The University of Osaka
Institutional Knowledge Archive

Title	無線メッシュネットワークのクラスタ分割とリンクスケジューリングに関する研究
Author(s)	田島, 滋人
Citation	大阪大学, 2010, 博士論文
Version Type	VoR
URL	https://hdl.handle.net/11094/2021
rights	
Note	

The University of Osaka Institutional Knowledge Archive : OUKA

https://ir.library.osaka-u.ac.jp/

The University of Osaka

無線メッシュネットワークのクラスタ分割と
リンクスケジューリングに関する研究

2010年7月

田 島　滋 人

無線メッシュネットワークのクラスタ分割と
リンクスケジューリングに関する研究

提出先　　大阪大学大学院情報科学研究科

提出年月　2010年7月

田 島　滋 人

関連発表論文

学術論文誌

1-1 馬場 孝之, 船曳 信生, 田島 滋人, “無線通信網における信頼度制約通信経路割当問題に対するニューラルネットワーク併用 2 段階解法の提案, ” 電子情報通信学会論文誌（A）, vol.J83-A, no.1, pp.47–56, Jan. 2000.

1-2 藤井 雅和, 船曳 信生, 横平 徳美, 田島 滋人, 常村 和史, 東野 輝夫, “静的およびモバイル・マルチキャストルーティング問題に対する最適パス選択解法の提案, ” 電子情報通信学会論文誌（A）, vol.J85-A, no.3, pp.358–369, Mar. 2002.

1-3 Nobuo Funabiki, Toru Nakanishi, Tokumi Yokohira, Shigeto Tajima, and Teruo Higashino, “A Quasi-Solution State Evolution Algorithm for Channel Assignment Problems in Cellular Networks, ” IEICE Transactions on Fundamentals of Electronics, Communications and Computer Sciences, vol.E85-A, no.5, pp.977–987, May 2002.

1-4 田島 滋人, 船曳 信生, 東野 輝夫, “無線ネットワークのリンクスケジューリング問題に対するヒューリスティック解法の提案, ” 情報処理学会論文誌, vol.45, no.2, pp.449–458, Feb. 2004.

1-5 Shigeto Tajima, Nobuo Funabiki, and Teruo Higashino, “A WDS Clustering Algorithm for Wireless Mesh Networks,” IEICE Transactions on Information and Systems, vol.E93-D, no.4, pp.800–810, Apr. 2010.

国際会議 会議録（査読あり）

2-1 Nobuo Funabiki, Seishi Nishikawa, and Shigeto Tajima, “A binary neural network approach for max cut problems,” Proceedings of the 1996 IEEE International Conference on Neural Information Processing, pp.631–635, Sep. 1996.

2-2 Nobuo Funabiki, Seishi Nishikawa, and Shigeto Tajima, “A binary neural network approach for net assignment problems,” Proceedings of the 1996 IEEE International Conference on Neural Networks, pp.2188–2193, Jun. 1996.

2-3 Nobuo Funabiki, Tokumi Yokohira, Toru Nakanishi, Shigeto Tajima, and Teruo Hi-

gashino, “A minimal-state processing search algorithm for satisfiability problems,” Proceedings of the 2001 IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics (SMC2001), pp.2769–2774, Oct. 2001.

2-4 Shigeto Tajima, Masakazu Fujii, Nobuo Funabiki, Tokumi Yokohira, Kazufumi Tsunemura, and Teruo Higashino, “An Optimal Path Selection Algorithm for Static and Mobile Multicast Routing Problems,” Proceedings of the 16th IEEE International Conference on Information Networking (ICOIN-16), pp.6B-2.1–6B-2.10, Feb. 2002.

2-5 Nobuo Funabiki, Toru Nakanishi, Tokumi Yokohira, Shigeto Tajima, and Teruo Higashino, “A Proposal of a Quasi-solution State Evolution Algorithm for Channel Assignment Problems,” Proceedings of the 16th IEEE International Conference on Information Networking (ICOIN-16), pp.3C-1.1–3C-1.10, Feb. 2002.

2-6 Shigeto Tajima, Nobuo Funabiki, Ayako Sugano, and Teruo Higashino, “A Proposal of a Minimal-State Processing Search Algorithm for Link Scheduling Problems in Packet Radio Networks,” Proceedings of the 2003 International Symposium on Applications and the Internet (SAINT2003), pp.128–135, Jan. 2003.

2-7 Shigeto Tajima, Nobuo Funabiki, Teruo Higashino, and Shoji Yoshida, “An Internet Gateway Access-Point Selection Problem for Wireless Infrastructure Mesh Networks,” Proceedings of the 2006 International Workshop on Future Mobile and Ubiquitous Information Technologies (FMUIT’06), pp.133–137, May 2006.

2-8 Nobuo Funabiki, Toru Nakanishi, Yohei Nomura, Tamer Farag, Shigeto Tajima, and Teruo Higashino, “An optimal access-point allocation for wireless infrastructure mesh networks,” Proceedings of the 16th International Conference on Computer Theory and Applications (ICCTA’2006), pp.77–80, Sep. 2006.

2-9 Shigeto Tajima, Teruo Higashino, Nobuo Funabiki, and Toru Nakanishi, “A WDS Clustering Algorithm for Wireless Mesh Networks,” Proceedings of the 4th IEEE and IFIP International Conference on Wireless and Optical Communications Networks (WOCN2007), CD-ROM, Jul. 2007.

国内会議 会議録（査読あり）

3-1 常村 和史，田島 滋人，藤井 雅和，中田 明夫，横平 徳美，舩曳 信生，東野 輝夫，“モバイル・マルチキャストルーティング問題に対する最適パス選択解法の提案，” 情報処理学会 マルチメディア通信と分散ワークショップ論文集, vol.2001, no.13, pp.55–60, Oct. 2001.

3-2 田島 滋人，舩曳 信生，東野 輝夫，“ネットワークのリンクスケジューリングにおけるタイムスロット数下限値算出法の改善，” 情報処理学会 マルチメディア，分散，協調とモバイル (DICOMO 2002) シンポジウム論文集, vol.2002, no.9, pp.325–328, Jul. 2002.

3-3 常村 和史, 田島 滋人, 中田 明夫, 舩曳 信生, 東野 輝夫, “ユーザの移動性を考慮したモバイル・マルチキャストルーティング問題に対する経路選択解法の提案，” 情報処理学会 マルチメディア，分散，協調とモバイル (DICOMO 2002) シンポジウム論文集, vol.2002, no.9, pp.329–332, Jul. 2002.

3-4 田島 滋人，舩曳 信生，東野 輝夫，“アドホックネットワークでの干渉を回避するリンク動作スケジューリングアルゴリズム，” 情報処理学会 マルチメディア，分散，協調とモバイル (DICOMO 2004) シンポジウム論文集, vol.2004, no.7, pp.309–312, Jul. 2004.

学術研究集会 報告（査読なし）

4-1 田島 滋人, 船曳 信生, 東野 輝夫, “無線通信網のリンクスケジューリング問題に対する二段階近似解法の提案,” 電子情報通信学会技術研究報告, COMP99-87, pp.65–72, Mar. 2000.

4-2 田島 滋人, 船曳 信生, 東野 輝夫, 横平 徳美, 中西 透, “ネットワークのリンクスケジューリングへのグラフ彩色アプローチ,” 電子情報通信学会技術研究報告, COMP2001-71, pp.63–70, Dec. 2001.

4-3 田島 滋人, 舩曳 信生, 東野 輝夫, “無線ネットワークにおける受信確率を考慮したリンクスケジューリングアルゴリズム,” 電子情報通信学会技術研究報告, MoMuC2004-101,IA2004-32, pp.81–86, Jan. 2005.

4-4 田島 滋人, 舩曳 信生, 東野 輝夫, “無線 LAN の WDS における AP 間通信へのリンクスケジューリングアルゴリズムの適用,” 電子情報通信学会技術研究報告, NS2005-74, pp.53–56, Jul. 2005.

4-5 田島 滋人, 舩曳 信生, 東野 輝夫, “無線メッシュネットワークにおけるゲートウェイ用アクセスポイント選択問題,” 電子情報通信学会 第 3 回アドホックネットワーク・ワークショップ, pp.1-17 – 1-20, Jan. 2006.

4-6 田島 滋人, 舩曳 信生, 東野 輝夫, “無線メッシュネットワークの WDS クラスタ分割問題,” 電子情報通信学会技術研究報告, NS2006-220, pp.323–328, Mar. 2007.

4-7 田島 滋人, 舩曳 信生, 東野 輝夫, “無線メッシュネットワークにおける WDS クラスタ分割アルゴリズムの改善,” 電子情報通信学会技術研究報告, NS2008-204, pp.343–348, Mar. 2009.

4-8 田島 滋人, 舩曳 信生, 東野 輝夫, “無線メッシュネットワークのアクセスポイント間通信での優先度順リンク動作方式,” 電子情報通信学会技術研究報告, NS2010-10, pp.47–52, Apr. 2010.

内容梗概

近年，通信技術の発展やネットワーク環境の向上に伴い，インターネット上で提供されるデータや情報，サービスの利用に対する要求が飛躍的に高まっている．その中で，安価でユビキタスなインターネット接続環境を提供するために，複数の無線ルータで構成されたマルチホップ型の**無線メッシュネットワーク**が注目されている．無線メッシュネットワークでは，ホスト・ルータ間の通信に加え，ルータ間の通信にも無線を用いることで，広範囲をカバーする無線ネットワークを安価に短期間で構築することが可能となる．

本研究では，**リピータ（WDS 接続）機能**を有する市販の**アクセスポイント（Access Point：AP）**を主として用いることで，安価・容易に構成可能とする，インターネット接続のための無線メッシュネットワーク **WIMNET（Wireless Internet-access Mesh NETwork）**を対象としている．WIMNET では，1 つ以上の AP が**ゲートウェイ（GW）**として，インターネットと有線接続されている．各ホストは，通常，AP 間のマルチホップ通信を介して GW に接続し，それを経由してインターネットに接続する．また，AP 間の WDS 接続機能では，経路情報の共有のため，制御パケットを互いにブロードキャストしている．この制御パケット数を抑制するため，互いに経路情報を共有する AP（本研究では，これを **WDS クラスタ**と呼ぶこととしている）の数に，上限が設けられている．

この WIMNET の大規模化を考慮した場合，AP 数やホスト数の増加による，通信性能の低下が問題となる．これは，転送パケットの集中する GW 付近の AP 間リンクでの**伝送遅延の増大**，ホストから GW までの**転送ホップ数の増大**，同一チャネルを利用するリンク間での**電波干渉の増大**などが原因である．これらの問題は，以下に示す，大規模 WIMNET の各設計課題において，最大限，対処しておくことが望ましい．

1) ネットワークフィールド内での AP 配置の決定,
2) WDS クラスタを構成する AP の決定,
3) AP 間通信リンク，AP・ホスト間通信リンクの通信チャネルの決定,
4) GW となる AP の決定,
5) GW・AP 間通信経路の決定,
6) AP 間リンクの動作タイミングの決定.

これらの課題は，大規模 WIMNET の最適設計を行うための組合せ最適化問題として，定式化が

可能である．そのため，これまでに，1) ネットワークフィールド内での AP 配置の決定，3) AP 間通信リンク，AP・ホスト間通信リンクの通信チャネルの決定，4) GW となる AP の決定，5) GW・AP 間通信経路の決定に関して，その組合せ最適化問題としての定式化と，ヒューリスティックアルゴリズムの提案が行われている．

そこで本研究では，2) WDS クラスタを構成する AP の決定，および，6) AP 間リンクの動作タイミングの決定，を対象に，それぞれ， WDS クラスタ分割問題，リンクスケジューリング問題としての組合せ最適化問題の定式化と，ヒューリスティックアルゴリズムの提案を行う．

WDS クラスタ分割問題では，WIMNET を構成するすべての AP を，互いに素となる，複数の WDS クラスタの集合に分割することが求められる．その際，各クラスタでは，1) AP 数が上限以下であること，2) ホスト数が上限以下であること，3) 全 AP が互いに通信可能であること，4) GW が存在すること，の 4 つの制約条件の充足が必要である．その上で，ホップ数および干渉リンク間の総トラヒック量で表される，通信遅延の見積としての評価関数の最小化が求められる．提案アルゴリズムは，4 つの制約条件を充足すると共に評価関数を最小とするクラスタ分割を探索するため，貪欲法と可変深度近傍探索法（Variable Depth Search method:VDS 法）の 2 段階構成としている．性能評価のために開発した WIMNET シミュレータを用いたシミュレーションにより，提案するクラスタ分割アルゴリズムの有効性を示す．特に，格子状トポロジの例題では，いずれもその最適解を探索できていることを示す．

リンクスケジューリング問題では，電波干渉の発生を 0 とする，WIMNET で動作の必要な全 AP 間リンクの周期的な動作スケジュール（本研究では，**TDMA サイクル**と呼ばれる）が求められる．その際，トラヒック量に応じて同一 AP 間リンクを多重で与えることで，混雑度を考慮したスケジュールを生成する．本問題では，WIMNET の AP 間通信を効率良く動作させるために，すべての AP 間リンクが，1 つのクロックに従ってタイムスロット単位で動作する TDMA 方式を採用した場合のリンク動作スケジュール（TDMA サイクル）を考える．AP 間通信に TDMA 方式を採用した場合，各リンクはこの TDMA サイクルに従って，周期的に動作する．本問題は，各 AP 間リンクを頂点，2 つの互いに干渉するリンク間を辺として得られる**リンク干渉グラフ**を構成することで，**グラフ彩色問題**への変換が可能である．そのため，提案アルゴリズムは，グラフ彩色問題に対する，貪欲法と極小状態探索法の 2 段階構成のアルゴリズムをベースにしている．WIMNET シミュレータを用いたシミュレーションにより，提案するリンクスケジューリングアルゴリズムの有効性を示す．

本研究の今後の課題として，まず，リンクスケジューリングアルゴリズムの CSMA 方式への拡張が挙げられる．本研究が前提とする IEEE802.11 無線ネットワークでは，CSMA 方式が採用されており，TDMA 方式への変更は多くの困難を伴う．また，実際，個々の AP やホストが自律分散的に動作する WIMNET においては，精度の高いクロックの同期は非常に困難である．そのため，提案アルゴリズムの実用化には，CSMA 方式への拡張が不可欠となる．次に，大規模 WIMNET 設計における，1)〜6) の課題に対する全アルゴリズムを，通しで適用した場合の評価も重要である．これまでの研究では，多くの場合，個々のアルゴリズムを個別に評価していることから，それらの研究成果の総合的評価も，今後，必要と言える．以上により，大規模 WIMNET の最適設計に

関する方法論を確立する.

目次

第 1 章　序論 15
1.1 研究の背景 15
1.2 研究の目的 16
1.3 本論文の構成 19

第 2 章　対象とする無線メッシュネットワークの構成とその設計上の課題 21
2.1 ハードウエア構成 21
2.2 ソフトウエア構成 22
2.3 WIMNET 設計上の課題 23
2.4 WIMNET 設計上の組合せ最適化問題 24
2.5 WIMNET シミュレータ 24

第 3 章　組合せ最適化アルゴリズム 27
3.1 組合せ最適化問題の定義 27
3.2 メタ戦略 27
3.3 貪欲法（Greedy 法） 28
3.4 局所探索法（Local Search 法） 28
3.5 可変深度近傍探索法 (VDS 法) 29
3.6 極小状態探索法（Minimal-state Processing Search 法） 30

第 4 章　クラスタ分割問題とそのアルゴリズムの提案 31
4.1 研究の目的 31
4.2 関連研究 32
4.3 WDS クラスタ分割問題の定義 34
4.4 NP 完全性の証明 35
4.5 WDS クラスタ分割アルゴリズム 36
4.6 シミュレーションによる評価 40
4.7 結語 52

第 5 章　リンクスケジューリング問題とそのアルゴリズムの提案 53

5.1 研究の目的 53
5.2 関連研究 55
5.3 リンクスケジューリング問題の定義 56
5.4 リンクスケジューリングアルゴリズム 57
5.5 シミュレーションによる評価 64
5.6 結語 75

第 6 章 結論 77

参考文献 81

図目次

1.1 無線メッシュネットワークの構成 16
1.2 WIMNET の構成 17

4.1 格子状トポロジとクラスタ分割 43
4.2 格子状トポロジ（$N = 24$）の平均クラスタ数による比較 44
4.3 格子状トポロジ（$N = 24$）の平均スループットによる比較 44
4.4 最適解探索実験の例題 45
4.5 例題毎のパケット転送シミュレーション結果 45
4.6 評価関数の A 項，B 項の有無による平均スループットの比較 46
4.7 最大通信容量の違いによる平均クラスタ数 47
4.8 最大通信容量の違いによる平均スループット 47
4.9 K によるスループットと F_c の最小値の関係 48
4.10 疎な格子状トポロジでの平均クラスタ数 49
4.11 疎な格子状トポロジでの平均スループット 49
4.12 ランダムトポロジとクラスタ分割 50
4.13 ランダムトポロジ（$N = 50$）の平均クラスタ数による比較 51
4.14 ランダムトポロジ（$N = 50$）の平均スループットによる比較 51
4.15 ホスト数の変化によるスループット 52

5.1 一次干渉と二次干渉 54
5.2 6AP 接続グラフ 56
5.3 リンク番号 57
5.4 リンク干渉グラフ 57
5.5 2 タイムスロット遅延 59
5.6 1 タイムスロット遅延 59
5.7 貪欲法による初期状態構築手順 60
5.8 極小状態探索法 63
5.9 インターネットアクセス通信シミュレーション例題 71
5.10 WIMNET の AP 間通信に対する性能比較 72

5.11 WIMNET の AP 間通信に対する性能比較（上下パケット比 1:1） 75

表目次

4.1 各ネットワークで用いたパラメータ 42

5.1 転送要求 (SD ペア) とその経路 56
5.2 NAS 問題の解 56
5.3 SAS 問題の解 56
5.4 NAS 問題に対するシミュレーション結果 (一次干渉のみ) 65
5.5 NAS 問題に対するシミュレーション結果（一次・二次干渉） 66
5.6 SAS 問題に対するシミュレーション結果（一次干渉のみ） 67
5.7 SAS 問題に対するシミュレーション結果（一次・二次干渉） 68
5.8 全パケットの通信に要する総タイムスロット数（一次干渉のみ） 68
5.9 全パケットの通信に要する総タイムスロット数（一次・二次干渉） 69
5.10 AP 別最大バッファサイズ（一次干渉のみ） 69
5.11 AP 別最大バッファサイズ（一次・二次干渉） 69
5.12 WIMNET に対する NAS スケジュール結果 72
5.13 下り通信における転送要求毎の転送時間（秒） 73
5.14 下り通信におけるホスト毎の接続 AP へのパケット到着間隔（ミリ秒） 74

第 1 章

序論

1.1 研究の背景

近年，通信技術の発展やネットワーク環境の向上に伴い，インターネットを通じて，様々な情報，データ，サービスが提供されている．その中では，携帯電話，ノート PC，携帯情報端末（Personal Digital Assistants: PDA）などの情報通信機器の小型化，低価格化に伴い，時間・場所を問わず，インターネット上で提供されるサービスの利用に対する要求が飛躍的に高まっている．このような要求を満たすために，インターネットへのアクセスネットワークとして，無線 LAN（Local Area Network）の利用が急速に広まっている．無線 LAN では，ホスト（コンピュータ）と，ネットワーク接続点であるアクセスポイント（Access Point：AP）間の配線が不要となるため，低コストでの構築が可能，ホストの移設・移動が容易，AP からの無線通信範囲内であればどこでも利用可能，などの多くの利点を有する．これらの利点から無線 LAN の利用は，企業，行政，家庭，教育機関など様々な組織に広がっている．また，駅，空港，街角などの公共スペースでも，インターネット接続サービスを提供する無線 LAN スポットの設置が行われている．

通常の無線 LAN では，1 つの AP が提供する通信範囲は半径 100 m 程度と狭いため，単体の AP のみで広域のサービス提供は困難である．そのため広域での無線 LAN サービスには，複数の AP が必要となる．通常，これらの AP 間は有線ケーブル（有線 LAN）により接続されるが，既存建物内への新たな有線 LAN の設置はかなりのコストを要し，構築費用が安価であるという無線 LAN の利点を損なう可能性がある．また，屋外や有線 LAN の敷設が困難な建物内に AP を設置しなければならない場合も考えられる．そこで，通信範囲の狭い AP をメッシュ状に複数配置し，ホスト・AP 間の通信に加え，AP 間の通信にも無線を用いることで，低コストで大規模な無線ネットワークを構築する方式が提案されている．このマルチホップ型の無線ネットワークは，**無線メッシュネットワーク**と呼ばれる [7, 8].

無線メッシュネットワークは，現在，IEEE において 802.11s として規格の策定が行われている．この中で，無線メッシュネットワークを構成する機器は，その機能により，次のように分類されている．無線通信を用いてパケットを他の機器へ中継する**メッシュポイント（***Mesh Point:MP***）**，MP の機能に加え有線インタフェースを備え，このインタフェースを用いて外部ネットワークとの

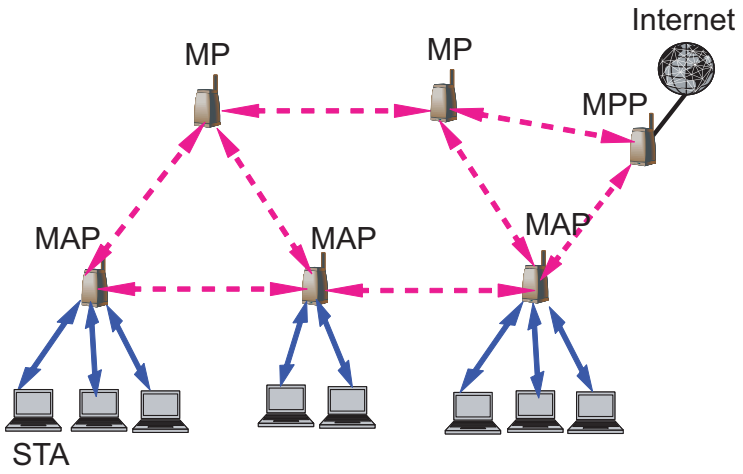


図 1.1　無線メッシュネットワークの構成

ゲートウエイとなる**メッシュポータル（*Mesh Portal Point:MPP*）**，ステーション（Station:STA）と呼ばれるホストを無線メッシュネットワークに接続するために用いられる**メッシュアクセスポイント（*Mesh Access Point:MAP*）**である（図 1.1）．

現段階では，規格が策定中であることもあり，IEEE 802.11s に対応した機器は少なく，一般には普及していない．そのため，本研究では，実現性を考慮して，市販されている安価な AP を用いて無線メッシュネットワークを構成する方式を対象としている．この方式では，AP 間通信に *WDS*（*Wireless Distribution System*）**機能（リピータ機能）**を用いる．市販の AP は，有線インタフェースを備えていることから，その 1 つ以上の AP をインターネットに有線接続する**ゲートウエイ（*Gateway*：*GW*）**とする．ホストは，最寄りの AP に接続し，通常は複数の AP 間でのマルチホップ通信を行った後，GW を経由してインターネットに接続する．各 AP は，その役割によって IEEE 802.11s における MP，MPP，MAP に対応することとなる．本研究において上記の方式を採用したのは，WDS 機能を持つ安価な AP が一般に市販されていること，各 AP にはインターネット接続に必要な有線インタフェースも実装されていることから，無線メッシュネットワークを大規模化する場合でも，その導入コストの抑制が可能となるからである．本研究では，このインターネットアクセスのための無線メッシュネットワークを，便宜上，WIMNET（Wireless Internet-access Mesh NETwork）と呼ぶこととする（図 1.2）．

1.2　研究の目的

AP 数およびホスト数の増加による WIMNET の大規模化に伴い，通信性能の低下（スループット低下，遅延増大）が発生する恐れがある．その要因として，次の 3 点が挙げられる．1 点目は，GW 付近の AP 間リンクでの**伝送遅延の増大**である．インターネットアクセスのための WIMNET ではホストとの通信トラヒックは必ず GW を通過する．そのため，通信帯域に制限のある GW 付近の AP 間リンクでの待ち時間が大きくなり，WIMNET 全体でのボトルネックとな

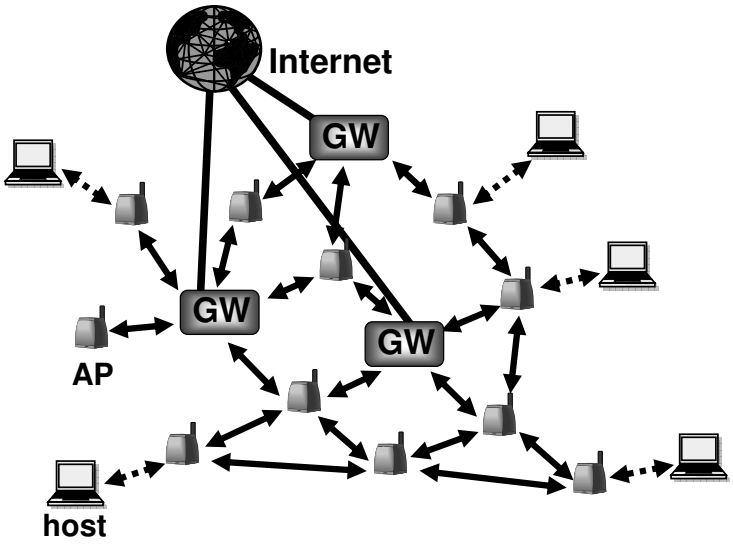


図 1.2　WIMNET の構成

る．2 点目は，各 AP と GW 間のマルチホップ通信に伴う**伝搬遅延の増大**である．WIMNET の大規模化に伴う GW までのホップ数の増加は，ホップ毎のリンク動作を必要とするため，遅延に大きな影響を及ぼす．同時に転送トラヒック量を増加させるため，伝送遅延の原因ともなる．3 点目は，大規模化に伴う WDS での**電波干渉の増大**である．

以上の通信性能の低下問題は，以下に示す，大規模 WIMNET の各設計課題において，最大限，対処しておくことが望ましい．

1) ネットワークフィールド内での AP 配置の決定,
2) WDS クラスタを構成する AP の決定,
3) AP 間通信リンク，AP・ホスト間通信リンクの通信チャネルの決定,
4) GW となる AP の決定,
5) GW・AP 間通信経路の決定,
6) AP 間リンクの動作タイミングの決定.

