

IEEE802.11 を用いた隠れ端末問題のない無線メッシュ網 ～ネットワークアーキテクチャとスケジューリング～

西前 太揮^{1,a)} 吉廣 卓哉^{†1,b)}

概要: 本論文では、既存の IEEE802.11 端末で実現可能な、隠れ端末問題を生じない、無線メッシュ網の構築方法を提案する。WiFi 端末は広く普及し安価であるため、これを用いた無線マルチホップネットワークは広く研究されている。しかし、このような CSMA/CA によるネットワークでは、隠れ端末問題により通信速度が極端に低くなる問題が知られており、実用化にあたっては、隠れ端末問題の解決と通信の高速化が望まれている。本論文では、1つの周波数チャンネルを時分割することで複数の直交する仮想チャンネルに分割し、各チャンネル内で CSMA/CA を動作させ、隠れ端末問題が生じないようにスケジューリングをすることで、一般ユーザが手軽に利用できる高速な無線メッシュ網のアーキテクチャを提案する。また、この中で必要となる技術の一つとして、隠れ端末問題を考慮したスケジューリング法について詳しく述べる。

1. はじめに

近年、IEEE802.11 はスマートフォンやパソコン等に標準搭載され、誰もが利用できる無線通信技術として広く利用されている。また、この無線 LAN 技術を応用し、複数の基地局を無線通信により接続することで、低コストに通信インフラを構築する無線メッシュ網の研究も盛んである [1]。無線メッシュ網は、災害時の安価かつ迅速なインフラの構築や、例えば農場や市街地などに敷設する、各種環境センシングのためのセンサネットワーク網などとして幅広い応用が見込まれており、高速な無線メッシュ網が一般利用できるようになれば、社会に与える影響は大きい。

古典的な無線メッシュ網の研究として、MAC 層プロトコルとして CSMA/CA を用いた研究が多数行われてきた [1]。これらの研究では、OLSR [2] や AODV [3] などの経路制御プロトコルを用いて宛先までの経路を発見し、パケットを転送する。しかし、CSMA/CA を用いた無線メッシュ網では、隠れ端末問題の影響が大きく、未だに実用水準のスループット性能を達成できていない。

一方、高スループットなネットワークを目指して、MAC 層に TDMA を用いた無線メッシュ網も研究されている [4]。TDMA を用いたシステムでは、一つの周波数チャンネルを

時分割して小さなスロットに分割し、干渉が発生しないようにスケジューリングすることで、高スループットなネットワークを実現する。しかし、TDMA を用いるためには、ノード間の正確なタイミング同期が必要であるが、ノード数が多い無線メッシュ網において、多数のノードが正確に同期した状態を維持することは難しく、実現が難しい。また、TDMA は CSMA/CA との親和性が悪く、同一の周波数帯で動作させることができないため、一般利用しやすい 2.4GHz 帯や 5GHz 帯での動作が困難である。

本研究では、CSMA/CA と TDMA の両方の利点を併せ持つハイブリッドな MAC プロトコルを用いた無線メッシュ網の実現方法を提案する。提案方式では、1つの周波数チャンネルを時分割することにより、複数の仮想チャンネル（スロット）を作成し、各スロットの内部で CSMA/CA を動作させる。CSMA/CA を動作させるため、TDMA とは異なり、スロットあたりの時間は比較的大きくとり、100[ms] 程度を想定する。そのうえで、各ノードに対してデータフレームを送信できるスロットを割り当てるスケジューリングを行い、隠れ端末問題を防ぐ。時分割した各スロットで CSMA/CA を動作させることで、TDMA と CSMA/CA の各方式が実用化にあたって抱える問題を解消でき、下記のような両者の利点を併せ持った、実用的なネットワークシステムを実現できる。

- (1) タイミング同期の誤差に強く、IEEE802.11 の TSF (Timing Synchronization Function) などの比較的誤差の大きいタイミング同期手法を用いた場合でも、少ない通信オーバーヘッドで動作できる。

¹ 和歌山大学大学院システム工学研究科
和歌山市栄谷 930 番地

^{†1} 現在、和歌山大学システム工学部
Presently with 和歌山市栄谷 930 番地

^{a)} s151035@sys.wakayama-u.ac.jp

^{b)} tac@sys.wakayama-u.ac.jp

- (2) 仮想的に直交する複数のチャンネルを実現し、スケジューリングを行うことで、隠れ端末による通信性能の劣化を防ぎ、高スループットな通信が実現できる。
- (3) 各スロット内では IEEE802.11 を動作させるため、既存の IEEE802.11 デバイスとの親和性が高く、2.4GHz 帯や 5GHz 帯を用いた一般利用が可能になる。
- (4) MAC 層プロトコルの変更は、データフレームを IEEE802.11 に対して送信できるスロットを制限する程度の軽微なものであり、実装が容易である。

本論文では、提案する無線メッシュ網のアーキテクチャを説明したうえで、その要素技術の一つであるスケジューリング法について詳しく述べる。(もう一つの要素技術である仮想多チャンネル化法については、文献 [6][7] を参照されたい。) 提案方式ではスロットあたりの時間が大きいので、パケットの到達遅延を小さく保つために、チャンネル数が少ないことが重要である。よって、スケジューリングにおいては、隠れ端末の影響を最小化すると同時に、必要なチャンネル数をできるだけ少なくする。このために、CSMA/CA を考慮した干渉モデルを導入したうえで、隠れ端末による干渉が最小化される最適化問題を定式化する。定式化した問題は NP 完全問題であるため、効率的なソルバが多数開発されている部分 MAX-SAT に帰着することで、高速に近似解を得る。本スケジューリング法を部分 MAX-SAT ソルバを用いて解き、スケジューリングの性能評価と、シミュレータを用いた通信性能評価を行った。

本論文の構成は以下の通りである。第 2 章では、関連研究について述べ、本研究の位置づけを明確化する。第 3 章では、提案するネットワークアーキテクチャを述べる。次に、第 4 章では、CSMA/CA を考慮した干渉モデルを定義したうえで、隠れ端末問題の影響を最小化するスケジューリング問題を定式化する。第 5 章で、定式化した問題が NP 困難であることを証明し、第 6 章ではその近似解を高速に得るための方法を述べる。第 7 章で提案手法の評価を行い、第 8 章でまとめる。

2. 関連研究

2.1 CSMA/CA に基づいた無線メッシュ網

CSMA/CA を採用する IEEE802.11 は広く普及しており、IEEE802.11 を用いることで手軽に安価な無線メッシュ網を構築する研究は数多く見られる [1]。初期の無線メッシュ網研究では、MAC 層に CSMA/CA を用いることを前提として、ネットワーク層には OLSR[2] や AODV[3] 等の経路制御プロトコルを用いる方式が試みられた。しかし、CSMA/CA を用いる場合には、隠れ端末問題の影響が大きく、十分な通信性能が出ないことが明らかになった。隠れ端末問題を防ぐために、RTS/CTS により競合するフレーム送信を抑制することが提案され [8]、IEEE802.11 の規格にも含められたが、隠れ端末問題による通信効率の低下

や [9]、電波の減衰の影響で RTS/CTS が働かない問題などがあり [10]、依然として通信性能は低水準にとどまる。

また、無線ネットワークではリンク品質の変動が大きいので、リンク品質をリアルタイムに計測してメトリックとして数値化し、この値を重みとして(最短)経路を計算する方法が提案されている。このようなリンクメトリックとして、ETX[11]、ETT[12] など、多数の提案がなされているが、この方法では隠れ端末問題を解決できるわけではなく、従ってその効果は限定的である。実際に、最近の、IEEE802.11n による実機を用いた無線メッシュ網の結果でも、隠れ端末問題のため、通信性能は低水準である [16]。

干渉の影響を低減するために、複数のチャンネルを用いる方法も数多く提案されている。各ノードが 1 つのネットワークインタフェース(NIC)を持ち、周波数を切り替えながら隣接ノードとのフレーム送受信を行うマルチチャンネル MAC プロトコルが多数提案されている [13]。これらの中には、隠れ端末問題を解消するものもある。しかし、それらの手法には、周波数資源の使用効率が悪い(使用した資源の量に対する通信性能が低い)問題がある。また、既存の IEEE802.11 との親和性が低く、2.4GHz 帯における一般利用には適さない問題もある。

