

スロット化CSMAを用いた無線メッシュ網CATBSにおける遅延低減のためのスケジューリング法

野井 貴央¹ 吉廣 卓哉^{2,a)}

概要：有線ネットワークに代わる新たなインフラ技術として、無線メッシュ網が注目されている。しかし、IEEE802.11に基づいた無線メッシュ網は隠れ端末問題等の影響により、実用的に十分な性能が出ないことが問題である。我々の研究グループでは、単一チャンネルを時分割により複数のスロットに分割し、各スロット内でCSMAを動作させるスロット化CSMAを用いて、フレーム衝突のない効率的な無線メッシュ網の実現を目指すCATBSを提案している。しかし、CATBSは内部でCSMAを動作させるため、1スロット当たりの時間が長くなり、End-to-endの packets 伝送遅延が大きくなる問題があった。本研究では、スロット長をできるだけ短くすることで遅延性能の向上を試みる。スロット長を短くすることで、スロット切替時のフレーム衝突による性能低下が大きくなる。この影響を低減するため、スロット間衝突を考慮した新たなスケジューリング法を提案し、その効果を検証する。

1. はじめに

近年、従来の有線ネットワークにかわるインフラ技術として、無線メッシュ網が注目されている [2]。無線メッシュ網とは、複数の固定基地局で構成されるマルチホップネットワークであり、隣接する基地局間で相互に無線通信を行う。有線ケーブルの敷設が不要であり、ケーブルによる設置場所の制約がないため、コスト面で大きな利点がある。しかし、一般的な無線LANの規格であるIEEE802.11[1]を用いた無線メッシュ網では、隠れ端末問題と呼ばれる電波干渉の問題の影響が大きく、深刻な通信性能の低下が問題となっている。

そこで私たちの研究グループでは、隠れ端末問題影響を大幅に低減する無線メッシュ網の通信方式として、CATBSを提案している [10]。CATBSでは、単一の周波数チャンネルを時分割して複数の仮想チャンネル（スロット）を作成する。スロットを隠れ端末問題が発生しないように適切にスケジューリングすることで、隠れ端末問題の発生しない、高スループットな無線メッシュ網を実現した。

しかしCATBSでは、各ノードでパケットが送信可能なスロットを待つことになるため、通信遅延が大きくなる問題がある。通信遅延は、例えばTCP通信においてスルー

ットに重大な影響を及ぼす等、通信ネットワークの重要な性能指標であり、CATBSにおいては、通信遅延を大幅に低減することが求められている。通信遅延を低減するもっとも直接的な方法は、1スロットあたりの時間をできる限り短縮することであるが、CATBSにおいてスロット時間を短縮すると、スロット切替時に切替前後のスロットの電波が干渉してフレームが損失するため、大幅に通信性能が劣化することが問題となる。この問題を解決するためには、スロットを短縮しても干渉しにくいような、スロット間の干渉を考慮したスケジューリング法を開発すればよい。

本研究ではCATBSを拡張し、スロット間の干渉を最小化するスケジューリング法を提案する。本手法にはスロット間干渉を考慮することで必要なスロット数が増大する問題があるが、これを補うために、さらなるスロット数削減手法を提案する。それは、RTS/CTSを用いることで避けられる干渉パターンを発見し、考慮する干渉のパターンを減らすことで、スケジューリングに必要なスロット数を削減する手法である。

評価の結果、これらの提案手法を用いることで、スロットを短縮しても干渉が十分に少ないスケジュールを計算できることを示した。また、提案するスロット数削減手法が有効であることを示した。さらに、シミュレーション評価により、上記のスケジューリング手法が有効に働き、スロットを短縮した場合でも通信性能を向上できることを明らかにした。

¹ 和歌山大学大学院システム工学研究科
930 Sakaedani, Wakayama, 640-8510, Japan

² 和歌山大学システム工学部
930 Sakaedani, Wakayama, 640-8510, Japan

a) tac@sys.wakayama-u.ac.jp

2. 既存研究：CATBS

2.1 CATBS の概要

CATBS(CSMA-Aware Time-Boundable Scheduling)とは、MAC プロトコルとしてスロット化 CSMA を用いた、隠れ端末問題の発生しない無線メッシュ網の通信方式である [10] . CATBS は、スロット化 CSMA と、隠れ端末問題が発生しないスケジューリング法を併用することで高い通信性能をもつ無線メッシュ網を構築する . ただし、CATBS で用いるスロット化 CSMA は従来のものとは異なる、CATBS 独自の MAC プロトコルである . CATBS におけるスロット化 CSMA では、単一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 (以下ではスロットと呼ぶ) を作成し、各スロットの内部で CSMA を動作させる . CSMA を動作させるため、TDMA とは異なり、1 スロットあたりの時間は比較的大きくなる . 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 . 仮に k 個のスロットをもつネットワークであれば、各ノードは図 1 に示すようにスロット 1 から k を一定時間ごとに順番に切り替え、繰り返す . 各ノードは自身に割り当てられたスロット内のみでしか送信を行わない .

