

# CATBSにおけるビーコン観測に基づいた 高速通信対応スケジューリング法

森 康弘<sup>1</sup> 吉廣 卓哉<sup>2</sup>

**概要:** 本研究では, スロット化 CSMA に基づいた無線メッシュ網の通信方式である CATBS のスケジューリング手法を拡張し, 自律分散環境で高速通信を行う環境に対応した手法を提案する. CATBS は, MAC プロトコルとしてスロット化 CSMA を用い, 各リンクの通信をスロットに割り当てるスケジューリングを併用することで, 隠れ端末問題が発生しない高信頼無線メッシュ網を実現する. しかし, 従来の CATBS ではスケジューリングに用いる干渉モデルとして Single Disk Model を用いるため, 特に高速通信時にはフレームの衝突可能性を適切に把握できず, 通信性能が上がらない問題がある. そこで本研究では, 干渉モデルとして通信可能距離の他に干渉距離を定める Double Disk Model を導入することで, 高速通信時にも衝突をより正確に把握し, より効率の高いスケジューリングを行う. また, 自律分散環境で経路制御プロトコルと併用して動作させるために, 各ノードで収集できる情報を入力に用いるスケジューリング法を提案する. 具体的には, 各ノードが周囲のビーコンを観測することにより, 各ノードの干渉距離を推定し, これに基づいたスケジューリング計算法を提案する

## 1. はじめに

近年 IEEE802.11 [1] をはじめとする無線 LAN インターフェースを搭載した端末が多く普及している. また, この無線 LAN 技術を応用し, 複数の端末を無線通信により相互接続することで, 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に行われている [2]. 無線メッシュ網のメリットとして, 端末間は無線でやりとりを行うため, 設置・撤去の容易さや管理・運用のコストの低さがあげられる. 無線メッシュ網の研究では, MAC プロトコルとして CSMA/CA を用いる場合が多い. しかし, MAC プロトコルとして CSMA/CA を用いた場合, 隠れ端末問題の影響により通信性能は大幅に低下してしまう. 隠れ端末問題の影響を低減させるための手法として RTS/CTS [3] が挙げられるが, RTS フレームの衝突などにより依然としてスループットは高水準に達していない [4][5].

隠れ端末問題の影響を低減させる手法として, CATBS が提案されている [6]. CATBS は, スロット化 CSMA とスケジューリング法を組み合わせた, 隠れ端末問題のない無線メッシュ網の通信方式である. 動作としては, まず, 単一の周波数チャンネルを時分割し, 仮想的なチャンネル

を複数作成する. その後, 現実世界のネットワークをグラフとしてモデル化し, そのモデル上で隠れ端末問題が発生しないように通信リンクに仮想チャンネルを割り当てることで, 隠れ端末問題を防いでいる. リンクに仮想チャンネルを割り当てる際, 隠れ端末問題の関係にあるリンクを, Single Disk Model [7] を用いて定義している. Single Disk Model では, 通信が成功する距離のことを通信可能距離と定義しており, 通信可能距離を超えた電波による影響はないものとしている.

しかし, 実際の無線通信の電波干渉とは, 受信した電波の電波強度に対して, 一定以上の電波強度のノイズを受信したときに発生するものであり, 通信可能距離を超えても, 他の通信に影響を与える. また, 無線通信では高速通信時にノイズの影響を強く受けるという特徴がある. そのため, 高速通信時には, 通信可能距離が短くなり, 通信可能距離と他の通信に影響を与える距離の間に大きな誤差が生じる. その誤差により, CATBS では, 高速通信時の電波干渉を防げないという問題が残されている.

本研究では, CATBS を拡張し, 高速通信時の電波干渉を低減するスケジューリング法を提案する. そのために, より現実に近い干渉モデルとして, Double Disk Model を使用する. Double Disk Model では, 通信可能距離の他に, 他の通信に影響を与える距離として, 干渉距離が定義されている. 本研究では, この干渉距離を考慮したスケジュー

<sup>1</sup> 和歌山大学大学院システム工学研究科  
和歌山県栄谷 930 番地

<sup>2</sup> 和歌山大学システム工学部  
和歌山県栄谷 930 番地

リングを行うことで、高速通信時の電波干渉を低減させる。

また、CATBS を自律分散環境で動作させることを想定し、各ノードが自律的に収集できる情報として、IEEE802.11 のビーコンの受信状況を用いて干渉距離を決定し、スケジューリング計算を行った。これにより、本手法が効率的に動作すれば、将来的には経路制御プロトコルに組み込み、自律分散ネットワークとして動作させることが可能となる。