複数の周波数チャンネルを複数のネットワークインタフェース(NIC)で使用する方式も複数提案されている。例えば、隣接ノードに複数のチャンネルを用いて到達可能であるネットワークにおいて、各リンク(チャンネル)の品質をリンクメトリックとして数値化するマルチチャンネルメトリックが提案されている [12]。Kanaoka らは、リンクメトリックに、短期的な観測に基づいてリンクメトリックよりも敏感に送信チャンネルを切り替える仕組みを組み合わせることで、ネットワークの通信性能を向上できることを示した [14]。また、Marina らは、直交する周波数を 3 つしか確保できない 2.4GHz 帯の IEEE802.11 を対象として、干渉が最小化されるような、NIC へのチャンネル割当て手法 CLICA を提案した [15]。しかし、これらの手法も隠れ端末問題を解消できておらず、通信性能は依然として低水準と言わざるを得ない。

上記の関連研究に対して、提案手法は、スケジューリングにより隠れ端末問題を完全に解消するため、通信性能において格段に優れている。さらに、単一周波数チャンネルを仮想的に多チャンネル化するため、貴重な周波数資源の利用も最小限で済み、IEEE802.11 との親和性も高い。

2.2 TDMA に基づいた無線メッシュ網

TDMA のように、1 つの周波数チャンネルを時分割することで、互いに直交した複数のスロットを作成し、適切なスケジューリングにより干渉を避けるアプローチも、広く研究されている。無線メッシュ網では、空間的に離れたリンクでは同じスロットで同時にデータ送信できることか

ら、STDMA モデル (Spatial TDMA Model) とも呼ばれる [4]. STDMA においては、リンクの干渉関係を conflict graph と呼ばれるグラフで表し、グラフ彩色問題に帰着したチャンネル割当問題を解くことで、スケジューリングが行われるのが典型的である. その他にも多数のスケジューリングアルゴリズムが提案されている [5].

STDMA では一般的に、同時に通信できないリンクペアに対して異なるチャンネルを割り当てる. このため、必要なチャンネルの数が多くなり、パケットの到達遅延を短く保つために、スロットあたりの時間を短く保つ必要がある. 短いスロットを、前後のスロットと干渉しないように管理するためには、ネットワーク全体でノード間の正確なタイミング同期が必要であるが、これが一般には難しい. IEEE802.11 はタイミング同期機能 TSF (Timing Synchronization Function) を備えており、これを改良してより正確にタイミング同期を行う手法も提案されている [17], 実機環境では 300μ 秒程度の誤差が観測されている. 提案手法は、STDMA とは異なり、この程度の同期誤差がある緩いタイミング同期でも動作する.

また、時分割によりスロット化するが、これにより固定数のチャンネルに分割してスケジューリングするのではなく、通信要求に応じて動的なスケジュールを計算する手法も研究されている. この一連の研究は、文献 [18] を端緒とし、両端ノードの送信キュー長に基づいた Max-weight と呼ばれるスケジューリング法が用いられる. この方法では、干渉しない限りにおいて、両端ノードの送信キュー長の差の和が最大になるようなリンク集合を選択し、次のスロットのスケジュールとする. このスケジューリングは最適なスケジューリングである (つまり、ある通信要求を達成できるスケジュールが 1 つでも存在するならば、Max-weight 法でも達成できる) ことが理論的に証明されており、この種のネットワークシステムの通信性能の上限を与えている. Max-weight 法では、各スロットのスケジュールを計算するためには、NP 完全問題である最大独立集合問題 (independent set) を解く必要があり、現実的な計算複雑さではない. そこで近年は、これを緩和した実現可能なスケジュールを目指した一連の研究が多数存在する [19], 未だに実用化への道は見えていない.

提案方式は、上記 Max-weight 法のような最適スケジュールではなく、スケジュールの最適性のある程度犠牲にしても、計算時間が十分に短く実現可能なネットワークシステムを目指す. 提案方式は、スケジュールの計算時間は十分に短く、かつ、動的な通信要求の変化に対する柔軟性は、CSMA/CA を用いる分だけ STDMA より高い. このような、CSMA/CA に基づいたスケジューリング法は、これまでに提案されていない. また、提案手法は、上記のスロットシステムとは異なり、緩いタイミング同期の下でも動作する点でも、実現可能性が高く現実的な方式である.

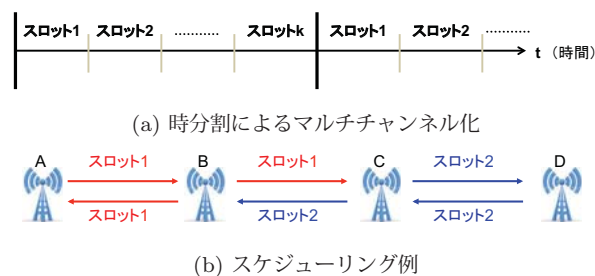


図 1 仮想マルチチャンネル化

3. ネットワークアーキテクチャ

3.1 全体像

本研究におけるネットワークでは、単一の周波数チャンネルを時分割することで、仮想的に複数の直交したチャンネルを作成する. 本研究では、この仮想チャンネルをスロットと呼ぶ. 各スロットの内部では、CSMA/CA を動作させる. 実装にあたっては、IEEE802.11 などの既存の通信規格を動作させることを想定する. このため、最新の IEEE802.11 の規格を適用することが可能である.

k 個のチャンネルを持つネットワークであれば、各ノードは、スロット $1, 2, \dots, k, 1, 2, \dots$ のように、一定時間毎に順番にスロットを切り替え、これを繰り返す (図 1). k の値は管理者によって予め決められるが、値としては 4~6 程度を想定する. 各ノードは何らかのタイミング同期機構を備えており、ネットワーク全体でスロット切替タイミングを同期できる. 但し、この同期は必ずしも厳密ではなく、多少の誤差を含む緩い同期でも良い. 次節で述べるように、提案アーキテクチャでは、チャンネル切替時に RTS/CTS を用いることにより、チャンネル切替タイミングの誤差を吸収し、緩いタイミング同期でも大きなオーバーヘッドを生じることなく動作できる.

スケジューリングにより、各ノードに対して、データフレームの送信が許されるスロットが割り当てられる. そのようなスロットでは、各ノードは、通常の CSMA/CA と同じ動作を行う. 一方、データフレームの送信が許されないスロットにおいては、データフレームは送信せず、Ack や CTS のみを送信できる. つまり、Ack と CTS フレームはいつでも送信できるが、データフレームと RTS を送信できるスロットは限られる. スケジューリングにおいては、この規則に従って動作するネットワークにおいて、隠れ端末による干渉ができるだけ生じないようなスロット割当てを試みる.

3.2 RTS/CTS による同期誤差の吸収

本研究のネットワークにおいては、先述のとおり、時分割により k 個のスロットを作成し、各スロットの中で CSMA/CA を動作させる. しかし、この方式では、スロ

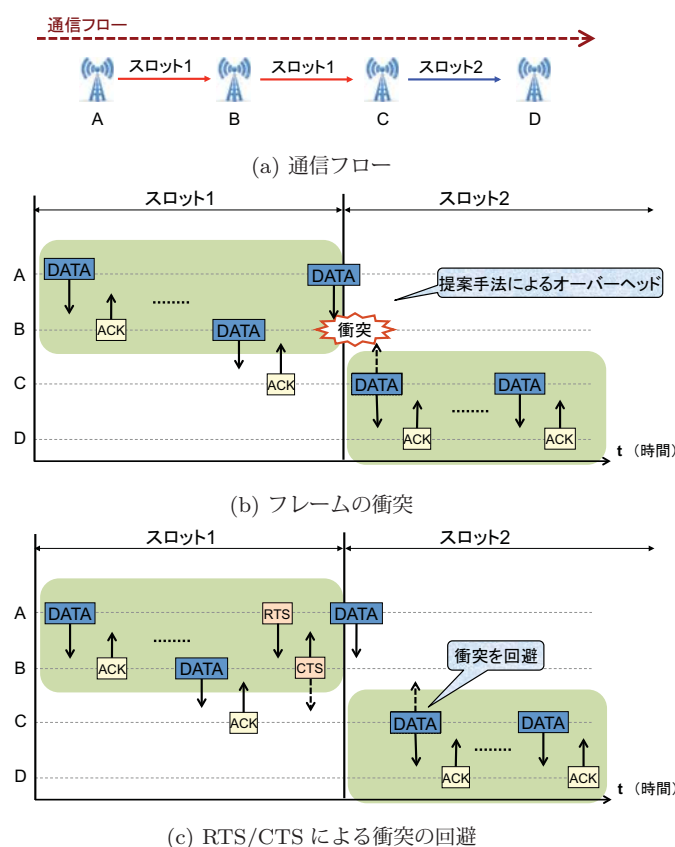


図 2 RTS/CTS による衝突の回避

ト切替時にフレームが衝突し、通信性能が低下する可能性がある。図 2(a) に例を示す。スロット 1 ではノード A と B がデータフレームを送信でき、スロット 2 ではノード C と D がデータフレームを送信できる。図 2(b) のように、スロット 1 で A が B にデータフレームを送信し、フレーム送信が終わらないうちにスロット 2 に切り替わったとする。このとき、スロット 2 に切り替わった直後に C が D にデータフレームを送信すると、干渉により、B は A のフレームを受信できない。