これらの課題は，WIMNET の最適設計を行うための組合せ最適化問題として，定義が可能である．そのため，これまでに，1) ネットワークフィールド内での AP 配置の決定 [1, 2, 3]，3) AP 間通信リンク，AP・ホスト間通信リンクの通信チャネルの決定 [4]，4) GW となる AP の決定 [5]，5) GW・AP 間通信経路の決定 [6] に関して，その組合せ最適化問題としての定式化と，ヒューリスティックアルゴリズムの提案が行われている．

そこで本研究では，2) WDS クラスタを構成する AP の決定，および，6) AP 間リンクの動作タイミングの決定，を対象に，それぞれ， WDS クラスタ分割問題，リンクスケジューリング問題としての組合せ最適化問題の定式化と，ヒューリスティックアルゴリズムの提案を行う．

WDS **クラスタ分割問題**では，WIMNET を構成するすべての AP を，互いに素となる，複数の WDS クラスタの集合に分割することが求められる．その際，各クラスタでは，1) AP 数が上限以下であること，2) ホスト数が上限以下であること，3) 全 AP が互いに通信可能であること，4) GW が存在すること，の 4 つの制約条件の充足が必要である．その上で，ホップ数および干渉リンク間の総トラヒック量で表される，通信遅延の見積としての評価関数の最小化が求められる．提案アルゴリズムは，4 つの制約条件を充足すると共に評価関数を最小とするクラスタ分割を探索するため，貪欲法と可変深度近傍探索法（Variable Depth Search method:VDS 法）の 2 段階構成としている．性能評価のために開発した WIMNET シミュレータを用いたシミュレーションにより，提案するクラスタ分割アルゴリズムの有効性を示す．特に，格子状トポロジの例題では，いずれもその最適解を探索できていることを示す．

リンクスケジューリング問題では，電波干渉の発生を 0 とする，WIMNET で動作の必要な全 AP 間リンクの周期的な動作スケジュール（本研究では，*TDMA* **サイクル**と呼ばれる）が求められる．その際，トラヒック量に応じて同一 AP 間リンクを多重で与えることで，混雑度を考慮したスケジュールを生成する．本問題では，WIMNET の AP 間通信を効率良く動作させるために，すべての AP 間リンクが，1 つのクロックに従ってタイムスロット単位で動作する TDMA 方式を採用した場合のリンク動作スケジュール（TDMA サイクル）を考える．AP 間通信に TDMA 方式を採用した場合，各リンクはこの TDMA サイクルに従って，周期的に動作する．本問題は，各 AP 間リンクを頂点，2 つの互いに干渉するリンク間を辺として得られる**リンク干渉グラフ**を構成することで，**グラフ彩色問題**への変換が可能である．そのため，提案アルゴリズムは，グラフ彩色問題に対する，貪欲法と極小状態探索法の 2 段階構成のアルゴリズム [55] をベースにしている．WIMNET シミュレータを用いたシミュレーションにより，提案するリンクスケジューリングアルゴリズムの有効性を示す．

これまでに，無線メッシュネットワークに関して様々な研究が行われているが，本研究の WDS クラスタ分割問題，リンクスケジューリング問題に対応可能な研究は見当たらない．まず，クラスタ分割問題に対して，文献 [23]，文献 [59] において研究されている．しかし，与えられた最大ホップ数，もしくは，電波到達半径が上限以下という制約の中で，GW 数を最小とするクラスタ分割を探索しており，本研究での 4 つの制約条件を考慮していないため，本研究には適用できない．また，類似の問題として，無線メッシュネットワーク上に設置された複数の GW の中から最適な GW を選択する GW 選択問題に対して，文献 [25]，文献 [27]，文献 [28]，文献 [32]，文献 [33]，文献 [34] などで研究が行われている．さらに，最適な位置に GW を配置する GW 配置問題に対して，文献 [26]，文献 [36] において研究が行われている．しかし，これらの研究も，本研究での 4 つの制約条件を考慮していないため，本研究には適用できない．リンクスケジューリング問題に対しては，文献 [31]，文献 [45]，文献 [46]，文献 [47]，文献 [48]，文献 [49] などで，関連研究が行われている．しかし，これらの研究では，WIMNET の効率的な動作に必要な各リンクのトラヒック量を考慮していない．文献 [60] では，本研究の提案アルゴリズムの初期状態の構築で採用した貪欲法と同様のリンクスケジューリングアルゴリズムを提案している．この研究では，動作タイミングを与えるリンク順の決定に特徴がある．また，リンクのトラヒック量を考慮したスケジューリン

グも可能としているが，最小の TDMA サイクル長でのスケジューリングを探索できない可能性がある．

1.3 本論文の構成

本論文では，以下の構成により，無線メッシュネットワークのクラスタ分割とリンクスケジューリングに関する研究成果を報告する．

第 2 章では，本研究で対象とする，無線メッシュネットワーク WIMNET の概要について説明する．まず，WIMNET のハードウエア，および，ソフトウエア（通信プロトコル）の構成を明らかにする．また，大規模 WIMNET の設計上の課題を説明する．その上で，提案アルゴリズムの評価のために開発した WIMNET シミュレータの概要を説明する．

第 3 章では，本研究で用いた組合せ最適化問題向けヒューリスティックアルゴリズムの概要を示す．まず，組合せ最適化問題の一般的な定義を与える．次に，本論文で用いる 4 種類のヒューリスティックアルゴリズムの概要を説明する．

第 4 章では，WIMNET におけるクラスタ分割問題の定式化と，そのアルゴリズムの提案を行う．クラスタ分割問題とは，大規模 WIMNET を構成する場合，WDS 機能を用いて互いに接続可能な AP 数に上限があることから，その AP の集合を，互いに素な複数の WDS クラスタに分割する問題である．WDS クラスタを構成する AP 数が多くなる場合， AP 間接続に関する制御情報交換のためのブロードキャスト・パケットが増加し，性能劣化が発生するため，WDS クラスタへの分割は重要な問題となる．提案アルゴリズムは，貪欲法，可変深度近傍探索法により構成される．WIMNET シミュレータを用いたシミュレーションにより，提案するクラスタ分割アルゴリズムの有効性を示す．

第 5 章では，WIMNET におけるリンク動作スケジューリング問題の定式化と，そのアルゴリズムの提案を行う．リンク動作スケジューリング問題とは，与えられた転送要求とその通信経路に対して，各 AP での転送タイミング（リンク）のスケジューリングを求める問題である．WIMNET のような無線ネットワークでは，隣接する複数の AP が同時に電波を発信した場合に発生する電波干渉により，パケットロスや伝送遅延が増大し，通信性能が劣化することから，転送タイミングの決定は重要な問題となる．提案するアルゴリズムは，リンクスケジューリング問題が，リンク間干渉を表現するリンク干渉グラフを用いることで，グラフ彩色問題に変換可能であることから，グラフ彩色問題に対するヒューリスティックアルゴリズムで構成している．WIMNET シミュレータを用いたシミュレーションにより，提案するリンクスケジューリングアルゴリズムの有効性を示す．

最後に，第 6 章で，本論文のまとめを行う．

第 2 章

対象とする無線メッシュネットワークの構成とその設計上の課題

2.1 ハードウエア構成

本研究で対象とする WIMNET は，複数の AP で構成される，インフラストラクチャ型の無線メッシュネットワークである．各 AP は，通常のホストとの無線通信機能（無線アクセスポイント機能）に加え，隣接 AP 間での無線通信のための WDS（Wireless Distribution System）機能（リピータ機能）を有している．この WDS 機能により，AP 間のマルチホップ通信を実現する．各 AP では，電源の供給が必要なため，ネットワーク領域内の電源が確保可能な場所に，固定的に設置される．

WIMNET の各 AP は，IEEE 802.11a と IEEE 802.11b/g の 2 種類の無線規格に対応した複数の無線インタフェースを有している．そのため，各 AP は，隣接する AP との間で，これら 2 種類の無線規格による無線通信が同時に利用可能である．WIMNET では，基本的には隣接 AP 間の通信（AP 間通信）に IEEE 802.11a 規格による WDS 機能を用いることとしている．また，各ホストは近隣の AP に IEEE 802.11b/g 規格により接続する．これは，ホスト（PC）には，通常，IEEE 802.11b/g 規格の無線インタフェースが実装されているからである．このように WIMNET では，AP 間通信と AP・ホスト間通信とで異なる通信規格を用いることで，それらの間での干渉を防止している．更には，各無線規格には，互いに干渉しない複数の通信チャネルが存在するため，無線インタフェースを増設することで，無線リンクの通信帯域の増加が可能となる．

各 AP は有線インタフェースを有しており，ゲートウエイ（GW） として動作する AP は，有線インタフェースを用いてインターネットに接続する．WIMNET を構成する複数の AP の中で，インターネット接続が可能な場所に設置された 1 つ以上の AP が，インターネット接続用 GW となる．WIMNET 上でのインターネットとの全ての通信は，この GW を経由して行われる．ホストの接続している AP がインターネット接続用 GW と異なる場合，WDS 機能を用いた，GW までの隣接 AP 間のマルチホップ通信によりパケット転送が行われる．

図 1.2 の WIMNET の構成において，矢印の実線は AP 間通信（IEEE 802.11a）を，矢印の破

線は AP・ホスト間通信（IEEE 802.11b/g）を，実線はインターネットとの有線通信を表している．この図では，WIMNET 上に 14 の AP があり，そのうち，3 つの AP が GW となっている．AP に接続しているホストは，AP 間のマルチホップ通信により GW を経由してインターネットとの通信を行う．

2.2 ソフトウエア構成

ハードウエア構成で述べたように，WIMNET では，IEEE 802.11b/g と IEEE 802.11a の 2 つの通信プロトコルを用いている．また，複数の AP 間を WDS（Wireless Distribution System）機能を用いて無線接続する．そのため，これらの規格に基づいて通信を行うためのソフトウエアが必要である．

2.2.1 IEEE 802.11b/g

IEEE 802.11b/g では， 2.4 GHz 周波数帯の電波が使用される．この 2.4 GHz 帯は，ISM 帯と呼ばれ，ライセンスを必要とせずに，産業（industrial），科学（scientific），医療（medical）用機器で利用出来る帯域である．本規格での通信チャネルには，14 チャネルが定義されている．しかし，狭い帯域内（94 MHz 幅）に，中心周波数を少しずつ変え（5 MHz 毎）ながら，高密度で設定されているため，隣接するチャネル間では，周波数帯が重複している部分が多く存在している．そのため，周波数帯が重複しないように利用するには， 5 チャネル分の間隔をあける必要がある．すなわち，最大，チャネル 1，チャネル 6，チャネル 11 の 3 チャネルを用いることで，電波干渉の無い通信を行うことが可能となる．

この干渉しないチャネル間においても，それぞれのアンテナの位置が隣接している場合には，その間で干渉が生じる．そのため，複数のチャネルを同時に利用する場合には，複数の無線インタフェースを用いること，それぞれに干渉しないチャネルを設定すること，無線インタフェースのアンテナ間に最小限の距離（35 cm）を設けることが必要となる [12, 13]．なお，最大通信速度は，規格上，IEEE 802.11b では 11 Mbps，IEEE 802.11g では 54 Mbps となる．

2.2.2 IEEE 802.11a

IEEE 802.11a は，5 GHz 帯でのライセンス不要の周波数帯域を使用する．日本では，最新の規格において，最大 19 チャネルの利用が可能である．これらでは，IEEE 802.11b/g とは異なり，各チャネルは互いに干渉すること無く利用可能である．最大通信速度は，IEEE 802.11g と同様，54 Mbps である．

2.2.3 WDS

一般に，AP を用いたインフラストラクチャ型の無線ネットワークでは，AP 間の接続に有線ネットワークが用いられる．その場合，有線ケーブルの設置コストがかかることから，本研究では，AP 間接続に無線ネットワークを用いる．この無線で AP 間を接続する機能は，WDS（Wireless Distribution System）と呼ばれ，多くの市販の AP で実装されている．市販の AP では，WDS 機能を用いた AP 間接続は，同一チャネルにより実現されている．そのため，WIMNET では，1 つの WDS 機能で相互接続される AP 間には，同一チャネルを用いることとしている．本研究では，便宜のために，この WDS 機能で相互接続される AP の集合を，*WDS* **クラスタ**と呼ぶこととする．

2.2.4 チャネル割当

本研究での WIMNET では， AP 間通信を IEEE 802.11a による WDS 機能で実現する．その際，WDS クラスタ毎に 1 つのチャネルを割り当てることとし，隣接する WDS クラスタ間では，それらの干渉を抑制するために，異なるチャネルを割り当てることとした．また，AP・ホスト間通信には IEEE 802.11g を用いる．そこでは，隣接する AP とその接続ホスト間通信での干渉を抑えるため，それらには，周波数帯域に重複のないチャネルを割り当てることとした．

2.3 WIMNET 設計上の課題

WIMNET の設計上の目標は，高性能で低コストの無線メッシュネットワークを構築することである．まず，高性能な無線メッシュネットワークを実現するためには，互いに干渉するチャネルの同時使用により発生する電波干渉の抑制，特定リンクへ負荷集中により増大する遅延（待ち時間）の低減が重要となる．これには，複数リンクへの負荷分散，AP から GW までのホップ数の最小化，隣接リンクへの異なるチャネルの割り当て，干渉リンクの同時動作の防止，などが有効である．また，低コストで実現するためには，WIMNET を構成する AP 数の最小化，インターネットへの有線接続が必要となるゲートウエイ（GW）数の最小化が有効である．

ここで，WIMNET を設計するにあたっては，様々な制約条件の充足が必要となる．まず，WIMNET を対象フィールドにおける，インターネットアクセスネットワークとして利用することを考えた場合，フィールド内のどのホストからでも WIMNET に接続可能でなければならないことが挙げられる．そのため，フィールド内でのホストの存在可能な場所のいずれからも，その無線通信範囲内に AP を配置しなければならない．次に，AP の設置場所では，AP が動作するために恒常的に電源供給が可能でなければならない．更には，インターネットへの GW となる AP では，その場所におけるインターネットへの有線接続が必須となる．加えて，WDS 機能で相互接続する WDS クラスタ内の AP は，同一チャネルでの通信が可能であること，WDS クラスタ内の AP 数には通常上限が設けられていること，などの考慮も必要となる．最後に，干渉リンクの同時動作を防止するリンク動作スケジューリングでは，各リンクでの必要帯域の割り当てが必要となる．

以上より，様々な制約条件を満たし，高性能・低コストの WIMNET を設計することは，非常に難しい問題と言える．

2.4 WIMNET 設計上の組合せ最適化問題

前節での議論をベースに，高性能・低コストの WIMNET の設計における，重要な組合せ最適化問題を以下に列挙する．

1. フィールド内での AP 配置の決定（AP 配置問題），
2. WDS クラスタを構成する AP 分割の決定（クラスタ分割問題），
3. AP 間および AP・ホスト間での通信チャネルの決定（チャネル決定問題），
4. GW となる AP の決定（GW 選択問題）
5. GW と AP 間の通信経路の決定（経路選択問題），
6. AP 間通信リンクの動作タイミングの決定（リンクスケジューリング問題）

本研究では，これらの中で，クラスタ分割問題，リンクスケジューリング問題の 2 つの問題を対象とする．各問題において，問題の定式化とそのアルゴリズムの提案を行う．

2.5 WIMNET シミュレータ

本研究では，大規模 WIMNET における通信性能（スループット，遅延時間）を評価するために， WIMNET シミュレータを開発している [42].

2.5.1 タイムスロット動作

WIMNET シミュレータは，汎用 PC 上で実用的な速度で動作することを目標とし，無線通信に関する最小限の機能のみを実装している．そのため，ホストの移動，通信要求の発生，リンク動作（パケットの移動）の各動作は，タイムスロット（Time Slot:TS）と呼ばれる単一クロックにより同期して動作する．1 タイムスロットで，無線リンクにおける 1 パケットのデータ送信とその ACK 受信が行われることとしている．また，無線リンクの通信速度が小さいために，1 パケットのデータ送信の所要時間がタイムスロットよりも長い場合には，連続する複数のタイムスロットでその動作が行われるものとしている．

WIMNET シミュレータでは，タイムスロットの大きさを 0.2 ms に設定している．これは，実機による実験結果において，AP 間通信の最大通信速度が 30 Mbps，AP とその接続ホスト間通信の最大通信速度が 20 Mbps であり，1 パケットの大きさを 1,500 byte に固定すると，1 パケットの転送を，AP 間通信リンクでは 2 スロット，AP・ホスト間通信リンクでは 3 スロットで実現出来るためである．

WIMNET シミュレータでは，DCF（Distributed Coordination Function:DCF），RTS/CTS

（Request To Send/Clear To Send）機能による電波干渉時の動作を表現するために，干渉する複数の無線リンクが同一タイムスロットで動作する場合，対象リンクの中から，各リンクにランダムに与えた値を最小とする 1 リンクのみを動作させている．そして，それ以外のリンクは，パケットの衝突を回避するため待機させている．この時，最小値を持つリンクが複数存在する場合は，同時に電波を出して干渉が発生したとして対象リンクを全て待機させている．

2.5.2 通信性能測定シミュレーション

WIMNET シミュレータでは，通信性能を測定するためのパケット転送シミュレーションの開始時に，各ホストはインターネット（実際は GW）に転送する パケットを 125 個，GW には各ホストへ転送するパケットを 1,000 個保持しているものとしている．そして，シミュレーション開始後，全てのパケットが転送先に到達したか，もしくは途中で破棄された時にシミュレーションを終了する．ただし，今回は，簡単化のために，全ての AP に十分な通信バッファが実装されているものと仮定し，パケット破棄は発生しないとこととした．また，各ホストとその通信相手との間での再送は考慮せず，コネクションレス型通信のみを実装している．

第 3 章

組合せ最適化アルゴリズム

3.1 組合せ最適化問題の定義

最適化問題とは，決定変数 x で与えられる目的関数 $f(x)$ の値を，ある制約条件のもとで，最小化する（または，最大化する）決定変数の値を求める問題である．決定変数が離散値である場合（組合せ的な構造を有する場合），すなわち，解が整数などの集合あるいは数列で与えられる場合，組合せ最適化問題（combinatorial optimization problem）と呼ばれている [14, 15, 16, 17] .

組合せ最適化問題は，一般的に以下のように表される．

$$\begin{array}{ll} \text{最小化} & f(x) \\ \text{制約条件} & x \in F \end{array} \tag{3.1}$$

ここで，x は決定変数，f は目的関数，F は実行可能領域である．F は制約条件を満す決定変数の範囲を表し，その範囲に属する解 $x \in F$ は，実行可能解と呼ばれる．目的関数 $f(x)$ は，実数値あるいは整数値を取る関数となる．

$$f : F \to R(\text{あるいは } Z) \tag{3.2}$$

ここで，R は実数の集合，Z は整数の集合を表す．目的関数 $f(x)$ を最小とする実行可能解は最適解（または，大域最適解）と呼ばれる．この最適解を探索することが最適化アルゴリズムの目標である．

近傍（$N(x) \subset F$）とは， x に少しの変形を加えることにより得られる解の集合である．このとき，全ての $x' \in N(x)$ に対して， $f(x') \geq f(x)$ を満す解 x は局所最適解（locally optimal solution）と呼ばれる．

3.2 メタ戦略

組合せ最適化問題の代表的な例には，ナップザック問題，巡回セールスマン問題などがあげられる．これらの問題の多くは，NP 困難な問題であり，多項式時間アルゴリズムは存在しないと考え

られている．しかしながら，多くの場合，厳密な最適解ではなく，良質の実行可能解を現実的な時間で求めることで十分である．

このような要求のために，近似解法（approximate algorithms）や発見的手法（heuristics）が提案されている．発見的手法の代表的なものには，貪欲法（greedy method），局所探索法（local search）があげられる．ここで，これらの手法では，必ずしも最良解が探索出来るという保証はない．

さらに，いくつかの発見的手法の組合せなどにより，多少時間がかかっても，より精度の高い解を求める手法として，メタ戦略（metaheuristics）が研究されている．メタ戦略は，通常，以下の 2 つの操作で構成されている．

1. 初期解 x の生成
2. 局所探索法による x の改善

本研究では，以下の章において，初期解を貪欲法により生成し，局所探索法の一種である可変深度近傍探索法や，極小状態探索法を用いて初期解を改善するアルゴリズムを提案している．以下，本研究で用いた組合せ最適化アルゴリズムの手法について説明する．

3.3 貪欲法（Greedy 法）

貪欲法（Greedy 法）は，目的関数への貢献度を示す局所的な評価値に基づいて，実行可能解を直接的に構成する方法であり，構築法の一種である．初期解構築の各段階で，目的関数最小化への貢献度が最も高い要素を選択することで，順次，解を構成するアルゴリズムである．通常，試行錯誤を行わないため，高速な実行が可能である．組合せ最適化アルゴリズムでは，貪欲法は初期解の生成に用いられることが多く，本研究においても，初期解の生成に適用している．

貪欲法におけるアルゴリズムの手順は，一般的には以下の通りである．

手順 1　目的関数 $f(x)$ 最小化への貢献度を考慮した評価関数 $f_c(x)$ を決定する．

手順 2　解の各構成要素 （選択肢）の中で，制約条件を充たす要素 n_i に対して，その評価値 c_i を計算する．

手順 3　手順 2 で計算した要素の中で，最も評価値の高い要素 n_i を選択する．

手順 4　これ以上，新たな要素が選択出来なくなるまで，手順 2 と手順 3 を繰り返す．

ここで，貪欲法では，目的関数への貢献度を示す局所的な評価値の最も高い要素から順に選択し，解を構成していくため，得られる解が必ずしも最適解である保証は無い．

3.4 局所探索法（Local Search 法）

局所探索法（Local Search 法）は，与えられた解を，単純な近傍操作により，その局所的な修正を行う手続きを繰り返し実施する方法であり，改善法の一種である．ここでは，解を生成してはそ

の目的関数値を評価するといった操作を繰り返すことで，改善を試みる．通常，この操作では解の改善が出来なくなった時点で探索を終了する．

アルゴリズムの手順は，一般的には以下の通りである．

手順 1　貪欲法などを用いて，初期解 x を生成する．

手順 2　解 x の近傍 $N(x)$ の中 から新たな解 x' を選択し，目的関数 $f(x')$ により，解 x' が元の解 x よりも良いか否かを判定する．

手順 3　x' が元の解 x よりも良い（$f(x) \geq f(x')$）場合，x' を新たな解 x とする（$x := x'$）．

手順 4　近傍 $N(x)$ 内に改善解が存在しなくなるまで，手順 2 と手順 3 を繰り返す．

ここで，近傍 $N(x)$ とは，探索解 $x \in F$ に対して，x に小さな変形を加えることで得られる解の集合（$N(x) \subset F$）である．F は探索空間である．また，$N(x)$ 内に改善解が存在しない x は，局所最適解（local optimal solution）と呼ばれる．

局所探索法では，得られた解（局所最適解）が，最適解であるとは限らない．また，局所最適解の付近には，より良い解が潜んでいる可能性が高いことが経験的に知られている．そのため，ヒルクライム処理などを用いて，局所最適解から脱出し，探索を継続することが行われている．これにより，これまでに得られた局所最適解の付近をより丹念に探索するなどの工夫を行うことで，探索性能の向上を図る．

3.5　可変深度近傍探索法 (VDS 法)