## 2. CATBS

### 2.1 概要

CATBS は、スロット化 CSMA とスケジューリング法を組み合わせた、隠れ端末問題のない無線メッシュ網の通信方式である。また、CATBS で用いているスロット化 CSMA は、従来のものと異なる、CATBS 独自の MAC プロトコルである。まず、単一の周波数を時分割し、複数の仮想チャンネルを作成する。そして、作成された仮想チャンネル一つ一つの内部で CSMA を動作させる。スケジューリング法では、作成した仮想チャンネルを、隠れ端末問題が発生しないように割り当てる。隣接するノード間は CSMA により衝突を回避できるので、CSMA を考慮したスケジューリングを行う。そのために、隠れ端末問題による電波干渉を考慮した干渉モデルを使用し、隠れ端末問題が最小化する最適化問題として定式化する。定式化した問題は NP 困難であるために、部分 MAX-SAT に帰着させることで高速に解を得る。

### 2.2 MAC プロトコル

CATBS で用いられている MAC プロトコルはスロット化 CSMA をベースにした、独自の MAC プロトコルである。スロット化 CSMA とは、周波数チャンネルを一定時間ごとに分割し、TDMA と CSMA を併用して通信を行う方式である。スロット化 CSMA を無線メッシュ網のような高速通信を必要とする通信方式に利用するには、TDMA 区間のために高精度なタイミング同期が必要となる。しかし、無線メッシュ網は、正確なタイミング同期を行うことが難しいため、TDMA 区間で不具合が生じる。そこで、CATBS では、スロット化 CSMA をベースにした MAC プロトコルを独自に提案し、利用している。

CATBS で用いられている MAC プロトコルでは、まず、単一の周波数チャンネルを時分割し、仮想的なチャンネルを複数生成する。作成された仮想チャンネル一つ一つをスロットと呼ぶ。そして、作成したスロットの内部で CSMA を動作させる。CSMA を動作させるために、1 スロットあたりの時間は TDMA と比べ、比較的大きく取る必要がある。各スロットはスロットを識別する番号が与えられ、 $1, 2, \dots, k, 1, 2, \dots$  のように順に切り替えられ繰り返される。例を図 1 に示す。図 1 では、 $k$  個のスロットに時分割されている。隠れ端末問題の関係にある 2 つのリンクは、それぞ

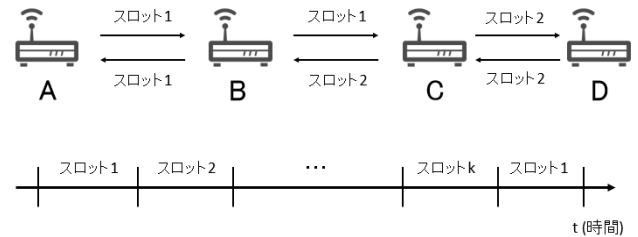


図 1: 時分割による仮想多チャンネル化

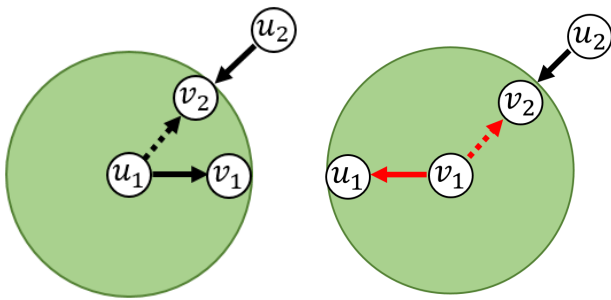
れ別のスロットでデータ送信を行うため、隠れ端末問題は発生しない。また、時刻同期の誤差によるフレームの衝突を避けるために、RTS/CTS を利用している。データフレームを送信する際に、送信終了までに割り当てられたスロットの時間を超えると判断したときに、RTS を送信する。RTS を受信したノードは、隣接するノードへと CTS を送信する。CTS を受信したノードは、割り当てられたスロットの時間になっても、データフレームを送信することなく、NAV 期間だけ送信を待機する。NAV 期間が終了すると、データフレームの送信を開始する。