この問題を防ぐために、本研究では、RTS/CTS を用いる。あるスロットでデータフレームを送信する際に、スロットの切替タイミングに近い時間であれば、RTS/CTS を発行することで、周囲のノードがこれに衝突しないようにする。図 2(c) の例では、A がスロット 1 でデータフレームを送信する際に、RTS を送信し、これに対して、受信ノードである B が CTS を送信している。これによって、スロット 2 に切り替わっても、C は A のデータフレームが送信終了するまで待機するため、フレームが衝突することはない。

このように、提案方式では、RTS/CTS をフレームが衝突する可能性のある時間帯に用いることで、衝突を回避する。スロット切替タイミングに時間差がある場合、つまり、タイミング同期に誤差がある場合にも、同様にフレームが衝突する可能性があり、RTS/CTS によって衝突を防ぐこ

とができる。従って、提案方式では、厳密なタイミング同期は必ずしも必要ではなく、一定の誤差を含む緩い同期がなされていれば良い。本節で述べた仮想多チャンネル化法の詳細と評価は、文献 [6][7] に譲る。

3.3 想定する運用形態

提案方式では、最終的には、経路制御プロトコルを動作させてスケジューリング及び経路計算を各ノードが実行する自律分散的なネットワークを目指す。しかし、特定のサーバでスケジューリングや経路計算を行う中央制御のネットワークを実現することもできる。また、スケジューリング結果をネットワーク構築時に設定しておき、静的な経路制御を行うこともできる。

経路制御プロトコルを用いた分散制御を行う場合には、OLSR[2] などのプロアクティブ型経路制御プロトコルを用いる。プロアクティブ型経路制御プロトコルでは、各ノードがメッセージ交換によりネットワーク全体のトポロジを把握し、Dijkstra のアルゴリズムにより最短経路を計算する。これに提案方式を組み入れる場合には、MAC プロトコルとして提案する仮想多チャンネル化法を適用したうえで、各ノードは、把握したトポロジからまずスケジュールを計算し、その結果に最短経路計算を適用する。第 4 章で定式化するように、提案するスケジューリングアルゴリズムの出力もグラフであり、このグラフに Dijkstra の最短経路計算アルゴリズムを適用することで、経路表を計算できる。

経路制御プロトコルを用いて分散制御をするためには、スケジューリングの計算時間が十分に小さい必要がある。STDMA において提案されているスケジューリングは一般に計算量が大きく、経路制御プロトコルとして実装することには適していない。しかし、評価でも述べるように、部分 MAX-SAT に帰着する手法により、提案するスケジューリング法の計算時間は低く抑えることが可能である。

4. スケジューリング問題の定式化

4.1 CSMA/CA を考慮したスケジューリング

提案手法では、第 3 章で述べたネットワークアーキテクチャにおいて、CSMA/CA を考慮したスケジューリングを行うことにより、ネットワーク内の干渉を最小化する。ここで、本ネットワークアーキテクチャでは、各スロット内で CSMA/CA が動作するため、1 スロット当たりの時間は比較的長くなる。このため、各ノードではパケットが送信可能なスロットを待つ時間が長くなり、通信フローの End-to-end の遅延が増大しやすい。

遅延の増大を防ぐために、本研究では、できるだけ必要なチャンネル数が少なくなるように、CSMA/CA を性質を利用したスケジューリングを行う。CSMA/CA では、キャリアセンスを行うため、基本的には隣接ノードとは干渉が発生しない。よって、隣接ノードの競合解決を CSMA/CA

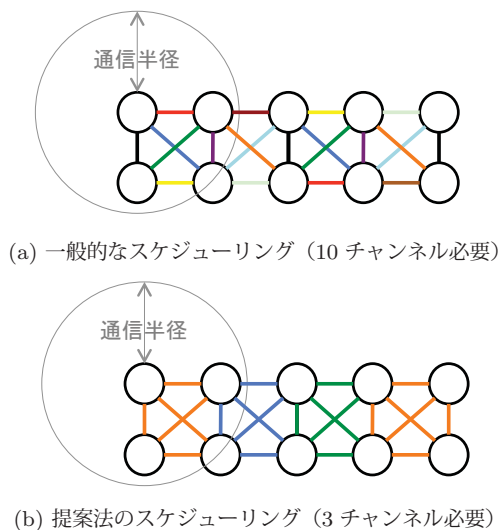


図 3 スケジューリングのアイデア

に任せ、CSMA/CA では解決できない隠れ端末問題をスケジューリングで解消することで、チャンネル数を削減する。

図を用いて、提案するスケジューリング法のアイデアを示す。図 3(a) は、STDMA を対象とする一般的なスケジューリングの例である。このスケジューリングでは、同時に通信できないリンクの組に対して、異なるチャンネルを割り当てており、必要なチャンネル数が多い（この例では 10 チャンネル）。これに対して、図 3(b) に示す提案手法では、CSMA/CA により競合を解決できる近隣のリンクの組には同じチャンネルを割り当て、少し離れた、隠れ端末の関係にあるリンクの組には異なるチャンネルを割り当てることで、論理的には干渉のないスケジューリングを実現している。

また、各リンクに、周囲のリンクと競合しないようにチャンネルを割り当てる従来手法と比較して、1つのチャンネルを複数のリンクで共有する提案手法は、通信パターンに応じて必要なリンクに重点的に通信資源を割り当てることのできるため、通信パターンの変化に対して柔軟に対応できる利点もある。

4.2 定義

スケジューリング問題を定式化するために、定義から始める。本研究のネットワークは、全ての隣接頂点間において、用意された k 個のチャンネル全てで通信が可能なネットワークである。ネットワークを表すグラフを $G = (V, E)$ で与える。 V は頂点集合、 E は枝集合である。チャンネル $c \in C$ を用いて頂点 u から v に至るリンク $e \in E$ は、 $e = (u, v, c)$ で定義される。ここで、 C は利用可能なチャンネルの集合であり、 $|C| = k$ である。入力ネットワーク $G = (V, E)$ は、 G 上で隣接する全ての頂点对 u と v 、及び全てのチャンネル $c \in C$ に対して、 $(u, v, c) \in E$ である。

本研究では、通信に悪影響を与える隠れ端末の関係を干

渉モデルとしてグラフ上に定義し、この関係を最小化する問題を考える。枝 e_1 が e_2 を妨害するとは、 e_1 に対応するリンクがデータを送信中であれば、 e_2 に対応するリンクのデータが受信できない隠れ端末の関係にあることを言い、 $e_1 \rightarrow e_2$ と書く。 G 上で妨害関係にある枝の組の集合を D_G とおく。すなわち、 $D_G = \{(e_1, e_2) | e_1, e_2 \in E, e_1 \rightarrow e_2\}$ で定義される。グラフ G の妨害度 $f(G)$ を、 $f(G) = |D_G|$ により定義する。 G 上の頂点对 u, v に対して、 u から v の距離、すなわち u から v に至るための最小のホップ数を $\delta_{u \rightarrow v}(G)$ で表す。

