードの割合が増加するに従って電波干渉が発生しにくくなるため、コリジョン発生回数は小さくなるが、それでもなお他のプロトコルと比較して最大となっている。これは、往路探索時のみならず、復路探索時にもフラッディングを利用することに伴う電波干渉が原因である。一方、AODV では、小電力ノードの割合が 0、すなわち全ノードの通信可能距離が一定の場合には、コリジョン発生回数が最小となるが、小電力ノードの増加に伴って特性が劣化していることがわかる。AODV では RPF に基づく RREP の送信を行うためコリジョンの発生は抑えられるが、経路確立成功率が低下した場合には図 3.13 のように RREQ 送信回数が増加するため、コリジョンを引き起こすと考えられる。提案手法の ARPAC は、コリジョンの発生回数が最小となっている。ARPAC では、経路確立成功率が高いため RREQ の送信回数が小さく、なおかつ RREP の送信も適切に抑えられていることから、コ

リジョンの発生が少なくなっていると考えられる。

図 3.16 から平均往路長は、どのプロトコルにおいてもほぼ同じ値を維持している。しかし、提案手法とフラッディング型 DSR は、片方向リンクの増加と共に、僅ではあるが往路長が大きくなっている。これは、片方向リンクが増加した場合、片方向リンクを避けた迂回経路を構築しなければならないため、最短経路を構築することが困難なためである。一方 AODV は、図 3.12 から分かるわかとおり、片方向リンクを迂回した伝送経路を構築することができないため、経路確立回数も少なくなり往路長が一番小さい値となっている。

次に図 3.17 から平均復路長は、提案手法と AODV の値がほぼ同じでフラッディング型 DSR よりも小さく抑えられていることがわかる。このことは、提案手法がホップ数の制限を設けることで、往路付近に片方向リンクを避けた復路を構築することができるためである。一方、フラッディング型 DSR は、復路探索に通常のフラッディングを用いて経路探索を行うため、最短経路でない復路が発見されてしまい経路長が大きくなってしまっている。

以上のことから、ARPAC は、復路探索時の制御トラヒックの発生を抑えながら片方向リンクを利用した効率的な経路を確立し、かつコリジョンの発生を低減することのできるルーチングプロトコルであると結論できる。

3.5.2 ノード数を変化させた場合の評価結果

小電力ノードの割合 R を 0.3 とし、ノード数 N を 50 から 150 の間で変化させたときの計算結果を、図 3.18 ~ 図 3.23 に示す。これらの図は、それぞれ経路確立成功率、平均 RREQ 送信回数、平均 RREP 送信回数、平均コリジョン発生回数を表している。図の横軸は、すべてノード数である。なお、ノード数が小さくなると、ネットワーク内のノード密度が疎となるため、経路が確立できないノードの組が増加し、全体として経路確立成功率が低下する。

図 3.18 及び図 3.20 から、ノード数が変化した場合にも基本モデルとほぼ同様の特性が得られていることがわかる。すなわち、AODV では RREP 送信回数は小さいが経路確立成功率が低く、フラッディング型 DSR では経路探索能力は高いが RREP 送信回数が非常に大きくなる。その一方で、提案方式である ARPAC は、フラッディング型 DSR と同等の高い経路探索能力をもち、同時に RREP 送信回数をフラッディング型 DSR の約 30% に抑えることが可能となっている。図 3.20 より、ARPAC における RREP 送信回数は、ノード数にほぼ比例して増加しており、RREP の送信、あるいは転送を行うのはネットワークに存在する約 25% 程度のノードの

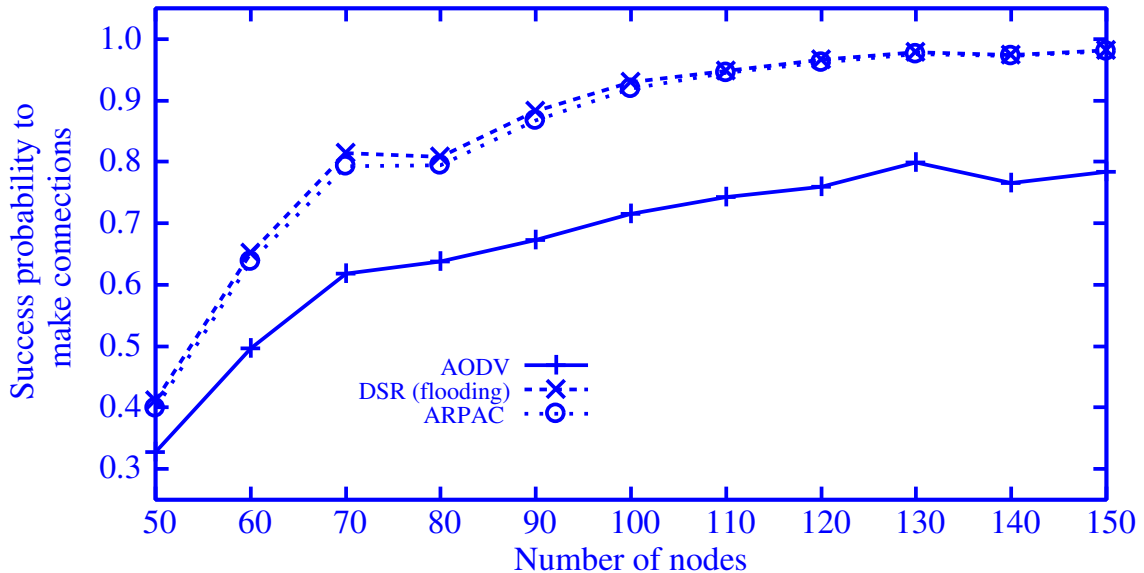


Figure 3.18: Success probabilities to make connections when the number of nodes changes.

みであることがわかる．本論文におけるシミュレーションでは，シミュレーション領域を固定してノード数を変化させていることから，RREPのフラッディング範囲が全体の約25%の領域に限定されていると考えられる．

図3.19に示したRREQ送信回数からも，基本モデルとほぼ同様の特性が読みとれる．片方向リンクを考慮しないAODVでは，他のプロトコルと比較して経路確立成功率が低下し，経路の再探索を実現するためRREQ送信回数が増加する．一方，ノード数が小さい場合には，プロトコル間の差が小さくなっている．これは，図3.18からもわかるように，ネットワーク内のノード密度が疎になり，プロトコルによらず経路が確立できなくなるためである．

また，図3.21より，プロトコルによらずノード数の増加とともにコリジョンの発生も増加するが，ARPACの特性が最も良いことが読みとれる．前述のとおり，AODVではRREP送信回数は最小となるが，経路確立成功率が低いいため経路の再探索が行われ，RREQ送信回数は非常に大きくなる．このことが原因となり，コリジョンに対するAODVの特性は劣化するものと考えられる．

図3.22が示すとおり，全てのプロトコルの往路長はほぼ同じ値となっている．ノード数が変化しても，どのプロトコルも往路探索にフラッディングを利用して見られるため発見される往路は同じとなり，往路長の違いが表れないと考えられる．

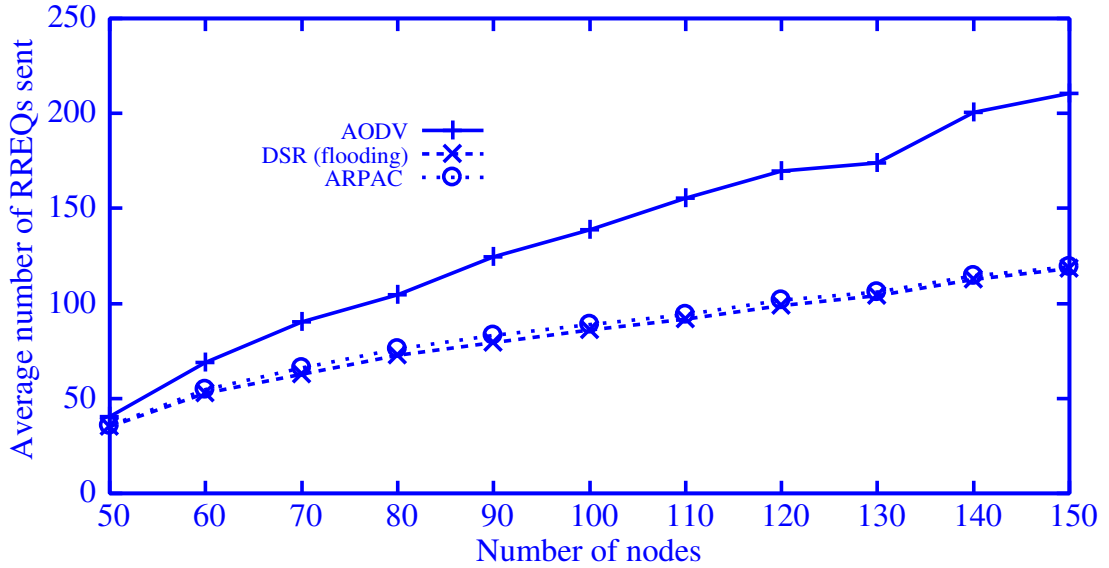


Figure 3.19: Average numbers of RREQs sent per route discovery when the number of nodes changes.

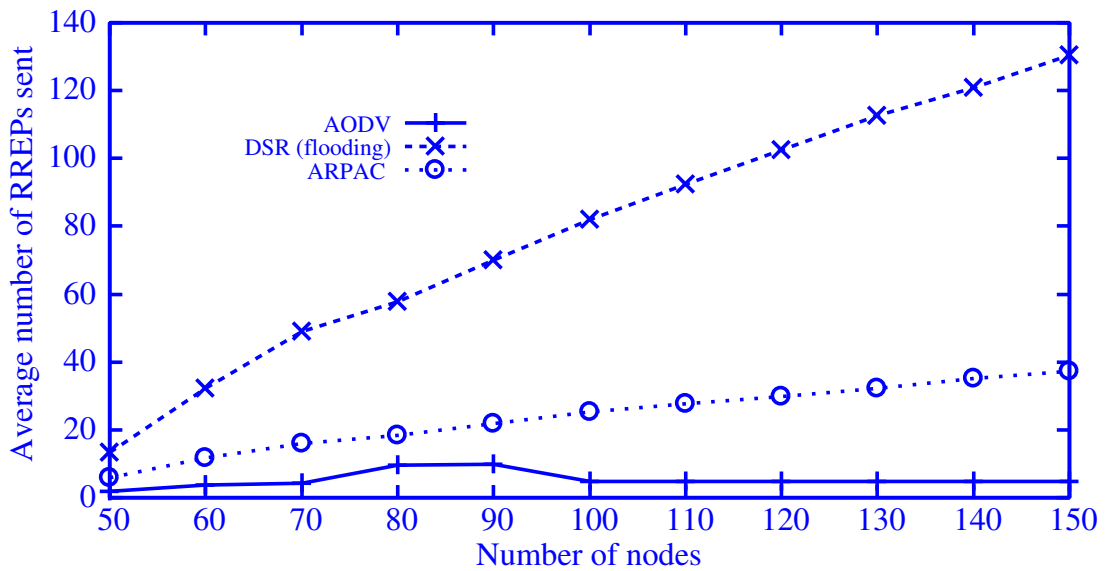


Figure 3.20: Average numbers of RREPs sent per route discovery when the number of nodes changes.

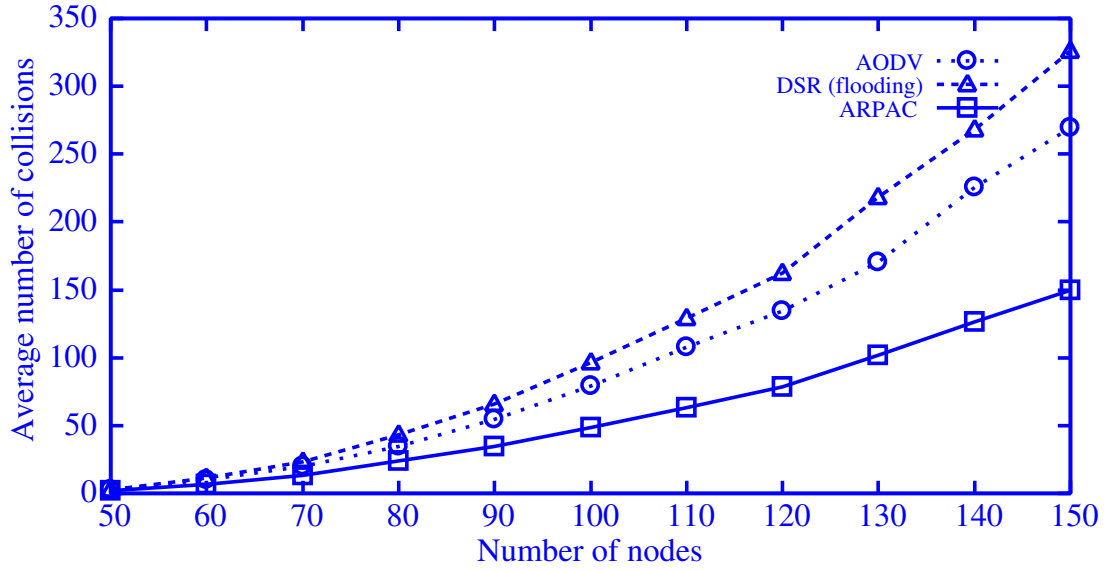


Figure 3.21: Average numbers of collisions occurred per route discovery when the number of nodes changes.

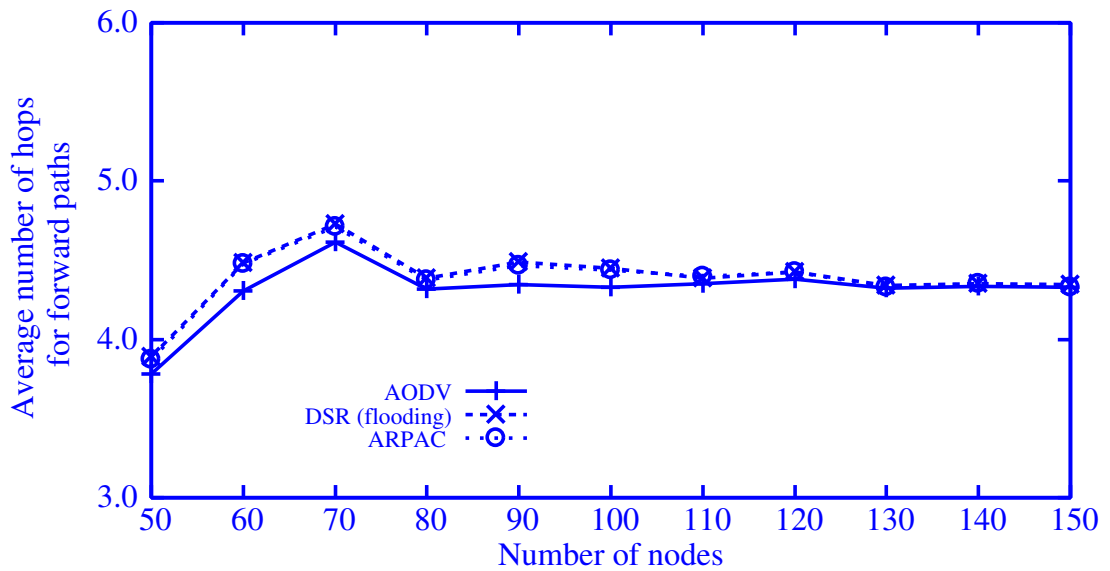


Figure 3.22: Average numbers of hops for forward paths when the number of nodes changes.

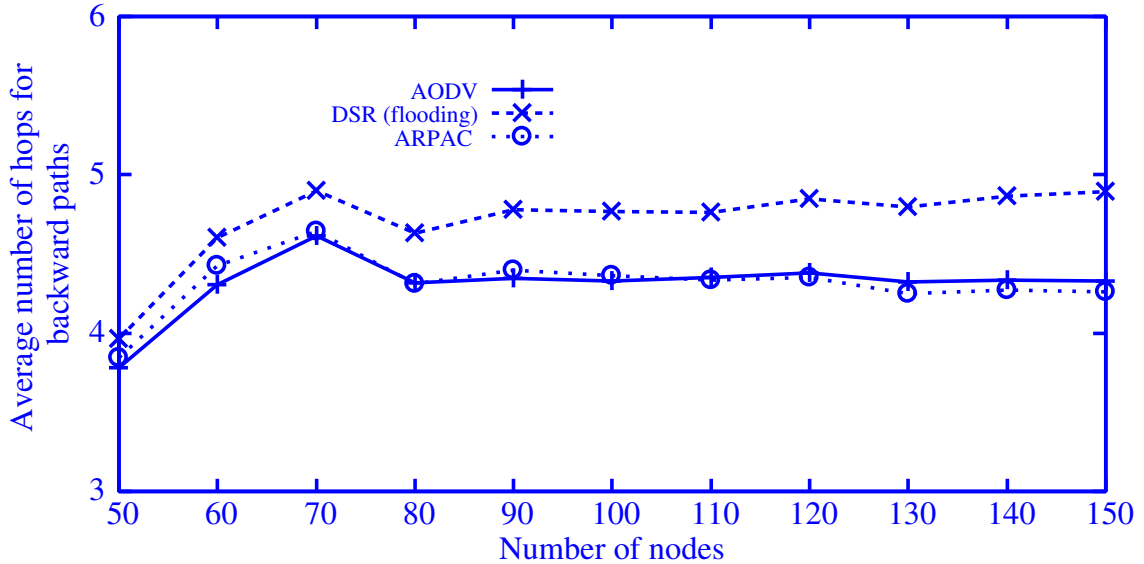


Figure 3.23: Average numbers of hops for backward paths when the number of nodes changes.

次に、図 3.23 から、復路長は図 3.17 の通信半径を変化させた時と結果と同じで、提案手法はホップ数による制限をかけたフラッディングを復路探索に利用しているため、復路長が AODV と同等の小さい値となっている。

以上のことから、ARPAC は、ノード数が変化した場合でも、復路探索時の制御トラヒックやコリジョンの発生を低減することのできる効率的なルーチングプロトコルであると結論できる。

3.5.3 領域を変化させた場合の評価結果

シミュレーション領域を 750m×750m にした場合の評価結果を、図 3.24 ~ 図 3.29 に示す。これらの図は、それぞれ経路確立成功率、経路探索 1 回あたりの平均 RREQ 送信回数、平均 RREP 送信回数、平均コリジョン発生回数、平均往路長、平均復路長を表している。図の横軸は、すべて小電力ノードの割合である。

図 3.24 より、基本モデルと比べて、全てのプロトコルにおいて特性は低下しているが、小電力ノードの増加とともに経路確立成功率が低くなっていることがわかる。このことは、シミュレーション領域を拡大したことにより、ネットワーク内のノードが疎になり、各ノードの通信範囲内に存在するノードが少なくなる

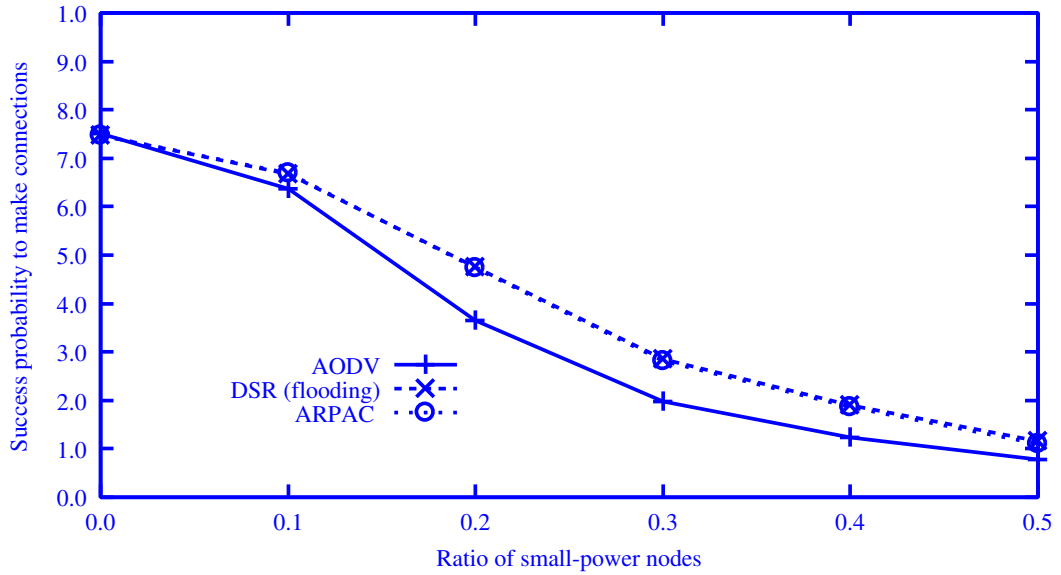


Figure 3.24: Success probabilities to make connections in 100 nodes.