### 2.3 スケジューリング問題の定義

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。ネットワークを有向グラフ  $G = (V, E, C)$  で表す。 $V$  はノード集合、 $E$  はリンク集合、 $C$  はチャンネル集合を表す。ノード  $u \in V$  から  $v \in V$  まで、チャンネル  $c$  を用いて通信するリンクを  $e = (u, v, c)$  と定義する。2 本のリンク  $e_1 = (u_1, v_1, c_1)$  と  $e_2 = (u_2, v_2, c_2)$  があるとき、隠れ端末問題の条件を満たしていれば、 $e_1$  が  $e_2$  を妨害すると呼び、このような 2 本のリンクを干渉リンクペアと呼ぶ。グラフ  $G$  上でのノード  $u$  から  $v$  への最短経路長を  $D_{(u,v)}^G$  と定義する。隠れ端末の関係にあるリンクペアの集合を  $S_G$  とし、 $|S_G|$  をグラフ  $G$  上の衝突度と呼ぶ。グラフ  $G$  を利用し、 $G$  上のリンクの使用を制限することで、 $S_G$  に含まれるリンクペアの数を最小化し、隠れ端末問題のないグラフ  $G'$  を出力する。

### 2.4 干渉モデル

CATBS では、電波干渉が発生する状況を単純化するために、干渉モデルとして Single Disk Model を使用している。Single Disk Model では、ノードが通信を行うとき、通信が成功する距離を  $r$  とし、 $r$  を通信可能距離と呼ぶ。また、 $r$  を半径として円を描いた内部を通信可能領域と呼ぶ。Single Disk Model 上において、通信可能距離よりも遠方には電波の影響は存在しないものとする。



(a) データ通信が妨害する場合 (b) Ack が妨害する場合

図 2: 干渉リンクペアの条件

## 2.5 Single Disk Model を用いたリンクの妨害関係のモデル化

リンクの妨害関係は、データフレームが通信を妨害するパターンと Ack フレームによる妨害の 2 つのパターンで定義されている。図を用いて例を示す。図 2(a) では、 $u_1$  から  $v_1$  へのデータフレームが  $u_2$  から  $v_2$  への通信を妨害している。図 2(b) では、 $v_1$  から送信された Ack フレームが  $u_2$  から  $v_2$  への通信を妨害している。2 つのパターンを形式的に定義すると、下記のように表すことができる。

(1) データ通信によって妨害される場合

- (a)  $c_1 = c_2$
- (b)  $(u_1, u_2, c_1) \notin E$
- (c)  $(u_1, v_2, c_1) \in E$

(2) Ack によって妨害される場合

- (a)  $c_1 = c_2$
- (b)  $(u_1, u_2, c_1) \notin E$
- (c)  $(v_1, v_2, c_1) \in E$

グラフ  $G$  上で、上記の 2 パターンにあてはまるリンクペアを求め、それらが同時に通信を行わないように、リンクの使用を制限する。このようにして、隠れ端末問題のないグラフ  $G'$  を出力する。

スケジューリングを行う際に、チャンネル数が増え、各ノードが送信するタイミングが少なくなることにより、遅延が発生することが考えられる。遅延の増大を防ぐため、できるだけチャンネル数が少なくなるようなスケジューリングを目指す。そのため、必ずしも最短路の使用を保障せず、一定の通信路の増加を許す。定式化する際に、最短経路長の増加を  $k$  以内にするという制約を設けることにより、経路長の増加を考慮した最適化問題とする。目的関数として、リンク制限後のグラフ  $G'$  上の衝突度  $|S_{G'}|$  を最小化することで、隠れ端末の関係にあるリンクペアの数を最小化している。この最適化問題を解くことで、隠れ端末問題のないスケジューリングを実現する。定式化した問題を形式的に表すと、以下ようになる。

- 入力：有向グラフ  $G = (V, E, C)$ , 干渉リンクペア  $S_G$
- 出力： $G$  の部分グラフ  $G' = (V, E', C), (E' \subset E)$

- 制約： $G'$  の最短経路長の増加が最大  $k$  かつ、一つのノードに割り当てられるチャンネルが一つであること
- 目的関数： $G'$  の衝突度  $|S_{G'}|$  の最小化

## 2.6 スケジューリング問題の解法

スケジューリング問題は NP 困難であることが文献により証明されている。そのため、最適解を求めるためには膨大な時間が必要となる。そこで、CATBS では近似的な解を高速に見つけるために、スケジューリング問題を部分 MAX-SAT に帰着して解くことで、効率よく近似解を求めている。部分 MAX-SAT とは伝統的な 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、CATBS ではそれらを用いた高速計算を行っている。本節では、部分 MAX-SAT の説明をする。