4.3 干渉モデル

本節では、隠れ端末による干渉をモデル化し、妨害関係にある枝の組を定義する。

$e_1 = (u_1, v_1, c_1)$ と $e_2 = (u_2, v_2, c_2)$ が隠れ端末の関係にあり、 e_1 が e_2 を妨害するパターンは、2種類考えられる。まず、図 4(a) は、 u_1 が送信するデータフレームが、 u_2 が送信するデータフレームの受信を妨害するパターンである。図 4(b) は、 u_1 のデータフレームに対する Ack フレームが、 u_2 が送信するデータフレームの受信を妨害するパターンである。形式的に定義すると、下記のように、各パターンともに、3つの条件から成る。

パターン 1

$e_1 = (u_1, v_1, c_1)$ と $e_2 = (u_2, v_2, c_2)$ が次の3つの関係を満たすとき、またそのときに限り、 e_1 は e_2 を妨害する。

- (1) $c_1 = c_2$ である。
- (2) $(u_1, u_2, c_1) \notin E$ である。 (u_1 と u_2 が隣接しない。)
- (3) $(u_1, v_2, c_1) \in E$ である。 (u_1 と v_2 が隣接する。)

パターン 2

$e_1 = (u_1, v_1, c_1)$ と $e_2 = (u_2, v_2, c_2)$ が次の3つの関係を満たすとき、またそのときに限り、 e_1 の Ack フレームが e_2 を妨害する。

- (1) $c_1 = c_2$ である。
- (2) $(u_1, u_2, c_1) \notin E$ である。 (u_1 と u_2 が隣接しない。)
- (3) $(v_1, v_2, c_1) \in E$ である。 (v_1 と v_2 が隣接する。)

本論文では、グラフ G 上で、上記の定義に合致する全ての枝の組 (e_1, e_2) の集合を D_G とする。なお、本論文では、本節で説明した、ノード間の接続性に基づいた比較的単純な干渉モデルを用いるが、以後の議論は D_G の定義には依存しないため、異なる干渉モデルを用いても構わない。例えば、物理層の性質を反映したより精密な干渉モデルを用いることも可能である。また、実測に基づいて互いに干渉するリンク集合を求め、 D_G として用いても良い。

4.4 定式化

隠れ端末の関係にあるリンクの組の集合 D_G に基づいて、スケジューリング処理を最適化問題として定式化する。

先述のとおり、本研究では、CSMA/CA を考慮した干渉

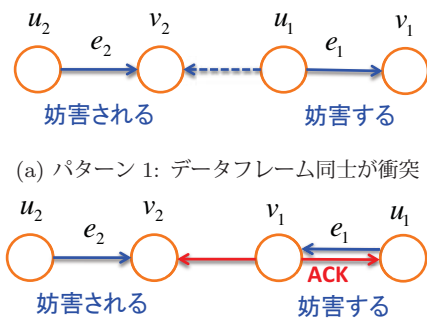


図 4 RTS/CTS による衝突の回避

モデルを適用することで、チャンネル数が少なくても、干渉が十分に少ないスケジューリングを目指す。さらにチャンネル数を削減するために、ネットワーク内の各通信に対して、必ずしも最短路の使用を保証せず、一定の通信経路長の増加を許す。具体的には、ノードの組 $u \rightarrow v$ に対して、最短路の長さの増加が k ホップ以内になる範囲で、使用できるチャンネルやリンクを制限することで、さらにチャンネル数を削減する。

例を図 5 に示す。この例では $k = 4$ であり、3つの仮想チャンネルを使用する。入力として、全ての隣接ノード間に、 k 個全てのチャンネルに対応したリンクを持たせたグラフ G を用いる。例えば、図 5 左のグラフ G は、ノード s と d の間に、各チャンネルに対応した双方向のリンク $2k$ 本を持つ。我々の定式化では、グラフ G において使用できるリンクを制限し、頂点集合を同じくする G の部分グラフ G' を出力する。 G' においては、経路長の増加が k 以内になるよう制限しており、例えば図 5 右では、 s から d の最短路長が 1 ホップから 5 ホップに増加しているが、これは $k = 4$ 以内であり、制約の範囲内である。このように、本研究では、元のトポロジ G から、使えるリンクを制限した部分グラフ G' を計算することで、スケジューリングを行う。経路計算は、 G' 上で最短路を計算する等の方法で行える。

また、各ノードは送信キューを一つだけ持つことを想定するため、送信できるスロットを 1 つに限定する。複数のスロットで送信するためには、隣接ノード毎に送信キューを持つか、送信キューの機能を拡張する必要がある。本研究では、これらの拡張は見送り、今後の課題とする。

形式的には、解くべき最適化問題は、次のように定義する。ここでは、経路長の増加が k 以内である制約の下で、干渉の度合い、つまり妨害度を最小化する問題として定式化した。

問題 1 (スケジューリング問題) 入力されたネットワーク $G = (V, E)$ と妨害関係にある枝の組の集合 D_G 、及び自然数 k に対して、任意の頂点对 $u, v \in V$ に対して $\delta_{u \rightarrow v}(G') \leq \delta_{u \rightarrow v}(G) + k$ が成り立つような G の部分ネットワーク $G' = (V, E - F)$ で、妨害度 $f(G')$ が最小となるも

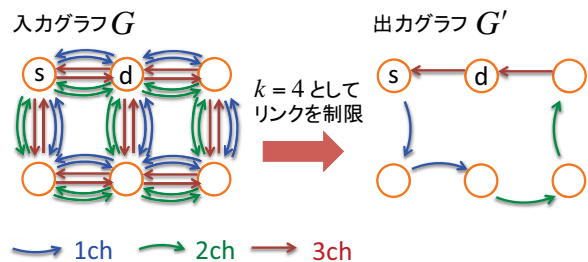


図 5 定式化

のを出力する。ただし、同じノード u を始点とする 2 本のリンク $(u, v_1, c_1), (u, v_2, c_2) \in E - F$ があるとき、 $c_1 = c_2$ でなければならない。□

5. NP 完全性の証明

不幸にも、問題 1 は NP 困難であり、最適解を実時間で求めることは難しい。本節では、問題 1 の決定問題版を定義し、これが NP 完全であることを示すことで、問題 1 が NP 困難であることを証明する。問題 1 の決定問題版を次のように定義する。ここで、以後は、この問題 2 を単一チャンネルの問題として扱う。紙面の都合上省略するが、多チャンネル化しても NP 完全性が保たれることを示すのは容易である。

問題 2 (スケジューリング問題 決定問題版) 入力されたネットワーク $G = (V, E)$ と妨害関係にある枝の組の集合 D_G 、及び自然数 k に対して、任意の頂点对 $u, v \in V$ に対して $\delta_{u \rightarrow v}(G') \leq \delta_{u \rightarrow v}(G) + k$ が成り立つような G の部分ネットワーク $G' = (V, E - F)$ で、妨害度 $f(G')$ がしきい値 T_1 以下となる G' が存在するか否かを出力せよ。□

問題 2 の NP 完全性の証明は、NP 完全問題である頂点被覆問題を還元することで行う。頂点被覆問題を以下に示す。

問題 3 (頂点被覆問題) 無向グラフ $G = (V, E)$ に対して、 E を被覆するような頂点集合 V' で、そのサイズ $|V'|$ が T_2 以下であるものが存在するか否かを出力せよ。□

頂点被覆問題を少し改変し、問題 2 に還元しやすくする。下記の問題は、問題 3 を少し改変したものであり、問題 3 と同じく、NP 完全問題である。(紙面の都合上省略するが、証明は容易である。)

問題 4 (頂点被覆問題 改変版) 入力された無向グラフ $G = (V, E)$ と自然数 k に対して、 V から k 個以下の頂点を選んでできた集合 V' 、つまり $V' \subset V, |V'| \leq k$ で、 T_2 本以上の枝を被覆するものが存在するか否かを出力せよ。□

問題 4 を還元することで、問題 2 が NP 完全であることを示す。

定理 1 問題 2 は NP 完全である。

証明: 問題 2 は E の部分集合を探索する問題なので明らかに NP に属する。問題 4 を問題 2 に還元することで、問題 2 が NP 完全であることを示す。