可変深度近傍探索法（Variable Depth Search 法: VDS 法）では，単純な近傍操作を連鎖的に複数回，適用することで生成され得る解集合を，あらためて近傍と定義する．通常の近傍操作では，現在の解から 1 つの近傍操作で生成可能な解（深さ 1）のみを対象としている．これに対し，可変深度近傍探索法では，生成された解から新たな解の生成をそれが出来なくなるまで継続する．そして，生成された一連の解の中で，目的関数値が最小となる解を，次の解として選択する．このとき，この解の探索数を探索の深さという．可変深度近傍探索法では，この深さを可変にすることで，探索の範囲を広げるという特徴を持つ．

可変深度近傍探索法のアルゴリズムの手順は，一般には以下の通りである．

手順 1　貪欲法などを用いて，初期解 x を生成する．

手順 2　解 x を x_0，$i = 1$ とする．

手順 3　近傍 $N(x_{i-1})$ の中 から目的関数 $f(x)$ を最良とする実行可能解 x_i を選択する．

手順 4　近傍 $N(x_i)$ の中に実行可能解が存在しなくなるまで，i を 1 増加させながら，手順 3 を繰り返す．

手順 5　得られた一連の解 x_i（$i = 0, 1, 2, \cdots$）の中で，目的関数値 $f(x)$ を最小とし，かつ，$f(x_0)$ よりも増加させない解を選択し，新たな解 x とする．

手順 6　改善解が存在しなくなるまで，手順 3〜手順 5 を繰り返す．

局所探索法の動作は，一般に，（A）近傍 $N(x)$ の定義，（B）解の評価方法，（C）移動ルール，（D）終了の基準，の 4 つを定めることで決まる．ここで，（A）は，現在の解 x から新たな解 x' を生成する方法，（B）は，生成した解 x' の良さを判定する基準，（C）は，近傍 $N(x)$ 内の解を，どのような順序で調べ，どの解に移動するかのルール，（D）は，探索の終了基準の決定である．可変深度近傍探索法は，これらの中で，（A）近傍の定義に工夫を施した探索法と言える．

3.6 極小状態探索法（Minimal-state Processing Search 法）

極小状態探索法（Minimal-state Processing Search 法）は，局所探索法の一種であり，現在の状態から，評価関数の増加を最小とする解の探索を繰り返すことで，改善を試みる手法である．

アルゴリズムの手順は，一般的には以下の通りである．

手順 1　貪欲法などを用いて，初期解 x を生成する．

手順 2　目的関数 $f(x)$ 最小化への貢献度を考慮した評価関数 $f_c(x)$ を決定する．

手順 3　解 x の近傍 $N(x)$ の中から，評価関数 $f_c(x')$ の増加を最小とする新たな解 x' を選択する．

手順 4　近傍 $N(x)$ 内に改善解が存在しなくなるまで，手順 3 を繰り返す．

第 4 章

クラスタ分割問題とそのアルゴリズムの提案

4.1 研究の目的

本研究で対象としている，インターネットアクセスのための無線メッシュネットワーク WIMNET では，主として，WDS（Wireless Distribution System）機能を用いてアクセスポイント（AP）間通信を行うことを想定している．WDS 機能（リピータ機能）を有する市販の AP を用いた場合，通常，すべての AP 間通信リンクに同一チャネルを使用する．そのため，多数の AP を用いて大規模な WDS（リピータ）を構成した場合，AP 間通信における制御パケット通信量，リンク間干渉量の増大による性能劣化が大きな問題となる．その対策として市販の AP では，WDS 接続可能な AP 数に制限を設けている [18, 19]．これより，大規模 WIMNET では，WDS 機能を用いて互いに通信可能な AP の集合を複数，用いることが必要となる．ここで，本研究では，WDS 機能を用いて互いに通信可能な AP の集合を，*WDS* **クラスタ**と呼ぶこととする．以上より，高性能な大規模 WIMNET の実現には，各 AP の WDS クラスタ分割の最適化が重要な問題となる．本研究では，本問題を *WDS* **クラスタ分割問題**と呼んでいる [20, 21]．

WDS クラスタ分割問題の制約条件は，以下の 4 つである．

1. WDS クラスタを構成する AP 数が上限以下（AP 数制約），
2. WDS クラスタ内 AP への接続ホストの総数が上限以下（ホスト数制約），
3. WDS クラスタを構成する AP は互いに通信可能（連結制約），
4. WDS クラスタ内にゲートウエイ（GW）が存在（GW 制約）．

本問題では，これらの制約条件を充足した上で，通信性能向上のために AP・GW 間遅延を最小化する，各 AP の WDS クラスタへの分割が求められる．そのため，最適な WDS クラスタ分割の探索では，これら 4 つの制約条件の充足と遅延の最小化を，同時に実現する必要があり，容易ではない．そのため，WDS クラスタ分割アルゴリズムの研究は，大規模 WIMNET の最適設計のために非常に重要なテーマである．

本章では，まず，WDS クラスタ分割問題の定式化を行う．次に，Bin Packing 問題 [22] からの帰着により本問題の NP 完全性を証明する．その上で，本問題に対するヒューリスティックアルゴリズムの提案を行う．最後に，2 種類のネットワークトポロジに対するシミュレーションにより，その有効性を示す．

以下，4.2 で関連研究を紹介する．4.3 で WDS クラスタ分割問題の定義，4.4 で本問題の NP 完全性を証明し，4.5 で提案アルゴリズムを示す．4.6 でシミュレーションによる評価を行い，最後に，4.7 で本研究のまとめを行う．

4.2 関連研究

本研究における WDS クラスタ分割問題の 4 つの制約条件を同時に考慮した研究は，調査した範囲では存在しない．そのため，大規模 WIMNET 設計に関連する幾つかの研究について以下で紹介する．

文献 [23] において，Aoun らは，クラスタ分割を見つける文献 [24] を基にした再帰的支配集合アルゴリズムを提案している．このアルゴリズムは，与えられた最大ホップ数，もしくは，電波到達半径が上限以下という制約の中で，ゲートウエイ数が最小となるクラスタ分割を探索する．提案アルゴリズムは，まず，ネットワークを構成する AP の中から，その支配集合となる AP の集合を抽出する．次に，抽出した AP と 2 ホップ離れた AP 間に辺を設け，グラフを生成する．そして，再度，その支配集合となる AP の集合を抽出する．この時，各 AP は，最初の支配集合の AP とはホップ数 3 で接続されることになる．この手続きを再帰的に行い，ホップ数が上限に達するまで繰り返す．このアルゴリズムでは，任意のホップ数のクラスタを生成することが出来ない．また，AP 数制約，ホスト数制約，GW 制約を，常に満たすことは不可能である．

文献 [25] において，Lakshmanan らは，各ホストに対して接続可能なインターネット GW が複数存在するモデルを提案し，このモデルの通信容量，公平性，信頼性，セキュリティにおける優位性について議論している．本論文では，システム全体を制御するスーパー GW を用いたネットワークを提案し，その接続 GW，パケット転送スケジュールに対するアルゴリズムを提案している．この提案では，ネットワーク全体を制御するスーパー GW が，システムのボトルネックとなる可能性がある．

文献 [26] において，Li らは，干渉無し TDMA リンクスケジュールによるスループットを最大化する，線形計画法を用いたグリッドベースの GW 配置法を提案している．フィールド上の K-グリッドの全ての組合せに対するスケジューリングアルゴリズムを用いた場合のスループットの評価により，K 個の GW の最適配置を探索する．本提案アルゴリズムは，複数チャネル，複数電波のネットワークに対しても拡張出来る．しかしながら，本アルゴリズムは，無線メッシュネットワークを，TDMA により制御することを仮定しており，その実現性に問題がある．加えて，ホスト数制約，AP 数制約，連結制約に関して考慮されていない．

文献 [27] において，Park らは，メッシュルータ検出法と，トラヒック量による動的な GW 選択のための QoS メッシュルータ選択法を提案している．また，文献 [28] において，Nandiraju ら

は，複数 GW 間での負荷平衡のための動的 GW 選択法を提案している．これらの研究では，電波干渉，および，GW 配置について考慮されていない．

文献 [29] において，Hsiao らは，指向性アンテナを用いて複数の同一チャネルネットワークで構成する無線メッシュネットワークを提案している．この無線メッシュネットワークでは，ネットワークの負荷バランスを考慮して，各ホストが接続するネットワークを選択するため，各ホストの周辺に異なるネットワークに属する AP を複数，配置する必要がある．そのため，フィールド上に多数の AP が必要になる．

文献 [30] において，Huang らは，高度道路交通システム（Intelligent Transport System: ITS）における AP 配置について，各クラスタの最適な AP 数と，各 AP の最適な電波到達範囲（セル径）を決定する，非線形整数計画法を用いたアルゴリズムを提案している．このアルゴリズムは，ITS を対象としており，各クラスタは 直列に配置した AP で構成され，その先頭の AP を GW としている．

文献 [31] において，Alicherry らは，全てのリンク動作が同期制御されている特別な無線メッシュネットワークに対するチャネル割当，経路選択，スケジュールを同時に考慮した問題を定式化し，近似度を保証した近似アルゴリズムを提案している．しかし，同期動作を行う無線メッシュネットワークの構築は非常に困難であり，現実的ではない．また，従来の非同期の無線メッシュネットワークに対する優位性についても，明らかにされていない．更には，本提案では，全ての AP の接続ホスト数が同じであることを仮定している．

文献 [32] において，Denko は，信頼性とパフォーマンス向上のために，マルチパスルーチング法を用いた，移動可能なインターネット GW を有する無線メッシュネットワークを提案している．しかしながら，移動可能な GW は，インターネットへの有線接続が固定であることを考えると，実用的ではない．加えて，各ルータは，そのトラヒック量により GW を選択するため，全てのルータへのトラヒック量が増加した場合には，適切に動作しない可能性がある．

文献 [33] において，Tokito らは，無線メッシュネットワークにおける複数 GW に対する GW 負荷均衡ルーチング（Gateway Load Balanced Routing: GLBR）と呼ばれる経路選択手法を提案している．GLBR 法では，経路木の葉ノードの GW を，別の GW に変更することにより，混雑する GW の負荷を減少させる．この時，新しい GW を，現状の GW での負荷を減少させ，かつ，経路長が閾値よりも小さくなる GW とする．初期の経路木は，最短経路アルゴリズムにより探索される．シミュレーションにより GLBR 法が最短経路よりも良いことを示している．しかし，GLBR 法では，1 度に 1 つの葉ノードの経路のみ変更可能なため，局所解に陥り易い．この局所解からの脱出には，複数の経路の同時変更が通常必要となる．

文献 [34] において，Ito らは，複数 GW を有する無線メッシュネットワークにおいて，通信セッション毎の負荷分散法の研究を行っている．彼らの手法では， GW 周辺のトラヒック量とホップ数から，各 GW のスループットを見積もり，最大スループットが得られることが予想される GW を選択する．ネットワークシミュレータ *NS-2* を用いたシミュレーションを通して，提案するセッション分散法と，パケット毎に負荷分散を行うパケット分散法での通信性能と公平性の比較により，提案手法の有効性を示している．

文献 [59] において，Son らは，2 層で構成された階層型無線メッシュネットワークの下層を構成するメッシュルータに対して，最大ホップ数を上限に，遅延制約，トラヒック制約を満たすクラスタ分割に関する研究を行っている．

4.3 WDS クラスタ分割問題の定義

WIMNET は，様々な部屋で構成される屋内環境（オフィスビル，展示会場など）に設置されることを想定しており，そこでは，部屋毎に数台の AP が設置されるといった場合が一般的と考えられる．そのため，AP が必ずしも最適な場所に配置されておらず，そのような場合にも，通信性能の高い WDS クラスタ分割を求めることを本研究の目的としている．そこで，WDS クラスタ分割問題の入力として，各 AP は，予め，フィールド上の適切な位置に設置され，固定されているものとする．

この AP 間通信のためのネットワークは，接続グラフ $G = (V, E)$ で表現され，頂点 V は AP，辺 E は AP 間リンクを表現している．各頂点には，その AP の負荷となる最大接続ホスト数，各辺には，対応する AP 間リンク転送速度が与えられる．また，GW として選択可能な AP（GW 候補 AP）が， AP の部分集合として与えられる．更に，WDS クラスタの AP 数の上限，クラスタ毎の接続ホスト数の上限が与えられる．

WIMNET では，WDS クラスタ毎にコストのかかるインターネット接続用の GW の設置が必要となる．そのため，WDS クラスタ数は，ネットワーク性能のみならず，初期コストおよび運用コストに大きな影響を与える．そこで，本研究では，ネットワーク設計者が意図するクラスタ数での最適な WIMNET の構築を考え，問題の定式化では，クラスタ数 K を問題の入力として与えることとする．

以上の入力に対して，クラスタ内通信遅延の最小化を実現する全 AP の WDS クラスタ分割，各クラスタでの GW 選択，各 AP・GW 間経路選択が本問題の出力となる．

- **入力:** $G = (V, E)$: AP 数 N（$N = |V|$） のネットワークトポロジ，h_i: i 番目の AP（$AP_i(i = 1, \ldots, N)$）の最大接続ホスト数，s_{ij}: AP_i，AP_j 間のリンク $link_{ij}$ のリンク速度，X: GW として選択可能な AP（GW 候補 AP）の集合，K: クラスタ数，H: WDS クラスタ内のホスト数の上限，P: WDS クラスタ内の AP 数の上限
- **出力:** $C = C_1, \ldots, C_K$: WDS クラスタを構成する AP の集合，$g_k(k = 1, \ldots, K)$: C_k の GW，r_i: AP_i とその GW 間の通信経路
- **制約条件:** 以下の 4 つの制約条件を充足する．
  1. クラスタ内の AP 数が上限 P 以下:$|C_i| \leq P$（AP 数制約）
  2. クラスタ内のホスト数が上限 H 以下: $\sum_{j \in C_i} h_j \leq H$（ホスト数制約）
  3. クラスタ内の AP は互いに双方向で連結（連結制約）
  4. クラスタ内の GW 候補 AP が 1 以上（GW 制約）

- **目的条件:**以下の評価関数 F_c を最小化する．

$$F_c = A \cdot \max\bigl(hop(AP_i)\bigr) \\ +B \cdot \max\bigl(host(link_{ij}) + \sum_{kl \in intf(ij)} host(link_{kl})\bigr) \tag{4.1}$$

ここで，A，B は，定数である．関数 $\max(x)$ は，x の最大値，関数 $hop(AP_i)$ は，AP_i からその GW までのホップ数，関数 $host(link_{ij})$ は，各 AP から GW までの通信経路上のリンク $link_{ij}$ を経由するホスト数（リンク負荷），関数 $intf(ij)$ は，$link_{ij}$ と，同時に動作すると一次干渉を起こすリンク番号を返す関数である．評価関数 F_c の A 項は，マルチホップ通信での伝搬遅延低減のための最大ホップ数の最小化，B 項は，リンク動作待機による伝送遅延最大値の最小化を目的としている．

WIMNET の通信性能向上を目的とする別の方法として，フィールド上のホスト分布を元に，最適な AP 配置を行う問題（AP 配置問題）に対する研究が行われている [1, 2, 3]．なお，提案アルゴリズムは，AP 配置問題のアルゴリズムで得られる AP 配置結果に対しても，クラスタ分割が可能である．

4.4 NP 完全性の証明

本節では，WDS クラスタ分割問題の決定問題 d-Cluster を定義し，その NP 完全性を，Bin Packing 問題 [22] からの帰着により証明する．

4.4.1 WDS クラスタ分割問題の決定問題の定義

4.3 で定義した WDS クラスタ分割問題の定式化から，以下のように変更し，その決定問題 d-Cluster を定義する．

問題： 評価関数 $F_c \leq F_{c0}$ とするクラスタ数 K の WDS クラスタ分割は存在するか?

ここで，F_{c0} は入力で与える定数とする．

4.4.2 Bin Packing 問題の定義

Bin Packing 問題とは，いろいろな大きさのアイテムを，サイズ一定の複数の容器に割り当てる組合せを決定する問題である．このとき，1 つのアイテムは，分割せずにその全体を 1 つの容器に割り当てなければならない．本問題は，NP 完全であることが知られている．ここで，各アイテム u の容量を正数 $u_i(i : 1, \cdots, |U|)$，アイテムの集合を U，容量がどれも正数 B である容器が L 個あるものとする．Bin Packing 問題は，次のように定義される．

問題： L 個の容器に，全てのアイテムを割り当てる方法は存在するか?

4.4.3 NP 完全性の証明

明らかに，d-Cluster は，クラス NP である．また，Bin Packing の任意のインスタンスは，d-Cluster の以下のインスタンスに多項式時間で変換可能であることから，d-Cluster は NP 完全である．

入力：$G = (V, E) = K_N$: $N = |V| = |U|$ の完全グラフ，$s_{ij} = 1$，$h_i = u_i (i = 1, \cdots, N)$，$X = V$，$H = B$，$P = \infty$，$K = L$，$F_{c0} = \infty$

出力：d-Cluster での WDS クラスタは，Bin Packing でのアイテムの容器割当と同等である．

制約条件：以下の 4 つの制約を満たす．これは，各 WDS クラスタにおいて，任意の AP は GW として選択可能であり，任意の 2AP 間にリンクがあるためである．

- AP 数制約は考慮しない（クラスタ内 AP 数上限なし（$P = \infty$））
- ホスト数制約は Bin Packing の容器容量制約に一致（$H \leq B$）
- 任意の 2AP 間は双方向連結（$G = K_N$）
- ゲートウエイはゲートウエイ候補 AP から選択（$X = V$）

目的条件：

- 評価関数 F_c （式 （4.1））を $F_{c0} = \infty$ とすることで，無視することが可能である．

4.5 WDS クラスタ分割アルゴリズム

本節では，WDS クラスタ分割問題に対するヒューリスティックアルゴリズムを提案する．提案アルゴリズムでは，貪欲法により初期解を生成し，その初期解を可変深度近傍探索法（Variable Depth Search method:VDS 法） [35] により改善する．本アルゴリズムでは，与えられたクラスタ数（K）で，ネットワーク性能を最大とするクラスタ分割を探索する．もし，クラスタ数 K で制約条件を満たすクラスタ分割が見つからなかった場合は，K でのクラスタ分割が不可能であることを表示して，アルゴリズムを終了する．

4.5.1 クラスタ数チェック

最初に，与えられたクラスタ数 K によるクラスタ分割が可能か確認する．分割可能なクラスタ数は，問題の入力として与えられる入力値により決定される，自明な上限，下限が存在する．クラスタ数の上限 $K_{\max}$ は，GW 候補 AP の数で与えられ，$K_{\max} = |X|$ となる．クラスタ数の下限 $K_{\min}$ は，AP 数制約，ホスト数制約の両方を満たす必要があり，式 （4.2）により計算される．

$$K_{\min} = \max \left\{ \lceil N/P \rceil, \left\lceil \left(\sum_{i=1}^{N} h_i \right) / H \right\rceil \right\} \tag{4.2}$$

ここで，関数 $\lceil x \rceil$ は，x 以上の最小の整数を返す関数である．この時，クラスタ数 K が，$K_{\min}$ よりも小さい場合，もしくは，K が $K_{\max}$ よりも大きい場合は，与えられた K によるクラスタ分割が不可能となるため，分割の探索が可能なクラスタ数 K の範囲を表示し，アルゴリズムを終了する．

4.5.2 初期 GW の選択

次に，貪欲法による逐次的クラスタ構築における初期 GW として，全 GW 候補 AP の中から互いに隣接しないようにランダムに K 個選択する．その際，既に選択した AP の隣接 AP 以外に選択可能な AP が存在しない場合は，その中からランダムに選択するものとしている．これを，互いに重複しないように $\min(2N, {}_{|X|}\mathrm{C}_K)$ 通り用意し，それぞれを初期 GW として，以下のアルゴリズムの適用により WDS クラスタを探索し，その中で最良の解を提案アルゴリズムの解とする．

4.5.3 貪欲法による逐次クラスタリング

次に，選択した初期 GW を起点として，以下に示す処理により，初期クラスタを構築する．

1. クラスタ分割済の隣接 AP を有する AP を，最大接続ホスト数（h_i）の降順，それが同点の場合は，接続リンク数の昇順でソートした隣接 AP 集合を生成する．
2. 隣接 AP 集合の先頭から，各 AP に対して以下の（a），（b）を適用する．
   （a）次の 2 条件を満たす隣接 AP のクラスタを，割当候補クラスタとして抽出する．
      - その AP をそのクラスタに分割した場合に AP 数制約を満たす．
      - その AP をそのクラスタに分割した場合に接続ホスト数制約を満たす．
   （b）割当候補クラスタを 1 つ以上抽出した場合，下記の条件でクラスタ割当を実施する．割当候補クラスタが 0 の場合は，何もしない．
      - 割当候補クラスタが 1 つの場合，そのクラスタに割り当てる．
      - 割当候補クラスタが複数の場合，F_c が最小となるクラスタに割り当てる．
3. 割当候補クラスタを持つ AP が存在しなくなるまで，1–2 の処理を繰り返す．

4.5.4 GW 更新

今回新たに AP が割り当てられたクラスタにおいて，その AP が GW 候補 AP（AP_k とする）である場合，その AP とクラスタ内の全ての AP との間の最小ホップ経路を求め，AP の GW 選択指標としての式 （4.1）の評価関数 F_c を計算する．計算した F_c が，現在の GW による値よりも小さくなる場合，AP_k を GW として新たに選択する．同時に，探索された最小ホップ数経路を，AP・GW 間通信経路に選択する．

4.5.5 経路選択

GW から各 AP への最短経路は，ダイクストラ法を用いて計算し選択する．その際，最小ホップ数の経路が複数存在する場合は，その中から式 （4.3）の一次干渉量 F_r が最小となる経路を選択することとしている．

$$F_r = \sum \left(host(link_{ij}) + \sum_{kl \in intf(ij)} host(link_{kl}) \right) \tag{4.3}$$

4.5.6 VDS 法によるクラスタの改善

4.5.6.1 概要

提案アルゴリズムでは，初期クラスタ分割を，VDS 法により，同時に，複数の AP のクラスタ分割を変更することで改善を図る．ここでは，初期クラスタ分割にクラスタ未分割の AP が残る場合にも，VDS 法を適用することで，全 AP のクラスタ分割を行うことが可能となる場合があることを見込んでいる．

VDS 法は，局所探索法の一つであり，近傍のサイズを探索状態に合わせて変化させることで，大きな探索空間を，適切な計算時間で効果的に探索することが可能な手法である．本問題では，4 つの制約を同時に満たすクラスタ分割において，それぞれが異なる近傍のサイズを持つと考え，局所探索法の中で VDS 法を用いることとした．

提案アルゴリズムでの VDS 法は，**移動操作**を，その操作が不可能になるまで繰り返し試行する．この移動操作は，AP の属するクラスタを，変更可能なクラスタ候補の中で F_c が最小となるクラスタに移動する操作である．本アルゴリズムでは， 移動操作を繰り返し，全てのクラスタ変更候補を抽出する．そして，抽出されたクラスタ変更候補の中で，F_c の最小値が更新前の値よりも小さくなる場合に， F_c がその値となるまでのクラスタ変更を実際に適用し，最良解として保存する．また，F_c 最小値が，これまでの最小値と同値である場合は，式 （4.4）のネットワーク全体での総伝搬遅延と総干渉量の積 F_d を計算し，F_d が小さくなる場合に最良解として保存する．

$$F_d = \sum hop(AP_i) \times \sum \left(host(link_{ij}) + \sum_{kl \in intf(ij)} host(link_{kl}) \right) \tag{4.4}$$

次に，今回の近傍探索で，クラスタ変更可能な AP が存在しなかった場合や，クラスタ変更可能な AP が存在するが，R 回（本研究では $R = 10$）の近傍探索の繰り返しの間，解が改善されなかった場合は，局所解に陥ったとみなし，脱出のためにヒルクライム処理を行う．そして，このヒルクライム処理を T 回（本研究では $T = 20$）適用したとき，これ以上の解の改善は望めないとして，VDS 法による探索を終了し，保存している最良解を解として出力する．この時，全ての AP がクラスタに分割されていない場合は，クラスタ数 K での分割が不可能であると判断して，探索が失敗したことを表示し，アルゴリズムを終了する．

以上より，改善手続きは，以下の 1) クラスタ仮変更，2) クラスタ変更適用，3) ヒルクライム処理で構成されている．

4.5.6.2 クラスタ仮変更

ここでは，以下の 3 つの条件を満たす，AP の分割クラスタの仮変更を，変更可能な AP が存在しなくなるまで繰り返し実施する．

1. 本 AP は今回の近傍探索で未選択.
2. クラスタ変更の結果が 4 つの制約条件を充足.
3. クラスタ変更候補の中で F_c が最小.

4.5.6.3 クラスタ変更適用

クラスタ仮変更では，制約条件を満たす中で，F_c が最小となる変更を 1 つ必ず選択するため，F_c が，クラスタ仮変更前に比べて増加する可能性がある．そのため，選択したクラスタ仮変更の中で，F_c が，これまでの 保存している F_c の最小値よりも小さくなる変更までを選択し，それらを実際に適用することで解の悪化を防止する．そして，解の変更が実際になされた場合に，その結果を最良解として保存する．F_c がこれまでの最小値と同じである場合は，F_d を計算し，F_d が小さくなる場合に最良解として保存する．そして，4.5.4 の GW の更新を適用する．なお，クラスタ仮変更の中で，F_c が，これまでの 保存している F_c の最小値よりも小さくならない場合には，クラスタ変更は行わない.

