

## 修 士 論 文 の 和 文 要 旨

研究科・専攻	大学院 情報理工学研究科 情報・通信工学専攻 博士前期課程		
氏 名	砂田 勇介	学籍番号	1531057
論 文 題 目	自フロー内干渉キャンセラを用いたダイナミックマルチホップネットワークの研究		
要 旨			
<p>近年、無線端末（ノード）同士が中継通信を行うワイヤレスマルチホップネットワークがインフラに依存せずにアドホックネットワークの通信距離を広げる技術として注目され、活発に研究されている。アドホックネットワークのアプリケーションとして画像伝送によるものがあり、自然環境をモニタリングすることによって災害をあらかじめ予測することや、防犯のために公共の場を監視することが行われるが、これらのアプリケーションは一般的なセンサーアプリケーションと比べてストリーミングによる高いトラヒックが発生し、送信元ノードでは短い周期でパケットが連続して生起する。ワイヤレスマルチホップネットワークにおいて高いスループットを得るためには、ホップ数が増加しても高いパケット配信成功率（PDR: Packet Delivery Rate）を維持でき、かつ伝送遅延を低減してパケット送信間隔を短縮できる必要がある。マルチホップネットワークの PDR を向上するための方法として、フェージングに代表される電波伝搬環境の変化に応じてダイナミックに経路を動的に変更することで経路ダイバーシチ効果を得るダイナミックマルチホップネットワーク技術がある。その一つに、飛越して受信したパケットを利用して PDR を向上し、伝送遅延を低減できる動的経路飛越法（DMHS: Dynamic Multi-Hop Shortcut）がある。一方、送信間隔を短くすると、同一経路内の先行パケットと後続パケットとの間で衝突する自フロー内干渉が PDR を低下させるため問題になる。この自フロー内干渉に対しては、自フロー内干渉キャンセラ（IFIC: Intra-Flow Interference Canceller）が提案され、有効であることが示されている。IFIC を用いれば、短い送信間隔でパケットを送信しても高い PDR を維持することができる。</p> <p>本研究では、さらなる伝送特性の向上のために DMHS と IFIC を組合せた方式である DMHS-IFIC を提案し、提案法の伝送特性を理論計算およびシミュレーションによって定量的に評価した。解析結果から提案法は PDR を向上でき、ホップ数が多い場合にスループットが向上することを明らかにした。</p>			

平成 28 年度 修士論文

自フロー内干渉キャンセラを用いたダイナミック  
マルチホップネットワークの研究

電気通信大学 大学院 情報理工学研究科  
情報・通信工学専攻 情報通信システムコース

学籍番号 1531057

氏名 砂田 勇介

主任指導教員 山尾 泰 教授

指導教員 藤井 威生 教授

提出日 平成 29 年 3 月 10 日

## 概要

ノード同士が多段中継通信を行うワイヤレスマルチホップネットワークにおいて高いスループットを得るためには、ホップ数が増加しても高いパケット配信成功率（PDR: Packet Delivery Rate）を維持でき、かつ伝送遅延を低減してパケット送信間隔を短縮できる必要がある。マルチホップネットワークの PDR を向上するための方法として、フェージングに代表される電波伝搬環境の変化に応じてダイナミックに経路を動的に変更することで経路ダイバーシチ効果を得るダイナミックマルチホップネットワーク技術がある。その一つに、飛越して受信したパケットを利用して PDR を向上し、伝送遅延を低減できる動的経路飛越法（DMHS : Dynamic Multi-Hop Shortcut）がある。一方、送信間隔を短くすると、同一経路内の先行パケットと後続パケットとの間で衝突する自フロー内干渉が PDR を低下させるため問題になる。この自フロー内干渉に対しては、自フロー内干渉キャンセラ（IFIC : Intra-Flow Interference Canceller）が提案され、有効であることが示されている。IFIC を用いれば、短い送信間隔でパケットを送信しても高い PDR を維持することができる。

本研究では、さらなる伝送特性の向上のために DMHS と IFIC を組合せた方式である DMHS-IFIC を提案し、提案法の伝送特性を理論計算およびシミュレーションによって定量的に評価した。解析結果から提案法は PDR を向上でき、ホップ数が多い場合にスループットが向上することを明らかにした。

# 目次

概要.....	iii
第1章 序論.....	1
第2章 関連技術.....	2
2.1. メディアアクセス制御 (MAC) プロトコル.....	2
2.2. 動的経路飛越法.....	3
2.3. 自フロー内干渉キャンセラ.....	4
2.4. ルーティングプロトコル.....	6
第3章 DMHS-IFIC.....	8
3.1. 併用により期待できる効果と考えられる課題.....	8
3.2. DMHS と IFIC の併用法.....	9
3.3. 検討課題.....	10
第4章 提案法の性能の理論解析.....	11
4.1. パケット配信成功率の算出法.....	11
4.2. スループットの計算方法.....	19
4.3. 解析条件.....	21
第5章 シミュレーションによる解析.....	23
5.1. シミュレーション条件.....	23
5.2. 経路構築方法.....	23
第6章 あらかじめ構築された経路での伝送特性.....	25
6.1. 固定配置の場合.....	25
6.2. ノード配置が分布を持つ場合.....	33
第7章 ルーティングプロトコルによって構築される経路での伝送特性.....	35
7.1. AODV.....	37
7.2. TC-AODV.....	39
第8章 結論.....	42
謝辞.....	43
参考文献.....	44
関連発表.....	46

## 第1章 序論

近年、無線端末（ノード）同士が中継通信を行うワイヤレスマルチホップネットワークがインフラに依存せずにアドホックネットワークの通信距離を広げる技術として注目され、活発に研究されている[1][2]。アドホックネットワークのアプリケーションとして画像伝送によるものがあり、自然環境をモニタリングすることによって災害をあらかじめ予測することや、防犯のために公共の場を監視することが行われるが、これらのアプリケーションは一般的なセンサーアプリケーションと比べてストリーミングによる高いトラフィックが発生し、送信元ノードでは短い周期でパケットが連続して生起する。アドホックネットワークでは複数のノードが同時にパケットを送信する場合のパケット衝突を防ぐために CSMA/CA（Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance）[3] が通常使用されるが、隠れ端末問題があるため完全にパケット衝突を回避することはできない[4]。このためパケット配信成功率（PDR : Packet Delivery Rate）が大きく低下することが知られている[5]。

マルチホップネットワークにおいて高い PDR を得るために Opportunistic Routing[6]やダイナミックマルチホップ技術[7]-[10]などがこれまで提案されている。これらの技術は、フェージングによって変化する伝搬環境において結果として伝送に成功したリンクを採用することによって PDR を向上する。特に動的経路飛越法（DMHS : Dynamic Multi-Hop Shortcut）[7] は、マルチホップネットワーク上で 2 ホップ先のノードがパケットを飛越して受と通常経路のパスダイバーシチ効果によって PDR を向上させることができ、また飛越によって経路のホップ数を削減できるので伝送遅延を低減することができる。しかし、DMHS はトラフィックが少ない、つまり送信間隔の長い環境での使用を想定しており、送信間隔が短い高トラフィック環境においては隣接ノード間のパケット衝突によってその効果が減ずる可能性がある。

一方、パケット衝突の影響を軽減するために干渉キャンセル技術が研究されている。ワイヤレスマルチホップネットワークにおいて高いスループットを有しながらストリーミングを行うには、同一経路内の先行パケットと後続パケットが衝突する自フロー内干渉の影響を低減することが必要である。自フロー内干渉における干渉信号は、干渉を受ける被干渉ノードが一度受信し、転送した先行パケットである。そこでこの先行受信したパケットの情報を利用して干渉キャンセルを行う自フロー内干渉キャンセラ（IFIC : Intra-Flow Interference Canceller）[12]が提案されている。文献[12]では IFIC によって短い送信間隔でも高い PDR を得られることが示されている。本論文では DMHS と IFIC を統合し、併用して使用する DMHS-IFIC を提案し、DMHS-IFIC の伝送特性を理論計算および計算機シミュレーションによって評価する。

本論文の構成は以下の通りである。第 2 章で既存技術である DMHS と IFIC について基本的な動作と利点、欠点について述べる。また経路構築に使用されるルーティングプロトコルについて述べる。第 3 章では提案法である DMHS と IFIC を併用する方式 DMHS-IFIC を述べる。第 4 章ではまず理論計算にて PDR を算出する方法について述べた後、スループットの計算方法と解析条件について述べる。第 5 章ではシミュレーションによって解析する際のシミュレーション条件と経路構築方法について述べる。第 6 章ではあらかじめ経路が構築されている場合において伝送特性を理論計算および計算機シミュレーションにより示す。第 7 章ではルーティングプロトコルによって経路が構築された場合での伝送特性を理論計算および計算機シミュレーションにより示す。最後に、第 8 章で本論文を総括する。

## 第2章 関連技術

### 2.1. メディアアクセス制御 (MAC) プロトコル

データリンク層はネットワーク層の下位層にあたり、各リンクの制御を行う。そのプロトコルが、MAC(Media Access Control)プロトコルである。代表的な MAC プロトコルとして、IEEE (Institute of Electrical and Electronics Engineers) 802.11 規格がある。IEEE 802.11 規格の特徴は、CSMA/CA(Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance)[3]を用いている点と、データパケットの受信に成功した場合に応答する機能を持っている点である。

CSMA/CA は複数のノードが同時にパケットを送信して衝突を起こさないための機能である。CSMA/CA ではそれぞれのノードがパケットを送信する前にキャリアセンスを行い、周辺ノードが送信していないかを電力で判断する。これにより、同時に複数のノードがパケットを送信することを防ぎ、パケットの衝突を起こさないようにしている。

しかしながら、CSMA/CA を用いている場合でも、パケットの干渉が起こる可能性がある。図 2-1 隠れ端末問題のノード配置の場合、ノード A とノード C において隠れ端末問題が起こる。ノード A とノード C が同時にパケットをノード B に送信しようとした場合、互いに距離が離れているためキャリアセンスにより相手の送信状況を判断するための十分な電力を受信できない。この場合、ノード A とノード C が同時にパケットを送信するとノード B でパケットの衝突が起こり、パケット伝送誤りになる。また、ノード同士が隠れ端末の関係でない場合でもランダムに設定するキャリアセンスを行う時間が同じ場合はパケット衝突が生じる。

データパケットの受信に成功した場合に利用されるのは ACK(Acknowledge)パケットである。ACK パケットは受信ノードが正しくデータパケットを受信できたときにデータパケットを送信したノードに対して送られる。送信ノードはデータパケットを送信した後に一定時間待って ACK パケットを受信できなければ送信が失敗したと判断し、再送を行う設定であれば再度データパケットを送信する。

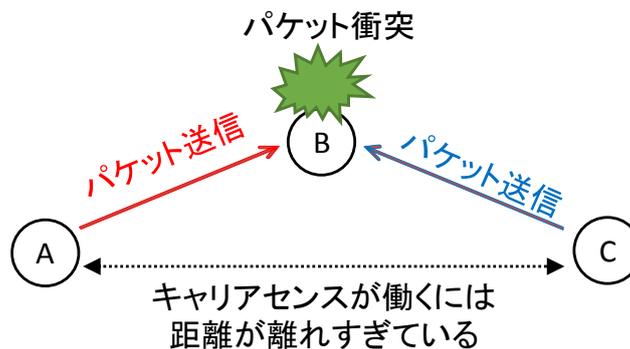


図 2-1 隠れ端末問題

## 2.2. 動的経路飛越法

### 2.1.1. 動的経路飛越法の概要

動的経路飛越法 (DMHS : Dynamic Multi-Hop Shortcut) は伝搬環境の変化によって 2 ホップ先のノードが飛越受信したパケットを利用することによって特性を改善する MAC 層において動作する技術である。図 2-2 に DMHS の飛越法のご概念図およびシーケンス図を示す。あらかじめ構築された経路 0-1-2-3-4 においてノード 0 からノード 1 に送信されたパケットを伝搬環境の変化により 2 ホップ先のノードであるノード 2 が飛越受信する場合がある。この時、従来の技術ではパケットの送信先ノードとしてノード 2 のアドレスが記載されていないためノード 2 は受信したパケットを破棄する。DMHS では 1 ホップ先のノードのアドレスに加えて 2 ホップ先のノードのアドレスも格納することによって、飛越受信したパケットを利用できるようにしている。飛越受信したノード 2 はノード 1 からの無駄なパケットの転送を抑制するために STP (Stop Transmitting Packet) をノード 1 に対して送信する。この STP の送信はノード 1 がノード 0 に対して ACK (Acknowledgement) を送信した後に送信される。

パケットに 2 ホップ先のアドレスを格納するために、各ノードは 1 ホップ先だけでなく 2 ホップ先のノードのアドレスを保持している必要がある。このアドレスはルーティングプロトコルによって経路が構築される時にルーティングテーブルに書き込まれる。また、2 ホップ先のアドレスは IEEE 標準規格のパケットフォーマットにおいて現在使用されていないアドレス 3 領域に記録してパケットを送信する。また、3 ホップ先以降のノードのアドレスは格納されていないため 3 ホップ先以降のノードが飛越受信した場合、パケットは破棄される。

### 2.1.2. 動的経路飛越法を用いる利点と課題

動的経路飛越法を用いることにより飛越経路と通常経路の少なくとも一方のパケット伝送に成功すれば良いためパスダイバーシチ効果によりパケット配信成功率が向上することが見込まれる。また、飛越によりあらかじめ構築されている経路のホップ数よりも少ないホップ数でパケットを伝送できるため伝送遅延が低下し、ネットワーク資源を節約することができる。しかし、飛越の起こりやすさは飛越経路の距離に依存するため、あらかじめ構築された経路のリンク間距離が長い場合には飛越経路の距離も長くなる傾向にあるため、飛越による効果があまり得られない場合がある。

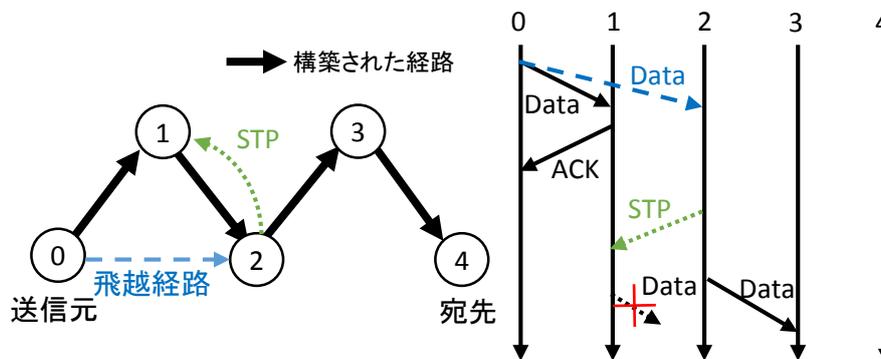


図 2-2 動的経路飛越法のご概念図

## 2.3. 自フロー内干渉キャンセラ

自律分散ネットワークのアクセス方式として CSMA/CA を用いることが一般的である。しかし、端末配置によっては隠れ端末問題が生じ、ノード間の干渉が生じる。ワイヤレスマルチホップネットワークにおいて短い送信間隔でパケットを送信する場合、図 2-3 のように同一経路内における先行パケットと後続パケットの干渉が生じやすい。この対策として自フロー内干渉キャンセラ (Intra Flow Interference Canceller; IFIC) が有効であり、文献[12]ではタイムスロットフレーム構成を使用した IFIC が提案されている。

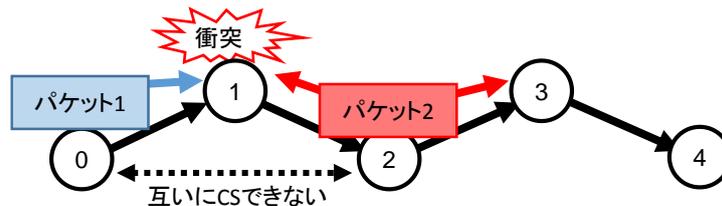


図 2-3 自フロー内干渉

### 2.3.1. 自フロー内干渉キャンセラの基本動作

IFIC では図 2-4 に示すように、空白時間が異なる 2 種類のパケットフォーマット (PF1, PF2) を用意する。PF1 と PF2 には干渉キャンセルに必要なプリアンプル情報を含むトレーニングシーケンス (Training Sequence; TS) と ACK 情報が含まれ、空白時間を用いることでこれらが互いに重畳しないようにしている。この 2 つのパケットフォーマットをマルチホップ経路上のノードに割当てる。割当て方は送信間隔によって異なるが、送信間隔が最も短い 2 タイムスロット毎に新しいパケットが生起する場合、経路上のノードに送信元ノードから宛先ノードまでノード番号が 1-2-3-4-5... の順で振られている場合、ノード 1, 2, 5, 6... に PF1 を、ノード 3, 4, 7, 8... に PF2 を割当てる。これによって図 2-5 に示すように、先行パケットと後続パケットを同時送信するノード同士に異なるパケットフォーマットが割当てられることになり、自フロー内干渉に必要な情報は干渉を受けず独立に受信することができる。その後、あらかじめ受信して保持していた既知のペイロード情報と先行パケットのプリアンプル情報から干渉が生じているペイロード部分の干渉をキャンセルすることができる。図 2-6 に IFIC のパケット転送スケジューリングを示す。パケットを受信したノードは次のタイムスロットで転送する。IFIC によりトラヒックが高い場合でもパケットの転送を大きな待ち時間なく行うことができ、一番トラヒックが高い場合では全ての中継ノードが常にパケットを受信または送信を行う。また、トレーニングシーケンスと同様に一つ前のパケットに対する ACK 情報を干渉を受けないように送信することによって、ACK を単独に送信するよりも通信に要する時間を短縮することができる。

