

自律分散アドホック無線情報ネットワーク 研究評価シミュレーション系の構築

(課題番号 12555110)

平成12年度～14年度
科学研究費補助金 (基盤研究(B)(2))
研究成果報告書

平成15年3月

研究代表者 吉田 進
(京都大学 情報学研究科 教授)

自律分散アドホック無線情報ネットワーク 研究評価シミュレーション系の構築

(課題番号 12555110)

平成12年度～14年度
科学研究費補助金 (基盤研究(B)(2))
研究成果報告書

平成15年3月

研究代表者 吉田 進
(京都大学 情報学研究科 教授)

はしがき

本報告書は平成12年度から平成14年度までの3年間にわたり、科学研究費補助金(基盤研究(B)(2)展開)により行った「自律分散アドホック無線情報ネットワーク研究評価シミュレーション系の構築」(課題番号12555110)の研究成果をまとめたものである。この研究は下記の研究組織および研究経費により実施された。

研究組織

研究代表者： 吉田 進 (京都大学 情報学研究科 教授)
研究分担者： 廣瀬 勝一 (京都大学 情報学研究科 講師)
研究分担者： 村田 英一 (東京工業大学 理工学研究科 助教授，
平成14年3月まで，京都大学 情報学研究科 助手)

研究経費

平成12年度	8,100 千円
平成13年度	3,100 千円
平成14年度	1,300 千円
合計	12,500 千円

自律分散アドホック無線情報ネットワーク 研究評価シミュレーション系の構築

(課題番号 12555110)

平成12年度～14年度
科学研究費補助金 (基盤研究(B)(2))
研究成果報告書

目次

研究発表	3
研究成果	7
主要論文	69

研 究 発 表

(1) 学会誌・国際会議

1. 向井 務, 村田 英一, 吉田 進, マルチホップ自律分散無線ネットワークにおけるチャネル選択アルゴリズムと確立ルート数の検討, 電子情報通信学会論文誌 B, vol. J85-B, no. 12, pp. 2080-2086, Dec. 2002.
2. Ren Sakata, Katsuyoshi Naka, Hidekazu Murata, Susumu Yoshida, "Performance evaluation of autonomous decentralized vehicle-grouping protocol for vehicle-to-vehicle communications," IEEE Vehicular Technology Conference (VTC2000-spring), pp. 153-157, May 2000.
3. Ren Sakata, Katsuyoshi Naka, Hidekazu Murata, Susumu Yoshida, "Autonomous decentralized radio resource management strategy for inter-vehicle communications," International Symposium on Antennas and Propagation (ISAP 2000), pp. 333-336, Aug. 2000.
4. Ren Sakata, Hidekazu Murata, Susumu Yoshida, "On the convergence of autonomous decentralized radio resource management algorithm for inter-vehicle communications," Proc. International Symposium on Information Theory and Its Applications (ISITA2000), pp. 744-747, Nov. 2000.
5. Susumu Yoshida, Hidekazu Murata and Shoichi Hirose, Ad Hoc Wireless Information Networks — Their Impact on the Future Mobile Communication Systems and Some of the Key Issues —, Proc. JSPS-NUS Seminar on Integrated Engineering, pp. 213-219, Dec. 2000.
6. Huijuan Jiang and Susumu Yoshida, Routing protocol for mobile ad hoc network with uni-directional links, The Fourth International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, pp. 325-330, Sept. 2001.
7. Heng Qiu, Hidekazu Murata, Susumu Yoshida, "An autonomous decentralized carrier frequency and transmitting time slot selection algorithm for inter-vehicle communications," The Fourth International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, pp. 1411-1416, Sept. 2001.
8. Heng Qiu, Hidekazu Murata, Susumu Yoshida, "An autonomous decentralized carrier frequency and transmitting time slot selection algorithm for inter-vehicle communications," The 2nd International Workshop on ITS Telecommunications (ITST2001), pp. 203-208, Oct. 2001.
9. Hyunsun Kwak and Susumu Yoshida, Two-hop wireless channel access protocol with busy tone, IEEE Vehicular Technology Conference (VTC2002-fall), pp. 2454-2458, Sept. 2002.
10. Koji Yamamoto, Hidekazu Murata, Susumu Yoshida, Atsushi Fujiwara, Toru Otsu, Yasushi Yamao, Capacity and transmission power estimation of two-hop CDMA cel-

lular system, The Fifth International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, pp. 97-101, Oct. 2002.

(2) 口頭発表

1. 吉田 進, 廣瀬 勝一, 村田 英一, 全無線自律分散ネットワークに向けた多次元直交化信号処理に関する研究, PIMRC'99 記念ワイヤレス技術研究交流会, 大阪千里ライフサイエンスセンタービル, April 2000.
2. 田代 信介, 佐方 連, 村田 英一, 吉田 進, "ITS 車車間通信におけるリソース割り当てと計算機シミュレーション," YRP 移動体通信産学官交流シンポジウム 2000, pp. 41-42, July 2000.
3. 森野 洋平, 佐方 連, 村田 英一, 吉田 進, マルチホップ自律分散無線ネットワークとセルラネットワークにおける総送信電力の比較, 電子情報通信学会ソサイエティ大会, SB-3-2, pp. 490-491, Sept. 2000.
4. 品田 衛, 姜 惠娟, 吉田 進, マルチエージェントによる無線アドホック網用適応ルーティング, 電子情報通信学会ソサイエティ大会, SB-3-4, pp. 494-495, Sept. 2000.
5. 田代 信介, 村田 英一, 吉田 進, "ITS 車車間通信における GPS を用いたタイミング同期に関する一検討," 電子情報通信学会ソサイエティ大会, A-17-3, p.253, Sept. 2000.
6. 佐方 連, 村田 英一, 吉田 進, "車車間通信における自律分散周波数・スロット選択方式のフェージング対策," 電子情報通信学会ソサイエティ大会, A-17-17, p.267, Sept. 2000.
7. 佐方 連, 村田 英一, 吉田 進, "ITS 車車間通信における周波数・スロット選択方式のフェージング環境における特性," 電子情報通信学会技術研究報告, RCS2000-125, pp. 135-142, Oct. 2000.
8. 森野 洋平, 佐方 連, 村田 英一, 吉田 進, 自律分散無線ネットワークとセルラネットワークにおける送信電力の比較, 電子情報通信学会技術研究報告, RCS2000-174, pp. 79-84, Nov. 2000.
9. 姜 惠娟, 品田 衛, 吉田 進, 位置情報を利用した無線アドホックネットワーク用ルーティングに関する一検討, 電気関係学会関西支部連合大会, G12-8, G294, Nov. 2000.
10. 姜 惠娟, 品田 衛, 吉田 進, 片方向リンクが存在するアドホックネットワークに適したルーティングに関する検討, 電子情報通信学会総合大会, B-5-323, Mar. 2001.
11. 佐方 連, 村田 英一, 吉田 進, "ITS 車車間通信用周波数・スロット選択方式の合流・対向車線存在時の特性," 電子情報通信学会技術研究報告, ITS2000-98, pp.103-110, Mar. 2001.

12. 佐方 連, 村田 英一, 吉田 進, “合流部における車車間通信のための高速な自律分散車群形成方式,” 電子情報通信学会総合大会, A-17-38, Mar. 2001.
13. 姜 惠娟, 吉田 進, 片方向リンクが存在する無線アドホックネットワークに適したルーティングに関する研究, YRP 移動体通信産学官交流シンポジウム 2001, pp. 126-127, July 2001.
14. 森野 洋平, 村田 英一, 吉田 進, マルチホップ自律分散無線網の総送信電力に関する基礎検討, YRP 移動体通信産学官交流シンポジウム 2001, pp. 128-129, July 2001.
15. 邱 恒, 村田 英一, 吉田 進, “ITS 車車間通信における適応周波変更確率を用いた自律分散的な周波数・スロット選択方式,” 電子情報通信学会基礎・境界ソサイエティ大会, A-17-16, Sept. 2001.
16. 向井 務, 村田 英一, 吉田 進, マルチホップ無線ネットワークにおけるチャネル選択アルゴリズムに関する基礎検討, 電子情報通信学会技術研究報告, RCS2001-312, pp. 1-6, Mar. 2002.
17. 姜 惠娟, 吉田 進, 無線アドホックネットワーク用ルーティング方式の検討 -適応型ルーティングアルゴリズムと MAC 層プロトコル-, 電子情報通信学会技術研究報告, RCS2001-332, pp. 153-160, Mar. 2002.
18. 向井 務, 村田 英一, 吉田 進, マルチホップ無線ネットワークにおける無線資源利用効率に関する検討, 電子情報通信学会総合大会, SB-9-12, Mar. 2002.
19. 邱 恒, 村田 英一, 吉田 進, “車車間通信に用いる自律分散チャネル選択方式の合流・対向車線存在下での特性評価,” 電子情報通信学会総合大会, B-5-72, Mar. 2002.
20. 山本 高至, 村田 英一, 吉田 進, 藤原 淳, 大津 徹, 山尾 泰, DS-CDMA セルラ上り回線における中継導入に関する基礎検討, 電子通信情報学会総合大会, B-5-145, Mar. 2002.
21. 山本 高至, 村田 英一, 吉田 進, 藤原 淳, 大津 徹, 山尾 泰, 移動局間中継導入による DS-CDMA セルラシステムの容量および送信電力に関する検討, 電子情報通信学会技術研究報告, RCS2002-20, pp. 15-20, Apr. 2002.
22. 山本 高至, 吉田 進, CDMA セルラ上り回線における高速通信端末のマルチホップ接続に関する基礎検討, 電子情報通信学会通信ソサイエティ大会, B-5-179, pp. 476, Sept. 2002.
23. 向井 務, 吉田 進, マルチホップ無線ネットワークにおける自律的チャネル選択に関する一検討, 電子情報通信学会総合大会, B-5-119, Mar. 2003.
24. 山本 高至, 吉田 進, CDMA マルチホップセルラにおける呼受付制御に関する一検討, 電子情報通信学会総合大会, B-5-305, Mar. 2003.
25. 田中 正一, 向井 務, 吉田 進, マルチホップ無線ネットワークにおける送信電力制御に関する一検討, 電子情報通信学会総合大会, B-5-338, Mar. 2003.

第1章 はじめに

現在の情報ネットワークは光ファイバによる超広帯域基幹網に、さまざまなアクセス系のネットワークが接続されており、しかも ADSL, CATV, IEEE802.11 無線 LAN に代表されるアクセス系の急速なブロードバンド化が進んでいる。とりわけ、ネット接続を日常生活の隅々にまで浸透させるためには空間を縦横無尽に駆け巡る電波によるワイヤレス技術は不可欠である。“Ubiquitous”, “Embedded”, “Pervasive” などと言われる言葉にはすべてラスト 1 マイル (last 1 mile) からラスト 1 フィート (last 1 foot) にいたる様々な中短距離ワイヤレス通信技術が暗黙のうちに仮定されている。特にラスト 100 メートル以内のネットワークの場合には、それらはいわゆるアド・ホック (ad hoc) なネットワーク (固定インフラを持たずに、その時々で臨機応変にネットを組む) である場合が多い。

一方、情報通信技術は今まさに大きな変革期を迎えている。従来、通信といえば通信事業者がすべてをお膳立てし、ユーザは単にエンド・ユーザでしかなかった。ところが今や、インターネットの出現ならびにワイヤレス通信技術の進展により、小規模であれば誰もがネットワークを自前で組め、積極的にネットワーク構築に関与できる時代になってきた。家庭にブロードバンド回線を引いて、その先に高速無線 LAN のアクセスポイントを設ければ、自分だけでなく家庭の周りの人たち、さらには通りすがりの人たちにも、ネットワーク接続を許すことさえも可能である (法的には問題があるが)。また、さまざまなマイクロな無線通信機能がついたセンサーや砂粒大の無線 IC チップが生活空間に埋め込まれようとしており、日常生活の隅々にまでインターネットの恩恵が広まりつつある。

本研究では、このように基地局設備を利用しないで、近距離にある端末同士が中継機能を持ち直接通信を行う多段中継 (マルチホップ) 接続により通信を行う自律分散型アドホック無線ネットワークを対象として、その設計に不可欠な無線伝送技術やルーティングプロトコルの研究などが効率的に実施できる研究評価シミュレーションシステムを構築することを目的として研究を実施した。

本研究において得られた代表的な研究成果は以下の通りである。最初の 3 つは構築したシミュレーション系を用いて得られた成果であり、最後は構築したシミュレーション系の評価を目標とした基礎的な試作研究である。

まず第 2 章では、アドホックネットワーク用階層型ルーティングプロトコルについて、これまでに提案されていた CBRP (Cluster Based Routing Protocol) を改良し、その特性を評価した結果について述べる。本研究において提案したプロトコルでは、各移動端末の位置速度情報を利用することにより、より切断されにくいルートを構築することが可能となった。

第 3 章では、市内程度の規模の全無線マルチホップ自律分散ネットワークを仮定して、宛先端末発見手法を検討した結果について述べる。本ネットワークでは、簡易な固定局を利用し、各固定局で移動端末の位置情報を自律分散的に管理する。発信端末と宛先端末と

の間の通信は、固定局と移動端末を中継するマルチホップにより実現される。

第4章では、全無線マルチホップネットワークにおける周波数利用効率を検討した結果について述べる。本研究では、移動端末の分布によらず、周波数を有効利用できる方式を提案し、その有効性を確認した。

第5章では、IEEE 802.11b 無線 LAN を用いてマルチホップネットワークを試作し、その特性評価を行った結果について述べる。

第2章 アドホックネットワーク用階層型ルーティングプロトコル

2.1 まえがき

近年，基地局などの特定のインフラを用いずに，移動端末同士で無線ネットワークを構成するアドホックネットワークが注目を集めている．アドホックネットワークでは，直接通信範囲外の端末同士が通信する場合，間に位置する端末が中継を行う．その際に適切なルートを選択する必要がある，これまでに様々なルーティングに関する研究が行われている [1, 2, 3, 4, 5, 6]．一方，アドホックネットワークには集中管理局が存在しないため，各端末が自律分散的に通信に使用するチャネルを決定する必要がある，チャネル競合が頻繁に生じるという問題がある．また平坦なネットワーク構造の場合，端末数の増加に伴いネットワーク情報を共有するためのオーバーヘッドが大幅に増加する．これらの問題を解決するために階層型ネットワークを形成し，クラスタヘッドによる局所的な集中管理を行うクラスタリングに関する研究が行われている [5, 6, 7, 8, 9, 10, 11, 12]．

CBRP (Cluster Based Routing Protocol)[5] は，クラスタを構成することにより効率良く通信を行うことを目的として提案されたルーティングプロトコルである．本研究では，GPS 等により位置速度情報を取得できると仮定して，その情報を利用することにより CBRP を改良したルーティングプロトコルを提案する．CBRP をクラスタリングフェーズとルーティングフェーズに分け，それぞれに対して別々に改良方式を提案する．

クラスタリングフェーズでは，二次クラスタリングを避けることに重点を置き，更に位置速度情報も利用することにより，安定したクラスタヘッド選択アルゴリズムを提案する．

ルーティングフェーズでは，位置速度情報を用いて求めるリンク寿命をゲートウェイ選択の基準に用いることで，より切断されにくいルートを提供するゲートウェイの選択アルゴリズムを提案する．

本稿の構成は以下の通りである．2.2 では，クラスタリングフェーズについてクラスタリングの基本，CBRP におけるクラスタリング，CBRP の問題点，提案方式のアルゴリズムの順に説明する．2.3 では，ルーティングフェーズについて CBRP におけるルーティング，CBRP の問題点，提案方式のアルゴリズムの順に説明する．2.4 では，提案方式を評価するために行った計算機シミュレーションの結果を示す．2.5 では，本研究のまとめを行う．

2.2 クラスタリングフェーズ

2.2.1 クラスタリングの基本

アドホックネットワークにおけるクラスタリングとは、ネットワーク上に存在する全ての移動ノードをある条件に基づいて、クラスタと呼ばれるいくつかのグループに分けることである。各クラスタに存在するノードは図 2.1 のようにクラスタヘッド、ゲートウェイ及びノーマルメンバの3種類に分類される[10]。クラスタヘッドは、クラスタ構成アルゴリズムによって自律分散的に選択されるもので、各クラスタに一つだけ必ず存在し、一定期間クラスタ内の情報を把握することでクラスタを管理する役割を担っている。ゲートウェイには、2ホップゲートウェイと3ホップゲートウェイの2種類がある。前者は図 2.1 のノード5のように両方のクラスタに属している。この場合2つのクラスタヘッド間は2ホップで通信できる。後者は図 2.1 のノード4とノード9、ノード8とノード12のようにそれぞれは1つのクラスタにのみ属しており、他方のクラスタのゲートウェイとセットで2つのクラスタを繋ぐ役割を果たす。ノーマルメンバとは、クラスタ内に存在するノードのうち、クラスタヘッドでもゲートウェイでもないノードを指す。ゲートウェイとノーマルメンバを併せてクラスタメンバと呼ぶ。また、どこのクラスタにも属さないノードをノンクラスタノードと呼ぶ。後に説明するように、基本的には全ノードはどこかのクラスタに属し、先に挙げた3種類に当てはまるが、一時的にはどのクラスタにも属さない状態になることがある。

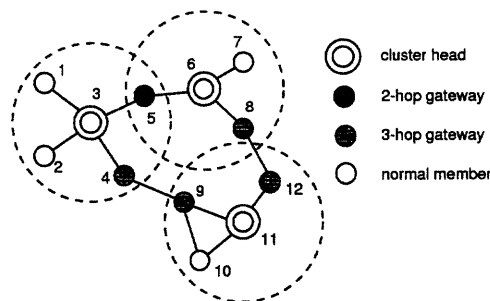


図 2.1: クラスタの構成

次に、このようにクラスタに分割することによるメリットについて説明する[13]。まず、同一クラスタ内でのノード間のタイムスロットのスケジューリングや、クラスタ間でのチャンネル割り当てや空間的再利用が容易に行えるという点が挙げられる。これはクラスタヘッドにより集中的に管理を行うことができるからである。これにより、全ノードがフラットな関係の場合に比べてチャンネルアクセスの競合を減らすことができる。

また、ネットワークサイズを小さくすることができるというメリットが挙げられる。これは階層化によってルーティングのバックボーンを作ることができるからである。また、アドホックネットワークは通常数百メートル程度の狭エリアを想定しているが、更に大規模なネットワークを考える際の拡張性に優れるという点も階層化のメリットである。

次にクラスタリングアルゴリズムについて説明する。クラスタリングアルゴリズムの目的は、ネットワークに存在する全ての移動ノードをクラスタヘッドとそれと直接通信可能

なノードであるクラスタメンバで構成されるクラスタに分割することである。これは全ノードを被覆するようにクラスタヘッドを選択するアルゴリズムと言える。その際満たすべき条件は以下の二つである [12]。

1. 各ノードはクラスタヘッドになるか、クラスタヘッドと隣接する (支配性)
2. どのクラスタヘッド同士も隣接しない (独立性)

隣接とは、2ノードがお互いに直接通信可能範囲にある状態のことである。この支配性と独立性を満たす中で、以下に示す条件をできるだけ満たすクラスタリングアルゴリズムが優れたアルゴリズムと言える [13]。

- クラスタヘッド数が小さいこと。これは、クラスタヘッドに選択されたノードには、クラスタ内とクラスタ間両方の情報の維持管理といった負荷がかかるためである。また、効率の良いネットワーク階層化を行うためにも、上層にあたるクラスタヘッドが多く存在する状態は避けるべきである。
- クラスタヘッドの交代が少ないこと。これは、クラスタヘッドのみが持つクラスタ管理情報の受け渡しは大きなオーバーヘッドを伴うためである。本稿では、この交代回数のことをクラスタヘッド変更数と呼ぶ。
- クラスタ間でのクラスタメンバ数のばらつきが小さいこと。1クラスタ内のメンバ数が大きすぎる場合割り当てることのできるチャンネルが不足する。一方メンバ数が小さすぎる場合は空きチャンネルが生じてしまう。これらによるスループットの低下を防ぐためには均等なメンバ数が望ましい。