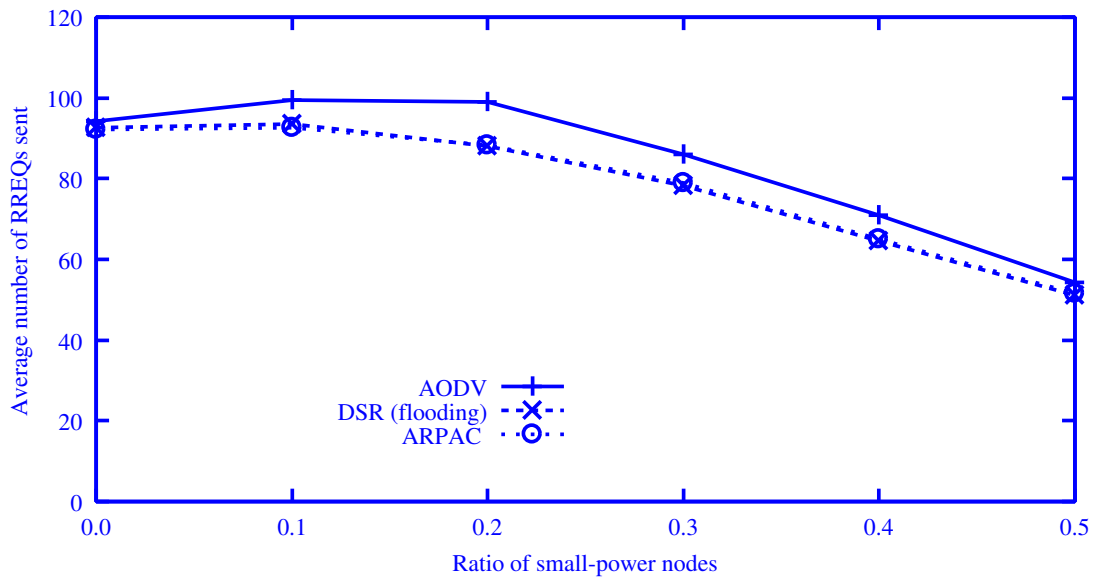


Figure 3.25: Average numbers of RREQs sent per route discovery in 100 nodes.

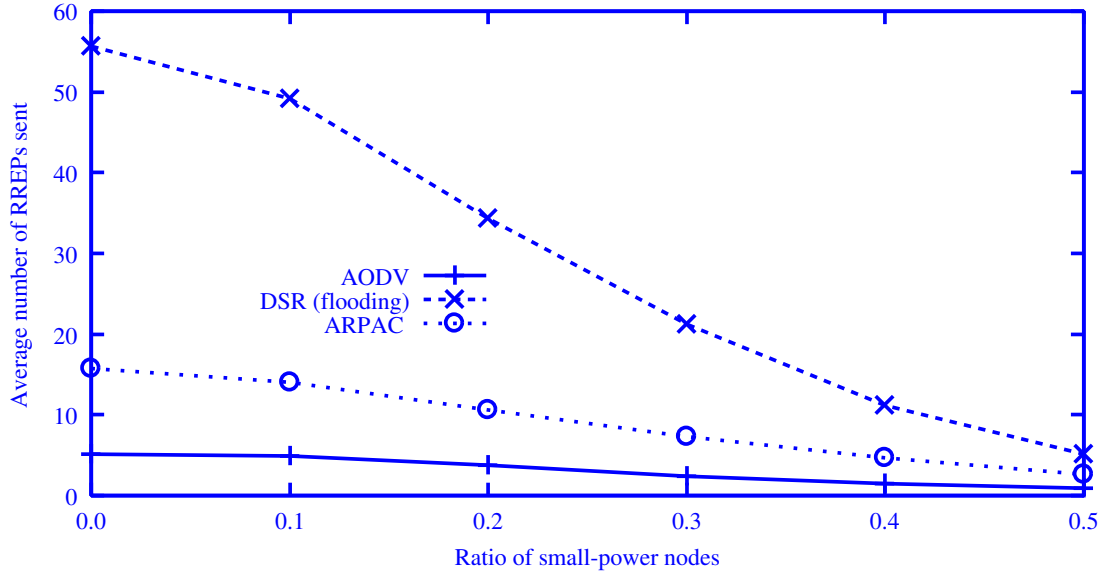


Figure 3.26: Average numbers of RREPs sent per route discovery in 100 nodes.

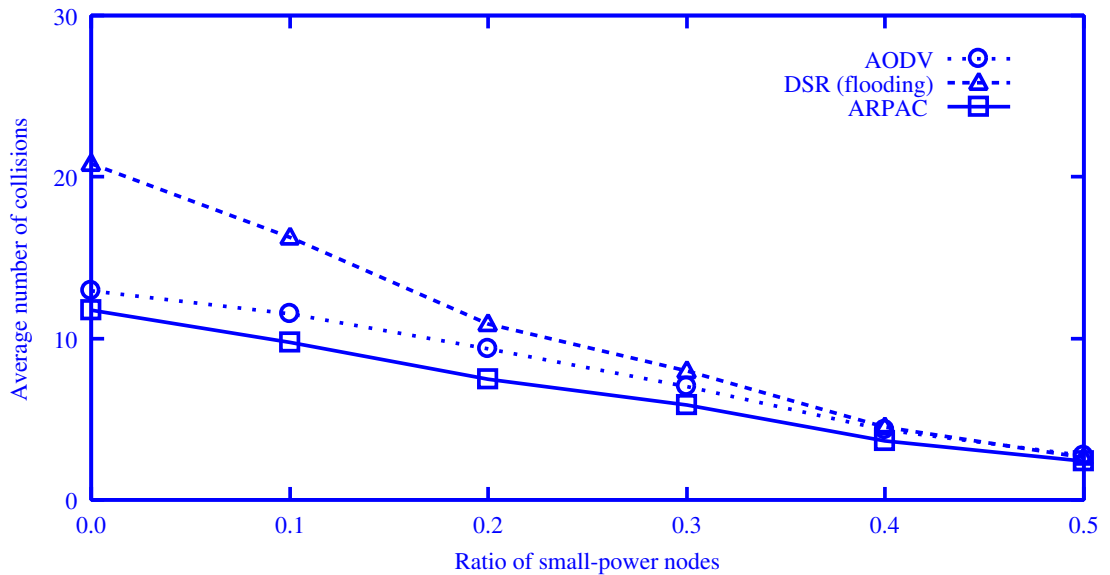


Figure 3.27: Average numbers of collisions occurred per route discovery in 100 nodes

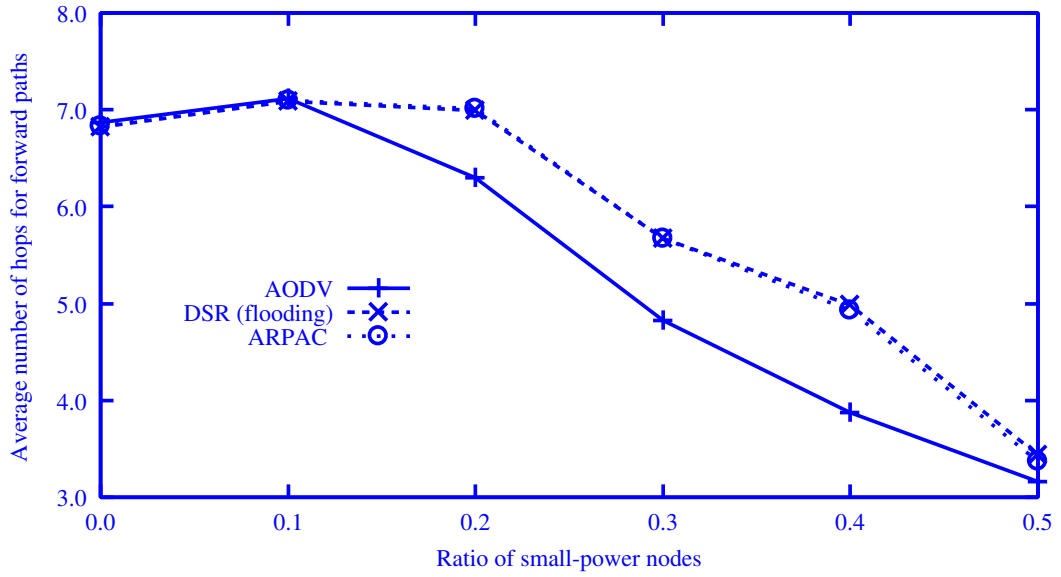


Figure 3.28: Average numbers of hops for forward paths.

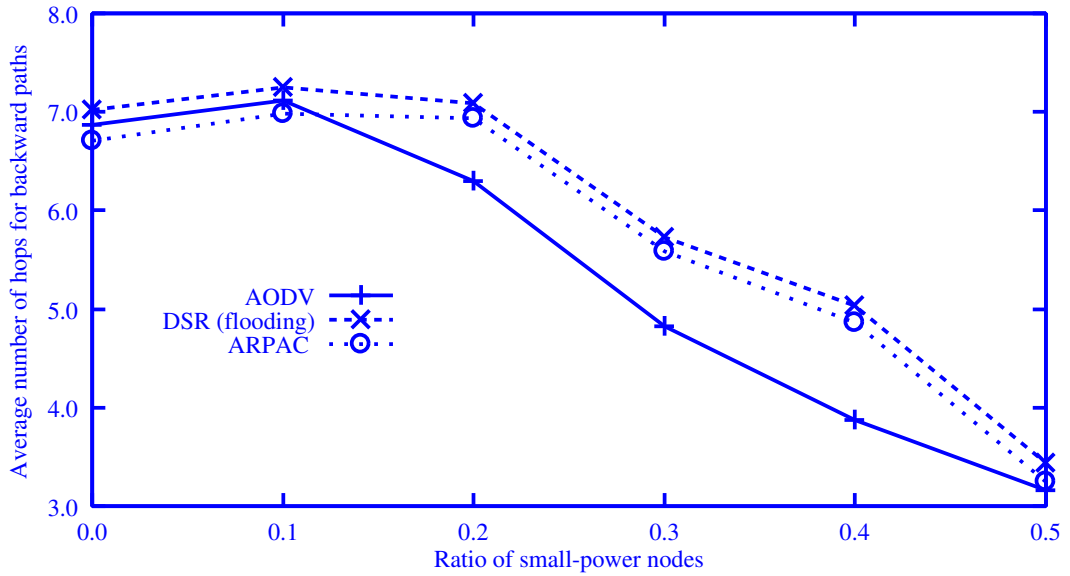


Figure 3.29: Average numbers of hops for backward paths.

ためである。

図 3.25 及び図 3.26 より，RREQ 及び RREP 送信回数が基本モデルより少なくなり，小電力ノードの増加とともに全てのプロトコルの特性の差が小さくなっている。これは，基本モデルと比べてネットワーク内のノードが疎になったため，各ノードの通信範囲内のノードが少なくなり RREQ 及び RREP を受信するノードが少なくなるため，送信回数が少なくなっている。

図 3.27 より，コリジョン発生回数は，全てのプロトコルにおいて小電力ノードの増加とともにコリジョン発生回数が小さくなっている。これは，ネットワーク内のノードが疎になったためだけでなく，図 3.25 及び図 3.26 より，基本モデルより RREQ 及び RREP 送信回数が少なくなっているため，伝播干渉が少なくなりコリジョン発生回数も少なくなっていることがわかる。

図 3.28 及び図 3.29 より，往路及び復路長は，AODV と比較して，フラッディング型 DSR 及び ARPAC の経路長が大きくなっていることがわかる。これは，ネットワーク内のノードが疎になったことで，基本モデルより片方向リンクが多くなり，最短経路で伝送経路を構築できなくなっているためであり，フラッディング型 DSR 及び ARPAC が迂回経路を発見しているためである。

以上のことから，ARPAC は，AODV 及びフラッディング型 DSR と比較して，復路探索時の制御トラヒックやコリジョンの発生を低減することのできる効率的なルーチングプロトコルであると結論できる。

3.5.4 通信半径をノード毎に変化させた場合の評価結果

通信半径を 50m ~ 100m でノード毎にランダムに与え，ノード数を変化させた場合の評価結果を，図 3.30 ~ 図 3.35 に示す。これらの図は，それぞれ経路確立成功率，経路探索 1 回あたりの平均 RREQ 送信回数，平均 RREP 送信回数，平均コリジョン発生回数，平均往路長，平均復路長を表している。図の横軸は，すべてノード数である。

図 3.30 から，各ノードの通信半径をランダムに与えた場合も，小電力ノードの割合を固定した場合とほぼ同様の特性が得られていることがわかる。すなわち，AODV は経路確立成功率が低く，フラッディング型 DSR 及び ARPAC の経路確立成功率が高くなっている。しかし，小電力ノードの割合を固定した場合と比較して，全体的に経路確立成功率が低くなっている。

これは，各ノードの通信半径をランダムに与えたことで片方向リンクが多く存在してしまうためである。また，小電力ノードの割合を固定した場合と比較し

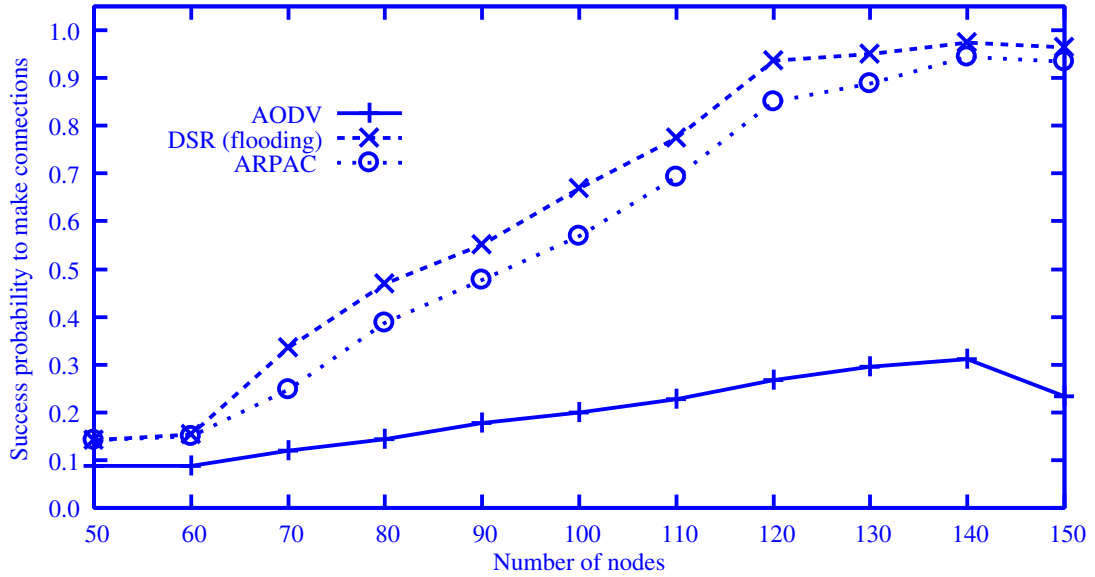


Figure 3.30: Success probabilities to make connections when the number of nodes changes.

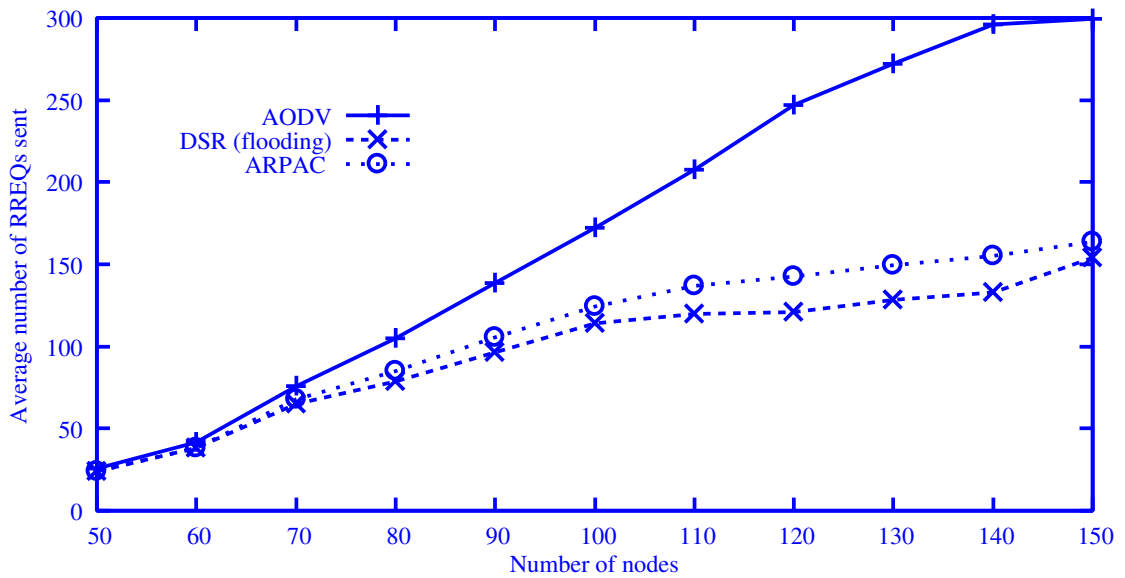


Figure 3.31: Average numbers of RREQs sent per route discovery when the number of nodes changes.

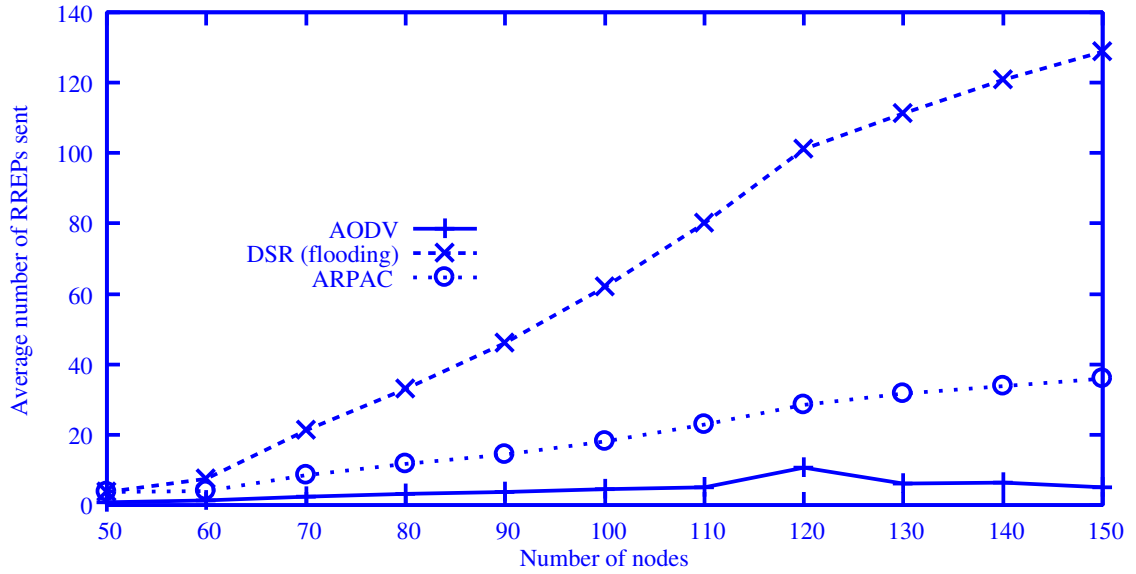


Figure 3.32: Average numbers of RREPs sent per route discovery when the number of nodes changes.