ここで本研究では， WDS クラスタ分割結果の評価のために，2 種類の評価関数 F_c，F_d を用いている．F_c は，最大伝搬遅延および最大伝送遅延で表わされる遅延時間の最大値の抑制を目的とし，全 AP の中での最大ホップ数，全リンクの中での最大干渉量のみを対象として評価している．そのため，F_c では，ホップ数の大きい AP や干渉量の大きいリンクが複数存在する場合に，複数のクラスタ分割での評価値が同じであるが，それらの間の通信性能に大きな差がある場合が生じる．

これに対し，F_d は，ネットワーク全体での総伝搬遅延と総干渉量の抑制を目的として評価している．そのため，本研究では，F_c に加えて，F_d を用いることにより，このような場合でも，ネットワーク性能が高い WDS クラスタ分割を最良解として探索することを可能としている．

4.5.6.4 ヒルクライム処理

VDS 法による探索では，通常の局所探索法と同様， 局所解に陥る場合がある．そのため，ヒルクライム処理を実施して，局所解からの脱出を試みる．本アルゴリズムでは，クラスタ変更適用時に次の条件を満たす場合，ヒルクライム処理を実施する．

- クラスタ変更可能な AP が存在しない.
- F_c が R 回（本研究では $R = 10$）改善されない.

ヒルクライム処理では，S 個（本研究では $S = 10$ と設定）の AP について，そのクラスタを F_c に関係なく，ランダムに変更する．ヒルクライム処理の手順を以下に示す.

1. 次の 3 つの条件を満たす AP を抽出する．
   - 本ヒルクライム処理で未選択の AP.
   - 現在のクラスタと異なるクラスタに隣接.
   - 現在のクラスタの他の AP の接続性に影響なし.
2. 抽出した候補の中からランダムに AP を 1 つ選択する．
3. 選択した AP を変更可能なクラスタへ変更する．この時，変更可能なクラスタが複数ある場合はランダムに選択する．また，変更可能なクラスタが無い場合は，クラスタ未選択にする．

4.6 シミュレーションによる評価

本節では，提案アルゴリズムを C 言語を用いて実装し，2.5 で説明した WIMNET シミュレータを用いたシミュレーションによる評価結果を示す．

提案アルゴリズムの評価のために，4.6.1 の比較アルゴリズムを実装して比較した．

本シミュレーションでは，初期・運用コストを最小とすることが WIMNET を設計する上で重要であると考え，クラスタ数 K として，提案アルゴリズム，比較アルゴリズムのそれぞれにおいて，解を得ることが可能な最小のクラスタ数を与えた．また，評価関数 F_c の A，B 項の各係数の値には，4.6.2 の AP 数 24 の格子状トポロジの例題に対して，A，B を 1〜3 の範囲で変化させた予備実験を実施した結果，予備実験範囲内の値で得られるスループットに明確な差が認められなかったため，$A = B = 1$ とした．

4.6.1 既存手法との比較

提案アルゴリズムとの性能比較のために，GW 配置問題向けの従来アルゴリズムである Open/Close 法 [36] を，本問題向けに修正の上，実行した．ここで，オリジナルの Open/Close 法では，AP 数制約，ホスト数制約について考慮されていないことを挙げておく．

Open/Close 法では，まず，AP の通信容量の降順での AP 数制約，ホスト数制約を満たす GW の選択と，そのクラスタ構成を行う．次に，GW 破棄（Close 操作），GW 選択（Open 操作），GW 周辺 AP 探索の繰り返しにより改善を行う．本アルゴリズムの動作は，以下の通りである．

4.6.1.1 初期クラスタ構築

まず，比較アルゴリズムでは，以下の手続きにより，初期 WDS クラスタを生成する．

1. 最大接続ホスト数の降順にソートした AP のリストを生成する．
2. リストの先頭から K 個の AP を GW として選択する．
3. 以下の条件を満たす，クラスタ未割り当ての AP をその対象とするクラスタに割り当てる．
   - 対象 AP は，クラスタ割当済の AP に隣接する．
   - 対象 AP を追加した場合に AP 数制約を満たす．

- 対象 AP を追加した場合にホスト数制約を満たす.
- AP とそのクラスタの GW 間のホップ数が最小である.

4. 割当可能な AP が存在する間，3 を繰り返す.
5. 全ての AP がクラスタに割り当てられた場合は，全 AP のホップ数の総和を計算し，クラスタ分割を保存する.

4.6.1.2 クラスタ改善

次に，以下の 3 つの操作を繰り返し行い，4.6.1.1 で構築した初期クラスタ分割を改善する.

1. *Close* **操作**
   (a) ランダムに選択した GW を 1 つ削除する．そして，選択した GW と同クラスタに割り当てられているすべての AP をクラスタ未割り当てにする.
   (b) *Open* **操作**を実行する.
2. *Open* **操作**
   (a) 4.6.1.1 で生成したリストの先頭から GW 未選択の AP を 1 つ，GW として選択する.
   (b) (a) で選択可能な AP が存在しない場合，アルゴリズムを終了する．この時，最良解が保存されている場合は，保存している最良解を出力する．そうでない場合は，K でのクラスタ分割に失敗したことを表示する.
   (c) 4.6.1.1 の 4 つの制約条件を満たすクラスタ未割り当ての AP を，クラスタに割り当てる.
   (d) 割り当て可能な AP が存在する間，(c) を繰り返す.
   (e) ここで，全 AP がクラスタに分割された場合，全 AP のホップ数の総和を計算し，これまでの値よりも小さい場合は，クラスタ分割を保存する．そして，*Close* **操作**に戻る.
   (f) 未割り当ての AP が存在する場合は，GW **周辺** AP **探索操作**を実行する.
3. GW **周辺** AP **探索操作**
   (a) クラスタ未割り当ての AP を，その AP の隣接 AP の属するクラスタの 1 つに，ランダムに割り当てる.
   (b) (a) での割り当ての結果，AP 数制約，もしくは，ホスト数制約が満たされなくなる場合は，制約条件を満たすまで，そのクラスタを構成する AP を，ホップ数の降順に 1 つずつ未割り当てにする．この時，GW を除くクラスタを構成する全 AP を未割り当てにしても，制約条件を満たさない場合は，未割り当てにした AP を元に戻し，(a) での割り当てを破棄する.
   (c) ここで，全 AP がクラスタに分割された場合，全 AP のホップ数の総和を計算し，これまでの値よりも小さい場合は，クラスタ分割を保存する．そして，*Close* **操作**に戻る.
   (d) GW **周辺** AP **探索操作**を 300 回繰り返しても解が得られない場合は，本操作を中止し，*Close* **操作**に戻る.

表 4.1　各ネットワークで用いたパラメータ

トポロジ	格子状	ランダム
フィールドサイズ	600 m × 400 m	500 m × 500 m
AP 間の距離	100 m	50 m
通信可能な AP 間距離	110 m	110 m
AP 数（N）	24	50
接続ホスト数（M）	96	200
クラスタの最大 AP 数（P）	6	6
クラスタの最大ホスト数（H）	24	25
最小クラスタ数（$K_{\min}$）	4	9

ここで，オリジナルの Open/Close 法は，各 GW 毎にインターネットに接続している有線ネットワークの通信帯域が異なるものと仮定している．しかし，WIMNET では，GW での全ての有線ネットワークの通信帯域が同一となることを想定しているため，本実装においては，AP に接続するホスト数の最大値を，GW の通信帯域として用いることとした．

4.6.2　格子状トポロジによる評価

提案アルゴリズムにより，最適解の探索が可能であることを検証するために，シンプルな格子状トポロジに，最適解の導出が容易となるように，トラヒックパターンを対称にした例題を 10 例題用意した．本格子状トポロジでは，600 m × 400 m のフィールド上に 6 × 4 個の AP ($N = 24$) を 100 m の間隔で格子状に配置した．そして，各 AP の出力電波強度は，上下左右方向に隣接する AP との間で双方向通信が可能となるように設定した．なお，格子状トポロジは，無線メッシュネットワークの研究で広く用いられていることから，本研究でも利用することとした [31, 37, 38, 39, 40].

各 AP の最大接続ホスト数は，単純なトラヒックパターンとするため 10，1 の 2 種類とし，その配置パターンを変えることで，トラヒックパターンの異なる，総接続ホスト数 $M = 96$ の例題を 10 通り用意した．問題の入力パラメータとして，クラスタの AP 数（P）を 6，ホスト数（H）を 24 とした．そのため，最小クラスタ数（$K_{\min}$）は 4 となる．シミュレーションで用いたパラメータを，表 4.1 に示す．

図 4.1 に，シミュレーションで用いた格子状トポロジの例題を示す．図中，丸は AP を，実線は AP 間リンクを表す．黒丸は，最大接続ホスト数が 10 の AP，白丸が 1 の AP を表す．また，表 4.1 に示すパラメータを用いた場合の提案アルゴリズムによる分割結果も示す．図中，□ で囲まれている AP は，選択した GW を示す．図中，AP 間の太線は，選択した経路を示す．

例題として用いた $N = 24$ の格子状トポロジの場合，クラスタの最大 AP 数 $P = 6$，最大ホスト数 $H = 24$，クラスタ数 $K = 4$ の条件を満たす WDS クラスタは，接続ホスト数 10 の AP が 2 個，1 の AP が 4 個 の合計 6 個の AP で構成されるクラスタ分割となる．提案アルゴリズムで

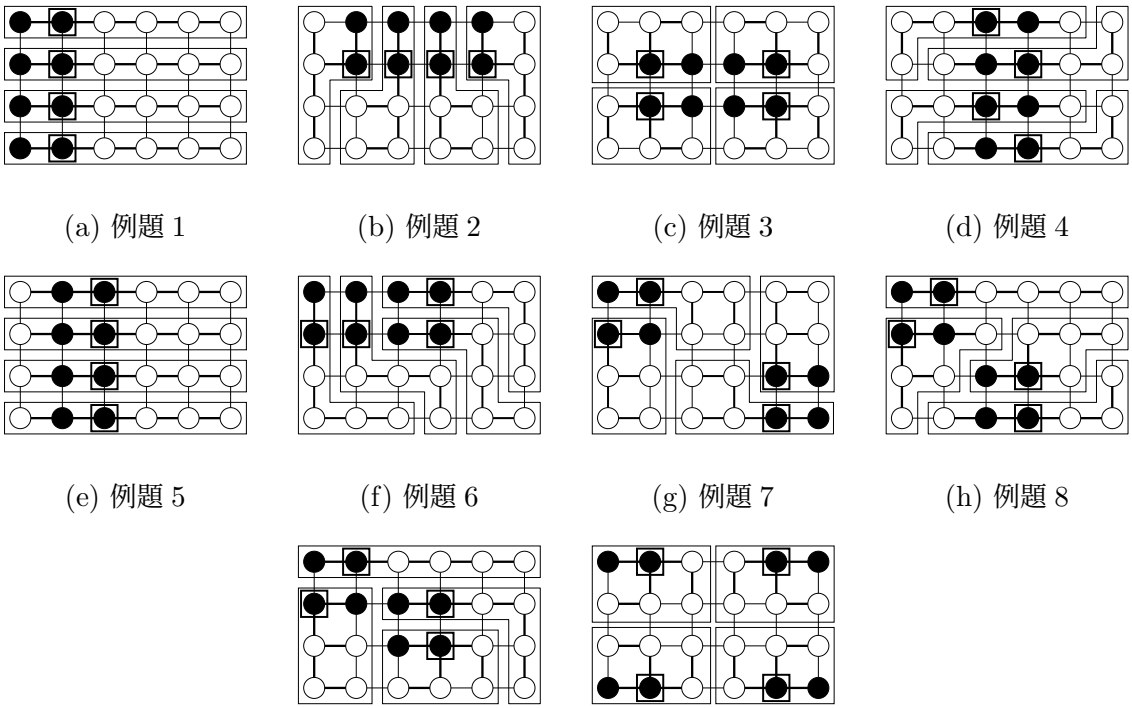


図 4.1　格子状トポロジとクラスタ分割

は，全ての例題でこの最適解が得られた．

用意した 10 例題に対して，異なる乱数を用いて提案アルゴリズムを 10 回適用し，得られた各 WDS クラスタ分割に対して，WIMNET シミュレータによる，異なる乱数を用いたパケット転送シミュレーションを 3 回ずつ行った．図 4.2 にクラスタ数 K，図 4.3 にスループットの平均値を例題毎に示す．比較として，Open/Close 法を用いて同様のシミュレーションを行った結果（*Comparison*）を示す．提案アルゴリズム（*Proposal*）では，常に最小クラスタ数 $K = 4$ で，WDS クラスタ分割を行えたが，比較アルゴリズムでは，最小クラスタ数よりも大きいクラスタ数での分割となった．これは，比較アルゴリズムが，Open 操作，Close 操作を繰り返し行うために，解の改善（クラスタ数の削減）の機会が少なくなることに原因があるものと考えられる．

図 4.3 より，提案アルゴリズムは比較アルゴリズムに比べ，平均スループットが 24%〜80% 高くなる結果であった．提案アルゴリズムによる平均スループットは，150 Mbps 以上であるが，これには，次のような理由が考えられる．WIMNET における 1 つの WDS クラスタでの総スループットは，GW のスループットと AP 間の最大スループットの合計により決定される．図 4.1，図 4.2 に示すように，提案アルゴリズムによる WDS クラスタ分割では，通信負荷となる接続ホストが，4 つの WDS クラスタ間で均一に分配されているため，全てのクラスタで同一のスループットとなる．つまり，WIMNET 全体での総スループットは，$((30 + \Delta) \times 4)$ Mbps の式で表される．ここで Δ は，GW のスループットである．従って，本例題における WIMNET 全体での総スループッ

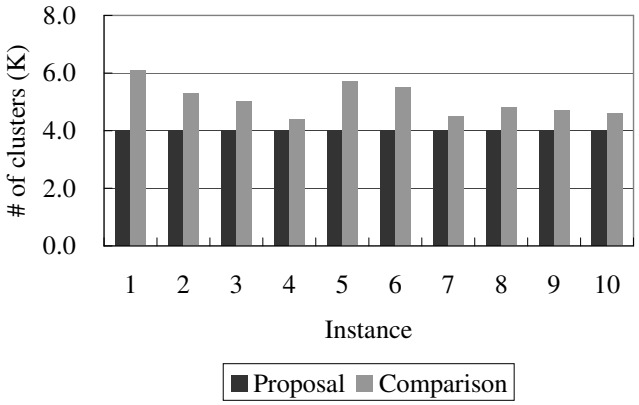


図 4.2　格子状トポロジ（$N = 24$）の平均クラスタ数による比較

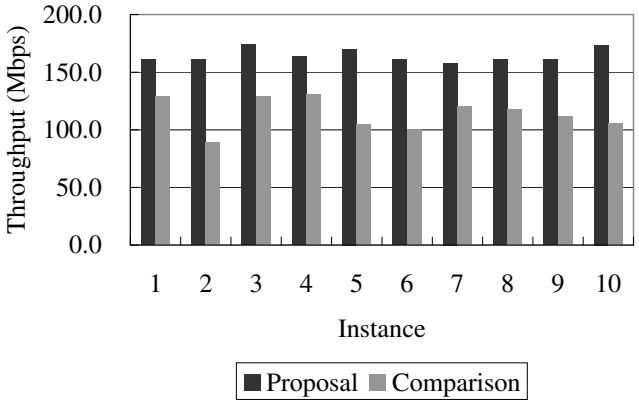


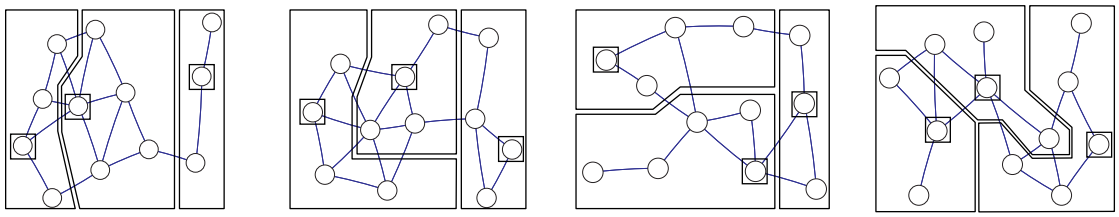
図 4.3　格子状トポロジ（$N = 24$）の平均スループットによる比較

トは，150 Mbps 以上となる．

4.6.3　最適解の探索性能

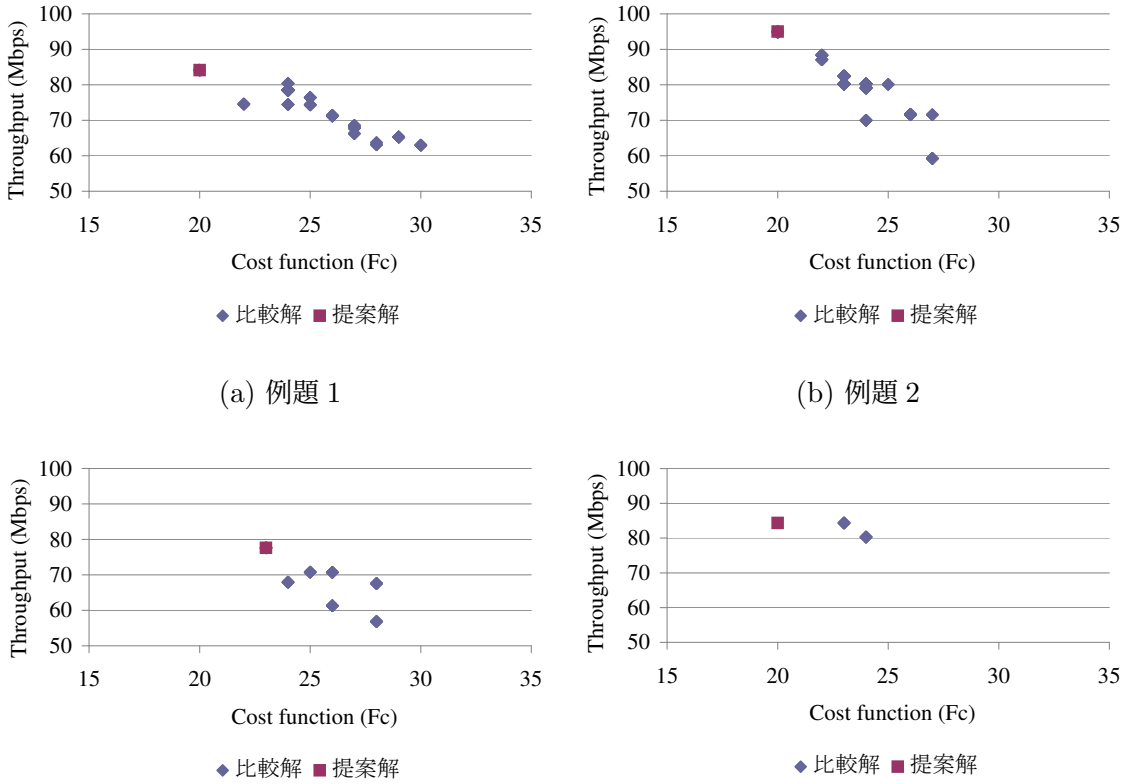
提案アルゴリズムが，本研究で定義した WDS クラスタ分割問題の最適解を，小規模な例題においては，探索可能であることを確認するために，AP 数 $N = 12$，総ホスト数 $M = 60$ の，AP 配置がランダムなネットワークトポロジを 4 例題用意し，提案アルゴリズムを用いて，クラスタ分割数 $K = 3$，クラスタの最大 AP 数 $P = 6$，クラスタの最大ホスト数 $H = 24$ でのクラスタ分割を行った．同時に，各 AP の WDS クラスタ分割の全ての組み合わせを試行することで，クラスタ分割問題に関する 4 つの制約条件を充足し，評価関数 F_c を最小とするクラスタ分割を求めた．そして，提案アルゴリズムにより求めたクラスタ分割と比較することで，提案アルゴリズムが評価関数 F_c 最小のクラスタ分割を得ることが可能であることを確認することとした．

図 4.4 に，本実験に用いた 4 例題を，得られたクラスタ分割結果と共に示す．その結果，提案アルゴリズムは，全数探索により得られた，最適なクラスタ分割（F_c 最小の解）と同一のクラスタ分



(a) 例題 1　(b) 例題 2　(c) 例題 3　(d) 例題 4

図 4.4　最適解探索実験の例題



(a) 例題 1　(b) 例題 2

(c) 例題 3　(d) 例題 4

図 4.5　例題毎のパケット転送シミュレーション結果

割を求めることが可能であった．すなわち，小規模の例題に対しては，提案アルゴリズムは，評価関数 F_c を最小とする，最適な WDS クラスタ分割を得ることが可能なアルゴリズムであることを示している．

次に，提案する評価関数 F_c の有効性検証のために，各クラスタ分割に対して，GW から各ホストへ 1,000 パケット，各ホストから GW へ 125 パケットの転送を行うパケット転送シミュレーションを行い，スループットを求めた．ここでは，提案アルゴリズムによる WDS クラスタ分割（提案解）と，全数探索の際に得られたクラスタ分割（比較解）を対象とした．各クラスタ分割で

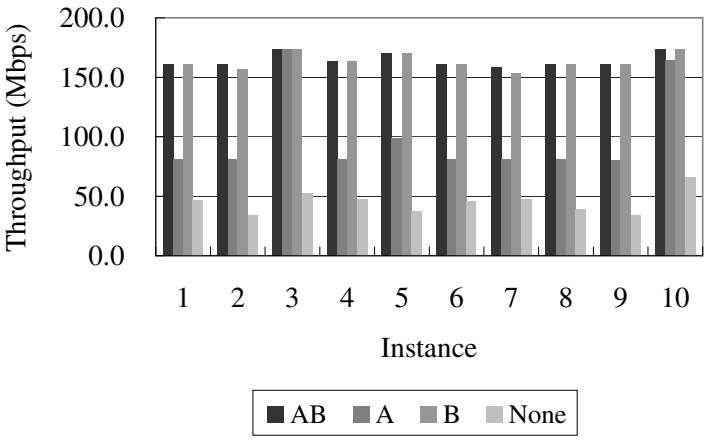


図 4.6　評価関数の A 項，B 項の有無による平均スループットの比較

のパケット転送シミュレーションは，異なる乱数を用いて 3 回実行し平均値を求めた．結果を，例題毎に，図 4.5(a)〜(d) に示す．図 4.5 の横軸は，クラスタ分割の評価関数 F_c の値，縦軸が平均スループットである．

図 4.5 より，提案アルゴリズムによるクラスタ分割（＝提案する評価関数 F_c を最小とするクラスタ分割）が，最も高いスループットを得ていることがわかる．これより，本研究で提案する評価関数 F_c の有効性を検証した．

以上より，提案アルゴリズムは，小規模の例題に対しては，評価関数 F_c の最小化，および，スループットの最大化に関して，その最適解の探索可能なアルゴリズムであることを示した．

4.6.4　評価関数の各項の重要性

評価関数 F_c の各項の重要性を確認するために，評価関数 F_c から A 項，B 項のどちらか一方，もしくは両方を削除した評価関数を用いて，4.6.2 の 10 例題を用いたシミュレーションを行なった．図 4.6 に，評価関数 F_c について，A，B 項の両方を用いた場合（AB），A 項のみを用いた場合（A），B 項のみを用いた場合（B），A，B 項の両方を除いた場合（$None$）の 4 パターンにより得られた WDS クラスタ分割に対して，パケット転送シミュレーションを実施した結果から平均スループットを示す．これら 4 種の評価関数を用いた場合，A，B の両方を除いた場合（$None$）を除いて，いずれも最小クラスタ数（$K = 4$）による WDS クラスタ分割が得られた．A，B の両方を除いた場合（$None$）は，適切な GW を選択することが出来なかったため，他の場合に比べてスループットが悪くなっている．全ての例題で，A 項，B 項の全項を同時に用いた評価関数（AB）による WDS クラスタ分割は，スループットが最良であった．これらの結果より，提案アルゴリズムでは，質の高い WDS クラスタ分割を得るために，評価関数 F_c において，2 項全てを用いることとした．