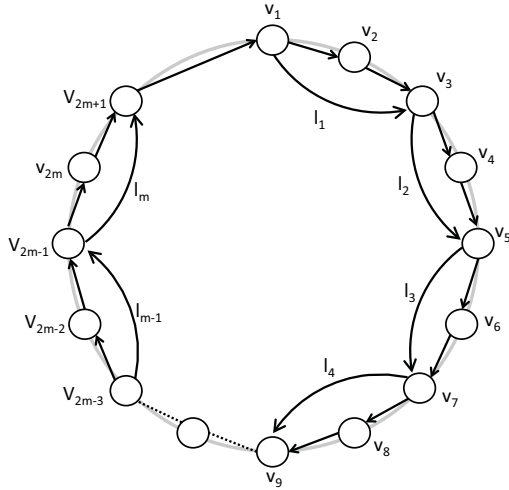


図 6 NP 完全性の証明

問題 4 の入力であるグラフ $G = (V, E)$ と自然数 k から、問題 2 の入力を構成する。 G の頂点数を m とおく。つまり、 $m = |V|$ である。図 6 のように、 $2m + 1$ 個の頂点 $v_1, v_2, \dots, v_{2m}, v_{2m+1}$ を円状に配置し、この頂点集合を W とおく。円上の隣接頂点を接続するように枝 (v_i, v_{i+1}) ($1 \leq i \leq 2m$) および (v_{2m+1}, v_1) を定義し、この枝集合を F_1 とおく。さらに、円上の頂点をひとつ飛ばしで接続するように枝 $l_i = (v_{2i-1}, v_{2i+1})$ ($1 \leq i \leq m$) を定義し、この枝集合を F_2 とおく。上記より、グラフ $H = (W, F_1 \cup F_2)$ を構築する (図 6)。また、頂点集合 $V = \{v_1, v_2, \dots, v_m\}$ と $F_2 = \{l_1, l_2, \dots, l_m\}$ に対して、 v_i と l_i を対応させる。頂点 $v_i, v_j \in V$ ($i < j$) に対して、 $(v_i, v_j) \in E$ ならば、これに対応する枝の組 (l_i, l_j) を D_H に含める。すなわち、 $D_H = \{(l_i, l_j) | (v_i, v_j) \in E, i < j\}$ である。上記により、問題 2 の入力として、 H と D_H を構築した。

このとき、問題 4 の出力サイズ $|V'|$ が k であれば、対応する問題 2 において $F \subset F_2$ を除くことで、 v_1 から v_{2m+1} までの距離が $|F| = k$ だけ増加する。つまり、問題 4 の出力サイズ $|V'|$ と問題 2 の最短路長の増分が対応する。また、 V' により E の枝を T_2 本だけ被覆すれば、 F を除くことで妨害度を $T_1 (= |D_H| - T_2)$ に下げられる。上記より、問題 4 の解は、問題 2 の解でもある。上記より、問題 2 の NP 完全性が示された。 □

6. スケジューリングアルゴリズム

6.1 方針

問題 1 は NP 困難であるため、近似的な解を高速に求める必要がある。このために、本論文では、問題 1 を、部分 MAX-SAT に帰着して解く。部分 MAX-SAT は伝統的な NP 困難な最適化問題であり、近年でも、高速に良い近似解を求めるソルバーのコンテストが開催されるなど、優れたソルバーが開発されており、本論文ではそれらを用いた高

$$(x_2)(\overline{x_1} \vee \overline{x_2} \vee \overline{x_3})(\overline{x_1} \vee \overline{x_2} \vee \overline{x_3})(\overline{x_1} \vee \overline{x_2} \vee \overline{x_3})$$

節 リテラル

(a) MAX-SAT

$$(\overline{x_2})(\overline{x_1} \vee \overline{x_2} \vee \overline{x_3})(\overline{x_1} \vee \overline{x_2} \vee \overline{x_3})(\overline{x_1} \vee \overline{x_2} \vee \overline{x_3})(\overline{x_1} \vee \overline{x_2})(\overline{x_1} \vee \overline{x_3})$$

ハード節

ソフト節

(b) 部分 MAX-SAT

図 7 部分 MAX-SAT

速計算を試みる。本分野における最適化問題は、線型計画問題に帰着されることが多い。線型計画法は、解空間の形状を利用して、最適化問題を高速に解くことができるが、問題 1 のように 0 か 1 の 2 値をとる変数が多い場合には、線型計画問題の利点を生かすことが難しい。部分 MAX-SAT は 0 か 1 をとる変数を扱う問題であり、問題 1 を効率的良く解くには適していると考えられる。

6.2 部分 MAX-SAT

本節では、部分 MAX-SAT を説明する。論理変数 $x_1, x_2, \dots, x_n$ は真 (1) か偽 (0) の値をとる。また、 $\overline{x_1}$ は x_1 の値を反転した論理変数とする。これらの論理変数を OR 演算子 ($\vee$) でつなげた論理式 (例: $(x_1 \vee x_2)$) を節と呼ぶ。また、節を AND 演算子 ($\wedge$) でつなげた論理式を和積形の論理式 (例: $(x_1 \vee x_2) \wedge (\overline{x_2} \vee x_3)$) と呼ぶ。和積形の論理式 $f(x_1, x_2, \dots, x_n)$ を入力とし、その値が 1 になるような $x_1, x_2, \dots, x_n$ への値の割当が存在するかを出力する問題を SAT (SATisfiability Problem: 充足性問題) [20] と呼ぶ。SAT の入力である和積形論理式の例を図 7(a) に示す。また、1 となる節の数が最大となるように論理変数への値の割り当てを求める問題を MAX-SAT (最大充足化問題) [20] と呼ぶ。さらに、和積形論理式 $f(x_1, x_2, \dots, x_n) = g_1(x_1, x_2, \dots, x_n) \wedge g_2(x_1, x_2, \dots, x_n)$ に対して、 g_1 に含まれる節 (ハード節と呼ぶ) を全て充足し、 g_2 に含まれる節 (ソフト節) をできるだけ多く充足する値の割り当てを求める問題を部分 MAX-SAT (Partial MAX-SAT) と呼ぶ。部分 MAX-SAT の入力の例を図 7(b) に示す。以下に、部分 MAX-SAT を形式的に表す。

問題: 部分 MAX-SAT

- 入力: 和積形の論理式 $f(x_1, x_2, \dots, x_n)$
- 出力: 論理変数への 0 と 1 の割り当て
- 制約: ハード節の評価値が 1 となる
- 最適化条件: 1 となる節の数を最大化

6.3 部分 MAX-SAT への帰着

問題 1 を部分 MAX-SAT に帰着することで解く。部分 MAX-SAT の解が問題 1 の解になるように、問題 1 の入力を MAX-SAT の入力に変換する。

まず、論理変数を定義する。問題1の入力 $G = (V, E)$ を考える。 $l_{(u,v,c)}$ は、全てのリンク $(u, v, c) \in E$ に対して定義される論理変数であり、 G' にリンク (u, v, c) が含まれるときに真、含まれないときに偽をとる。すなわち、 $L = \{l_{(u,v,c)} | (u, v, c) \in E\}$ は問題1の出力を表す。次に、全てのノード $u, v \in V$ に対して、 u から v まで h ホップで到達可能ならば真、不可能ならば偽となる論理変数 $m_{(u,v)}^h$ を定義する。 $m_{(u,v)}^h$ の値は L の値によって定まるため、両者の値が適切に保たれるための制約が必要である。

1 ホップ到達性の制約: L と $M^1 = \{m_{(u,v)}^1 | u, v \in V\}$ の値を適切に保つ制約を X_L で定義する。ノード u と v の間に、 C に含まれるいずれか一つのチャンネルを用いたリンクがあれば $m_{(u,v)}^1$ が真になる。よって、 $m_{(u,v)}^1 = \bigvee_{l_{(u,v,c)} \in E, c \in C} l_{(u,v,c)}$ が成り立つ必要がある。 $P_{uv} = \bigvee_{l_{(u,v,c)} \in E, c \in C} l_{(u,v,c)}$ とおくと、 $X_L = \bigwedge_{u,v \in V} (m_{(u,v)}^1 \vee \overline{P_{uv}}) \vee (m_{(u,v)}^1 \vee P_{uv})$ が充足するとき、またそのときに限り、 L と M^1 の値の関係が適切に保たれる。

h ホップ到達性の制約: $h+1$ ホップでの到達可能性を表す論理変数の集合 M^{h+1} は、 M^h と M^1 の値により定まる。この制約を、 X_M^{h+1} で表す。 $m_{(u,v)}^{h+1}$ と $m_{(u,v)}^h$ の関係は、 $Q_{uv} = m_{(u,v)}^h \vee (\bigvee_{w \in V, (u,w,c) \in E, c \in C} (m_{(u,w)}^h \wedge m_{(w,v)}^1))$ とおくと、 $m_{(u,v)}^{h+1} = Q_{uv}^h$ により表される。よって、 $X_M^{h+1} = \bigwedge_{u,v \in V} (m_{(u,v)}^{h+1} \vee \overline{Q_{uv}^h}) \vee (m_{(u,v)}^{h+1} \vee Q_{uv}^h)$ を定義すると、 G の直径を d として、 $\bigwedge_{1 \leq h \leq d} X_M^h$ が充足するとき、またそのときに限り、 M^h の値が適切に保たれる。