では、クラスタリングアルゴリズムの基本的な手順を説明する。ノンクラスタノードの間で次のようにクラスタリングを行い、クラスタを形成していく。

まず初期状態において各ノードはハローパケットなどを用いて、隣接ノードとお互いの情報を交換する。次にその情報を用いて後述の自分のクラスタヘッド選択指数を計算し、この情報を載せたハローパケットを再び交換する。そして、隣接ノード間の中で最もヘッド優先度の高いノードがクラスタヘッドに選択される。選択されたクラスタヘッドと隣接するノードはそのクラスタメンバとなる。

以上が一通りの手順であり、ノンクラスタノードがなくなるまでの間この手順が繰り返される。ただし、ヘッド優先度とはヘッド選択指数によって決定されるもので、これが高いノードほどクラスタヘッドに選択されやすい。一方、ヘッド選択指数とは各ノードがある基準に従って算出する値であり、アルゴリズムによって大きい方が優先度が高くなる場合と小さい方が優先度が高くなる場合がある。本稿では説明の便宜上両者とも使用する。

2.2.2 CBRP におけるクラスタリング

CBRP では、以下で説明する最小 ID 法および LCC 法を用いてクラスタリングを行っている。

・最小 ID 法

ヘッド選択指数を ID に設定した方式である。ID は各ノードに一意に割り当てられた各ノード固有の値であり、そのノードがネットワークに存在する間変更されることはないものである。最小 ID 法では、ID が小さいノードほど優先的にクラスタヘッドに選択される。

・LCC 法

クラスタヘッドの変更は、トポロジーの変化により前述の「支配性」か「独立性」のいずれかが崩壊した場合に行われる。この際のクラスタヘッド変更数の削減を目的に考案された方式が、LCC (Least Cluster Change clustering algorithm)[6] である。LCC 法では、クラスタヘッドを変更、発生させるケースを以下の二つの場合のみに限定することで、クラスタヘッド変更数を従来の方式よりも抑えている。

・ケース 1 独立性の崩壊

二つのクラスタヘッドが隣接した場合である。この場合、クラスタヘッド同士で優先度を比較し、優先度の高い方はそのままクラスタヘッドを続け、低い方はクラスタヘッドを辞めてもう一方のクラスタメンバとなる。

・ケース 2 支配性の崩壊

どのクラスタにも属さないノード、つまりノンクラスタノードが発生した場合である。この場合は、ノンクラスタノードの中でクラスタリングアルゴリズムを実行する。その結果、優先度の高いノードが新たにクラスタヘッドに選択される。

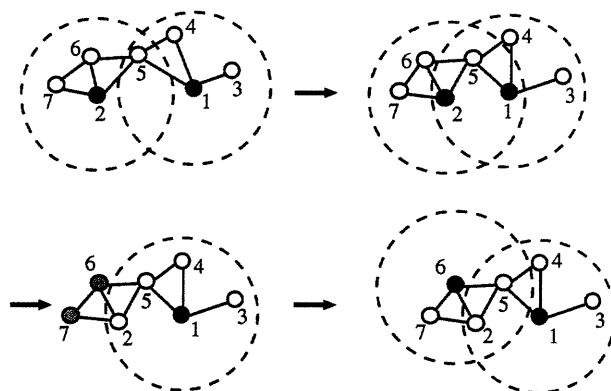


図 2.2: LCC 法の適用例

図 2.2 は、初めに独立性が崩壊し、その後支配性が崩壊した場合のクラスタリングの様子を示したものである。クラスタヘッド 1 とクラスタヘッド 2 が隣接したとき、ID の小さいノード 1 はヘッドを続け、ノード 2 はヘッドを辞めてノード 1 のメンバとなる。この結果、ノード 6 とノード 7 がノンクラスタノードとなる。これらで再びクラスタリングを行った結果、ノード 6 が新たにヘッドに選択される。

2.2.3 CBRP の問題点

CBRP のクラスタリングフェーズの問題点として以下の二つを挙げることができる。

一つ目の問題点は、ヘッド選択指数に使用しているノードIDがネットワーク状況に依らずに固定であるため、ネットワークトポロジを反映していないことである。例えば、各クラスタのクラスタメンバ数が大きく異なる場合、ネットワークリソースを効率良く使用できない。また、速度の大きいノードがクラスタヘッドになる場合もあり、この場合はクラスタの崩壊、再構成を頻繁に引き起こすことになる。

二つ目の問題点は、CBRPでは「独立性が崩壊した場合」と「支配性が崩壊した場合」という状況の異なる二つの場合において同じ基準でクラスタヘッドの選択を行っている点である。二者では、崩壊の際に適用されたクラスタリングアルゴリズムの結果、新たにノンクラスタノードを発生させる可能性があるかないかという点が異なる。後者の場合は、既に発生しているノンクラスタノードをなくすためにその中からクラスタヘッドを選択するため、新たにノンクラスタノードは発生しない。これに対して前者の場合は、必ず一つのクラスタヘッドがその役割を辞めるため、そのクラスタのメンバが溢れてノンクラスタノードが発生する場合がある。このような経緯で必要となるクラスタリングを二次クラスタリングと呼ぶ。提案方式ではこの二次クラスタリング可能性の有無に注目し、独立性崩壊の場合と支配性崩壊の場合でクラスタリングアルゴリズムを分けることにする。

まず、独立性崩壊の場合は、二次クラスタリングの発生を防ぐことを第一に考えたクラスタヘッド選択法を提案する。これによってクラスタヘッド変更数を削減し、それに伴うオーバーヘッドを抑える。またクラスタヘッドの余分な発生を防ぎ、平均クラスタヘッド数の増加を防ぐ。次に、二次クラスタリングの発生が避けられない場合は、現在のクラスタヘッド同士のみでなく、その後の二次クラスタリングの結果生じるクラスタヘッドも考慮に入れたヘッド選択の基準を提案する。これにより、現在のクラスタヘッドのみを考慮した方式に比べて、より大局的にヘッド選択の最適化を行うことができると考えられる。

次に、支配性崩壊の場合は、クラスタヘッド変更数を削減するためにクラスタヘッド同士が隣接する可能性を抑えることを最優先した方式を提案する。そのために、位置速度情報を利用して速度が安定したノードを優先的にクラスタヘッドに選択する。またその際、問題点の一つであるクラスタメンバ数のばらつきについても改善を試みるために、速度のみでなく次数（隣接するノードの数）も考慮に入れたヘッド選択基準を提案する。

以下、支配性崩壊の場合、独立性崩壊の場合の順に提案アルゴリズムを説明する。

2.2.4 提案方式のアルゴリズム（支配性崩壊の場合）

ステップ1 ハローパケットの交換

このステップはネットワークに新規に参加したノードの場合にのみ必要なステップである。その場合参加したネットワークに関する情報が全くないため、まず隣接ノードとのハローパケット交換によって自分のリンク状態を把握する必要がある。つまりこのステップにおけるハローパケットは、自分の周辺ノードに新たなノードの参加を告げると共に、隣接ノードからの受信により自分の次数を計算するためのものである。

ステップ2 自分のヘッド選択指数を計算

ステップ1で受け取ったハローパケットの数により自分の次数を計算する。その後計算された次数と自分の速度を用いてヘッド選択指数を決定する。本方式においては以下で計算されるヘッド選択指数 index の値が小さいほど優先的にクラスタヘッドに選択される。ノード a の index は以下の式で求まる。

$$\text{index}(a) = \frac{|d_a - d_{\text{ideal}}|}{g_{\text{std}}} + w_v \times \frac{v_a}{v_{\text{std}}} \quad (2.1)$$

ここで d_a , v_a はそれぞれノード a の次数, 速さである。また, d_{ideal} はクラスタヘッドにとって理想の次数である。理想の次数とは, クラスタヘッドが管理する適正メンバ数を表すものであり, チャンネル割り当ての効率などにより決定されるものである。 g_{std} , v_{std} はそれぞれ理想の次数からの分散の基準値, 速度の基準値である。 w_v は g_{std} , v_{std} により正規化された次数の分散及び速度のうち, 速度をどれだけ重視するかを決定する重みであり, システムにより定義されるものである。以下, 各ノードにおける d_{ideal} , g_{std} , v_{std} の求め方について説明する。

まず d_{ideal} については, 各ノードが自律分散的に適正メンバ数を知ることはできないため, 提案方式においては d_{ideal} の代わりに各ノードの次数の平均値 d_{std} を用いることにする。各ノードはこの値を以下の手順により求める。

1. 自分の次数を隣接ノード間で交換する
2. 交換された次数及び自分の次数の平均値を求め, これを自分の d_{std} とする
3. d_{std} を再び隣接ノード間で交換する
4. 交換された d_{std} 及び自分の d_{std} の平均値を求め自分の新しい d_{std} とする
5. 3. に戻る

この手順を何回も繰り返すことにより, ネットワーク全体に存在する全ノードがほとんど同じ d_{std} を持つことになる。図 2.3 にその例を示す。

図 2.3 において括弧内の数字は各ノードの d_{std} を示している。ただし, (1) の場合は各ノードの次数と同じ値である。ノード1に注目すると, まず一回目の隣接ノードとの交換によって得た情報により平均値を計算すると 6.5 と求まる。他のノードも同様に d_{std} を計算して (2) における括弧内のような値になる。次に二回目の交換では, 一回目の交換の後計算された値を用いて交換を行う。その結果, ノード1の平均値は, 約 7.16 と求まる。

次に g_{std} についても, d_{ideal} を知ることができないため, 理想メンバ数からの分散という意味では算出できない。そこで d_{std} と自分の次数のズレを d_{std} の場合と同じ手順により求める。このようにして求まる平均次数からのズレの平均を提案方式における g_{std} とする。ただし, g_{std} については, d_{std} がある程度安定した後を求める。これにより, より正確な分散を知ることができると考えられる。

また v_{std} については, d_{std} と同じ手順で交換, 平均値計算を繰り返しネットワーク上の平均的な速度の概算値を求める。

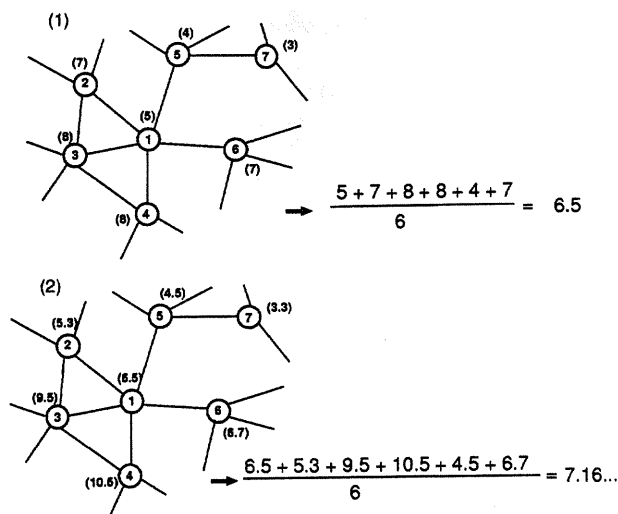


図 2.3: d_{std} の求め方

ただし以上のような手法により各基準値を求めた場合、トポロジー変化によりその妥当性が低下することもあると考えられるため、一定周期ごとに再計算を行うことにする。

ステップ3 ハローパケットに自分のクラスタ選択指数を載せて交換

ステップ2で計算したクラスタ選択指数 index をハローパケットに載せて送信する。

ステップ4 判定

隣接する全てのノンクラスタノードと index を比較する。その結果、自分の index が隣接する全てのノンクラスタノードよりも小さい場合はステップ5へ進みクラスタヘッドとなる。一方、隣接ノンクラスタノードの中に自分よりも index が小さいノードが存在する場合は何も行わず待機する。また index の値が等しい場合は、ID の値を index に加えて再び index を比較する。

ステップ5 クラスタヘッド決定

ステップ4の判定の結果クラスタヘッドに選択されることが決定したノードは、自分のステータスがクラスタヘッドであることを隣接ノードに知らせる。

ステップ6 クラスタメンバ決定

ステップ4で待機が決定したノードのうち、隣接ノードからステータス欄がクラスタヘッドであるハローパケットを受け取ったノードは、そのクラスタヘッドのメンバとなる。

以上が一通りの手順である。ステップ6終了後、クラスタヘッドにもクラスタメンバにもなっていないノードは、再びステップ2に戻り上記の手順を繰り返す。

2.2.5 提案方式のアルゴリズム (独立性崩壊の場合)

独立性崩壊の場合は、次の三段階のチェックによりその後のクラスタ構成を決定する。

1. 二次クラスタリングの有無
2. 二次クラスタリング回数
3. 総合 index 比較

二次クラスタリングとは前述の通り、クラスタヘッドの隣接により生じたノンクラスタノードにより行うクラスタリングのことである。以下アルゴリズムを詳しく説明する。

check 1 二次クラスタリングの有無

二次クラスタリングの有無は、クラスタヘッド変更数及びクラスタヘッド数に直接影響を与える。そこで提案方式では、CBRPのようにクラスタヘッド同士のヘッド選択指数を比較する前に、二次クラスタリングの有無によって、どちらのクラスタヘッドを存続させるかを判断する。

クラスタヘッドは、全メンバノードから CAT(Cluster Adjacency Table) を定期的に受け取っている。CATには各ノードの接しているクラスタヘッドの情報が書かれている。クラスタヘッドは、その情報を基にして、各ノードの属するクラスタ数を知ることができる。ノード a の属するクラスタ数を N_a とすると、 $N_a = 1$ となるノードの数 S によって二次クラスタリングの有無は判断できる。

check 1 では S の値によって、以下のような3通りの結果に分かれる。

・ result 1-1 一方がゼロでもう一方がゼロでないケース

一方のクラスタヘッドの S の値がゼロであるが、もう一方のクラスタヘッドの S の値がゼロでない場合である。この場合、前者のクラスタヘッドがクラスタヘッドを辞めた場合二次クラスタリングは不要であるが、後者のクラスタヘッドが辞めた場合は二次クラスタリングが必要になる。したがってこの場合は前者が辞め、後者が続ける。

例えば図 2.4 のようなクラスタメンバ構成でクラスタヘッド6とクラスタヘッド8が隣接した場合、クラスタヘッド6が辞める。これはクラスタヘッド8が辞めた場合、図右下のようにノード9がノンクラスタノードとなり、二次クラスタリングが生じるためである。

・ result 1-2 両方ともゼロのケース

どちらのクラスタヘッドが辞めたとしても、二次クラスタリングが生じない場合である。この場合はCBRPと同様に、クラスタヘッド同士のヘッド選択指数を比較することで続ける側と辞める側を決定する。このときヘッド選択指数は、支配性崩壊の場合と同様の基準である式 (2.1) を使用する。

・ result 1-3 両方ともゼロでないケース

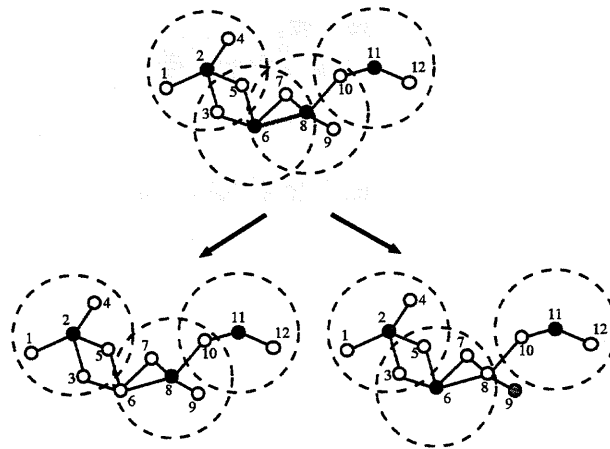


図 2.4: 二次クラスタリングの有無の例

S が共に 1 以上の値を取り、どちらのクラスタヘッドが辞めたとしてもノンクラスタノードが生じる場合である。この場合は、check 2 によって判定を行う。

check 2 二次クラスタリング回数

確実に二次クラスタリングが必要な場合、check 2 でその際要するクラスタリング回数、つまり新たに発生するクラスタヘッド数によって判定する。二次クラスタリング回数が増えたとオーバーヘッド及びクラスタヘッド数が増加するため、できるだけ少ない回数に抑えたクラスタリングを行う。

各クラスタヘッドが check 1 で計算した S にカウントされているノードが、自分がクラスタヘッドを辞めた場合の二次クラスタリングの参加ノードである。そこで各クラスタヘッドは前もって、それらのノード群において支配性崩壊の場合のクラスタリングアルゴリズム (前節参照) を適用するシミュレーションを行う。その結果、二次クラスタリングが何回行われることになるかを知ることができる。

check 2 の結果は、以下の 2 通りに分かれる。

- ・ result 2-1 二次クラスタリング回数が異なるケース

この場合、二次クラスタリング回数の小さい方のクラスタヘッドが辞めることで、二次クラスタリング回数を抑える。

- ・ result 2-2 二次クラスタリング回数が同じケース

この場合は更に check 3 に進み判定を続ける。

check 3 総合ヘッド選択指数

二次クラスタリング回数が等しい場合、総合ヘッド選択指数によって判定を行う。総合ヘッド選択指数とは、二次クラスタリングが全て終了した結果存在するクラスタヘッド群のヘッド選択指数を合計したものである。現クラスタヘッドは、次のようにして総合ヘッ

ド選択指数 INDEX を計算する。ただし、現行クラスタヘッドを A 及び B とし、A, B がクラスタヘッドを辞めた場合に二次クラスタリングで発生する予定のクラスタヘッドを $a_1, a_2, \dots, b_1, b_2, \dots$ とする。

$$\text{INDEX}(A) = \text{index}(A) + \sum_{i=1}^k \text{index}(b_i) \quad (2.2)$$

$$\text{INDEX}(B) = \text{index}(B) + \sum_{i=1}^k \text{index}(a_i) \quad (2.3)$$

ここで、個々のヘッド選択指数 index は式 (2.1) により計算する。ただし、 k は二次クラスタリング回数である。

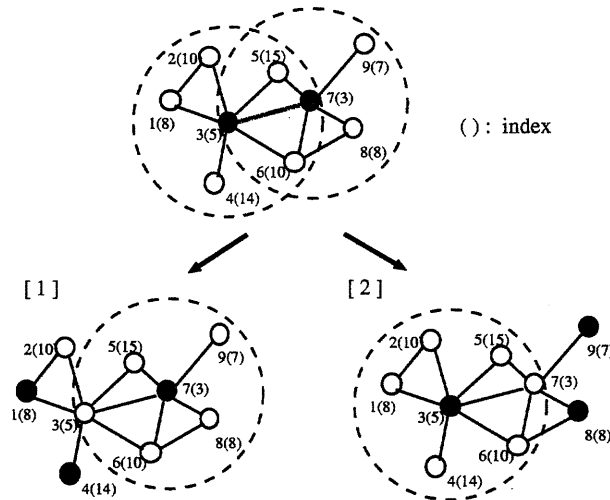


図 2.5: INDEX 比較の例

図 2.5 の場合、共に必要な二次クラスタリング回数は 2 回である。従来方式に従い、現クラスタヘッドであるノード 3 とノード 7 の index を比較した場合、ノード 3 が辞めて (1) のような状況になる。その後二次クラスタリングでノード 2 及びノード 4 が新たにクラスタヘッドに選択されることが予想できる。一方 INDEX 比較を行った場合、 $\text{INDEX}(3) = 5 + 7 + 8 = 20$ 、 $\text{INDEX}(7) = 3 + 8 + 14 = 25$ となり、ノード 7 が辞めて (2) のような状況になることが予想される。この結果、index が 14 と高い値を持つノード 4 がクラスタヘッドに選択されることを避けることができる。

2.3 ルーティングフェーズ

2.3.1 CBRP におけるルーティング

CBRP はクラスタリングを利用した reactive 型のルーティングプロトコルであり、クラスタ構造を利用することによりフラッドイングを改良して route discovery を行っている。

フラッドイングの場合、全てのノードが RREQ 中継の候補ノードとなるが、CBRP では候補ノードをクラスタヘッド及びゲートウェイのみに限定している。これにより、RREQ