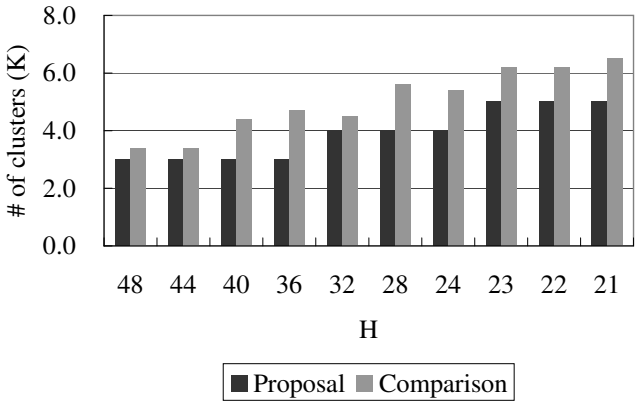


図 4.7　最大通信容量の違いによる平均クラスタ数

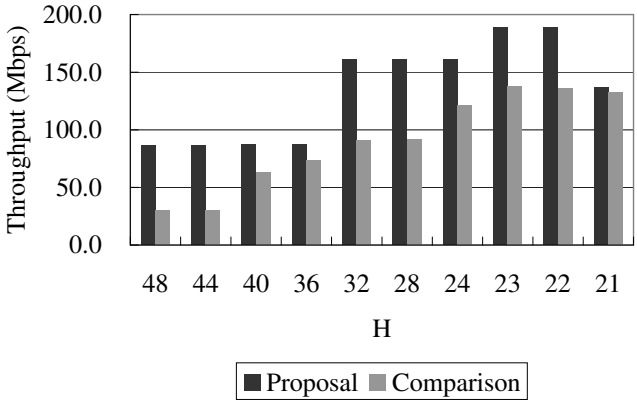


図 4.8　最大通信容量の違いによる平均スループット

4.6.5　最大通信容量の違いによる評価

次に，WDS クラスタにおける最大通信容量（最大ホスト数）の違いによる通信性能について評価した．シミュレーションでは，例題として，図 4.1 の例題 1 を用いて，クラスタの最大 AP 数を $P = 8$ で固定し，最大ホスト数 H を 48 から 21 まで変化させて，提案アルゴリズムを適用した．この時，最小クラスタ数 $K_{\min}$ は，3 から 5 となる．図 4.7，図 4.8 に，平均クラスタ数，平均スループットをそれぞれ示す．提案アルゴリズムは，最小クラスタ数で解を探索出来ており，常に，比較よりも小さいクラスタ数であった．また，平均スループットも，比較に比べ，3%〜186% 高い結果を得られた．

一般的に，クラスタ毎の最大通信容量を小さくする，つまり，接続ホスト数を少なくすると，クラスタサイズ（AP 数）は少なくなり，そのため，平均スループットが増加する．しかし，クラスタサイズが同一で最大通信容量を小さくすると，クラスタ毎のホスト数の制約が厳しくなり，WDS クラスタ分割を難しくする．そのため，同じクラスタサイズの $H = 22$，$H = 23$ に比べ，$H = 21$

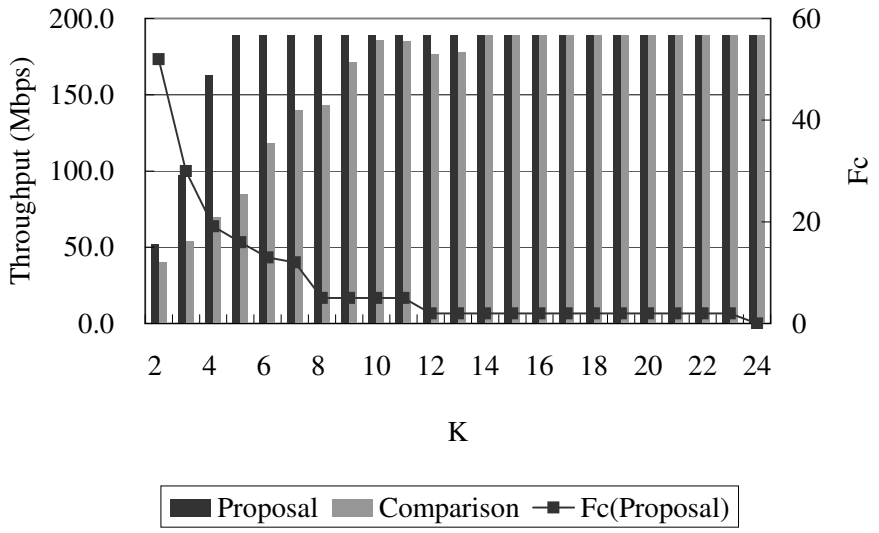


図 4.9　K によるスループットと F_c の最小値の関係

は平均スループットが上がらない結果となったと考えられる．

4.6.6　クラスタ数の違いによる評価

次に，クラスタ数の違いによる通信性能について評価した．シミュレーションでは，例題として，図 4.1 の例題 4 を用いて，クラスタの最大 AP 数を $P = 12$，最大ホスト数を $H = 48$ で固定し，全 AP を GW 候補 AP とした．そのため，クラスタ数の下限は，$K = 2$（$= 24/12$），上限は $K = 24$（$= N$）となる．シミュレーションでは，異なる乱数を用いて提案アルゴリズムを 10 回適用し，得られた各 WDS クラスタ分割に対して，WIMNET シミュレータによる，異なる乱数を用いたパケット転送シミュレーションを 3 回ずつ行った．図 4.9 に，クラスタ数 K（2 から 24 まで変化）と，提案アルゴリズムの解での評価関数 F_c およびスループット，比較アルゴリズムによるスループットの関係を示す．図 4.9 は，クラスタ数 K の増加により，各クラスタの AP 数が小さくなり，結果として，最大ホップ数，最大リンク干渉量も小さくなるため，評価関数 F_c も徐々に減少することを示している．また，クラスタ数 K（= GW 数）の増加に合わせ，スループットも増加することを示している．しかし，評価関数 F_c は，クラスタ数 K のある範囲で一定値となり，スループットは，K のある値以上（$K \geq 5$) で変化しなくなる．前者は，入力されるネットワークのトポロジ（AP 間リンクや GW の配置）により，クラスタ数を増加させても，問題の制約条件のために，ボトルネックとなる WDS クラスタの形状が変化せず，最大ホップ数，最大リンク干渉量が減少しないためである．後者は，クラスタ数（GW 数）の増加により，AP 間通信での帯域制限よりも，AP・ホスト間通信での帯域制限の方が，全体でのスループット改善の障害となるためである．また，提案アルゴリズムのスループットは，比較アルゴリズムで得られるスループットに比べて，通信性能の限界に達するまでは，常に高い値であった．これは，提案アルゴリズムが，比較

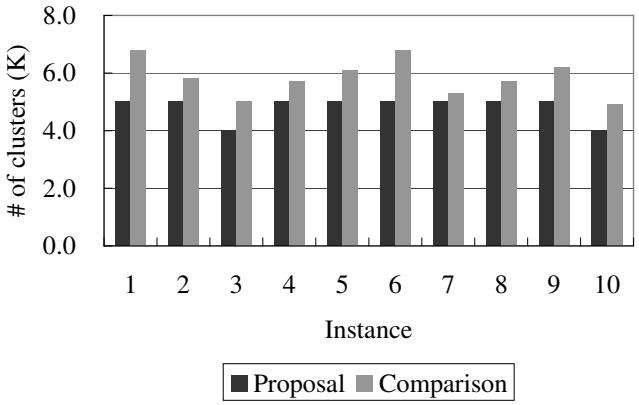


図 4.10　疎な格子状トポロジでの平均クラスタ数

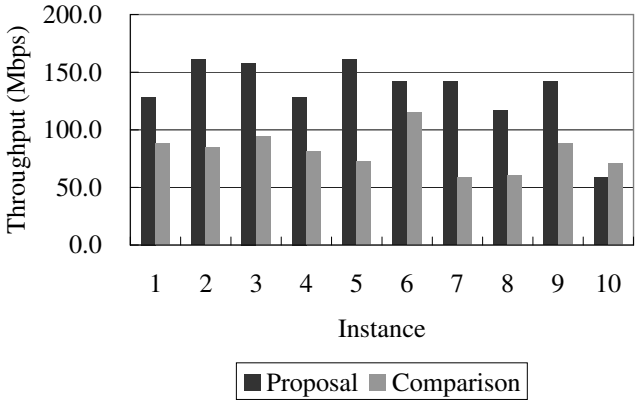


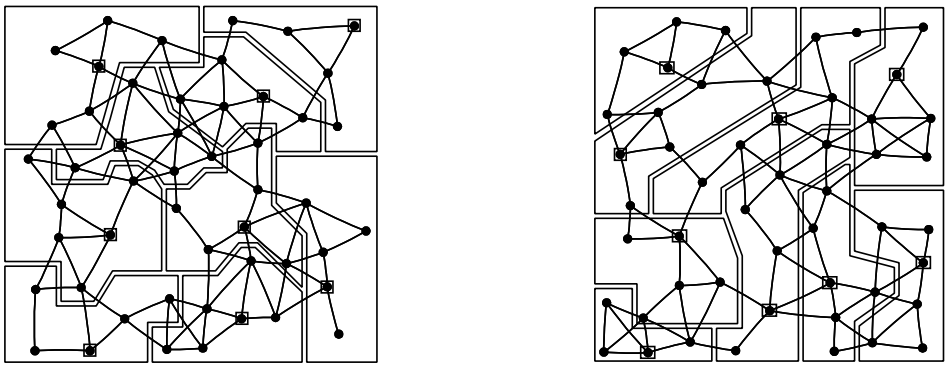
図 4.11　疎な格子状トポロジでの平均スループット

アルゴリズムに比べ，常に良いクラスタ分割を探索出来ていることを示している．

4.6.7　疎なネットワークによる評価

実際のネットワークでは，遮蔽物などの影響により，その四方に隣接する AP との間に，必ずしもリンクがあるとは限らない．そこで，リンク密度の低い，疎なネットワークを生成し，提案アルゴリズムを適用した．そのような例題として，4.6.2 で用いた例題と同じ AP を用いて，各 AP 間のリンクの有無を 50% の確率でランダムに決定して生成した．提案アルゴリズムの入力は，クラスタの最大 AP 数 $P = 6$，最大ホスト数 $H = 35$ としたため，最小クラスタ数 $K_{\min} = 4$ となる．

図 4.10，4.11 に，例題毎の平均クラスタ数，平均スループットを示す．提案アルゴリズムは，比較アルゴリズムに比べ，クラスタ数は小さく，例題 10 を除き，平均スループットは 23%〜143% 高かった．例題 10 は，比較アルゴリズムでのクラスタ数が提案アルゴリズムよりも大きくなり，その結果，平均スループットが高くなっている．クラスタ数が同じ結果でのみ比較すると，提案アルゴリズムの方が，比較に比べ高いスループットであった．



(a) case 1　　(b) case 2

図 4.12　ランダムトポロジとクラスタ分割

4.6.8　ランダムトポロジによる性能評価

更に，実環境に近いネットワークトポロジでの性能を評価するために，ランダムトポロジの例題を 10 例題用意した．本ランダムトポロジでは，500 m × 500 m のフィールド上に，50 個の AP（$N = 50$）をランダムに配置した．その際，各 AP は，無線メッシュネットワークであることを考慮して，隣接 AP 間の距離が一定値（本研究では 50 m）以上となるように設定した．各 AP は，自由空間では，一定範囲（本研究では 110 m）内にある任意の AP との間で，無線通信が可能とした．ここで，実際のネットワークでは，2 つの AP がこの通信範囲内にある場合でも，壁などの障害物の影響により通信出来ない場合，つまり，AP 間にリンクが存在しない場合がある．そのため，AP_u と AP_v の 2 つの AP 間のリンクの有無を，式（4.5）に示す Waxman 法で用いられている確率 $P(u, v)$ に従ってランダムに与えた．

$$P(u, v) = \alpha e^{-d/(\beta D)} \tag{4.5}$$

ここで，α, β は $0 < \alpha, \beta \leq 1$ を満たす定数，d は AP_u，AP_v 間の距離，D は 2AP 間の最大距離である．AP の最大接続ホスト数は，様々なトラヒックパターンを想定して，1〜10 の範囲の一様ランダムで与えた．

以上の例題として本研究では，500 m × 500 m のフィールド上に，$\alpha = 0.9$，$\beta = 0.8$，AP 数 $N = 50$，総接続ホスト数 $M = 200$ の例題を，乱数を変えることで 10 通り用意した．これらの例題では，最大 AP 間距離 D は，10 例題の平均で 647.6 m であった．図 4.12 に 2 例題のランダムトポロジを示す．表 4.1 に示すパラメータを用いた場合の，それぞれでの最小クラスタ数による提案アルゴリズムによる分割結果も，GW 選択結果（図中の □）と共に示す．

図 4.13，4.14 に，例題毎の平均クラスタ数，平均スループットを示す．提案アルゴリズムは，最小クラスタ数（$K = 9$）での WDS クラスタ分割が可能であり，比較アルゴリズムに比べて，高い平均スループットを得ることが出来ていることが分かる．

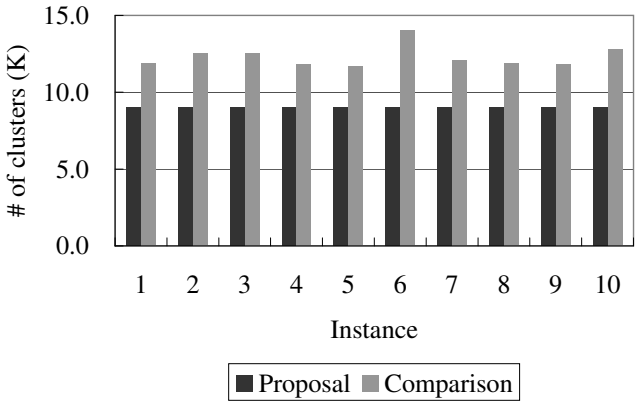


図 4.13　ランダムトポロジ（$N = 50$）の平均クラスタ数による比較

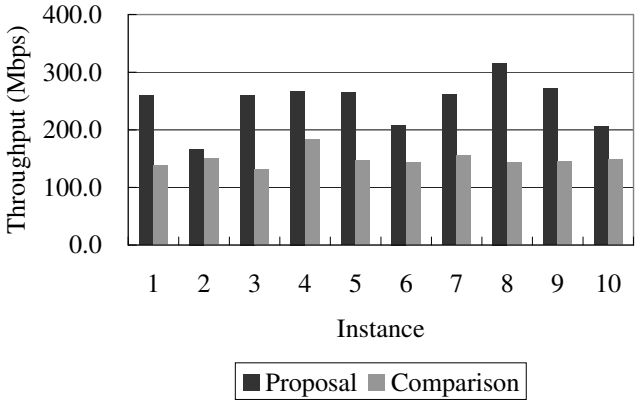


図 4.14　ランダムトポロジ（$N = 50$）の平均スループットによる比較

4.6.9　トラヒック量変化による性能評価

本問題に入力として与えられる最大接続ホスト数は，ネットワークの負荷として，フィールド上に存在して各 AP と接続するホスト数を見積もるための値である．実際には，その数以下のホストが AP と接続しているものと想定している．本研究では，事前に，その最大接続ホスト数が判明し，全てのホストは同一の通信要求を持つものと仮定して，接続ホスト数から，その AP の通信負荷を算出し，クラスタ分割時のトラヒック量を決定する値として利用している．そのため，AP 毎の最大接続ホスト数が，現在の値よりも大きくなる場合，つまり，AP の負荷が現在想定している負荷よりも大きくなる場合は，WIMNET のクラスタ分割の再設計を行うこととしている．

そこで, AP 毎の接続ホスト数が, 最大接続ホスト数以下でランダムに変化した場合の, WIMNET の通信性能を評価するために，ランダムトポロジの 1 例題（図 4.12(a)）を用いて，各 AP の接続ホスト数を，その最小値と最大値の範囲で，ランダムに変化させた場合のパケット転送シミュレーションを実施した．各 AP の接続ホスト数の最小値は，入力として与える最大接続ホスト数の 1%

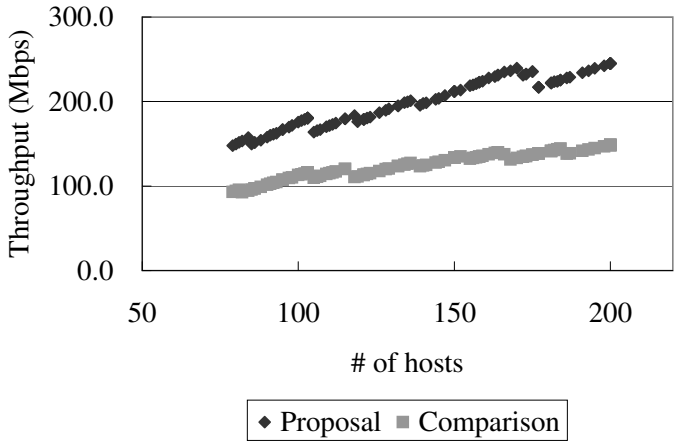


図 4.15　ホスト数の変化によるスループット

（最大値の 1/100）から 100% まで，1% 刻で 100 通り変化させた．

以上の方法で，各 AP の接続ホスト数を決定した例題を，最小値を変えて 100 通り用意し，パケット転送シミュレーションを実施し，スループットを求めた．図 4.15 に，接続ホスト数の変化とスループットの関係を示す．提案アルゴリズムによるクラスタ分割は，いずれの接続ホスト数においても，比較アルゴリズムによるクラスタ分割に比べ，高いスループットで通信可能であることを示している．

4.7　結語

本章では，無線メッシュネットワーク WIMNET の WDS クラスタ分割問題の定式化を行い，Bin Packing 問題からの帰着により，本問題の決定問題の NP 完全性を証明した．また，本問題に対するヒューリスティックアルゴリズムを提案した．WIMNET シミュレータを用いたシミュレーションの結果から，提案アルゴリズムにより，格子状トポロジ（$N = 24$）の例題，ランダムトポロジを用いた小規模な例題（$N = 12$）において最適解が得られることを示した．また，実ネットワークに近いランダムトポロジにおいて，本問題に適応させた比較アルゴリズムよりもネットワーク性能の高い（スループットの高い）ネットワークを，少ないクラスタ数で構築出来ることを示した．今後の課題は，より実際的な環境でのシミュレーションの実施，本問題に対する分散型アルゴリズムの検討，実ネットワークを用いた実験などである．

第 5 章

リンクスケジューリング問題とそのアルゴリズムの提案

5.1 研究の目的

無線メッシュネットワーク WIMNET でのアクセスポイント（AP）間通信では，送信元の AP と受信先の AP の間に，直接の無線リンクがない場合，それらの中間にある AP を介したマルチホップによるパケット通信を行う．すなわち，パケットは，送信 AP からいくつかの AP を順次経由して受信 AP へ転送される．その際，通信媒体に無線を用いるため，互いの電波の到達範囲内にある複数の AP が同時にパケットを送信する場合，それらの無線リンク間で電波干渉が発生し，パケット転送に失敗する可能性が高くなる．

通常の無線ネットワークで採用されている CSMA/CA（Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance）方式 [9] では，この干渉する無線リンクの同時動作を防止するために，伝送媒体（通信チャネル）の空きを確認し，一定時間（DIFS）およびランダム時間（Contention window）待機した後，他の干渉する無線リンクの動作がないことを確認してから，パケット転送を行っている．また，各無線ノードの待機パケット数（必要帯域）に無関係に，公平に，通信チャネルの取得を行っている．

そのため，CSMA/CA 方式では，無線リンク動作のアイドリング時間が大きくなるため，伝送速度の低下に繋がる．WIMNET の通信性能向上のためには，TDMA（Time Division Multiple Access）方式 [43] を採用することで，それらのパケット転送を電波干渉が起こらず，各ノードの必要帯域を確保できるように，適切にスケジューリングすることが必要と考えられる．

そこで，本章では，WIMNET の AP 間通信を TDMA 方式に基づいて行うことを想定した場合に，電波干渉が完全に発生しないようにするための，各 AP 間リンクの動作タイミングのスケジューリング問題とそのアルゴリズムを提案する．

本問題では，対象とする無線ネットワークを，通信に関する制約条件が最も厳しくなる半二重，チャネル数 1，パケット長一定の無線ネットワークとしている．その理由は，従来から同様の前提条件での無線ネットワークを対象にした研究が盛んに行われていること [44, 45, 46, 47, 48, 49,

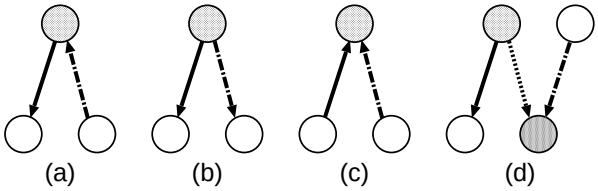


図 5.1　一次干渉と二次干渉

50, 51, 52, 53, 54] や，通信に関する制約を緩和することで無線ネットワーク以外の様々なネットワークにも比較的容易に対応可能なためである．

対象としている TDMA 方式での AP 間通信パケット転送処理は，タイムスロット（Time slot）と呼ばれる単位時間ごとに行われ，各タイムスロット内で，送信 AP がパケットを送信し，受信 AP がそのパケットを受信するものとしている．また，ネットワーク全体が同期しており，1 タイムスロットで 1 リンクの動作が完了するものとする．

対象とする WIMNET での通信要求は，通常，インターネットアクセスのため，ホストが接続している AP と，インターネットへのゲートウエイ（GW）となる AP との間で発生する．また，同一 WIMNET 内にあるホスト間の通信要求においても，異なる AP に接続しているホスト間で発生することが一般的である．そのため，本リンク動作スケジューリング問題の入力としての通信要求には，無線メッシュネットワーク内の異なる 2 つの AP を，送信 AP（Source），受信 AP（Destination）のペア（SD ペア）として，与えられるものとする．その上で本問題の出力として，ある時間内に発生したパケット転送要求に対して，全体の所要タイムスロット数（総タイムスロット数）を最小化する転送経路の割り当てと，転送タイミング（タイムスロット割当）の決定が求められる．

リンク動作スケジューリング問題では，図 5.1 に示す一次干渉（primary conflict）と二次干渉（secondary conflict）の 2 種類の干渉の発生を回避する必要がある．一次干渉は，次の 3 つの場合に発生する．

- AP がパケットを送信し，同時に受信する（図 5.1(a)）．
- AP が同時に 2 つ以上の AP へ異なるパケットを送信する（図 5.1(b)）．
- AP が同時に 2 つ以上の AP からパケットを受信する（図 5.1(c)）．

すなわち，一次干渉は，送信 AP または受信 AP となる AP を共有する 2 つ以上のリンクを同一タイムスロットに割り当てた場合に発生する．二次干渉は，同一タイムスロットで，ある AP が送信を行い，その隣接する AP が別の AP のパケットを受信する場合に発生する（図 5.1(d)）．そのため，干渉しているリンクの同一タイムスロットへの割り当ては不可となる．

さらに本問題には，送信 AP から受信 AP に至る転送経路においてリンクの動作順序を保存しない NAS（Non-sequential Activation Scheduling）問題と，保存する SAS（Sequential Activation Scheduling）問題の 2 種類が存在する [44]．いずれの問題も NP 困難であることが知られている [53, 54]．ここで，リンクを頂点とし，干渉のあるリンクに対する頂点間に辺を設けたグラフ

（リンク干渉グラフ）を考えると，NAS 問題は本グラフの彩色問題となる．

以下，まず 5.2 で，関連研究を紹介する．5.3 で，リンクスケジューリング問題の定式化を行う．次に，5.4 で，グラフ彩色アルゴリズム [55] をベースとした NAS 問題，SAS 問題双方に対する 4 段階で構成されるヒューリスティックアルゴリズムを提案する．提案アルゴリズムでは，まず，動作リンクのタイムスロットへの割り当てに関する制約を表すリンク干渉グラフを生成する．次に，総タイムスロット数の下限を算出する．そして，貪欲法を用いて初期状態を構築し，最後に，極小状態探索法により最終解を探索する．5.5 で，提案アルゴリズムの有効性をシミュレーションにより検証する．最後に，5.6 で本研究のまとめを行う．

5.2 関連研究

無線ネットワークに対する転送経路の割り当て，及び，転送タイミングを決定する問題に対して，これまでに，組合せ最適化問題としての様々な定式化が行われている．その中で，文献 [44] において，Wieselthier らは，転送経路を決定する問題（経路問題）と，パケットの転送タイミングを決定する問題（リンクスケジューリング問題）の 2 つの部分問題に分割出来ることを示した．本研究では，このうち，リンクスケジューリング問題を対象としている．リンクスケジューリング問題に対して，文献 [45] において，Ogier らは，凸状緩和と呼ばれるニューラルネットワーク解法を提案している．また，文献 [46] において， Barnhart らは，シグモイド・ニューロンを用いたニューラルネットワーク解法を提案している．文献 [47] において，Funabiki らは，バイナリ・ニューロンを用いたニューラルネットワーク解法を提案している．文献 [48] において，Bertossi らは，スケジューリング問題に対して単一の符号ではなく複数の符号を用いたスケジュールを決定する符号割当問題が NP 困難であることを証明し，その近似アルゴリズムを提案している．文献 [49] において，Funabiki らは，符号割当とスケジューリングを同時に行う問題のニューラルネットワーク解法を提案している．文献 [60] において，Wang らは，リンクスケジューリング問題に対する，集中型および分散型のアルゴリズムを提案している．Wang らの集中型アルゴリズムは，生成したリンク干渉グラフから，次数最小の頂点と，その接続リンクの削除を繰り返し，削除順にソートした頂点集合を構築する．そして，構築した頂点集合の逆順，つまり，次数の降順に，動作タイミングを決定するアルゴリズムである．Wang らは，現実的な干渉モデルを採用し，必要タイムスロット数の下限，および，アルゴリズムにより得られる最大タイムスロット数の証明を行なっている．また，経路問題に対しては，Wieselthier らが，文献 [44] において，ニューラルネットワーク解法を提案している．馬場らは，文献 [50, 51] において，最適な経路を効率良く探索するニューラルネットワーク解法を，文献 [52] において，信頼度を考慮した問題に対するニューラルネットワーク解法を提案している．

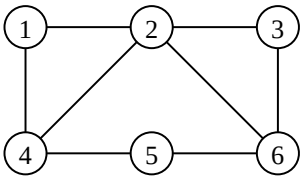


図 5.2　6AP 接続グラフ

表 5.1　転送要求 (SD ペア) とその経路

Pair#	S–D	Path
1	1,6	1,2,6
2	4,6	4,2,3,6
3	4,5	4,5

表 5.2　NAS 問題の解

Time slot	Link
1	1→2
2	4→2
3	3→6, 4→5
4	2→3
5	2→6

表 5.3　SAS 問題の解

Time slot	Link
1	4→2
2	2→3, 4→5
3	3→6
4	1→2
5	2→6

5.3　リンクスケジューリング問題の定義

リンクスケジューリング問題では，入力として，ネットワークのトポロジを表す接続グラフ $G = (V, E)$，パケット送信 AP と受信 AP からなる転送要求を表す SD ペアとその経路が与えられる．接続グラフ G において，頂点が AP に，辺が AP 間のリンクに対応する．また SD ペアの経路は，送信 AP から受信 AP へ至る AP の集合として表現される．本問題の出力は，制約を満たしネットワーク全体で必要となる転送時間を最小とするリンクの動作スケジュールとなる．実際には，各タイムスロットにおける動作リンクの集合で表現する．制約条件は，動作リンクの一次干渉および二次干渉の回避である．一次干渉および二次干渉は同一 AP を共有するリンクと，これらのリンクとの間で二次干渉が発生するリンクのうち，同一タイムスロットで動作させるリンクをたかだか 1 つにすることで回避出来る．SAS 問題では，さらに動作させるリンクの順番の遵守が必要となる．目的条件は，リンクの動作スケジュールの総タイムスロット数 T の最小化となる．

- **入力:** $G = (V, E)$: ネットワークトポロジ，R: SD ペアとその経路の集合
- **出力:** $S = S_1, S_2, \cdots, S_T$: リンクの動作スケジュール（各タイムスロットにおける動作リンクの集合）
- **制約条件:** 動作リンクの一次干渉，二次干渉の回避．SAS 問題の場合，加えて，動作させるリンク順の遵守.
- **目的条件:** リンクの動作スケジュールの総タイムスロット数 T の最小化.