最短路長の制約: スケジューリングにより、任意の2ノード u, v の間の最短路長の増加を k ホップ以内に抑える必要がある。この制約を X_k で表す。 $m_{(u,v)}^{(D_{(u,v)}^G + k)}$ は、 G' 上の u から v までの距離が、 G 上の距離 $+k$ 以内であるとき、またそのときにのみ真となる。従って、 $X_k = \bigwedge_{u,v \in V} m_{(u,v)}^{(D_{(u,v)}^G + k)}$ が充足するとき、またそのときに限り、最短路長の制約を充足する。

送信チャンネルの制約: 提案アーキテクチャでは、各ノードは、送信キューの制約により、送信できるチャンネルが1つに制限される。この制約を X_{ch} で表す。論理変数 $s_{u,c}$ を定義し、ノード $u \in V$ がチャンネル c で送信するとき真、送信しないとき偽をとる。すなわち、 $R_{u,c} = \bigvee_{v \in V, (u,v) \in E} l_{(u,v,c)}$ において、 $s_{u,c} = R_{u,c}$ が成り立つ。また、各ノード u に対して、 $\bigwedge_{c_1, c_2 \in C} (\overline{s_{u,c_1}} \vee \overline{s_{u,c_2}})$ が充足すれば、 u は複数のチャンネルで送信しない。従って、 $X_{ch} = \bigwedge_{u \in V} (\bigwedge_{c_1, c_2 \in C} (\overline{s_{u,c_1}} \vee \overline{s_{u,c_2}})) \wedge (\bigwedge_{u \in V, c \in C} (s_{u,c} \vee \overline{R_{u,c}}) \vee (s_{u,c} \vee R_{u,c}))$ が充足するとき、またそのときに限り、送信チャンネルの制約が満たされる。

ソフト節は、次のように定義する。妨害関係にあるリンクペアの集合 D_G に含まれるすべてのリンクのペア (l_1, l_2) に対して、項 $(\overline{l_1} \vee \overline{l_2})$ を付与する。すなわち、式 $S = \bigwedge_{(l_1, l_2) \in D_G} (\overline{l_1} \vee \overline{l_2})$ がソフト節である。式 S の充足し

ない項の数が、グラフ G' の妨害度 $|D_{G'}|$ と一致する。

上記より、問題1の入力は、ハード節を $X_L \wedge (\bigwedge_{1 \leq h \leq d} X_M^h) \wedge X_k \wedge X_{ch}$ 、ソフト節を S とする部分 MAX-SAT に変換され、その解に含まれる L の値が問題1の解を与える。なお、部分 MAX-SAT の各節を必ずしも和積形の論理式で表現しなかったが、容易に和積形の論理式に変形できる。以上により、問題1は部分 MAX-SAT に帰着された。

7. 評価

7.1 スケジューリング法の評価方法

提案したスケジューリング法の性能評価を行う。実用にあたり重要な点は、提案スケジューリング法により、どの程度のチャンネル数で、どの程度隠れ端末問題を減少させられるか、である。特に、隠れ端末問題を解消するために必要となるチャンネル数を知ることは重要である。また、計算時間と性能の関係も重要である。

評価トポロジとして、2種類を用いた。計画されたノード配置を模擬するために、 5×5 と 10×10 のグリッド型トポロジを用いた。グリッドトポロジでは、各ノードは縦横に隣接するノードのみと接続できる状況を想定し、斜めの位置や2つ隣の位置にあるノードとは直接は通信できないとして、スケジューリングを実行した。チャンネル数は2~6の範囲、最短路の許容増加量 k は0~10の範囲で変化させた。ただし、グリッドトポロジでは、 k の値を奇数にしても、 $k-1$ の場合と等価であるため、偶数の場合のみを評価した。

実験では、トポロジを入力して部分 MAX-SAT のインスタンスを作成したうえで、越村氏が作成した部分 MAX-SAT ソルバである qmaxsat[21] によりスケジュールを計算した。また、ソルバの実行は120秒に制限し、計算がこれを超える場合には、その時点での結果を出力した。実験環境として、Core i5-3470 プロセッサ (3.2GHz, 6MB キャッシュ)、8GB メモリを搭載した一般的な PC を用いた。

7.2 スケジューリング法の評価結果

図8に、 5×5 グリッドの妨害度の値を示す。 k が増加すると妨害度が減少する傾向があるが、3チャンネルでは $k=10$ でなければ妨害度が0にならず、隠れ端末問題を解消するには4チャンネル以上が必要であることがわかる。

図9は 10×10 グリッドの結果である。規模が大きいいため、 5×5 よりも妨害度が0になりにくい傾向にあり、4チャンネルでは $k=10$ で妨害度が0になった。隠れ端末問題を解消するには5チャンネル以上が必要である。

表1と2はそれぞれの計算時間を示す。妨害度が0にならない場合には120秒では計算が終了しないが、妨害度が0の最適解が容易に見つかる場合には、非常に短時間で計算が終了することがわかる。

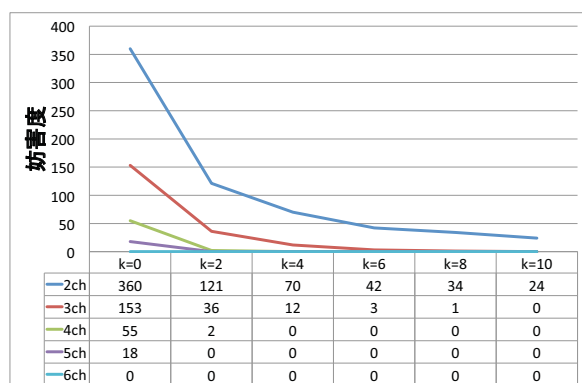


図 8 5 × 5 グリッドにおける妨害度

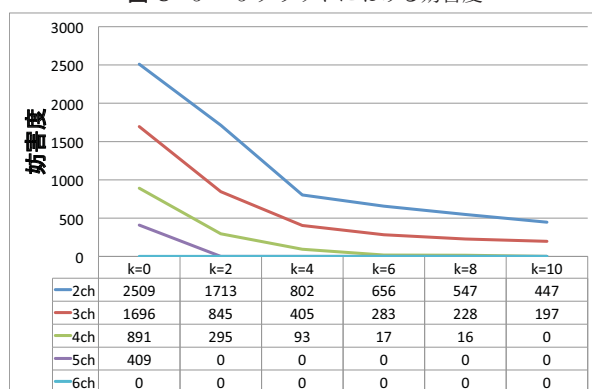


図 9 10 × 10 グリッドにおける妨害度

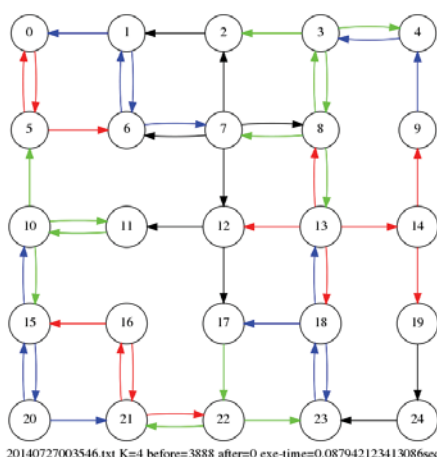
図 10 スケジューリング例 (4 チャンネル, $k = 4$)