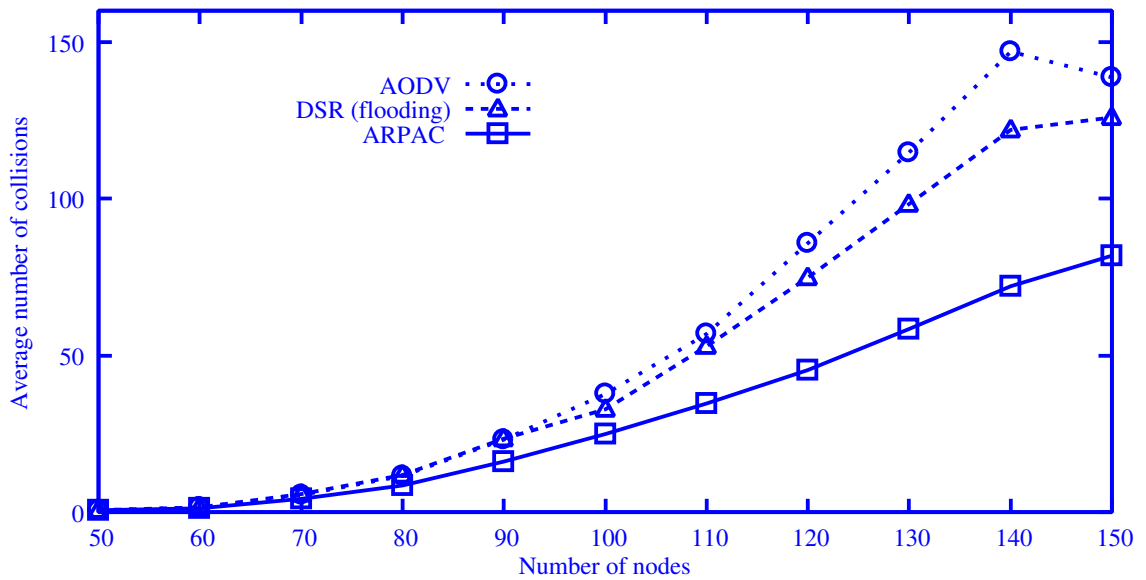


Figure 3.33: Average numbers of collisions occurred per route discovery when the number of nodes changes.

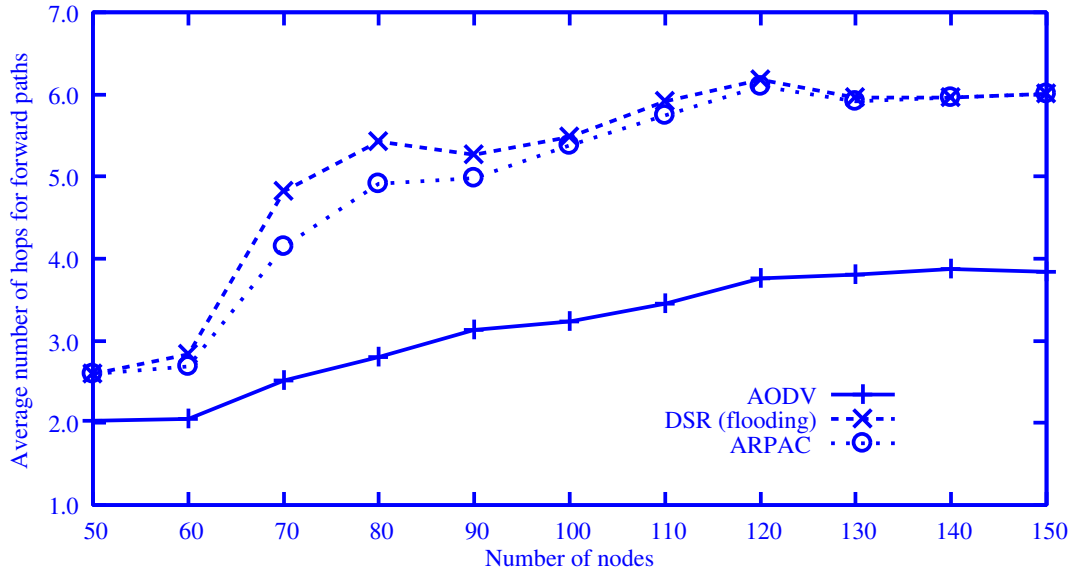


Figure 3.34: Average numbers of hops for forward paths when the number of nodes changes.

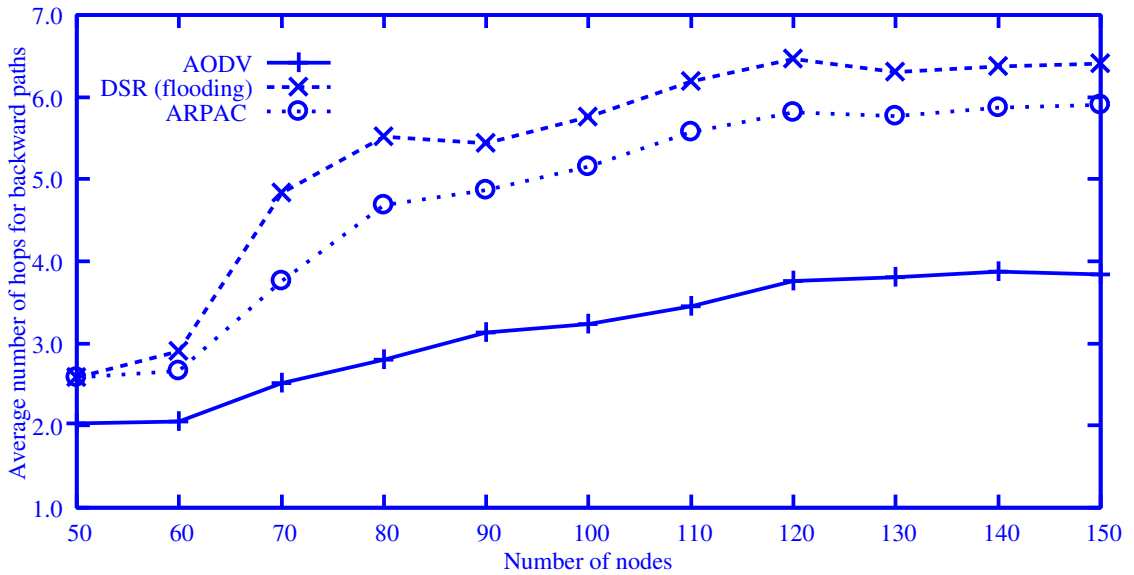


Figure 3.35: Average numbers of hops for backward paths when the number of nodes changes.

て、ARPACはフラッディング型DSRよりも経路確立成功率が低くなっている。このことは、ARPACが復路を構築する際に、発見した往路付近で探索するため、片方向リンクが多く存在した場合、復路を発見することが困難となるためである。

図3.31及び図3.32から、RREQ及びRREP送信回数は、小電力ノードの割合を固定した場合と同様の特性が得られている。ただし、図3.30より、AODVの経路確立成功率が低くなっているため、小電力ノードの割合を固定した場合より、RREQ及びRREP送信回数が多くなっている。このことは、経路確立成功率が低くなった場合、RREQの再送が頻繁に発生するためである。

また、図3.33より、各ノードの通信半径をランダムに与えた場合も、小電力ノードの割合を固定した場合と同様の特性が得られた。ただし、前述した通り、全てのプロトコルにおいて、経路確立成功率が低くなっているため、コリジョン発生回数が多くなっている。しかし、ARPACの特性が最も良いことがわかる。

図3.34と図3.35が示すとおり、AODVと比較してフラッディング型DSRとARPACの往路及び復路長が大きくなっていることがわかる。このことから、フラッディング型DSR及びARPACが片方向リンクを迂回した経路を作成できていることがわかる。また、図3.35から、フラッディング型DSRは、ARPACよりも復路長が大きくなっている。これは、ARPACが発見した往路付近に復路を発見するのに対して、フラッディング型DSRは復路探索に制限を設けていないため、ARPACよりも大きく迂回した経路を発見できているためである。

以上のことから、ネットワーク内のノード密度によるが、各ノードにランダムに通信半径を与えた場合でも、ARPACは、復路探索時の制御トラヒックの発生を抑えながら片方向リンクを利用した効率的な経路を確立し、かつコリジョンの発生を低減することのできるルーチングプロトコルであると結論できる。

3.6 本章まとめ

本章では、片方向リンクを含むアドホックネットワークにおいて、フラッディング領域制限型ルーチングプロトコルARPACを提案し、シミュレーションによる評価を行った。片方向リンクに対応した従来のオンデマンド型ルーチング方式では、双方向にフラッディングを行うことで往復の経路を探索するが、提案手法ではこれを改良し、往路探索時に得たホップ数の情報を復路探索時に利用することで、経路応答であるRREPのフラッディング領域を限定した。これにより、従来と同等の経路探索能力を維持しながら、復路探索時に生ずる制御トラヒックを低減することができた。シミュレーションの結果から、提案手法は、フラッディング型

DSR と比較して復路探索時の RREP 送信回数を低減できるだけでなく，AODV と比較してもコリジョン発生回数を低減できることが示された．また，ネットワーク内のノード数が変化した場合にも，提案手法が十分に機能することが示された．

Chapter 4

アドホックネットワークにおける中継 ノード削減分散マルチキャストルーチ ング

4.1 本章まえがき

現在インターネットで利用されているストリーミングによる動画や音声の配信，また多人数参加型ネットワークゲームやテレビ会議などのアプリケーションは，アドホックネットワークでも利用されると考えられる．前者では一対多通信形態，後者では多対多通信形態が用いられるが，いずれの場合も同一データを同時に複数のノードに配信するため，マルチキャストが有効な技術である．アドホックネットワークでマルチキャストを利用する場合，無線の同報性を利用することができ，一度の電波送信で複数のノードにデータを伝送することができる．よって，ネットワーク内の電波送信回数を減少させることができると考えられる．ネットワーク内の中継ノードを減らし，電波送信回数を少なくすることで，ネットワークトラヒックを削減し，電波干渉によるパケット損失を防ぐことができる．よって，ネットワークの伝送効率を向上させるためには，中継ノード数を削減する伝送経路を構築する必要がある．

アドホックネットワークにおける既存のマルチキャストルーティングプロトコルでは，一つのノードから複数のノードにデータを伝送する一対多通信形態が想定されている．そのため，一つの送信ノードから複数のマルチキャスト参加ノードに対して最短経路で伝送経路を構築する手法が採られており，電波送信回数は考慮されていない．多対多通信形態において既存のマルチキャストルーティングプロトコルを利用した場合，送信ノード毎に伝送経路が構築されるため，中継ノードの増加が避けられない．また，送信ノード別に中継ノードが区別されないため，電波送信回数が大幅に増加してしまう問題がある．

本章では，アドホックネットワークにおけるマルチキャストルーティングプロトコルとして，同報性を利用した分散マルチキャストルーティングを提案する．提案方式は，多対多通信形態において伝送経路を構築する場合，中継ノードを削減する伝送経路を自律分散的に構築できる特徴をもつ．これより，ネットワーク内の電波送信回数を削減し，ネットワークトラヒックの増加や電波干渉によるパケット損失を防ぐことが可能となる．

4.2 関連研究

4.2.1 対象とするマルチキャストルーティングプロトコル

アドホックネットワークにおけるマルチキャストルーティングプロトコルでは、伝送経路としてツリー型またはメッシュ型が用いられる [6]。ツリー型伝送経路は、送信ノードから複数のマルチキャスト参加ノードに対して一つの最短経路で構築される。そのため、伝送経路に利用される中継ノード数は比較的少なくなる。しかし、ノードの移動などによるリンク切断が発生した場合、伝送経路を再構築するまでデータの伝送が停止するため、データ配信率が低下する。一方、メッシュ型伝送経路は、送信ノードからマルチキャスト参加ノードに対して複数の冗長な経路を構築する。リンク切断の発生した経路に対しては代替経路を利用することができ、伝送経路の再構築の必要がない。そのため、ツリー型伝送経路と比べてデータ配信率が高くなる。しかし、冗長な経路を構築するため、重複するデータがネットワーク上に伝送され、ネットワークに輻輳を発生させてしまう。更に、データを中継するノードの増加とともに電波送信回数も増加する。また、ツリー型とメッシュ型のどちらの伝送経路においても、マルチキャストに参加するノード全てが送信ノードとなる場合、中継ノードの増加は避けられない。

現在、ツリー型またはメッシュ型を伝送経路とするマルチキャストルーティングプロトコルが多く提案されている [6, 21, 22, 32]。しかし、ノードの移動を想定しているアドホックネットワークでは、データ配信率の観点からメッシュ型伝送経路を利用したマルチキャストルーティングプロトコルが主流となっている。本章では、メッシュ型伝送経路を利用したマルチキャストルーティングプロトコルに着目し、中継ノード数を削減する手法について検討を行う。

4.2.2 ODMRP

メッシュ型に基づく代表的なマルチキャストルーティングプロトコルとして、ODMRP (On-Demand Multicast Routing Protocol) [21] [22] がある。ODMRPでは、データを中継するノード集合 (FG : Forwarding Group) を利用して、ブロードキャストを繰り返すことによりデータの伝送を行う。

ODMRPにおける経路構築手順を以下に示す。ODMRPでは、送信ノードにより伝送経路の構築と維持が行われる。配信したいデータを保持している送信ノードは、参加要求パケット (Join Query) を配信データに付加して、隣接ノードへのブロードキャストによりマルチキャスト参加ノードの探索と経路構築を開始する。

参加要求パケットには、送信ノード自身のアドレスが付加されている。参加要求パケットを受信した隣接ノードは、経路テーブルに送信ノードアドレスとそのパケットをブロードキャストしたノードのアドレス（以下、次ノードアドレスと称する）を格納する。次に送信ノードアドレスと自身のアドレスを付加した参加要求パケットを作成し、隣接ノードに中継ブロードキャストする。以上のように、参加要求パケットは、中継ブロードキャストを繰り返すことで、ネットワーク内にフラッディングされる。ただし、重複パケットを受信した場合や、TTL（Time To Live）が0となった場合、参加要求パケットは破棄される。

マルチキャスト参加ノードが参加要求パケットを受信した場合、経路テーブルに格納されている送信ノードアドレスと次ノードアドレスを付加した参加応答パケット（Join Reply）を作成し、隣接ノードへのブロードキャストにより送信ノードに返信する。参加応答パケットを受信した隣接ノードは、参加応答パケットに付加されている送信ノードアドレスと経路テーブルに格納されている送信ノードアドレスの比較と、参加応答パケットに付加されている次ノードアドレスと自身のアドレスの比較を行う。それぞれのノードアドレスが一致した場合、自身のノードは伝送経路上に位置するノードであるとして、FGとなる。一致しない場合、参加応答パケットは破棄される。FGとなった場合には、経路テーブルに格納されている送信ノードアドレスと次ノードアドレスを付加した参加応答パケットを作成し、中継ブロードキャストする。中継ブロードキャストは、参加応答パケットが送信ノードに到達するまで繰り返される。つまり、参加応答パケットは、参加要求パケットのフラッディングで発見された経路の逆順で送信ノードに返信されることになる。なお、送信ノードアドレスが同一の重複した参加応答パケットを受信した場合、不要なトラフィックを避けるため、その参加応答パケットは破棄される。送信ノードは、データ配信を続けている間、参加要求パケットを定期的にフラッディングすることでFGを更新し、伝送経路の維持を行う。一定時間伝送経路に利用されなかったはFGは、FGであることをやめる。

図4.1と図4.2に参加要求パケットと参加応答パケットのフォーマットを示す。

- Type
 - 01: ODMRP Join query
- Reserved
 - Sent as 0: 利用しない
- Time To Live

0	8	16	24	32
Type	Reserved	Time To Live	Hop Count	
Multicast Group IP Address				
Sequence Number				
Source IP Address				
Previous Hop IP Address				
Previous Hop X Coordinate				
Previous Hop Y Coordinate				
Previous Hop Moving Speed			Previous Hop Moving Direction	
Minimum Link Expiration Time				

Figure 4.1: Join query header format of ODMRP.

このパケットのホップ可能回数

- Hop Count

このパケットのホップ数

- Multicast Group IP Address

マルチキャストグループの IP アドレス

- Sequence Number

パケットをユニークに識別するために送信ノードが割り当てたシーケンスナンバー

- Source IP Address

パケットの送信ノードアドレス

- Previous Hop X Coordinate (Option)

このパケットを最後に処理したノードの X 座標。この情報は GPS などから取得する。このフィールドはネットワークホストが GPS を実装している場合のみ要求される。

- Previous Hop Y Coordinate (Option)

このパケットを最後に処理したノードの Y 座標。この情報は GPS などから取得する。このフィールドはネットワークホストが GPS を実装している場合のみ要求される。

Type	Count	R	F	Reserved
Multicast Group IP Address				
Previous Hop IP Address				
Sequence Number				
Sender IP Address[1]				
Next Hop IP Address[1]				
Route Expiration Time[1]				
⋮				
Sender IP Address[1]				
Next Hop IP Address[1]				
Route Expiration Time[1]				

Figure 4.2: Join reply header format of ODMRP.

- Previous Hop Moving Speed (Option)

このパケットを最後に処理したノードの移動速度。この情報はGPSまたはノード自身の計器やセンサ (e.g. campus, odometer, 速度センサ) から取得する。このフィールドはネットワークホストがGPSを実装している場合のみ得られる。

- Previous Hop Moving Direction (Option)

このパケットを最後に処理したノードの移動方向。この情報はGPSまたはノード自身の計器やセンサ (e.g. campus, odometer, 速度センサ) から取得する。このフィールドはネットワークホストがGPSを実装している場合のみ得られる。

- Minimum Link Expiration Time (Option)

このパケットがこれまで通ってきたリンクの最小有効期間。このフィールドはネットワークホストがGPSを実装している場合のみ要求される。

- Type

02: ODMRP Join Reply

- Count

(Sender IP Address Next Hop IPAddress) の組の数

- R
確認要求フラグ. このフラグは active acknowledgment パケットを要求された際にセットする
- F
フォワーディンググループフラグ. このフラグはフォワーディンググループのノードによって転送された際にセットされる
- Reserved
Sent as 0: 利用しない
- Multicast Group IP Address
マルチキャストの IP アドレス
- Previous IP Address
このパケットを最後に処理したノードの IP アドレス
- Sequence Number
パケットをユニークに識別するために, このパケットを最後に処理したノードが割り当てたシーケンスナンバー
- Sender IP Address[1...n]
このマルチキャストグループの送信ノードの IP アドレス
- Next Hop IP Address[1...n]
このパケットの次の宛先ノードの IP アドレス
- Route Expiration Time[1...n] (option)
このマルチキャストグループの最小経路有効時間. このフィールドはネットワークホストが GPS を実装している場合のみ要求される

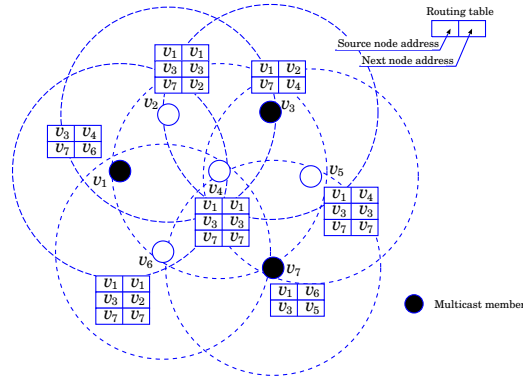


Figure 4.3: Transmission path discovery phase of ODMRP: join query transmission by flooding.