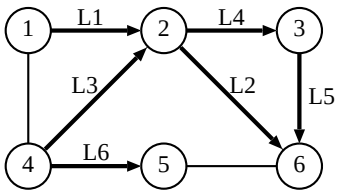


図 5.3　リンク番号

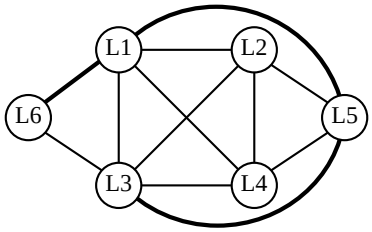


図 5.4　リンク干渉グラフ

問題の例として，図 5.2 に AP 数 6，リンク数 8 の接続グラフを，表 5.1 に転送要求である SD ペア（SD ペア数 3）とその経路を示す．本例題の NAS 問題の解例を表 5.2 に，SAS 問題の解例を表 5.3 に示す．

5.4　リンクスケジューリングアルゴリズム

リンクスケジューリング問題に対するヒューリスティックアルゴリズムを提案する．本アルゴリズムでは，問題のタイムスロット数下限を求め，そのタイムスロット数下限でのリンクスケジュールを貪欲法により生成する．この時，全てのリンクにタイムスロットを割り当てることが出来なかった場合は，その状態を初期値として，局所探索法の一種である極小状態探索法により解を改善する．以下では，4 段階で構成される提案アルゴリズムの各段階について述べる．

5.4.1　第 1 段階：リンク干渉グラフの生成

提案アルゴリズムの第 1 段階では，動作リンクのタイムスロットへの割り当てに関する制約を表すリンク干渉グラフ $C = (V_C, E_C)$ を生成する．リンク干渉グラフ C では，リンクを頂点とし，2 つのリンクを同時に動作させると干渉が発生する場合にその対応する頂点間に辺を設ける．リンク干渉グラフを生成するために，まず各リンクに一意にリンク番号を与える．リンク番号は SD ペア 1 の最初のリンクを $L1$，次のリンクを $L2$ と経由するリンクに対して順に与える．同一リンクを複数の SD ペアで利用する場合，リンク番号はそれぞれ異なる番号を与えることとする．ここで，SD ペア数を m，SD ペア i $(i = 1, \cdots, m)$ の経路を構成するリンク数（経路長）を d_i とする．このとき，総リンク数（$= C$ の頂点数）n は，式 (5.1) で与えられる．

$$n = \sum_{i=1}^{m} d_i \tag{5.1}$$

図 5.2，表 5.1 の例題において与えたリンク番号を図 5.3 に，生成したリンク干渉グラフを図 5.4 に示す．図 5.4 において，細線は一次干渉を，太線は二次干渉を表す．リンク干渉グラフがリンク間の干渉を表現しているため，その隣接頂点間では，異なるタイムスロットに割り当てることが必要となる．従って，リンクスケジューリング問題はリンク干渉グラフを対象とする彩色問題となる．

5.4.2 第 2 段階：総タイムスロット数下限の算出

第 2 段階では，リンク干渉グラフを用いて NAS 問題，SAS 問題に対する総タイムスロット数の下限（LB）を算出する．ここで求めた LB は，解を探索する第 3 段階，第 4 段階で用いる．

5.4.2.1 総タイムスロット数下限

NAS 問題の場合，リンク干渉グラフの彩色問題となるため，リンク干渉グラフの最大クリークの頂点数が総タイムスロット数の自明な下限となる．加えて，SAS 問題の場合は，SD ペアの経路におけるリンク数（経路長）の最大値（最大経路長）についても考慮する必要がある．これは，リンク順を遵守する必要から同一 SD ペアの経路を構成するリンクはすべて異なるタイムスロットで動作させる必要があるためである．従って，最大クリークの頂点数と最大経路長のいずれか大きい方の値が SAS 問題における総タイムスロット数の下限となる．

図 5.4 において，$L1$，$L2$，$L3$，$L4$，$L5$ が最大クリークを構成し，その頂点数は 5 である．また，表 5.1 より SD ペアの最大経路長は SD ペア 2 の 3 である．従って，本例題は，NAS 問題，SAS 問題のいずれにおいても総タイムスロット数の下限が 5 の問題となる．

本研究では，以下の 2 つの方法を用いてリンク干渉グラフの最大クリークを近似的に求めている．1 つ目の方法は貪欲法 [57] である．

1. リンク干渉グラフの頂点を次数の降順でソートする．
2. 先頭から k 番目の頂点をクリークを構成する頂点集合の初期値とする．
3. 現時点でのクリークを構成するすべての頂点との間に辺を持つ頂点を，リンク干渉グラフの頂点の次数の降順に順次探索し，見つかればクリークを構成する頂点集合に追加する．

また，別の方法として，接続グラフ上の同一 AP を共有するリンクが，リンク干渉グラフ上でクリークを構成することに着目する．

1. 接続グラフの同一 AP を共有する動作リンク集合をそのリンク数の降順にソートする．
2. 先頭から k 番目のリンク集合をクリークを構成する頂点集合の初期値とする．
3. 現時点でのクリークを構成するすべての頂点との間に辺を持つ頂点を，リンク干渉グラフの頂点の次数の降順に順次探索し，見つかればクリークを構成する頂点集合に追加する．

上記 2 方法で，それぞれ $k = 1, 2, \cdots, 15$ としてクリークの探索を行い頂点数最大のクリークを選択する．ただし，SD ペア数（$= m$ とする）が 15 以下の場合は，$k = 1, 2, \cdots, m$ とした．

5.4.2.2 SAS 問題での改善

SAS 問題では，2 つ以上の SD ペアで経路上での共有 AP へ到達するまでのリンク数が等しい場合，共有 AP でのパケット転送において発生する干渉を回避するため，必要となるタイムスロット数が経路長よりも増加する場合がある．ここで 2 つの SD ペア x と y について考える．SD ペア

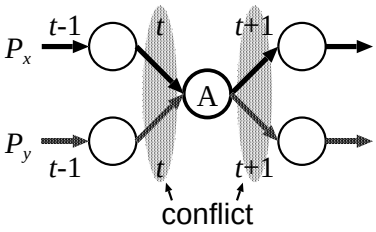


図 5.5　2 タイムスロット遅延

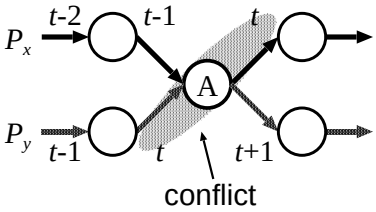


図 5.6　1 タイムスロット遅延

x の経路を P_x，経路長を d_x とする．同様に，SD ペア y の経路を P_y，経路長を d_y とする．ここで $d_x \geq d_y$ とする．そして，経路 P_x，P_y が共有する AP を A とする．タイムスロット数が 2 増加する場合として，A へ到達する 2 つのリンクが同一タイムスロット t に割り当てられる最短スケジュールを図 5.5 に示す．この場合，A での一次干渉を避けるために，どちらかのリンクの動作を 2 タイムスロット待機させる必要がある．タイムスロット数が増加するもう 1 つの場合として，A から送信される P_x 上のリンクと A に到達する P_y 上のリンクを同一タイムスロット t に割り当てた最短スケジュールを図 5.6 に示す．この場合，A に後から到達する P_y 上のリンクの動作を 1 タイムスロット待機させる必要がある．

以上より，同一 AP を共有する 2 つの SD ペアによるタイムスロット数の増加はたかだか 2 となる．従って，総タイムスロット数下限（LB）が増加するのは，同一 AP を共有する SD ペアの経路長と現時点での LB との差，および対象となる 2 つの SD ペアの経路長の差がいずれも 1 以内の場合に限られる．対象となる 2 つの SD ペアの経路長の差が 2 以上ある場合は，経路長の短い方を待機させることで経路長の長い方のタイムスロット数内に転送を完了することが可能であり，タイムスロット数の増加による影響はない．それゆえ，SD ペア x，y の組合せが $0 \leq (d_x - d_y) \leq 1$ かつ $(LB - d_y) \leq 1$ を満たす場合に，LB が最大経路長よりも増加することになる．

本研究では，同時に異なる個所で複数の AP を共有する場合，および二次干渉については考慮していない．そのため，LB がさらに大きな値となることが考えられる．

5.4.3　第 3 段階：貪欲法による初期状態の構築

提案アルゴリズムの第 3 段階では，彩色問題に対する貪欲法 [57] を用いて，解探索のための初期状態を生成する．NAS 問題では，リンク干渉グラフ C における次数の高いリンクが，SAS 問題

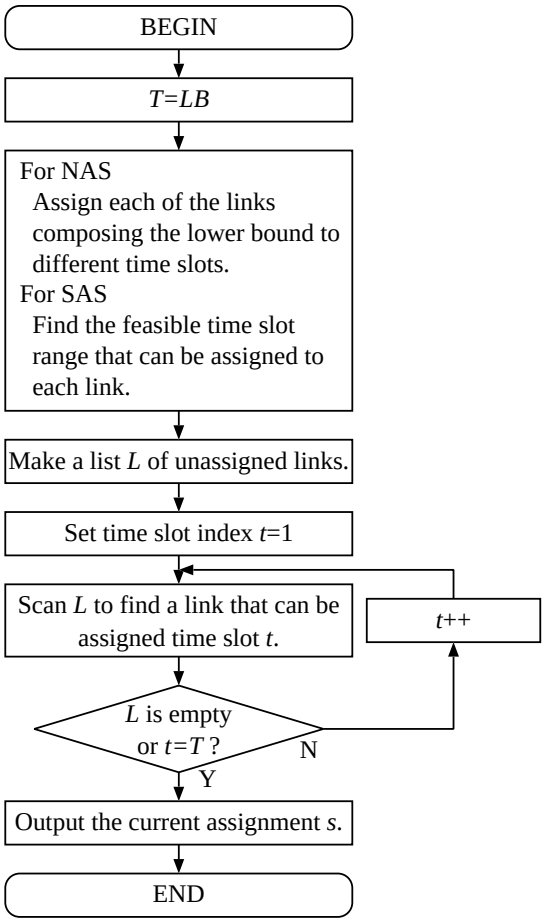


図 5.7　貪欲法による初期状態構築手順

では経路長 d_i の長い SD ペアに属するリンクが，干渉が多く割り当てが困難と考え，これらのリンクから順次，タイムスロットへの割り当てを行う．本段階のフローチャートを図 5.7 に示す．ここで，T は総タイムスロット数，L は未割当リンクのリストである．探索の効率化のために，NAS 問題では LB を構成するリンクに割り当てたタイムスロットを固定とする．SAS 問題では，SD ペアを構成するリンク順を遵守するために，各リンクごとに割り当て可能なタイムスロットの範囲を求める．たとえば，SD ペア i の j 番目のリンクは，タイムスロット j から $(T - d_i + j)$ の範囲に割り当て可能である．これは，割り当てたリンクの前に $j - 1$ のリンクを，後に $(d_i - j)$ のリンクを割り当てる必要があるからである．L の要素数が 0 のときのタイムスロット割当が求める解となる．

本段階での処理は，以下の通りである．

1. 総タイムスロット数 T に，5.4.2 節で求めた LB をセットする．
2. NAS 問題の場合，クリークを構成するリンクに異なる色（タイムスロット）をセットし固定する．SAS 問題の場合，リンク順を遵守した各リンクの割り当て可能なタイムスロット

の範囲を求める．

3. 未割当リンクのリスト L を生成する．
4. L を，NAS 問題の場合，リンク干渉グラフにおける次数の降順に，SAS 問題の場合は，経路長の降順にソートする．
5. 割り当て対象のタイムスロット t を 1 にセットする．
6. L の先頭のリンクからタイムスロット t に割り当て済のリンクとの間で干渉が発生しない場合，そのリンクをタイムスロット t に割り当てる．
7. L が空になるか，t が T であれば終了する．
8. t を $+1$ して 6 に戻る．

5.4.4 第 4 段階：極小状態探索法

5.4.4.1 極小状態の生成

第 3 段階で解が得られない場合には，第 3 段階の最終状態を初期状態とし，コスト関数 E を最小にする状態生成（最適割当）を繰り返し行い状態を改善する極小状態探索法を用いて解を探索する．コスト関数 E は，式 (5.2) で与えられる．

$$\begin{aligned} E = & A(\text{number of unassigned links}) \\ & + B(\text{sum of degrees of unassigned links in } C) \end{aligned} \tag{5.2}$$

ここで A，B $(A >> B)$ は係数である．本段階では，まず，L から未割当リンクを 1 つランダムに選択する．そして，E の増加が最小となるタイムスロットへ割り当てを行う．A を B よりも大きくすることで，干渉を起こすリンク数が最小となるタイムスロットへ割り当てを行うようにしている．割り当て可能なタイムスロットが複数存在する場合はランダムに選択する．このとき，必ず割り当て済リンクとの間で干渉が発生する．その結果，E は増加することになる．

タイムスロットへの割り当てを行う際，サイクリックな状態遷移を回避するためにタブーリストを用いる．タブーリストは，リンクとその割当タイムスロットの組で表現され，一定ステップ数（S_{tabu}）の間，その組を保持する．タブーリストに選択したリンクとタイムスロットの組がある場合，その割り当てを禁止する．さらに，NAS 問題の場合，第 3 段階の初期状態構築段階において固定割当としたリンクと干渉するタイムスロットへの割り当てを禁止する．

状態遷移を一定ステップ数（S_{random}）繰り返し行っても E が改善されない場合，ヒルクライム的効果を得るため, E の増加量に関係なくランダムに選択したタイムスロットへの割り当てを行う（ランダム割当）．

これらの割り当てを行うことで干渉を起こすリンクに対して別のタイムスロットへの割り当てを試みる．もし，割り当て可能なタイムスロットがない場合，そのリンクを L に追加する．そのうえで，L にあるリンクに対して割り当て可能なタイムスロットを探索し割り当てを行う．

5.4.4.2 状態リセットと段階的タイムスロット拡張

ランダム割当を一定回数（S_{reset}）適用しても E が改善されない場合，それまでの探索で得られた最良の状態に戻り，再度探索を開始する（状態リセット）．さらに，この状態リセットを一定回数（S_{expand}）試行しても E が改善されない場合，最後の手段として T を 1 増加させる（段階的タイムスロット拡張）．そして，L のリンクのうち，この増加したタイムスロットに割り当て可能なリンクの探索を行う．

5.4.4.3 極小状態探索法アルゴリズム

極小状態探索法のアルゴリズムを以下に記述する．また，フローチャートを図 5.8 に示す．ここで，s_{best}，E_{best} は最良状態と，そのときのコスト関数値である．また，$cnt1$，$cnt2$，$cnt3$ は，それぞれランダム割当，状態リセット，段階的タイムスロット拡張のカウンタ，$tabu_{ij}(i = 1, ..., n \quad j = 1, ..., T)$ は，タブーリストのカウンタである．

1. 構築した初期状態に対して，未割当リンクリスト L を生成する．
2. L からリンクをランダムに 1 つ選択する（これをリンク a とする）．
3. リンク a について，コスト関数 E の増加を最小とするタイムスロット b を探索する．この時，一定ステップ数（S_{random}）の間，E が改善されない場合は，タイムスロット b をランダムに選択（ランダム割当）する．
4. リンク a をタイムスロット b に割り当てる．そして，リンク a，タイムスロット b の組をタブーリストに追加し，一定ステップ（S_{tabu}）の間その組への割り当てを禁止する．
5. タブーリストのカウンタ $tabu_{ij}$ を 1 減ずる．
6. リンク a をタイムスロット b に割り当てることで干渉するリンクについて，異なるタイムスロットへの割り当てを行う．割り当て不可の場合は，L に追加する．
7. L のリンクについて，割り当て可能なタイムスロットがあれば，そのタイムスロットに割り当てる．
8. コスト関数 E を計算し，現在の最小値よりも小さい場合は，割り当て状態を保存する．
9. L が空の場合，現在の割り当てを表示して，アルゴリズムを終了する．
10. ランダム割当を一定回数（S_{reset}）実行してもコスト関数 E が改善されない場合は，それまでの最良状態に戻し，再度探索を開始する（状態リセット）．
11. 状態リセットを一定回数（S_{expand}）実行してもコスト関数 E が改善されない場合は，総タイムスロット数 T を 1 増加させる（段階的タイムスロット拡張）．そして，L のリンクに対して，追加したタイムスロット T に割当可能であれば割り当てる．
12. 2 に戻る．

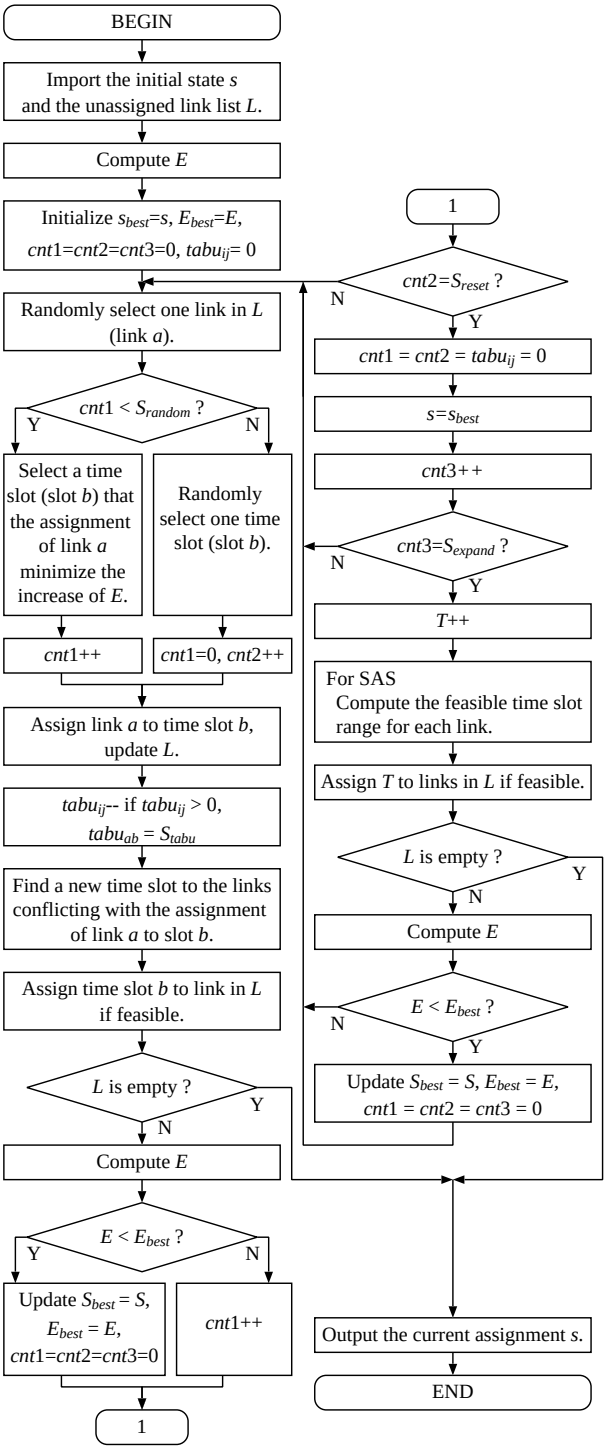

BEGIN
Import the initial state s and the unassigned link list L.
Compute E
Initialize s_best=s, E_best=E, cnt1=cnt2=cnt3=0, tabu_ij= 0
Randomly select one link in L (link a).
cnt1 < S_random ?
Y
N
Select a time slot (slot b) that the assignment of link a minimize the increase of E.
Randomly select one time slot (slot b).
cnt1++
cnt1=0, cnt2++
Assign link a to time slot b, update L.
tabu_ij-- if tabu_ij > 0, tabu_ab = S_tabu
Find a new time slot to the links conflicting with the assignment of link a to slot b.
Assign time slot b to link in L if feasible.
L is empty ?
Y
N
Compute E
E < E_best ?
Y
N
Update S_best = S, E_best = E, cnt1=cnt2=cnt3=0
cnt1++
1
1
cnt2=S_reset ?
N
Y
cnt1 = cnt2 = tabu_ij = 0
s=s_best
cnt3++
cnt3=S_expand ?
N
Y
T++
For SAS
Compute the feasible time slot range for each link.
Assign T to links in L if feasible.
L is empty ?
Y
N
Compute E
E < E_best ?
N
Y
Update S_best = S, E_best = E, cnt1 = cnt2 = cnt3 = 0
Output the current assignment s.
END

図 5.8　極小状態探索法

5.5 シミュレーションによる評価

提案アルゴリズムの性能を評価するために，C 言語を用いて実装し，2 種類の通信要求を想定したシミュレーションを行った．1 つ目は，同一 WIMNET 内での通信を想定し，SD ペアとして異なる 2 つの AP をランダムに選択した．2 つ目は，インターネットアクセスを想定し，SD ペアを GW と GW 以外の AP の組合せで構成した．

5.5.1 無線メッシュネットワーク内通信シミュレーション

5.5.1.1 シミュレーション対象と条件

まず，無線メッシュネットワーク内通信シミュレーションとして，同一 WIMNET 内の異なる AP に接続したホスト間の通信シミュレーションを行った．本シミュレーションでは，AP 数 100 〜1,000 の 3 通りの無線ネットワークを用いた．このネットワークは Geometric グラフであり，AP に対応する頂点の座標は，AP 数を N とすると $[0, \sqrt{N}/5]$ の一様乱数で決定し，2 点間距離 0.2 以下の場合に辺を結んだ．孤立点が存在する場合は，ランダムに選択した頂点と辺で結ぶこととした．SD ペアは，頂点の重複を避けランダムに決定した．SD ペア数（m）は，$N/20$，$N/10$，$N/5$，$N/4$ の 4 通りとした．AP 数と SD ペア数の各組合せに対して 100 通りの異なる SD ペアを用意した．SD ペアの経路は，馬場らのアルゴリズム [51] の適用により得られる経路を用いた．

提案アルゴリズムのパラメータの値は，予備実験を行い，$S_{tabu} = 25$ [49]，$S_{reset} = 60$（SAS 問題では 10），$T_{random} = 10n$（SAS 問題では $5n$）とした．SAS 問題のパラメータの値が NAS 問題よりも小さいのは，SAS 問題がリンク順を遵守する必要があり，局所解から脱出するためにランダム割当，状態リセットをより多く適用するためである．