スケジューリングにあたっては、1 スロットあたりの時間が大きいと、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求められる . よって、スロット数を少なくするために、CSMA のキャリアセンスによる衝突回避を考慮した上で、隠れ端末問題を最小化するスケジューリングを行う . このために、CSMA を考慮した干渉モデルを導入したうえで、隠れ端末問題による衝突が最小化される最適化問題を定式化する . 定式化した問題は文献 [10] により NP 困難であることが証明されており、高速にスケジューリングを行うため、部分 MAX-SAT に帰着して解く .

スケジューリングの簡単な例を図 2 に示す . 図 2 ではノード A と B にスロット 1 が、ノード C と D にはスロット 2 が割り当てられており、それぞれのノードの送信リンクは割り当てられたスロットに限定されている . ノード A と B には同一のスロットが割り当てられているが、このような隣接関係にあるノード同士では、CSMA のキャリアセンスによって通信の衝突を回避している . また、ノード A と C のような 2 ホップ離れたノードは隠れ端末問題の関係にあるが、互いにデータフレームを送信するスロットが異なるため、通信衝突が発生することはない . このようなスケジューリングとスロット化 CSMA によって、次のような利点をもつ無線メッシュ網を実現できる .

- (1) スロット化 CSMA とスケジューリングの併用により、隠れ端末問題による通信性能の低下を防ぐ



図 1 スロット分割



図 2 スケジューリングの例

- (2) スロット切替のタイミング同期の誤差に強く、ある程度誤差を含むタイミング同期手法であっても通信性能への影響が少ない
- (3) スロット内で CSMA を動作させるため、IEEE802.11 との親和性が高く、2.4GHz 帯や 5GHz 帯での利用が可能である

2.2 CATBS におけるスロット化 CSMA の特徴

スロット化 CSMA とは TDMA のように時分割したスロット内で CSMA を使う方式であり、様々な方式が存在する . 本節では、CATBS におけるスロット化 CSMA の特徴について述べる .

2.2.1 CSMA の利用による IEEE802.11 との高い親和性の実現

CATBS では、単一の周波数チャンネルを時分割することにより、複数のスロットを作成する . さらにスケジューリング法を適用することによって、隠れ端末問題による通信性能の低下を防ぐ . 従来の TDMA に基づいた手法でも、隠れ端末問題を防ぐことは可能ではあるが、TDMA は CSMA 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 [6] . CATBS ではスロット内部で CSMA を動作させることによって、IEEE802.11 との高い親和性を実現し、2.4GHz 帯や 5GHz 帯での動作を可能としている .

2.2.2 RTS/CTS による同期誤差の吸収

TDMA などのスロットを用いる手法では、隣接するスロット間でのフレーム衝突を避けるために、各ノードでスロットの切替タイミングの同期を行う必要がある . しかし、無線メッシュ網のようなマルチホップネットワークでは、正確なタイミング同期は難しく、スロット切替時に衝突が発生し、通信性能に悪影響を与える . CATBS ではスロット切替時に RTS/CTS を用いることで、この影響を低減する .

図 3 にスロット化 CSMA におけるスロット切替時の問題を示す . 各ノードへのスロット割り当ては、図 2 と同じとする . このとき、各ノードは割り当てられたスロットのみで送信できるが、Ack フレームはいつでも送信できる .

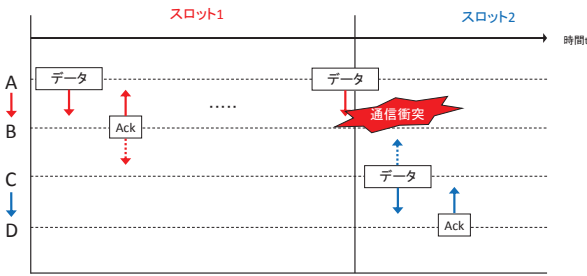


図 3 スロット切替時のフレーム衝突

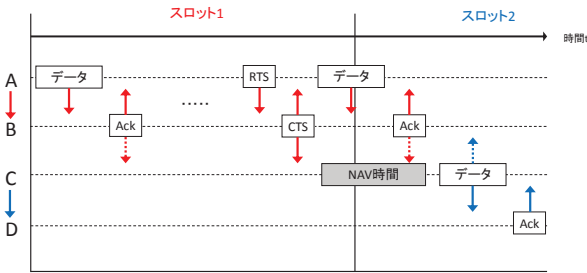


図 4 RTS/CTS によるスロット切替時のフレーム衝突回避

スロット 1 でノード A から B に、スロット 2 で C から D にフレームを送信する場合を考える．図の横軸は時間を表しており、一定時間ごとにスロットが切り替わる．スロット 1 では A が B にデータフレームを送信するが、A がフレームを送信中にスロットが切り替わると、スロット 2 が開始した瞬間に C がデータフレームの送信を開始するため、フレームが衝突し、ノード A が送信したフレームが損失する．