4.2.3 多対多マルチキャストにおける ODMRP 経路構築例とその問題点

マルチキャストに参加するノード全てが送信ノードとなる場合において，ODMRP を用いて経路を構築する様子を図 4.3 と図 4.4 に示す．図 4.3 は参加要求パケットのフラッディングの様子を，図 4.4 は参加応答パケットのブロードキャストによる返信の様子を示す．なお，図中の破線の円は各ノードの通信可能範囲を表している．

図 4.3 では，送信ノード v_1, v_3, v_7 が参加要求パケットをフラッディングすることでマルチキャスト参加ノードの探索と経路構築を行う．送信ノード v_1 はマルチキャスト参加ノード v_3, v_7 に対して，それぞれ $v_1 \ v_2 \ v_3, v_1 \ v_6 \ v_7$ の経路を発見する．また，送信ノード v_3 はノード v_1, v_7 に対して，それぞれ $v_3 \ v_4 \ v_1, v_3 \ v_5 \ v_7$ の経路を，送信ノード v_7 は v_1, v_3 に対して，それぞれ $v_7 \ v_6 \ v_1, v_7 \ v_4 \ v_3$ の経路を発見する．

図 4.3 の例では，どのノードを中継しても任意のマルチキャスト参加ノード間で 2 ホップの最短経路を構築することができる．しかし，重複する参加要求パケットは破棄されるため，マルチキャスト参加ノードに一番早く到着した参加要求パケットの経路を伝送経路としている．参加要求パケットがマルチキャスト参加ノードに到達する順序は，各ノードが中継ブロードキャストする際の処理時間や送信タイマ，パケット損失などにより毎回異なる．そのため，ホップ数が同じ最短経路が複数ある場合，発見される経路は毎回異なる．

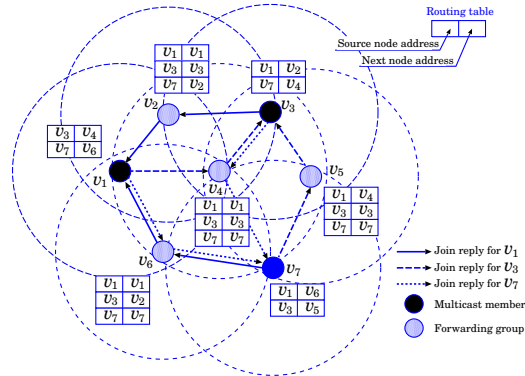


Figure 4.4: Transmission path discovery phase of ODMRP: join reply transmission by broadcast.

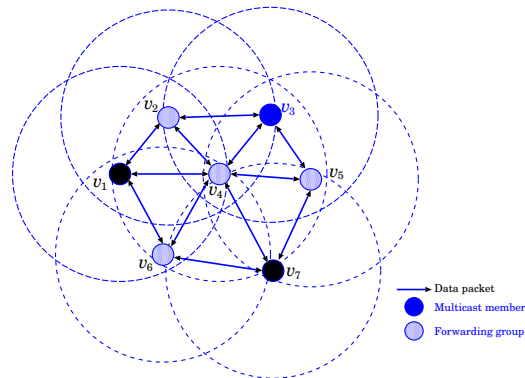


Figure 4.5: Data transmission of ODMRP.

図 4.4では，図 4.3の参加要求パケットが中継ブロードキャストされた際の情報が経路テーブルに格納されているため，発見された経路の逆順に参加応答パケットがブロードキャストにより返信される．よって，参加応答パケットを中継ブロードキャストしたノードは伝送経路上に位置するノードであるとして， v_2 ， v_4 ， v_5 ， v_6 がFGとなる．

図 4.5に，図 4.3，及び図 4.4で構築した伝送経路を利用して，マルチキャスト参加ノード v_1 ， v_3 ， v_7 がデータを配信する様子を示す．送信ノード v_1 がマルチキャスト参加ノード v_3 ， v_7 へデータを配信する場合，ノード v_2 と v_6 ，または v_4 のみの中継を行えば十分である．しかし，マルチキャストグループ内に，複数の送信ノードがある場合には，送信ノードごとにFGが区別されない．図 4.5の例

では，送信ノード v_3, v_7 の FG であるノード v_4, v_5 も v_1 からのデータを中継してしまう．このように，ODMRP では，ネットワーク内の電波送信回数が増えるとともに，トラヒックの増加が不可避である．なお，送信ノード v_3, v_7 がデータを配信した場合も同様の問題が発生する．

4.3 提案手法

4.3.1 概要

無線の同報性を最大限利用して，効率の良いマルチキャストを実現するためには，データを中継するノードが多くのリンクをもち，一度の電波送信で多くのノードにデータを伝送する必要がある．既存のユニキャストルーチングプロトコルには，リンク数情報を得るために，隣接ノードと HELLO パケットを交換する手法がある [4]．各ノードのリンク情報を得ることができれば，リンクを多くもつノードを中継ノードとした経路を構築することができる．しかし，文献 [4] の手法では，データ配信時以外も一定時間間隔で HELLO パケットの交換をしなければならない．そのため，経路構築に要するパケット以外のトラヒックが必要となり，ネットワーク輻輳の原因となり得る．一方，ネットワークの中心に位置するノードは，リンクを多くもち，ハブノードとなることが一般的に知られている．アドホックネットワークでは，無線を利用した通信を行うため，ハブノードは一度の電波送信で多くのノードにデータを伝送することができる．そこで提案方式では，この特徴を利用し，HELLO パケットなどの追加トラヒックを発生させることなく，マルチキャストに参加するノード間のハブノードを局所的な中心ノード（以下，局所中心ノードと称する）として利用することでパケットを中継するノードを削減し，ネットワークトラヒックを抑制する手法を提案する．

提案方式では，ODMRP の参加要求パケットを利用し，各送信ノードからのホップ数を経路テーブルに格納する．参加要求パケットを受信した際に，その参加要求パケットを送信した各ノードからのホップ数が小さいノードを局所中心ノードとする．ODMRP は，参加要求パケットを定期的にフラッディングするため，ノードが移動した場合でも動的に局所中心ノードを発見することができる．更に，提案方式では，最短経路ではなく，局所中心ノードを経由する伝送経路を構築することで，効率的なマルチキャストを実現している．ODMRP では，経路探索時に参加要求パケットをフラッディングして，発見された最短経路を伝送経路としている．提案方式では，参加要求パケットを中継ブロードキャストする際に，待機時

間を設け，局所中心ノードに向かうノードの待機時間を短くすることで，局所中心ノードを通る経路を発見することが可能となる．

提案方式は，各ノードの経路テーブルに送信ノードからの最小ホップ数が正しく格納された場合に，大きな効果を得ることができる．しかし，パケット損失などにより，最短経路で参加要求パケットが伝送されない場合がある．そこで，提案方式では，経路テーブルの更新を保留する仕組みも提供する．これにより，提案方式の効果を更に向上させることができる．

4.3.2 経路構築手順

提案方式による経路構築手順を以下に示す．以下では，ノードの集合を V ，マルチキャストに参加するノードの集合を $M \subset V$ とする．送信ノード $v_i \in M$ は自身のアドレスを付加した参加要求パケットを作成し，隣接ノードにブロードキャストする．参加要求パケットを受信したノード $v_j \in V$ は，送信ノードアドレス，次ノードアドレスのほかに，送信ノード v_i からのホップ数 $H_{v_j}(v_i)$ を経路テーブルに格納する．なお， $v_i = v_j$ の場合，ホップ数 $H_{v_j}(v_j)$ の値は 0 とする．次に， v_j は送信ノードアドレスと v_j 自身のノードアドレスを付加した参加要求パケットを作成し，一定時間中継を待機した後隣接ノードにブロードキャストする．ODMRP と同様に，重複した参加要求パケットを受信した場合や，TTL が 0 となった場合，参加要求パケットは破棄される．ここで， v_j の中継待機時間 $t(v_j)$ を，次式により算出する．ただし， T を標準待機時間とする．

$$t(v_j) = \frac{T}{\sum_{v_i \in M} \frac{1}{H_{v_j}(v_i)}} \quad (4.1)$$

式 (4.1) によって算出される待機時間は，経路テーブルに格納されているホップ数が小さい場合に短くなる．よって，マルチキャスト参加ノード間の中心付近のノード，すなわち局所中心ノードほど早く中継ブロードキャストが行われる．以上のように待機中継ブロードキャストを繰り返すことで，参加要求パケットがネットワーク内にフラディングされる．

参加要求パケットを受信したノードがマルチキャスト参加ノードの場合，経路テーブルに格納されている送信ノードアドレスと次ノードアドレスを付加した参加応答パケットを作成し，隣接ノードにブロードキャストにより返信する．参加応答パケットを受信した隣接ノードは，参加応答パケットに付加されている送信ノードアドレスと経路テーブルに格納されている送信ノードアドレスの比較と，

参加応答パケットに付加されている次ノードアドレスと自身のノードアドレスの比較を行う。それぞれのノードアドレスが一致した場合、自身のノードは伝送経路上に位置するノードであるとして、FGとなる。一致しない場合、参加応答パケットは破棄される。FGとなったノードは、経路テーブルの送信ノードアドレスと次ノードアドレスを付加した参加応答パケットを作成し、中継ブロードキャストする。参加応答パケットの中継ブロードキャストは、送信ノードに到達するまで繰り返される。ODMRPと同様に提案方式でも、参加応答パケットの中継ブロードキャストに待機時間はなく、すぐに中継が行われる。

提案方式は、参加要求パケットの中継待機ブロードキャストを繰り返すため、ODMRPと比べてそのパケットがネットワーク全体に伝送されるまでにわずかに時間がかかる。中継待機時間は各ノードが経路テーブルに格納している送信ノードからのホップ数の値に応じて決定されるため、標準待機時間の値の変更は提案方式の経路構築に影響を及ぼすことはなく、有効性が損なわれることはない。しかし、標準待機時間は、迅速な経路構築と更新を考慮した場合、より短い時間に設定する方が望ましい。

提案方式を実現するには、送信ノードからのホップ数情報が必要である。ODMRPの参加要求パケットには送信ノードからのホップ数が記載されているため、ホップ数の算出は容易に行うことができ、パケットフォーマットの変更も不要である。

4.3.3 経路テーブル更新手順

提案方式は、各ノードが送信ノードからの最短ホップ数を正しく経路テーブルに格納できた場合に、大きな効果を得ることができる。図4.6に、各ノードが送信ノードからのホップ数を経路テーブルに格納する様子を示す。

図4.6(a)は、送信ノード v_1 が参加要求パケットをフラッディングする様子を表している。送信ノード v_1 がブロードキャストした参加要求パケットは、隣接ノード v_2 により受信される。 v_2 は、送信ノードアドレス v_1 と次ノードアドレス v_1 、及び送信ノードからのホップ数1を経路テーブルに格納する。次に、 v_2 は参加要求パケットの中継ブロードキャストを行い、隣接ノード v_3, v_4 がそのパケットを受信する。それぞれの経路テーブルには、送信ノードアドレス v_1 と次ノードアドレス v_2 、及びホップ数2が格納される。最後に、 v_3, v_4 の中継ブロードキャストが行われる。

一方、参加要求パケットは、各ノードに最短経路で到達しない場合がある。例えば、図4.6(b)の例では、 v_2 が中継ブロードキャストした参加要求パケット

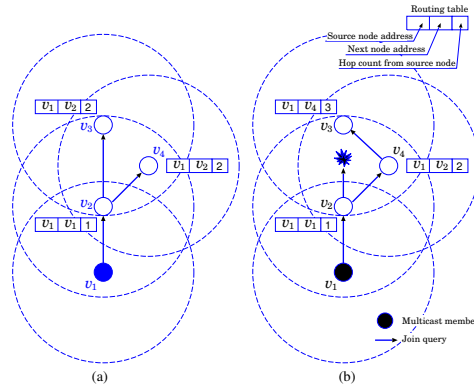


Figure 4.6: Routing table update of the proposed method.

が、パケット損失などにより、 v_3 に直接到達せず、 v_4 を経由した参加要求パケットが先着する可能性がある。この場合、 v_3 の経路テーブルには、送信ノードアドレス v_1 、次ノードアドレス v_4 とホップ数 3 が格納される。しかし、この例では v_3 の経路テーブルに格納されるホップ数情報が最短ホップ数ではないため、提案方式の効果が最大限に発揮されない。

そこで、提案方式では、経路テーブル更新保留パラメータとして 1 以上の整数 k を与える。各ノードにおいて、経路テーブルに格納されているホップ数よりも大きいホップ数をもつ参加要求パケットを k 回連続して受信した場合にのみ経路テーブルを更新する。経路テーブルに格納されているホップ数未満のホップ数で到達した参加要求パケットを受信した場合には、即座に経路テーブルを更新する。なお、 $k = 1$ の場合には、ODMRP と同様に経路テーブルは毎回更新される。

提案方式において、経路テーブル更新保留パラメータを $k = 2$ とした場合、図 4.6 (a) のような経路テーブルが作成されていると仮定すると、図 4.6 (b) のような参加要求パケットの伝送が 2 回連続で発生しなければ v_3 の経路テーブルは更新されない。この場合、図 4.6 (b) のように参加要求パケットが伝送されたとしても、 v_3 からの参加応答パケットは v_4 には伝送されず v_2 に伝送される。したがって、提案方式は、パケット損失などによって経路長が一時的に大きくなることを防ぐことができる。更に、最短ホップ数の情報が正しく経路テーブルに格納されることによって、提案方式の効果を向上させることができると考えられる。

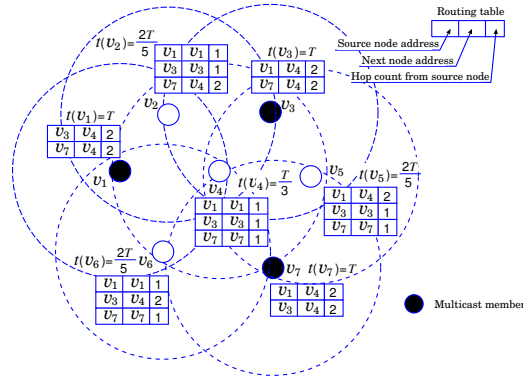


Figure 4.7: Transmission path discovery phase of the proposed method: join query transmission by flooding.

4.3.4 経路構築例

図 4.7 と図 4.8 に、提案方式による経路構築の様子を示す。図 4.7 は、マルチキャスト参加ノード v_1, v_3, v_7 が一度経路構築を行った後の様子を示している。提案方式の経路テーブルには、送信ノードアドレスと次ノードアドレスのほかに、送信ノードからのホップ数が格納されている。 v_4 は、マルチキャスト参加ノード間の中心部分に位置しており、経路テーブルに格納されている各送信ノードからのホップ数が小さく、かつその分散も小さいことがわかる。よって、 v_4 が局所中心ノードであると考えられる。

図 4.7 において、送信ノード v_1 が経路構築を行う場合、隣接ノードに参加要求パケットをブロードキャストする。参加要求パケットを受信した隣接ノード v_2, v_4, v_6 は、経路テーブルを更新した後、経路テーブルのホップ数の情報を利用して、式 (1) により中継待機時間を算出する。図の例では、各ノードの待機時間は、 $t(v_2) = 2T/5, t(v_4) = T/3, t(v_6) = 2T/5$ となる。 v_4 は、 v_2, v_6 よりも待機時間が短いため、先に中継ブロードキャストを開始する。つまり、局所中心ノードに近いほど中継ブロードキャストの待機時間が短くなるため、局所中心ノードを通る経路を発見しやすくなる。次に、 v_3, v_5, v_7 が参加要求パケットを受信し、待機時間 $t(v_3) = T, t(v_5) = 2T/5, t(v_7) = T$ の後、中継ブロードキャストが実行される。これらのノードが中継ブロードキャストを待機している間に、 v_2, v_6 から参加要求パケットの中継ブロードキャストが開始されるが、ネットワーク内の全てのノードは既に参加要求パケットを受信しているため、これらのパケットは破棄される。最後に v_3, v_5, v_7 の中継ブロードキャストが開始される。送信ノード

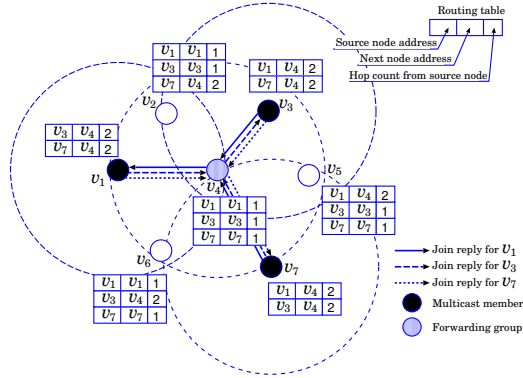


Figure 4.8: Transmission path discovery phase of the proposed method: join reply transmission by broadcast.

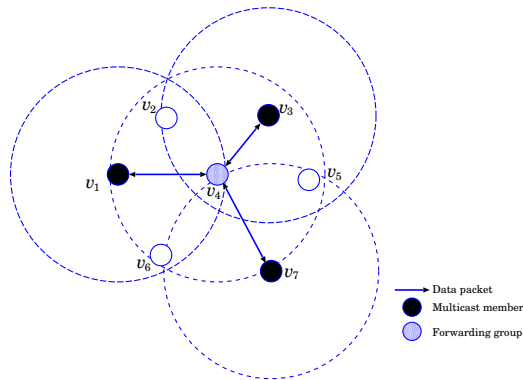


Figure 4.9: Data transmission of the proposed method.

ド v_3, v_7 が経路探索を行った場合も, v_4 の中継ブロードキャストが他のノードよりも早く開始されるため, 局所中心ノードを通る経路を発見することができる.

図 4.8 は, マルチキャスト参加ノード v_1, v_3, v_7 が, 参加応答パケットを返信する様子を示している. v_1, v_3, v_7 はマルチキャスト参加ノードであるため, 経路テーブルに従い, 図 4.7 で発見した経路の逆順に参加応答パケットをブロードキャストにより返信する. まず, v_1 を送信ノードとした場合の経路構築では, マルチキャスト参加ノード v_3 から送信ノード v_1 に返信される参加応答パケットは $v_3 \rightarrow v_4 \rightarrow v_1$ と中継ブロードキャストされ, ノード v_4 が FG となる. 同様に, マルチキャスト参加ノード v_7 から送信ノード v_1 に返信される参加応答パケットは $v_7 \rightarrow v_4 \rightarrow v_1$ の経路で中継ブロードキャストされるが, v_4 は v_3 から v_1 に向かう参加応答パケットを既に中継ブロードキャストして FG となっているため, 参加応答パケットは破棄される. このことから, 提案方式では, 任意のマルチキャスト参加ノード間で共通の局所中心ノードを通る経路が構築されるため, 参加応答パケットのトラヒックを削減できることが分かる. 送信ノード v_3, v_7 に返信される参加応答パケットも, 送信ノード v_1 の場合と同様に局所中心ノードである v_4 を通る経路で返信される. したがって, 提案方式では, マルチキャストに参加するノード間で, v_4 のみが FG となる.

図 4.7 及び図 4.8 で構築した伝送経路を利用した場合のデータ配信の様子を図 4.9 に示す. 提案方式の FG は, v_4 のみである. 送信ノード v_1 がデータ配信する場合, FG である v_4 のみがデータの中継を行うだけで, マルチキャスト参加ノード v_3, v_7 は受信可能である. また, 送信ノード v_3, v_7 がデータを配信する場合も同様に, FG である v_4 がデータを中継するのみで全てのマルチキャスト参加ノードにデータを配信できることがわかる. このことから, 提案方式は, 同報性を効率的に利用したデータ配信が可能となり, 中継ノードを削減するとともにネットワーク内の電波送信回数を削減できると考えられる.

4.4 性能評価モデル

4.4.1 シミュレーション環境

本章では, QualNet3.9.5 [27] を利用して, ODMRP と提案方式の性能を比較評価するためシミュレーションを行う. シミュレーション領域として 1,000m 四方の領域に 50 ノードをランダムに配置する. ノードの通信可能範囲は, 半径 250m とする. マルチキャスト参加ノードは, 全てのノードの中からランダムに選択される.

Table 4.1: Parameters of the simulation.