5.5.1.2 解精度と計算時間による評価

各例題に対して異なる乱数を用いて 100 回の試行を行い，総タイムスロット数，PentiumIII 1.0 GHz の PC 上での実行時間（秒）を求めた．シミュレーションで得られた提案アルゴリズムの第 1 段階で算出した総タイムスロット数の下限 (LB)，総タイムスロット数 (T)，実行時間（秒）(time）を，AP 数 (N)，SD ペア数 (m) 別に平均して結果をまとめた．NAS 問題で一次干渉のみの場合の結果を表 5.4，一次・二次干渉の場合の結果を表 5.5，SAS 問題の一次干渉のみの場合の結果を表 5.6，一次・二次干渉の場合の結果を表 5.7 に示す．また，比較アルゴリズムとして，提案アルゴリズムの初期状態構築で用いた貪欲法を，総タイムスロット数 T を，LB を初期値とし，解が求まるまで増加させながら探索を繰り返し行うように改良して用いた．

NAS 問題で一次干渉のみの場合（表 5.4)，提案アルゴリズムはつねに 0.01 秒以下で下限（LB）の解を得られた．一次・二次干渉の場合（表 5.5）は，全体の 84% で下限の解を得られた．比較アルゴリズムでは，一次干渉のみの場合，全体の 95% で下限の解を得られたが，一次・二次干渉の場合は，全体の 13% と低下した．総タイムスロット数（T）と下限（LB）との差の最大値，つ

表 5.4　NAS 問題に対するシミュレーション結果 (一次干渉のみ)

		提案			比較	
N	m	LB	T	time	T	time
100	5	2.36	2.36	0.0001	2.39	0.0004
100	10	3.39	3.39	0.0002	3.41	0.0008
100	20	4.49	4.49	0.0004	4.53	0.0014
100	25	4.92	4.92	0.0006	4.98	0.0017
500	25	3.19	3.19	0.0008	3.30	0.0021
500	50	4.07	4.07	0.0015	4.12	0.0039
500	100	5.49	5.49	0.0028	5.54	0.0074
500	125	6.10	6.10	0.0034	6.16	0.0092
1000	50	3.65	3.65	0.0016	3.68	0.0043
1000	100	4.34	4.34	0.0031	4.42	0.0083
1000	200	6.10	6.10	0.0065	6.16	0.0164
1000	250	6.97	6.97	0.0085	7.03	0.0209

まり最悪解について調べると，一次干渉のみの場合，提案アルゴリズムは +0 ，比較アルゴリズムは +1 であった．一次・二次干渉の場合は，提案アルゴリズムは +3 ，比較アルゴリズムは +4 であった．また，提案アルゴリズムの計算時間は，一次干渉のみの場合は比較アルゴリズムに比べて 2 倍以上高速であった．しかし，一次・二次干渉の場合，100 倍以上遅くなった．これは，LB を精度良く求めることが出来ていないため，タイムスロット数の増加が必須となるためである．

SAS 問題で一次干渉のみの場合（表 5.6），一次・二次干渉の場合（表 5.7）ともに，提案アルゴリズムは常に比較アルゴリズムよりも LB に近い解を得られた．最悪解は，提案アルゴリズムで +7，比較アルゴリズムで +11 であった．また，計算時間は，提案アルゴリズムは比較アルゴリズムに比べてかなり遅い．これは，SAS 問題では転送経路における動作リンクの順序の遵守を求められるため，タイムスロット数を下限から増加させずに解を見つけることは非常に困難となるからである．その改善には，下限の正確な算出が必要である．

5.5.1.3　転送スケジュールの性能評価

次に，提案アルゴリズムで得られる転送スケジュールの性能を評価するために，一定量のパケット送信要求が発生した場合のパケット転送シミュレーションを行った．そして，全パケットを転送するのに必要なタイムスロット数，各 AP で転送パケットを保持するために必要なバッファサイズ（滞留パケット数）を求めた．比較として，干渉を回避するために動作リンクを制御する次のような単純な手法を実装した．それぞれのリンクは本問題の制約を満たし転送待ちパケットを保持する場合に動作しパケットを転送する．その際，パケット間の公平性を保つため，最も待ちタイム

表 5.5　NAS 問題に対するシミュレーション結果（一次・二次干渉）

		提案			比較	
N	m	LB	T	time	T	time
100	5	3.58	3.59	0.004	3.79	0.001
100	10	4.86	4.91	0.059	5.21	0.002
100	20	6.80	6.85	0.159	7.39	0.003
100	25	7.72	7.81	0.349	8.36	0.004
500	25	4.98	5.03	0.206	5.33	0.005
500	50	6.56	6.68	1.095	7.05	0.010
500	100	9.04	9.34	6.783	9.90	0.019
500	125	10.16	10.62	14.229	11.29	0.024
1000	50	5.61	5.66	0.426	5.91	0.010
1000	100	7.11	7.26	3.381	7.64	0.021
1000	200	9.96	10.41	24.121	10.82	0.043
1000	250	11.19	11.74	40.953	12.35	0.054

スロット数の大きなパケットのリンクから順に制約条件を満たすように動作させる．ここで，提案アルゴリズムで求めた NAS 問題の転送スケジュールを *NAS* **スケジュール**，SAS 問題の転送スケジュールを *SAS* **スケジュール**，比較手法でのスケジュールを**比較スケジュール**と呼ぶことにする．

k 個のパケットを，NAS/SAS スケジュールを用いて，各々の SD ペアの送信 AP から受信 AP に転送するのに必要となる転送時間について考える．この場合，各スケジュールをすべてのパケットの転送が終わるまで，周期的に繰り返して実行することとなる．そのため，1 周期分のパケット転送スケジュールは，*TDMA* **サイクル**と呼ばれている．

ここで，T_{NAS}，T_{SAS} を，各々の NAS 問題，SAS 問題で得られた総タイムスロット数（T），T_{delay} を NAS スケジュールを用いて SD ペアの送信 AP から受信 AP へ 1 パケットを転送するのに必要なタイムスロット数とする．T_{delay} はこのパケット転送における遅延時間となる．NAS スケジュールを用いた場合，k パケットの転送に必要な総タイムスロット数 $\sum_{NAS}$ は，

$$\sum_{NAS} = T_{delay} + (k-1) \cdot T_{NAS} \tag{5.3}$$

となる．NAS スケジュールでは，各々のリンクは，つねに T_{NAS} に 1 度動作するため，T_{NAS} 周期で次の AP にパケットが転送される．従って，T_{delay} タイムスロットで最初のパケットが受信 AP に到達した後，残りの $(k-1)$ のパケットは T_{NAS} タイムスロットごとに受信 AP へ到達する．SAS スケジュールでは，T_{delay} が T_{SAS} と等しいため，転送に必要となる総タイムスロット

表 5.6　SAS 問題に対するシミュレーション結果（一次干渉のみ）

		提案			比較	
N	m	LB	T	time	T	time
100	5	4.77	4.81	0.0008	4.81	0.0001
100	10	5.58	5.66	0.0038	5.79	0.0002
100	20	6.53	6.76	0.0306	7.34	0.0005
100	25	6.69	7.06	0.0635	7.81	0.0006
500	25	6.77	6.85	0.0148	6.97	0.0008
500	50	7.72	7.87	0.0498	8.32	0.0015
500	100	8.27	8.80	0.6034	10.04	0.0027
500	125	8.39	9.29	1.6156	10.69	0.0033
1000	50	7.78	7.85	0.0232	8.07	0.0017
1000	100	8.43	8.58	0.1225	9.21	0.0029
1000	200	8.97	9.76	2.5784	11.18	0.0058
1000	250	9.05	10.38	8.7518	12.20	0.0074

数 $\sum_{SAS}$ は，

$$\sum_{SAS} = k \cdot T_{SAS} \tag{5.4}$$

となる．

AP 数（N）が 1,000 の問題に対する $k = 1$ と $k = 200$ の場合の 3 種類のスケジュールによるシミュレーション結果から一次干渉のみの場合の転送に必要なタイムスロット数を表 5.8 に，ノードごとの最大バッファサイズを表 5.10 に示す．一次・二次干渉の場合の転送に必要なタイムスロット数を表 5.9 に，ノードごとの最大バッファサイズを表 5.11 に示す．

転送要求パケット数が $k = 1$ の場合，転送に必要なタイムスロット数は SAS スケジュールが，$k = 200$ の場合，NAS スケジュールが最小であった．これは，SAS スケジュールが 1 周期で 1 パケットの転送を完了するのに対し，NAS スケジュールは経路上の各 AP にパケットが行き渡るまでの遅延時間（T_{delay}）がかかるが，1 周期のタイムスロット数が SAS スケジュールに比べ少ないためである．

一方，各 AP で必要とするバッファサイズは，NAS / SAS スケジュールともに数パケットであり，転送要求数 k の増加に対する影響はほとんどない．しかし，比較スケジュールでは k に比例して増加することが分かった．

以上より，転送パケット数が大きい場合には，NAS スケジュールがよく，転送パケット数が小さい場合には，SAS スケジュールがよいことが示された．

表 5.7　SAS 問題に対するシミュレーション結果（一次・二次干渉）

		提案			比較	
N	m	LB	T	time	T	time
100	5	4.84	5.26	0.012	5.43	0.001
100	10	5.70	6.59	0.090	7.51	0.001
100	20	7.17	8.40	0.508	10.55	0.001
100	25	7.78	9.06	0.890	11.85	0.001
500	25	6.77	7.83	0.387	9.07	0.001
500	50	7.78	9.27	2.645	11.77	0.003
500	100	9.17	11.21	17.681	15.70	0.005
500	125	10.18	12.20	28.653	17.60	0.007
1000	50	7.80	8.86	1.220	10.33	0.003
1000	100	8.45	10.07	9.721	13.08	0.006
1000	200	10.02	12.30	87.832	17.62	0.012
1000	250	11.19	13.49	148.561	19.68	0.015

表 5.8　全パケットの通信に要する総タイムスロット数（一次干渉のみ）

		$k=1$			$k=200$		
N	m	NAS	SAS	比較	NAS	SAS	比較
1000	50	15.30	7.81	8.07	741.65	1569.96	767.04
1000	100	19.44	8.57	9.29	883.10	1714.00	969.73
1000	200	29.02	9.56	11.29	1242.92	1912.00	1280.58
1000	250	34.20	10.15	12.32	1421.23	2031.99	1450.49

5.5.2　インターネットアクセス通信シミュレーション

5.5.2.1　NAS スケジュールの適用

次に，WIMNET の本来の目的である，WIMNET 内のホストとインターネット間の通信を想定して，各 AP とインターネット接続 GW 間の通信シミュレーションを行った．5.5.1 の WIMNET 内通信シミュレーションの結果では，転送パケット数が大きい場合，NAS スケジュールの利用が通信性能を向上させることが明らかとなっている．インターネットとの通信においては，動画のダウンロードなど，転送パケット数が非常に大きくなることが想定されるため，本シミュレーションにおいては，すべて NAS スケジュールを適用することとした．

表 5.9　全パケットの通信に要する総タイムスロット数（一次・二次干渉）

N	m	$k=1$			$k=200$		
		NAS	SAS	比較	NAS	SAS	比較
1000	50	26.79	8.79	9.86	1153.13	1758.00	1293.32
1000	100	35.94	9.88	12.20	1480.68	1976.00	1637.35
1000	200	52.87	12.03	16.09	2124.46	2406.00	2356.62
1000	250	61.75	13.07	18.03	2398.01	2614.29	2663.57

表 5.10　AP 別最大バッファサイズ（一次干渉のみ）

N	m	$k=1$			$k=200$		
		NAS	SAS	比較	NAS	SAS	比較
1000	50	1.58	1.55	1.60	1.61	1.55	191.56
1000	100	2.00	1.98	2.00	2.03	1.98	218.03
1000	200	2.83	2.52	2.91	3.00	2.52	256.66
1000	250	3.02	2.86	3.01	3.04	2.86	255.60

表 5.11　AP 別最大バッファサイズ（一次・二次干渉）

N	m	$k=1$			$k=200$		
		NAS	SAS	比較	NAS	SAS	比較
1000	50	1.54	1.58	1.59	1.61	1.58	176.95
1000	100	2.00	2.01	2.00	2.03	2.01	175.27
1000	200	2.77	2.77	2.79	3.00	2.77	210.06
1000	250	2.99	2.99	3.01	3.04	2.99	232.50

5.5.2.2　トポロジ

本シミュレーションでは，格子状トポロジの例題を 4 例題用意した．ここでは，500 m × 300 m のフィールド上に，5 × 3 個の AP（$N = 15$）を 100 m 間隔で格子状に配置した．そして，上下左右に隣接する AP との間で双方向通信が可能となるように，各 AP の出力電波強度を調整した．そして，中央に配置した AP を，インターネットへの GW とし，各 AP と GW 間の経路は最短経路を用いて設定した．通信トラヒック量を決定する各 AP での接続ホスト数は，1〜5 の範囲でランダムに設定した．その結果，シミュレーションで用いた各例題の総ホスト数（M）は 43〜53 となった．本シミュレーションでは，各 AP が通信に用いる通信電波到達範囲と，電波干渉を発生さ

せる干渉電波到達範囲が等しいものとしている．そのため，入力として与えたネットワークトポロジにおいて，送信 AP，受信 AP に接続するリンク，および，送信 AP，受信 AP に隣接する AP に接続するリンクについて干渉が発生する干渉モデルを用いている．

5.5.2.3 SD ペア数設定

本シミュレーションでは，各 AP に接続しているホストは，GW を経由して，インターネット上のサーバとの間で通信を行うことを想定している．そのため，各 AP に対する SD ペアとしては，ホスト接続の AP を送信 AP，GW を受信 AP とする**上り方向**と，GW を送信 AP，ホスト接続の AP を受信 AP とする**下り方向**の 2 種類が必要である．WIMNET を含むインターネットアクセス通信路では，この上り方向と下り方向での通信負荷が通常，異なる．多くの場合，インターネット上のサーバからファイルなどをダウンロードすることが多いため，下り方向の通信負荷が上り方向よりも大きくなる．そのため，例えば ADSL（Asymmetric Digital Subscriber Line）では，下り方向の通信帯域を上り方向の通信帯域の 9〜17 倍としている [58].

本シミュレーションにおいても，下り方向の通信負荷が，上り方向の通信帯域よりも大きいものとしている．この上り方向と下り方向での通信負荷の違いは，提案アルゴリズムでは，それぞれの方向での SD ペア数を変化させることで考慮している．すなわち，SD ペア数を多くすることで，その方向で，より大きな通信帯域を確保することができる．

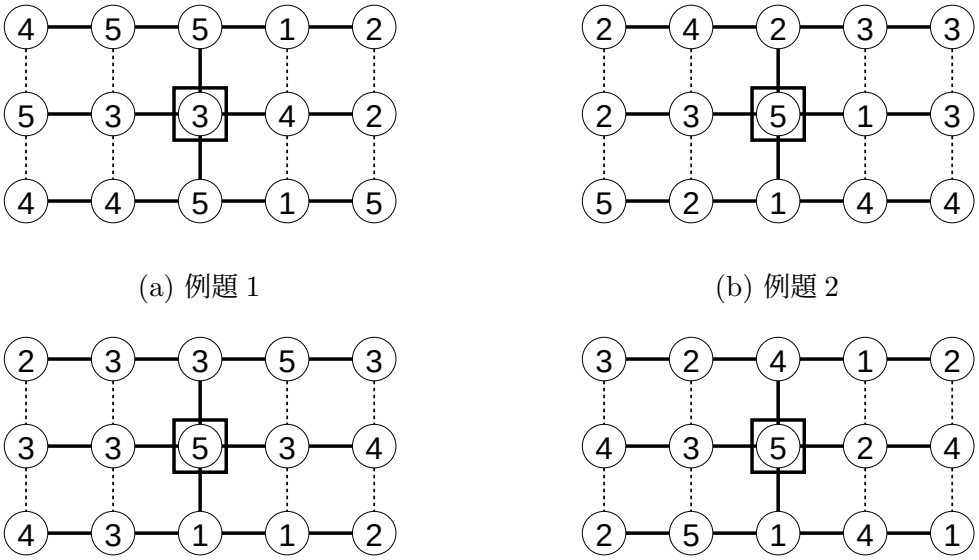
まず，1 つめの SD ペア数設定として，各 AP に対して，上り方向の SD ペアは 1 つのみ，下り方向の SD ペアはその接続ホスト数分用意する．その結果，下り方向の通信には，上り方向の通信に比べて，1 周期のタイムスロット割当数が，接続ホスト数倍多くなる．これにより，負荷の高い AP の下り方向の通信を優先したスケジュールの作成が可能となる．この SD ペア数設定によるスケジュールを，**接続ホスト数スケジュール**と呼ぶこととする．

次に，その比較として，上り方向と下り方向の通信負荷の比（送信パケット数の比）が明らかとなる，理想的な場合のスケジュールを考慮する．つまり，AP 毎の接続ホスト数，ホスト毎の上り・下りパケット数が判明している場合である．具体的には，各 AP に対して，上り方向の SD ペアを，（接続ホスト数 × 上り通信パケット比），下り方向の SD ペアを，（接続ホスト数 × 下り通信パケット比）分用意する．その結果，各 AP の通信は，ネットワーク設計者が想定している通信負荷に対応した理想的なタイムスロット割当のスケジュール作成が可能となる．この SD ペア数設定によるスケジュールを，**理想スケジュール**と呼ぶこととする．

5.5.2.4 WIMNET シミュレータの変更

TDMA 方式でのパケット転送シミュレーションを実施するために，2.5 で説明した WIMNET シミュレータにおいて，その AP 間通信を TDMA 方式に対応させるための変更を行った．

本 AP 間通信では，あらかじめ決定したリンクの動作スケジュール（TDMA サイクル）に基づき，AP 間リンクを動作させる．具体的には，TDMA サイクル中のあるタイムスロットにおいて，動作スケジュールが割り当てられているリンクの送信 AP が，そのリンクの受信 AP 宛のパケットを保持している場合にのみ，そのパケットを 1 つ，受信 AP に送信する．この時，送信 AP が，パ



(a) 例題 1　(b) 例題 2

(c) 例題 3　(d) 例題 4

図 5.9　インターネットアクセス通信シミュレーション例題

ケットを保持している場合でも，対象リンクの受信 AP 宛のパケットを保持していない場合には，本タイムスロットでのパケット転送処理は行わない．

リンク動作スケジュール（TDMA サイクル）は，周期的に利用している．すなわち，シミュレーション開始時にその初期タイムスロットから開始し，各タイムスロットでの動作が終了する毎に 1 ずつ増加させ，それが TDMA サイクル周期に到達した場合に，再び，初期タイムスロットから使用している．

5.5.2.5　シミュレーション条件

以上のトポロジおよび SD ペア数設定の WIMNET での AP 間通信に対して，提案アルゴリズムを用いて，一次および二次干渉の両方を考慮した NAS スケジュールを作成した．そして，AP 間通信を TDMA 方式に対応させた WIMNET シミュレータを用いて，各ホストから GW へ（上り方向）125 パケット（$k_{up} = 125$），GW から各ホストへ（下り方向）1,000 パケット（$k_{down} = 1000$）を転送するパケット転送シミュレーションを，乱数を変えて 3 回実施し，AP 間通信の平均スループットを求めた．また，SD ペア数設定の異なる 2 種類の提案方式（TDMA 方式）に対する比較として，従来方式（CSMA/CA 方式）で AP 間通信リンクを動作させた場合の AP 間通信の平均スループットも求めた．図 5.9 に，シミュレーションに用いた格子状トポロジ 4 例題を示す．図中，丸は AP を，破線は AP 間リンクを，丸の中の数字は，接続ホスト数を表す．□ で囲まれている AP は GW であり，AP 間の実線は SD ペアが利用する通信経路を表す．

表 5.12　WIMNET に対する NAS スケジュール結果

			接続ホスト数スケジュール			理想スケジュール		
	N	M	m	LB	T	m	LB	T
例題 1	15	53	64	82	82	450	576	576
例題 2	15	44	53	72	72	351	486	486
例題 3	15	45	54	71	71	360	477	477
例題 4	15	43	52	68	68	342	450	450

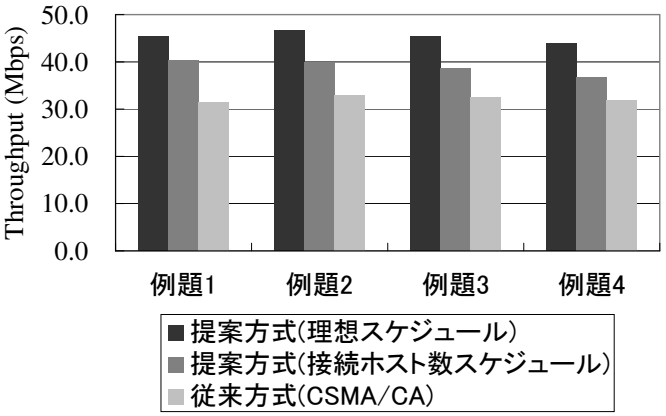


図 5.10　WIMNET の AP 間通信に対する性能比較

5.5.2.6　シミュレーション結果

表 5.12 に，例題毎の AP 数（N），ホスト数（M），SD ペア数（m），NAS スケジュールの総タイムスロット数の下限（LB），提案アルゴリズムを適用して得られた総タイムスロット数（T）を示す．また，図 5.10 に，WIMNET シミュレータを用いたパケット転送シミュレーションにより得られた AP 間通信の平均スループットを示す．

5.5.2.7　考察

表 5.12 より，提案方式のいずれのスケジュールにおいても，全ての例題で総タイムスロット数が下限となる NAS スケジュールが得られたことがわかる．また，理想スケジュールは，接続ホスト数スケジュールに比べ，1 周期が 7 倍程度長くなることがわかる．これは，理想スケジュールの SD ペアの数が，接続ホスト数スケジュールに比べ多くなるためである．また，図 5.10 より，提案方式の接続ホスト数スケジュールは，従来方式に比べて，14% から 28%，提案方式の理想スケジュールは，従来方式に比べて，37% から 44% スループットが高いことがわかる．

提案方式の接続ホスト数スケジュールと，理想スケジュールを比較すると，理想スケジュールを

表 5.13　下り通信における転送要求毎の転送時間（秒）

	平均値	最大値	最小値	分散
提案方式（理想スケジュール）	27.26	28.92	2.04	38.18
提案方式（接続ホスト数スケジュール）	31.05	32.82	2.04	50.52
従来方式（CSMA/CA）	39.04	41.28	2.03	82.17

用いた場合にスループットが高いことがわかる．これは，理想スケジュールが，シミュレーションで与えた通信負荷に対して，より精度良く帯域割当を行ったスケジュールであるためである．

ここで，TDMA 方式の優位性を確認するために，図 5.10(a) 例題 1 の下り方向の通信について，転送要求毎に転送時間の平均値，最大値，最小値，分散を調査した．結果を，表 5.13 に示す．

表 5.13 より，各方式の転送時間の平均値を比較すると，理想スケジュールが最も短く，CSMA 方式が最も長い結果であった．また，転送時間の最小値は，全ての方式でほぼ同じであるが，最大値は，CSMA 方式が最も大きい結果となった．分散についても，TDMA 方式の理想スケジュール，接続ホスト数スケジュールと比較して，CSMA 方式が大きい結果となった．これより，TDMA 方式を用いた提案方式は，CSMA 方式に比べて，転送要求毎の転送時間が短く，そのばらつき（ジッタ）も小さいことから，通信性能が高いと言える．

以上より，WIMNET の AP 間通信に TDMA 方式を採用し，AP 毎の接続ホスト数を考慮した，NAS スケジュールによる干渉のないリンク動作スケジュールを適用することで，WIMNET の通信性能を，14%〜28% 程度，向上できることを示した．また，それに加えて，上下方向の通信パケット数の比を考慮できる場合には，WIMNET の通信性能を，37% から 44% 程度向上できることを示した．

5.5.2.8　AP 間通信の公平性の確認

TDMA サイクルを用いた TDMA 方式による通信では，定常状態の場合に，各 SD ペアは，1 周期（T）で，1 パケットの送信が可能となることから，各 SD ペアのスループットは，周期の逆数で与えられる．そのため，SD ペア数に AP 毎の通信量を考慮した TDMA サイクルを生成することで， AP 間あるいはホスト間での不公平さを解消した通信が可能となる．ここで，一般に，無線メッシュネットワークでは，GW から離れた AP やホストの通信性能が，GW に近い場合に比べ，低下することが知られている．

そこで，提案アルゴリズムによる AP 間の通信性能に関する公平さを確認するため，図 5.10 の例題 1 の下り方向通信において，ホスト毎に接続 AP へのパケット到着間隔（ジッタ）を調査し，平均値，最大値，最小値，分散を求めた．パケット到着間隔とは，GW からのパケットがホストの接続する AP に到着した間隔を計測した値である．結果を，表 5.14 に示す．