の余分な中継によるオーバーヘッドを削減している。例えば図 2.6 の場合，実線矢印のように RREQ 中継は行われる。

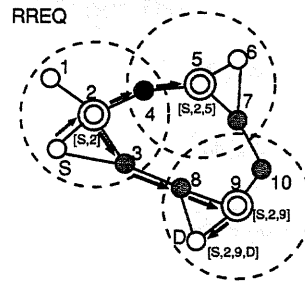


図 2.6: CBRP の route discovery の例

2.3.2 CBRP の問題点

通常，ある二つのクラスタ間を繋ぐゲートウェイにいくつかの候補が存在した場合，その中の一つを使用するゲートウェイに選択する [10]。CBRP の場合，その選択基準はクラスタヘッド選択の場合と同じく ID であり，候補の中から最も ID の小さいノードをゲートウェイに選択する。そのため，もしも ID が小さいためにゲートウェイに選ばれたノードの移動速度が大きい場合，通信中にどちらかのクラスタヘッドからの通信範囲外に移動することによりリンクが切断される可能性が大きい。ゲートウェイは頻繁に中継ノードとなるため，このような場合は宛先まで届けられないパケットが増加すると考えられる。この点を解決するために，本研究ではルートが切断されにくいゲートウェイを選択するアルゴリズムを提案する。

2.3.3 提案方式

提案方式では，クラスタヘッドがゲートウェイを選択する際に，まず 2 ホップゲートウェイ候補を 3 ホップゲートウェイ候補に比べて優先的に選択する。これは，通信に使用するルートの平均ホップ数が小さい方が宛先ノードまでの遅延時間を小さくすることができると考えられるからである。また，中継ノードが少ない方がネットワーク全体の処理負荷も小さくなると考えられる。

次に，ゲートウェイのホップ数が等しい場合は各ゲートウェイ候補の提供するルートの安定度を比較して選択を行う。安定度は，まず位置速度情報を用いてリンク寿命を計算し，これを使用して求める。リンク寿命とは，2つのノード間のリンクがどの程度の時間維持されるかを表す指標である。比較対象となるルートは 2 ホップゲートウェイの場合，各ゲートウェイと 2つのクラスタヘッドを繋ぐ合計 4 リンクであり，3 ホップゲートウェイの場合，2 ホップの場合にゲートウェイ候補同士のリンクも加えた合計 6 リンクである。

提案方式のゲートウェイ選択アルゴリズムは次の二つのステップにより構成される。

1. ゲートウェイの種類 (2 ホップ, 3 ホップ) を比較する
2. ルート全体の安定度を比較する

ステップ1の比較の結果, ゲートウェイの種類が同じ場合のみステップ2を実行する。以下, これらのステップを順に説明する。ただし, ここでは2つの候補ノードを比較する場合について述べる。実際にはこれを複数回行うことで, 多数の候補の中から1つのゲートウェイを選択する。

check 1 ゲートウェイ種類チェック

提案方式では, 2ホップゲートウェイを3ホップゲートウェイに比べて優先的に使用し, 各ルートの平均ホップ数を抑える。2ホップであるか3ホップであるかのチェックは, クラスタヘッドがCATを使用して行う。前節で説明したように各クラスタヘッドは, メンバからCATを定期的に受け取っている。このCATにより, ゲートウェイ候補のノードが隣接クラスタのクラスタヘッドと直接隣接しているか, 間に隣接クラスタのノードを介しているかがわかる。

check 1の結果は次の三通りに分かれる。

- ・ result 1-1 2ホップと3ホップ

候補ノードの一方が2ホップゲートウェイで, もう一方が3ホップゲートウェイの場合, クラスタヘッドは2ホップゲートウェイを使用するゲートウェイに選択する。

- ・ result 1-2 2ホップ同士

候補ノードが共に2ホップゲートウェイの場合は, どちらのノードがより安定したルートを提供できるかを基準に選択を行う。check 2 (1) に進む。

- ・ result 1-3 3ホップ同士

候補ノードが共に3ホップゲートウェイの場合は, どちらのノードセットがより安定したルートを提供できるかを基準に選択を行う。check 2 (2) に進む。

check 2 安定度

2つの候補が同じ種類のゲートウェイの場合は, 安定度を用いてより高い安定度を持つゲートウェイを選択する。安定度はどれだけリンクが切れにくいかを表す尺度であり, 提案方式では安定度の基準にリンク寿命を用いる。リンク寿命とは2ノード間のリンクが切れるまでの時間であり, 位置速度情報から算出されるものである。電波の減衰が距離減衰のみであるとき, リンク両端のノードの位置速度情報及び通信半径を用いて以下の式でノードAB間のリンク寿命 t_{AB} を求めることができる。ただし, 図 2.7 に示すように, ノードAの位置, 速度を $(x_1, y_1), (v_1, \theta_1)$, ノードBの位置, 速度を $(x_2, y_2), (v_2, \theta_2)$ とし, お互いの通信半径を R とする。

$$t_{AB} = \frac{-(ab + cd) + \sqrt{(a^2 + c^2)R^2 - (ad - bc)^2}}{a^2 + c^2} \quad (2.4)$$

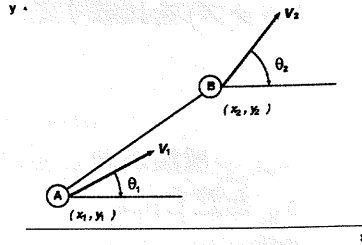


図 2.7: リンク寿命

ただし,

$$a = v_1 \cos \theta_1 - v_2 \cos \theta_2, \quad b = x_1 - x_2$$

$$c = v_1 \sin \theta_1 - v_2 \sin \theta_2, \quad d = y_1 - y_2$$

である. この式で求まるリンク寿命を用いて, 各ゲートウェイ候補のルート安定度を以下のように求め比較を行う.

(1) 2 ホップ同士の場合

クラスタヘッド A, B を繋ぐ 2 ホップゲートウェイ候補 c の安定度は次式で求める.

$$\text{stability}(c) = \min(t_{cA}, t_{cB}) \quad (2.5)$$

stability は両クラスタヘッドとのリンクのうち寿命の短い方のリンク寿命を表している. ゲートウェイ候補をノード i , ノード j とすると, $\text{stability}(i)$, $\text{stability}(j)$ を比較し, 値の大きな方の候補をゲートウェイに選択する.

(2) 3 ホップ同士の場合

クラスタヘッド A, B を繋ぐ 3 ホップゲートウェイ候補 c_1, c_2 の安定度は次式で求める.

$$\text{stability}(c_1, c_2) = \min(t_{A,c_1}, t_{c_1,c_2}, t_{c_2,B}) \quad (2.6)$$

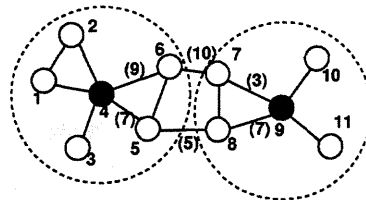
stability は両クラスタヘッド間を結ぶ三つのリンクのうち最も寿命の短いリンクのリンク寿命を表している. ゲートウェイ候補をノード i_1, i_2 とノード j_1, j_2 とすると, $\text{stability}(i_1, i_2)$, $\text{stability}(j_1, j_2)$ を比較し, 値の大きな方がゲートウェイに選択される. 図 2.8 の場合, $\text{stability}(6, 7) = 3$, $\text{stability}(5, 8) = 5$ であり, ノード 5 とノード 8 がゲートウェイに選択される.

2.4 評価

2.4.1 シミュレーションモデル

・ノード配置

ノードをランダムに $400 \text{ m} \times 400 \text{ m}$ の平面領域に初期配置する. ノードは全て移動ノードであり, 後述の運動パターンに従って移動する. ただし, シミュレーション中にノードの途中参加及び消失はないものとする. ノード総数を 30 台から 120 台まで変化させる.



() : link life expectancy

図 2.8: 3 ホップゲートウェイ選択の例

表 2.1: 計算機シミュレーション諸元

シミュレーションエリア	400 m×400 m
シミュレーション時間 T_{total}	120 sec
ノード数	30 ~ 120
通信半径 R	100 m
平均速度 v_{ave}	1.5 ~ 13.5 m/sec
最大休止時間 p_{MAX}	5 sec
通信要求の生起	ポアソン過程
各ノードの通信要求発生確率 λ	0.2 /sec
RREQ 再送回数	3

・伝搬路モデル

簡単のため、自由空間における伝搬路 (減衰定数 $\alpha = 2$) を採用する。送信電力はノードの通信半径で表し、各ノードの電波の届く範囲はこの通信半径によってのみ決まるとする。例えばノード A の通信半径を R とすると、A を中心とする半径 R の円内に存在する全てのノードが A の電波を受信できる。

また、本シミュレーションでは MAC 層におけるパケットの衝突は考慮しない。通信チャネル及び各ノードの送受信機は十分あると仮定し、複数のチャネルで同時に送受信できるものとする。

・通信半径

全てのノードの通信半径を 100 m とする。これは、無線 LAN の見通しの良い屋外における最大伝送距離を想定した値である。

・移動モデル

本シミュレーションでは、Random Waypoint Mobility Model [14] を採用する。

最高移動速度 v_{MAX} は、3.0m/sec ~ 27.0m/sec の範囲で変化させる。一方、最大休止時間 p_{MAX} は 5 sec に固定している。

・通信モデル

通信要求の発生は各ノード毎に $\lambda = 0.2/\text{sec}$ のポアソン過程に従う。また、宛先ノードは自分以外の全てのノードから毎発呼の度にランダムに選択する。

各ノードにおけるパケット中継に要する時間は処理遅延と伝搬遅延を合わせて全ノード共通で 20 msec であるとする。

2.4.2 クラスタリングフェーズの評価

・クラスタヘッド変更数

クラスタヘッド変更数は、クラスタヘッドが新たに発生した場合及び消失した場合にカウントされる。クラスタヘッドが新たに発生するのはノンクラスタノードによるクラスタリングが行われた場合であり、この回数を N_g とする。シミュレーション開始時のクラスタリングをカウントしなければ、これは支配性が崩壊した回数と等しい。一方、クラスタヘッドが消失するのはクラスタヘッド同士が隣接した場合であり、この回数を N_e とする。 N_e は独立性の崩壊回数を表している。

この結果、クラスタヘッド変更数 N_c は、次のように支配性の崩壊した回数と独立性の崩壊した回数の和で求められる。

$$N_c = N_g + N_e \quad (2.7)$$

・クラスタメンバ数分散

クラスタメンバ数分散は、各クラスタのクラスタメンバ数のばらつき度合いを表す指数である。本研究では、ばらつき度合いの指数に標準偏差を用いる。ある時刻 t におけるクラスタメンバ数標準偏差 $\sigma_m(t)$ は以下の式で計算される。

$$\sigma_m(t) = \sqrt{\frac{\sum_{i=1}^k (M_i(t) - M_{ave}(t))^2}{k}} \quad (2.8)$$

ここで k は時刻 t に存在するクラスタ数であり、 $M_i(t)$ は各クラスタのメンバ数である。また、 $M_{ave}(t)$ は時刻 t の平均クラスタメンバ数である。本研究では、 $\sigma_m(t)$ を時間平均することにより求まる平均クラスタメンバ数標準偏差 σ_m を用いて特性の評価を行う。

・平均クラスタヘッド数

本シミュレーションでは、0.02 sec 毎にネットワーク全体に存在するクラスタヘッド数 $N_h(t)$ をカウントする。平均クラスタヘッド数 N_h は、 $N_h(t)$ のシミュレーション時間 120 sec における平均値を計算することにより求める。

シミュレーション結果

平均速度を 7.5m/sec に固定して、ノード数を 30 台から 120 台まで変化させた場合の特性を図 2.9 から図 2.11 に示す。

図 2.9 は、クラスタヘッド変更数 N_c の特性を示したものである。提案方式の方が、CBRP に比べて N_c を抑えられている。 w_v を 1, 100 と大きくするにつれて N_c の削減量が増えている。これはクラスタヘッド選択の基準に速度を重視した結果、特にクラスタヘッド隣接の回数 N_e が削減されたためと考えられる。一方、選択の基準に速度をほぼ取り入れない $w_v = 0.01$ の場合の削減は、二次クラスタリングの発生を抑えていると考えられる。

次に図 2.10 では、提案方式はクラスタメンバ数分散 σ_m を CBRP と比べて抑えられていることがわかる。 N_c の場合とは逆に、選択の基準に次数を重視した方式である $w_v = 0.01$ の特性が最も優れている。また、ノード数が増加するにつれて CBRP、提案方式共に単

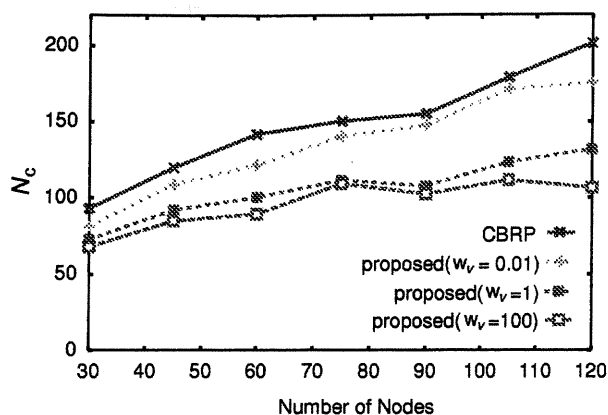


図 2.9: ノード数の変化に対する N_c の特性

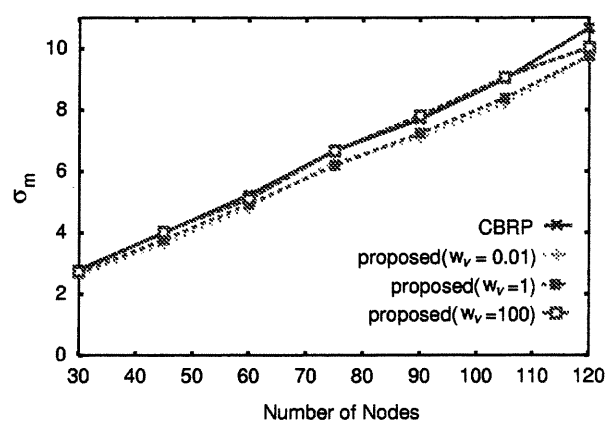


図 2.10: ノード数の変化に対する σ_m の特性

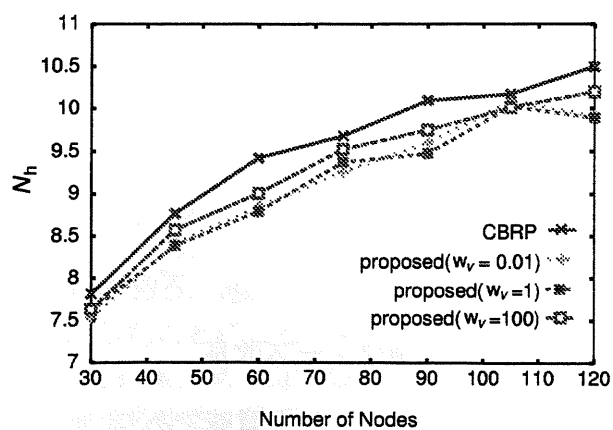


図 2.11: ノード数の変化に対する N_h の特性

調に増加している。これはネットワーク上のノード位置の粗密幅が広がったためであると考えられる。

また図 2.11 により、ノード数によらずに提案方式の方が CBRP に比べて、シミュレーション時間を通してクラスタヘッド数を小さく保っていることがわかる。これは主に二次クラスタリングを削減して無駄なクラスタヘッド数の増加を防いだ結果であるため、 w_v の値とほぼ相関のない特性が得られている。

2.4.3 ルーティングフェーズの評価

・データ到着率

データ到着率は、送信元ノードで発生した通信要求のうち宛先ノードまでデータが完全に届けられた確率であり、次式で定義する。

$$\text{データ到着率} = \frac{\text{宛先ノードまでの転送完了数}}{\text{全通信要求数}} \quad (2.9)$$

本シミュレーションでは一回の通信要求の際に固定長 (150 タイムスロット分) のデータを送っている。これが全て宛先ノードまで届けられた場合に転送完了数はカウントされる。呼損となるのは、RREQ 再送を 3 回行っても全データを届けることができない場合である。

・オーバーヘッド

本研究におけるオーバーヘッドは、宛先までデータパケットを単位量届けるために要する制御パケットの量であり次式で定義する。

$$\text{オーバーヘッド} = \frac{\text{ネットワーク上に流れた制御パケット数}}{\text{データパケット転送完了数}} \quad (2.10)$$

ここでいう制御パケットとは、RREQ, RREP 及び notice パケットを指し、これらのパケットが生起あるいは中継されるたびにカウントする。

比較対象

本節では次の 4 つの方式の比較を行う。

1. CBRP
2. 提案方式 (GW) : CBRP + ルーティングフェーズの改良
3. 提案方式 (CH) : CBRP + クラスタリングフェーズの改良
4. 提案方式 (CH+GW) : CBRP + 両フェーズ改良

ここで GW はゲートウェイ選択法の提案という意味であり、CH はクラスタヘッド選択法の提案という意味である。ただし提案方式における w_v の値は、前節の結果において偏りなく CBRP に比べて優れた特性を示す値である 1 を用いる。

シミュレーション結果

ノード数を 75 台に固定して、平均速度を 1.5m/sec から 13.5m/sec まで変化させた場合の特性を図 2.12 及び図 2.13 に示す。

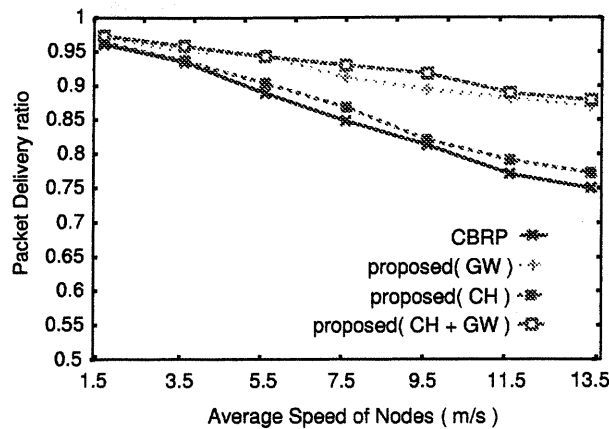


図 2.12: 平均移動速度の変化に対するデータ到着率の特性

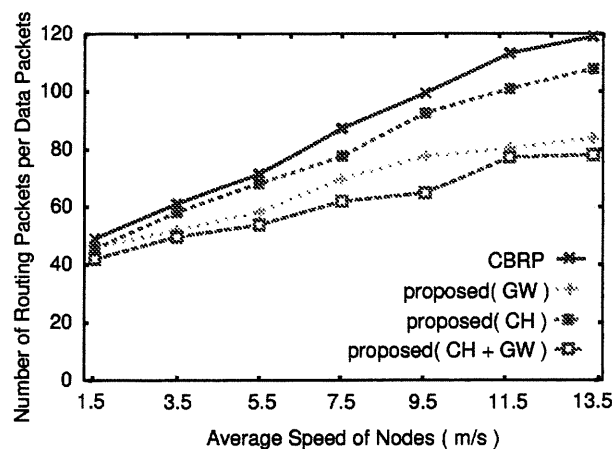


図 2.13: 平均移動速度の変化に対するオーバーヘッドの特性

図 2.12 ではルーティングフェーズの改良を加えた方式のデータ到着率が高い。これはリンク寿命を用いたゲートウェイ選択により、データ転送中に切断されにくいルートを構築することができるためである。速度が大きくなるにつれて特性改善が顕著になるのは、リンク寿命の重要性が増したことから考えられる。また、CBRP よりも提案方式(CH)、提案方式(GW) よりも提案方式(CH+GW)の方がデータ到着率が高い。これは、クラスターヘッド選択の際に速度の小さいクラスターヘッドが選択されることにより、ルートの安定度が増したためである。このことによる改善が提案するゲートウェイ選択法の適用による改善に比べて小さいのは、後者の場合速度の方向も考慮された上で選択しているのに対して、前者の場合は速度の大きさのみを考慮しているためであると考えられる。ま

たデータ到着率 95 パーセントを達成することのできる平均移動速度は、CBRP の場合約 2.5m/sec であるが、提案方式 (CH+GW) では約 5.0m/sec である。

一方、図 2.13 のようにオーバーヘッドに関しても提案方式の方が CBRP に比べて優れている。これは提案方式ではルート切断の結果生じる notice パケット及びルート再構築のための RREQ を削減できていることによる。また、宛先に届くデータ転送完了数が増加していることも改善の理由であると考えられる。

2.5 むすび

本稿では、CBRP を基にしたアドホックネットワーク用階層型ルーティング方式の提案を行った。クラスタリングフェーズでは、二次クラスタリングに着目したクラスタヘッド選択アルゴリズムを提案し、シミュレーションによりクラスタヘッド変更数、クラスタメンバ数のばらつき、平均クラスタヘッド数の全てを CBRP に比べて削減できることを確認した。一方ルーティングフェーズでは、位置速度情報を利用して求まるリンク寿命をゲートウェイ選択の基準とすることにより、切断されにくいルートを提供するアルゴリズムを提案した。その結果データ到着率とオーバーヘッドの特性が改善されることが確認できた。

参考文献

- [1] D. B. Johnson and D.A. Maltz. Dynamic source routing in ad hoc wireless networks. In *Mobile Computing*, pp. 153–181. Kluwer Academic Pub., 1996.
- [2] C. E. Perkins and E. M. Royer. Ad-hoc on-demand distance vector routing. *Proc. IEEE WMCSA '99*, Vol. 3, pp. 90–100, Feb. 1999.
- [3] M. R. Pearlman, and Z. J. Haas. Determining the optimal configuration for the zone routing protocol. *IEEE J. Sel. Areas in Commun.*, Vol. 17, No. 8, pp. 1395–1414, Aug. 1999.
- [4] Y. B. Ko and N. H. Vadya. Location-aided routing (lar) in mobile ad hoc networks. In *ACM/IEEE MOBICOM'98*, Oct. 1998.
- [5] M. Jiang, J. Li, and Y. C. Tay. Cluster based routing protocol(cbrp) functional specification. *draft-ietf-manet-cbrp-spec-00.txt*, Aug. 1998.
- [6] C. C. Chiang. Routing in clustered multihop, mobile wireless networks with fading channel. *Proc. IEEE SICON '97*, pp. 197–211, Apr. 1997.
- [7] M. Gerla and J. T. Tsai. Multicluster, mobile, multimedia radio network. *Wireless Networks*, Vol. 1, pp. 255–265, Oct. 1995.