論理変数  $x_1, x_2, \dots, x_n$  は、真 (1) または偽 (0) の値をとる論理変数である。また、 $\bar{x}_1$  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 ( $\vee$ ) でつないだ論理式 (例： $(x_1 \vee x_2)$ ) を節、節を AND 演算子 ( $\wedge$ ) でつないだ論理式を和積形の論理式 (例： $(x_1 \vee x_2) \wedge (\bar{x}_1 \vee x_3)$ ) と呼ぶ。この和積形論理式  $f = (x_1, x_2, \dots, x_n)$  が真 (1) を取るような、それぞれの論理変数  $x_1, x_2, \dots, x_n$  への真または偽の割り当てが存在するかを出力する問題を SAT (SATisfiability Problem: 充足性問題) と呼ぶ。また、節が真をとる数を最大にする問題を MAX-SAT (最大充足性問題) と呼ぶ。さらに、和積形論理式  $f = (x_1, x_2, \dots, x_n) = g_1(x_1, x_2, \dots, x_n) \vee g_2(x_1, x_2, \dots, x_n)$  に対して、 $g_1$  に含まれる節 (ハード節と呼ぶ) をすべて充足し、 $g_2$  に含まれる節 (ソフト節と呼ぶ) を、できる限り多く充足する、各論理変数への真または偽の割り当てを求める問題を部分 MAX-SAT と呼ぶ。形式的には以下のように表される。

### • 部分 MAX-SAT

- 入力：和積形の論理式  $f = (x_1, x_2, \dots, x_n)$
- 出力：論理変数への真 (1) または偽 (0) の割り当て
- 制約：ハード節内の節が最も多く 1 をとる各論理変数への割り当て
- 最適化条件：1 となる節の数の最大化

この部分 MAX-SAT に、3.4 節で説明したスケジューリング問題を帰着させる。前述のとおり、部分 MAX-SAT はハード節とソフト節に分けられる。CATBS では、スケジューリング問題の制約である経路長の増加をこのハード節で、目的関数である衝突度の最小化をソフト節で行っている。有向グラフ  $G = (V, E, C)$  があるとき、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、 $G'$  上に存在する場合には真を、存在しない場合には偽をとる論理変数である。この論理変数  $l_{u,v,c}$  を用いて、出力であるグラフ  $G'$  上の任意の 2 ノード間で、最短経路長の増加  $k$  以内、かつ一つのノードが使用可能

なチャンネルが一つであるときに真である論理式を定義する。この論理式がハード節であり、ハード節が真であるときに、グラフ  $G'$  は最適化問題の制約を満たす。次に、ソフト節では、隠れ端末問題の関係にあるリンクペアの集合  $S'_G$  に含まれるすべてのリンクペアに対して論理式  $(\bar{l}_1 \vee \bar{l}_2)$  をとり、AND 演算子でつなぐ。  $(\bar{l}_1 \vee \bar{l}_2)$  は、グラフ  $G'$  上で隠れ端末問題の関係にあるリンクペアが共に制限されていなければ偽をとる。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。そして、ソフト節が出来る限り多く真を取る論理変数の割り当てを行うことで、衝突度が最も小さいグラフ  $G'$  が出力される。

## 2.7 問題点

CATBS は、リンクの妨害関係を、Single Disk Model を用いてモデル化し、隠れ端末問題が発生する状況を単純化している。しかし、無線通信では、高速通信時にノイズへの耐性が低くなることにより、通信可能距離が短くなる。また、ノイズへの耐性が低くなることにより、弱いノイズでも衝突が発生してしまう。つまり、通信が可能となる距離と、他の通信を妨害する距離に差異が生じる。その結果、Single Disk Model では防ぐことのできない隠れ端末問題が多発するという問題が残っている。

## 3. ビーコン観測に基づいたスケジューリング法

### 3.1 概要

本研究では CATBS のスケジューリング法を拡張して、高速通信時に発生する電波干渉を低減するスケジューリング法を提案する。そのために、より現実的な干渉モデルとして Double Disk Model を使用する。Double Disk Model を用いて通信可能距離と干渉距離を定義することで、より現実に近いモデル化を行うことができる。動作としては、まず、Double Disk Model に基づいて、リンクの妨害関係を定義し、その定義に基づいて干渉リンクペアを求める。求めた干渉リンクペアから、スケジューリングを行う。また、提案手法を将来的に自律分散環境に適用させることを見据えて、Double Disk Model の干渉距離を、ビーコンの受信状況に基づいて決定する手法を提案する。