表 5.14　下り通信におけるホスト毎の接続 AP へのパケット到着間隔（ミリ秒）

	平均値	最大値	最小値	分散
提案方式（理想スケジュール）	28.23	28.48	27.93	0.02
提案方式（接続ホスト数スケジュール）	32.00	32.00	32.00	0.00
従来方式（CSMA/CA）	39.88	40.87	38.10	0.99

表 5.14 より，パケット到着間隔の平均値は，理想スケジュール，接続ホスト数スケジュール，CSMA 方式の順に大きくなる．また，理想スケジュール，接続ホスト数スケジュールの分散は，ほぼ 0 であった．これより，TDMA 方式を用いた理想スケジュール，接続ホスト数スケジュールは，各ホスト宛のパケットが，GW からのホップ数に因らず，一定の間隔で，AP に到着していることがわかる．これは，それぞれが構築している必要帯域を考慮した転送スケジュール（TDMA サイクル）に従い，各リンクが公平に動作していることを示している．一方，CSMA 方式は，パケットの到着間隔が，理想スケジュール，接続ホスト数スケジュールよりも大きく，僅かではあるが，そのばらつきがあることがわかる．これは，各リンクが，その必要通信帯域に因らず，動作していることを示している．また，CSMA 方式のパケット到着間隔の最小値が，理想スケジュール，接続ホスト数スケジュールのパケット到着間隔の最大値よりも大きいことから，TDMA 方式に比べ，通信性能が劣っていると言える．

以上より，TDMA 方式である理想スケジュール，接続ホスト数スケジュールでは，CSMA 方式と比較して，AP 間の公平性のある通信が可能であると言える．

5.5.2.9　転送パケット比が等しい場合のパケット転送シミュレーション

これまで，WIMNET がインターネットの接続ネットワークという特徴を持つことから，下り方向の通信負荷が，上り方向の通信負荷に比べ大きい場合のパケット転送シミュレーションを行った．ここでは，上下方向の通信負荷が等しい場合のパケット転送シミュレーションを実施し，提案アルゴリズムの性能を評価する．

図 5.9 に示すトポロジを用いて，各ホストから GW へ（上り方向）500 パケット（$k_{up} = 500$），GW から各ホストへ（下り方向）500 パケット（$k_{down} = 500$）を転送するパケット転送シミュレーションを行った．シミュレーションを実施する際，理想スケジュールでは，提案アルゴリズムを用いて，上下パケット比 1:1 の TDMA サイクルを算出し適用した．一方，接続ホスト数スケジュールでは，下り方向の SD ペア数を，接続ホスト数倍とするスケジュールのため，下りパケットが多いシミュレーションと同じ TDMA サイクルを用いた．シミュレーション結果を，図 5.11 に示す．

図 5.11 より，理想スケジュールを用いた提案方式は，WIMNET の通信性能を，従来方式に比べ 35% から 38% 高くすることを示している．しかし，理想スケジュールと CSMA 方式の通信性能差は，下りパケットの通信量が多い場合のシミュレーション結果（図 5.10）と比較すると，僅かではあるが小さくなった．これは，理想スケジュールでのスループットに変化はなかったが，CSMA 方式でのスループットが，1 Mbps 程度増加したためである．一方，下り方向の通信を重視する接

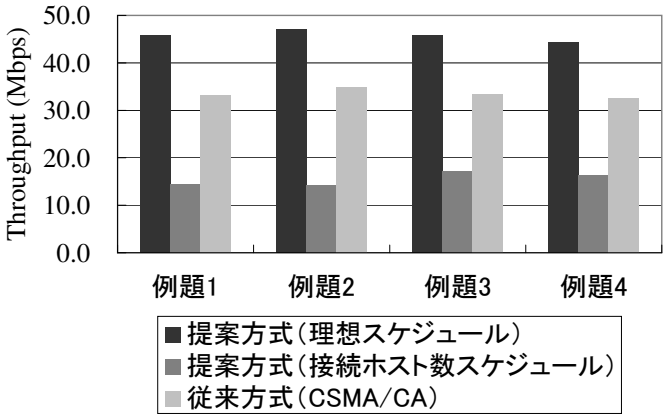


図 5.11　WIMNET の AP 間通信に対する性能比較（上下パケット比 1:1）

続ホスト数スケジュールでは，従来方式と比較して，49% から 59% スループットが低下した．これは，接続ホスト数スケジュールが，下り方向通信を重視したスケジュールであるため，上り方向の通信のための動作回数の確保が，下り方向の通信に比べて不十分であること，加えて，TDMA サイクルの周期的な適用のため，リンク動作数の確保が多い下り通信の転送が完了したために発生する，空きタイムスロットの増大が，通信性能を大きく低下させてしまう原因となっている．そのため，上り・下りのパケット比が，TDMA サイクル算出時と大きく異なる場合の性能低下の防止は，本方式での今後の課題である．

5.6　結語

本章では，WIMNET の通信性能の向上を目指し，AP 間通信に TDMA 方式を採用した場合における，各 AP 間無線リンクの動作タイミングのスケジューリング問題（リンクスケジューリング問題）の定式化と，その 4 段階ヒューリスティックアルゴリズムの提案を行った．

まず，AP 数 1,000 までの例題に対する同一 WIMNET 内通信シミュレーションを通して，一次干渉のみの場合，NAS 問題では下限の解を，SAS 問題では下限 +3 までの解を，一次・二次干渉の場合，NAS 問題では下限 +3 の解を，SAS 問題では下限 +7 までの解を求められることを示した．また，転送パケット数が大きい場合に NAS スケジュールが，小さい場合には SAS スケジュールが適切であることを示した．

次に，インターネットアクセス通信シミュレーションにより，提案方式（TDMA 方式＋ NAS スケジュール）が従来方式（CSMA/CA 方式）よりも，通信性能を 14%〜44%，向上させることを示した．

今後の課題としては，下限算出方法の改良，1 つの AP に複数チャネルが利用できる場合や各リンクの動作時間にばらつきがある場合のスケジューリング問題への拡張，通信負荷（接続ホスト数，上下方向通信パケット数比）の見積もりに誤差がある場合の評価，CSMA/CA 方式での NAS スケジュールの適用，などが挙げられる．

第 6 章

結論

本論文では，無線メッシュネットワーク設計の組合せ最適化アルゴリズムに関する研究成果についての報告を行った．

本研究で対象とした無線メッシュネットワーク WIMNET は，市販されている安価なアクセスポイント（AP）を，複数，WDS 機能を用いて接続して構成する．WIMNET では，各アクセスポイントを無線で接続することにより，安価に広範囲をカバーするネットワークを構築することが可能となる．加えて，ネットワークを構成する AP の中から 1 つ以上の AP を GW とすることで，WIMNET をインターネットへのアクセスネットワークとして利用することが可能となる．一方，WIMNET の大規模化に伴い，伝送遅延，伝搬遅延，制御パケット，電波干渉の増大による通信性能の低下が発生する恐れがある．

本研究の目的は，これら通信性能低下の原因となる，伝送遅延，伝搬遅延，制御パケット，電波干渉の増大を抑制し，通信性能を最大化する WIMNET を設計することにある．無線メッシュネットワークでは，AP 配置，クラスタ分割，チャネル決定，GW 選択，経路選択，スケジューリング等，通信性能を最適とするネットワーク設計に関する組合せ最適化問題が存在する．本研究では，これらの最適設計に関する組合せ最適化問題の中から，クラスタ分割問題と，リンクスケジューリング問題を対象とし，各問題の定式化とそのアルゴリズムの提案を行った．

まず，WDS クラスタ分割問題では，WIMNET の WDS クラスタ分割問題に対して，問題の定式化，NP 完全性の証明を行い，ヒューリスティックアルゴリズムを提案した．本問題では，WDS 接続可能な AP 数の制約を満たし，特定リンクへの負荷集中，AP から GW までホップ数増大による遅延，隣接 AP 間での電波干渉を抑制するために，ネットワークを構成する AP を複数の WDS クラスタに分割することを目的としている．本問題に対する提案アルゴリズムは，貪欲法により初期解を構築し，局所探索法の一種である VDS 法により解を改善し，最適解を探索する．

次に，リンクスケジューリング問題では，WIMNET の AP 間通信について，TDMA 方式による動作タイミングを決定する問題の定式化を行い，そのヒューリスティックアルゴリズムを提案した．本問題は，WIMNET の AP 間通信において，隣接する AP が同一タイミングで動作を開始した場合に，電波干渉が発生しパケット転送が失敗する可能性が高くなる．そのため，AP 間通信に TDMA 方式を採用することで，電波干渉の発生を無くし，通信性能を最大化することを目的とし

ている．本問題に対する提案アルゴリズムは，貪欲法により初期解を構築し，局所探索法の一種である極小状態探索法を用いて解を改善し，最適解を探索する．

そして，これらの問題に対する提案アルゴリズムの有用性をシミュレーションにより検証した．

まず，WDS クラスタ分割問題では，提案アルゴリズムが，与えられたクラスタ数，クラスタあたりの最大 AP 数，最大接続ホスト数によるクラスタ分割が可能であることを示した．そして，パケット転送シミュレーションにより，提案アルゴリズムによるクラスタ分割は，比較アルゴリズムによるクラスタ分割に比べて，クラスタ数が小さく，かつ，通信性能が高くなることを示した．

次に，リンクスケジューリング問題では，無線メッシュネットワーク内通信シミュレーションにより，提案アルゴリズムが，NAS 問題では下限 +3 の解を，SAS 問題の場合は下限 +7 の解を求められることを示した．そして，転送パケット数が多い場合に NAS スケジュールが，小さい場合に SAS スケジュールが適切であることを示した．また，インターネットアクセス通信シミュレーションでは，WIMNET の AP 間通信について，提案方式（TDMA 方式 +NAS スケジュール）による動作スケジュールが，従来方式（CSMA/CA 方式）に比べて，通信性能を向上させることを示した．

本研究の今後の課題として，まず，リンクスケジューリングアルゴリズムの CSMA 方式への拡張が挙げられる．本研究が前提とする IEEE802.11 無線ネットワークでは，CSMA 方式が採用されており，TDMA 方式への変更は多くの困難を伴う．また，実際，個々の AP やホストが自律分散的に動作する WIMNET においては，精度の高いクロックの同期は非常に困難である．そのため，提案アルゴリズムの実用化には，CSMA 方式への拡張が不可欠となる．次に，大規模 WIMNET 設計における課題に対する全アルゴリズムを，通しで適用した場合の評価である．これまでの研究では，多くの場合，個々のアルゴリズムを個別に評価していることから，それらの研究成果の総合的評価が，今後，必要と考える．

謝辞

本研究を行うに当たり，常に的確なご指導を賜り，忍耐強く励まして頂きました大阪大学大学院情報科学研究科情報ネットワーク学専攻東野輝夫教授に，慎んで厚く御礼申し上げます.

本研究の全過程を通じ，終始詳細にわたり，的確なご指導とご鞭撻を頂戴しました岡山大学大学院自然科学研究科産業創成工学専攻舩曳信生教授に，心より深く感謝申し上げます.

本論文をまとめるにあたり，的確なご助言，ご指導を賜りました大阪大学大学院情報科学研究科情報ネットワーク学専攻村田正幸教授，村上孝三教授，今瀬真教授，中野博隆教授に，深く感謝申し上げます.

本学にて研究を行う機会を与えてくださり，生前には，詳細にわたり，的確なご指導とご鞭撻を頂戴しました，故西川清史教授に，心より深く感謝申し上げます.

本論文をまとめるにあたり，適切なご助言，ご意見を頂戴しました大阪大学大学院情報科学研究科情報ネットワーク学専攻山口弘純准教授，梅津高朗助教に，深く感謝申し上げます.

本研究を遂行するにあたり，適切なご助言，ご意見を頂戴しました静岡大学若手グローバル研究リーダー育成拠点木谷友哉助教に，深く感謝申し上げます.

計算機管理室で共に仕事をして参りました小泉文弘技術専門職員には，仕事でのサポートに加え，研究に関しましても適切なご助言，ご意見を頂きましたことを，心から感謝申し上げます.

最後になりましたが，本研究の遂行に際し，終始，温かい援助と激励を与え続けてくれました妻典子，2 人の子供達，両親をはじめ，筆者をご激励，ご支援して下さった皆様に心より深く感謝致し，厚く御礼申し上げます.

参考文献

[1] T. Farag, N. Funabiki, and T. Nakanishi, "An access point allocation algorithm for indoor environments in wireless mesh networks," *IEICE Transactions on Communications*, vol.E92-B, no.3, pp.784–793, Mar. 2009.

[2] W. Hassan, N. Funabiki, and T. Nakanishi, "Extensions of the access point allocation algorithm for wireless mesh networks," *IEICE Transactions on Communications*, vol.E93-B, no.6, pp.1555–1565, Jun. 2010.

[3] N. Funabiki, T. Nakanishi, Y. Nomura, T. Farag, S. Tajima, and T. Higashino, "An optimal access-point allocation for wireless infrastructure mesh networks," *Proceedings of the 16th International Conference on Computer Theory and Applications (ICCTA)*, pp.77–80, Sep. 2006.

[4] N. Funabiki, T. Nakanishi, W. Hassan, and K. Uemura, "A channel configuration problem for access-point communications in wireless mesh networks," *Proceedings of the 15th International Conference on Networks (ICON)*, pp.240–245, Nov. 2007.

[5] S. Tajima, T. Higashino, N. Funabiki, and S. Yoshida, "An Internet gateway access-point selection problem for wireless infrastructure mesh networks," *Proceedings of the 2006 International Workshop on Future Mobile and Ubiquitous Information Technologies (FMUIT'06)*, pp.133–137, May 2006.

[6] 上村 香菜子，舩曳 信生，中西 透，"スケーラブル無線メッシュネットワークのための通信路構成最適化アルゴリズム，" 電子情報通信学会論文誌（*B*）, vol.J92-B, no.9, pp.1526–1537, Sep. 2009.

[7] 間瀬 憲一，阪田 史郎 著，"アドホック・メッシュネットワーク ーユビキタスネットワーク社会の実現に向けてー，" コロナ社，2007.

[8] I. F. Akyildiz, X. Wang, and W. Wang, "Wireless mesh networks: a survey," *Computer Networks and ISDN Systems*, vol.47, no.4, pp.445–487, Mar. 2005.

[9] M. Gast 著，渡辺 尚，小野 良司 監修，林 秀幸 訳，"802.11 無線ネットワーク管理 第 2 版," オライリー・ジャパン, 2006.

[10] C-K. Toh 著，構造計画研究所 訳，"アドホックモバイルワイヤレスネットワーク ープロトコルとシステムー，" 構造計画研究所，2003.

[11] 社団法人 電子情報技術産業協会，“「5GHz 帯無線 LAN の周波数帯変更」に関するガイドラインについて 第二版，”
http://it.jeita.or.jp/perinfo/committee/pc/050516_5ghz/index.html

[12] D. Valerio, F. Ricciato and P. Fuxjaeger, “On the feasibility of IEEE 802.11 multi-channel multi-hop mesh networks,” *Computer Communications*, vol.31, pp.1484–1496, Jan. 2008.

[13] 平方 健吾，堀内 哲史，舩曳 信生，中西 透，“無線メッシュネットワークの実用性向上を目的としたスマートアクセスポイントの構築，” 電子情報通信学会技術研究報告，NS2008-99, pp.63–68，Nov. 2008.

[14] 柳浦 睦憲，茨木 俊秀，“組合せ最適化 ーメタ戦略を中心としてー，” 朝倉書店，2001.

[15] 横山 隆一，奈良 宏一，佐藤 晴夫，鈴木 昭男，荻本 和彦，陳 洛南，“モダンヒューリスティックス ー組合せ最適化の先端手法ー，” 日刊工業新聞社，1997.

[16] 柳浦 睦憲，茨木 俊秀，“組合せ最適化問題に対するメタ戦略について，” 電子情報通信学会論文誌（*D-I*）, vol.J83-D1, no.1, pp.3–25, Jan. 2000.

[17] 杉原 厚吉，茨木 俊秀，浅野 孝夫，山下 雅史，“アルゴリズム工学 ー 計算困難問題への挑戦，” 共立出版，2001.

[18] 株式会社バッファロー, http://buffalo.jp/

[19] アイ・オー・データ機器, http://www.iodata.jp/

[20] S. Tajima, T. Higashino, N. Funabiki, and T. Nakanishi, “A WDS clustering algorithm for wireless mesh networks,” *Proceedings of the 4th IEEE and IFIP International Conference on Wireless and Optical Communications Networks (WOCN2007)*, CD-ROM, Jul. 2007.

[21] S. Tajima, N. Funabiki, and T. Higashino, “A WDS clustering algorithm for wireless mesh networks,” *IEICE Transactions on Information and Systems*, vol.E93-D, no.4, pp.800–810, Apr. 2010.

[22] M. R. Garey and D. S. Johnson, “Computers and intractability: a guide to the theory of NP-completeness,” *W. H. Freeman*, 1979.

[23] B. Aoun, R. Boutaba, Y. Iraqi, and G. Kenward, “Gateway placement optimization in wireless mesh networks with QoS constraints,” *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, vol.24, no.11, pp.2127–2136, Nov. 2006.

[24] V. Chvatal, “A greedy heuristic for the set-covering problem,” *Mathematics of operations research*, vol.4, no.3, pp.233–235, Aug. 1979.

[25] S. Lakshmanan, K. Sundaresan, and R. Sivakumar, “On multi-gateway association in wireless mesh networks,” *Proceedings of the 2nd IEEE Workshop on Wireless Mesh Networks (WiMesh)*, pp.64–73, Sep. 2006.

[26] F. Li, Y. Wang, and X.-Y. Li, “Gateway placement for throughput optimization in wireless mesh networks,” *Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pp.4955–4960, Jun. 2007.

[27] B.-N. Park, W. Lee, S. Ahn, and S. Ahn, “QoS-driven wireless broadband home network-

ing based on multihop wireless mesh networks," *IEEE Transactions Consumer Electronics*, vol.52, no.4, pp.1220–1228, Nov. 2006.

[28] D. Nandiraju, L. Santhanam, N. Nandiraju, and D. P. Agrawal, "Achieving load balancing in wireless mesh networks through multiple gateways," *Proceedings of the 2006 IEEE International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS)*, pp.807–812, Oct. 2006.

[29] P-H. Hsiao and H. T. Kung, "Layout design for multiple collocated wireless mesh networks," *Proceedings of the 60th IEEE Vehicular Technology Conference (VTC)*, vol.5, pp.3085–3089, Sep. 2004.

[30] J.-H. Huang L.-C. Wang, and C.-J. Chang, "Wireless mesh networks for intelligent transportation systems," *Proceedings of the IEEE International Conference on Systems, Man and Cybernetics (SMC)*, vol.1, pp.625–630, Oct. 2006.

[31] M. Alicherry, R. Bhatia, and L. E. Li, "Joint channel assignment and routing for throughput optimization in multiradio wireless mesh networks," *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, vol.24, no.11, pp.1960–1971, Nov. 2006.

[32] M. K. Denko, "Using mobile internet gateways in wireless mesh networks," *Proceedings of the 22nd International Conference on Advanced Information Networking and Applications (AINA)*, vol.1, pp.1086–1092, Mar. 2008.

[33] H. Tokito, M. Sasabe, G. Hasegawa, and H. Nakano, "Routing method for gateway load balancing in wireless mesh networks," *Proceedings of the 8th International Conference on Networks (ICN)*, pp.127–132, Mar. 2009.

[34] M. Ito, T. Shikama, and A. Watanabe, "Proposal and evaluation of multiple gateways distribution method for wireless mesh network," *Proceedings of the 3rd International Conference on Ubiquitous Information Management and Communication (ICUIMC)*, pp.18–25, Jan. 2009.

[35] K. Katayama, A. Hamamoto, and H. Narihisa, "An effective local search for the maximum clique problem," *Information Processing Letters*, vol.95, no.5, pp.503–511, Sep. 2005.

[36] R. Prasad and H. Wu, "Gateway deployment optimization in cellular Wi-Fi mesh networks," *Journal of Networks*, vol.1, no.3, pp.31–39, Jul. 2006.

[37] J. Robinson and E. W. Knightly, "A performance study of deployment factors in wireless mesh networks," *Proceedings of the 26th IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, pp.2054–2062, May. 2007.

[38] Y. Yan, H. Cai, and S-W. Seo, "Performance analysis of IEEE802.11 wireless mesh networks," *Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pp.2547–2551, May. 2008.

[39] L. Badia, A. Etra, L. Lenzini, and M. Zorzi, "A general interference-aware framework for joint routing and link scheduling in wireless mesh networks," *IEEE Network*, vol.22, no.1,

pp.32–38, Jan./Feb. 2008.

[40] F. Ye, Q. Chen, and Z. Niu, "End-to-end throughput-aware channel assignment in multi-radio wireless mesh networks," *Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, pp.1375–1379, Nov. 2007.

[41] B. M. Waxman, "Routing of multipoint connections," *IEEE Journal of Selected Areas Communications*, vol.6, no.9, pp.1617–1622, Dec. 1988.

[42] 吉田 翔志, 舩曳 信生, 中西 透, "無線メッシュネットワークのための WIMNET シミュレータの開発," 電子情報通信学会 第 *3* 回アドホックネットワークワークショップ, pp.1-9–1-12, Jan. 2006.

[43] 岡田 博美, "情報ネットワーク, " 培風館, 1994.

[44] J. E. Wieselthier, C. M. Barnhart, and A. Ephremides, "A neural network approach to routing without interference in multihop radio networks," *IEEE Transactions on Communications*, vol.42, no.1, pp.166–177, Jan. 1994.

[45] R. G. Ogier and D. A. Beyer, "Neural network solution to the link scheduling problem using convex relaxation," *Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, pp.1371–1376, Dec. 1990.

[46] C. M. Barnhart, J. E. Wieselthier, and A. Ephremides, "A neural network approach to solving the link activation problem in multihop radio networks", *IEEE Transactions on Communications*, vol.43, no.234, pp.1277–1283, Feb. 1995.

[47] N. Funabiki and S. Nishikawa, "A binary neural network approach for link activation problems in multihop radio networks," *IEICE Transactions on Communications*, vol.E79-B, no.8, pp.1086–1093, Aug. 1996.

[48] A. A. Bertossi and M. A. Bonuccelli, "Code assignment for hidden terminal interference avoidance in multihop packet radio networks," *IEEE Transactions on Networking*, vol.3, no.4, pp.441–449, Aug. 1995.

[49] N. Funabiki and J. Kitamichi, "A gradual neural-network algorithm for jointly time-slot/code assignment problems in packet radio networks," *IEEE Transactions on Neural Networks*, vol.9, no.6, pp.1523–1528, Nov. 1998.

[50] 馬場 孝之, 舩曳 信生, 西川 清史, 由雄 宏明, "マキシマム・ニューラルネットワークによる無線通信網の通信経路選択法の提案, " 電気学会論文誌（*C*）, vol.117, no.7, pp.874–880, Jul. 1997.

[51] 馬場 孝之, 舩曳 信生, 西川 清史, "無線通信網の通信経路割当問題を対象としたグリーディ・ニューラルネットワーク解法の提案, " 電子情報通信学会論文誌（*D-I*）, vol.J81-D-I, no.6, pp.700–707, Jan. 1997.

[52] 馬場 孝之, 舩曳 信生, 田島 滋人, "無線通信網における信頼度制約通信経路割当問題に対するニューラルネットワーク併用 2 段階解法の提案, " 電子情報通信学会論文誌（*A*）, vol.J83-A, no.1, pp.47–56, Jan. 2000.

[53] B. Hajek and G. Sasaki, “Link scheduling in polynomial time,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol.34, no.5, pp.910–917, Sep. 1988.

[54] U. Mukherji, “A periodic scheduling problem in flow control for data communication networks,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol.35, no.2, pp.436–443, Mar. 1989.

[55] N. Funabiki and T. Higashino, “A minimal-state processing search algorithm for graph coloring problems,” *IEICE Transactions on Fundamentals of Electronics, Communications and Computer Sciences*, vol.E83-A, no.7, pp.1420–1430, Jun. 2000.

[56] S. Tajima, N. Funabiki, A. Sugano, and T. Higashino, “A proposal of a minimal-state processing search algorithm for link scheduling problems in packet radio networks,” *Proceedings of the 2003 Symposium on Applications and the Internet (SAINT2003)*, pp.128–135, Jan. 2003.

[57] D. S. Johnson, “Approximation algorithms for combinatorial problems,” *Journal of Computer and System Sciences*, vol.9, pp.256–278, 1974.

[58] 淺谷耕一, “ネットワーク技術の基礎と応用 ー ICT の基本から QoS, IP 電話, NGN までー, ” コロナ社, 2007.

[59] I. K. Son and S. Mao, “Design and Optimization of a Tiered Wireless Access Network,” *Proceedings of the 29th International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, pp.1–9, Mar. 2010.

[60] W. Wang, Y. Wang, X.-Y. Li, W.-Z. Song, and O. Frieder, “Efficient interference-aware TDMA link scheduling for static wireless networks,” *Proceedings of the 12th annual international conference on Mobile computing and networking*, pp.262–273, Sep. 2006.