IFIC によって自フロー内干渉を低減することができ、送信間隔を短くした高トラヒック環境下においても、先行パケットの干渉によるパケット誤りがない伝送が可能である。

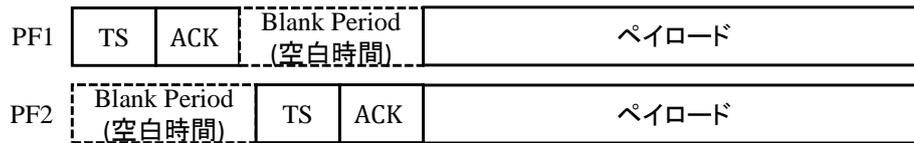


図 2-4 IFIC で使用される 2 種類のパケットフォーマット

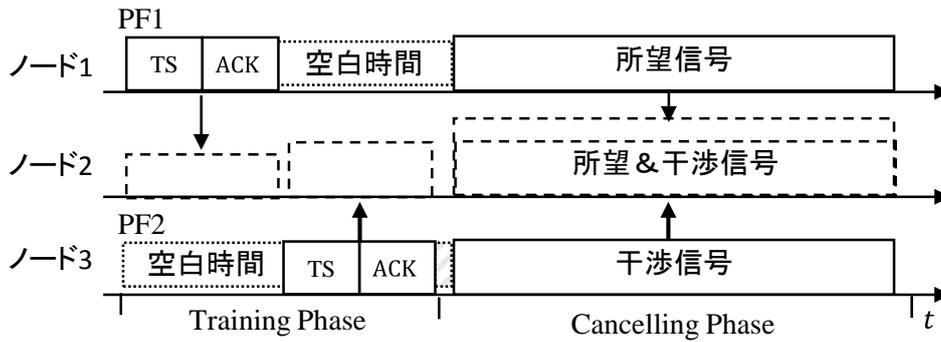


図 2-5 異なるパケットフォーマットによる干渉キャンセル

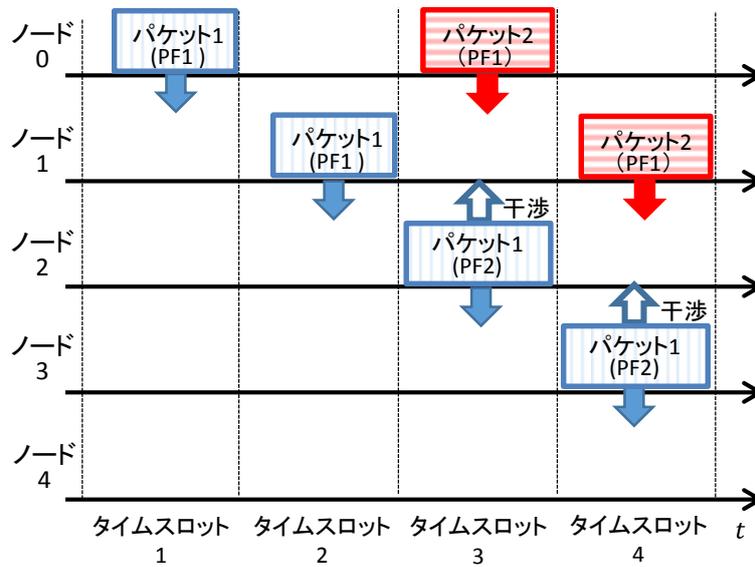


図 2-6 IFIC のパケット転送スケジューリング

## 2.4. ルーティングプロトコル

### 2.4.1. ルーティングプロトコルの役割とその分類

マルチホップネットワークにおいて送信元ノードから宛先ノードへデータを送信するとき、データの中継伝送する経路をあらかじめ構築しておく必要がある。この経路の構築、維持、また中継ノードの決定法をルーティングと呼び、ルーティングのための規約をルーティングプロトコルという。ルーティングプロトコルは主にネットワーク層で動作する。

ルーティングプロトコルは経路を構築するタイミングによって3つに分類することができる。データの送信前から常に経路を構築、維持しておくプロアクティブ型、データ送信の要求が発生してから経路を構築するリアクティブ型（オンデマンド型）、そしてこの2つ両方を組み合わせたハイブリッド型の3つである。

DSDV[13]やOLSR[14]をはじめとするプロアクティブ型プロトコルでは各ノードは常に経路を構築、維持しているためにデータ送信要求が発生してから送信するまでの遅延が短いというメリットがある。しかし、経路の維持のために定期的に隣接ノードと情報のやり取りを行う必要があり、電力や無線資源を多く必要とする。また、ノードの移動が多く発生する環境では次の転送先ノードのアドレス等を格納しているルーティングテーブルをデータ送信要求の有無にかかわらず常に更新する必要があるため、オーバーヘッドトラフィックが増加し、効率的でない欠点がある。

DSR[15]やAODV[16]をはじめとするリアクティブ型プロトコルでは、データ送信要求が発生してから経路を構築するため、電力や無線資源を節約することができる。しかし、経路を構築する時間が必要なため、データ送信要求が発生してから実際にデータが送信されるまでの遅延時間が問題なる場合がある。

ハイブリッド型プロトコルはプロアクティブ型プロトコルとリアクティブ型プロトコルを組合せたものである。例としてZRP[17]やHWMP[18]などがあげられる。

### 2.4.2. AODV

AODV (Ad Hoc On-demand Distance Vector) [16]はリアクティブ型のルーティングプロトコルであり、経路を構築したのちに経路上のノードはルーティングテーブルをもとにデータパケットを転送する。各ノードが保持するルーティングテーブルには宛先ノードと次の転送先ノードのアドレスの情報を持っている。

AODVはリアクティブ型であるため、データの送信要求が発生したときに経路の構築を始める。まず送信元ノードは経路要求メッセージであるRREQ (Route Request) をフラッディングする。RREQを受信した中継ノードは更にRREQをフラッディングし、宛先ノードがRREQを受信するまでこれを繰り返す。RREQを受信した宛先ノードは最初に届いたRREQに対して経路応答メッセージ (RREP: Route Reply) をユニキャストにより返信する。このときRREPを受信した経路の各ノードはRREPの情報をもとにルーティングテーブルを作成する。

AODVでは最初に届いたRREQを採用するため、伝送遅延が比較的小さく、ホップ数が少なく各リンクの距離が長い経路が構築されやすい。長いリンクを含む経路は距離減衰が大きいためフェージングによる瞬時の伝搬損失変動の影響を受けやすいため、伝送品質が劣化する可能性が高い。

### 2.4.3. TC-AODV

閾値制御 AODV (Threshold Controlled AODV; TC-AODV) [19]は AODV に改良を加えたりアクティブ型ルーティングプロトコルであり, 閾値を設けることによって AODV よりも各リンクの長さが比較的短い経路を構築するルーティングプロトコルである. TC-AODV は受信機感度よりも高い閾値を設定し, 瞬時 RSSI が閾値以下の RREQ を破棄する機能を持つ. 図 2-7 に RREQ 破棄のフローチャートを示す. 中継または宛先ノードがフラッディングされた RREQ を受信した際, キャリアセンス時に物理層で計測した瞬時受信電力強度 (Received Signal Strength Indicator; RSSI) を RREQ 破棄に利用する. RSSI が閾値に達していない場合は受信した RREQ を破棄し, 閾値以上の場合は通常の AODV と同様に RREQ を処理する.

距離減衰を考慮するとリンク間の距離が長いほど RSSI が小さくなる傾向があるため, 閾値を下回る可能性が高くなる. そのため, TC-AODV ではリンク間の距離が長いリンクを含む経路が構築されにくくなり, 伝送品質の向上が見込める. しかし, 各リンクの距離が短くなるため構築される経路のホップ数が多くなる傾向があり, 伝送遅延が増加する可能性がある.

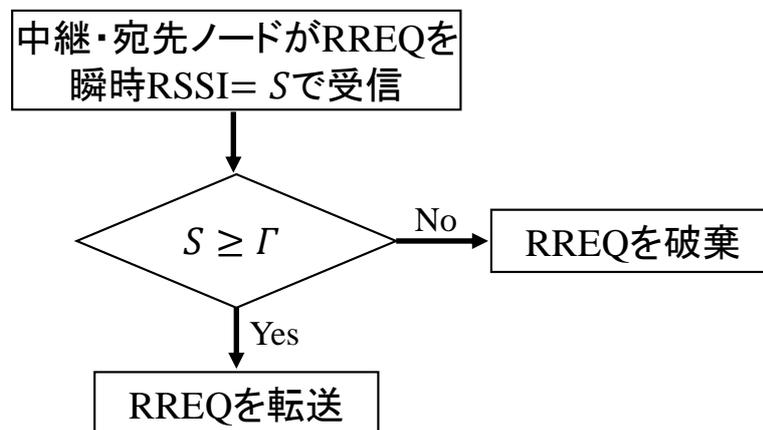


図 2-7 TC-AODV における RREQ 破棄のフローチャート

## 第3章 DMHS-IFIC

### 3.1. 併用により期待できる効果と想定される課題

飛越経路を採用することでパケット配信成功率を向上できる動的経路飛越法 (DMHS) と自フロー内干渉キャンセラ (IFIC) を併用することはこれまで検討されていないが, DMHS と IFIC の併用によってさらに高いスループットを得られることが期待される. しかし, DMHS は先行パケットの影響をこれまで考慮しておらず, 高トラフィック環境下で使用した場合の性能は検討されていない. また, IFIC は DMHS のように経路が動的に変化する環境での使用は想定されていない. そのため, これらを併用するには下記に示す 2 つの課題が起こりうると考えられ, 検討する必要がある.

#### 3.1.1. 飛越受信不可による DMHS 効果の低下

送信間隔が短い高トラフィック時には, 図 3-1 のように, ノード 0 がパケットを送信する時間と同じ時間に経路上 2 ホップ先のノード 2 が先行パケットを送信する可能性がある. この場合, 飛越が起こる伝搬環境であってもノード 2 で飛越受信ができず, 高トラフィック時には DMHS の効果が十分に得られない恐れがある. ただし, 先行パケットは後続パケットに比べて, フロー内干渉の影響を受けにくいので, よりスムーズに転送が進み, 後続パケットとのホップ間隔が開くことが考えられる. ホップ途中で誤りが発生した場合も先行パケットとのホップ間隔が開くので, 以上の場合には DMHS の効果が引き続き得られると考えられる.

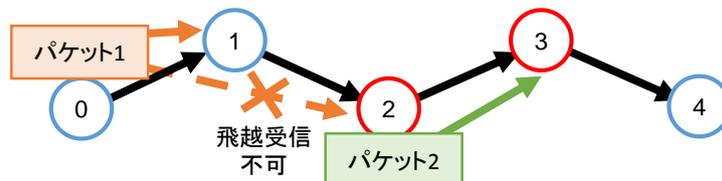


図 3-1 パケット送信時の飛越受信不可の問題

#### 3.1.2. キャンセルできない自フロー内干渉の発生

2 種類のパケットフォーマットを用いるこれまでの IFIC では, 飛越を考慮するとキャンセルできない干渉が生じる可能性がある. 干渉をキャンセルするためには, 所望信号と干渉信号のプリアンブル情報を干渉の影響を受けずに独立に受信できる必要があり, そのためには所望信号と干渉信号となる 2 つのパケットは異なるパケットフォーマットを用いて送信される必要がある. 飛越が無い場合にはパケットを送信するノードがあらかじめ固定されているため, 2 種類のパケットフォーマットを用意することで十分であった. しかしながら, パケットの飛越を考えると, 次のタイムスロットでパケットを送信するノードをあらかじめ決めることができないため, 図 3-2 のように先行パケットと後続パケットが同じパケットフォーマットを使用して同時送信され,

干渉キャンセルが不可能になる場合が考えられる。図の例では、ノード $i-1$ とノード $i+2$ が同時に同じパケットフォーマット 1 を使用して送信するため、ノード $i$ とノード $i+1$ で 2 つのパケットを同時に受信した際にはそれぞれのプリアンブル情報を含むトレーニングシーケンスを分離することができず干渉をキャンセルすることができない。

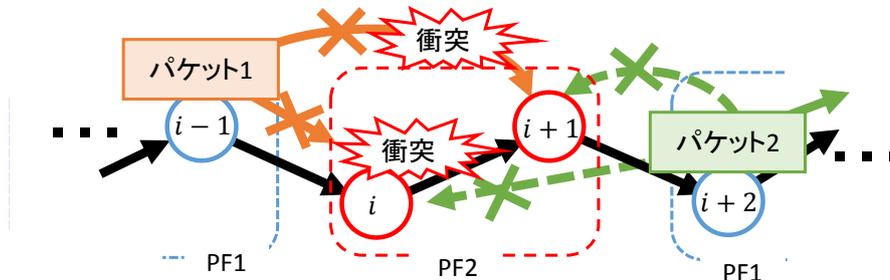


図 3-2 先行パケット飛越干渉の問題

### 3.2. DMHS と IFIC の併用法

前項で示した課題を解決して DMHS と IFIC を併用するための方式 (DMHS-IFIC) を図 3-3 に示す。従来の IFIC に飛越を問題なく用いることができるよう 2 点の変更を加えた。

1 点目はパケットフォーマットの拡張である。従来の IFIC では 2 種類のパケットフォーマットを用意し TS 部分と ACK 情報が互いに重ならないよう空白時間を異なる位置に設けられていた。これを図 3-4 に示すように 3 種類に拡張し、図 3-3 ではノード 0 とノード 1 がパケットフォーマット 1 (PF1) を、ノード 2 とノード 3 がパケットフォーマット 2 (PF2) を、ノード 4 とノード 5 がパケットフォーマット 3 (PF3) を割り当てる。経路のノード数がこれよりも多い場合では次のノードから順に PF1, PF1, PF2, PF2, PF3, PF3...のように割り当てていく。これにより前項で示したキャンセルできない自フロー内干渉の発生を抑えることができる。

2 点目は STP 送信時間の追加である。STP を用いない場合、次のタイムスロットで通常経路で受信したノードと飛越経路で受信したノードが同じペイロードを持つパケットを送信する。これはネットワーク全体の消費電力を増加させるとともに同じペイロードを持つパケット同士の衝突が発生し、これは干渉を受けるノードは初めて受信するパケットであるため、IFIC による干渉キャンセルを行うことができない問題が発生してしまう。これらの問題を抑制するために各タイムスロットの最後に STP Phase を新たに設け、飛越受信が生じた際にはこの時間に STP を送信する。

2 点の変更により 1 タイムスロットの時間は IFIC のみを用いる方式よりも長くなる。そのため併用による特性の向上が十分でない時はスループットが低下する。実際にどれぐらい長くなったかは次章で数値を用いて説明する。

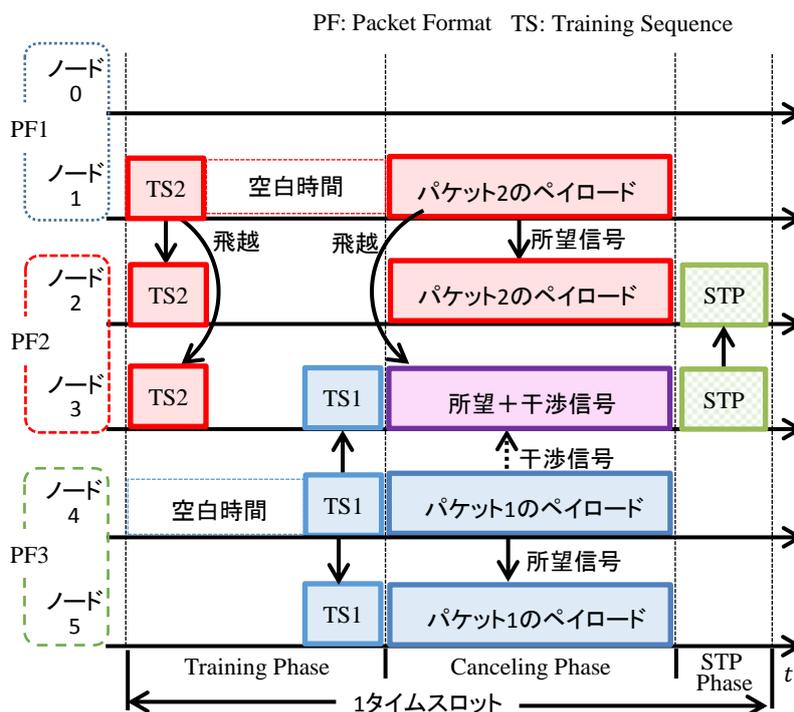


図 3-3 DMHS と IFIC の併用法

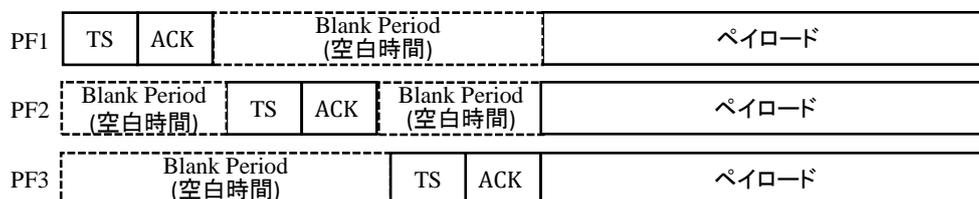


図 3-4 DMHS-IFIC で割当ててる 3 種類のパケットフォーマット

### 3.3. 検討課題

DMHS-IFIC は従来の IFIC 技術に DMHS を用いているため、IFIC のみを用いた場合よりも PDR が向上する可能性が高い。また、IFIC を用いているために、従来の CSMA/CA に DMHS のみを用いた場合と比べると、送信間隔を短くした場合に生じる自フロー内干渉の影響を低減し、より安定した伝送ができる可能性がある。しかし、DMHS と IFIC を併用するため 3.2 で説明したように IFIC のタイムスロット長が従来よりも長くなっているため、併用による PDR の向上が十分ではないとスループットとしては低下する。そこで、本研究では、提案法である DMHS-IFIC を用いた場合の PDR、伝送遅延/平均飛越回数、スループットを理論計算およびシミュレーションによって定量的に評価する。そしてどのような経路において DMHS-IFIC による効果が得られるかを次章以降で検討する。