シミュレーションエリア	1,000m×1,000m
ノード数	50
通信可能範囲	250m
ネットワークモデル数	5
データ配信時間	300s
最大通信速度	11Mbps
データパケットサイズ	512Byte
データパケット送信間隔	0.5s
参加要求パケット送信間隔	3s
FGのタイムアウト時間	9s
MACプロトコル	IEEE802.11
伝播モデル	FREE-SPACE
標準待機時間 T	1ms
経路テーブル更新保留パラメータ k	2, 4, 10

本章では、多対多通信形態を想定している。そのため、マルチキャスト参加ノードに選択されたノード全てが送信ノードとなり、データ配信を行う。シミュレーションでは、乱数の初期値を変更し、ノードの初期配置や移動速度等を変えた5つのネットワークモデルを作成し、各ネットワークに対して送信ノードは5分間データを配信する。なお、データパケットサイズは512Byteとし、パケット送信間隔は0.5秒とする。MACプロトコルにはIEEE802.11を利用し、伝播モデルとしてFREE-SPACEを利用する。ビットエラーレートは、QualNet3.9.5の802.11bの物理特性に準じている。FGのタイムアウト時間は、伝送経路更新時に既にFGとなっているノードが再び伝送経路として選択されない場合、FGであることをやめるまでの時間である。なお、提案方式の式(4.1)における標準待機時間を1msとし、経路テーブル更新保留パラメータを $k = 2, 4, 10$ とする。

本章では、まずノードの移動がない状態で、マルチキャスト参加ノード数を変化させたときのシミュレーションを行う。ODMRPでは、マルチキャスト参加ノードが増えるとともにFGが増加すると考えられる。次に、ノードが移動している場合の特性を評価するため、マルチキャスト参加ノード数を固定とし、ノードの移動速度を変化させたときのシミュレーションを行う。本章で用いたシミュレーションパラメータをTable4.1にまとめる。

4.4.2 評価指標

提案方式では，多対多通信形態において経路構築の際に自律分散的に中継ノードを削減することが可能である．中継ノードを削減することにより，ネットワーク上の冗長パケットを抑制することができる．また，提案方式では，局所中心ノードを経由する経路を構築するため，ルーティングのためのトラヒックを削減することができる．一方，ODMRPが最短経路を構築できるのに対して，提案方式では経路長が大きくなってしまふ懸念がある．そこで，性能評価の指標としてパケット中継転送回数，参加応答パケット送信回数，及び経路長に着目する．それぞれの指標は，5つのネットワークモデルでシミュレーションを行った結果の平均を算出してシミュレーション結果とする．

パケット中継転送回数は，送信ノードが1パケットを送信するにあたり，何回中継ブロードキャストが行われたかを示す．パケット中継転送回数が少ないほどネットワーク内のトラヒックと電波送信回数が少なくなり，同報性を有効利用した経路が構築できていることを表す．参加応答パケット送信回数は，経路探索時の参加応答パケットが送信，または中継ブロードキャストされた回数を表す．参加応答パケットの送信回数が少ないほど，経路構築時のトラヒックを削減できていることを表す．経路長は，経路探索で発見された経路のホップ数を表す．提案方式の経路長と，最短経路を構築する場合の経路長を比較するために用いる．

提案方式は，データを中継するノードを削減することができるが，冗長な経路が減少してしまうため，データ配信率の低下が懸念される．そこで，データ配信率も評価指標の一つとして用いる．

4.5 性能評価結果

4.5.1 マルチキャスト参加ノード数を変化させた場合の結果

全てのノードを固定配置し，マルチキャスト参加ノード数を3から19まで2ノードずつ変化させたときのシミュレーション結果を図4.10～図4.13に示す．これらの図は，それぞれ平均パケット中継転送回数，平均参加応答パケット送信回数，平均経路長，データ配信率を表している．図の横軸は，全てマルチキャスト参加ノード数を示している．

まず，図4.10から，ODMRPでは，マルチキャスト参加ノードの増加とともにパケット中継転送回数が大きく増加していることがわかる．これは，マルチキャスト参加送信ノードが独立して伝送経路を構築するため，データを中継するノード

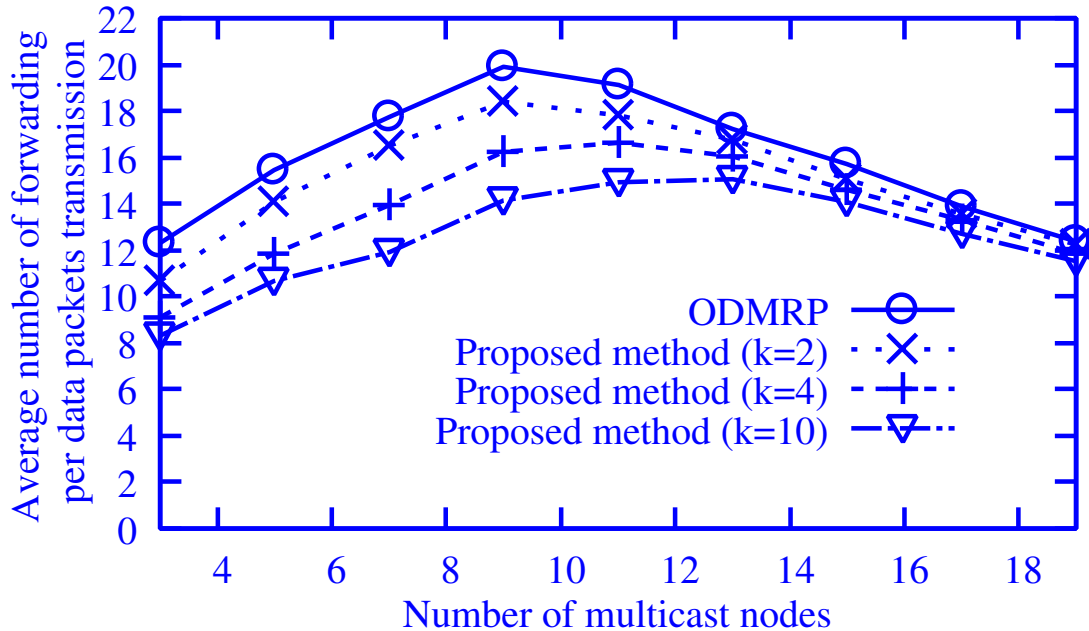


Figure 4.10: Average number of forwarding per data packets transmission versus the number of multicast members.

ドであるFGが多くなるためである。一方，マルチキャスト参加ノード数が9より大きい場合，パケット中継転送回数が減少している。これは，送信ノード毎に参加要求パケットがフラッディングされるため，マルチキャスト参加ノードが多くなった場合，電波干渉によるパケット損失が頻繁に発生し，伝送経路を構築することができず，FGが減少するためである。一方，提案方式では，マルチキャスト参加ノードの増加とともにパケット中継転送回数が増加するが，ODMRPと比較して小さく抑えることができている。更に，提案方式では，経路テーブル更新保留パラメータ k の値を大きくすることで，パケット中継転送回数を大幅に削減できることが分かる。 $k = 2, 4, 10$ の場合，それぞれ最大で約18%，30%，37%の中継転送回数削減に成功している。このことから，経路テーブル更新保留パラメータの値を増加させることで，各ノードが送信ノードからの最短ホップ数を正しく格納することができ，提案方式のルーティングの効果が大きく向上すると結論できる。

次に図4.11から，ODMRPと提案方式の参加応答パケット送信回数が，マルチキャスト参加ノードの増加とともに増加していることが分かる。しかし，ODMRPと比べて提案方式では，マルチキャスト参加ノードの数によらずトラフィックを削

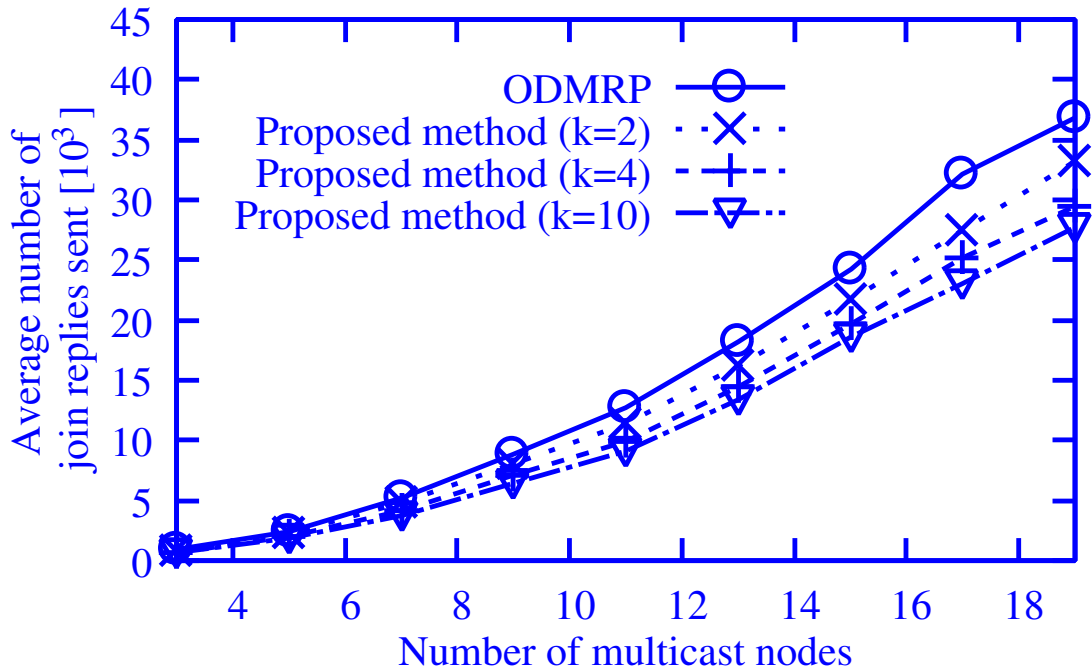


Figure 4.11: Average number of join replies sent versus the number of multicast members.

減できている。ODMRPでは、送信ノード毎に独立して経路を構築するため、それぞれの経路で参加応答パケットの中継ブロードキャストが行われる。一方、提案方式では、複数のマルチキャスト参加ノード間で局所中心ノードを経由する伝送経路を構築できるため、局所中心ノードで重複した参加応答パケットを削減することができる。更に、経路テーブル更新保留パラメータ k を増加させることにより、より大きなトラフィック削減が実現されることが分かる。 $k = 2$ の場合で最大約 18%、 $k = 4$ の場合で最大約 30%、 $k = 10$ の場合で最大約 36% のトラフィック削減に成功している。この結果から、提案方式は、複数のマルチキャスト参加ノード間で局所中心ノードを経由する伝送経路を構築することができ、参加応答パケット送信回数を削減できると結論できる。

図 4.12 に、平均伝送経路長を示す。ODMRP は最短経路の伝送経路を構築できるが、提案方式では、局所中心ノードを経由するため、経路長が大きくなる可能性がある。しかし、どちらの方式も、伝送経路の経路長はほぼ同等の値であることが分かる。更に、マルチキャスト参加ノード数が 13 以上の場合、提案方式は、ODMRP と比べて僅かに経路長が短くなっている。これは、提案方式の経路テーブ

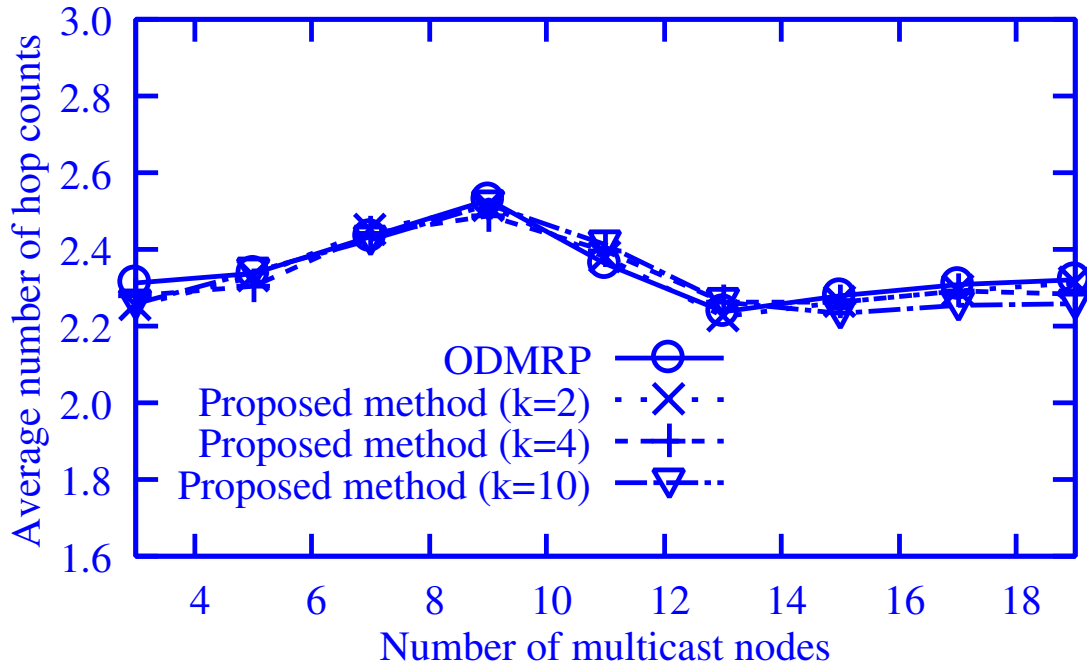


Figure 4.12: Average number of hop counts versus the number of multicast members.

ル更新保留パラメータにより，ホップ数の増加を抑えることができているためであると考えられる．よって，提案方式は，ホップ数の増加を抑えながら，局所中心ノードを経由する伝送経路を構築できていると結論できる．

最後に図 4.13 から，どちらの方式も，マルチキャスト参加ノードの増加とともにデータ配信率が低下していることがわかる．これは，マルチキャストに参加する全てのノードがデータ配信を行う場合，電波干渉によるパケット損失が発生し，データ配信率が低下するためであると考えられる．マルチキャスト参加ノード数が 9 以下の場合，ODMRP と比べて提案方式の方が僅かにデータ配信率が低い．これは，提案方式が局所中心ノードを経由する伝送経路を構築するため，FG が少なくなり，パケット損失が発生した場合に，代替経路を利用できないためであると考えられる．一方，マルチキャスト参加ノード数が 9 より大きい場合，提案方式は ODMRP と比べてデータ配信率の低下を抑えることができている．これは，提案方式では，パケット中継転送回数と参加応答パケット送信回数の低減により，パケット損失によるデータ配信率の低下を抑えることができているためである．提案方式の経路テーブル更新保留パラメータが $k = 10$ のとき，ODMRP と比べて最大

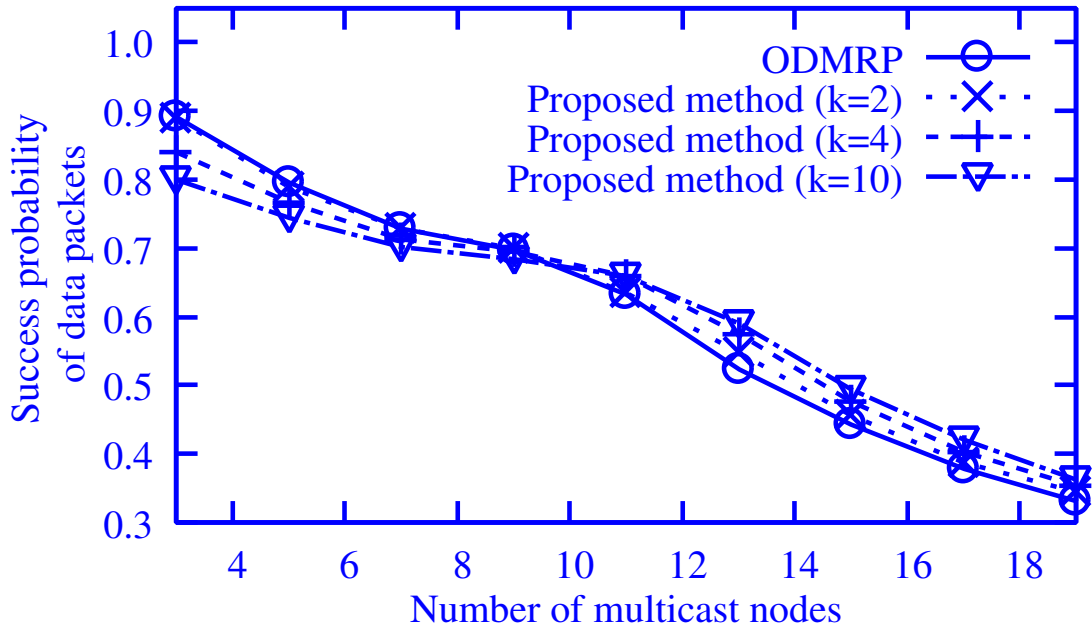


Figure 4.13: Success probability to send data packets versus the number of multicast members.

で約 10%ほどデータ配信率が高くなっている。パケット送受信を行っているノードが多く存在する環境では、隠れ端末問題やさらされ端末問題によるパケット損失等が発生する。提案方式では中継ノードを削減することにより、ODMRP と比べて並行してパケット送受信を行うノードが少なくなり、データ配信率が向上していると考えられる。また提案方式は、中継ノードを削減しているため冗長経路が少なくなる。そのため、パケット損失や伝送経路の破損が発生した場合のデータ配信率低下が懸念されたが、図 4.13 から、中継ノード削減によるデータ配信率低下への大きな影響はないと考えられる。

なお、各ネットワークモデルでの 1 パケット送信あたりの中継転送回数と経路構築あたりの経路長の 95%信頼区間は、それぞれ各値の平均の 0.5%、4%以内に抑えられていることを確認した。

以上のことから、提案方式は、ノードを固定した場合、パケット中継転送回数を最大で約 30%削減し、マルチキャスト参加ノード増加と共に経路構築時のトラフィックを大きく削減し、データ配信率の低下を抑制できるマルチキャストルーティングプロトコルであると結論できる。

4.5.2 ノードの移動速度を変化させた場合の結果

マルチキャスト参加ノード数を 11 で固定し，ノードの移動速度を変化させたときのシミュレーション結果を図 4.14～図 4.17 に示す．ノードの移動モデルとしてランダムウェイポイントを利用する．ノードの移動速度は，最小値を 0m/s とし，最大値を変化させる．各ノードの移動速度は，これらの値の範囲で一様乱数により決定する．これらの図は，それぞれ平均パケット中継転送回数，平均参加応答パケット送信回数，平均経路長，データ配信率を表している．図の横軸は，全てノードの平均移動速度を示している．

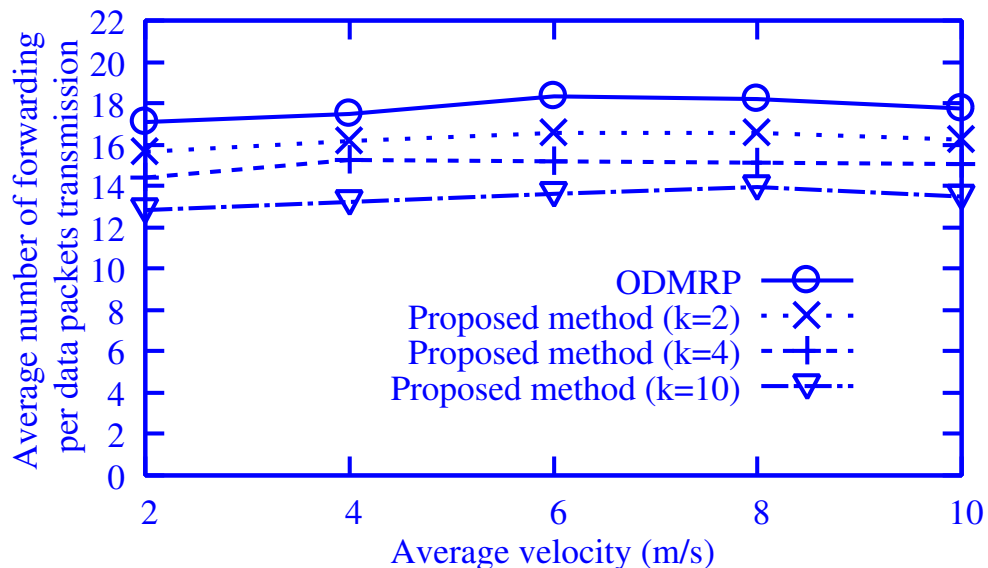


Figure 4.14: Average number of forwarding per data packets transmission versus velocity of nodes.