図 10 に、スケジューリング例を示す。4 チャンネル, $k = 4$ の場合に、妨害度が 0 になった例である。

本結果により、隠れ端末の関係は、チャンネル数 4~5 程度で解消できることが確認できた。また、解くべきスケジューリング問題は NP 困難であるにもかかわらず、妨害度が 0 の解が容易に見つかる場合には、経路制御プロトコルに搭載できる程度の短時間に計算が終了することが明らかになり、経路制御プロトコルとして分散制御を行える可能性があることがわかった。

7.3 スケジューリング法に関する考察

評価結果より、妨害度が 0 になる場合には計算時間が十

表 1 スケジューリングの計算時間 (5 × 5 グリッド)

	2ch	3ch	4ch	5ch	6ch
$k = 0$	120.000	120.000	120.000	120.000	0.023
$k = 2$	120.000	120.000	4.542	0.066	0.023
$k = 4$	120.000	120.000	0.088	0.035	0.035
$k = 6$	120.000	100.075	0.083	0.040	0.363
$k = 8$	120.000	14.916	0.037	0.038	0.041
$k = 10$	120.000	0.962	0.104	0.049	0.049

※下線は妨害度が 0 になった結果を表す。

単位：秒

表 2 スケジューリングの計算時間 (10 × 10 グリッド)

	2ch	3ch	4ch	5ch	6ch
$k = 0$	120.000	120.000	120.000	120.000	0.286
$k = 2$	120.000	120.000	120.000	25.017	1.272
$k = 4$	120.000	120.000	120.000	4.382	1.444
$k = 6$	120.000	100.075	120.000	2.700	0.645
$k = 8$	120.000	120.000	120.000	3.193	2.050
$k = 10$	120.000	120.000	37.655	3.207	1.017

※下線は妨害度が 0 になった結果を表す。

単位：秒

分に短いことが明らかになった。これにより、経路制御プロトコルに組み込み、分散システムとして動作させられる可能性が開けた。経路制御プロトコルに組み込むためには、毎回の経路計算において、確実に短時間で何らかの解を得られることを保証する必要がある。このためには、例えば、 k の初期値を十分に大きくとって、 k の値を 1 ずつ減らしながらその都度スケジューリングを行い、計算時間が一定を超えた時点で計算を止め、それまでの最良の解を出力する等の方法が考えられる。

7.4 シミュレーション評価方法

提案ネットワークアーキテクチャをシミュレータ上に実装し、通信性能を評価した。ネットワークシミュレータとして、Scenargie バージョン 1.6 を用いた。ネットワークポロジとして、5 × 5 のグリッドポロジを用いた。隣接ノード間の距離を 400[m]、送信電力を 20[dbm] に設定し、縦横の隣接ノード間では通信できるが、斜めのノードには通信が届かないようにした。通信規格には IEEE802.11g を用い、通信速度は 6Mbps とした。対角線上に 4 本の CBR (Constant Bit Rate) フローを発生させ、スループットとパケット到達率、パケット到達遅延を測定した。パケットサイズは 530, 1024, 1500[Bytes] の 3 種類を試した。CBR フローは 240 秒間発生させ、挙動が安定した開始 60 秒時点以降のスループットとパケット到達率を測定した。実験は各パラメータについて 5 回反復し、平均値をとった。

提案手法の運用形態は、3.3 節で述べたように、比較的自由度が高い。従って、運用形態に依存しない純粋な通信性能を見るため、経路制御プロトコルは用いず、経路表と使用チャンネルを静的に設定した。提案手法には、使用チャンネルとして、図 10 に示すスケジューリング結果を適用した。このスケジュールは、4 チャンネル, $k = 4$ の結果で

あり、妨害度が0である。このトポロジ上で最短路を計算し、その結果を経路表に設定した。設定された4本のCBRフローの経路を図11に示す。提案手法の1スロットの時間は100[ms]とし、ノード間のタイミング同期は正確であると仮定した。

比較手法として、仮想多チャンネル化を行わない単一チャンネルの無線メッシュ網を用いた。単一チャンネルの無線メッシュ網としては、動的メトリックを用いる方法があるが、これは、経路制御プロトコルを前提としており、今回の比較手法としては適していない。他に比較手法として適した方法が存在しないため、単一チャンネルのIEEE802.11 (RTS/CTSを使用しない)を用いた無線メッシュ網との比較を選択した。既存手法の通信経路として、提案手法と同じ経路(図11)と、対角線上に設定した一般的な経路(図12)を試した。

7.5 シミュレーション結果

図13～21に、パケットサイズ530, 1024, 1500の各場合における、総スループット、パケット到達率、到達遅延を示す。スループット性能を見ると、既存手法と提案手法はともに、送信レートの増加に比例して総スループットを増加させているが、許容帯域に達する付近で減少に転じている。提案手法の許容帯域は既存手法の概ね2倍程度であり、パケットサイズが大きくなる方が性能の開きが大きくなる。

宛先へのパケット到達率を見ると、提案手法はネットワークの許容帯域に達するまではほぼ100%の到達率を達成しているのに対し、既存手法は早期から少しずつ到達率が降下する。提案手法は隠れ端末問題を発生させないことで、干渉によるパケットの損失を解消していることがわかる。提案手法の到達率のこの特性は有線ネットワークの場合と類似しており、実用的には非常に好ましい。

宛先への到達遅延を見ると、提案手法と既存手法ともに、許容帯域に達すると遅延が急激に上がることがわかる。これは、許容帯域に達すると送信キューにパケットが溜まり、送信待ち遅延が発生するためである。既存手法では、到達率が下がり始めるタイミングと遅延が増加するタイミングは異なる。これは、既存手法では、IEEE802.11によるフレーム再送による遅延が発生していることを示す。提案手法では、基本的にはパケットは衝突しないため、フレーム再送による遅延は発生していない。また、提案手法では、送信レートが許容帯域内であっても、1秒程度の遅延が発生している。これは、各ノードで送信スロットを待つために発生するため、1スロットあたりの時間をより短くすることで改善できる。

上記の結果により、既存手法と比較して、提案手法の通信性能が高いことが明らかになった。また、許容帯域内であれば、パケット到達率をほぼ100%に保てるという都合の良い性質を持つことも明らかになった。

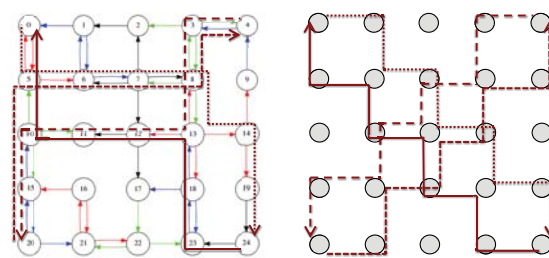


図11 通信経路(提案手法) 図12 通信経路(既存手法)

8. おわりに

本論文では、IEEE802.11を用いた隠れ端末問題のない無線メッシュ網を実現するネットワークアーキテクチャとスケジューリング法について述べた。時分割により生成されたスロット内でCSMA/CAを動作させることで、IEEE802.11のTSF機能のような緩いタイミング同期でも動作できる実装可能なアーキテクチャを提案した。また、その要素技術の一つとして、スケジューリング法も提案した。評価の結果、提案手法は既存手法と比較して2倍程度の許容帯域を持つことがわかり、許容帯域に達するまではフレームの衝突が起こらないことで、パケットの到達率をほぼ100%に保てることがわかった。また、スケジューリングにかかる計算時間が十分に短いため、経路制御プロトコルに組み込み、分散システムとして実現できる展望が開けた。

今後の課題は数多くある。まず、様々なトポロジや通信パターンでの実験を行うことで、提案手法の有効性を確かなものにしたい。関連して、次数(隣接ノード数)の大きなネットワークでは、部分MAX-SATの項数が膨大になり、計算量が大きくなると予想しており、この点を踏まえたスケーラビリティの検証を行う必要がある。また、より現実的な干渉モデルの考慮や、高速通信時の性能の検証、スケジューリング法の改善等が課題として挙げられる。上記を考慮したうえで、既存のIEEE802.11インタフェースを用いた提案手法の実装などの実用化を進めたい。