## 第4章 提案法の性能の理論解析

### 4.1. パケット配信成功率の算出法

提案法である DMHS-IFIC のパケット配信成功率を理論的に算出するための式を導出する方法について説明する．導出の方法は低トラヒック時と高トラヒック時によって異なる．トラヒックの頻度を表すために 1 リンクの平均送信時間をパケット送信間隔で割った値でトラヒック負荷率と定義する．今回はトラヒック負荷率が 4 分の 1 以下の場合には低トラヒック時，2 分の 1 の場合には高トラヒック時とする．提案法におけるトラヒック負荷率 2 分の 1 は 2 タイムスロット毎に送信元ノードで新しいパケットが生起することを意味し，飛越が生じない場合には全ての中継ノードがすべてのタイムスロットにおいてパケット受信または送信を行うためにこれ以上トラヒックを増加することはできない．

今回の算出法においては干渉を受けるノードから見て 3 ホップ以上離れたノードからの干渉信号は考慮しない．また，所望信号と干渉信号が異なるパケットフォーマットを用いて送信された場合は干渉信号を IFIC によって完全にキャンセルできるものと仮定している．そのため本解析におけるトラヒック負荷率の違いが与える差は先行パケットの影響の有無である．低トラヒック時には送信間隔が十分に離れており，パケットの送信に先行パケットの影響を考慮しなくてもよい．しかし，高トラヒック時には先行パケットが近くにあり，飛越先ノードに先行パケットがあるために飛越経路が使用できないために飛越受信ができない可能性がある．そのため，低トラヒック時よりも高トラヒック時の方が，特性が悪くなる可能性がある．

経路は  $N + 1$  個のノードによって構築された  $N$  ホップの経路を想定しており，また，各ノードは等間隔に配置されているものとする．各ノードは再送を行わないものとする．

#### 4.1.1. リンク PDR

本解析では全てのリンクがレイリーフェージングにさらされていると仮定する．このとき，リンク PDR は以下の式で表される．

$$\begin{aligned} \text{リンク PDR} &= 1 - \int P_R(E) \cdot P_D(E) dE & (4.1) \\ &= \exp\left(-\frac{\text{受信機感度}}{\sigma^2}\right) \end{aligned}$$

$$P_R(E) = \frac{E}{\sigma^2} \exp\left(-\frac{E^2}{2\sigma^2}\right) \quad (4.2)$$

ここで，式 (4.1) の  $P_R$  は平均受信電力  $\sigma^2$  を有する受信信号振幅  $E$  のレイリー分布確率密度関数であり，式 (4.2) で表される．また， $P_D$  は受信信号電力  $E^2/2$  でのパケット誤り率である．パケットを受信した場合，受信信号電力が受信機感度より大きければ  $P_D = 0$ ，小さい場合は  $P_D = 1$  とした．

等距離であればリンク PDR は同じであるため、等間隔でノードが配置されている経路では通常経路同士、飛越経路同士であればそれぞれリンク PDR は一定である。

#### 4.1.2. 低トラヒック時

##### a) $N = 1 \& 2$

1 ホップ経路と 2 ホップ経路の PDR は次の式で表される。

$$P_1^L = p_o \quad (4.3)$$

$$P_2^L = p_s + (1 - p_s) \times p_o^2 \quad (4.4)$$

ここで、 $p_o$ と $p_s$ はそれぞれ通常経路と飛越経路の伝送成功率である。

##### b) $N > 2$

$N$ ホップ経路の PDR を考える前に、まず 3 ホップ経路の PDR について考える。0-1-2-3 で表される 3 ホップ経路において、最初のノード 0 からの伝送で 0-2 の飛越経路を使用した場合、残りはノード 2 からノード 3 の 1 ホップ経路と考えることができる。また、0-2 の飛越経路を使用せず 0-1 の通常経路を使用した場合、残りはノード 1 からノード 3 まで 2 ホップ経路と考えることができる。したがって、3 ホップ経路の PDR はこれらの 2 つのケースの PDR に発生確率により重みづけした和で表すことができる。

$$P_3^L = p_s \times P_1^L + (1 - p_s) \times p_o \times P_2^L \quad (4.5)$$

同様にして $N$ ホップ経路についても同じように考えることができ、PDR は以下で表すことができる。

$$P_N^L = p_s \times P_{N-2}^L + (1 - p_s) \times p_o \times P_{N-1}^L \quad (N \geq 3) \quad (4.6)$$

### 4.1.3. 高トラヒック時

#### a) $N = 1 \& 2$

1 ホップ経路と 2 ホップ経路では高トラヒック時であっても送信元ノードで新しいパケットが生起する前に先行パケットが宛先ノードに届くため、PDR は低トラヒック時と同じである。

$$P_1^H = P_1^L = p_o \quad (4.7)$$

$$P_1^H = P_2^L = p_s + (1 - p_s) \times p_o^2 \quad (4.8)$$

#### b) $N = 3$

3 ホップ経路の PDR について議論する前にいくつかの変数について定義する。  $\Pr[q_v^N(t) = i]$  をパケット  $q_v$  が  $N$  ホップ経路においてタイムスロット  $t$  でノード  $i$  にある確率とする。パケット  $q_v$  はパケットのストリーミングがはじめて  $v$  番目に送信元ノードで生起したパケットである。また、  $\Pr[q_v^N(t+1) = j | q_v^N(t) = i]$  を  $N$  ホップ経路においてタイムスロット  $t$  にパケット  $q_v$  がノード  $i$  にあるとき、次のタイムスロット  $t+1$  でノード  $j$  に移動する確率とする。さらに、  $\Pr[q_{v-1}^N(t) = j | q_v^N(t) = i]$  を  $N$  ホップ経路においてタイムスロット  $t$  にパケット  $q_v$  がノード  $i$  にあるとき、パケット  $q_{v-1}$  がノード  $j$  にある確率とする。

0-1-2-3 の 3 ホップ経路が構築されていて、高トラヒックであるため 2 タイムスロット毎に送信元ノードであるノード 0 がパケットを生起することを考える。3 ホップ経路において先行パケットが後続パケットの伝送に影響を与えるのは後続パケットがノード 0 で生起したときに先行パケットがノード 2 にあるときである。したがって、  $\Pr[q_{v-1}^3(t) = 2 | q_v^3(t) = 0]$  を求める必要がある。また、今後記載の簡略化のため  $\Pr[q_{v-1}^3(t) = 2 | q_v^3(t) = 0] = \Pr[q_{v-1}^3(t) = 2]$  とする。

$\Pr[q_{v-1}^3(t) = 2]$  を求めるために、まず先行パケットが無い 1 番目に生起したパケットから考えていく。1 番目のパケットが 2 番目のパケットが生起したときにノード 2 にある確率は、2 つのタイムスロットでどちらも飛越経路を使用せずに通常経路を使用する確率であり、次の式で求められる。

$$\Pr[q_1^3(t_0 + 2) = 2 | q_2^3(t_0 + 2) = 0] = \Pr[q_1^3(t_0 + 2) = 2] = (1 - p_s)^2 \times p_o^2 \quad (4.9)$$

このとき  $t_0$  は 1 番目のパケットが生起した時刻を示しており、  $\Pr[q_1^3(t_0) = 0] = 1$  である。次に 2 番目のパケットが 3 番目のパケットが生起したときにノード 2 にある確率は、式(4.9)を用いてケース分けを行うことにより求めることができる。

$$\begin{aligned} \Pr[q_2^3(t_0 + 4) = 2 | q_3^3(t_0 + 4) = 0] &= \Pr[q_2^3(t_0 + 4) = 2] \\ &= \Pr[q_1^3(t_0 + 2) = 2] \times p_o^2 \times (1 - p_s) \\ &\quad + (1 - \Pr[q_1^3(t_0 + 2) = 2]) \times (1 - p_s)^2 p_o^2 \end{aligned} \quad (4.10)$$

3 番目以降のパケットに関しても一つ前に生起したパケットを使って同様に考えることができる。生起したパケット数が十分に多い場合ではこの確率は収束し、  $\Pr[q_{v-1}^3(t) = 2] = \Pr[q_v^3(t+2) = 2]$  と考えることができ、式を整理することによって以下の式を得ることができる。

$$\Pr[q_{v-1}^3(t) = 2] = \frac{p_0^2(1-p_s)^2}{1-p_0^2p_s(1-p_s)} \quad (4.11)$$

次に、式(4.11)を用いて高トラヒック時における3ホップ経路の packets 配信成功率を求める。飛越経路を考慮した際3ホップ経路で取りうる経路は0-2-3, 0-1-3, 0-1-2-3の3つであり、飛越経路を通常経路よりも優先する場合には記した経路の順番が経路の優先順になる。先行パケットがノード2ある場合では最初の伝送に飛越経路を使用することができないため、経路0-2-3を使用することができない。この場合は最初の伝送で通常経路を使用したのち、残りの2ホップの伝送では先行パケットは無くなるために影響はなくなるため、低トラヒック時の2ホップ経路と同等であるとみなすことができる。また、先行パケットがノード2にない場合では低トラヒック時と同等とみなすことができ、3つ全ての経路を使用することができる。以上の考えをもとにPDRはケース分けを行うことによって以下の式を得ることができる。

$$P_3^H = \Pr[q_{v-1}^3(t) = 2] \times p_0 \times P_2^L + (1 - \Pr[q_{v-1}^3(t) = 2]) \times P_3^L \quad (4.12)$$

c)  $N = 4$

4ホップ経路の packets 配信成功率の求め方は3ホップ経路の場合と基本的に考え方は同じだが、先行パケットが後続パケットに与える影響が大きくなる。まず4ホップ経路0-1-2-3-4が構築されていて、パケットがノード0で生じたときに先行パケットがノード2にある確率を求める。

3ホップ経路同様にあるパケットがノード0で生じたときに1番目に生じたパケットが2回の転送後にノード2にある確率 $\Pr[q_1^4(t_0 + 2) = 2 \mid q_2^4(t_0) = 0] = \Pr[q_1^4(t_0 + 2) = 2]$ は2回の飛越経路の送信に失敗し、2回とも通常経路での送信を行う確率であるから、以下で求めることができる。

$$\Pr[q_1^4(t_0 + 2) = 2] = (1 - p_s)^2 \times p_0^2 \quad (4.13)$$

次に2番目に生じたパケットが2回の転送後にノード2にある確率 $\Pr[q_2^4(t_0 + 4) = 2 \mid q_3^4(t_0 + 4) = 0] = \Pr[q_2^4(t_0 + 4) = 2]$ を求める。これには先行パケットの位置が重要になる。2番目のパケットが生じたとき1番目のパケットが2にある場合とない場合、ある場合に先行パケットがノード2から飛越経路を使用せずに通常経路を使用してノード3に転送される場合とされない場合の3通りにケース分けを行う必要がある。ノード2からノード3に転送される確率を次に示す。

$$\Pr[q_1^4(t_0 + 3) = 3 \mid q_1^4(t_0 + 2) = 2] = (1 - p_s) \times p_0 \quad (4.14)$$

よって確率 $\Pr[q_2^4(t_0 + 4) = 2]$ は式(4.13)と(4.14)を用いて次のように求めることができる。

$$\begin{aligned}
\Pr[q_2^4(t_0 + 4) = 2] &= \Pr[q_1^4(t_0 + 2) = 2] \times p_o \\
&\times \left\{ \Pr \left[ \begin{array}{c} q_1^4(t_0 + 3) = 3 \\ | q_1^4(t_0 + 2) = 2 \end{array} \right] \times p_o + \left( 1 - \Pr \left[ \begin{array}{c} q_1^4(t_0 + 3) = 3 \\ | q_1^4(t_0 + 2) = 2 \end{array} \right] \right) \right. \\
&\left. \times (1 - p_s) \times p_o \right\} + (1 - \Pr[q_1^4(t_0 + 2) = 2]) \times (1 - p_s)^2 \times p_o^2
\end{aligned} \tag{4.15}$$

このとき生起したパケットが十分に大きい時、 $\Pr[q_{v-1}^4(t) = 2] = \Pr[q_v^4(t+2) = 2]$ とみなすことができ、 $\Pr[q_1^4(t_0 + 3) = 3 | q_1^4(t_0 + 2) = 2] = (1 - p_s) \times p_o$ と置き換えて整理すると次式を得ることができる。

$$\Pr[q_{v-1}^4(t) = 2] = \frac{p_o^2(1 - p_s)^2}{1 - p_o^2 p_s(1 + p_o)(1 - p_s)} \tag{4.16}$$

式(4.16)で求めた確立を用いて高トラヒック時における4ホップ経路の配信成功率を求める。先行パケットの動向によってケース分けを行うと、低トラヒック時のパケット配信成功率を用いて次の式で求めることができる。

$$\begin{aligned}
P_4^H = \Pr[q_{v-1}^4(t) = 2] \times p_o \times &\left\{ \Pr \left[ \begin{array}{c} q_{v-1}^4(t+1) = 3 \\ | q_v^4(t) = 2 \end{array} \right] \times p_o \times P_2^L + \right. \\
&\left. (1 - \Pr \left[ \begin{array}{c} q_{v-1}^4(t+1) = 3 \\ | q_v^4(t) = 2 \end{array} \right] \times P_3^L \right\} \\
&+ (1 - \Pr[q_{v-1}^4(t) = 2]) \times P_4^L
\end{aligned} \tag{4.17}$$

d)  $N > 4$

まず5ホップ経路でのパケット配信成功率の求め方から示す。0-1-2-3-4-5の5ホップ経路が構築されていると仮定し、4ホップ経路までと同様にあるパケットが送信元ノード0で生起したときにその先行パケットがノード2にある確率 $\Pr[q_{v-1}^5(t+2) = 2 | q_v^5(t) = 0]$ に加えて先行パケットがノード3にある確率 $\Pr[q_{v-1}^5(t+2) = 3 | q_v^5(t) = 0]$ を求める。

先に $\Pr[q_{v-1}^5(t+2) = 2 | q_v^5(t) = 0]$ について求める。1番目に生起したパケットの先行パケットは無いため、2番目のパケットが生起したときにノード2にある確率は次の式で表せる。

$$\Pr[q_1^5(t_0 + 2) = 2 | q_2^5(t_0) = 0] = \Pr[q_1^5(t_0 + 2) = 2] = (1 - p_s)^2 \times p_o^2 \tag{4.18}$$

3番目のパケットが生起したときに2番目のパケットが2にある確率を考える際、2番目のパケットはその先行パケットである1番目のパケットから影響を受けるため、式(4.18)を用いて場合分けを行って求める。

$$\begin{aligned}
\Pr[q_2^5(t_0 + 4) = 2 \mid q_3^5(t_0 + 4) = 0] &= \Pr[q_2^5(t_0 + 4) = 2] \\
&= \Pr[q_1^5(t_0 + 2) = 2] \times p_o \\
&\times \left\{ \Pr \left[ \begin{array}{l} q_1^5(t_0 + 3) = 3 \\ \mid q_1^5(t_0 + 2) = 2 \end{array} \right] \times p_o + \left( 1 - \Pr \left[ \begin{array}{l} q_1^5(t_0 + 3) = 3 \\ \mid q_1^5(t_0 + 2) = 2 \end{array} \right] \right) \right. \\
&\left. \times (1 - p_s) \times p_o \right\} + (1 - \Pr[q_1^5(t_0 + 2) = 2]) \times (1 - p_s)^2 \times p_o^2
\end{aligned} \tag{4.19}$$

ここで、 $\Pr[q_1^5(t_0 + 3) = 3 \mid q_1^5(t_0 + 2) = 2]$ はノード2にあった1番目に生じたパッケージが通常経路を使用してノード3に転送される確率である。これは生じたパッケージが十分大きい場合に一般化することができ、以下の式で得ることができる。

$$\Pr[q_{v-1}^N(t + 1) = 3 \mid q_{v-1}^N(t) = 2] = p_o(1 - p_s)(1 + p_o p_s) \tag{4.20}$$

従って、生じたパッケージ数が十分に大きい場合、パッケージが生じたときに先行パッケージがノード2にある確率は次の式で示される。

$$\begin{aligned}
\Pr[q_{v-1}^5(t) = 2 \mid q_v^5(t) = 0] &= \Pr[q_{v-1}^5(t) = 2] \\
&= \Pr[q_{v-2}^5(t - 2) = 2] \times p_o \\
&\times \left\{ \Pr \left[ \begin{array}{l} q_{v-2}^5(t - 1) = 3 \\ \mid q_{v-2}^5(t - 2) = 2 \end{array} \right] \times p_o + \left( 1 - \Pr \left[ \begin{array}{l} q_{v-2}^5(t - 1) = 3 \\ \mid q_{v-2}^5(t - 2) = 2 \end{array} \right] \right) \right. \\
&\left. \times (1 - p_s) \times p_o \right\} + (1 - \Pr[q_{v-2}^5(t - 2) = 2]) \times (1 - p_s)^2 \times p_o^2
\end{aligned} \tag{4.21}$$