この問題を防ぐために、CATBS では、スロット切替時に RTS/CTS を用いる．図 4 は A がスロット切替時に RTS/CTS を用いて B へ送信の様子を表す．A は、データフレームを送信し Ack フレームを受信するまでの間にスロットが切り替わる場合には、RTS/CTS を交換して、A と B の隣接ノードに対して、NAV 時間だけ、フレームを送信せず待機させる．これにより C は、A と B での通信が完了するまでの間には一切のデータ送信を行わず、フレームの衝突を避けることができる．このようにして、CATBS はスロット切替時に起こる衝突を防ぎ、通信性能の低下を防止する．

2.3 通信衝突パターンの定義

CATBS では、スケジューリングによりノードへスロットの割り当てをすることで、隠れ端末問題による通信衝突を最小化する．スロット内では CSMA が動作するため、1 スロットあたりの時間が大きい．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、パケットの到達遅延時間が長くなりやすい．

遅延を抑えるためには、スケジューリングに使用するス

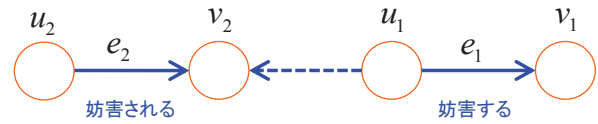


図 5 フレーム衝突パターン 1

ロットの数を少なくする必要がある．ここで CSMA の動作に注目する．CSMA ではデータフレームを送信する際、キャリアセンスすることによって、隣接ノードとの通信衝突を回避する．CATBS では、CSMA の利点を活かし、隣接ノードに同一スロットの割り当てを許すことで、必要なスロット数を削減する．その上で、CSMA では解決できない隠れ端末問題をスケジューリングによって防ぐ．CATBS では、スケジューリングを行うために、まずネットワークを有向グラフとしてモデル化する．そして、通信に悪影響を与える隠れ端末問題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定式化する．

干渉モデルを定義するために、まず有向グラフについて説明する．CATBS のネットワークは、全ての隣接ノード間において、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．ネットワークを有向グラフ $G = (V, E, C)$ として表す． V はノード集合、 E はリンク集合、 C はスロット集合である．スロット $c \in C$ を用いてノード u から v に至るリンク $e \in E$ は、 $e = (u, v, c)$ で定義される．

隠れ端末問題の関係にある 2 本のリンクをそれぞれ $e_1 = (u_1, v_1, c_1)$ と $e_2 = (u_2, v_2, c_2)$ とおく．このとき、 e_2 の通信が e_1 により妨害される条件は 2 つある．まず、条件 1 の例を図 5 に示す．2 本のリンクが下記の条件 1 をすべて満たすとき、データフレーム同士が衝突する． u_1 がデータフレームを送信する際、 u_1 から 1 ホップ以内にある全てのノードは電波を検知し、送信を待機することによって通信の衝突を回避する．しかし、 u_1 から 2 ホップの距離にある u_2 は電波を検知できず、 v_2 へ送信を行う．これによって、 v_2 上で電波が衝突が発生し、 e_2 の通信が妨害される．

条件 1 (データフレーム同士の衝突)

- A. $c_1 = c_2$ であること
- B. $(u_1, v_2, c_1) \in E$ であること (u_1 と v_2 が隣接する)
- C. $(u_1, u_2, c_1) \notin E$ であること (u_1 と u_2 が隣接しない)

また、条件 2 の例を図 6 に示す．2 本のリンクが条件 2 をすべて満たすとき、データフレームと Ack フレームが衝突する．図 6 は、 v_1 が u_1 から送信されたデータフレームに対し、Ack を返す様子を表している．このとき、条件 2 を満たす e_2 が存在する場合、 e_2 の通信が妨害される．

条件 2 (データフレームと Ack フレームの衝突)

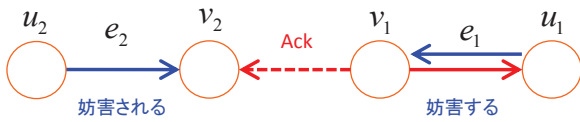


図 6 フレーム衝突パターン 2

- A. $c_1 = c_2$ であること
- B. $(u_1, v_2, c_1) \in E$ であること (u_1 と v_2 が隣接する)
- C. $(u_1, u_2, c_1) \notin E$ であること (u_1 と u_2 が隣接しない)

CATBS では、グラフ G 上で、上記の定義に合致するすべてのリンクのペア (e_1, e_2) の集合を S_G とおく。そして、 S_G に含まれるリンクペアの数を最小化するスケジューリングを最適化問題として定式化し、それを解くことで隠れ端末問題の影響が少ないスケジューリングを実現する。

2.4 スケジューリング問題

隠れ端末の関係にあるリンクの組の集合 S_G に基づいて、スケジューリングを最適化問題として定式化する [10]。

前述したとおり、CATBS では CSMA を考慮した干渉モデルを適用することで、少ないスロット数で、通信衝突が十分に少ないスケジューリングを行う。さらにスロット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、最短路の長さの増加が k ホップ以内になる範囲で、フレーム送信に使用するリンクを制限する。その上で、 S_G に含まれる隠れ端末の関係にあるリンクペアの数を最小化する。また、各ノードは送信キューを 1 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。