参考文献

- [1] I. F. Akyildiz and X. Wang, "Wireless Mesh Networks," John Wiley & Sons, Ltd, Publication, 2009.
- [2] T. Clausen, P. Jacquet, "Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)," IETF RFC 3626, 2003.
- [3] C. Perkins, E. Belding-Royer, and S. Das, "Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing," IETF RFC3561, 2003.
- [4] R. Nelson and L. Kleinrock, "Spatial TDMA: A Collision Free Multi-hop Channel Access Protocol," Communications, IEEE Transactions, vol.33, No.9, pp.934-944, 1985.
- [5] A. D. Gore and A. Karandikar, "Link Scheduling Algorithms for Wireless Mesh Networks," IEEE Communications Surveys & Tutorials, Vol.13, No.2, 2011.
- [6] Nenhuangmala Thippavanh, 吉廣卓哉, "無線メッシュ網

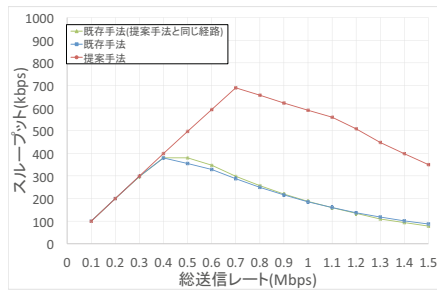


図 13 スループット (530 バイト)

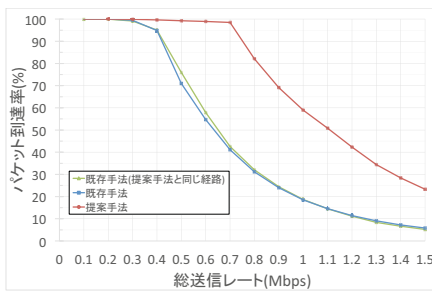


図 14 到達率 (530 バイト)

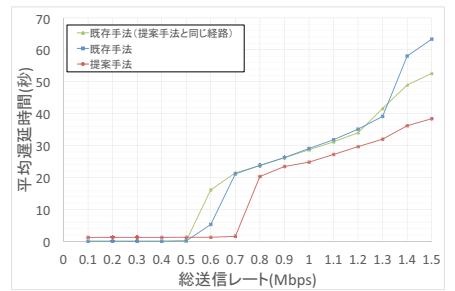


図 15 遅延 (530 バイト)

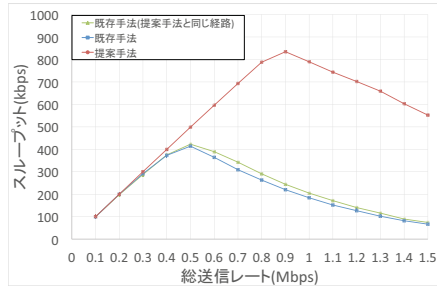


図 16 スループット (1024 バイト)

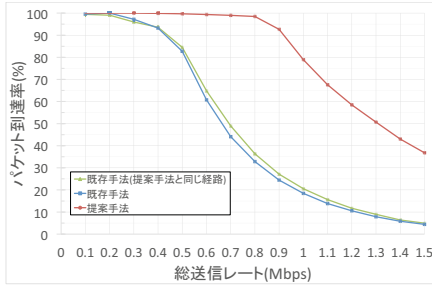


図 17 到達率 (1024 バイト)

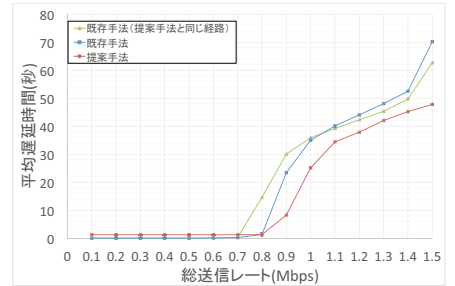


図 18 遅延 (1024 バイト)

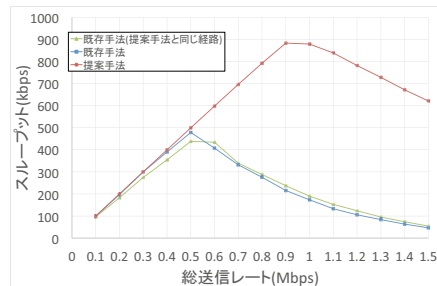


図 19 スループット (1500 バイト)

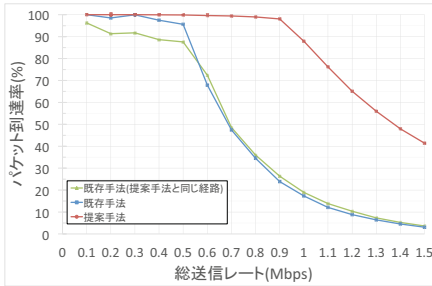


図 20 到達率 (1500 バイト)

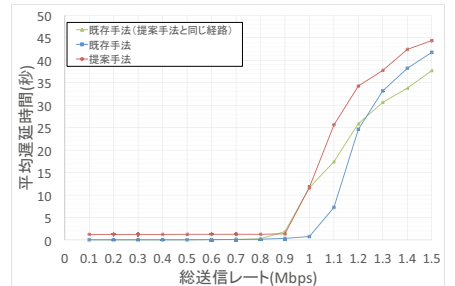


図 21 遅延 (1500 バイト)

のための時分割による仮想多チャンネル化,” マルチメディア, 分散, 協調とモバイル DICOMO2014 シンポジウム, pp.345-350, 2014.

- [7] Nenhuanmala Thippavanh, 吉廣卓哉, “無線メッシュ網のための緩い時分割による仮想多チャンネル化,” 第 22 回マルチメディア通信と分散処理ワークショップ (DP-SWS2014), 2014. (投稿中)
- [8] V. Bharghavan et al., “MACAW: A Media Access Protocol for Wireless LANs,” Proc. ACM SIGCOMM 1994.
- [9] J.L. Sobrinho, R. de Haan, J.M. Brázio, “Why RTS-CTS Is Not Your Ideal Wireless LAN Multiple Access Protocol,” In Proc WCNS’05, 2005.
- [10] K. Xu, M. Gerla, and S. Bae, “Effectiveness of RTS/CTS Handshake in IEEE 802.11 Based Ad Hoc Networks,” Ad Hoc Networks, Vol.1 Issue.1, pp.107-123, 2003.
- [11] D. De. Couto, D. Aguayo, J. Bicket, and R. Morris “A High-Throughput Path Metric for Multi-Hop Wireless Sensor Networks,” In MOBICOM (2003).
- [12] Draves, R., Padhye, J. and Zill, B., “Routing in Multi-Radio, Multi-Hop Wireless Mesh Networks,” Proceedings of the 10th annual international conference on Mobile computing and networking (MOBICOM2004), pp.114-128, 2004.
- [13] J. Mo, H.S So, and J. Walrand, “Comparison of Multi-channel MAC Protocols,” IEEE Transactions on Mobile Computing, Vol.7 Issue.1, 2008.
- [14] H. Kanaoka and T. Yoshihiro, “Combining Local Channel Selection with Routing Metrics in Multi-channel Wireless Mesh Networks,” The seventh International

Conference on Mobile Computing and Ubiquitous Networking (ICMU2014), 2014.

- [15] M.K. Marina, S.R. Das, A.P. Subramanian, “A topology control approach for utilizing multiple channels in multi-radio wireless mesh networks,” Computer Networks, Vol.54, pp.241–256, 2010.
- [16] R.K. Sheshadri and D. Koutsonikolas, “Comparison of Routing Metrics in 802.11n Wireless Mesh Networks,” The 32nd IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM’13), 2013.
- [17] J.H. Chiang and T. Chiu, “Accurate clock synchronization for IEEE 802.11-based multi-hop wireless networks,” 17th IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP2009), pp.11-20, 2009.
- [18] L. Tassiulas and A. Ephremides, “Stability properties of constrained queueing systems and scheduling for maximum throughput in multihop radio networks,” IEEE Transactions on Automatic Control, vol. 37, no. 12, pp. 1936–1949, December 1992.
- [19] X. Lin, N.B. Shroff, and R. Srikant, “A Tutorial on Cross-Layer Optimization in Wireless Networks,” IEEE Journal no Selected Areas in Communications, Vol.24, Issue 8, 2006.
- [20] 岩間一雄, “アルゴリズム理論入門,” ISBN-4-7856-3125-2, 昭晃堂, pp.124, 2001.
- [21] 越村 幸秀, “MaxSAT2013 — qmaxsat,” <https://sites.google.com/site/qmaxsat/maxsat2013> (2014 年 2 月 13 日参照) .