- [8] D. J. Baker and A. Ephremides. The architectural organization of a mobile radio network via a distributed algorithm. *IEEE Trans. Commun.*, Vol. COM-29, pp. 1694–1701, Nov. 1981.
- [9] D. J. Baker, A. Ephremides, and J. A. Flynn. The design and simulation of a mobile radio network with distributed control. *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, Vol. SAC-2, pp. 226–237, Jan. 1984.
- [10] A. Ephremides, J. E. Wieselthier, and D. J. Baker. A design concept for reliable mobile radio networks with frequency hopping signaling. *Proc. IEEE*, Vol. vol. 75, no. 1, pp. 56–73, Jan. 1987.
- [11] T. C. Hou and T. J. Tsai. Distributed clustering for multimedia support in mobile multihop ad hoc networks. *IEICE Trans. Commun.*, Vol. vol.E-84-B. No.4, pp. 760–770, Apr. 2001.
- [12] 谷口 博人, 井上美智子, 増澤 利光, 藤原 秀雄. アドホックネットワークにおけるクラスタ構成法. 電子情報通信学会論文誌., Vol. J-84-D. No.2, pp. 127–135, Feb. 2001.
- [13] C. E. Perkins. *Ad Hoc Networking*. Addison Wesley, 2001.
- [14] J. Broch, D. Maltz, D. Johnson, Y. Hu, and J. Jetcheva. Multi-hop wireless ad hoc network routing protocols. *Proc. ACM/IEEE MOBIKOM*, pp. 85–97, 1998.

第3章 全無線マルチホップ網における宛 先端末発見手法の検討

3.1 まえがき

近年、無線機器の低価格化、高性能化に伴い、様々な機器に無線送受信機が埋め込まれようとしている。今後これらの無線機器が相互に通信を行うようになれば、大規模な集中管理局による制御では対応しきれない場合が起こりうる。

このような背景を受けて、全無線マルチホップ自律分散ネットワークが注目を集めている。このネットワークは、ネットワーク全体を制御するものが無く、個人や組織によって提供される通信リソースを用いて、トランシーバ的に中継を繰り返すことにより通信を行う。これによりたとえば無料の全無線市内通話網が実現できると考えられる。

これまで無線マルチホップ通信による自律分散的なネットワークでは、アドホックネットワークの研究が盛んに行われてきた [1]。アドホックネットワークは、中継機能を持つ移動局だけからなる“一時的”なネットワークのことである。

アドホックネットワークの研究の多くは、イベント開場や災害時など極めて局所的な範囲を想定したものが多い。しかし通信要求は、局所的なエリアに留まらず、より広範囲なエリアでの通信に及ぶ。IETF [2] の MANET Working Group [3] によって検討されている無線マルチホップ通信のルーティングプロトコル [4][5][6] はスケーラビリティに乏しく、端末数が増大した場合についてはほとんど考慮されていない。

本研究では市内程度のエリア内で通信を行うことを想定し、その際に問題となる宛先端末の発見手法について検討する。自律分散型の移動体通信ネットワークにおいて遠距離間の通信を行う場合、発信端末が宛先端末の位置情報を取得することは非常に大きな問題となる。宛先端末を発見するために360度全方向へ探索パケットを送信した場合、たとえば宛先端末が発信端末の周辺に存在していたとしても、宛先端末がパケットを受信した時点で、全中継端末が宛先端末探索パケットの中継を止めることは困難であり、探索したいエリア全体に広がってしまうためである。

そこで本研究では、簡易な固定局を利用し、固定局で移動局の位置情報を管理して宛先端末を発見する分散データベース型の発見手法を提案する。また提案方式では発見できない固定局から直接電波の届かない場所に存在する移動局についても、移動局のマルチホップ通信を利用することで発見できるように提案方式の拡張を行う。

本稿の構成は以下の通りである。3.2では、全無線マルチホップ自律分散ネットワークについて述べる。3.3では、提案方式である宛先端末発見手法について説明する。3.4では、提案方式を評価するために行った計算機シミュレーション結果および考察を示す。3.5では、本研究のまとめを述べる。

3.2 全無線マルチホップ自律分散ネットワーク

全無線マルチホップ自律分散ネットワーク（以下、マルチホップネットワーク）は、1970年代に DARPA（米国防総省高等研究計画局）が軍事利用を目的として構築したパケット無線ネットワークを起源としている [7]。元々インターネットと同じ源から研究が発しており、近年のインターネットと移動通信の発展により研究活動が活発化している。インターネットの普及によって、相互接続による自律分散的なネットワークの実用性が示されたが、これを無線化すれば、無料の常時接続環境が可能となる。

マルチホップネットワークをここでは次のように定義する。

1. 個人や組織がネットワークリソースを自由意思に基づき、無償で提供する。ここで、ネットワークリソースとは特定のネットワーク設備または無線帯域である。
2. そのようにして提供されたネットワークリソースが自動・自律的に相互接続されることにより、ネットワークが構築・運用される。
3. ネットワーク全体を管理・制御するものは存在しない。
4. 全てのノードが中継機能を持ち、ノード同士が直接、または周囲のノードを中継することにより通信を行う。

マルチホップネットワークには解決しなくてはならない課題も多い。例えば、移動局の消費電力の削減、周波数利用効率の向上、セキュリティ、位置情報の管理などが挙げられる [8][9]。中でも自律分散的な移動体通信ネットワークにおいて位置情報を自律分散的に管理することは、非常に大きな課題である。時々刻々と変化する移動局の情報を管理し、発呼要求が起こったときに素早く宛先端末を発見することは、移動体通信において必要不可欠だからである。

3.3 宛先端末発見手法

ここではマルチホップネットワークにおける宛先端末発見手法について移動局の位置登録方法と、宛先端末探索アルゴリズムについて検討する。無線通信分野では主に大規模なサーバによる集中管理により通信を行ってきた。しかし、大規模な集中管理局を持たない自律分散的なネットワークにおいては、移動局の位置情報を管理することが大きな問題となる。これまでの自律分散型のネットワークの研究ではイベント開場や災害時などエリアの広さも端末数も限られた範囲を想定したものがほとんどで、市内程度の広範囲なエリアを想定した宛先端末を発見する方法については、まだあまり研究されていない。そこで本研究では、分散データベース型の宛先端末発見手法を提案する。

3.3.1 提案方式

本研究では図 3.1 に示すように固定局を設置し、移動局の位置情報を固定局が局所的に集中管理する分散データベース型の宛先端末発見手法を提案する。なお、ここで仮定する

固定局は、ユーザーによって各家屋の屋根に配置されるもので移動局に比べ数百倍の電力で送信できる点を除けば簡易なものであり、移動局を個別に集中管理するようなものではない。

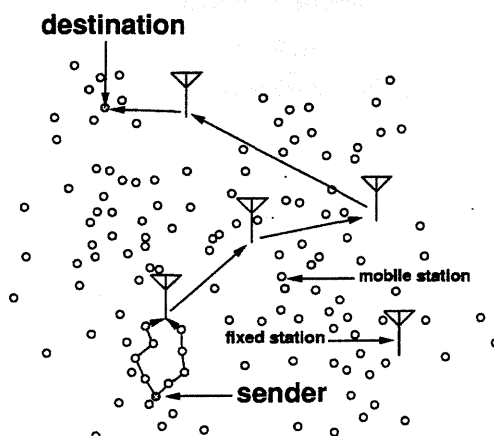


図 3.1: 宛先端末発見手法

位置登録

移動局は最寄りの固定局へ位置登録を行う。発信端末が宛先端末を発見するためには固定局が周辺の移動局の情報を正確かつリアルタイムに把握している必要がある。固定局は移動局の数百倍の送信電力で定期的に自身の ID を広告する。移動局は固定局から定期的にその広告を受信する。移動局は前回受信できなかった広告を受信した場合、前回受信した広告が受信できなくなった場合、および同じ広告を一定回数連続して受信した場合に位置登録を行う。移動局が固定局から直接電波を受信できる範囲をその固定局のエリアと呼ぶ。

移動局は送信電力が固定局よりも大幅に小さいため、固定局へ直接位置登録パケットを送信できるとは限らず、パケットが直接固定局へ届かない場合は移動局の中継を利用して位置登録を行う。また位置登録を行う固定局は1つとは限らず、複数の固定局のエリアが重なる位置に存在する移動局はそれぞれの固定局に対して位置登録を行う。位置登録パケットにより固定局が保持する移動局の情報をリストと呼ぶ。

移動局が前回受信できなかった広告を受信した場合、その移動局は新しいエリアに入つたと判断し、今回受信した固定局へ位置登録パケットを送信する。位置登録パケットは送信端末の周辺に存在する移動局が中継することにより固定局まで到達し、位置登録が行われる。位置登録パケットを受信した固定局はリストの中にその移動局の情報を追加する。同様に前回受信した広告が受信できなかった場合、その移動局はそのエリアから離れたと判断し、前回広告を受信した固定局へ位置登録を行う。位置登録パケットを受信した固定局はリストの中からその移動局の情報を除去する。

また移動局からの位置情報を追加するためのパケットが中継端末が存在しない等の理由で、固定局まで到達しなかった場合、固定局はその移動局が存在しないと判断するため呼

損の原因となる。これを防ぐために移動局は一定回数連続して同じ広告を受信した場合も、固定局へ位置登録を行う。つまり1つのエリア内に滞在し続ける場合、一度位置登録を行っても定期的に位置登録を行う。

逆に位置情報を除去するためのパケットが固定局まで到達しなかった場合、固定局はその移動局が存在すると判断するため呼損の原因となる。これを防ぐために固定局は位置登録情報の有効時間を設ける。固定局は位置登録パケットを受信した時刻をリストに保持し、その時刻から有効時間が経過するとその情報を破棄する。1つのエリアに滞在し続ける移動局が行う位置登録の周期よりも位置登録情報の有効時間を長くすれば、固定局は周辺の移動局の情報を正確かつリアルタイムに保持することができる。

位置登録パケットは、次の情報から構成される。

- **送信端末 ID**

位置登録を行う移動局の ID を表す。

- **固定局 ID**

位置登録を行う対象となる固定局の ID を表す。

- **受信電力**

位置登録を行う対象となる固定局からの広告の受信電力を表す。

- **中継端末の受信電力**

位置登録を行う対象となる固定局から中継端末が受信した広告の受信電力を表す。中継端末は自分が受信した広告の受信電力の方が大きければ、この値を更新して送信する。

- **パケット寿命**

位置登録を行う移動局は、広告の受信電力と移動局の送信電力から計算されるパケット寿命をパケットに記載する。パケット寿命は、位置登録を行う移動局から固定局までできるだけ直線的に中継が行われた場合のホップ数で表す。中継を行う度にデクリメントする。

- **中継端末 ID**

送信端末 ID 以外に位置登録パケットを中継した移動局の ID を表す。これらの中継端末 ID も同時に位置登録を行う。

- **追加除去フラグ**

位置情報を追加するか除去するかを表す。

- **最寄りの固定局 ID**

移動局は広告を受信できる全ての固定局に位置登録を行うが、位置登録を行う固定局のうち最も受信電力の大きい固定局の ID を表す。すなわち送信端末から最も近くに存在する固定局の ID を表す。

図 3.2 に示す overlap area B に存在する移動局は固定局 A, 固定局 B の両方から広告を受信できる。これらの移動局は固定局 A, B 両方に位置登録を行うが、固定局 A に送信する位置登録パケットには、最寄りの固定局 ID として固定局 B の ID を記載する。固定局 B に対しては最寄りの固定局 ID として固定局 B の ID を記載する。このように位置登録を行う固定局が送信端末から最も近くに存在する固定局とは限らないため、上記の“固定局 ID”とは必ずしも一致しない。これにより固定局は直接電波が届かない位置に存在する固定局の位置を把握することができる。

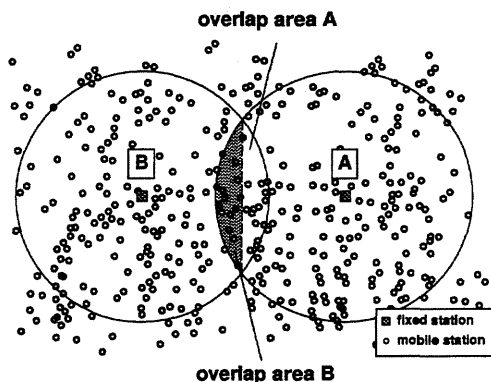


図 3.2: 位置登録

これにより固定局はエリア内の移動局に対してその移動局 ID, 受信電力, 最寄りの固定局 ID, および受信時の時刻をリストに保持する。

宛先端末探索アルゴリズム

発信端末は固定局の持つ移動局の情報を基に宛先端末を発見する。発信端末は発呼要求が起こると、固定局へ宛先端末探索パケットを送信し、固定局に蓄積された移動局の情報を探索することにより宛先端末を発見する。

固定局を複数の集合(クラスタ)に分割(クラスタリング)し、宛先端末を発見するアルゴリズムを提案する。クラスタの例を図 3.3 に示す。固定局間の中継のみにより通信することができる固定局の集合を1つのクラスタ(図中実線で結ばれる固定局の集合)とし、その集合を構成する固定局をメンバと呼ぶ。直接通信することができる固定局が存在しない固定局もメンバ数1の1つのクラスタとする。クラスタ内の各メンバから直接電波を受信できる範囲全体をクラスタエリアとする。クラスタエリアが重なるクラスタをあるクラスタに対してその隣接クラスタと呼ぶ。あるクラスタとその隣接クラスタのメンバのうち、異なるクラスタ間でもっとも近い位置同士にある2つの固定局をゲートウェイと呼ぶ。またその2つのゲートウェイから直接電波を受信できる移動局をゲートウェイ端末と呼ぶ。2つのゲートウェイが通信を行う場合、このゲートウェイ端末を中継することにより通信する。隣接クラスタが複数存在すれば1つのクラスタに複数のゲートウェイが存在する。また1台のゲートウェイが複数の隣接クラスタのゲートウェイになることもある。図中黒の正方形、黒の円はそれぞれゲートウェイおよびゲートウェイ端末を表す。

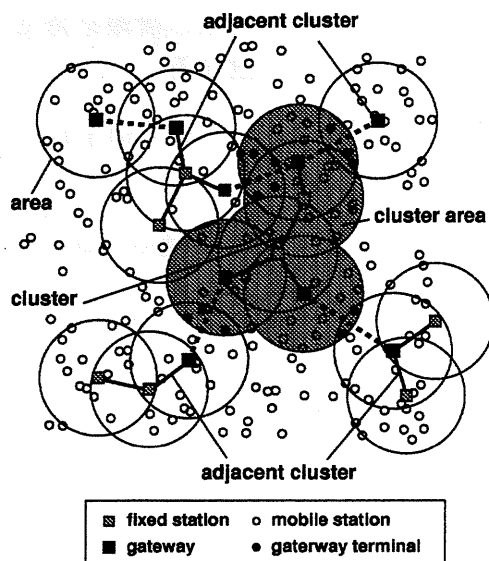


図 3.3: クラスタ

固定局は周辺の移動局からの位置登録により作成したリストを保持している。この他に固定局は同一クラスタ内のメンバ間で定期的にリストの交換を行うことによりテーブルを作成する。これにより各メンバは自身のエリア内の移動局の情報(リスト)だけでなく、クラスタエリア内の移動局の情報(テーブル)を保持する。

具体的な発見手順を示す。なお移動局の中継条件は後述する。

1. 発信端末は固定局からの広告を受信できるかを確認する。
2. 固定局から広告を受信できれば、移動局の中継を利用することにより宛先端末探索パケットをその固定局へ送信する。
3. パケットを受信した固定局はリスト内から宛先端末の情報を探す。
4. リストに宛先端末の情報がなければ、テーブル内から宛先端末の情報を探す。
5. テーブルに宛先端末の情報がなければ、同じクラスタ内の全ゲートウェイにパケットを送信する。ゲートウェイまでは固定局を中継する。
6. パケットを受信したゲートウェイはゲートウェイ端末へパケットを送信する。
7. パケットを受信したゲートウェイ端末は、移動局の中継を利用して隣接クラスタのゲートウェイにパケットを送信する。
8. 隣接クラスタのゲートウェイがパケットを受信すれば、同様に宛先端末の情報をリスト内から探し、なければテーブルを探す。
9. テーブルに宛先端末の情報がなければ、同様に全ゲートウェイにパケットを送信し、以下同じことをパケットの寿命が0になるまで繰り返す。

10. パケットの寿命内にテーブル内から宛先端末の情報を発見した場合には、宛先端末の情報を保持する固定局へパケットを送信する。
11. 宛先端末の情報を保持する固定局がパケットを受信すれば、宛先端末へパケットを直接送信する。
12. 宛先端末がパケットを受信すれば、再び往路を通して発信端末へパケットを送信する。
13. 発信端末がパケットを受信すれば、宛先端末発見成功とする。

このように発信端末から最寄りの固定局へパケットが到達すれば、パケット寿命内はクラスタ間をフラッディングにより探索する。

中継条件

使用する周波数帯域が高帯域化すれば、周波数に余裕があるため伝送速度は高速化できるが減衰が大きくなるため到達する距離は短くなる。従って、高速データを1ホップで固定局に到達するためには多くの固定局を設置する必要があり、コスト面で効率的ではない。そこで移動局を中継して送受信するマルチホップ通信を行えば固定局の設置数を削減できる。

本提案方式では、位置登録パケットおよび宛先端末探索パケットは移動局を中継することにより固定局へ到達する。図 3.4 に示すように以下の全ての条件を満たす移動局が、パケットの中継を行う。なお中継を行うかどうかは、周辺に存在する移動局自身によって判断される。

- **送信端末よりも固定局に近い位置に存在する**

移動局は固定局から放送される広告の受信電力を保持している。パケットに記載された“中継端末の受信電力”が自身の保持する広告の受信電力よりも小さければ、“中継端末の受信電力”を更新して中継する。つまり送信端末よりも固定局に近くにいれば中継を行う。