定式化のために、いくつかの定義を行う。グラフ G 上でノード u から v への最短経路長を $D_{(u,v)}^G$ とおく。また、隠れ端末の関係にあるリンクペアの集合 S_G の要素数 $|S_G|$ を衝突度と呼ぶ。これらを踏まえて、CATBS のスケジューリング問題を形式的に示すと下記ようになる。

CATBS のスケジューリング問題 [10]

- 入力：入力グラフ $G = (V, E, C)$
- 出力：出力グラフ $G' = (V, E', C)$
- 制約：
 - (1) $D_{(u,v)}^G - D_{(u,v)}^{G'} \leq k, (u, v) \in V$
 - (2) G' 上で、ノード $u (u \in V)$ に割り当てられるスロット $c (c \in C)$ が一つであること
- 目的関数： G' の衝突度 $|S_{G'}|$ の最小化

図 7 にスケジューリングの例を示す。この例では、スロット数を 3、 $k = 4$ としてスケジューリングしている。図 7 左のグラフは、入力グラフ G を表しており、この場合は隣

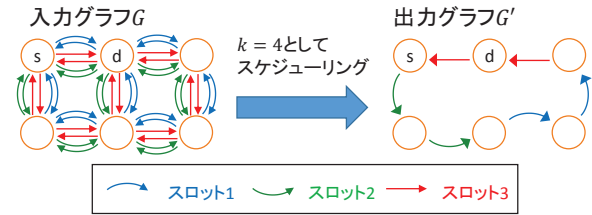


図 7 CATBS のスケジューリング問題の入出力例

接する各ノード間に双方向に 3 スロット分のリンクをもつネットワークである。CATBS では、右のグラフのようにデータフレームを送信する際に使用可能なリンクの数を制限することで、 G の部分グラフ G' を出力する。その際、 G' 上で経路長の増加が k 以内になるよう制限している。例えば、図 7 のノード s と d は、スケジューリング前後で最短経路長が 1 ホップから 5 ホップに増加しているが、これは $k = 4$ の制約の範囲内である。また、送信スロットとして使用するスロットが、1 ノードあたりに対して 1 つまでとなっている。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。

2.5 スケジューリング問題の解法

スケジューリング問題の具体的な解法について説明する。2.4 節で説明したスケジューリング問題は NP 困難であり、最適解を見つけるためには膨大な時間を要する [10]。そこで CATBS ではより効率よく解を求めるために、定式化した最適化問題を部分 MAX-SAT に帰着して解く。

部分 MAX-SAT では、真もしくは偽の値をとる論理変数を AND 演算子 (\wedge) と OR 演算子 (\vee) でつないだ、和積形の論理式を考える。和積形の論理式は、OR 演算子のみでつながれた節と呼ばれる論理式で構成され、節同士は AND 演算子でつながれる。この論理式全体が真をとるような、各論理変数への真と偽の割当が存在するかを出力する問題を SAT (充足性問題) [12] と呼ぶ。また、節が真をとる数を最大化する問題を MAX-SAT (最大充足化問題) [12] と呼ぶ。これに対し部分 MAX-SAT は、和積形論理式の節をハード節とソフト節に分け、ハード節を全体が真をとり、かつソフト節に属する節が最も多く真をとる割当を求める問題である。図 8 に部分 MAX-SAT の例を示す。また、下記に部分 MAX-SAT を形式的に表した。

部分 MAX-SAT

- 入力：和積形の論理式
- 出力：各論理変数 (x_1, x_2, \dots, x_k) への真偽の割当
- 制約：ハード節内のすべての節が真をとる
- 目的関数：ソフト節内部の真をとる節の和の最大化

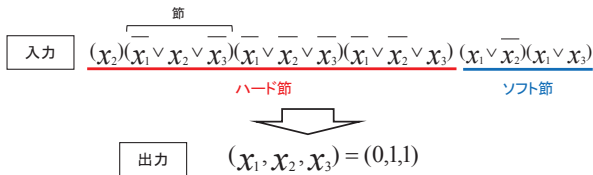


図 8 部分 MAX-SAT

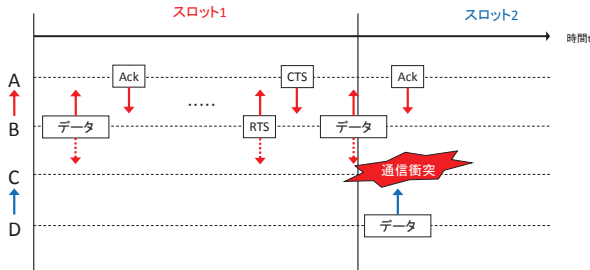


図 9 CATBS におけるスロット切替時のフレーム衝突

この部分 MAX-SAT に 2.4 節で説明したスケジューリング問題を帰着する．先述のように，部分 MAX-SAT はハード節とソフト節に分けられる．CATBS において帰着された論理式では，最適化問題の制約をハード節で，衝突度の最小化をソフト節で表す [10]．