まず図 4.14 と図 4.15 から，パケット中継転送回数と参加応答パケット送信回数は，どちらの方式もノードの移動速度に関わらずほぼ一定の値を保っており，提案方式の特性が ODMRP より優れていることがわかる．また，提案方式では，経路テーブル更新保留パラメータの値を大きくするとともに，削減効果が大きくなっている．これらのことから，ノードが移動している場合でも，定期的な参加要求パケットの送信により，経路テーブルに格納されている送信ノードからのホップ数の情報が更新され，常に局所中心ノードを経由する経路を構築できると判断される．

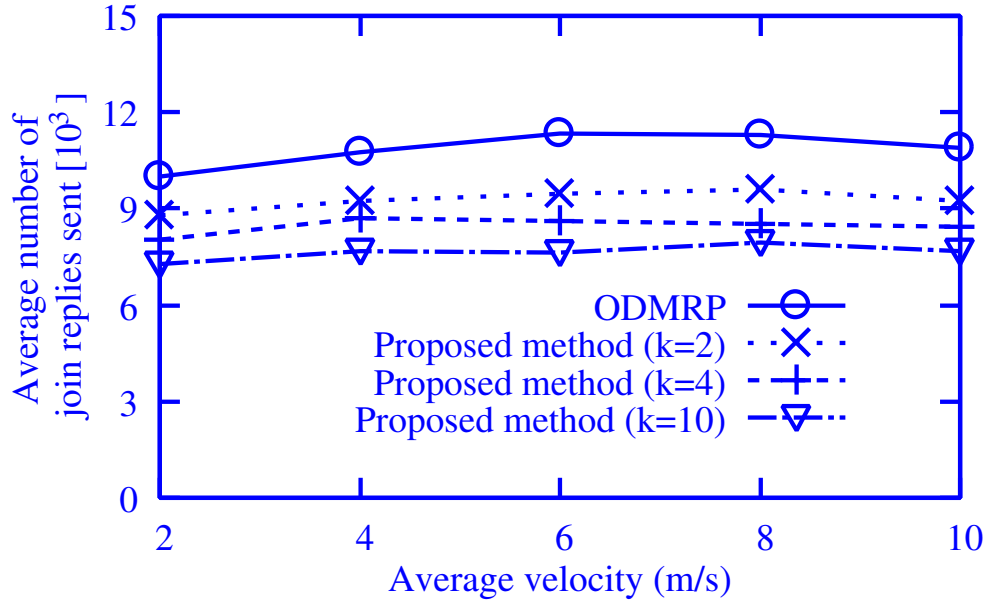


Figure 4.15: Average number of join replies sent versus velocity of nodes.

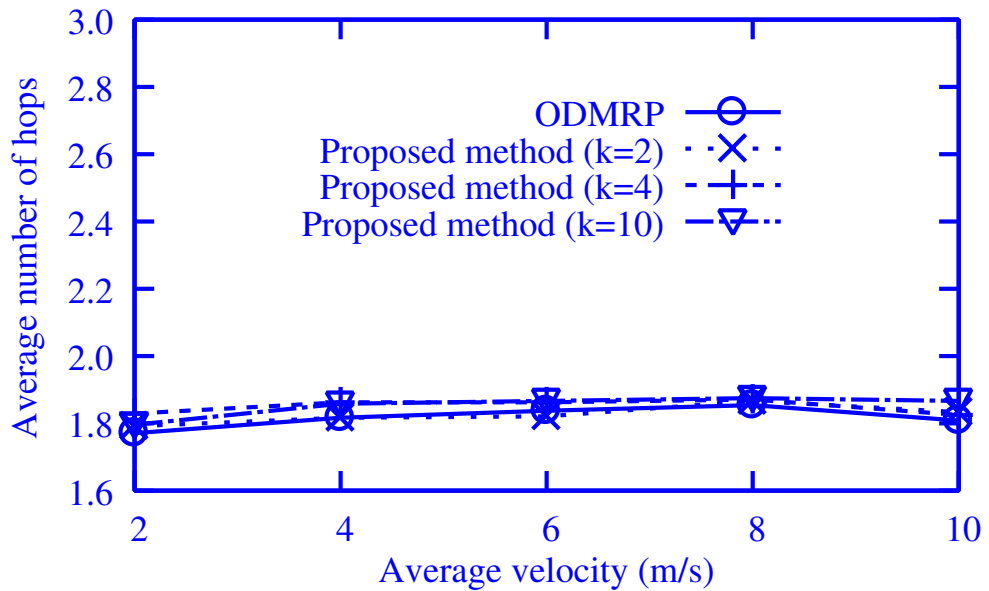


Figure 4.16: Average number of hop counts versus velocity of nodes.

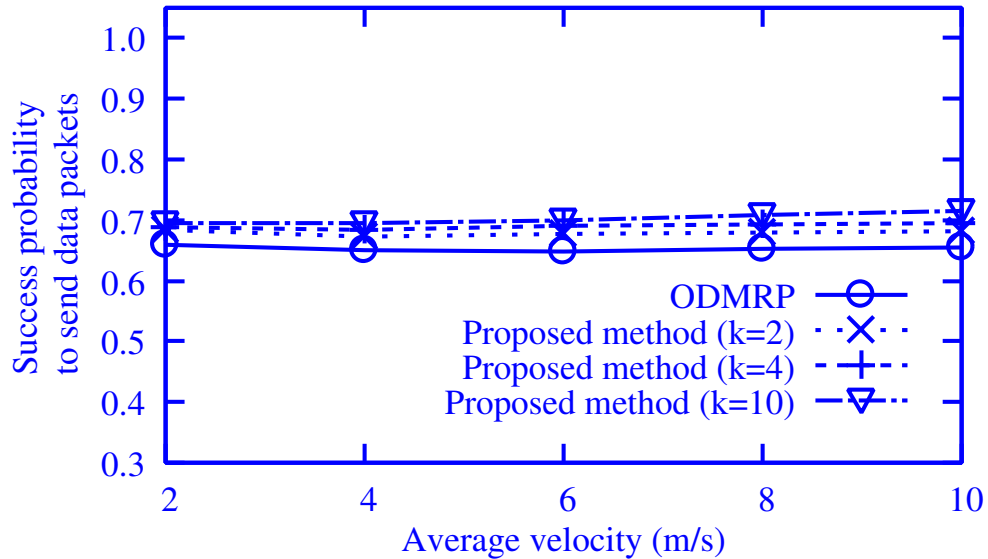


Figure 4.17: Success probability to send data packets versus velocity of nodes.

次に図 4.16 から、どちらの方式も、経路長がほぼ同じ値となっている。このことから、提案方式では、ノードが移動している場合でも、最短経路と同等のホップ数で局所中心ノードを経由する経路を構築できることがわかる。

更に図 4.17 から、提案方式のデータ配信率は、ODMRP と比べて、ノードの移動速度に関わらず約 5%ほど高い値を保っている。これは、図 4.14 から分かるように、提案方式ではノードが移動している場合でも中継ノードを削減できるため、隠れ端末問題やさらされ端末問題等によるパケット損失を防ぐことができるためであると考えられる。またノードが移動している環境においても、提案方式の中継ノード削減効果によるデータ配信率低下への大きな影響はないと考えられる。

なお、各ネットワークモデルでの 1 パケット送信あたりの中継転送回数と経路構築あたりの経路長の 95%信頼区間は、それぞれ各値の平均の 0.1%、3%以内に抑えられていることを確認した。

以上のことから、提案方式は、ノードが移動している場合でも、パケット中継転送回数を約 30%、経路構築時のトラヒックを約 40%削減しながら、データ配信率の低下を抑えることができるマルチキャストルーティングプロトコルであると結論できる。

4.6 本章まとめ

本章では，アドホックネットワークにおけるマルチキャストルーティングプロトコルとして，同報性を利用した分散マルチキャストルーティングを提案し，シミュレーションによる評価を行った．従来のルーティングプロトコルである ODMRP では，同じマルチキャストグループに参加するノード全てが送信ノードとなる場合，データを中継するノードが増加し，ネットワークトラヒックや電波送信回数が増加する問題があった．提案方式では，自律分散的に共有経路を構築することで，不要なトラヒックを発生させることなく，中継ノードを削減することが可能である．これにより，電波送信回数を削減するとともに，経路構築のためのトラヒックの削減にも成功した．また，電波送信回数を減らすことで，マルチキャスト参加ノード数が増加した際のパケット損失を防ぐことができ，データ配信率の低下を抑えることが可能となった．更に，ノードが移動する場合も十分な性能を示すことが明らかになった．

提案方式は経路テーブル更新保留パラメータを用いて，パケット損失によって伝送経路長が大きくなることを防ぎ，最短経路を維持している．そのため，ノード移動やビットエラーレート等のネットワーク環境の変化によって経路構築時の参加応答パケットが返信されず，伝送経路を構築できない可能性もある．また，経路テーブル更新保留パラメータの値を大きくした場合，参加応答パケットの不達率が高くなる．しかし，ネットワーク環境に応じて経路テーブル更新保留パラメータの値を適切に設定することで提案方式の性能を維持することができる．今後，経路テーブル更新保留パラメータの最適な値を検討する予定である．

本章では，データの中継を行うノードを削減することに着目した．しかし，マルチキャスト参加ノードが増加した場合には，データ配信率が大幅に減少することが分かった．また，提案方式では中継ノードを削減するため，複数のマルチキャストグループが存在し中継ノードが共有された場合，中継ノードの負荷が高くなる可能性がある．今後は，データ配信率の向上とともに中継ノードの負荷を分散させるための手法についても検討する予定である．

Chapter 5

アドホックネットワークにおける複数 エリア適応型ジオキャストルーチング

5.1 本章まえがき

近年，携帯電話のような小型端末にも GPS (Global Positioning System) などの位置情報を取得するためのデバイスが搭載されるようになってきている．そのため，インターネットのように IP アドレスを宛先とするのではなく，位置情報を宛先とすることで特定のエリアに存在するユーザに情報を配信することができると考えられる．自律分散的に無線ネットワークを構築するアドホックネットワークでは，動的に移動するユーザが自由にネットワークに参加するため，IP アドレスを宛先として情報配信先のユーザを特定することが困難である．このようなアドホックネットワークでは，位置情報を宛先とした情報配信が特に有効である．これらのことから，端末（以下，ノードと称す）の位置情報を利用した経路制御を行い，特定のエリアに存在するノード群（以下，ジオキャストエリアと称す）に同報配信を行うジオキャストが注目されている [23, 17, 19, 20] ．

ジオキャストは，各ノードが隣接ノードと定期的に位置情報の交換を行っている．そのため，情報配信元はルーチングの際に宛先を探索するためのフラッディングが必要なく，各ノードはジオキャストエリアに近づく方向へのデータ中継を行うだけでよい．したがって，経路制御や情報配信時のトラフィックを大幅に削減することができる．更に，同一データをジオキャストエリア内のノード群に配信する一対多のマルチキャストであるジオキャストは，効率的にデータを伝送することができる．現在提案されているジオキャストルーチングプロトコルの多くは，一つのエリアに対して同報配信を行うことを目的としている．しかし，ジオキャストは，災害の発生情報を単一のエリアに配信するだけでなく，消防署や警察などといった複数のエリアに情報を配信する利用が考えられる．そのため，情報配信先が複数存在する場合，従来手法では効率的に情報を配信することができず，ネットワークトラフィックの増加やそれにとまなうパケット損失が問題となる．

本章では，ジオキャストを用いて効率的に複数エリアへ同報配信を行うために，ノードの位置情報を利用した経路制御を行い，ネットワークトラフィックを抑制するとともに効率的に情報配信を行うための手法について検討する．

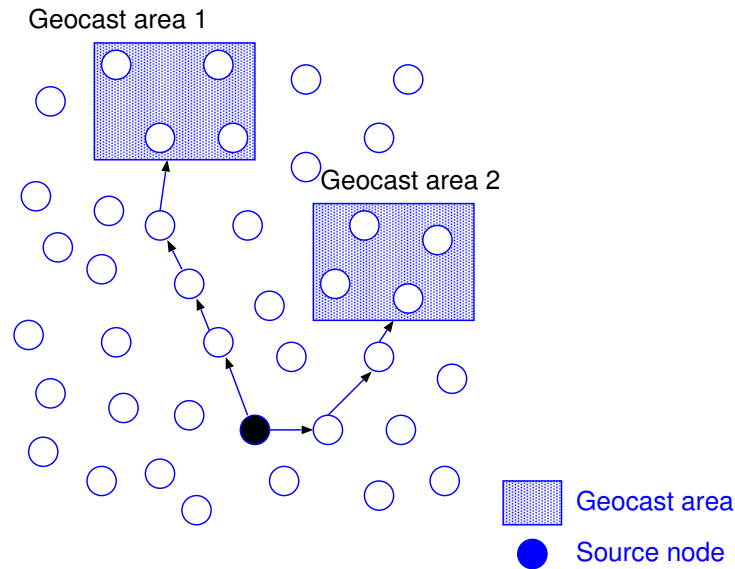


Figure 5.1: Data transmission of Greedy forwarding.

5.2 関連研究

5.2.1 対象とするジオキャストルーチングプロトコル

5.2.2 Greedy forwarding

アドホックネットワークにおける代表的なジオキャストルーチングプロトコルとして、グリーディフォワーディング (GF: Greedy Forwarding) [17] が提案されている。

GFは、データを送信又は中継転送する際、自身の近隣に存在するノードのうち、最も宛先に近いノードに対してデータを送信する。データを受信したノードは、更に宛先に最も近いノードに向けてデータを送信する。これらのことを宛先に到達するまで繰り返すことで、データが伝送される。しかしGFでは、複数のジオキャストエリアが存在する場合、図5.1に示すように、同報配信で同一データを配信するにもかかわらず、各々のジオキャストエリアに対してデータ伝送が行われる。そのため、ジオキャストエリアの増加とともに、ネットワークトラヒックも増加してしまう。また、単一経路でデータを伝送するため、リンク切断や干渉などによるパケット損失が頻繁に発生した場合、データ配信率が低くなると考えられる。

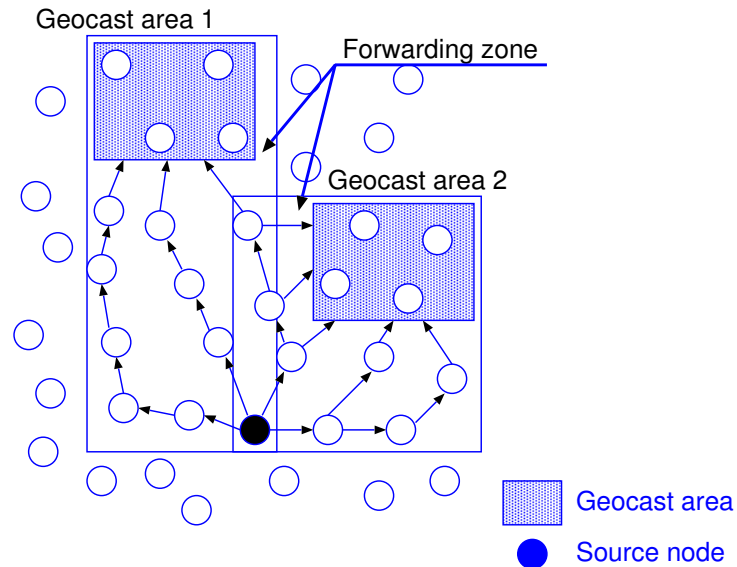


Figure 5.2: Data transmission of LBM.

5.2.3 LBM

アドホックネットワークにおいて、フラッディングを利用した代表的なジオキャストルーティングプロトコルとして、LBM (Location Based Multicast) [19] が提案されている。

LBM は、データ伝送時にフラッディングを利用する手法として提案されている。図 5.2 に示すように、フォワーディングゾーンと呼ばれる特定のエリア内にあるノードのみが中継ブロードキャストを行う。そのため、単純なフラッディングによるデータ伝送に比べて、トラフィックを大幅に削減することができる。また、フラッディングを用いるため、単一経路でデータを伝送する GF と比べてデータ配信率が高くなる利点がある。しかし、フォワーディングゾーン内のノードが密に存在する場合、データ伝送時のトラフィックが高くなるだけでなく、干渉によるパケット損失も懸念される。また、複数のジオキャストエリアに同報配信を行う場合、図 5.2 に示すように、フォワーディングゾーンが大きくなり、大幅にトラフィックが増加してしまう。そのため、冗長なトラフィックを抑える手法が必要であると考えられる。

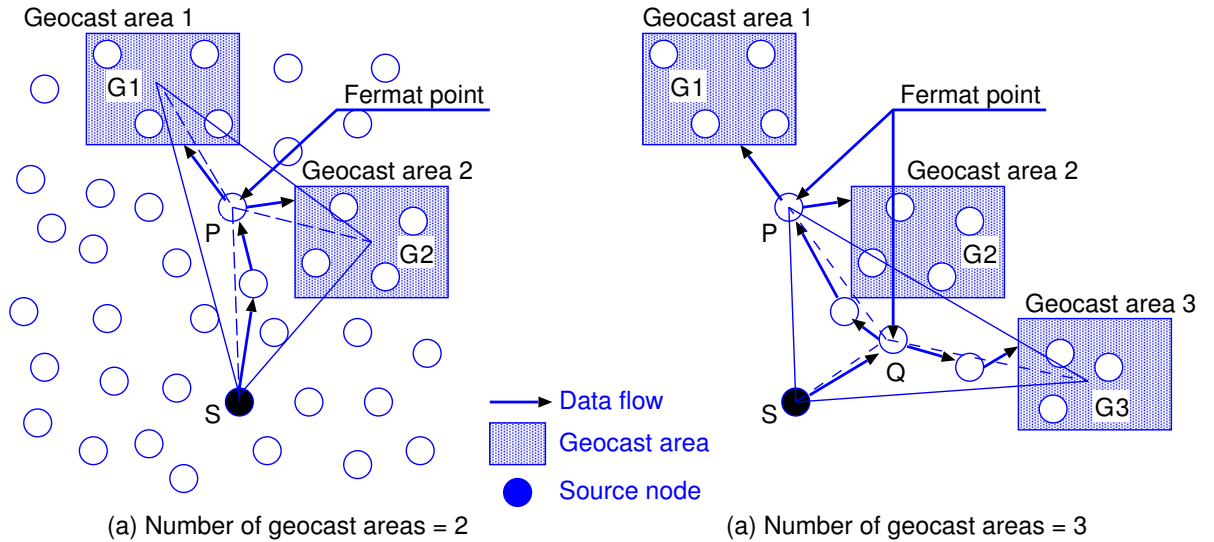


Figure 5.3: GGP.