$\Pr[q_{v-1}^5(t) = 2] = \Pr[q_{v-2}^5(t - 2) = 2]$ と式(4.20)を用いて式(4.21)を整理すると次式が得られる。

$$\Pr[q_{v-1}^5(t) = 2] = \frac{p_o^2(1 - p_s)^2}{1 - p_o^2 p_s(1 - p_s) \times \{1 + p_o(1 + p_o p_s)\}} \tag{4.22}$$

次に確率 $\Pr[q_{v-1}^5(t_0 + 2) = 3 \mid q_v^5(t_0) = 0]$ を求める。2番目のパッケージが生じたときに1番目に生じたパッケージがノード3にある確率は、1番目のパッケージが2回の転送のうち通常経路を1回、飛越経路を1回使用することを同等であるため、以下の式で表される。

$$\Pr[q_1^5(t_0 + 2) = 3 \mid q_2^5(t_0 + 2) = 0] = \Pr[q_1^5(t_0 + 2) = 3] = 2 \times (1 - p_s)p_o p_s \tag{4.23}$$

次に3番目のパッケージが生じたときに2番目のパッケージがノード3にある確率は次の式で得られる。

$$\begin{aligned}
\Pr[q_2^5(t_0 + 4) = 3 \mid q_3^5(t_0 + 4) = 0] &= \Pr[q_1^5(t_0 + 2) = 2] \times p_o p_s \\
&+ (1 - \Pr[q_1^5(t_0 + 2) = 2]) \times 2 \times (1 - p_s)p_o p_s
\end{aligned} \tag{4.24}$$

同様にして $v$ 番目のパッケージが生じたときに $v - 1$ 番目のパッケージがノード3にある確率は以下の式で得られる。

$$\begin{aligned}
\Pr[q_{v-1}^5(t) = 3 \mid q_v^t(t) = 0] &= \Pr[q_{v-1}^5(t) = 3] \\
&= \Pr[q_{v-2}^5(t-2) = 2] \times p_o p_s + (1 - \Pr[q_{v-2}^5(t-2) = 2]) \times 2 \times (1 - p_s) p_o p_s
\end{aligned} \tag{4.25}$$

この時、 $v$ が十分に大きいなら $\Pr[q_{v-1}^5(t) = 2] = \Pr[q_{v-2}^5(t-2) = 2]$ とみなすことができるため、式(4.24)に代入して次を得る。

$$\begin{aligned}
\Pr[q_{v-1}^5(t) = 3 \mid q_v^t(t) = 0] &= \Pr[q_{v-1}^5(t) = 3] \\
&= \Pr[q_{v-1}^5(t-2) = 2] \times p_o p_s + (1 - \Pr[q_{v-1}^5(t-2) = 2]) \times 2 \times (1 - p_s) p_o p_s
\end{aligned} \tag{4.26}$$

5 ホップ経路の packets 配信成功率を得るために、ノード 0 で packets が生じたときにその先行 packets がノード 2 にある（発生確率： $\Pr[q_{v-1}^5(t) = 2]$ ）、ノード 3 にある（発生確率： $\Pr[q_{v-1}^5(t) = 3]$ ）、ノード 2 とノード 3 以外（発生確率： $1 - \Pr[q_{v-1}^5(t) = 2] - \Pr[q_{v-1}^5(t) = 3]$ ）の 3 つのケースに分けて考える。先行 packets がノード 2 にある場合、ノード 0 にある後続 packets は飛越経路を使用することができず、通常経路を使用することになる。この時ノード 2 にある先行 packets も通常経路を使用してノード 3 に転送された場合は次のタイムスロットでも後続 packets は通常経路を使用することができない。先行 packets がノード 3 にある場合、ノード 0 にある後続 packets は飛越経路を使用してノード 2 に転送することができる。この時先行 packets が通常経路を使用してノード 3 からノード 4 に転送された場合、次のタイムスロットでは後続 packets は飛越経路を使用することができない。先行 packets がノード 2 とノード 3 のいずれにもない場合、後続 packets は先行 packets からの影響を受けないため、低トラヒック時の 5 ホップ経路と同等の伝送環境であると考えることができる。以上をまとめると高トラヒック時の 5 ホップ経路の packets 配信成功率は以下の式で得られる。

$$\begin{aligned}
P_5^H &= \Pr[q_{v-1}^5(t) = 2] \times p_o \\
&\times \left\{ p_o P_3^L \Pr \left[ q_{v-1}^5(t+1) = 3 \mid q_{v-1}^5(t) = 2 \right] + P_4 (1 - \Pr[q_{v-1}^5(t) = 2]) \right\} + \Pr[q_{v-1}^5(t) = 3] \\
&\times \left\{ p_s \times \left\{ p_o P_2^L \Pr \left[ q_{v-1}^5(t+1) = 4 \mid q_{v-1}^5(t) = 3 \right] + P_3^L \left( 1 - \Pr \left[ q_{v-1}^5(t+1) = 4 \mid q_{v-1}^5(t) = 3 \right] \right) \right\} \right. \\
&\quad \left. + (1 - p_s) p_o P_4^L \right\} \\
&+ P_5^L (1 - \Pr[q_{v-1}^5(t) = 2] - \Pr[q_{v-1}^5(t) = 3])
\end{aligned} \tag{4.27}$$

6 ホップ以上の経路については考慮すべきケースが多すぎるため、5 ホップの経路と同等の式を用いて以下の式で求めることとする。

$$\begin{aligned}
& P_N^H \\
&= \Pr[q_{v-1}^N(t) = 2] \times p_o \\
&\times \left\{ p_o P_{N-2}^L \Pr \left[ q_{v-1}^N(t+1) = 3 \mid q_{v-1}^N(t) = 2 \right] + P_{N-1} (1 - \Pr[q_{v-1}^N(t) = 2]) \right\} + \Pr[q_{v-1}^N(t) = 3] \\
&\times \left\{ p_s \times \left\{ p_o P_{N-3}^L \Pr \left[ q_{v-1}^N(t+1) = 4 \mid q_{v-1}^N(t) = 3 \right] + P_{N-2}^L \left( 1 - \Pr \left[ q_{v-1}^N(t+1) = 4 \mid q_{v-1}^N(t) = 3 \right] \right) \right\} \right. \\
&\quad \left. + (1 - p_s) p_o P_{N-1}^L \right\} \\
&+ P_N^L (1 - \Pr[q_{v-1}^N(t) = 2] - \Pr[q_{v-1}^N(t) = 3])
\end{aligned} \tag{4.28}$$

ただし、各要素は以下で求められる。

$$\Pr[q_{v-1}^N(t+1) = 3 \mid q_{v-1}^N(t) = 2] = p_o(1 - p_s)(1 + p_o p_s) \tag{4.29}$$

$$\Pr[q_{v-1}^N(t+1) = 4 \mid q_{v-1}^N(t) = 3] = p_o(1 - p_s) \tag{4.30}$$

$$\Pr[q_{v-1}^N(t) = 2] = \frac{p_o^2(1 - p_s)^2}{1 - p_o^2 p_s(1 - p_s) \times \{1 + p_o(1 + p_o p_s)\}} \tag{4.31}$$

$$\begin{aligned}
\Pr[q_{v-1}^N(t) = 3] &= \Pr[q_{v-1}^N(t) = 2] \times p_o p_s \left( 1 - \Pr \left[ q_{v-1}^N(t+1) = 3 \mid q_{v-1}^N(t) = 2 \right] \right) \\
&+ (1 - \Pr[q_{v-1}^N(t) = 2]) \times 2p_o p_s(1 - p_s)
\end{aligned} \tag{4.32}$$

## 4.2. スループットの計算方法

スループットの計算に必要な送信間隔は各方式によって 1 回の送信にかかる時間が異なるため、それに伴い送信間隔も異なる。それぞれの方式における平均送信時間の求め方について説明したのちスループットを求める計算式について説明する。今回検討する方式は提案法の他に CSMA/CA のみを用いた従来の IEEE 802.11g を模擬した方式、CSMA/CA に DMHS を用いたもの、IFIC のみを用いたものの 4 つである。CSMA/CA ではキャリアセンスのためにランダム時間待ってからパケットの送信を行うため送信時間は一定ではないために平均値を求める。経路は固定されているものとし、経路を構築する時間は考慮しない。

以下に示す値は伝送速度 24Mbps でペイロードサイズ 1500 バイトのパケットを 1 回転送するのにかかる 1 リンク平均送信時間である。

### 4.2.1. 各方式における 1 リンク平均送信間隔

#### a) CSMA/CA

CSMA/CA の平均 1 リンク送信時間は式(4.33)より求められる。

$$T_{CSMA/CA} = T_{DATA} + T_{ACK} + \bar{T}_{BACK} + T_{DIFS} + T_{SIFS} \quad (4.33)$$

ここで、 $T_{DATA}$ と $T_{ACK}$ はそれぞれプリアンブルを含むデータパケットと ACK フレームを送信にかかる時間であり、文献[20]よりそれぞれ536  $\mu$ s, 28  $\mu$ sと求めることができる。 $\bar{T}_{BACK}$ は平均バックオフ時間であり、コンテンションウィンドウサイズ ( $W_{CNT}$ ) とスロット・タイム ( $T_{Slot}$ ) を使って次式で求められる。

$$\bar{T}_{BACK} = \frac{W_{CNT} \times T_{Slot}}{2} \quad (4.34)$$

$T_{DIFS}$ と $T_{SIFS}$ はそれぞれ DIFS 時間と SIFS 時間である。

#### b) DMHS + CSMA/CA

飛越が生じた際、CSMA/CA での 1 リンク送信時間に加えて SIFS 時間と STP 送信時間が必要となる。STP 送信時間は ACK と同じであるが、飛越は必ず生じるわけではなく、かつ送信が起こる頻度はノード配置によって変化するため、平均送信時間 $T_{DMHS}$ は CSMA/CA と同じとした。

#### c) IFIC のみ

IFIC によって複数のノードが同時にパケットを送信する CSMA/CA 以外の MAC プロトコルが可能である。今回は文献[12]で用いられる MAC プロトコルを想定する。この時、IFIC の 1 リンク送信時間は次式で求めることができる。

$$T_{IFIC} = T_{TS} + T_{PL} + T'_{ACK} + T_{Blank} + T_{SIFS} \quad (4.35)$$

ここで、 $T_{TS}$ 、 $T_{PL}$ 、 $T'_{ACK}$ はそれぞれトレーニングシーケンス部分、ペイロード部分、ACK 部分の送信時間である。 $T_{Blank}$ は空白時間の長さである。

d) DMHS と IFIC の併用 (DMHS-IFIC)

提案法である DMHS-IFIC の平均送信時間は次の式で求めることができる。

$$T_{DMHS-IFIC} = T_{IFIC} + T_{Blank} + T_{STP} + T_{SIFS} \quad (4.36)$$

ここで、 $T_{STP}$ は STP 送信時間である。

e) 各方式の平均送信時間

表 4-1 に今回の条件での各パラメータの値を示し、表 4-2 に表 1 のパラメータを使用した際の各方式の 1 リンク平均送信時間をまとめる。

表 4-1 パラメータとその値

パラメータ	変数	値
データパケット送信時間	$T_{DATA}$	536 $\mu$ s
ACK フレーム送信時間	$T_{ACK}$	28 $\mu$ s
DIFS	$T_{DIFS}$	34 $\mu$ s
SIFS	$T_{SIFS}$	16 $\mu$ s
初期コンテンション ウィンドウサイズ	$W_{CNT}$	15
スロット・タイム	$T_{Slot}$	9 $\mu$ s
トレーニングシーケンス時間	$T_{TS}$	20 $\mu$ s
ペイロード送信時間	$T_{PL}$	512 $\mu$ s
IFIC 用空白時間	$T_{Blank}$	30 $\mu$ s
IFIC 用 ACK 送信時間	$T'_{ACK}$	8 $\mu$ s
STP 送信時間	$T_{STP}$	28 $\mu$ s
ペイロードサイズ	$B$	1500 bytes

表 4-2 平均送信時間

方式	$T_{CSMA/CA}$	$T_{DMHS}$	$T_{IFIC}$	$T_{DMHS-IFIC}$
時間	682 $\mu$ s	682 $\mu$ s	586 $\mu$ s	660 $\mu$ s

#### 4.2.2. スループットの計算式

スループットは次式より求めることができる。

$$\text{Throughput} \left[ \frac{\text{bits}}{\text{second}} \right] = \frac{B \times 8 \times PDR}{T_{int}} \quad (4.36)$$

ここで、 $T_{int}$ は送信間隔を表し、表 4-2 で示すそれぞれの方式の 1 リンク平均送信間隔をトラフィック負荷率で割った値である。である。 $B$ と $PDR$ はバイト単位のペイロードサイズとパケット配信成功率を表す。

#### 4.3. 解析条件

今回の解析に使用した無線伝送条件を表 4-3 に示す。物理・MAC 層モデルは IEEE 802.11g を想定している。電波伝搬モデルは ITU-R P.1411-7 UHF Model-median[21]を使用している。図 4-1 に式(4.1)と表 4-3 の無線伝送条件により求められるリンク PDR の距離特性を示す。リンク間距離が 100m 以下の場合ではリンク PDR が 90%以上であるのに対し、100m 以降では急激に落ち、300m ではほとんどのパケットが届かないことがわかる。

表 4-3 無線伝送条件

使用周波数	2.4 GHz
伝送速度/変調方式	24 Mbps / 16QAM
送信電力	17 dBm
受信機感度	-79 dBm
キャリアセンスレベル	-86 dBm
アンテナ高	1.5 m
電波伝搬モデル	ITU-R P.1411-7 UHF Model-median
フェージングモデル	Flat Rayleigh
最大ドップラー周波数	3 Hz
物理・MAC層モデル	IEEE 802.11g

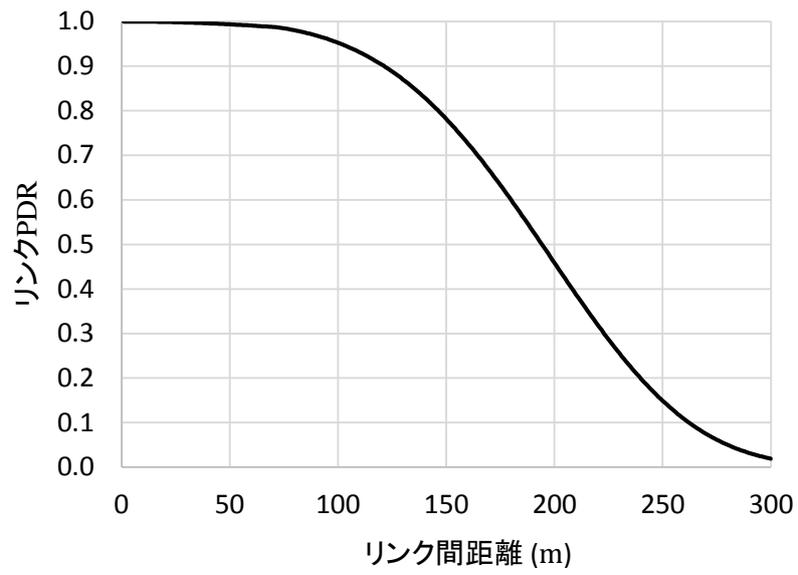


図 4-1 リンク PDR の距離特性

## 第5章 シミュレーションによる解析

本研究では計算機シミュレーションによる評価も行った。

### 5.1. シミュレーション条件

シミュレーションの無線伝送条件を第4章の表4-3に示す。シミュレーションにおけるリンクPDRは理論計算と同様に式(4.1)により求めている。シミュレーション条件を表5-1に示す。6章で行うあらかじめ構築されている経路では10000パケットを送信するシミュレーションを100回繰り返し、平均をとることで特性を求めた。また、7章で行うルーティングプロトコルによって構築された経路におけるシミュレーションでは10000通りの経路を構築し、それぞれ10000パケットを送信して全体の平均をとって特性を求めた。再送は行わないものとした。CSMA/CAを用いる方式については宛先ノード以外の各ノードが保持できる最大のパケット数は3とし、それ以上のパケットを受信または生成した場合は破棄するものとした。

表 5-1 シミュレーション条件

ペイロードサイズ	1500 bytes
送信パケット数	10000 packets
試行回数(あらかじめ構築されていた経路)	100 回
試行回数(ルーティングプロトコルによって構築された経路)	10000回

### 5.2. 経路構築方法

第7章ではAODVおよびTC-AODVによるルーティングプロトコルによって構築された経路における特性の評価を行った。経路の構築は理論計算とシミュレーションによる解析ともにシミュレーションによって作成された経路を使用している。使用したシミュレーションでの経路構築方法はAODVやTC-AODVでの構築方法と少し異なるため、構築方法について説明する。