スケジューリング問題では，無線メッシュ網をモデル化したグラフ $G = (V, E, C)$ を入力とする．このときリンク集合 E に含まれるすべてのリンクに対して，論理変数 $l_{(u,v,c)}$ を定義する． $l_{(u,v,c)}$ は，リンクを制限した後のグラフ G' 上で，ノード u から v へのチャンネル c を用いたリンクが存在するとき真を，存在しないとき偽をとる論理変数である．ソフト節は，隠れ端末関係にあるリンクペア集合 S_G に含まれるすべてのリンクペア $(l_i, l_j) \in S_G$ に対して節 $(\bar{l}_i \vee \bar{l}_j)$ を作り，AND 演算子でつなぐ． $(\bar{l}_i \vee \bar{l}_j)$ は，リンク l_i と l_j がどちらも真であるとき，すなわち， $l_i, l_j \in E'$ であるときに偽をとる．つまり，偽をとる論理式の数と，グラフ G' 上の衝突度が一致する．従って，部分 MAX-SAT は，衝突度が最も小さいグラフ G' を出力することになる．

ハード節では，グラフ G' 上の任意の 2 ノード間で最短経路長の増加が k 以内であり，かつノード $u(u \in V)$ に割当てられるチャンネル $c(c \in C)$ が一つであるとき，真をとる論理式をとる．後の提案手法の説明に影響はないため，具体的な論理式の説明は省くが，ハード節が真をとるとき出力グラフ G' はスケジューリング問題の制約を満たす．

2.6 CATBS の問題点

CATBS は単一の周波数チャンネルを時間的に分割し，仮想的に複数のチャンネル（スロット）を得ることで隠れ端末問題によるフレームの衝突を防ぐことができる．しかし，スロットごとに通信可能な時間が定められているため，

パケットを中継する各ノードにおいて送信可能スロットを待つ時間が発生し，End-to-end の遅延が大きくなる．遅延の増大は，現在インターネット上の通信に広く使われている TCP のスループットを悪化させる．このため，遅延を抑えるためには，スロット切替の時間間隔は短い方が望ましい．しかし，CATBS ではスロット切替時に，異なるスロット間で通信の衝突が発生する可能性がある．既に述べたように，スロット切替時のフレーム衝突は RTS/CTS によりある程度抑えられるが，それでもフレームが衝突する場合があります．スロットを特に短い時間に設定する場合には，この衝突が性能に無視できない悪影響を及ぼす．

図 9 を用いて衝突の例を説明する．ノード B と D が，それぞれ A と C にフレームを送信する場合を考える．各ノードの配置と，スケジュールは図 2 と同じである．B はスロット切替時に RTS/CTS を用いるが，D は CTS の送信範囲外であるため，スロット 2 に切り替わるとすぐにフレームを送信し，B が送信したフレームと衝突する．この衝突は，スロット切替時に RTS/CTS を用いるだけでは防げない．提案手法では，スロット切替時に発生するフレーム衝突をスケジュールによって低減し，その上でスロット切替の時間間隔を短く設定することで，通信の遅延を低減する．また，スケジュールに必要なスロット数を削減することで，さらなる遅延の短縮を目指す．

3. 提案手法

3.1 提案手法の概要

従来の CSMA を用いた無線メッシュ網は，隠れ端末問題などの要因によって，十分な性能を発揮できていない．隠れ端末問題を解決するために RTS/CTS が提案されたが [3]，高速通信時には僅かな干渉でも通信に悪影響があるため，有効に動作しない [13]．

一方，CATBS では高速通信に対応できる，より現実に近い干渉モデルを導入することによって，隠れ端末問題の影響を十分に低減し，高い通信性能を見込める．しかし，前述のように，フレームを送信可能なスロットが限られるため，パケットを受信してから送信するまでに待機時間が発生し，End-to-end の遅延に大きな悪影響を与える．1 スロットあたりの時間を短くすることで遅延を改善することは可能ではあるが，スロット切替回数が多くなるため，スロット切替時の衝突回数も多くなり，フレームの再送や損失が頻発する．その影響で，遅延性能やスループットが低下してしまう．

提案手法では，隣接スロット間の隠れ端末問題を考慮したスケジューリングを行うことで，スロット切替時の衝突を低減する．その際，高速通信に対応したスケジュールを行うために，より現実に近い干渉モデルとして Double Disk Model を導入する．また，スケジューリングに必要なスロット数を削減することで，各ノードがフレーム送信

する際に待機するスロット数を減らす．その上で1スロットあたりの時間を大幅に短くし，各ノードの通信待機時間を短縮することで，通信の遅延時間を抑える．これによって，隠れ端末問題の影響を低減しつつ，遅延時間が小さい実用的な無線メッシュ網を目指す．

3.2 スロット間衝突を考慮した通信衝突パターンの定義

既存手法である CATBS では，スロット切替時に通信が衝突する場合がある．しかし，異なるスロット間の衝突関係は考慮されていないため，スロット切替時の衝突は防ぐことはできない．提案手法では，スロット切替時に衝突する関係にあるリンクペア数を最小化するスケジューリング法を提案する．このために，スロット切替時に衝突するリンクペアの関係を定義する必要がある．