### 3.2 提案法の構想

提案法では、最終的に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。スケジューリング計算には、事前にネットワークポロジの情報が必要であるため、経路制御プロトコルを用いた分散制御を行うためには、OLSR などの経路制御プロトコルを用いる。経路制御プロトコルを用いた自律分散型のスケジューリングを実現するには、Double Disk Model における干渉領域内に存在

するノードを、各ノードがそれぞれ把握する必要がある。しかし、干渉距離は通信可能距離よりも大きいため、隣接ノードを把握するための制御メッセージなどでは把握することができない。また、プロアクティブ型の経路制御プロトコルでは、把握できるのはネットワークポロジだけであり、2 ホップ以上先のノードの位置関係が把握できないため、距離は不明である。

そこで、各ノードが集めることのできる情報で、かつ、通信可能距離よりも広範囲を網羅するために、データ通信よりも低速に送信されているビーコンを利用する。OLSR などのプロアクティブ型の経路制御プロトコルでは、一定の間隔でそれぞれのノードがビーコンを送信しあっている。ビーコンの通信速度は、データ通信の通信速度に関わらず常に低速で通信しているため、ビーコンを観測することで、通信可能領域よりも広範囲を網羅することが可能である。

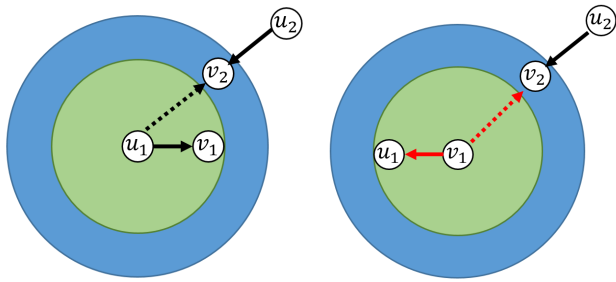
経路制御プロトコルを用いて分散制御を行うには、スケジューリングの計算時間が短く、低性能な端末でもスケジューリングが実行可能である必要がある。本研究で行っている部分 MAX-SAT に帰着させるスケジューリング計算は計算量が大きく、経路制御プロトコルとして実装するには適していない。そのため、現段階では自律分散環境で運用することは不可能である。しかし、将来的に自律分散環境への適用を見据えて、本手法を提案する。

### 3.3 提案手法の動作

提案手法を自律分散的に動作させるためには、スケジューリングに必要な情報をそれぞれのノードが収集しなければならない。スケジューリングの入力は、ネットワークポロジと干渉リンクペアの2つである。ネットワークポロジは、OLSR のようなプロアクティブ型のルーティングプロトコルを用いることで収集可能である。そのため、干渉リンクペアの収集方法のみ記述する。各ノードは、隣接ノードと干渉領域内のノードを把握しているものとする。まず、自身が送信ノードとなる1本のリンクを決定する。決定したリンクと干渉リンクペアの関係にあるリンクを定義に基づいて決定する。この動作を、自身が送信ノードとなる全てのリンクに対して行う。以上の動作を各ノードが行い、それぞれ得た干渉リンクペアの情報を共有することで、各ノードは全ての干渉リンクペアを収集することができる。その後、各ノードは収集した干渉リンクペアをもとにスケジューリング計算を行い、得られたスケジューリングに従って、Dijkstra の最短経路計算アルゴリズムにより経路表を作成することで、自律分散型の通信方式を実現する。

### 3.4 Double Disk Model を用いたリンクの妨害関係のモデル化

提案手法では、高速通信時の電波干渉を考慮する干渉モデルとして、Double Disk Model を用いる。ここで、Double



(a) データ通信が妨害する場合 (b) Ack が妨害する場合

図 3: 干渉リンクペアの条件

Disk Model の説明をする. あるノードが通信を行うとき, 通信が成功する距離を  $r$ , 他ノードの電波に干渉して通信を妨害する距離を  $r'$  とする.  $r$  を通信可能距離,  $r'$  を干渉距離と呼ぶ. また,  $r$  を半径とした円の内部を通信可能領域,  $r'$  を半径とした円の内部を干渉領域と呼ぶ. 高速通信時には, 復元できないほど減衰した電波であっても他ノードに影響を与えるので,  $r < r'$  と定義する. 以上を定義したモデルが Double Disk Model である.