図5-1にノード配置の例を示す。各ノードに記載されている数字は優先度を示す。優先度は宛先ノードに近いノードから順に割り振られている。宛先ノードからの距離が同じノードが複数ある場合は図を見て上から順に割り振っている。AODVやTC-AODVではRREQをフラッディングするが、シミュレーションではユニキャストにより行う。まず送信元ノードと一番優先度が高いリンク間でRREQが送信できるかを判断する。送信に成功した場合はそれを経路の候補とする。失敗した場合は次に優先度の高いノードにRREQを送信できるかを判断し、送信が成功するまで優先度を一つずつ落としながら繰り返していく。送信ノードよりも高い優先度のノードとの送信にすべて失敗した場合は最初からやり直す。中継ノードに送信した場合、次は受信したノード

ドが今度は送信側になりまた優先度から高いノードから順に **RREQ** の転送を図り、宛先ノードまで届くまで転送を繰り返す。宛先ノードまで **RREQ** が届いた場合は **RREP** を返信することを考える。**RREP** を **RREQ** が通った経路の逆順にユニキャスト通信を行い、送信元ノードまで届いた場合はそれを経路とする。送信に失敗した場合はまた最初からやり直す。

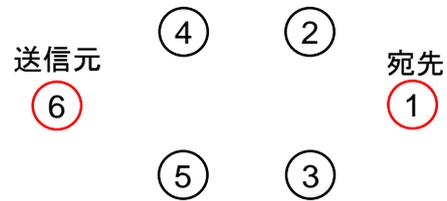


図 5-1 ノード配置と優先度

## 第6章 あらかじめ構築された経路での伝送特性

本章では経路があらかじめ構築されている場合での伝送特性を示す。図 6-1 にノードの基準配置を示す。奇数番目のノードグループと偶数番目のノードグループは互いに並行する 2 本の直線上にそれぞれ等間隔に配置され、任意のノードが距離  $R$  で隣接する 2 つのノードとつくる角度は  $120^\circ$  である。このとき、飛越経路の長さは通常経路の  $\sqrt{3}$  倍であり、通常経路の長さ、つまり隣接ノード間距離を  $R$  とすると 2 ホップ先である飛越経路の長さは  $\sqrt{3}R$  である。

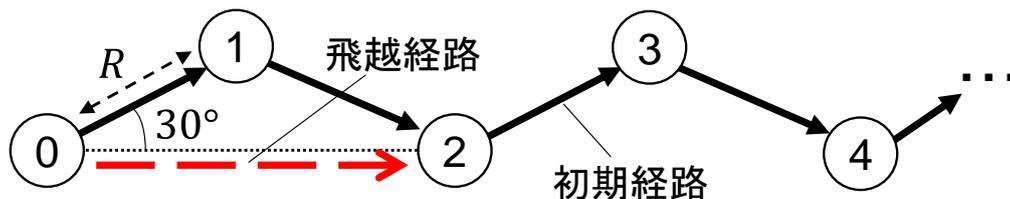


図 6-1 ノードの基準配置

### 6.1. 固定配置の場合

まずノードは基準配置から移動しない固定配置における特性を示す。

#### 6.1.1. トラフィック負荷率による特性

##### a. 3 ホップ経路

4 つのノードで構成された 3 ホップ経路における各方式の特性を示す。3 ホップは自フロー内干渉が生じる最小のホップ数である。本項における結果は全てシミュレーションによるものである。隣接ノード間距離は 100m である。横軸はトラフィック負荷率であり、この値が大きいほど送信間隔が短いことを意味する。また、同じトラフィック負荷率であっても方式毎に 4.2.1 に示すように平均送信時間が異なるため、送信間隔も異なる。

図 6-2 に 3 ホップ経路の経路 PDR を示す。図より CSMA/CA はトラフィック負荷率が 3 分の 1 以下では大きな変化はないが 2 分の 1 の場合に PDR が著しく低下していることがわかる。これは高トラフィック時には自フロー内干渉によってパケットの衝突が生じているからであると考えられる。IFIC を用いることによって PDR の低下を抑えられることがわかる。

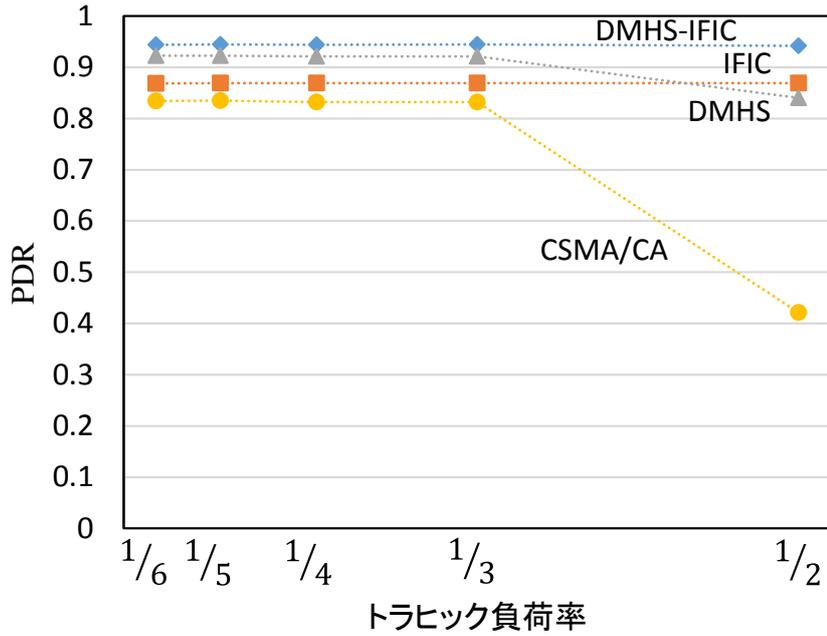


図 6-2 3 ホップ経路の PDR

図 6-3 に 3 ホップ経路における飛越回数の期待値の比較を示す。上限値は経路の中で飛越が生じる最大の回数を意味する。DMHS を用いている方式の比較となる。どちらの方式であっても全てのトラフィック負荷率において飛越回数が 0.8 回を超えており、ほとんどのパケットにおいて飛越が起こっていることがわかる。低トラフィックでは DMHS のみと提案法の飛越回数は同程度であるが、高トラフィックでは提案法では回数が低下しているのがわかる。これは、飛越先ノードがパケットを送信中のために飛越受信ができない場合があるためと考えられる。

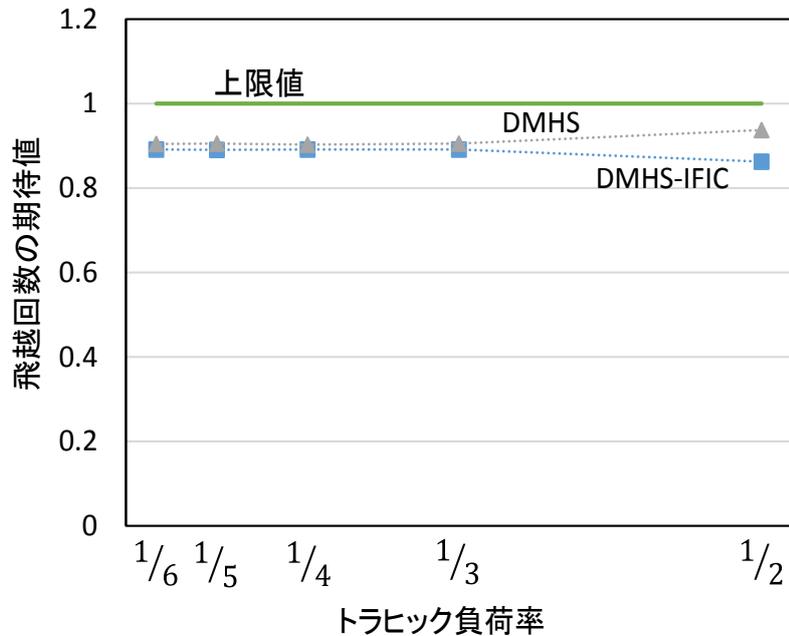


図 6-3 3 ホップ経路の飛越回数の期待値

図 6-4 に 3 ホップ経路の経路スループットを示す. 提案法と IFIC のみを用いた場合のスループットが同程度の特性を示している. これは提案法の方が PDR は良いが, 送信間隔は提案法よりも IFIC のみ用いた方が短いためスループットが向上しなかったと考えられる. また, これら 2 つの方式のスループットは DMHS のみを用いた場合や CSMA/CA よりも特性は良かった.

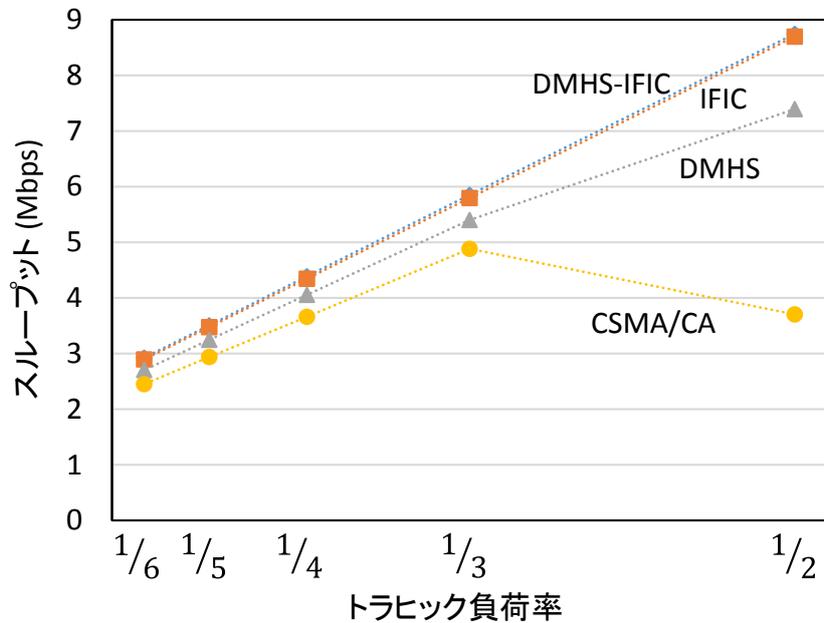


図 6-4 3 ホップ経路のスループット

#### b. 6 ホップ経路

次に 7 ノードで構成された 6 ホップ経路において評価を行った. 3 ホップ経路と比べ自フロー内干渉の影響が大きくなると考えられる. 3 ホップ経路と同様に隣接ノード間距離は 100m である.

図 6-5 に 6 ホップ経路の PDR を示す. 図から 3 ホップよりも自フロー内干渉の影響がみられ, IFIC を用いない方式ではトラフィック負荷率が増加するにつれて PDR は著しく減少していることがわかる. しかし, IFIC を用いることによってトラフィック負荷率の増加によって PDR の大きな減少は見られない. また, DMHS と併用することによって PDR がさらに向上していることがわかった.

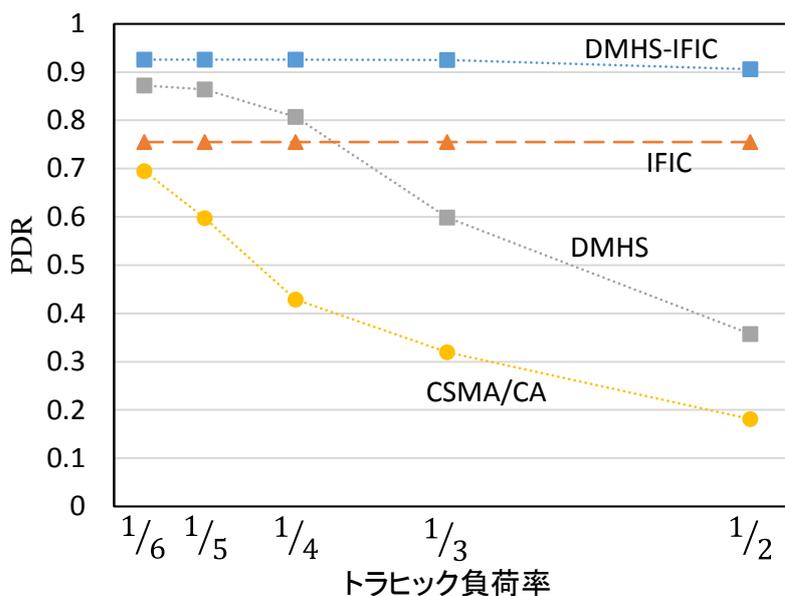


図 6-5 6 ホップ経路の PDR

図 6-6 に 6 ホップ経路における飛越回数の期待値を示す。ホップ数が多いので飛越の期待値も大きいですが、図 6-3 の 3 ホップ経路と同じ傾向にあることがわかる。

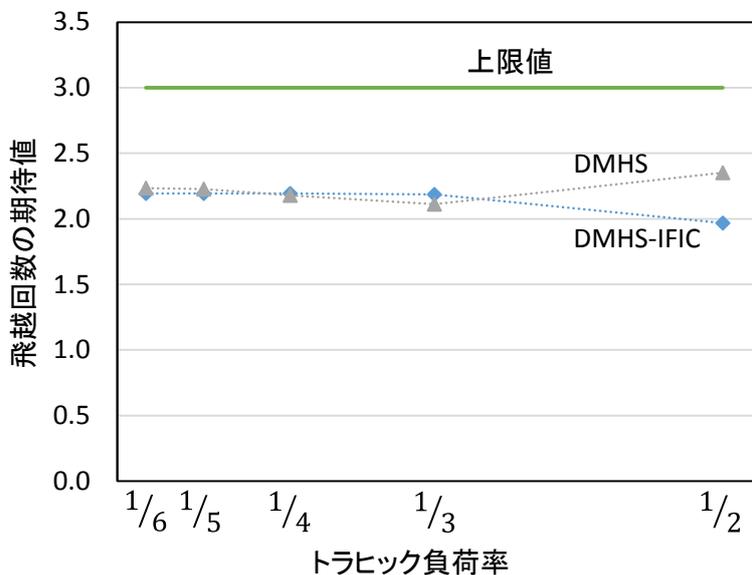


図 6-6 6 ホップ経路の飛越回数の期待値

図 6-7 に 6 ホップ経路のスループットを示す。CSMA/CA を用いた場合ではトラフィックが増加してもスループットが増加せず頭打ちになることがわかる。また、提案法のスループットがどのトラフィック負荷率でも最も良く、IFIC のみの場合よりも 10%程度向上していることがわかる。このためホップ数が多い経路においては提案法の効果が十分に得られていることがわかった。

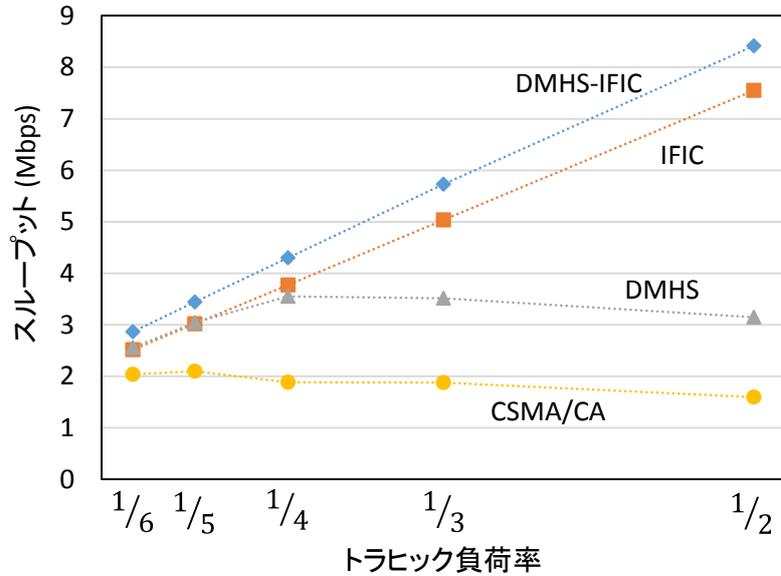


図 6-7 6 ホップ経路のスループット

### 6.1.2. 経路ホップ数による特性

次にトラヒック負荷率が2分の1の高トラヒック時の場合での経路ホップ数による特性を示す。

図 6-8 に各方式の PDR を示す。(a)の CSMA/CA と(b)の CSMA/CA に DMHS を用いた方式はシミュレーションのみの結果を、(c)の IFIC のみと(d)の DMHS-IFIC ではシミュレーションと理論計算の結果を示し、実線が理論計算の値、プロットがシミュレーション値である。

図 6-8(a)に CSMA/CA の PDR を示す。自フロー内干渉が生じる最小のホップ数である 3 ホップ経路であっても隣接ノード間距離に関わらず半分以下のパケットしか宛先ノードまで届いていないことがわかる。

図 6-8(b)に CSMA/CA に DMHS を用いた場合の PDR を示す。CSMA/CA のみの図 6-8(a)と比べホップ数が少ない経路における特性は向上していることがわかる。これは飛越によって自フロー内干渉が生じる可能性が低下するからである。しかし、5 ホップ以上の経路では PDR が大きく劣化していることがわかる。

図 6-8(c)に IFIC のみ用いた場合での PDR を示す。IFIC により自フロー内干渉の影響を低減できるため、PDR は高い値を示している。しかし、隣接ノード間距離が長くなるにつれて熱雑音による伝送誤りが起こる可能性が高くなる。

図 6-8(d)に提案法である DMHS-IFIC の PDR を示す。図 6-8(c)と比べ飛越によりさらに PDR が向上しており、隣接ノード間距離が 75m の時経路ホップ数に関わらず 98%以上を維持していることがわかる。しかし、隣接ノード間距離が長くなると飛越経路の距離が長くなり飛越が生じにくくなるため向上値は小さくなっていることがわかる。