- **送信端末からの受信電力が一定の範囲内にある**

パケットを受信できる移動局の内、パケットの受信電力が閾値より大きい(送信端末から一定の範囲内にいる)移動局はトラフィックの増加を抑えるため中継を行わない。

- **パケット寿命が0でない**

移動局は受信したパケットのパケット寿命が0でなければ、パケット寿命をデクリメントして中継をする。

- **未中継である(宛先端末探索パケットのみ)**

移動局は一度中継を行ったパケットのログを一定期間保持し、一度中継を行ったパケットを受信した場合はそのパケットを破棄する。

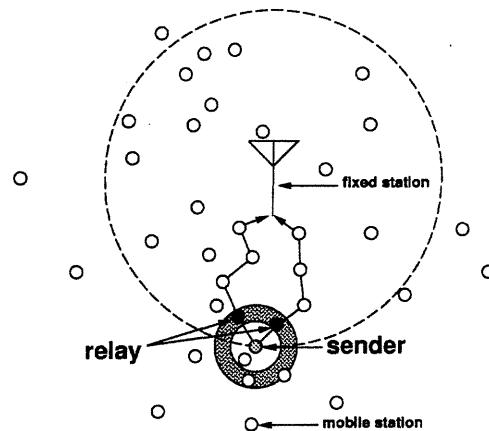


図 3.4: 中継端末

3.3.2 提案方式の拡張

場所によっては固定局の密度が薄いところが存在する。宛先端末が固定局から直接電波を受信できない位置に存在する場合、移動局の中継を利用して宛先端末にパケットを送信する。

どのエリアにも属さない移動局と通信をする場合に問題となるのは、エリア外に存在する移動局が周辺の固定局から広告を受信できないため、位置登録する固定局を把握できないことである。

位置登録

エリア外に存在する移動局が最寄りの固定局 ID を把握するために、エリア内に存在する移動局が固定局からの広告をエリア外へ中継する。これにより仮想的に固定局のエリアを広げる。広告を受信したエリア外の移動局は、その広告の固定局へ移動局の中継により位置登録を行う。

エリア外への広告の中継は、図 3.5 に示すように固定局からの広告の受信電力が一定値以下、かつ受信できる広告数が 1 である (エリア外との境界にある) 移動局により定期的に行われる。また広告と一緒にエリアの境界からの経過ホップ数、制限ホップ数を付加して送信する。これを用いて制限ホップ数で制限されたブロードキャストにより広告をエリア外へ中継する。エリア外での広告の中継は、中継された広告の受信電力が一定値以下、かつ経過ホップ数が制限ホップ数以下であるエリア外の移動局により行われる。なお中継端末は中継を行う度に経過ホップ数をインクリメントする。

エリア外の移動局が広告を受信すると、最寄りの固定局 ID の他に受信した広告の経過ホップ数を保持しておく。これによりエリア外の移動局は、広告のホップ数先に受信した広告の固定局のエリアが存在することを知ることができる。

次に広告を受信したエリア外の移動局の位置登録について説明する。エリア外の移動局は広告を受信すると、移動局の中継により固定局まで位置登録を行う。エリア外の移動局

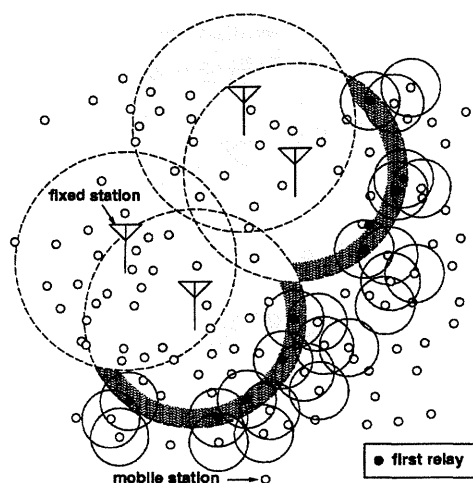


図 3.5: エリア外への広告

の位置登録は、通常のエリア内の移動局の位置登録に次の3つの情報を付加する。

- 広告のホップ数

位置登録を行う移動局が保持している広告のホップ数を表す。宛先端末を探索する時に用いる。

- 中継端末の保持する広告のホップ数

エリア外に存在する中継端末が保持している広告のホップ数を表す。これはエリア内の移動局による位置登録における“中継端末の受信電力”に相当する。エリア内の位置登録では広告の受信電力がより大きい移動局が中継を行うことにより送信端末よりも固定局に近い移動局がパケットの中継を行った。しかしエリア外の中継端末の場合、固定局から直接広告を受信できないため、代わりに広告を受信したホップ数を利用する。広告のホップ数が小さければ、固定局により近い位置に存在すると判断して、エリア外の移動局は中継を行う。つまり位置登録パケットを中継する移動局を、送信端末よりも固定局に近い移動局に制限するために記載する。

- エリア外中継端末 ID

エリア外中継端末とは、位置登録パケットを送信した移動局を発見する際に固定局から宛先端末探索パケットを最初に中継する移動局を表す。エリア外中継端末の例を図 3.6 に示す。エリア外中継端末は位置登録パケットを中継するエリア内の移動局の内、最初に中継を行った移動局 ID である。固定局までの位置登録パケットの経路によって異なるエリア外中継端末が選択されるが、固定局は受信するたびにエリア外中継端末 ID を更新する。

エリア外からの位置登録パケットは、パケットを受信した移動局がエリア内に存在すれば通常の中継条件を満たす移動局が中継する。エリア外に存在する移動局の場合は、通常の条件に加えて以下の条件を全て満たす移動局が移動局自身によって判断し、中継する。

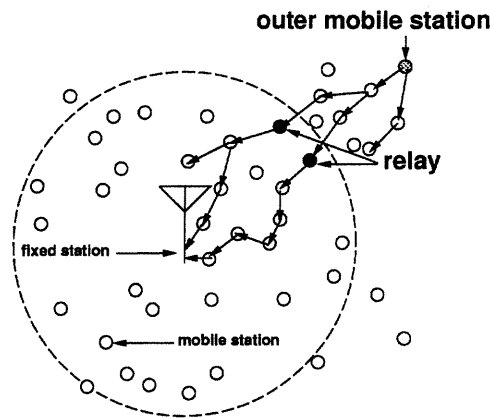


図 3.6: エリア外中継端末

- 位置登録パケットの目的とする固定局が、自身の持つ最寄りの固定局と一致する。
- 位置登録パケットに記載されている広告のホップ数が、自身の保持するホップ数よりも大きい。

これらの条件を満たす移動局は、“中継端末の保持する広告のホップ数”を自身の広告のホップ数に更新しパケットを中継する。

これにより固定局はエリア外からの移動局から位置登録パケットを受信することができ、同時にその移動局と通信するために最初に中継させる移動局 ID(エリア外中継端末 ID)も保持することができる。エリア外の移動局は、エリア内の移動局と違いエリアから離れたことを知らせる位置登録パケットを送信することができない。従って、固定局はエリア外の移動局からの位置登録情報にエリア外への広告の周期とほぼ同じ有効時間を設け、有効時間を経過するとその移動局の情報を破棄する。

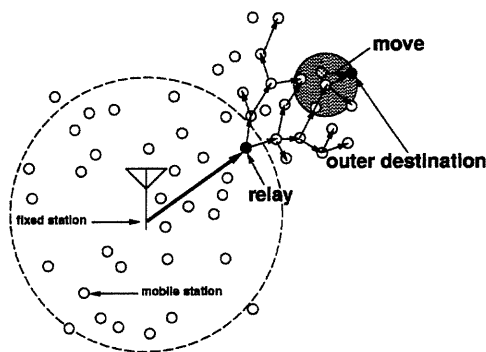


図 3.7: エリア外宛先端末発見

宛先端末発見アルゴリズム

エリア外の宛先端末はエリア外中継端末からブロードキャストにより探索する。その様子を図 3.7 に示す。

エリア外宛先端末の発見手順を以下に示す。宛先端末の情報を保持する固定局までは、エリア内宛先端末発見手順と同じである。ここでは、その固定局が宛先端末探索パケットを受信してからの手順を説明する。

1. 固定局は保持しているリスト内から宛先端末の ID を探す。
2. 宛先端末の ID があれば、エリア外中継端末が登録されているかを確認する。
3. エリア外中継端末が登録されていれば、エリア外制限ホップ数を付加しパケットを送信する。

エリア外制限ホップ数は固定局がエリア外の宛先端末から受信した位置登録パケットに記載された“広告のホップ数”である。

4. エリア外中継端末がパケットを受信すれば、宛先端末探索パケットのエリア外制限ホップ数をデクリメントしてブロードキャストする。
5. 宛先端末探索パケットを受信した移動局は、エリア外制限ホップ数が 0 でなく、かつその受信電力が一定値以下のエリア外の移動局であれば中継する。中継する際にエリア外制限ホップ数をデクリメントする。
6. 宛先端末がパケットを受信すれば、エリア外位置登録パケットと同じ手順で最寄りの固定局へパケットを送信する。
7. 宛先端末の最寄りの固定局がパケットを受信すれば、往路と同じ経路を通して発信端末へパケットを送信する。
8. 発信端末がパケットを受信すれば宛先端末発見成功とする。

なおエリア外に存在する発信端末は最寄りの固定局を知っていれば、エリア外位置登録パケットと同じ方法で最寄りの固定局へパケットを送信する。また宛先端末から送信されたパケットが発信端末の最寄りの固定局まで到着してからは、上記と同様にエリア外中継端末を利用して発信端末へパケットを送信する。

3.4 評価

ここでは、提案方式である宛先端末発見手法、およびエリア外宛先端末発見手法に関して検討し、その効果について計算機シミュレーションを用いて評価を行う。

表 3.1: 計算機シミュレーション諸元

シミュレーションエリア	2500 m×2500 m
シミュレーション時間	300 sec
タイムスロット時間	0.02 sec
移動局数	5000
固定局数	25
固定局通信範囲	500 m
中継範囲	80 %
移動ノードの最大速度	5 m/s
通信要求の生起	ポアソン過程
通信要求の発生確率 λ	0.01 /sec/node
シミュレーション回数	50 回
パケット寿命	50 hops
移動局の位置登録周期	20 sec
リストの有効時間	40 sec
リストの交換周期	2 sec

3.4.1 計算機シミュレーション諸元

計算機シミュレーション諸元を表 3.1 に示す。移動局、固定局を 2500 m × 2500 m のシミュレーションエリアにランダムに配置する。

移動モデル

移動速度は $0 \text{ m/s} < v < 5 \text{ m/s}$ の一様分布であり、方向はランダムに決定する。移動局はこの速度で $0 \text{ s} < t < 60 \text{ s}$ の間からランダムに決定した移動時間、移動し続ける。移動局はこの時間経過すると再度速度と移動時間を決定し直す。仮に移動時間が経過した時点でシミュレーションエリアから外れてしまう場合は、移動局はあらかじめエリアを外れないように再度速度および移動時間を決定し直し、常にエリア内を移動するように決定する。

通信範囲

全移動局、全固定局はそれぞれ同じ送信電力で送信するものとする。送信電力は、受信可能な送信端末からの距離の最大値 (これを通信範囲と呼ぶ) により表すものとする。

中継範囲は通信範囲のうち、中継を行わない通信範囲の割合を表す。中継範囲が 80% の場合は、送信端末から通信範囲の 80% 以下の距離の移動局はパケットを受信しても中継を行わない。

3.4.2 宛先端末発見手法の評価

本節では、固定局を用いてエリア内の宛先端末を発見する手法について評価を行う。なお比較対象として、固定局を用いずフラッディングにより宛先端末を発見する手法を用いる。

比較対象

比較対象として、固定局を用いずフラッディングにより宛先端末を発見する方法について説明する。発信端末は宛先端末を発見するために、ブロードキャストを繰り返すフラッディングにより探索する。発信端末は通信要求が起こると自身のIDと宛先のIDを記載したパケットをブロードキャストする。パケットを受信した移動局は、そのパケットの受信電力が一定値以下、かつパケット寿命が0でなければ、受信した全ての移動局が中継を行う。中継した端末はパケットに自身のIDを付加する。宛先端末がパケットを受信すると、パケットに記載された中継端末IDを基にユニキャストで発信端末へパケットを返す。

発信端末がパケットを受信すれば、宛先端末発見成功とする。

発呼要求、中継範囲は提案方式と同じものとする。送信されるパケットは宛先端末探索パケットのみで位置情報に関するパケット等は送信しない。

計算機シミュレーション結果

提案方式について宛先端末発見確率、トラフィック、平均ホップ数を用いて評価する。ここではエリア内の宛先端末のみを発見する場合の特性をエリア内宛先端末発見特性といいエリア外の宛先端末も発見する場合の特性をエリア外宛先端末発見特性と呼ぶ。図中floodingは、フラッディングにより宛先端末を発見した場合の特性を示し、gridは固定局が格子状に配置された場合の特性を示す。inner, outerはそれぞれエリア内宛先端末発見特性、およびエリア外宛先端末発見特性を示す。

宛先端末発見確率

図3.8に、通信範囲対宛先端末発見確率特性を示す。通信範囲は移動局の通信範囲を表す。宛先端末発見確率は、総発呼数に対して宛先端末発見成功回数の比を表す。なおここでいう宛先端末発見成功とは、発信端末から宛先端末まで探索パケットが到達し、更に宛先端末から発信端末までパケットが到達したことを意味する。

いずれの特性も通信範囲が大きくなるにつれて、宛先端末の発見確率が増加することがわかる。これは中継端末が存在しないことにより宛先端末が発見できない回数が減少するためである。

通信範囲が130mの時、エリア内宛先端末発見特性が、フラッディングの特性よりも約10%高くなっている。エリア外宛先端末発見特性はエリア内宛先端末発見特性よりも約

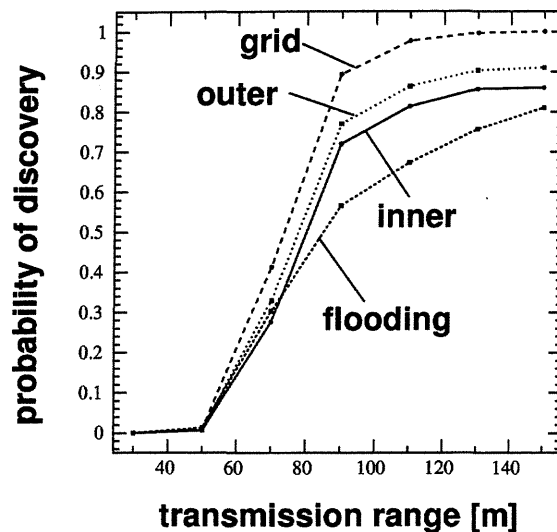


図 3.8: 宛先端末発見確率特性

4%と高くなっていることがわかる。

エリア外宛先端末発見特性の発見確率が100%とならないのは、エリア外への広告の制限ホップ数を固定局の配置によらず一定としたため、固定局の配置によっては広告を受信できない範囲が存在するためである。

また仮に固定局を格子状に配置した場合、エリア外の移動局は存在しないため、通信範囲が大きい場合、ほぼ100%発見できる。しかし実際には、個人や組織の自由意思に基づき固定局を設けるため、格子状に配置できるとは限らない。

提案方式で宛先端末が発見できない理由として以下のことが考えられる。

- 中継端末が存在しない

発信端末から最寄りの固定局，ゲートウェイ端末からゲートウェイ，宛先端末から最寄りの固定局までは移動局の中継により探索パケットを送信する。したがって，通信範囲に中継端末が存在しなければ，宛先端末を発見できない場合がある。また中継端末が存在しないことで位置登録パケットが固定局まで到達しなければ，固定局のリストに誤りが生じるため，宛先端末を発見できない。

- リストの情報が古い

位置登録は，移動局の中継を利用して行う。したがって，移動局がエリア間を移動してから位置登録が完了するまでには，リストの情報にタイムラグが生じる。リストに実際とは異なる情報が存在するために呼損となる場合がある。

- テーブルの情報が古い

リストの交換周期によりテーブルの情報にはタイムラグが生じる。固定局がリストを交換してから次のリストの交換までに移動局がクラス外へ移動した場合，テーブルには宛先端末の情報が存在するため，隣接クラス外への探索を行わない。これにより宛先端末を発見できない場合がある。

- パケット寿命

固定局の配置によっては、中継回数がリンク寿命を超える場合がある。この場合、たとえ宛先端末がパケットを受信できたとしても呼損となる。

- 広告を受信できない

広告を受信できないエリア外の移動局は位置登録を行っていないため呼損となる。

- 発信端末が他のエリアへ移動

宛先端末を探索している間に発信端末が他のエリアに移動すれば、呼損となる場合がある。探索パケットを受信した宛先端末は往路をたどって発信端末にパケットを送信するため、発信端末が探索パケットを送信したエリアの固定局に届けられる。したがって発信端末が探索パケットを送信したエリアから移動してしまうと、宛先端末からの探索パケットを受信できない。これにより呼損となることがある。

トラフィック

図 3.9 の左に、通信範囲対トラフィック特性を示す。通信範囲は移動局の通信範囲を表す。トラフィックは単位スロットあたりに送信されるパケット数を表す。

図より通信範囲が 130 m の時、エリア内宛先端末発見特性のトラフィックは、フラッディングと比較して約 70% 減少していることがわかる。フラッディングにより宛先端末を探索する場合、探索パケットは発信端末から 360 度全方向へ中継されていく。このため宛先端末がパケットを受信した時、探索パケットを中継している全移動局がその時点で中継を止めることができない。このためシステムエリア全体にパケットが広がってしまうためトラフィックが増大する。一方固定局を用いた場合、発呼要求の度にシステム全体に探索パケットが広がることはなく、固定局までの中継を数回行うだけでよい。ため、フラッディングと比較してトラフィックを大幅に抑えることができる。

またエリア外の宛先端末を発見することにより通信範囲が 130 m の場合、約 10% トラフィックが増加していることがわかる。これはエリア外の移動局による位置登録パケット、および探索パケット更にエリア外へブロードキャストした広告のトラフィックがあるためである。

平均ホップ数

図 3.9 の右に、通信範囲対平均ホップ数特性を示す。通信範囲は移動局の通信範囲を表す。平均ホップ数は、宛先端末を発見した場合の移動局、固定局も含めて中継した回数を宛先端末発見回数で正規化したものである。

通信範囲が 70 m 以上では、通信範囲が大きくなるにつれて、平均ホップ数が減少することがわかる。これは通信範囲が大きくなることにより、移動局間の中継回数が減少するためである。

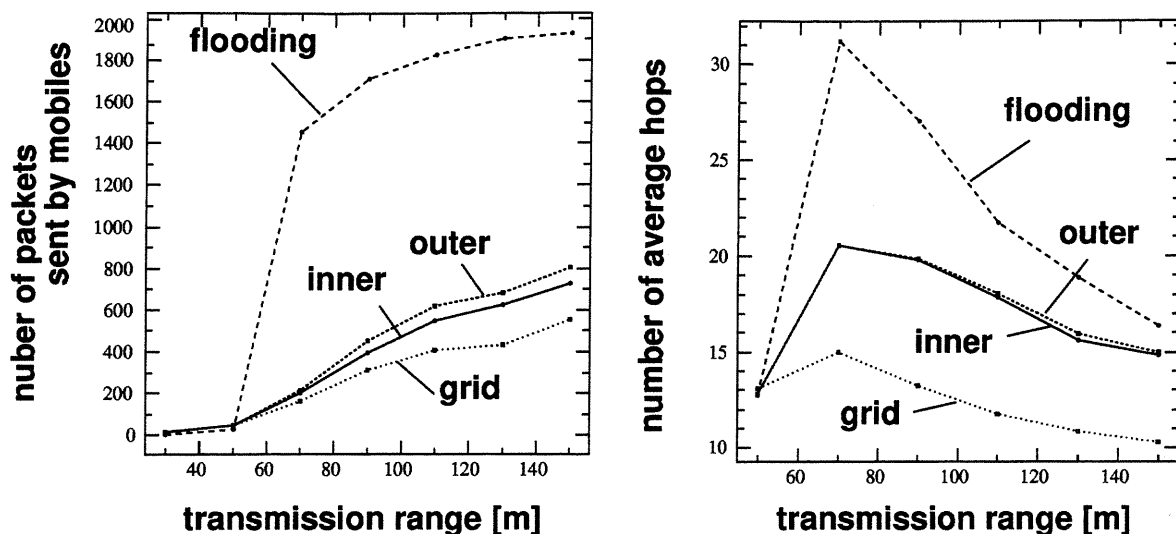


図 3.9: トラフィック特性, 平均ホップ数特性

図より通信範囲 130 m の時, エリア内宛先端末発見特性の平均ホップ数はフラッディングと比較して約 6% 減少していることがわかる. またエリア外の宛先端末を発見するため, わずかにエリア内宛先端末発見特性と比較して平均ホップ数が増加している.