衝突する関係にあるリンクペアは，用いる干渉モデルによって，いくつかの定義が可能である．リンクペアを定義する前に，干渉モデルについて説明する．無線では電波を用いて通信するが，電波は発信源から距離が離れるほど減衰する．この距離が一定の値を超えると受信が困難になり，通信が不安定になる．また，通信が困難になるほど減衰した後も，他の通信を妨害してしまう程度には強い電波が届く区間が存在する．これらは現実に則して考えると，非常に複雑である．そのため，モデル化することで単純化する．ここでは干渉モデルとして，Single Disk Model と Double Disk Model の2種類を紹介しておく [11]．図 10 を用いて説明する．ある無線端末が通信を行うとき，通信が成立する距離を A とおき，他端末の電波に干渉して相手の通信を妨害する距離を B とおく． A を通信可能距離， B を干渉距離と呼ぶ．より単純化するため，距離 A と B を等しい ($A = B$) と定義したモデルが Single Disk Model である．そして，現実に近づけて考えるため，距離 A は B より短い ($A < B$) と定義したモデルが Double Disk Model である．CATBS では Single Disk Model を用いて，隠れ端末問題の関係にあるリンクペアを定義した [10]．十分に低速な通信であれば問題はないが，提案手法では高速通信に対応したスケジューリングを行うため，より現実に近いモデルである Double Disk Model を用いる．

隣接するスロットを割り当てられた2本のリンク $e_1, e_2 \in E$ を $e_1 = (u_1, v_1, c_1)$ と $e_2 = (u_2, v_2, c_2)$ とおく．ここで c_1 と c_2 が示すスロット番号を，それぞれ $t \bmod k$ と $(t+1) \bmod k$ とする．時刻 0 から現在までスロットが切り替わった回数を t ，スロット数を k とすると， $t \bmod k$ は現在のスロットを表す．つまり， e_1 は e_2 の直前のスロットのリンクである．また，ノード $u \in V$ の干渉領域内に存在するノードの集合 N_u を新たに定義する．

このとき， e_1 と e_2 が衝突し， e_2 の通信が e_1 により妨害される条件は2つある．まず，条件 1 の例を図 11 に示す．条件 1 はデータフレーム同士が衝突する場合である． u_1 は

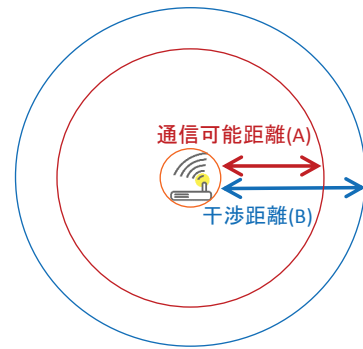


図 10 干渉モデル

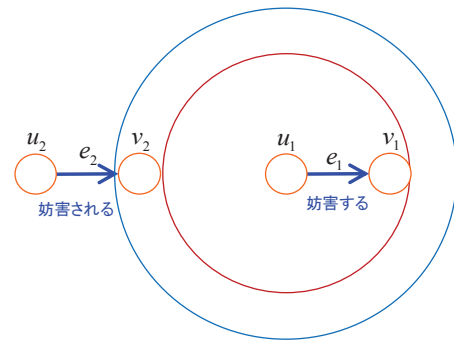


図 11 スロット切替時のフレーム衝突パターン 1

データフレームを送信する際， v_1 に RTS を送信し CTS をブロードキャストさせることで， u_1 と v_1 の通信可能領域内に存在するすべてのノードのフレーム送信を抑制する．しかし， u_2 は u_1 と v_1 の通信可能領域内にないため，待機せずにデータフレームを送信し，その結果フレームが衝突する． e_2 が e_1 によって妨害される．この条件を形式的に書くと，次のようになる．

条件 1 (データフレーム同士の衝突)

- A. $(u_1, u_2, c_1) \notin E$ であること (u_1 と u_2 が互いに通信可能距離内に存在しない)
- B. $(v_1, u_2, c_1) \notin E$ であること (v_1 と u_2 が互いに通信可能距離内に存在しない)
- C. $v_2 \in N_{u_1}$ であること (u_1 の干渉距離内に v_2 が存在する)

次に条件 2 の例を図に示す．条件 2 は e_1 の Ack と， e_2 のデータフレームの衝突する場合である．条件 1 と同様に u_1 と v_1 の通信可能領域内に存在するノードはデータフレームの送信を抑制される．しかし， u_2 が u_1 と v_1 の通信可能領域内にいないとき，送信を待機せずにデータフレームを送信し，その結果 v_1 が送信した Ack フレームと衝突する．その結果， e_2 が e_1 に妨害される．条件 2 は，形式的には次のように記述できる．

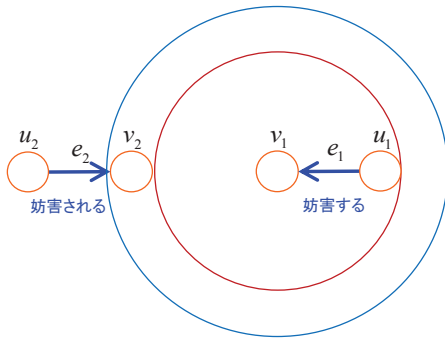


図 12 RTS/CTS により回避できる通信衝突パターン

条件 2 (データフレームと Ack フレームの衝突)