5.2.4 GGP

複数のジオキャストエリアに対して、効率的にデータ伝送を行うための手法として、GGP (Geometry-driven Geocasting Protocol) [20] が提案されている。GGP は、マルチキャストの特徴を利用して、複数のジオキャストエリアに対して共有ツリーを用いてデータ伝送を行う。GGP を利用して二つのジオキャストエリアにデータ伝送を行う様子を、図 5.3 (a) を用いて下記に示す。

GGP は、データ伝送を行う前に、図 5.3 (a) に示すフェルマー点 P [28] を算出する。フェルマー点 P は、送信元ノードを S 、ジオキャストエリア 1, 2 の中心 G_1, G_2 を頂点として、 $\triangle PG_1G_2$ の内側に存在し、 $\overline{PS} + \overline{PG_1} + \overline{PG_2}$ を最小とする点である。次に、送信元ノードは、フェルマー点に向かって GF によりデータを伝送する。フェルマー点に位置しているノード以外がデータを受信した場合、中継転送を継続する。ただし、近隣ノードにフェルマー点に位置するノードが存在した場合、そのノードに向けてデータを伝送する。フェルマー点に位置するノードが存在しない場合、フェルマー点に最も近いノードを代替にしている。フェルマー点に位置するノードがデータを受信した場合、各々のジオキャストエリア 1, 2 に GF によりデータが伝送される。

次に、ジオキャストエリアが三つ以上ある場合の GGP によるデータ伝送手順

を図 5.3 (b) に示す．送信元ノードを S ，ジオキャストエリア 1, 2, 3 の中心を G_1, G_2, G_3 を頂点としている．始めにジオキャストエリアをランダムに一つ選択する．図 5.3 (b) では，始めにジオキャストエリア 1 を選択したとする．次に $\angle G_1 S G_2$ が最小となるジオキャストエリア 2 を選択し， $\triangle G_1 S G_2$ におけるフェルマー点 P を算出する．更に， $\angle G_2 S G_3$ が最小となるジオキャストエリア 3 を選択し， $\triangle S P G_3$ におけるフェルマー点 Q を算出する．データ伝送を行う場合，送信元ノードは，フェルマー点 Q に向けて GF によりデータを伝送する．フェルマー点 Q に位置するノードがデータを受信した場合は，ジオキャストエリア 3 及び，フェルマー点 P に向けてデータを伝送する．フェルマー点 P に位置するノードがデータを受信した場合は，ジオキャストエリア 1, 2 に向けてデータを伝送する．

GGP は同報配信において，伝送経路に共有ツリーを利用することで効率的にデータを伝送することが可能となっている．そのため，データ伝送時のトラヒックを小さく抑えることができる．しかし，伝送経路に単一経路であるツリーを利用しているため，リンク切断や干渉などによるパケット損失が発生した場合，データ配信率が低下してしまう．

5.3 提案手法

5.3.1 概要

アドホックネットワークにおいて，ノードの位置情報を利用して同報配信を行うジオキャストは，経路制御や情報配信時のトラヒック削減に有効である．従来のジオキャストルーチングプロトコルの多くは，単一のジオキャストエリアを宛先として情報配信を行っている．そのため，複数のジオキャストエリアに情報配信を行う場合，効率的な伝送経路を構築することができない．本章では，複数のジオキャストエリアに対して共有フォワーディングゾーンを用いることで，ネットワークトラヒックを抑制するとともに効率的に情報を配信するための手法を提案する．

5.3.2 共有フォワーディングゾーン

同一データを複数のジオキャストエリアに同報配信する場合，GGP のように伝送経路にツリーを利用することで伝送効率が高くなり，無駄なトラヒックを削減することができる．しかし，ノードが動的に移動するアドホックネットワークでは，

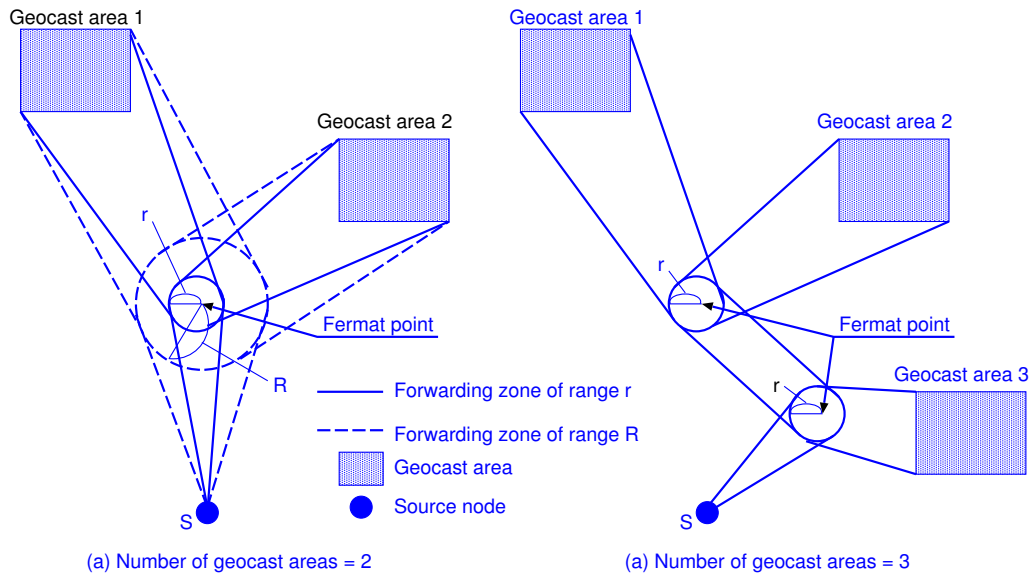


Figure 5.4: Shared forwarding zone of proposed method.

単一の伝送経路ではリンク切断や干渉などによりデータ配信率が低下してしまう可能性がある。また、フォワーディングゾーン内でフラッディングを行うLBMでは、データ配信率は高くなるが、ネットワークトラヒックが大幅に増加してしまう問題がある。そこで、本章では、GGPを利用してツリー状の共有フォワーディングゾーンを構築する手法を提案する。

提案手法では、GGPと同様にフェルマー点を算出し、その点を中心とした仮想的な円の領域（以下、フェルマー領域と称す）を作成する。ジオキャストエリアが2つの場合の提案手法は、図5.4(a)に示すように、送信元ノードからフェルマー領域に対して2本の接線を引き、更にフェルマー領域から各ジオキャストエリア1, 2に対して接線を引いた領域を共有フォワーディングゾーンとしている。更に、提案手法では、図5.4(a)に示すように、フェルマー領域の半径を変えることにより、フォワーディングゾーンを変化させることができる。図5.4(b)に示すように、ジオキャストエリアが三つ以上存在する場合もGGPと同様にフェルマー点を算出し、各々の点でフェルマー領域を作成しフェルマー領域同士を接線で結び、囲まれた領域が共有フォワーディングゾーンとなる。ただし、本章では、全てのフェルマー領域の半径は同じとしている。

5.3.3 中継待機ブロードキャスト

GF は、宛先に一番近いノードを選択してデータの中継転送するため、伝送経路長が短くなる。一方、LBM や提案手法は、フォワーディングゾーン内で各ノードがフラッディングを行ため、経路長が長くなる可能性がある。そこで、提案手法では、宛先に最も近いノードほど優先的にデータの中継させるために、中継待機ブロードキャストを用いる。データを送信又は中継ブロードキャストするノード v_i は、フォワーディングゾーン内に存在する自身の近隣ノードのうち、一番宛先に近いノードと自身の距離 d_{max} の情報をデータに付加してブロードキャストする。フォワーディングゾーン内でデータを受信したノード v_j は、データを送信したノードと自身の位置情報からノード間の距離 $d_{v_j}(v_i)$ を算出し、中継を一定時間待機してブロードキャストを行う。ここで、ノード v_j の待機時間 $t(v_j)$ は、次式により算出される。ただし、 T を標準待機時間とする。

$$t(v_j) = T \left(1 - \frac{d_{v_j}(v_i)}{d_{max}} \right) \quad (5.1)$$

中継待機ブロードキャストを用いることにより、宛先に近いノードほど中継待機時間が短くなり、優先的にデータの中継ブロードキャストすることが可能となる。また、中継待機中のノードが他のノードから同一データを受信した場合は、中継待機を中止して保持しているデータを破棄する。このことにより、冗長なフラッディングを抑制することができる。中継待機ブロードキャストの詳細を、図 5.5 を用いて説明する。ノード v_s が送信したデータを、フォワーディングゾーン内のノード v_1, v_2 が受信し中継を待機する。それぞれの待機時間は、 $t(v_1) = (1 - d_{v_1}(v_s)/d_{max})$ 、 $t(v_2) = (1 - d_{v_2}(v_s)/d_{max})$ となる。ここで、ノード v_1 の待機時間は、 $d_{v_1}(v_s) = d_{max}$ となるため、 $t(v_1) = 0$ となり、ノード v_2 よりも先に中継ブロードキャストが始まる。中継待機中のノード v_2 は、ノード v_1 が中継ブロードキャストしたデータを受信するため、中継ブロードキャストは行われず、トラヒックを削減できていることがわかる。

5.4 性能評価モデル

5.4.1 シミュレーション環境

本章では、コンピュータシミュレーションを用いて、GF、LBM、GGP と提案手法の比較を行う。シミュレーション条件は、以下の通りである。1,500m×1,500m の

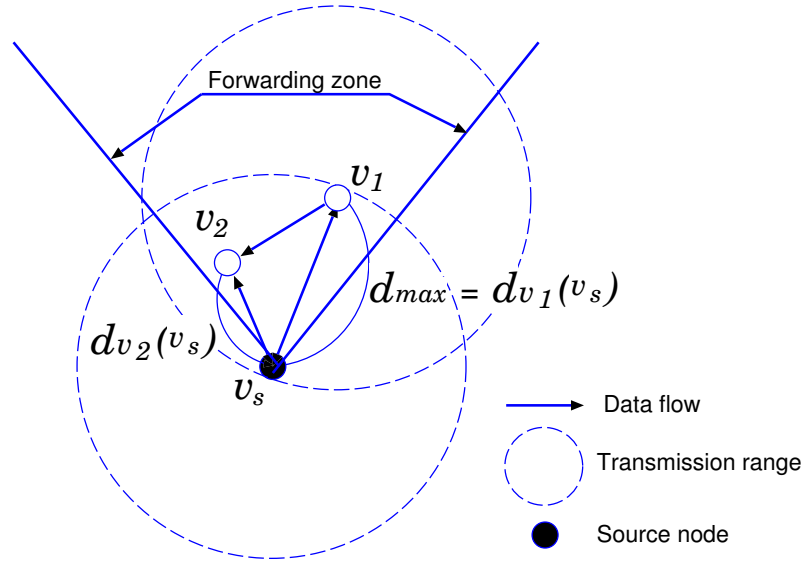


Figure 5.5: Broadcast of proposed method.

領域に、200 ノードをランダムに配置する．各ノードの通信可能半径は 250m とし、ランダムで移動する．なお、提案手法によるフェルマー領域の半径 (r) は、150m と 250m とした．ジオキャストエリアは、半径 250m の円の領域でランダムに配置される．送信元ノードは、毎秒 2 パケットを 5 分間各ジオキャストエリアに配信する．ジオキャストエリア数を 2~5 まで変化させたシミュレーションを行う．なお、本シミュレーションでは、1 ホップ転送当たりのパケット損失率を 5%としている．

5.4.2 評価指標

評価指標として、データ配信率、パケット中継転送回数、データ受信成功時の経路長を用いる．データ配信率は、送信元ノードが送信したデータのうち、ジオキャストエリア内のノードが受信することができたデータの割合を示す．パケット中継転送回数は、各ノードがデータを送信又は中継した回数を示す．この値が大きいほどデータを中継するノードが多く、ネットワークトラフィックが高くなっていることを示す．提案手法はフォワーディングゾーン内でフラッディングを行うため、GF や GGP と比べてトラフィック多くなる可能性がある．そのため、ネットワークトラフィック量を評価指標の一つとして用いる．データ受信成功時の経路長は、

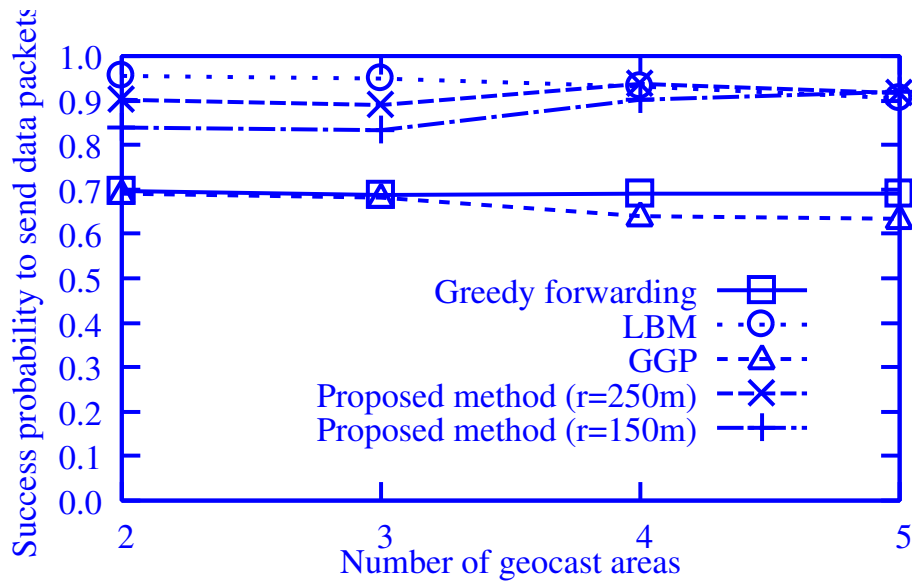


Figure 5.6: Success probability to send data packets.

データ受信をした際，送信元ノードから何ホップでデータが伝送されたかを示す．提案手法とLBMは，フラッディングを用いるため，GFやGGPと比べて経路長が大きくなる可能性がある．経路長の増加は，パケット損失が発生する可能性が高くなるため，経路長を評価指標の一つとして用いる．

5.5 性能評価結果

5.5.1 ジオキャストエリア数を変化させた場合の結果

シミュレーション結果として，データ配信率，平均パケット中継転送回数，平均経路長をそれぞれ図5.6から図5.8に示す．

図5.6より，GFやGGPは単一の経路でデータを伝送するため，データ配信率が低くなっている．一方，提案手法は， $r = 250m$ の場合，フラッディングを用いるLBMと同等のデータ配信率を保っていることがわかる． $r = 150m$ の場合， $r = 250m$ の場合と比べて，データ配信率が低くなっている．これは，フェルマー領域の半径を小さくしたことで，フォワーディングゾーンが狭くなっているためである．

図5.7より，フラッディングを利用するLBMは，ジオキャストエリアの増加と

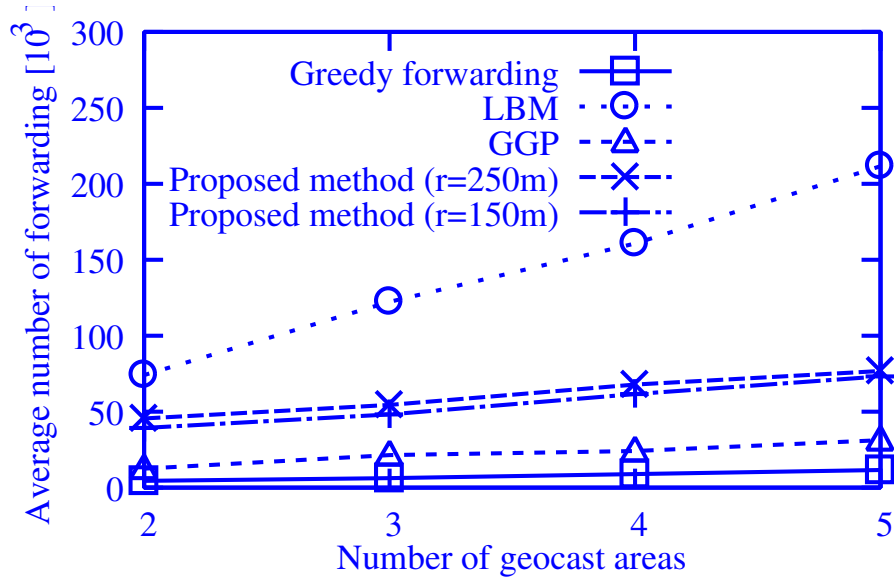


Figure 5.7: Average number of forwarding.

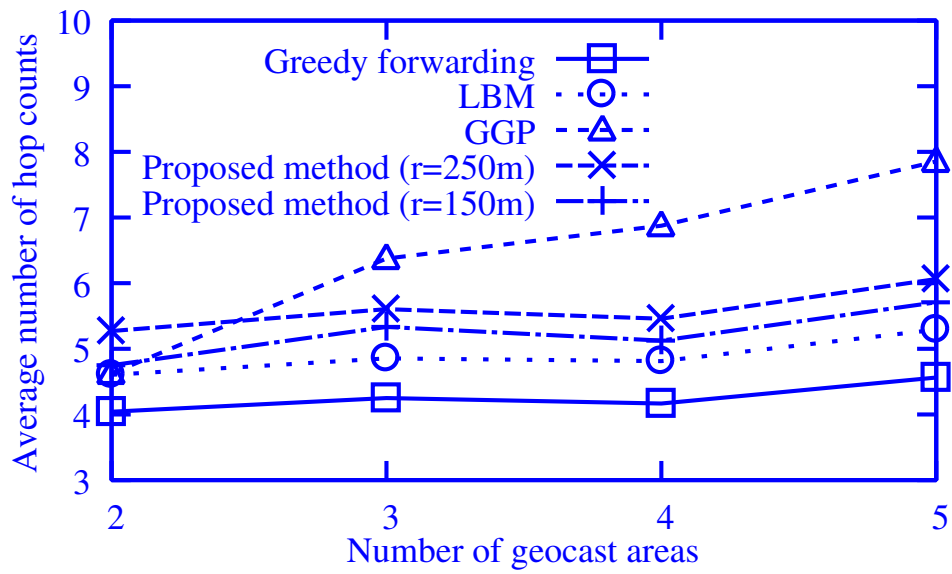


Figure 5.8: Average number of hop counts.