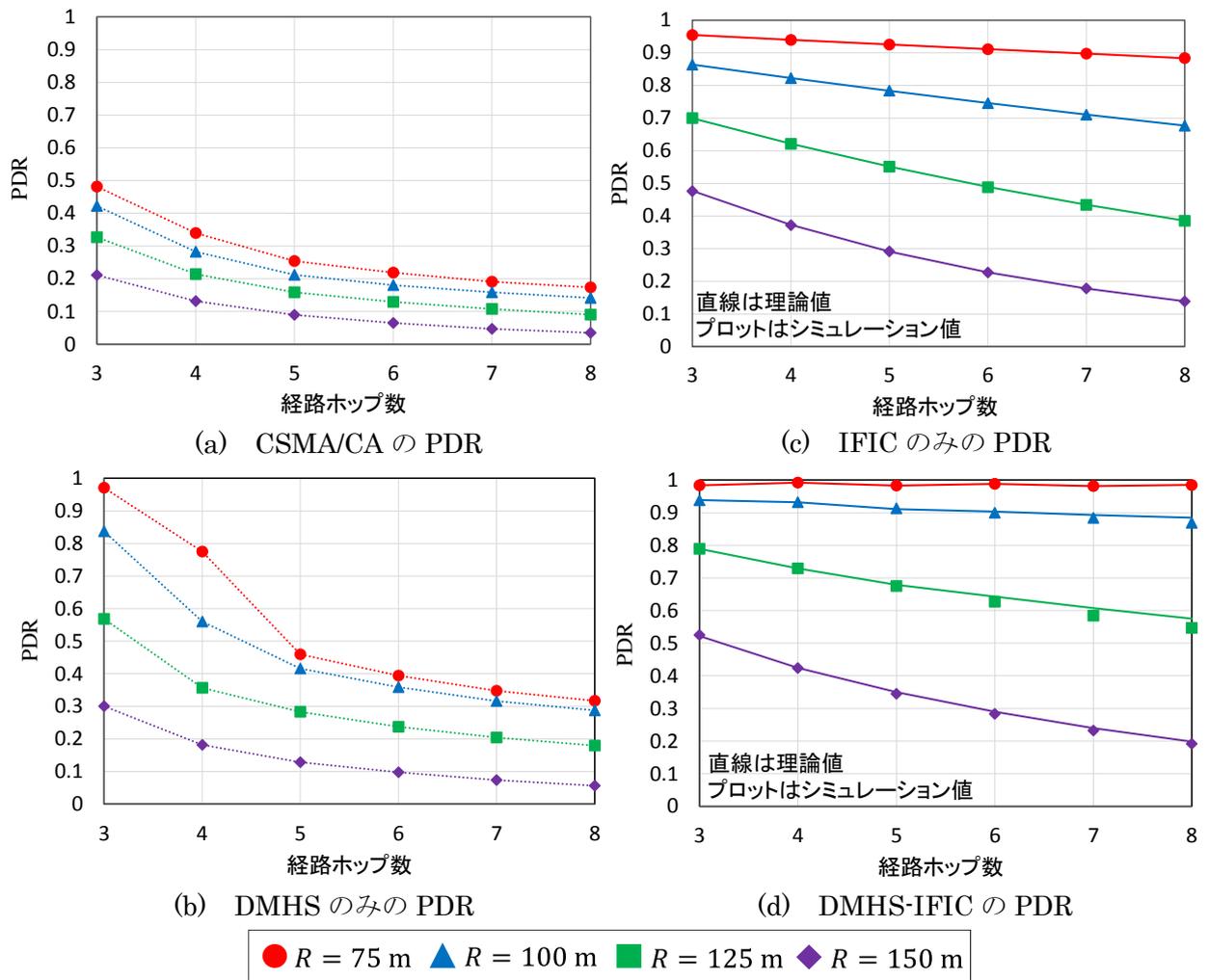


図 6-8 各方式の PDR

図 6-9 に各方式の平均伝送遅延を示す。平均伝送遅延は経路ホップ数と平均飛越回数で差より得られる。図 6-8 と同様に(a)の CSMA/CA と(b)の CSMA/CA に DMHS を用いた方式はシミュレーションのみの結果を、(c)の IFIC のみと(d)の DMHS-IFIC ではシミュレーションと理論計算の結果を示す。実線が理論計算の値、プロットがシミュレーション値である。(a)と(c)は飛越が生じないため隣接ノード間距離によらず一定である。(b)と(d)に示す上限値と下限値は DMHS による飛越が起こらなかった場合と最大回数起こった場合の伝送遅延である。

図 6-9(b)と(d)にそれぞれ DMHS のみと DMHS-IFIC の平均伝送遅延を示す。2 つは近い特性を持つことがわかる。隣接ノード間距離が短いほど伝送遅延は下限値に近く、長いほど上限値に近くなることがわかる。これにより飛越の起こりやすさは隣接ノード間距離に依存することがわかる。

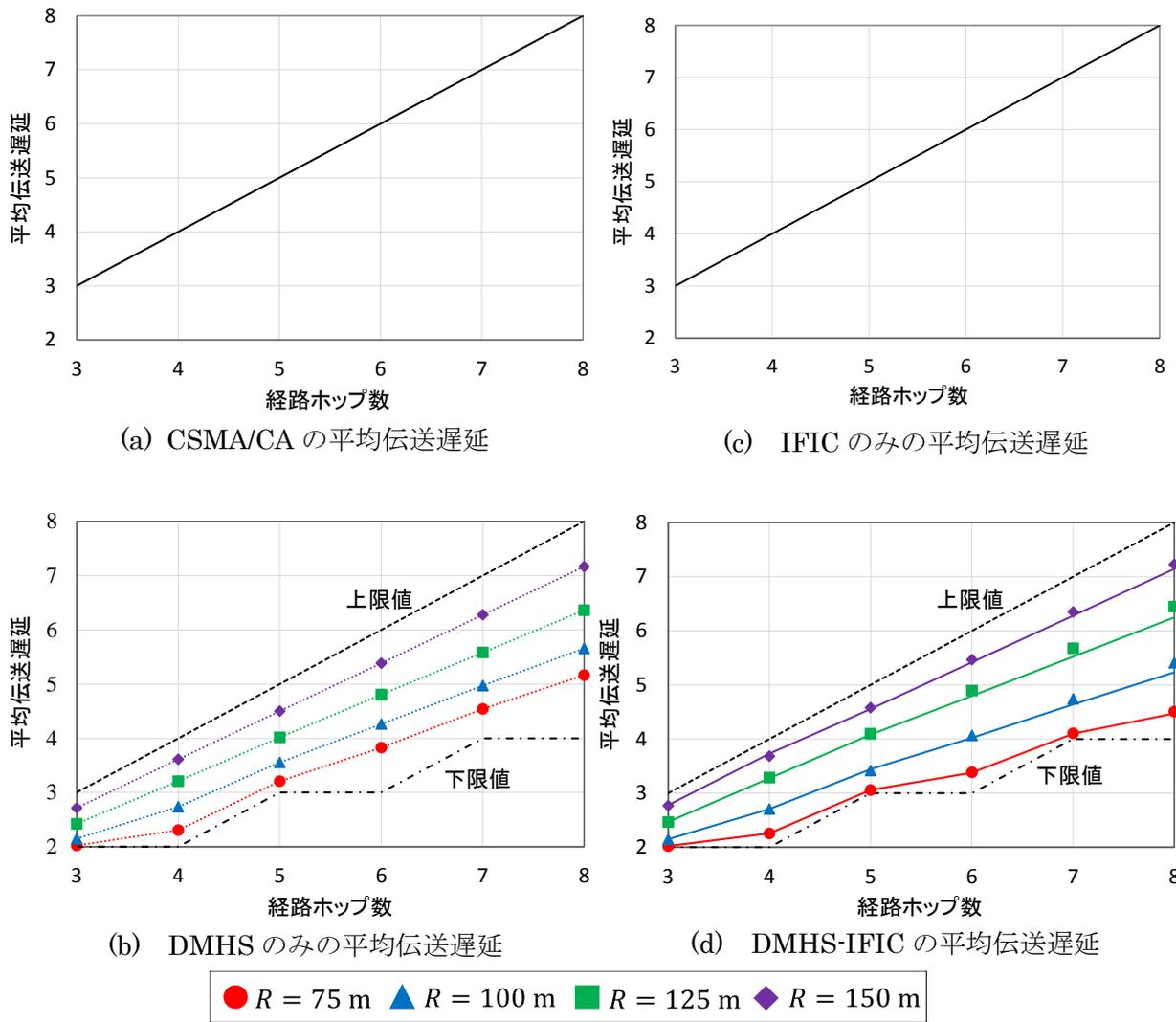


図 6-9 各方式の平均伝送遅延

図 6-10 に隣接ノード間距離が 100m の場合の各方式のスループットを示す。IFIC を用いない方式ではホップ数が増加するにつれてスループットが大きく減少していることがわかる。IFIC を用いることによって減少を緩やかにすることができる。IFIC のみと DMHS-IFIC を比較すると共に高いスループットを得られているが、3 ホップ経路では IFIC のみの方が高いスループットを得られており、4 ホップでは同程度、5 ホップ以降では DMHS-IFIC の方が高いスループットを得られることがわかる。これはホップ数が少ない経路では DMHS と IFIC の併用に得られる特性の向上が小さく、併用により長くなった送信間隔の影響の方が大きいからである。

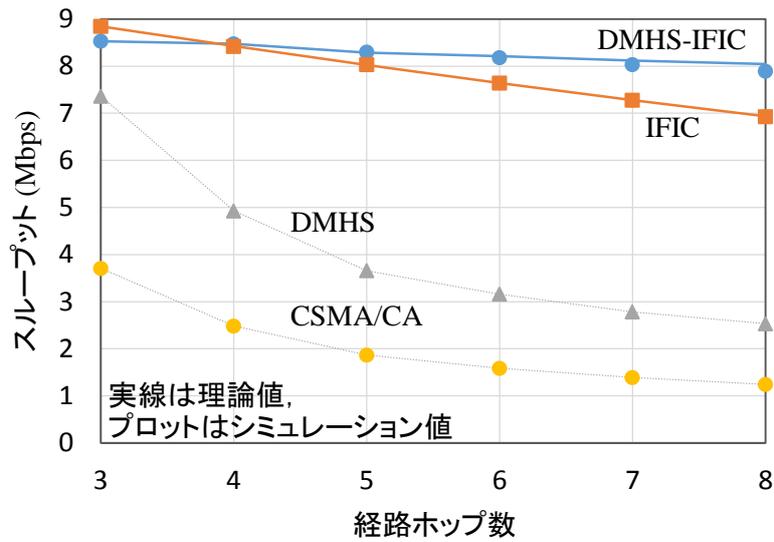


図 6-10 各方式のスループット ( $R = 100 \text{ m}$ )

図 6-11 に IFIC のみと DMHS-IFIC の平均伝送遅延時間を示す。これは平均リンク送信時間と平均伝送遅延の積により求めることができる。IFIC のみの場合は DMHS を用いていないため隣接ノード間距離によらず遅延時間は一定である。隣接ノード間距離が  $125\text{m}$  以下の場合 DMHS-IFIC の方が遅延時間は短く、 $150\text{m}$  では IFIC のみの方が遅延時間は短いことがわかる。これは  $150\text{m}$  の場合では DMHS と併用している場合であっても IFIC のみの場合と同じような振る舞いをするが送信間隔が IFIC のみよりも長い場合のため伝送遅延も長くなったと考えられる。

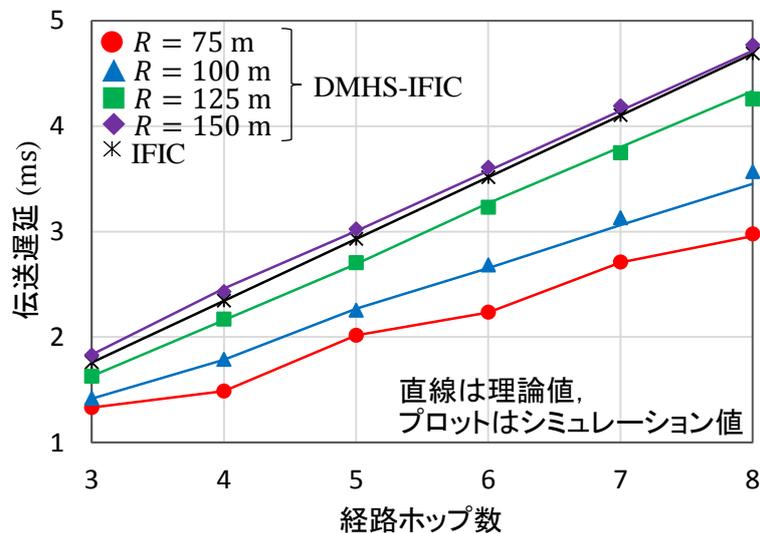


図 6-11 平均伝送遅延時間

## 6.2. ノード配置が分布を持つ場合

次にノード配置が分布を持つ場合の特性を示す。図 6-1 に示すノード配置を基準として分散を  $R/6$  とした 2 次元ガウス分布に従うように変異させたダイナミック配置において評価を行った。それぞれにおいて 10000 通りの経路の特性の平均により評価を行った。また、ここまでの評価で高トラヒック時における CSMA/CA と DMHS のみの特性は IFIC を用いた方式の特性よりも大きく劣っているため、IFIC のみと DMHS-IFIC の 2 つの方式の特性の比較を行った。

### 6.2.1. 経路平均 PDR

図 6-12 に経路平均 PDR を示す。(a)は DMHS-IFIC, (b)は IFIC のみの PDR を示し、点線は固定配置, 実線がガウス分布配置の結果を示す。直線が理論計算による値を示し、プロットがシミュレーション値を示す。どちらの方式でも隣接ノード間距離が短いほど PDR が良いことがわかる。また、DMHS-IFIC の結果を見ると固定配置よりもガウス分布配置のほうが PDR は減少しており、この減少率は隣接ノード間距離が 75m の時が最小で 125m の時が最大である。これは 125m 付近の距離特性の変動が大きく、経路の中に 125m よりも長いリンクが構築されると経路全体の PDR を大きく減少するからである。DMHS-IFIC と IFIC のみを比較すると同じ隣接ノード間距離では DMHS-IFIC の方が良く、これは経路ホップ数が増加すると差が大きくなることわかる。しかし、隣接ノード間距離が長くなるとこの差は小さくなる。これは隣接ノード間の距離が長く、飛越がほとんど起こらないからである。

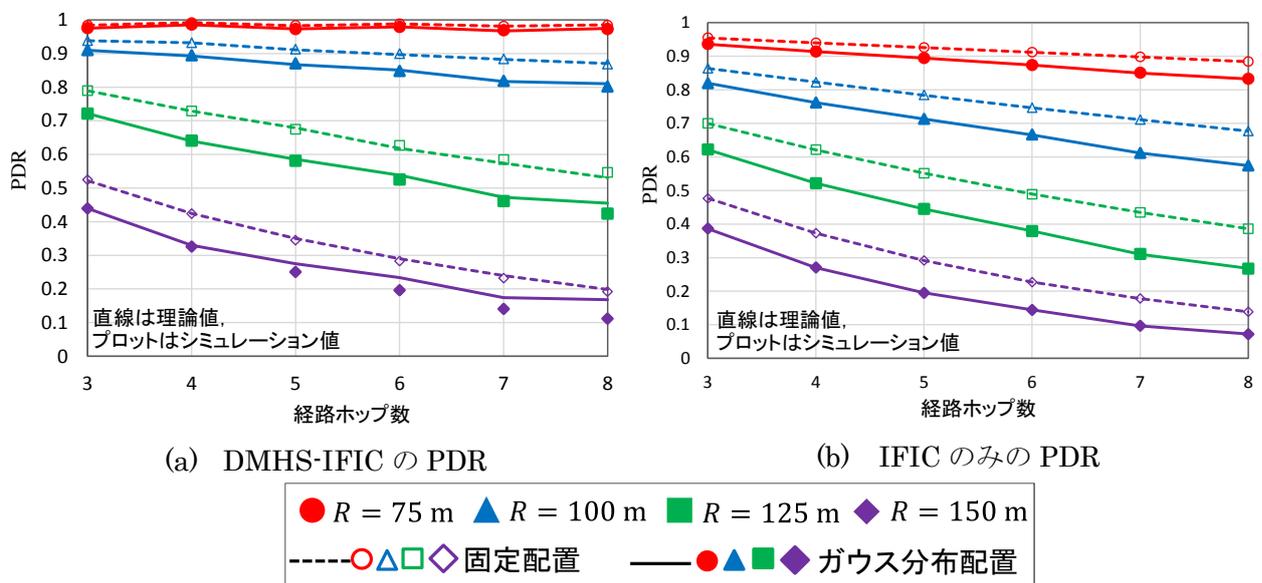


図 6-12 各方式の PDR

### 6.2.2. 経路平均スループット

図 6-13 にそれぞれの隣接ノード間距離における経路スループットを示す。隣接ノード間距離

が 75m の場合は DMHS-IFIC のスループットは経路ホップ数が増加してもスループットの低下は僅かであることがわかる。また、隣接ノード間距離が短い場合では少ないホップ数の経路において IFIC のみの方が DMHS-IFIC よりもスループットが良いことわかる。