- A. $(u_1, u_2, c_1) \notin E$ であること (u_1 と u_2 が互いに通信可能距離内に存在しない)
- B. $(v_1, u_2, c_1) \notin E$ であること (v_1 と u_2 が互いに通信可能距離内に存在しない)
- C. $v_2 \in N_{v_1}$ であること (v_1 の干渉距離内に v_2 が存在する)

提案手法では、スロット内衝突リンクペア集合 S_G とスロット間衝突リンクペア集合 T_G に含まれる、リンクの組 e_1 と e_2 が上記の条件に合致する場合にのみ、 S_G と T_G から取り除く。これにより、スケジューリングによって考慮するリンクペア数を削減し、よりスロット数でのスケジューリングを実現する。

3.3 提案手法におけるスケジューリング問題

上記より、本論文で解く、スロット間衝突を考慮したスケジューリング問題が導かれる。

スロット間衝突を考慮したスケジューリング問題

- 入力：入力グラフ $G = (V, E, C)$
- 出力：出力グラフ $G' = (V, E', C)$
- 制約：
 - (1) $D_{(u,v)}^G - D_{(u,v)}^{G'} \leq k, (u, v) \in V$
 - (2) G' 上で、ノード $u(u \in V)$ に割り当てられるスロット $c(c \in C)$ が一つであること
 - (3) G' のスロット内衝突度 $|S_G'| = 0$
- 目的関数： G' のスロット間の衝突度 $|T_G'|$ の最小化

4. 評価

4.1 方法

提案手法の有効性を、シミュレーションにより評価した。ネットワークシミュレータ Scenargie ver.2.0[14] を用いた。図 13 に示すように、 10×10 の格子トポロジにおいて、縦横に 32 本の CBR (Constant Bit Rate) 通信を発生

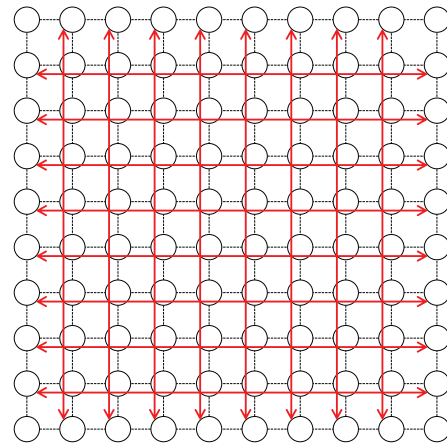


図 13 シミュレーショントポロジ

させる。縦横のノード間の距離は xxx[m] とする。通信規格として IEEE802.11g を用い、リンク通信速度は 24Mbps (16QAM)、送信電波強度は 20dBm とする。パケットサイズは 1500[Bytes] とし、送信レートは 1-10[Mbps] の間で変動させた。スロット化 CSMA のスロット長は 5[ms] と 2[ms] を試した。

スケジューリングは、最短路のみを用いる $k = 0$ の設定で、部分 MAX-SAT ソルバである QMAX-SAT[9] を用いて 12 時間計算したものをを用いた。シミュレーション時間は 540 秒とし、スループットと伝送遅延を計測した。

4.2 結果

図 14 に、シミュレーションにおけるスループット性能の比較を示す。スロット長が 5[msec] である場合には提案手法も従来手法 (CATBS) もほぼ同等のスループット性能を示しているが、スロット長が 2[msec] になると、従来手法の性能は提案手法よりも大きく低下している。これは、スロット長が短くなることでスロット間干渉の影響が大きくなり、従来手法の性能が大きく低下したことを示している。一方で、提案手法ではスロット間干渉を考慮したスケジューリングにより、スロット間干渉を低減し、スループット性能の低下を抑えていることがわかる。

図 16 は、パケットの配送遅延を示す。ネットワークが飽和し、送信キューによる遅延の増大が観測される送信レートは、スロット長が 2[msec] と 5[msec] いずれの場合にもほぼ同等であり、負荷耐性はほぼ同等であることがわかる。図??は、飽和前のトラフィックの配送遅延を見るために、送信レート 6[Mbps] までの部分を拡大して示したものである。スロット長が 5[msec] から 2[msec] に短縮されると、これにほぼ比例するように End-to-end の伝送遅延も低減している。提案手法においては、通信負荷が上がると少し遅延が増大するものの、飽和点に至るまではほぼこの傾向が続くことがわかる。