スケジューリング問題を定式化するために, 各要素の定義を行う. CATBS と同様に, ネットワークを有向グラフ  $G = (V, E, C)$  で表す. 2本のリンクを  $e_1 = (u_1, v_1, c_1)$  と  $e_2 = (u_2, v_2, c_2)$  と定義し, 隠れ端末の関係にあるとき,  $e_1$  が  $e_2$  を妨害すると呼ぶ. また,  $u_1$  の干渉領域内に存在するノード集合を  $N_{u_1}$  と定義する.

妨害関係にあるパターンは, CATBS と同様に, データフレームが妨害する可能性と, Ack フレームによって妨害される可能性の2つのパターンが考えられる. 図3に例を示す. 図3(a)の場合は,  $u_1$  から  $v_1$  へのデータフレームが  $u_2$  から  $v_2$  への通信を妨害している. 図3(b)の場合は,  $v_1$  から  $u_1$  への Ack フレームが  $u_2$  から  $v_2$  への通信を妨害している. このような妨害関係にあるリンクペアを形式的に表すと, 以下のようになる.

(1) データ通信によって妨害される場合

- (a)  $c_1 = c_2$
- (b)  $u_2 \notin N_{u_1}$
- (c)  $v_2 \in N_{u_1}$

(2) Ack によって妨害される場合

- (a)  $c_1 = c_2$
- (b)  $u_2 \notin N_{u_1}$
- (c)  $v_2 \in N_{v_1}$

### 3.5 ビーコン観測に基づいた干渉領域内のノードの把握

Double Disk Model を干渉モデルとして使用する場合, 干渉距離を決定する必要がある. 干渉距離は, 通信可能距離よりも広範囲を網羅する必要があるため, データ通信よりも低速に送信されるビーコンに着目し, これを利用することを考えた. ビーコンは各ノードが決められたタイミン

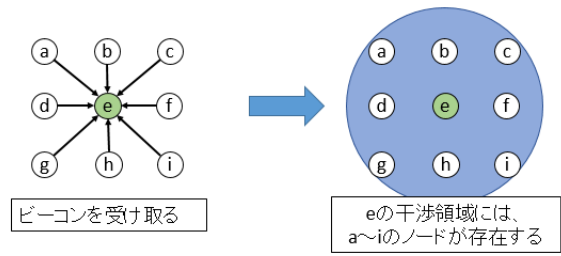


図 4: ビーコン観測による干渉領域内のノードの把握

グで送信している. また, 自身の情報を広範囲に拡散することを目的としているので, データ通信の速度に関わらず, 常に低速で送信している. そのため, ビーコンが受信できる距離を干渉距離とすれば, 通信可能距離よりも広範囲を網羅し, それぞれのノードの情報を得ることができる.

具体的に, 干渉領域内のノードの情報を把握する方法について説明する. 各ノードは, 常に決められたタイミングでビーコンを送信する. 各ノードは, ビーコン情報を受け取ると, その情報を保持しておく. 受信したビーコン情報を基に, 自身の干渉領域内に存在するノードを把握する. 図4を用いて説明する. 図4において, ノード  $e$  は,  $a \sim i$  のビーコンを受け取っている. このとき, ノード  $e$  は, 自身の干渉領域内に  $a \sim i$  のノードが存在すると判断する. この動作を各ノードがそれぞれ行うことで, 各ノードは自身の干渉領域  $t$  内にどのノードが存在するかを把握することが出来る.

## 4. 評価

### 4.1 評価方法

本研究では, 自律分散環境で高速通信を行う場合に適用できるスケジューリング手法を提案した. しかし, 部分 MAX-SAT によるスケジュール計算は, 計算量が大きく, 自律分散環境に適用することができない. そのため, 可能な限り自律分散環境に近づけるために, 事前シミュレーションを行い, ビーコンの受信状況に応じて干渉距離を, ルーティングプロトコルの制御メッセージにより通信可能距離を決定した. その後, これらの結果に基づいてトポロジを作成し, 部分 MAX-SAT の入力式を作成した. 部分 MAX-SAT の計算においては, 越村氏が作成した部分 MAX-SAT ソルバである, qmaxsat[8] を使用した. 評価においては, 事前シミュレーションによる各距離の決定により, 実際に無線メッシュ網上で効率的な通信が可能なスケジューリング計算ができていないかを評価する. 具体的には, スケジュール法自体の評価を行い, その後, 計算したスケジュールに基づいてシミュレーション評価を行う.