以上よりより良いスループットを得るためには経路のホップ数によって IFIC のみと DMHS-IFIC の 2 つの方式を正しく選択する必要があることがわかる。

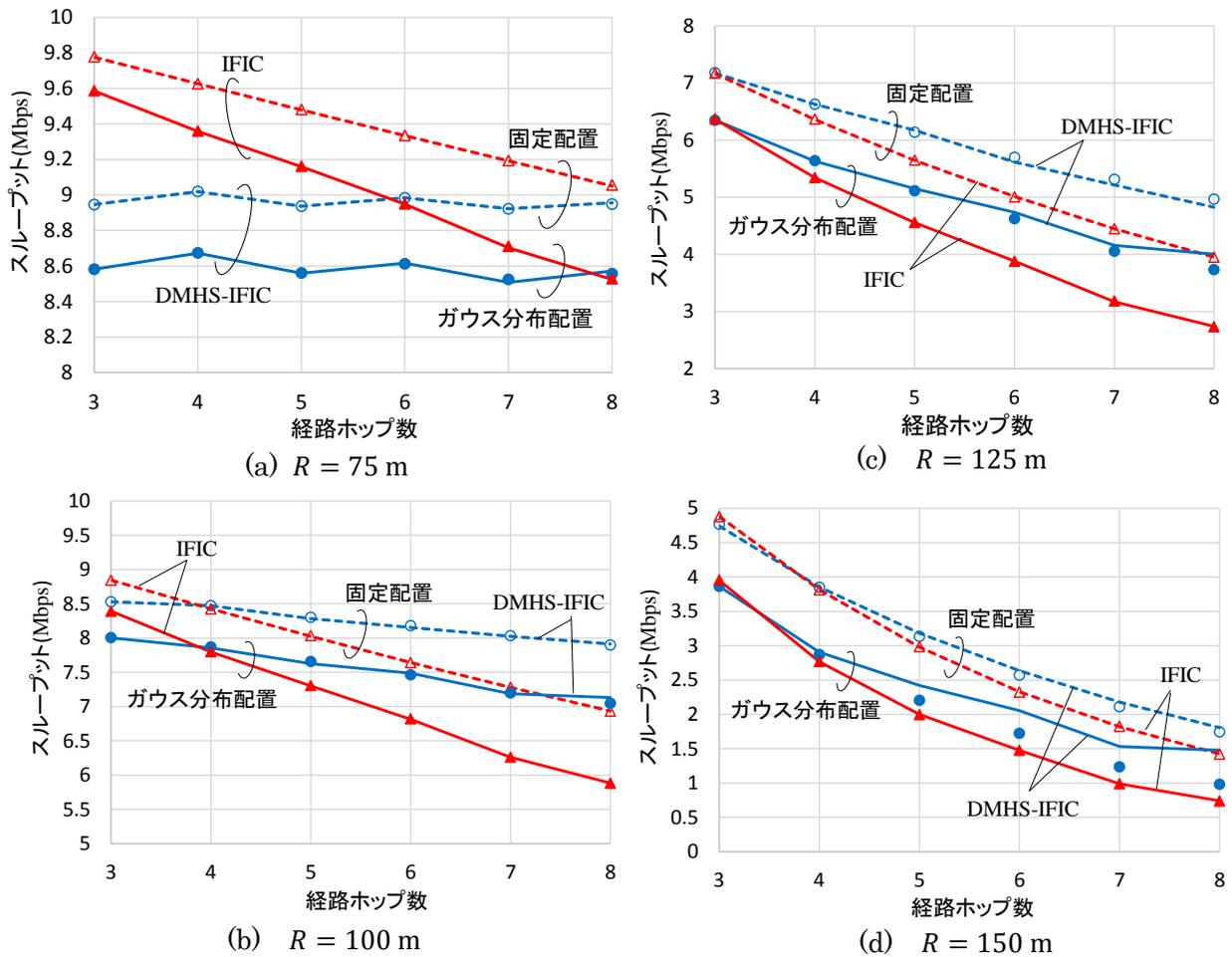


図 6-13 隣接ノード間における経路スループット

## 第7章 ルーティングプロトコルによって構築される経路での伝送特性

本章ではルーティングプロトコルによって構築される経路において提案法である DMHS-IFIC の特性の評価を行った。比較として IFIC のみ用いた方式についても評価した。ルーティングプロトコルは AODV と TC-AODV を用いた。TC-AODV における閾値は文献[19]を参考に -71 dBm とした。他の無線伝送条件は表 4-3 から変更はない。使用したノード配置を図 7-2 に示す。22 ノードが正三角形格子状に配置されており、送信元ノード 1 から宛先ノード 10 までの伝送を考える。隣接ノード間距離を  $R$  とした場合、送信元ノードから宛先ノードまでの直線距離は  $3\sqrt{3}R$  である。ノード配置は図 7-2 に示す通りの固定配置の他にノード位置を基準として分散を  $R/6$  とした 2 次元ガウス分布に従うように変異させたダイナミック配置の 2 つの配置について特性を評価した。

図 7-1 にルーティングプロトコルによって構築された経路の平均ホップ数と送信元-宛先ノード間距離を示す。経路は理論計算で使用されたものとシミュレーションで使用されたものと共に同じシミュレーションによって作成しているため、理論値とシミュレーション値は同じ傾向を示している。破線が固定配置における特性を示し、実線がガウス分布配置における特性を示している。黒実線は固定配置の場合の送信元ノード 0 から宛先ノード 10 までの直線距離を示している。グラフより AODV よりも TC-AODV の方が経路の平均ホップ数が大きいことがわかる。これは TC-AODV は閾値の設定によって長いリンクが構築されにくいためホップ数が増加したためだと考えられる。また、AODV では固定配置とガウス分布配置の特性は同じ傾向にあるのに対し TC-AODV では隣接ノード間距離が 100m 以上の時固定配置よりもガウス分布配置の方が経路のホップ数が大きいことがわかる。

提案法である DMHS-IFIC はトラフィック負荷率  $G$  が 2 分の 1 の高トラフィック時、6 分の 1 の低トラフィック時における特性の評価を行った。比較として IFIC のみを用いた場合の特性の評価も行った。IFIC のみ用いた場合ではトラフィック負荷率によって特性は変化しないのでトラフィック負荷率は一番大きい 2 分の 1 を想定した。

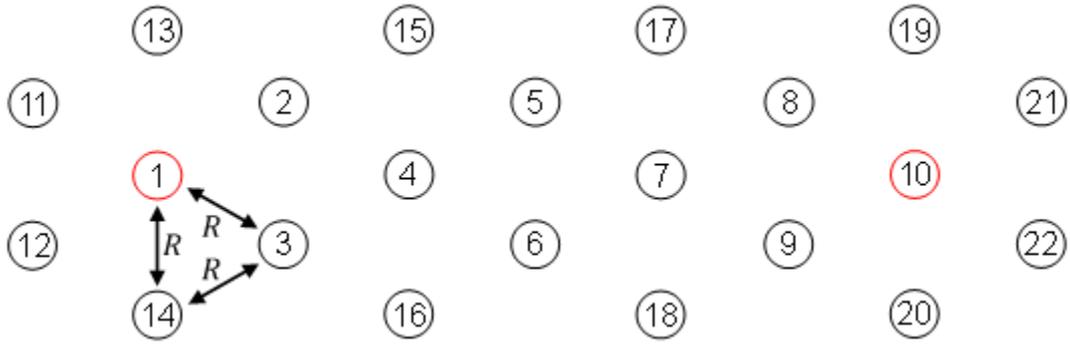


図 7-2 22 ノード基準配置

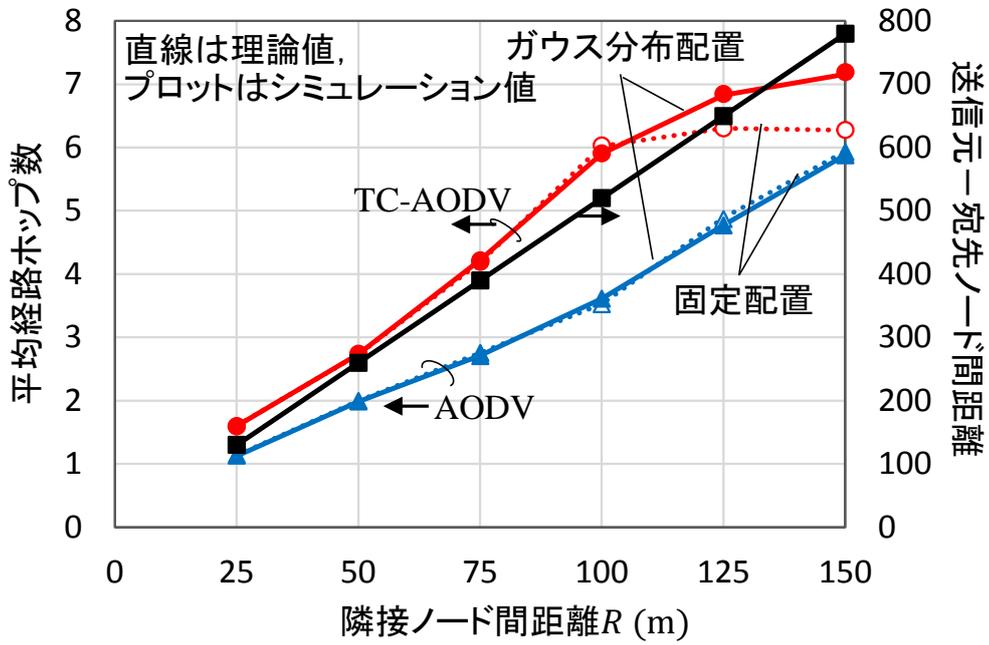


図 7-1 構築される経路の平均ホップ数と送信元-宛先ノード間距離

## 7.1. AODV

AODV で構築された経路について DMHS-IFIC の特性の評価を行った。

### 7.1.1. 経路平均 PDR

図 7-3 に AODV で構築された経路における PDR を示す。直線は理論計算による値、プロットはシミュレーション値を示し、互いに近い特性を得られていることがわかる。配置で比較するとガウス分布配置よりも固定配置の方が PDR は良いことがわかる。また、IFIC のみ用いた場合よりも DMHS-IFIC の方が PDR は良いが、その差は 10% 以下である。隣接ノード間距離が 25m の場合では全ての方式で 85% を超える PDR を得られているが、50m で 60% 以下にまで低下することがわかった。DMHS-IFIC をトラヒック負荷率で比較すると、低トラヒック時の方が PDR は高いがその差は僅かであった。

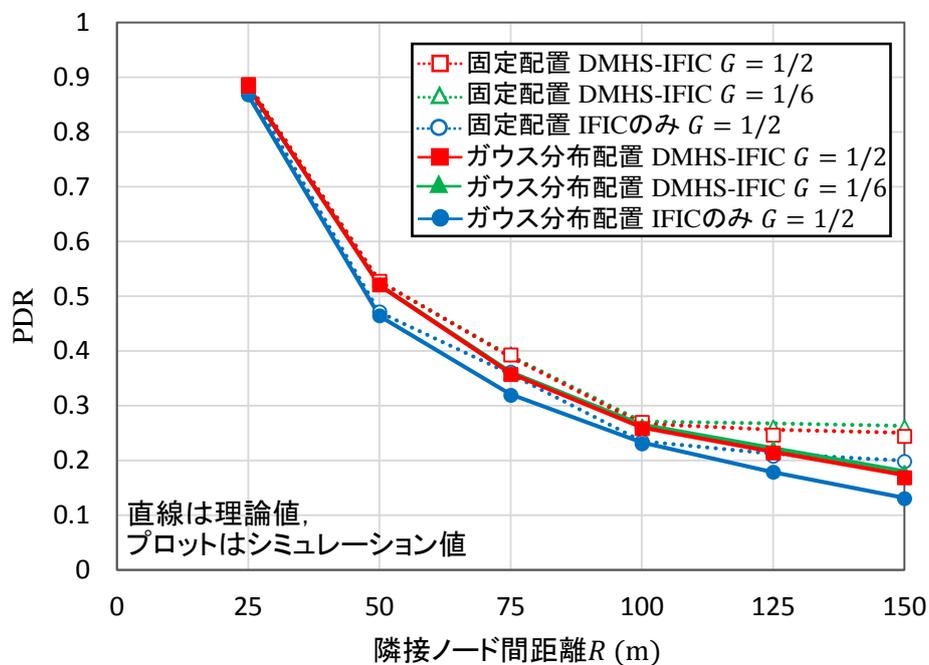


図 7-3 AODV で構築された経路での PDR

### 7.1.2. 平均飛越回数

図 7-4 に経路平均ホップ数と経路平均飛越回数を示す。経路平均飛越回数は伝送に成功したパケットが宛先ノードまで届くまでに飛越した回数を示す。シミュレーションの結果のみを示している。また、平均経路ホップ数と平均飛越回数の差が平均伝送遅延になる。図より隣接ノード間距離が 25m 増えるたびに経路の平均ホップ数は 1 増えているが平均飛越回数はほとんど増加しておらず、隣接ノード間距離が 150m の時であっても 0.5 回程度と半分程度のパケットは全て通常経路を使用して伝送されていることがわかる。

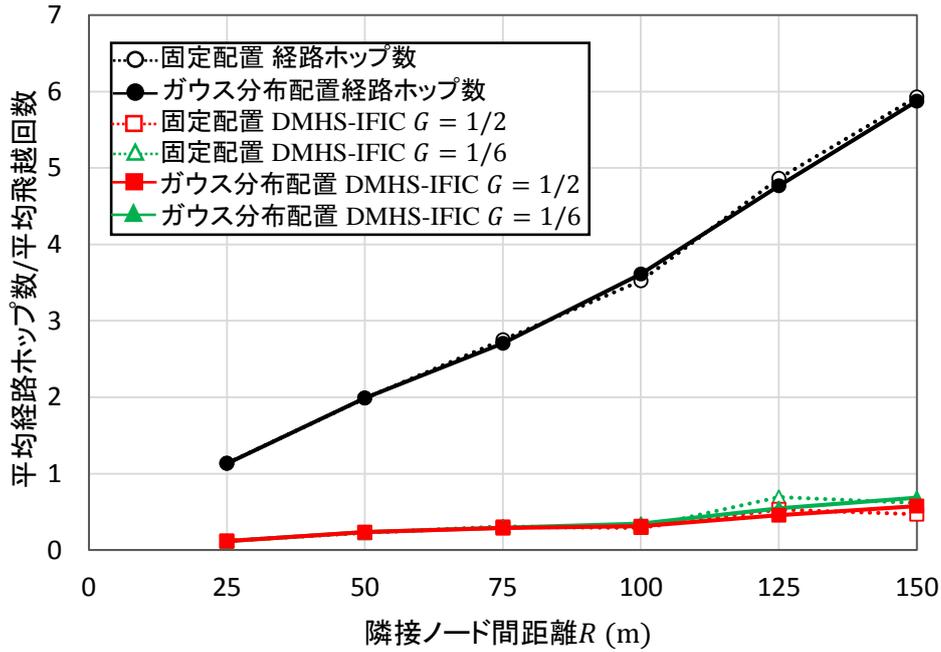


図 7-4 経路平均ホップ数と経路平均飛越回数

### 7.1.3. 経路平均スループット

図 7-5 に経路平均スループットを示す. 直線は理論計算による値を示し, プロットはシミュレーション値を示す. 高トラフィック時の DMHS-IFIC と IFIC のみを用いた方式を比較すると, 隣接ノード間距離が 25m のとき IFIC のみを用いた方が 1Mbps 程度スループットは高く, 50m から 100m までは同程度, 125m 以上で僅かに DMHS-IFIC の方が高いことが分かる. 高いスルー

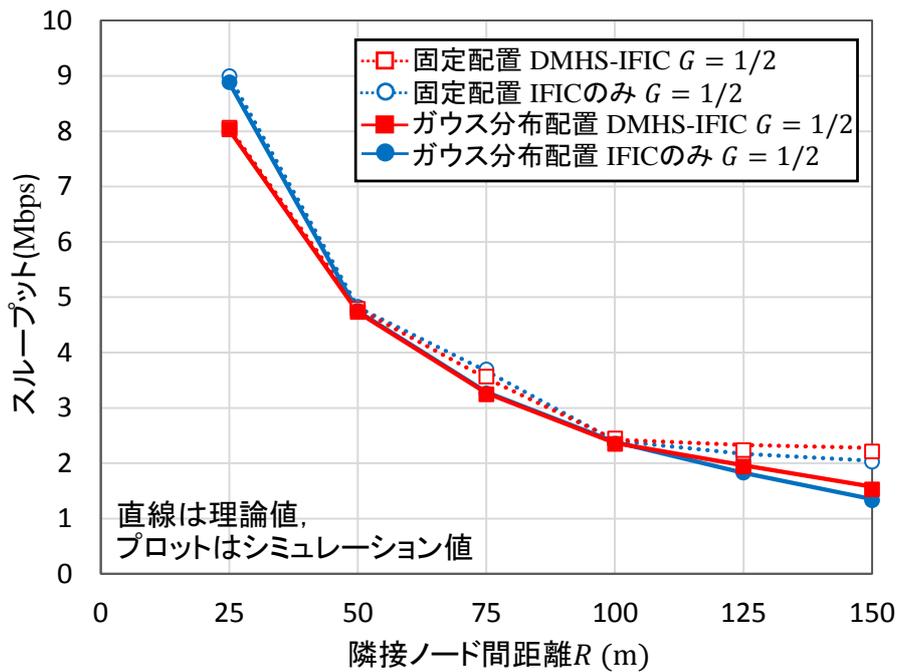


図 7-5 AODV で構築された経路でのスループット

プットを得るためには AODV によって構築された経路に DMHS-IFIC を用いるのは隣接ノード間距離が長い場合に有効であるが、差は僅かであるために必ずしも適切であるといえないことがわかった。