3.5 むすび

2500 m $\times$ 2500 m のエリアに存在する 5000 台の移動局から目的とする移動局を発見する方法として, 固定局を用いた分散データベース型の宛先端末発見アルゴリズムを提案した. フラッディングによる宛先端末発見手法との比較を行った結果, 宛先端末発見確率, トラフィック, 平均ホップ数の全てにおいて改善できることを確認した.

また固定局から直接電波の届かない位置にいる移動局も発見できるように提案方式を拡張した. これによりエリア内宛先端末発見特性よりも宛先端末の発見確率が改善できることを示した.

参考文献

- [1] C-K.Toh. *Ad Hoc Mobile Wireless Networks*. Person Education, 2002.
- [2] IETF Home Page. <http://www.ietf.org/>.
- [3] MANET Working Group.
<http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>.

- [4] E.M.Royer and C-K.Toh. A review of current routing protocols for ad hoc mobile wireless networks. *IEEE Personal Communications*, Vol. 6, No.2, pp. 46-55, Apr. 1999.
- [5] C. E. Perkins and E. M. Royer. Ad-hoc on-demand distance vector routing. *Proc. IEEE WMCSA '99*, Vol. 3, pp. 90-100, Feb. 1999.
- [6] C. E. Perkins and P. Bhagwat. Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (dsdv) for mobile computers. *Proc. ACM SIGCOMM*, Vol. 24, No. 4, pp. 234-244, Oct. 1994.
- [7] J. Jubin and J. Tornow. The darpa packet radio network protocols. *Proc. IEEE*, Vol. 75, No.1, pp. 21-32, 1987.
- [8] 森野 洋平, 佐方 連, 村田英一, 吉田 進. 自律分散無線ネットワークとセルラネットワークにおける総送信電力の比較. 信学技報, RCS2000-174, pp. 79-84, Nov. 2000.
- [9] 向井 務, 村田英一, 吉田 進. マルチホップ無線ネットワークにおけるチャネル選択アルゴリズムに関する基礎検討. 信学技報, RCS2001-312, pp. 1-6, Mar. 2002.

第4章 全無線マルチホップ網における周波数利用効率向上

4.1 まえがき

近年の移動体通信サービスの発展は著しく、1999年末には携帯電話の加入者数が固定電話の加入者数を上回った。また、2002年には日本のインターネット人口が4500万人を越え、インターネット利用世帯のブロードバンド接続率も2割程度まで増加してきた[1]。さらには、情報家電の市場展開や通信と放送の融合などが進み、いつでも、どこでも、だれとでも高速のネットワークに接続できる、ユビキタスネットワーク社会の到来も期待されている。将来、携帯電話や情報機器等を利用した無線データ通信の需要は更に高まり、無線により伝送される情報量は急激に増加すると予想される。しかし、無線通信に適した周波数帯域は限られているため、周波数帯域を有効利用することは重要な課題である。

近年、従来のセルラネットワークとは異なるマルチホップ無線網(以下、マルチホップネットワーク)が注目されている。マルチホップネットワークではセルラネットワークにおける基地局のような集中制御局が存在しない。各端末は自律的に通信経路を決定し、端末間の中継を主体とした通信を行う。マルチホップネットワークは、端末さえあればどのようなエリアでも臨機応変にネットワークを形成できるという特徴を持ち、従来のネットワークではカバーできない新たなコミュニケーション環境の実現手段として期待されている[2]。また、マルチホップネットワークは、周波数利用効率において優れた特性を示す可能性があり[3]、周波数を有効に利用するうえで重要な技術になると考えられる。

しかし、周波数利用効率に関する研究[3]では端末がエリアに一様に分布している場合を想定しており、このため端末分布が一様でない場合特性が劣化する可能性がある。本研究では、端末が偏在している場合においても各端末が周辺の情報を用いて中継端末を選択することにより周波数利用効率の劣化を防ぐ方法を提案し、計算機シミュレーションにより特性の評価を行う。

4.2 システムモデル

4.2.1 システムの概要

図4.1にシステム概念図を示す。正方形のシミュレーションエリア(エリア)を考え、そこへ端末を配置する。端末は静止しており、中継機能を持つとする。発呼端末と宛先端末をランダムに決定し、発呼端末から宛先端末まで中継端末及び通信チャネルを決定し順次リンクを構築していく。宛先端末までルートが構築された後、新たに発呼端末と宛先

端末を決定し、同様にルートを構築する。中継端末及び通信チャネルの決定方法は4.2.2, 4.2.3に示す。送信を行う端末を送信端末、送信端末が情報を伝えようとした端末を受信端末と呼ぶ。送信端末から受信端末への通信路をリンクと呼び、発呼端末から宛先端末へのリンクの列をルートと呼ぶ。また、送信端末は中継を行っているルートが後の干渉によって切断されるまで中継に使用しているチャネルを専有する。各端末は全てのチャネルで同時に送信できるとし、送信していないチャネルは全て受信可能であるとする。干渉は同一チャネル間干渉のみを考慮し、フェージングやシャドウイング等の影響は考慮しない。各端末は等電力送信を行い、受信電力は端末間距離の α 乗に反比例する(通常は $\alpha = 2 \sim 4$)。受信端末における所望信号電力対干渉波電力比 SIR (Signal to Interference Ratio) が閾値を下回るとリンクが切断されるとする。以降この閾値を所要 SIR と呼ぶ。切断されたリンクは再構築しない。各端末は宛先端末の位置情報と近傍に存在する端末の位置情報を簡単に知ることができるとしている。

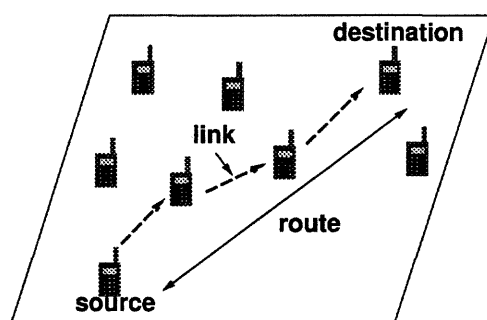


図 4.1: システム概念図

4.2.2 中継端末選択アルゴリズム

各送信端末は、受信端末の受信電力と送信端末が受ける干渉電力を基準とした SIR をもとに、この SIR が所要 SIR 以上となるチャネルを持つ端末の中から中継端末を決定する。文献 [3] によれば、端末の分布が空間的に均一な条件下では、最適な 1 ホップのリンク長が存在する。これを推奨中継距離 L_{hop} と呼ぶ。次に、図 4.2 の左のように送信端末を中心とする一定の同心円状の範囲を仮定し、これを推奨範囲と呼ぶ。推奨範囲の最小距離を推奨中継距離 L_{hop} の 0.5 倍、最大距離を推奨中継距離 L_{hop} の 1.5 倍とし、それぞれ H_{min} , H_{max} と呼ぶ。送信端末からの距離を l とすると、推奨範囲は

$$H_{min} \leq l \leq H_{max}$$

となる。宛先端末からの偏角を θ とし、推奨範囲内にあり自端末より宛先端末に近い端末の中で

$$|l - L_{hop}| / \cos \theta$$

が最小となる端末を中継端末に選択する。推奨範囲内に端末が存在しない場合は、自端末より宛先端末に近い端末の中で

$$|l - L_{hop}|$$

が最小となる端末を中継端末に選択する。

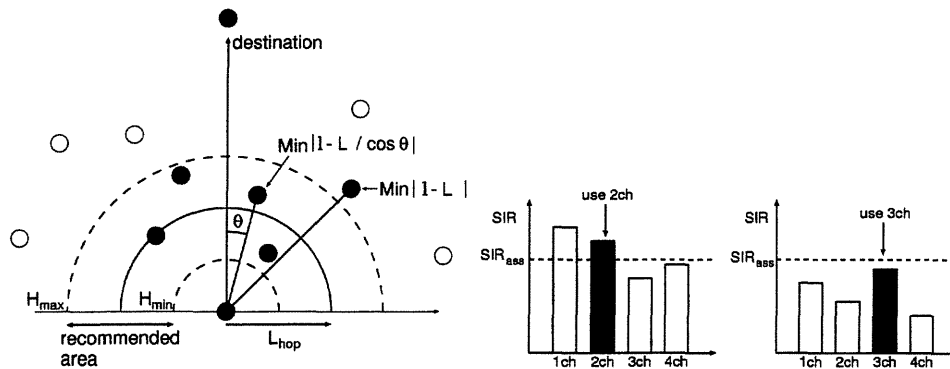


図 4.2: 中継端末選択アルゴリズム, チャンネル選択アルゴリズム

4.2.3 チャンネル選択アルゴリズム

各送信端末は SIR をもとに使用するチャンネルを選択する。使用チャンネルに SIR が小さいチャンネルを選択した場合、後のトラフィック増加によりリンクが切断される可能性が高くなる。逆に SIR が大きいチャンネルを選択した場合、同一チャンネルを再利用する距離が長くなりチャンネル利用効率の低下を招くと考えられる。そこで、図 4.2 の右のように SIR の閾値 (推奨 SIR) SIR_{ass} を導入し、SIR が推奨 SIR 以上でかつ SIR が最小のチャンネルを選択する。また全チャンネルが推奨 SIR を満たさない場合は、SIR が最も大きいチャンネルを使用する。

4.2.4 推奨中継距離の考察と従来方式の問題

各送信端末が中継端末を選択する場合、中継端末との距離が短くなるほど送信端末による干渉エリアは小さくなり周波数利用効率は高くなると考えられる。しかし、最も近い端末を中継端末に選択すると極端に短いリンクができる場合がある。このような場合、中継端末との距離が短くなり所望信号電力が大きくなる。このため上記のチャンネル選択アルゴリズムでは近傍の送信端末が使用しているチャンネルを使用し、干渉によってそのリンクを切断するといった問題が生じる。従って、同時接続ルート数を大きくするためには、4.2.2 で用いた推奨中継距離 L_{hop} を適用し各リンク長の分散を少なくすることが必要となる。推奨中継距離 L_{hop} が長い場合、通信距離が長くなるため干渉エリアは大きくなり周波数利用効率が低下する。しかし、推奨中継距離 L_{hop} が短い場合、推奨範囲内に端末が存在せず最も近い端末を中継端末に選択する場合があるため、リンク長の分散が大きくな

る。従って、適切な推奨中継距離 L_{hop} を設定することは重要である。ここで、端末密度が高ければ推奨範囲内に端末が存在する確率は高くなるため、推奨中継距離 L_{hop} は端末密度に依存すると考えられる。従来のモデル [3] では、端末分布が一様な場合を想定していたため推奨中継距離 L_{hop} は一定であった。しかし、端末分布が一様ではない場合も考えられ、このような場合には端末密度が地域的に変化するため、推奨中継距離 L_{hop} を動的に変化させることが必要であると考えられる。

4.3 提案方式

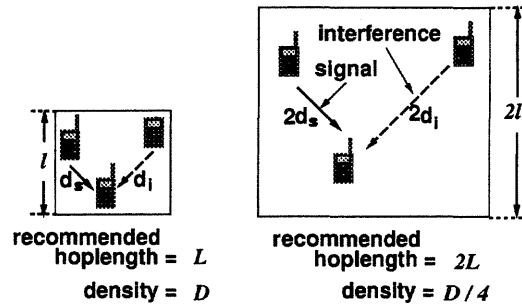


図 4.3: 推奨中継距離の変化

端末分布が一様でない場合にもマルチホップネットワークが高い周波数利用効率を維持するように、推奨中継距離を適応的に変化させ、受信端末の受信電力が一定となるように送信電力制御を行う方式を提案する。

各端末は自身の推奨中継距離を周辺の端末密度に応じて決定する。図 4.3 に示すように、左図の端末密度が D である $l \times l$ のエリアにおいて最適な推奨中継距離が L であるとする。右図の $2l \times 2l$ のエリアに左図と同数の端末を配置すると、端末密度は $D/4$ となる。右図では平均の端末間距離は左図の 2 倍となるため、干渉源となる同一チャネルで送信を行う端末との距離も 2 倍になると考えられる。通信を行う端末間の距離を d_s 、送信電力に比例した定数を k_s とし、干渉源となる端末との距離を d_i 、送信電力に比例して定数を k_i とする。距離減衰定数を α とすると、受信端末における SIR は

$$SIR = \frac{k_s(d_s)^{-\alpha}}{k_i(d_i)^{-\alpha}}$$

となる。そのため d_{inf} が 2 倍となる右図では最適な推奨中継距離も 2 倍の $2L$ になると考えられる。この考えに基づき、以下の方法で推奨中継距離を決定する。各端末は、自身から半径 r_{dense} 内に存在する端末数を知っていると仮定する。この半径 r_{dense} を密度探索半径と呼ぶ。そして、自端末から密度探索半径 r_{dense} 内の端末密度 d を求め、それをもとに各端末の推奨中継距離 l_{hop} を決定する。各端末はエリアに端末が一様に分布している場合の端末密度 D を知っているとする。また、端末密度が D の場合の推奨中継距離を L_{basis} とする。この L_{basis} を基準推奨中継距離と呼ぶ。ここで各端末の推奨中継距離 l_{hop} を次式

によって求める.

$$l_{\text{hop}} = L_{\text{basis}} \left(\frac{D}{d} \right)^{\frac{1}{2}}$$

その後, 4.2.2 に示す中継端末選択アルゴリズムにより中継端末を決定し, 中継端末の受信電力が一定となるように送信電力制御を行う. チャネル選択アルゴリズムは 4.2.3 と同様とする.

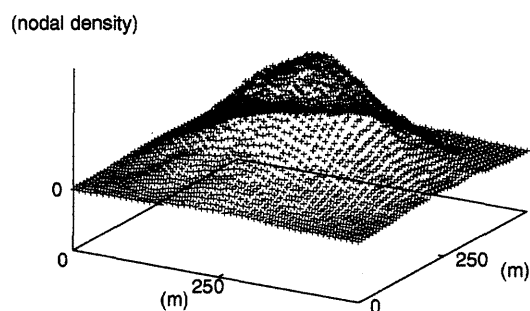


図 4.4: 端末分布が “gaussian” の場合

4.4 提案方式の特性の評価

4.4.1 シミュレーション諸元

表 4.1 にシミュレーション諸元を示す. $500 \text{ m} \times 500 \text{ m}$ のエリアに端末を 5000 台配置する. 端末配置は, エリア内の端末分布が一様な場合とエリア内の端末分布が一様ではない場合を考える. 端末が一様に分布している場合を “uniform” と呼ぶ. 端末分布が一様でない場合の端末分布は 2 つの場合を考え, 1 つは, 図 4.4 のように端末密度がエリアの中心を最大とする標準偏差が 100 m の 2 次元の正規分布に従う端末分布を考える. このような端末分布を “gaussian” と呼ぶ. もう 1 つは, エリアの中央より左側で端末密度が低く, エリアの中央より右側で端末密度が高くなるような端末分布を考える. 右側が左側の 3 倍の端末密度となっている場合を想定し, このような端末分布を “step” と呼ぶ. チャネル数は 200 とし, 所要 SIR は 10 dB とする. 距離減衰定数 α は 3 とする. 推奨 SIR は 30 dB とする. 本研究では, 周波数利用効率の評価基準として要求されたルート数に対するルート切断率特性を用いる. ルート切断率は要求されたルート数に対する, 干渉によって切断されたルートと構築に失敗したルートの割合を表す.

4.4.2 従来方式において推奨中継距離を変化させた場合の特性

提案方式では, 基準推奨中継距離 L_{basis} を基に推奨中継距離 l_{hop} を決定する. このため, 基準推奨中継距離 L_{basis} を決定することが必要となる. 本研究では, 従来方式において端

表 4.1: 計算機シミュレーション諸元

シミュレーションエリア	500 m×500 m
端末数	5000
チャネル数	200
所要 SIR	10 dB
距離減衰定数 α	3
推奨中継距離 L_{basis}	7 m, 10 m, 13 m
推奨 SIR	30 dB

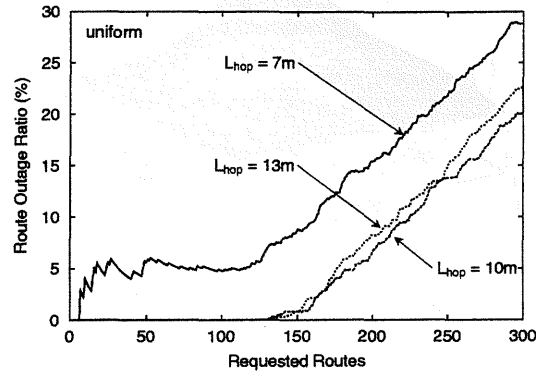


図 4.5: 推奨中継距離 L_{hop} による特性の変化

末分布を“uniform”とした場合に、ルート切断率が最小となる推奨中継距離 L_{hop} を基準推奨中継距離 L_{basis} として用いる。図 4.5 に、従来方式において推奨中継距離 L_{hop} を変化した場合の要求されたルート数に対するルート切断率特性を示す。横軸は要求されたルート数、縦軸は総ルート数に対するルート切断率を示す。5%のルート切断率を許容すると構築することのできたルート数は、推奨中継距離 L_{hop} が 7 m の場合におよそ 20 ルート、推奨中継距離 L_{hop} が 10 m の場合におよそ 190 ルート、推奨中継距離 L_{hop} が 13 m の場合におよそ 170 ルートとなっている。この結果より、“uniform”の端末密度では推奨中継距離 L_{hop} は 7 m, 10 m, 13 m のうち、10 m が適することがわかる。以降のシミュレーションにおいては、基準推奨中継距離 L_{basis} として 10 m を用いる。また、従来方式における推奨中継距離 L_{hop} は基準推奨中継距離 L_{basis} と同様とし、10 m を用いる。

4.4.3 提案方式において密度探索半径を変化させた場合の特性

提案方式では、自端末から密度探索半径 r_{dense} 内の端末密度 d により推奨中継距離 l_{hop} を決定する。しかし、密度探索半径 r_{dense} により端末密度 d は変化する。従って、推奨中継距離 l_{hop} が変化し特性に影響を与える可能性がある。図 4.6 に、提案方式において端末分布を“gaussian”とし、密度探索半径 r_{dense} を 10 m, 50 m, 100 m とした場合の要求されたルート数に対するルート切断率特性を示す。5%のルート切断を許容すると、構築することのできたルート数は密度探索半径 r_{dense} が 10 m の場合およそ 170 ルート、50 m の場

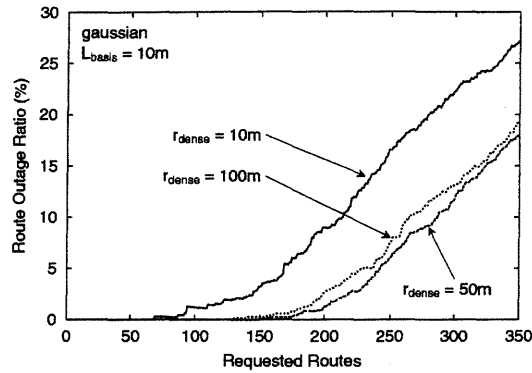


図 4.6: 密度探索半径 r_{dense} による特性の変化

合およそ 240 ルート, 100 m の場合およそ 230 ルートとなっている。この結果より, 密度探索半径 r_{dense} は 10 m, 50 m, 100 m のうち 50 m が適することがわかる。以降のシミュレーションにおいては, 密度探索半径 r_{dense} は 50 m を用いるとする。