ともに、トラフィックが大幅に増加している。GF や GGP もジオキャストエリアの増加とともにトラフィックは増加しているが、単一経路でデータ伝送を行うため、トラフィックは小さく抑えられている。 $r = 250m$ における提案手法は、LBM と比べて最大で約 54% のトラフィック削減に成功している。また、 $r = 150$ の場合、フェルマー領域が小さくなるため、 $r = 250$ よりもトラフィックが小さくなっている。つまり、提案手法は、図 5.6 と図 5.7 から、データ配信率とトラフィックがトレードオフの関係にあることがわかる。

図 5.8 より、GGP は、共有ツリーでデータを伝送するため、ジオキャストエリアの増加とともに、経路長が大きくなっていることがわかる。一方、GF では、各々のジオキャストエリアに近いノードが中継転送を行うため、ホップ数が一番小さくなっている。LBM はフォワーディングゾーン内でフラッディングを行うため、GF よりも経路長が大きくなっている。提案手法は、フェルマー領域に沿ってデータがフラッディングされるため、GGP と同様に経路長が増加することが懸念されたが、中継待機ブロードキャストにより、ホップ数の増加を抑えることができている。

5.6 本章まとめ

本章では、複数のジオキャストエリアが存在する場合において、伝送経路にツリー状の共有フォワーディングゾーンを利用することで、データ配信率を向上させるとともにネットワークトラフィックを削減する手法について提案し、その評価を行った。その結果、ネットワークトラフィックを抑えながら、データ配信率を向上可能であることがわかった。今後の展望として、データ配信率に応じてフォワーディングゾーンを動的に変化させる手法などの、最適なフォワーディングゾーンを考察することが考えられる。

Chapter 6

結論

6.1 本論文の主たる結果

近年，ラップトップやPDAだけでなく，小型ゲーム機等の様々な端末に無線デバイスが搭載されるようになると，無線マルチホップネットワークを利用したサービスが多く利用されるようになると考えられる．そのため，無線マルチホップネットワークで代表されるアドホックネットワークにおいて，シームレスなサービス実現に向けての研究が盛んに行われている．アドホックネットワークは，災害時の一時的なインフラとしての利用だけでなく，基地局を利用することなくネットワークを構築可能であるため，サービスを提供する企業などからも多くの注目を集めている．しかし，アドホックネットワークにおいてサービスを行うには，まだ多くの課題が残されており，実用化には至っていない．そこで，本論文では，アドホックネットワーク実現のために，通信品質向上を目的として経路制御技術に着目し，研究を行った．

アドホックネットワークは，ユーザが携帯する無線デバイスを備えた端末を利用して，ネットワークを構築する．そのため，ネットワークに利用する端末はユーザとともに自由に移動し，ネットワークに参加する端末も時間とともに変化する．このようなアドホックネットワークでは，有線ネットワークで利用されている経路制御技術では，十分な通信品質を保つことができない．さらに，無線を利用して通信を行うため，伝播干渉なども考慮しなければならない．本論文では，利用されるサービスを考慮してユニキャストルーチングプロトコル，マルチキャストルーチングプロトコル，ジオキャストルーチングプロトコルについて検討し，提案を行ってきた．提案してきたこれらの手法は，経路構築時に中継待機ブロードキャストを利用している．経路制御に中継待機ブロードキャストを利用することで，ネットワークトラフィックを削減し，通信品質の向上が可能であることがわかった．

第2章では，片方向リンクが存在するアドホックネットワークにおいて，往路復路探索でフラッディングを利用することで，片方向リンクを迂回した伝送経路を構築することが可能となった．そのため，片方向リンクが存在するアドホックネットワークにおいて接続性を大幅に向上可能であることがわかった．更に，復路探索時のフラッディングに中継待機ブロードキャストを利用することでトラフィックを大幅に削減可能であることがわかった．

第3章では，アドホックネットワークにおける多対多マルチキャスト通信において，経路構築時に中継待機ブロードキャストを利用した．このことによって，データ伝送時にデータを中継する端末を大幅に削減することで，データ配信率を

落とすことなく、ネットワークトラフィック削減が可能であることがわかった。更に、経路構築に中継待機ブロードキャストを利用することでマルチキャスト参加ノード間の局所中心ノードを発見し、そのノードにおいて、経路探索時のトラフィックも削減可能であることがわかった。

第4章では、アドホックネットワークにおいて、位置情報を利用して多地点にデータを配信する際に、共有フォワーディングゾーン及び中継待機ブロードキャストを利用することで、ネットワークトラフィックを削減するとともに、データ配信率を向上可能であることがわかった。

以上の結果から、アドホックネットワークでは、経路構築時に中継待機ブロードキャストを用いることで通信品質を向上させることが可能であるとわかった。つまり、中継待機ブロードキャストは、余計なトラフィックを必要とすることなく、近隣ノードの情報を得ることができる。そのため、アドホックネットワークにおいて、経路構築時に各ノードは、隣接ノードの情報を得るためにパケットを直に中継するのではなく、一定時間待機することが通信品質向上とネットワークトラフィック削減に重要な約割りを果たすと結論できると思われる。

6.2 今後の展望

本論文では、無線マルチホップネットワークにおける通信品質向上のための経路制御技術に着目し研究を行ってきた。ここでは、無線マルチホップネットワークの経路制御技術が今後どのような進展するのかを示す。

現在、アドホックネットワークにおける経路制御技術は研究段階であり、実用化には至っていない。有線ネットワークでは、主にユニキャスト通信のみが利用されており、そのための経路制御技術が研究され実用されている。しかし、アドホックネットワークでは、無線を利用するため、有線ネットワークには無い問題が多く存在する。そのため、アドホックネットワークでは、特に、サービスアプリケーションに依って経路制御技術を変えることが重要であると考えられる。

本論文では、位置情報を利用した経路制御技術の提案を行い、その有効性を示した。このことから、経路制御技術に位置情報などの無線デバイスとは異なるデバイスからの情報を利用することが、今後の経路制御技術の鍵となると考えられる。

アドホックネットワークの経路制御技術の歴史は、有線ネットワークと比べるとまだ浅いが、これまで多くの研究がされて成熟されてきた。そのため、今後は、ネットワーク層だけでなく、トランスポート層やMAC層も考慮した経路制御

技術も必要になってくると考えられる。

更に、小規模ではあるがアドホックネットワークの実証実験などが行われるようになり、アドホックネットワークがサービスに利用される日が近づいている。今後は、一研究者として、アドホックネットワーク実現に向けて微力ながら尽力していきたいと考える。

参考文献

- [1] ABOLHASAN, M., WYSOCKI, T. & DUTKIEWICZ, E.A. (2004). *A review of routing protocols for mobile ad hoc networks*. Ad Hoc Networks, v1o. 2, no. 1, pp. 1-22, Jan. 13
- [2] ANDY.-C. TSENG AND K. L. LÓ, W.H.L. & SHEU, J.P. (2000). *GeoGRID: A geocasting protocol for mobile ad hoc networks based on GRID*. Journal of Internet Technology, pp. 23-32. 23
- [3] CHAKERES, I., BELDING-ROYER, E. & PERKINS, C. (2005). *Dynamic MANET on-demand (DYMO) routing*. IETF Internet-Draft, draft-ietf-manet-dymo-02, June. 14
- [4] CLAUSEN, T. & JACQUET, P. (2003). *Optimized link state routing protocol*. IETF Internet Draft, draft-ietf-manet-olsr-11.txt, July. 72
- [5] CLAUSEN, T., JACQUET, P. & LEWIS, M. (2003). *Optimized link state routing protocol (OLSR)*. IETF, RFC 3626, Oct. 26
- [6] CORDEIRO, C., GOSSAIN, H. & AGRAWAL, D.P. (2003). *Multicast over wireless mobile ad hoc networks: present and future directions*. IEEE Network, Vol. 17, No. 1, pp. 52-59, Jan. 18, 65
- [7] CORSON, S. & MACKER, J. (1999). *Mobile Ad hoc Networking (MANET): Routing Protocol Performance Issues and Evaluation Considerations*. RFC 2501, Jan. 13

-
- [8] CORSON, S. & MACKER, J. (1999). *Mobile ad hoc networking (MANET): Routing protocol performance issues and evaluation considerations*. IETF, RFC 2501, Jan. 25
- [9] DE M. CÔRDEIRO, C., GOSSAIN, H. & AGRAWAL, D.P. (2003). *Multicast over wireless mobile ad hoc networks: Present and future directions*. IEEE Network, vol. 17, No. 1, pp. 52-59, Jan. Feb. 18
- [10] E. BOMMAIAH, M.L. & TALPADE, R. (1998). *Ad hoc multicast routing protocol (AMRroute)*. Internet draft, Aug. 18
- [11] GARCIA-LUNA-ACCEVES, J.J. & MADRUGA, E.L. (1999). *The core-assisted mesh protocol (CAMP)*. IEEE J. SAC, vol. 17, no. 8, pp. 1380-1394, Aug. 18
- [12] GUI, C. & MOHAPATRA, P. (2003). *Efficient overlay multicast for mobile ad hoc networks (PAST-DM)*. Proc. IEEE WCNC, pp. 1118-1123, March. 18
- [13] GUI, C. & MOHAPATRA, P. (2004). *Scalable multicasting for mobile ad hoc networks*. Proc. IEEE INFOCOM, pp. 342-352, March. 18
- [14] HONG, X.Y., XU, K.X. & GERLA, M. (2002). *Scalable routing protocols for mobile ad hoc networks*. IEEE Network, Vol. 16 Issue. 4, pp. 11-21 July-Aug. 14
- [15] JI, L. & CORSON, M.S. (2000). *Differential destination multicast (DDM) specification*. Internet draft, July. 18
- [16] JOHNSON, D.B., MALTZ, D.A. & HU, Y.C. (2004). *The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks*. Internet Draft, draft-ietf-manet-dsr-10.txt, July. 26, 32
- [17] KARP, B. & KUNG, H.T. (2000). *GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks*. Proc. MobiCom2000, pp. 243-254, Aug. 23, 90, 91

-
- [18] KO, Y. & VAIDYA, N.H. (2000). *GeoTORA: A protocol for geocasting in mobile ad hoc networks*. In Proceedings of ICNP, pp. 240-250, Nov. 23
- [19] KO, Y.B. & VAIDYA, N.H. (2002). *Flooding-based Geocasting Protocols for Mobile Ad Hoc Networks*. ACM/Baltzer Mobile Networks and Applications(MONET) journal, Vol.7, pp. 471-480, Dec. 23, 90, 92
- [20] LEE, S.H. & KO, Y.B. (2006). *Geometry-driven Scheme for Geocast Routing in Mobile Ad Hoc Networks*. The 2006 IEEE 63rd Vehicular Technology Conference(VTC), May. 23, 90, 93
- [21] LEE, S.J., PEI, G., GERLA, M. & CHIANG, C.C. (2002). *On-demand multicast routing protocol in multihop wireless mobile networks*. ACM/Kluwer Mobile Networks and Applications, Vol. 7, No. 6, pp. 441-453, Dec. 65
- [22] LEE, S.J., PEI, G., GERLA, M. & CHIANG, C.C. (2002). *On-demand multicast routing protocol (ODMRP) for ad-hoc networks*. IETF Internet Draft, draft-ietf-manet-odmrp-04.txt, Nov. 65
- [23] MAIHOFER, C. (2004). *A Survey of Geocast Routing Protocols*. IEEE Communications Survey & Tutorials, Vol. 6, No. 2, Second Quarter. 90
- [24] OGIER, R., TEMPLIN, F. & LEWIS, M. (2004). *Topology dissemination based on reverse-path forwarding (TBRPF)*. IETF, RFC 3684, Feb. 26
- [25] OGIER, R.G., TEMPLIN, F. & LEWIS, M. (2003). *Topology dissemination based on reverse-path forwarding (TBRPF)*. IETF RFC3684, Nov. 14
- [26] PAGE, H. (2005). *About GloMoSim*. <http://pcl.cs.ucla.edu/projects/gloimosim/>. 43
- [27] PAGE, H. (2005). *About QualNet*. <http://www.scalable-networks.com/>. 78

-
- [28] PAGE, H. (2008). *The Fermat Point and Generalizations*. http://www.cut-the-knot.org/Generalization/fermat_point.shtml. 93
- [29] PERKINS, C., BELDING-ROYER, E. & DAS, S. (2003). *Ad hoc on-demand distance vector (AODV) routing*. IETF, RFC 3561, July. 26, 27, 32, 44
- [30] PERKINS, C.E. (2005). *IP flooding in ad hoc mobile networks*. IETF Internet-Draft, draft-perkins-manet-bcast-03.txt, june. 18
- [31] PERKINS, C.E., CLAUSEN, T. & JACQUET, P. (2005). *Multicast with minimal congestion using connected dominating sets*. IETF Internet-Draft, draft-perkins-manetsmurf-00.txt, July. 18
- [32] ROYER, E.M. & PERKINS, C.E. (2000). *Multicast ad hoc on demand distance vector (MAODV) routing*. IETF Internet Draft, draft-ietf-manet-maodv-00.txt, July. 65
- [33] ROYER, E.M. & PERKINS, C.E. (2000). *Multicast ad hoc on-demand distance vector routing (MAODV)*. Internet draft, July. 18
- [34] ROYER, E.M. & TOH, C.K. (1999). *A Review of Current Routing Protocols for Ad-Hoc Mobile Wireless Networks*. IEEE Pers. Commun. ,pp. 46-55, Apr. 14
- [35] SHI, S. & TURNER, J.S. (2002). *Routing in overlay multicast networks*. IEEE INFOCOM, pp. 67-72, June. 18
- [36] SRIKANTH, M.G., KRISHNAMURTHY, V. & FALUTSOS, M. (2004). *Overlay multicasting for ad hoc networks (ALMA)*. Proc. Ad-Hoc-Net, pp. 131-143, June. 18
- [37] TOH, C.K., GUICHALA, G. & BUNCHUA, S. (2000). *Assosicativity-based ad hoc multicast routing for ad hoc*

-
- mobile networks (ABAM)*. Proc. IEEE VTC, pp. 987-993, Sept. 18
- [38] WU, C.W., TAY, Y.C. & TOH, C.K. (1998). *Ad hoc multicast routing protocol utilizing Increasing id-numbers (AMRIS)*. Internet draft, Nov. 18
- [39] YAO, P., KROHNE, E. & CAMP, T. (2004). *Performance comparison of geocast routing protocols for a MANET*. Technical report, Department of Math. and Computer Sciences, Colorado School of Mines, MCS-04-02, May. 23

謝辞

本研究を進めるにあたり，非常に多くの方々から御指導を賜りました．博士課程入学を受け入れて頂き，御指導も賜りました東京大学生産技術研究所の瀬崎薫准教授に心よりお礼を申し上げます．瀬崎准教授の御意見はいつもの確であり，大変勉強になり研究者として成長することができました．心より感謝し，お礼を申し上げます．

本研究は，修士課程から続けており，修士課程から博士課程の現在に至るまで，御指導を賜った芝浦工業大学システム工学部電子情報システム学科の三好匠准教授には，研究活動の基礎から御指導して頂き，研究者として心構えまで様々な面において御指導を賜りました．また，三好准教授の御指導により，研究活動がより楽しいものとなりました．心より感謝し，お礼を申し上げます．

また，芝浦工業大学工学部通信工学科の森野博章先生，NTT アクセスサービスシステム研究所の小川将克氏には，研究を進めるにあたって大変貴重な御意見を頂きました．心より感謝し，お礼を申し上げます．

研究活動だけでなく，研究室内で日々の生活を楽しく過ごして下さった東京大学瀬崎研究室の特任准教授木寛新一氏，博士課程三年角田忠信氏，博士課程一年鈴木亮平氏，修士課程二年セーンラッタナシャイクンオラナット氏，島田健太氏，修士課程一年マーティンスマルセロエンリケティンシェイラ氏，古澤徹氏，芝浦工業大学三好研究室博士課程二年 Tran Quang Vinh 氏，修士課程二年安達洋介氏，佐條研氏，中山洋平氏，鎗田智美氏，修士課程一年安藤伸一氏，山本嶺氏，尾上正紀氏，沖田智嗣氏，奥澤尚佳氏，北田裕之氏，高田充氏，仲村陽一氏，吉沢剛氏，吉本武史氏，浅井淳志 氏に心から感謝致します．

平成 20 年 2 月 8 日

寺田 真介

業績リスト

論文誌

三好 匠, 寺田真介, 久光浩司, 森野博章, 小川将克, “片方向リンクを考慮したフラッディング領域制限型アドホックルーチング,” 電子情報通信学会論文誌 (B), Vol. J89-B, No. 8, pp. 1367-1378, August 2006.

寺田真介, 三好 匠, 瀬崎 薫, “アドホックネットワークにおける中継ノード削減分散マルチキャストルーチング,” 電子情報通信学会論文誌, Vol. J90-B, No. 10, pp. 957-968, October 2007.

国際会議

S. Terada, T. Miyoshi, H. Morino, M. Ogawa, and K. Sezaki, "Ad Hoc Routing Protocol with Flooding Control Using Unidirectional Links," 18th Annual IEEE International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communication (PIMRC'07), Athens, Greece, September 2007.

研究会

寺田真介, 久光浩司, 三好 匠, 森野博章, 小川将克, “片方向リンクを考慮したフラッディング領域制限型アドホックルーチングプロトコル,” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 104, No. 61, NS2004-26, pp. 5-8, May 2004.

寺田真介, 三好 匠, 森野博章, 小川将克, “アドホックネットワークにおけるフラッディングACKを用いたTCP性能向上手法,” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 104, No. 17, NS2004-1, pp. 1-4, April 2004.

寺田真介, 三好 匠, 森野博章, 小川将克, “多対多通信に適したアドホックマルチキャストツリー構築手法,” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 104, No.

690, NS2004-298, pp. 269-272, March 2005

寺田真介, 森野博章, 三好 匠, 瀬崎 薫, “片方向リンクを考慮したフラッディング領域適応制御型アドホックルーチング,” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 105, No. 357, NS2005-104, pp. 21-24, October 2005 (電子情報通信学会ネットワークシステム研究会奨励講演)

寺田真介, 三好 匠, 瀬崎 薫, “アドホックネットワークにおける経路共有型分散マルチキャストルーチング,” 電子情報通信学会第4回アドホックネットワークワークショップ予稿集, pp. 3-5 - 3-8, June 2006.

寺田真介, 三好 匠, 瀬崎 薫, “アドホックネットワークにおける多対多マルチキャスト動的メッシュ構築手法,” 電子情報通信学会第6回アドホックネットワークワークショップ予稿集, pp. 5-9 - 5-12, January 2007.

寺田真介, 三好 匠, 瀬崎 薫, “アドホックネットワークにおける複数エリア適応型ジオキャストルーチング,” 電子情報通信学会技術研究報告, NS, March 2008.

全国大会

寺田真介, 三好 匠, 森野博章, 小川将克, “アドホックにおけるフラッディングACKを用いたTCP性能向上手法,” 2004年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信2, B-6-70, p. 70, March 2004.

寺田真介, 三好 匠, 森野博章, 小川将克, “アドホックネットワークに適した多対多マルチキャストツリー構築手法,” 2005年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信2, B-21-29, p. 618, March 2005.

寺田真介, 三好 匠, 瀬崎 薫, “アドホックネットワークにおける多対多マルチキャストルーチング,” 2006年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信2, B-21-15, p. 575, March 2006 (電子情報通信学会学術奨励賞受賞論文)

寺田真介, 三好 匠, 瀬崎 薫, “アドホックネットワークにおける多対多マルチキャスト分散ルーチング,” 2006年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会, 分冊2, B-21-19, P. 387, September 2006 (電子情報通信学会学術奨励賞受賞論文)

文)

寺田真介, 三好 匠, 瀬崎 薫, “ アドホックネットワークにおける多対多マルチキャストメッシュ構築手法, ” 2007年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信 2, B-21-24, p. 613, March 2007.

寺田真介, 三好 匠, 瀬崎 薫, “ アドホックネットワークにおける達点配信ジオキャスト, ” 2007年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会, B-21, March 2008.

共著論文

佐藤憂紀, 三好 匠, 寺田真介, 森野博章, 小川将克, “ 適応型領域制限フラッディングを用いたアドホックルーティング, ” 2005年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信 2, B-21-34, p. 623, March 2005.

唐澤 肇, 寺田真介, 三好 匠, 田中良明, 矢守恭子, 山田茂樹, 上岡英史, 井手口哲夫, 奥田隆史, 福田 晃, 北須賀輝明, “ ユーザ嗜好タイムクリティカルネットワークにおける多対多マルチキャストツリーの特性評価, ” 情報学ワークショップ 2005, FR23-(2), pp. 255-260, September 2005.

唐澤 肇, 寺田真介, 三好 匠, 矢守恭子, 田中良明, “ 重回帰分析による多対多マルチキャストツリー特性解析, ” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 105, No. 472, IN2005-114, pp. 25-30, December 2005 (電子情報通信学会情報ネットワーク研究賞受賞論文)

唐澤 肇, 寺田真介, 三好 匠, 矢守恭子, 田中良明, “ 多対多マルチキャストツリーの遅延特性評価, ” 2006年電子情報通信学会総合大会, 分冊通信 2, B-7-183, p. 279, March 2006.

唐澤 肇, 寺田真介, 三好 匠, 矢守恭子, 田中良明, “ 重回帰分析による多対多マルチキャストコアベースツリーの特性解析, ” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 106, No. 280, IN2006-82, pp. 31-36, October 2006.

唐澤 肇, 寺田真介, 三好 匠, 矢守恭子, 田中良明, “ 重回帰分析による多対多マルチキャストツリーコア選択手法の検討, ” 2006年電子情報通信学会通信ソ

サイエティ大会，分冊 2，B-7-27，p. 87，September 2006．

唐澤 肇，寺田真介，三好 匠，矢守恭子，田中良明，“多対多マルチキャストのための複数固定木選択形ルーティングアルゴリズム，”電子情報通信学会技術研究報告，Vol. 106，No. 578，IN2006-205，pp. 149-154，March 2007．

唐澤 肇，寺田真介，三好 匠，矢守恭子，田中良明，“複数の固定木を用いた多対多マルチキャストルーティングアルゴリズム，”2007年電子情報通信学会総合大会，分冊通信 2，B-7-1，p. 91，March 2007．

その他の活動

芝浦工業大学工学部通信工学科 2006年度 2007年度 製作実験 2 非常勤講師