## 7.2. TC-AODV

次に TC-AODV で構築経路において DMHS-IFIC の特性を評価した。

### 7.2.1. 経路平均 PDR

図 7-6 に TC-AODV で構築された経路における PDR を示す。直線は理論計算による値、プロットはシミュレーション値を示し、互いに近い特性を得られていることがわかる。配置で比較すると全ての方式においてガウス分布配置よりも固定配置の方が高い PDR を得られることがわかる。方式毎で比較すると DMHS-IFIC の低トラヒック時が一番 PDR は高く、高トラヒック時は少し劣るが IFIC のみ用いた方式よりも大きく向上していることがわかる。高トラヒック時の DMHS-IFIC と IFIC のみ用いた方式を比較すると隣接ノード間距離が 100m の時に差が一番大きく、それよりも短い場合でも長い場合でも差は小さくなっていく。これは、隣接ノード間距離が 100m の場合において飛越経路の使用が最も有益であるからであると考えられる。

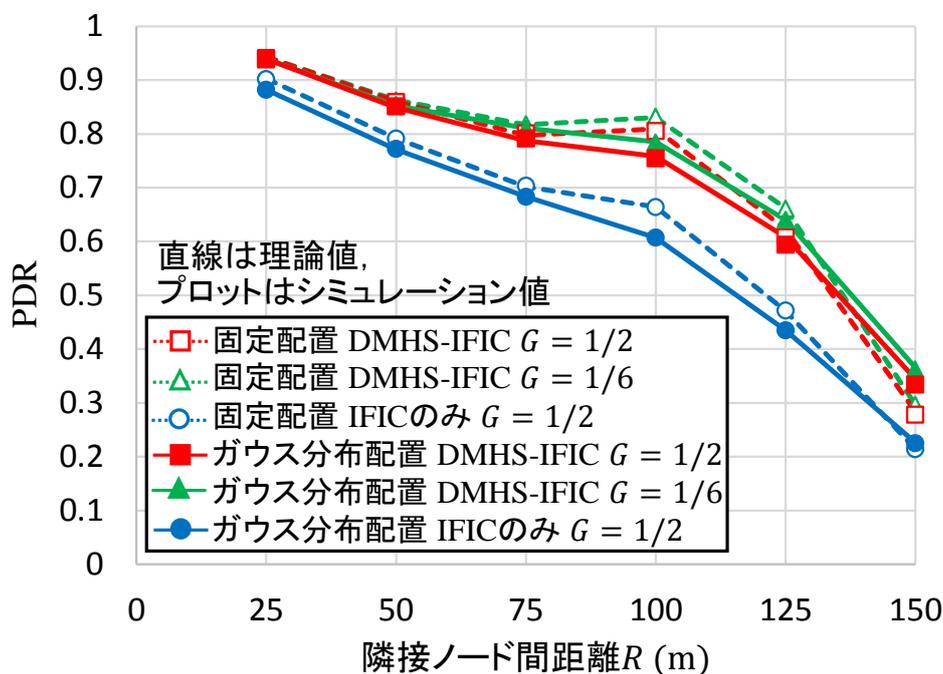


図 7-6 TC-AODV で構築された経路での PDR

### 7.2.2. 平均飛越回数

図 7-7 に経路平均ホップ数と経路平均飛越回数を示す。シミュレーションの結果のみを示している。配置で比較すると隣接ノード間距離が 125m 以上の時、固定配置よりもガウス分布配置の

方が飛越回数は多いことがわかる。これはガウス分布によって通常経路の距離が一定ではないため飛越経路も一定でなくなり、飛越が起りやすい短い飛越経路が発生するからであるからと考えられる。また、トラヒック負荷率で比較すると高トラヒック時よりも低トラヒック時のほうが多く飛越が起こっていることがわかる。これは高トラヒック時には飛越先ノードがパケットを送信中のために飛越受信が起こらないことが多いからであると考えられる。以上をまとめるとガウス分布配置では隣接ノード間距離が長い場合において構築される経路のホップ数は固定配置よりも多いが、飛越が固定配置よりも起りやすいため伝送遅延はあまり差がないといえる。

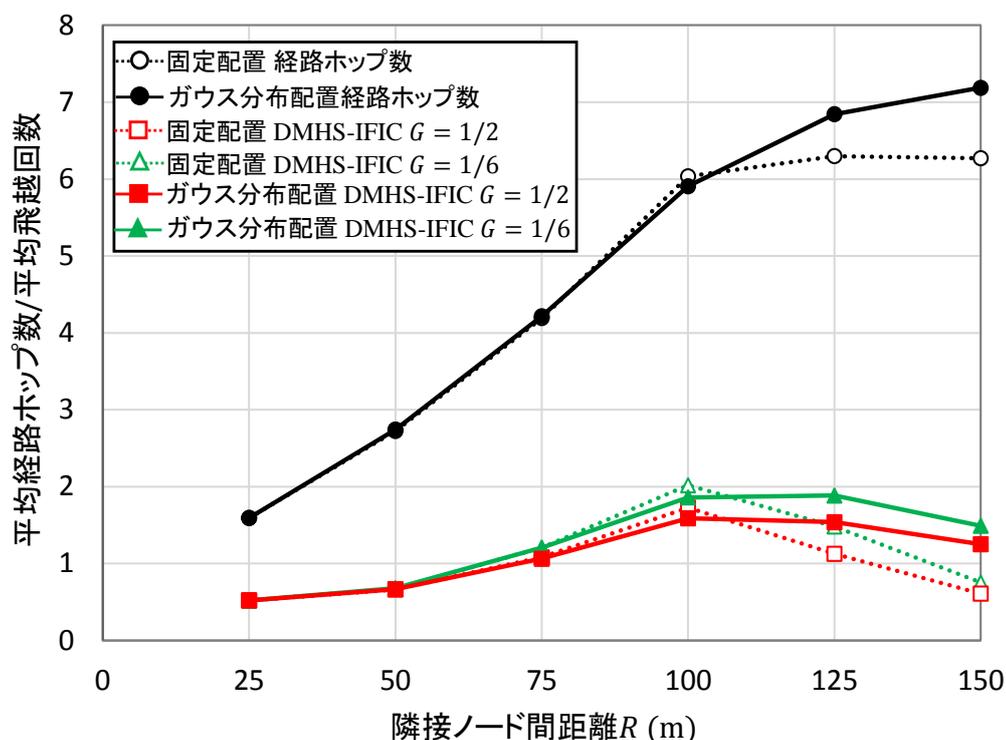


図 7-7 経路平均ホップ数と経路平均飛越回数

### 7.2.3. 経路平均スループット

図 7-8 に TC-AODV で構築した経路における経路スループットを示す。直線は理論計算による値、プロットはシミュレーション値を示し、互いに近い特性を得られていることがわかる。配置で比較するとガウス分布配置よりも固定配置の方が PDR が良いため、スループットも良いことがわかる。また、方式で比較すると隣接ノード間距離が 50m 以下の場合では IFIC のみを用いた方式が一番良く、75m 以降では DMHS-IFIC を高トラヒック環境下で用いた方が良かった。これは隣接ノード間距離が短いと構築される経路のホップ数が少なく、併用による効果が十分に得られないが、隣接ノード間距離が長くなると経路ホップ数が増加して併用の効果が大きくなるからだと考えた。

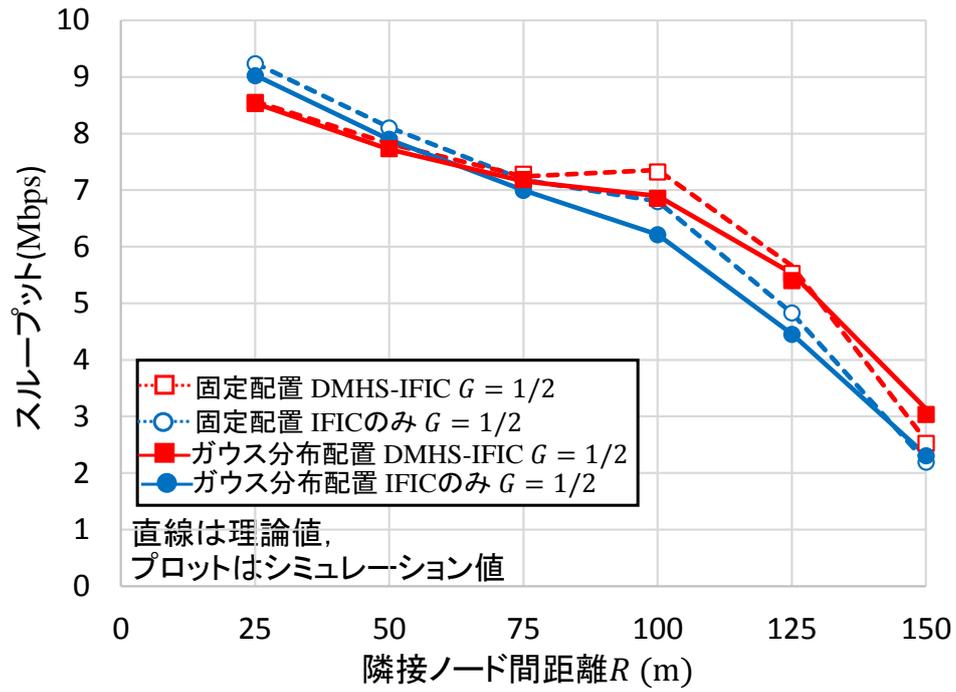


図 7-8 TC-AODV で構築された経路でのスループット

## 第8章 結論

本研究では飛越受信を利用して PDR を向上させる DMHS と、自フロー内干渉の影響を低減して短い送信間隔での伝送を可能にする IFIC を併用する DMHS-IFIC 方式を提案し、理論計算とシミュレーションによって伝送特性を評価し、DMHS-IFIC の有効性を示した。

提案法の効果を示すため、あらかじめ構築された経路と 22 ノード配置においてルーティングプロトコルによって構築された経路において提案法の伝送特性を示した。DMHS-IFIC によりそれぞれの技術を単独に使用した場合と比べ、高トラヒック時において経路ホップ数が増加しても高い PDR を維持できることを示した。

あらかじめ構築された経路においてはガウス分布配置よりも固定配置の方が特性は良くなることを示した。また、DMHS-IFIC が他の方式よりも良いスループットを得るのはホップ数が多い経路であり、また隣接ノード間距離が 100m 程度の経路において併用による効果が得やすいことを示した。

AODV によって構築された経路においては平均リンク間距離が長く、飛越があまり起こらないために併用による効果が得にくいことを示した。一方 TC-AODV によって構築された経路においては飛越経路の距離が短くなるために併用による効果が得られることを示した。しかし、得られる効果は隣接ノード間距離に依存し、隣接ノード間距離が 100m の時に最大の効果が得られることを示した。

以上より、併用法は一つの技術を用いる時よりもより良い PDR を得られ、経路によっては他の方式よりも高いスループットを得られることを示した。今後構築された経路によって提案法である DMHS-IFIC を用いるか IFIC のみを使い分けることが常に一番良い特性を得られることが考えられるため、使い分けの判断方法を今後の検討とする。

## 謝辞

本研究にあたり，お忙しい中時間を惜しまず大変丁寧なご指導を賜りました山尾泰先生に，心より感謝申し上げます。日頃のゼミでの議論では，山尾先生をはじめ，山尾研究室の皆様にも多くのご意見を頂き，研究を遂行することができました。

また，研究以外の活動に関しても様々な助言を頂きました藤井威生先生，石橋功至先生，安達宏一先生に深く感謝申し上げます。また藤井研究室，石橋研究室の皆様にもいろいろお世話になりました。3年間ありがとうございました。

## 参考文献

- [1] E. Royer and C. Toh, "A Review of Current Routing Protocols for Ad Hoc Mobile Wireless Networks," *IEEE Personal Commun.*, vol. 6, Issue 2, pp.46-55, Apr. 1999.
- [2] C. Murthy and B. Manoj, *Ad Hoc Wireless Networks -Architectures and protocols-*, Prentice Hall, 2004.
- [3] A. Colvin, "CSMA with collision avoidance," *Comput. Commun.*, vol.6, pp.227-235, Oct.1983.
- [4] D. Hoang and R. A. Iltis, "Performance Evaluation of Multi-Hop CSMA/CA Networks in Fading Environments," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 56, no. 1, pp. 112–125, Jan. 2008.
- [5] J. Dai and Y. Yamao, "Performance of CSMA/CA Multi-Hop Network Considering Intra-Flow Interference under Fading Environment," in *Proc. IEEE VTC 2013-Spring*, pp. 1-5, Dresden, Germany, Jun. 2013.
- [6] S. Biswas and R. Morris, "Opportunistic Routing in Multi-Hop Wireless Networks," *ACM SIGCOMM Computer Communications Review*, vol. 34, no 1, pp. 69-74, Jan. 2004.
- [7] Y. Yamao, Y. Kadowaki, and K. Nagao, "Dynamic Multi-hopping for Efficient and Reliable Transmission in Wireless Ad Hoc Networks," in *Proc. APCC2008*, pp. 1-4, Tokyo, Japan, Oct. 2008.
- [8] Y. Yamao, Y. Kida, and Y. Kadowaki, "Cross-Layer Multi-Hopping Scheme for Efficient and Reliable Transmission in Fading Environment," in *Proc. IEEE VTC2010-Fall*, pp. 1-5, Ottawa, Canada, Sep. 2010.
- [9] Y. Matsuzawa, Y. Yamao, K. Otake, and K. Ishibashi, "Multi-Hop Transmission Performance of Integrated Dynamic Multi-Hopping for Wireless Ad Hoc Networks," in *Proc. the 11th IEEE CCNC 2014*, Las Vegas, USA, Jan 2014.
- [10] J. Watanabe, Y. Matsuzawa, and Y. Yamao, "Cross-layer Cooperation of Dynamic Multi-hop Shortcut Local Path Control Scheme with Threshold Controlled Routing Protocol," in *Proc. CCNC2015*, pp.467-472, Las Vegas, USA, Jan. 2015.
- [11] P. C. Ng and S. C. Liew, "Throughput Analysis of IEEE802.11 Multi-hop Ad Hoc networks," *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 15, no. 2, pp. 309-322, Apr. 2007.
- [12] J. Dai, K. Ishibashi, and Y. Yamao, "Highly Efficient Multi-Hop Packet Transmission Using Intra-Flow Interference Cancellation and Maximal Ratio Combining," *IEEE Trans. on Wireless Commun.*, vol. 14, no. 11, pp. 5998-6011, Nov. 2015.
- [13] C. Perkins and P. Bhagwat, "Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (DSDV) for mobile computers," *ACM SIGCOMM*, pp.234-244, 1994.
- [14] T. Clausen, P. Jacquet, A. Laouiti, P. Muhlethaler, A. Qayyum and L. Viennot, "Optimized Link State Routing Protocol for Ad Hoc Networks," *Proceedings of IEEE INMIC*, pp. 62-68, Dec. 2001.

- [15] D. Johnson, D. Maltz and J. Broch, "DSR: The Dynamic Source Routing Protocol for Multi-hop Wireless Ad Hoc Networks, " Ad Hoc Networking, edited by Charles E. Perkins, Chapter 5, Addison Wesley, pp. 139-172, 2001.
- [16] C. Perkins and E. Royer, "Ad Hoc On-demand Distance Vector Routing," Proceedings of the 2nd Annual IEEE International Workshop on Mobile Computing System and Applications, pp. 90-100, Feb. 1999.
- [17] Z. Haas, M. Pearlman and P. Samar, "The Zone Routing Protocol (ZRP) for Ad Hoc Networks, " draft-ietf-manet-zone-zrp-04.txt, work in progress, July 2002.
- [18] M. Bahr, "Proposed Routing for IEEE 802.11s WLAN Mesh Networks," Proc. 2nd Annual International Wireless Internet Conference, Boston, USA, Aug. 2006.
- [19] J. Watanabe, Y. Matsuzawa and Y. Yamao, "Cross-Layer Cooperation of Dynamic Multi-Hop Shortcut Local Path Control Scheme with Threshold Controlled Routing Protocol," Proc. CCNC2015, pp. 467-472, Las Vegas, USA, Jan. 2015.
- [20] 守倉 正博, 久保田 周治, 改訂 3 版 802.11 高速無線 LAN 教科書, 株式会社インプレス R&D, 東京, 2008.
- [21] Rec. ITU-R P.1411-7, "Propagation Data and Prediction Methods for The Planning of Short-range Outdoor Radio Communication Systems and Radio Local Area Networks in The Frequency Range 300 MHz to 100 GHz," 2013.

## 関連発表

- [1] 砂田 勇介, 山尾 泰, “自フロー内干渉キャンセラを用いたダイナミックマルチホップネットワーク,” 2015 信学ソ大 B5-5-107, Sep. 2015.
- [2] 砂田 勇介, 山尾 泰, “自フロー内干渉キャンセラを用いたダイナミックマルチホップネットワークの特性解析,” 信学技報, RCS2016-86, pp.233-238, June 2016.
- [3] 砂田 勇介, 山尾 泰, “自フロー内干渉キャンセラを用いたダイナミックマルチホップネットワークに対するノード配置分布の影響,” 2017 信学総大, Mar. 2017. (発表予定)