4.4.4 端末分布が “uniform” の場合の特性

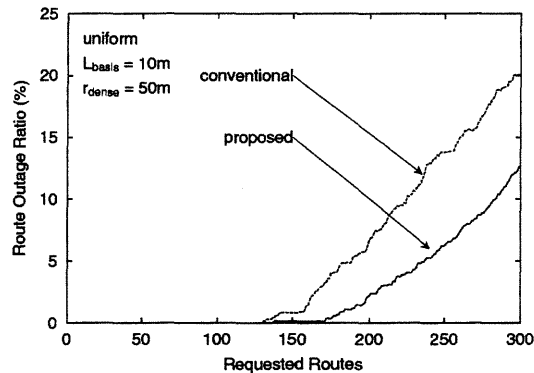


図 4.7: 端末分布が “uniform” の場合のルート切断率特性

図 4.7 に, 端末分布が “uniform” の場合における従来方式と提案方式の要求されたルート数に対するルート切断率特性を示す。図中の conventional は従来方式, proposed は提案方式を示す。5% のルート切断率を許容すると従来方式ではおよそ 190 ルート, 提案方式ではおよそ 240 ルート構築することができており, ルート構築数は従来方式よりもおよそ 30% 多くなっている。両者の特性の差の要因として以下の理由が考えられる。端末分布は一樣であることから提案方式の推奨中継距離はほぼ一定だと考えられる。そのため, 提案方式におけるルート切断率の改善は送信電力制御を行うことによるものであると考えられる。従来の等電力送信では, 比較的長いリンクでは所望信号電力が小さくなり少ない干渉量でもリンクが切断される。しかし, 提案方式では受信電力を一定としているため, 長いリンクにおいても所望信号電力が減少せず従来方式に比べリンクは切断されにくい。

4.4.5 端末分布が“gaussian”の場合の特性

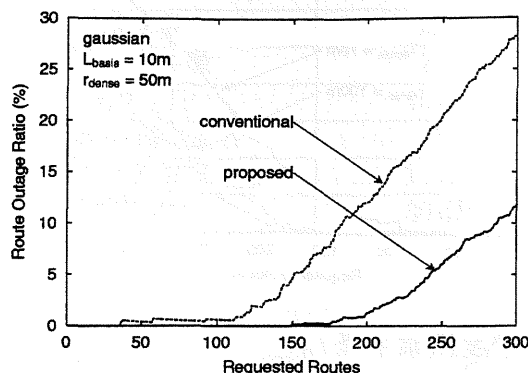


図 4.8: 端末分布が“gaussian”の場合のルート切断率特性

図 4.8 に、端末分布を“gaussian”とした場合における従来方式と提案方式の要求されたルート数に対するルート切断率特性を示す。5%のルート切断率を許容すると、従来方式ではおよそ 150 ルート、提案方式ではおよそ 240 ルート構築することができている。端末分布を“uniform”とした場合とルート切断率が 5%となるルート構築数（ルート切断率 5%点）で比較すると、端末分布を“gaussian”とすることにより従来方式ではルート構築数がおおよそ 20%減少しているのに対し、提案方式ではルート構築数は減少していない。このことから、“gaussian”のような端末分布の場合、提案方式が従来方式よりも優れた特性を示すことがわかる。従来方式の特性劣化の要因として、以下の 2 つが考えられる。1 つは、端末密度の高いエリア中央部において、従来方式では推奨中継距離 L_{hop} が、ルート切断率 5%点におけるルート構築数が最大となるような推奨中継距離よりも長くなり周波数利用効率が低下することである。発呼端末と宛先端末をランダムに選んだ場合、ルートがエリア中央部を通る確率が高くトラフィックが集中することが考えられる。このため、提案方式よりも早い段階でリンクの切断が生じたと考えられる。もう 1 つは、端末密度が低い周辺部において従来方式では推奨中継距離 L_{hop} がルート切断率 5%点におけるルート構築数が最大となる推奨中継距離 L_{hop} よりも短くなることである。この場合、実際に構築される各リンクの距離の分散が大きくなり、端末間距離の短いリンクでは所望信号電力が大きくなる。このため、送信端末が近傍で使用しているチャンネルを選択し、そのリンクを切断することが考えられる。

4.4.6 端末分布が“step”の場合の特性

端末分布が“step”の場合、提案方式では端末密度が大きく変化するエリア中央部において推奨中継距離 L_{hop} の長い端末と短い端末ができる。従って近傍に通信距離が長く送信電力の大きいリンクと、通信距離が短く送信電力の小さいリンクが混在することになる。このような場合、短いリンクは周辺への干渉量が小さいため周辺の端末は同一のチャンネルを選択し送信を行う。このため短いリンクは切断されることになり、ルート切断率特性

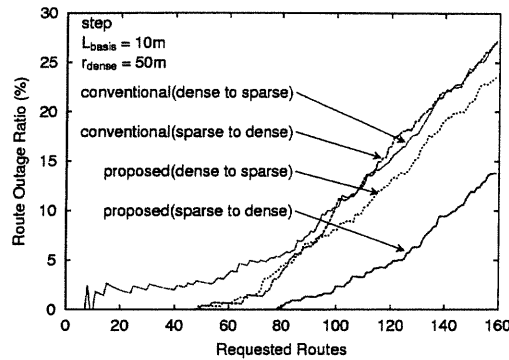


図 4.9: 端末分布が “step” の場合のルート切断率特性

が劣化する可能性がある。図 4.9 に、端末分布を step とした場合における、従来方式と提案方式の要求されたルート数に対するルート切断率特性を示す。端末分布が “step” の場合には、発呼端末と宛先端末の選択法として、発呼端末を端末密度が低いエリアから、宛先端末を端末密度が高いエリアから決定した場合 (sparse to dense) と、発呼端末を端末密度が高いエリアから、宛先端末を端末密度の低いエリアから決定した場合 (dense to sparse) の 2 つを考える。端末密度の高いエリアを “dense area”，端末密度の低いエリアを “sparse area” と呼ぶ。5% のルート切断率を許容すると，“sparse to dense” の場合、従来方式ではおよそ 80 ルート、提案方式ではおよそ 120 ルート構築することができている。また，“dense to sparse” の場合、従来方式ではおよそ 70 ルート、提案方式では 80 ルート構築することができている。“sparse to dense” の場合は、ルート切断率 5% 点において提案方式では従来方式よりもルート構築数がおおよそ 50% 多くなっているのに対し，“dense to sparse” の場合は、提案方式では従来方式よりもルート構築数は増えるものの、およそ 10% しか増加していない。後方でルート構築数が増加しない要因として、以下の理由が考えられる。図 4.10 に “sparse to dense” の場合、“dense to sparse” の場合の概念図を示す。両方の場合において端末 A は端末 B へ信号の送信を行っているとし、その後のルート構築時に端末 C が端末 D へ信号の送信を行うためのチャネルを選択する。“sparse to dense” の場合において、端末 A、B 間の距離は短いため端末 A の送信電力は小さくなる。端末 C は端末 A からの干渉電力が少ないため、端末 A と同一のチャネルを選択する。しかし受信端末 B は端末 C から離れているため干渉電力が小さくなり端末 A、B 間のリンクは切断されない。次に “dense to sparse” の場合において、“sparse to dense” の場合と同様に端末 C は端末 A からの干渉電力が少ないため端末 A と同一のチャネルを選択する。この時、端末 B は端末 C からの距離が近いため干渉電力が大きくなる。このため端末 B は所要 SIR を満たすことができなくなり、端末 A、B 間のリンクは切断される。従って，“dense to sparse” の場合に提案方式による特性の改善が少なくなったと考えられる。

4.5 むすび

本研究では、マルチホップ無線網における周波数利用効率の検討を行った。

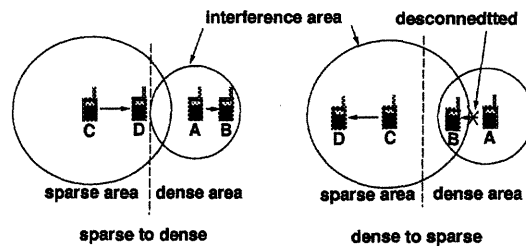


図 4.10: 端末分布が“step”の場合の考察

文献 [3] における従来の方式では、等電力送信を行い、端末が一様に分布していることを想定しているため中継端末を選択する際の基準となる推奨中継距離を一定としていた。この従来方式では、端末分布が一様でない場合にはルート切断率特性が劣化する。そこで、端末分布が一様でない場合にも高い周波数利用効率を維持するため、周辺の端末密度に応じて推奨中継距離を動的に変化させ、送信電力制御を行う方式を提案した。そして従来方式と提案方式において、端末の分布が一様である場合、端末の分布が一様でない場合それぞれにおいて、要求されたルート数に対するルート切断率特性を示した。これにより、従来方式では端末分布が一様でない場合には端末分布が一様な場合と比較してルート切断率特性が劣化するのに対し、提案方式ではルート切断率特性が劣化しないことを示した。また、端末の分布が一様である場合においても、送信電力制御を行うことにより提案方式は従来方式よりも優れた特性を示した。

参考文献

- [1] インターネット協会監修. インターネット白書. インプレス, 2002.
- [2] 間瀬憲一, 中野敬介, 仙石正和, 篠田庄司. “次世代アドホックネットワークの動向と課題—ユニバーサル・アドホックネットワークの提案—”. 電子情報通信学会技術報告 IN2000-7, pp. 37-42, 2000-04.
- [3] 向井務, 村田英一, 吉田進. “マルチホップ自律分散無線ネットワークにおけるチャネル選択アルゴリズムと確立ルート数の検討”. 電子情報通信学会論文誌, pp. 2080-2086, 2002-12.

第5章 無線LANを用いたマルチホップネットワークの試作と特性評価

5.1 まえがき

近年、携帯電話からPDA(Personal Digital Assistant)に至る様々なモバイル機器が急速に普及している。1999年末には携帯電話の加入者数が固定電話の加入者数を上回った。また、無線LAN(Local Area Network)については、ノートパソコンをはじめとするモバイル情報端末に搭載されることも珍しくなくなってきた。これに伴い、モバイル端末の様々な分野での応用が考えられるようになりつつある。例えば、ペーパーレス会議での資料配布や、災害救助などが考えられる。このように、集中制御を中心とした従来の無線ネットワークから自律分散ネットワークへと重点が移りつつある。

これまでのマルチホップネットワークの特性評価は、主に計算機シミュレーションにより行われてきた。しかし、マルチホップネットワークにおいては、周波数利用効率や、スループットをはじめとする特性評価は無線通信環境に依存することが有線ネットワークと大きく異なる点である。従って、実環境においてマルチホップネットワークを試作し特性評価を行うことは、今後の研究の発展に影響を与えるところが大きいと期待される。

本研究では、まず、試作を行った本学工学部3号館4階当研究室の周辺での電波強度マップを作成する。次に、IEEE 802.11b無線LAN機能を持つノートパソコンを用いてマルチホップネットワークの試作を行う。そして、直接通信範囲内の端末と通信を行う場合、スループットの改善をはかり、マルチホップ接続を行うルーティング方式を提案し、測定実験よりスループット改善効果を示す。最後に、周波数利用効率の向上を狙い、実環境における端末の周辺情報に基づき、マルチホップ接続を利用した送信電力制御方式を提案し、実験によりその有効性を示している。

5.2 電波強度マップ

図5.1に本学工学部3号館4階当研究室のS405室に配置してある端末からの信号の受信SNRを基準に作成した電波強度マップを示す。図5.1より、電波強度は無線環境の状況によって大きく変化することがわかる。また、A、Bでは仕切りによるシャドウイングが生じることが確認できる。ここで、シャドウイングの原因で電波強度が弱い場所に存在する端末に対してマルチホップ接続の導入が考えられる[1, 2]。このように、無線環境に適したマルチホップネットワークの構築は重要な課題であると考えられる。

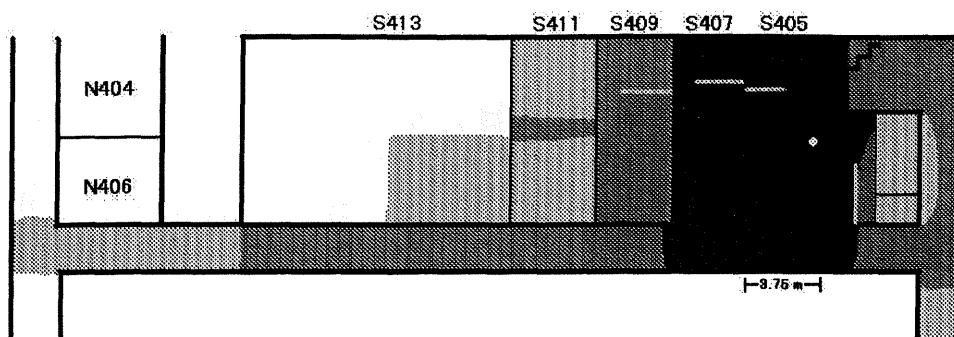


図 5.1: 本学工学部 3 号館 4 階当研究室周辺での電波強度マップ

5.3 試作の内容と特性評価

本研究におけるマルチホップネットワークの試作は、大きく 2 段階に分けられている。第 1 段階では初期研究として、Linux カーネルモジュールの 1 つである Kernel AODV[3] の導入実験を行い、ルーティングプロトコル AODV [4] を用いたマルチホップネットワークの特性測定を行い、この改善について検討を行う。第 2 段階では、周波数の有効利用を狙い、送信電力制御を導入したマルチホップネットワークの提案を行い、有効性を測定実験により確認する。本節では、この 2 段階それぞれについて述べる。

5.3.1 システム構成

実験におけるシステムの構成は以下に示す。

- Note PC : DynaBook SS PA-DS60P/N8M 6 台
- 無線 LAN カード : Cisco AIR-PCM350k 6 枚
- OS : Vine Linux 2.4.18
- Kernel AODV v2.0.1
- 無線 LAN ドライバ : Wireless Tools for Linux v.25 [5]

5.3.2 Kernel AODV の導入実験

本研究における試作の第 1 段階では、無線 LAN カードを装備したノート PC を用いて Kernel AODV の導入実験を行った。本節では構築したマルチホップネットワークにおいて、スループット測定と改善手法について説明する。

測定条件

スループット測定は Netperf を用いて行う。毎回 10 秒間の測定を 10 回行い、平均値を評価する。送信電力は一定で、50mW とする。ビットレートは 1Mbps, 2Mbps, 5.5Mbps, 11Mbps で、自動的に最高な値を取る。また、以下で示す SNR(Signal-Noise Ratio) の S 電力は測定によるもので、N 電力は一定で -99 dBm としたものである。ここでの N 電力は熱雑音電力密度 (-174 dBm/Hz), 802.11b の周波数帯域幅 (11 MHz), および雑音指数 (5 dB と仮定) の積によって計算された値である。また、スループット測定は UDP 通信において行う。

Kernel AODV でのスループット特性

Kernel AODV を用いて構築したマルチホップネットワークにおけるスループット測定を以下 2 つの方法で行う。図 5.2 では Kernel AODV を導入した 3 台のノート PC の通信モデルを示す。図 5.3 は本学工学部 3 号館 4 階の当研究室周辺での実験配置図である。ここでは、UDP 通信において端末 S における端末 D からの信号の SNR が 30 dB より大きい時、端末 D を、端末 S に対して通信安定端末と定義する。

実験方法 1 中継端末 R を用いず、端末 S における端末 D からの信号の受信 SNR と、端末 S-D 間 1 ホップ PTP(Peer To Peer) 通信のスループットとの関係を測定した。

実験方法 2 Kernel AODV を用い、端末 S と端末 D に対し、通信安定端末 R をルーティングテーブルに与えることで、端末 S における端末 D からの受信 SNR と、端末 S-D 間のスループットとの関係を測定した。これを強制的 2 ホップ PTP 通信とする。

結果 図 5.4 に結果を示す。1 ホップ PTP 通信の場合、SNR が約 26 dB 以上ではスループットがほぼ一定であり、それを下回ると大きな落ち込みがみられた。この環境下では直接接続できるため 2 ホップに移行しない。これに対して、強制的 2 ホップ PTP 通信の場合、SNR に対してスループットがほぼ一定となることが分かった。1 ホップ PTP 通信と強制的 2 ホップ PTP 通信の交点の SNR が 19 dB であることから、SNR がこれより低い環境では、強制的 2 ホップ PTP 通信を行った方が高いスループットが実現できる。

5.3.3 Kernel AODV の改善手法

以上のスループット特性から、Kernel AODV を用いた PTP 通信では、通信範囲の限界に近い 2 端末が通信を行った場合、スループットが低く、通信が途切れることが生じて 2 ホップにせず、1 ホップ PTP 通信を維持する傾向がある。これを改善するため、以下のような方式を提案し、測定実験を行う。

提案方式 図 5.2 では、直接通信範囲内にある端末 S が端末 D へ信号を送信する時、端末 S における端末 D からの信号の受信 SNR が大きい場合、1 ホップ PTP 通信を行い、SNR

がある閾値を下回ると端末S、Dに対する通信安定端末Rを探し、2ホップPTP通信に切り替える。

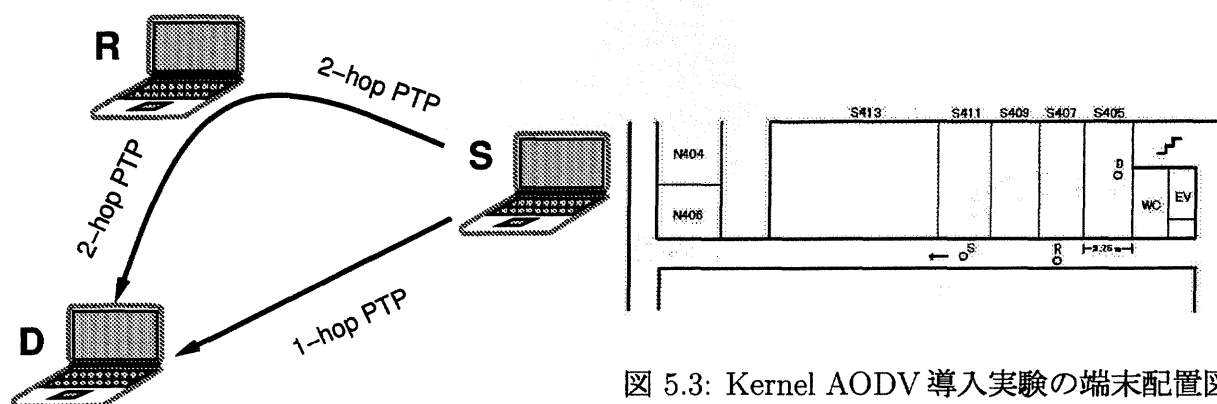


図 5.3: Kernel AODV 導入実験の端末配置図

図 5.2: 提案するルーティングアルゴリズム

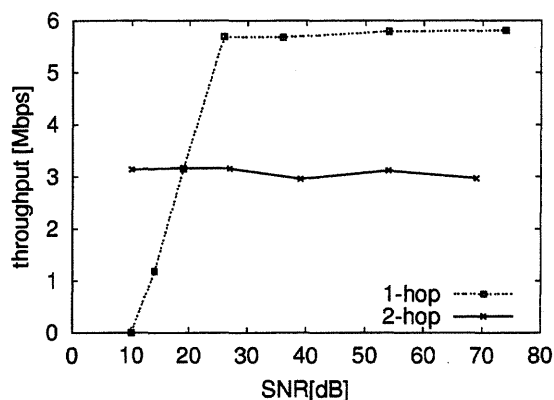


図 5.4: 1 ホップと強制的 2 ホップの SNR に対するスループット

実験方法 図 5.3 において、端末Sを端末Dから離していく、端末Sにおける端末Dからの信号の受信SNRが19dB以上のエリア内では、端末S-D間で1ホップPTP通信を行い、19dBから0dBのエリア内では、予めルーティングテーブルに設定した端末Sと端末Dに対する通信安定端末Rを中継し、2ホップPTP通信に切り替える。この時の端末S-D間のスループット測定を行う。

結果 図 5.5 に結果を示す。提案した方法では、端末Sにおける端末Dからの信号の受信SNRが19dB以下でも約3.0Mbpsの値を得られ、1ホップPTPよりも高く、強制的な2ホップPTPと同程度のスループットが得られた。ここでは、直接通信範囲内の通信端末に対して2ホップ接続を導入することでスループット特性が改善したことを実験により示した。

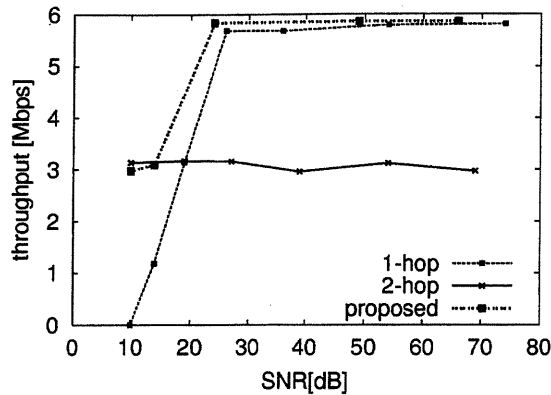


図 5.5: SNR に対する 1 ホップ, 強制的 2 ホップと提案した通信方式のスループット

5.4 送信電力制御の導入

前節では, 試作の第 1 段階として Kernel AODV を用いて構築したマルチホップネットワークにおけるスループット特性の改善について検討を行ってきた. 本節では, 第 2 段階として送信電力制御を導入し, 周波数の利用効率に着目したマルチホップネットワークの試作を行う.