以上より、提案手法は、スロット短縮時のスロット間干

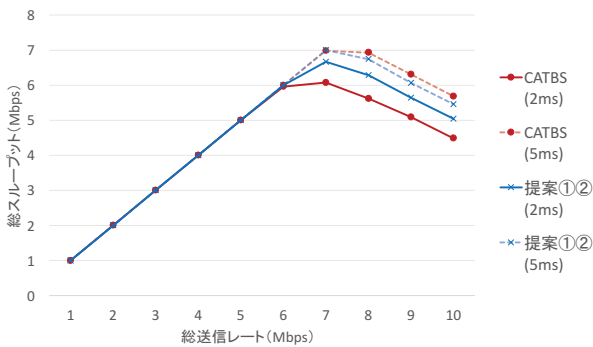


図 14 スループット

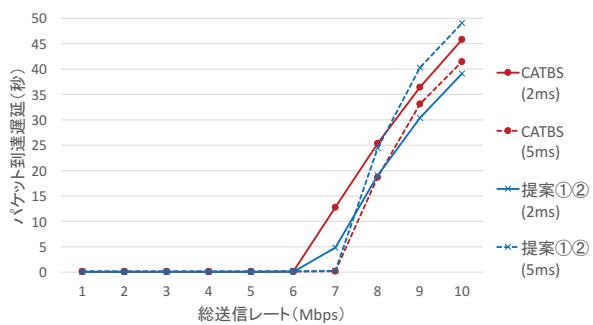


図 15 配送遅延

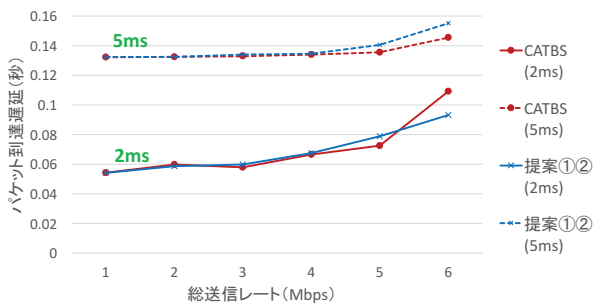


図 16 配送遅延 (拡大)

渉による通信性能の低減を抑えながらも、配送遅延を抑えることに成功していることが明らかになった。

5. おわりに

本研究では、高い通信性能を持つ無線メッシュ網を実現するために我々のグループで提案しているスロット化 CSMA を用いた通信方式 CATBS において、通信性能を維持したまま、End-to-end のパケット伝送遅延を低減する手法を提案した。本研究では、スロット長をできるだけ短くすることで遅延性能の向上を試みた。スロット長を短くすることで、スロット切替時のフレーム衝突による性能低下が大きくなるが、この影響を低減するため、スロット間衝突を考慮した新たなスケジューリング法を提案し、その効果を検証した。シミュレーション実験の結果、提案手法は通信性能を維持したまま、パケットの End-to-end 伝送遅延を大幅に低減できることを示した。

謝辞

本研究は JSPS 科研費 16K12422 の助成を受けたものである。ここに示して謝意を表す。

参考文献

- [1] IEEE802.11 Wireless local Area Networks, <http://www.ieee802.org/11/> (referred in Feb 2017).
- [2] Akyildiz, I. and Wang, X.: Wireless Mesh Networks, John Wiley & Sons, Ltd., Publication, 2009.
- [3] B. Bharghavan et al., "MACAW: A Media Access Protocol for Wireless LANs," In Proc. ACM SIGCOMM '94, 1994.
- [4] IEEE802.15.4b standard, Wireless Medium Access Control and Physical Layer Specification for Low Rate Wireless Personal Area Networks, 2006.
- [5] W.L. Lee, A. Datta, R. Cardell-Oliver, "FlexiTP: A Flexible-Schedule-Based TDMA Protocol for Fault-Tolerant and Energy-Efficient Wireless Sensor Networks," IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, Vol.19, Issue.6, 2008.
- [6] D. Yang, Y. Xu, and M. Gidlund, "Wireless Coexistence between IEEE 802.11- and IEEE 802.15.4-Based Networks: A Survey," International Journal of Distributed Sensor Networks, 2011.
- [7] I. Rhee, A. Warrier, M. Aia, J. Min, and M. L. Sichitiu, "Z-MAC: A hybrid MAC for wireless sensor networks," IEEE/ACM Trans. Netw., vol. 16, no. 3, pp. 511-524, 2008.
- [8] Q. Liu, Y. Chang, X. Jia, Real-Time Data Aggregation for Contention-Based Sensor Networks in Cyber-Physical Systems, In Proc. 7th International Conference, WASA2012, 2012.
- [9] M. Koshimura, T. Zhang, H. Fujita, R. Hasegawa, "QMaxSAT: A Partial Max-SAT Solver," Journal on Satisfiability, Boolean Modeling and Computation, Vol.8, pp.95100, 2012.
- [10] Takuya Yoshihiro and Taiki Nishimae, "Practical Fast Scheduling and Routing over Slotted CSMA for Wireless Mesh Networks," In Proc. of IEEE/ACM International Symposium on Quality of Service (IWQoS2016), 2016.
- [11] P.Gupta and P.Kumar, "The capacity of wireless networks," Information Theory, IEEE Transactions on, vol. 46, no. 2, pp.388-404, Mar, 2000.
- [12] 岩間一雄, "アルゴリズム理論入門," ISBN-4-7856-3125-2, 昭晃堂, 2001.
- [13] Xu, K. et al.: Effective of RTS/CTS Handshake in IEEE802.11 Based Ad Hoc Networks, Ad Hoc Networks, Vol.1, No.1, pp.107-123, 2003.
- [14] Network Simulator Scenargie, Space Time Engineering, available from <https://www.spacetime-eng.com/jp/> (referred in Jan 2017).