マルチホップネットワークでは限られた空間内に複数の端末が存在し, 同一チャネルで同時通信を行うことが多いと予想される. また, 送信電力制御を行うことで, 送信信号の到達範囲に着目したルーティングが行え, 周波数利用効率を向上させることが可能だと考えられる. 従って, 同一チャネルで同時通信を行っている複数端末に対し, 周辺の端末への干渉を低減させるような送信電力制御を行うことで, ネットワーク全体のスループットを向上させることが可能であると考えられる. 本節では, 本研究で提案した送信電力制御方式, 通信アルゴリズム, および測定実験を示す.

5.4.1 送信電力制御方式

図 5.6 より, マルチホップネットワークにおいて直接通信範囲内にある端末 S と端末 D との間の通信を考える. 端末 S から端末 D へ直接通信を行う場合に最小限必要となる送信電力を P_{req} とする. 端末 S は端末 D と通信する場合に, 以下で示す監視領域 (以下では「S, D」監視領域という) を設定し, この中に通信中の他端末が存在しなければ, 端末 S は送信電力 P_{req} で端末 D へ直接送信する. もし通信中の他端末が存在すれば, 端末 S は中継端末選択法により中継端末を選択し, 改めて定められた送信電力で 2 ホップ送信を行う. もし中継端末が見つからなければ端末 S は送信電力 P_{req} で端末 D へ直接送信を行う. 以下では, 「S, D」監視領域および中継端末選択法について説明する.

「S, D」監視領域 図 5.6 における灰色のエリアは「S, D」監視領域を示す. 「S, D」監視領域とは端末 S はデバイスによって定められた最小送信電力 P_{min} では通信できないが送信電力 P_{req} では通信でき, しかも端末 D が P_{req} で通信できないエリアである. このよ

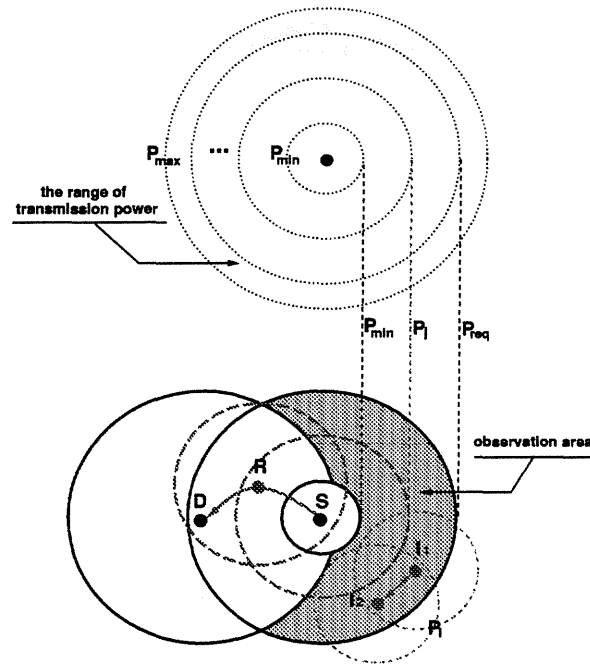


図 5.6: 送信電力制御方式における監視領域および2ホップ接続の導入

うなエリアで他端末の通信が行われている場合、新たに端末Sが端末Dへ通信を行う時は中継端末選択法に従って中継端末を選択する。

中継端末選択法 送信電力が $P_{\min}$ と P_{req} の間で、端末Sと端末Dが共に通信できる各端末のうち、端末S、Dへ通信するのに必要となる送信電力が最小となるような中継端末を選択する。

5.4.2 通信アルゴリズム

本試作のマルチホップネットワークにおいて、端末はルートテーブルを参照し、宛先端末への次送信先と送信電力の2つの情報に基づいて送信を行う。ここでは、発信端末は直接通信範囲内にある宛先端末に対する通信アルゴリズムは自端末のルートテーブルの設定によって決定される。また、各端末はデバイスによって定められた最大送信電力 $P_{\max}$ 、と最小送信電力 $P_{\min}$ を持ち、 $P_{\min}$ と $P_{\max}$ の間の任意の電力で送信できるとする。以下では端末の通信アルゴリズムを示す。

まず、各端末は常に最大送信電力 $P_{\max}$ で hello パケットをブロードキャストする。hello パケットを用いて、各端末は各自の要求メッセージ、通信状況および1ホップ以内の端末リスト(以下では隣接ノードリストと呼ぶ)を定期的に交換する。ここでの要求メッセージには、RRM(Relay Request Message), RAM(Relay Answer Message), と ERM(Error for Relay Message)がある。RRMは中継を要求するメッセージ, RAMは中継要求を承認するメッセージ, ERMは中継ができない場合のメッセージと定義する。

次に、各端末は hello パケット内の情報を用いて隣接ノードリスト内の各端末に対して監視動作を行う。以下では、図 5.6 を用いて、端末 S の隣接ノードリストにある端末 D に対する監視動作について説明する。なお、端末 S から端末 D へ直接通信を行う場合に必要となる最小送信電力を P_{req} とする。図 5.6 の下図における灰色のエリアは「S, D」監視領域を示す。

- 「S, D」監視領域内に通信している他端末が存在しなければ、端末 S は端末 D に送信する場合、送信電力 P_{req} で 1 ホップ通信するようルートテーブルに設定する。
- 「S, D」監視領域内に、通信している他端末が存在すれば、端末 S は中継端末選択法に従い P_{req} より低い送信電力で端末 D へ 2 ホップ通信できるような中継端末を探索する。中継端末が存在すれば、RRM を送り中継を要求する。この時、端末 D へは送信電力 P_{req} で 1 ホップ通信を行うようにルートテーブルに設定を行い、中継端末からの RAM を待つ。もし、中継端末が存在しなければ、端末 D へのルートテーブルは送信電力 P_{req} で 1 ホップ通信と設定する。例えば、図 5.6 では、送信電力 $P_j (P_j < P_{\text{req}})$ で、端末 R が端末 S, D と直接通信できるとすれば、端末 D に対する監視領域内に通信中の端末 I_1 と I_2 が存在するため、端末 S はまず端末 R へ RRM を送り、端末 R からの RAM を受け取ってから、端末 D へのルートテーブルに端末 R を中継端末とした 2 ホップ通信に設定する。

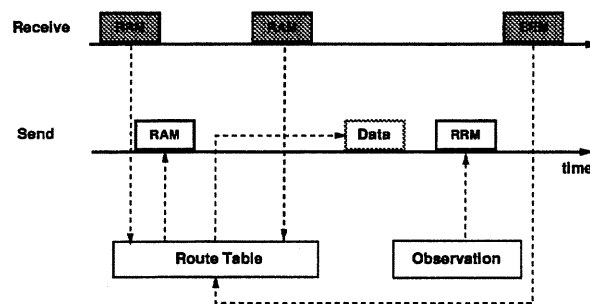


図 5.7: hello パケットに対する通信アルゴリズム

最後に、要求メッセージに対する端末の動作について説明する。図 5.7 を用いて、端末 A がある端末 B からの hello パケットを受けた後の動作を以下に示す。

- RRM メッセージが来た時、状態をチェックし、中継できれば端末 B へ RAM を送る。これと同時に受信した RRM により宛先端末と送信電力をルートテーブルに設定する。もし、中継できなければ ERM を送り返す。
- RAM メッセージが来た時、メッセージ内の宛先端末と送信電力の情報を用いて、端末 B を中継端末として宛先端末へのルートテーブルを書き換える。
- ERM メッセージが来た時、メッセージ内の宛先端末の情報を用いて、端末 B を通信できないノードリストに入れる。

5.4.3 提案方式に関する測定実験

5.4.1 では、直接通信範囲内に存在する端末間の通信に対してマルチホップ接続を導入した送信電力制御方式を提案した。本節では、提案方式の有効性を実験により確認する。

測定条件 測定条件は5.3.2と同様である。また、各端末は1mWと20mWの2つの送信電力が使用可能である。スループット測定にはUDP通信を用いる。

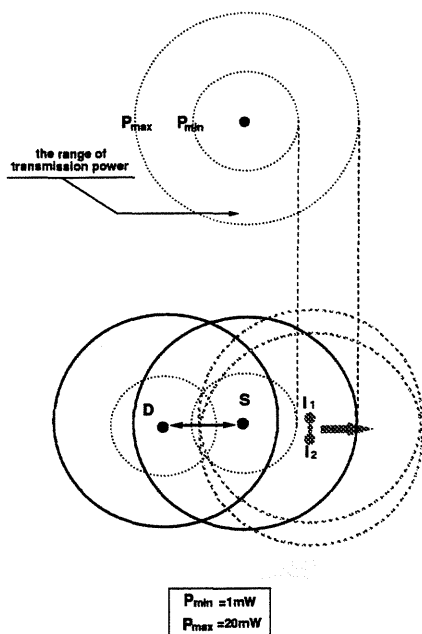


図 5.8: 直接通信の場合

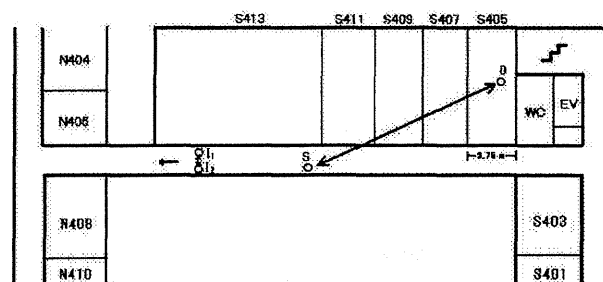


図 5.9: 直接通信の場合の実験配置図

実験方法 送信電力が20mWで直接通信範囲内に存在する端末に対して、以下の2つの通信方式について説明する。

1. 直接通信

図5.8において、端末Sと端末Dは送信電力1mWでは直接通信は行えず、20mWでは直接通信が可能な場所に配置されている。また、端末I₁と端末I₂は互いに最大通信速度で通信が行える場所に配置した。各端末は送信電力20mWで通信を行う。ここで、端末I₁と端末S間の伝搬損を基準に、端末I₁, I₂を端末S, Dから離していき、端末I₁-I₂間と端末S-D間の通信を同時に行った場合のスループット測定を行った。

2. 2ホップ接続の導入

図5.10より、端末S, Dおよび端末I₁, I₂は直接通信の場合と同様に配置する。また、各端末は送信電力1mWで通信を行う。端末Sと端末Dは直接通信できないため、見通しの良い端末Rを経由した2ホップPTP通信を行う。なお、この時の端末Rと端末S、および端末Rと端末D間の伝搬損は86dB以下である。ここで、端

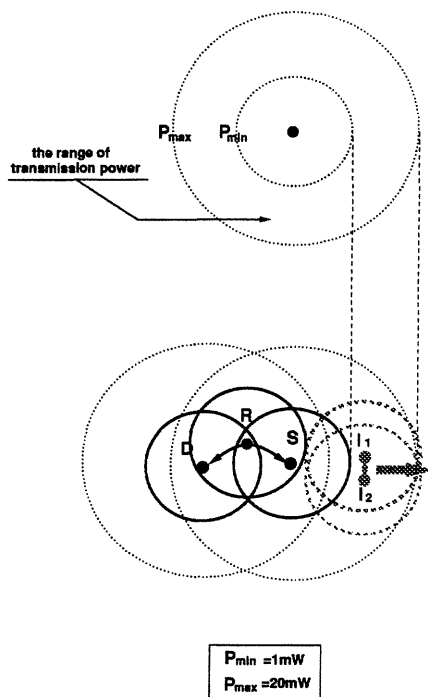


図 5.10: 2 ホップ接続を導入した場合

末 I_1 と端末 S 間の伝搬損を基準に、端末 I_1 - I_2 を端末 S - R - D から離していき、端末 I_1 - I_2 間と端末 S - R - D 間の通信を同時に行った場合のスループット測定を行った。

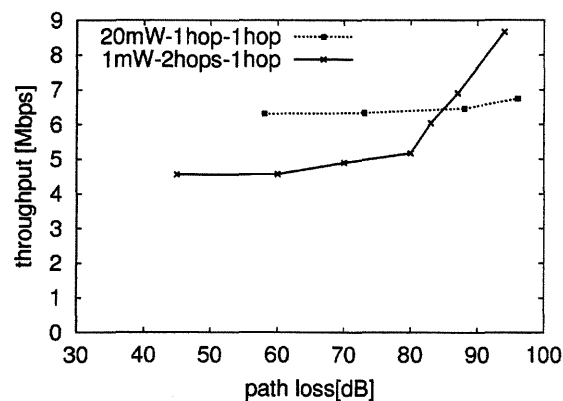


図 5.12: 伝搬損に対するスループット特性

結果 総和スループット特性を図 5.12 に示す。端末 S - D 間と端末 I_1 - I_2 間で直接通信を行った場合、端末 I_1 と端末 S 間の伝搬損が約 85 dB までは、総和スループットは 2 ホップ接続を導入した場合より高い。しかし、2 ホップ接続を導入した場合では各端末の送信電力は直接通信する場合の 1/20 である。このため、2 ホップ PTP 通信を行っている端末 S からの信号の干渉範囲が小さくなり、端末 S からある程度離れていくと、端末 I_1 , I_2 は端

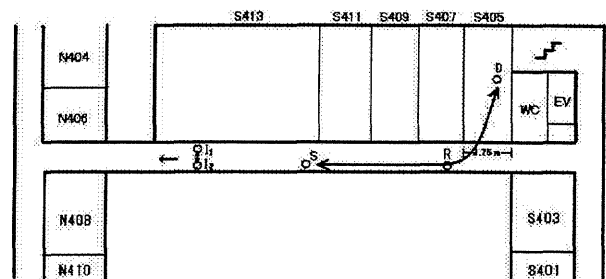


図 5.11: 2 ホップ接続を導入した場合の実験配置図

末Sから受ける干渉が減り、周波数の再利用が可能になる。本実験では、端末 I_1 における端末Sからの受信信号の伝搬損が約85 dBを超えるところで、総和スループットは直接通信の場合より高くなることが示されている。ここで、5.4.1で提案した送信電力制御に従い、端末Sが監視領域内で通信が行われている場合、端末S-D間で2ホップPTP通信を行うことで、総和スループットが向上しうることが実験によって示された。

5.4.4 考察

本節における送信電力制御方式をマルチホップネットワークに適用する場合、異なる送信電力を用いて同一チャネルで同時通信を行う複数の端末が存在することが予想される。しかし、無線LANを用いてこのようなマルチホップネットワークを構築した場合、MACプロトコルDCFでの問題を考慮しなければならない。ここで、送信電力制御を用いた場合、RTS/CTSハンドシェイクにより図5.13、図5.14に示すような隠れ端末問題およびさらされ端末問題が生じる。

1. 図5.13より、まず端末S-D間で双方向通信が行われている。ここで、端末 I_1 は端末SからのRTS・CTSの届かないところに存在するため、端末Sが通信中にもかかわらず、端末 I_1 が端末 I_2 と通信を行う可能性がある。この時、端末Sにおいて端末 I_1 からの信号と端末Dからの信号が衝突し、隠れ端末問題となる。
2. 図5.14より、まず端末 I_1 - I_2 間で双方向通信が行われている。ここで、端末Sは端末Dと通信を行っても端末 I_1 への干渉を及ぼさないにもかかわらず、端末 I_1 からのRTS・CTSによって、端末Dとの通信を一時待機することになる。これはさらされ端末問題となる。

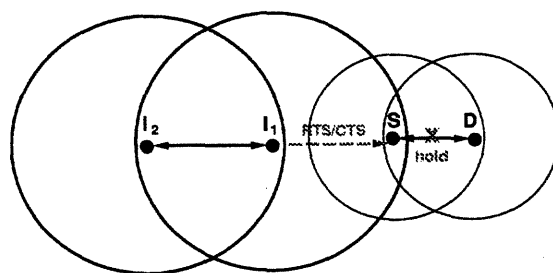
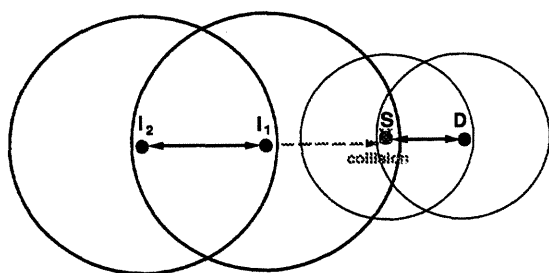


図 5.13: 異なる送信電力における隠れ端末問題 図 5.14: 異なる送信電力におけるさらされ端末問題

以上の問題が生じた原因としては、データパケットだけでなく RTS・CTS パケットに対しても送信電力制御を行ったため、RTS/CTS の機能の一部が失れたと考えられる。これを回避するためには、RTS・CTS パケットを hello パケットと同様に常に最大送信電力で送信する必要がある。しかし、現在の無線 LAN カードでは、このような送信電力制御はできないため、今後計算機シミュレーションにおいて、引き続いて送信電力制御の提案方式を検討していきたい。

5.5 むすび

本研究では、マルチホップネットワークの試作を行い、スループットの改善および周波数利用効率の向上を目的とする通信方式について検討を行った。

まず、本試作を行った本学工学部3号館4階当研究室周辺での電波強度マップを作成し、無線環境に適したマルチホップネットワークの必要性を示した。次に、Kernel AODVの導入実験より構築したマルチホップネットワークにおける無線通信のスループット特性測定を行い、直接通信できる範囲内の端末に対して2ホップ接続の導入を提案し、測定実験を行った。その結果、直接通信範囲の限界付近での端末間の通信のスループットは低く、途切れることが多い。これに対し、受信電力が19 dB以下では強制的に2ホップ接続を行うことでスループットの変動が少なく平均値が3.0 Mbpsと、直接通信時と比べて改善されることを実験より示した。また、各端末が周辺の端末情報に基づいて送信電力制御を行い、2ホップ接続を利用することで送信電力を削減し、周波数利用効率の向上に着目した通信方式を提案した。測定実験により宛先端末に対して送信端末の反対側で他の通信が行われている場合、送信端末は2ホップ送信を行った方が総和スループットが増加ことが確かめられた。

今後の課題として、計算機シミュレーションにおいて提案した送信電力制御の検討を進めることが挙げられる。

参考文献

- [1] Koji Yamamoto, Hidekazu Murata, Susumu Yoshida, Atsushi Fujiwara, Toru Otsu, and Yasushi Yamao. "Capacity and transmission power estimation of two-hop CDMA cellular system". *Proc. WPMC'02*, pp. 97-101, 2002.
- [2] Norbert Esseling and Andreas Winkler. "Integrated 2-hop communication for the HiperLAN/2 infrastructure mode". *Proc. IEEE VTC'01*, pp. 2333-2337, 2001 Spring.
- [3] http://w3.antd.nist.gov/wctg/aodv_kernel/.
- [4] Charles E. Perkins. *AD HOC NETWORKING*, pp. 173-218. Addison Wesley, 2001.
- [5] http://www.hpl.hp.com/personal/Jean_Tourrilhes/Linux/Tools.html.