スケジューリング法の性能評価においては, 衝突度が0になるスケジュール計算を行うために必要なスロット数を評価する. 提案手法では, 干渉モデルとして Double Disk

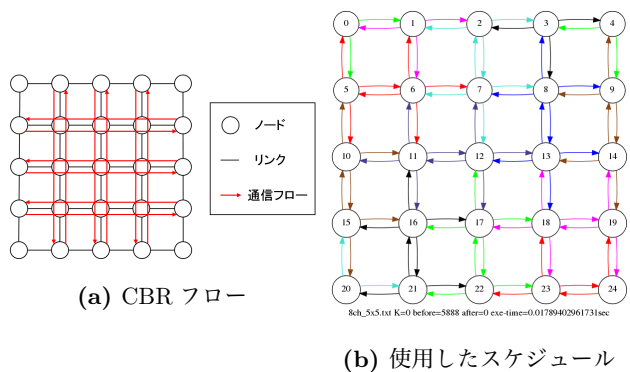


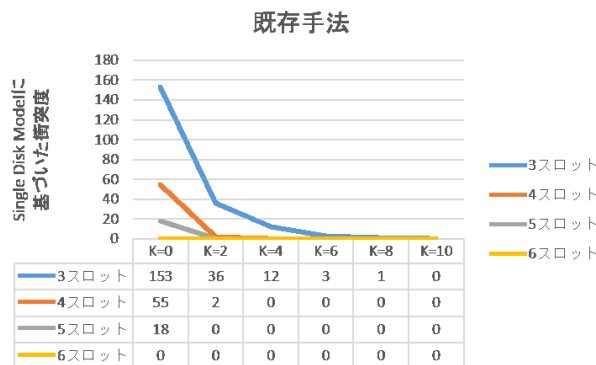
図 5: 実験シナリオ

Model を用いている。そのため、CATBS と比べて必要となるスロット数が増えることが考えられる。評価では、CATBS と比べてどの程度のスロット数が必要となるのかを明らかにする。

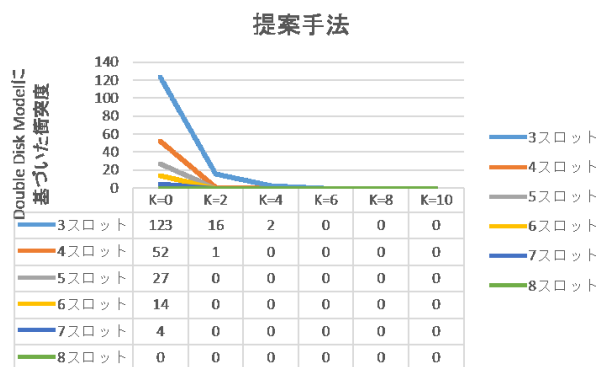
シミュレーション評価においては、提案スケジューリング法が高速通信時にフレーム衝突の少ない効率的な通信を可能にしているかを明らかにする。シミュレーション評価を行うにあたって、無線メッシュ網を表した  $5 \times 5$  のグリッドトポロジを用いた。各ノードは縦横の隣接ノードに直接通信可能である。通信速度は IEEE802.11g において高速通信である 36[Mbps], 48[Mbps] で行なった。各ノード間の距離は、試行錯誤の結果、370[m] とした。この状況なら、どちらの通信速度においても、通信可能距離に縦横のノード、干渉距離に斜め 45 度のノードまで入る。以上の状況を元に、図 5(a) に示すように通信フローを発生させた。図 5(a) は、縦横に 12 本の CBR フローを発生させている。使用したスケジュールは図 5(b) である。パケットサイズは 1500[Byte], 送信電力は 20[dbm] である。通信が安定した開始 60 秒後から計測を開始した。評価のために計測した値は、パケット到達率、総スループット、到達遅延を計測した。

#### 4.2 スケジューリング評価

図 6 に提案スケジューリング法を評価トポロジに適用した場合の、衝突度を 0 にするために必要なスロット数と  $k$  の関係を示す。図 6(a) に示すように、既存手法は、3 スロットの場合、 $k$  が 10 以上でないと衝突度が 0 にならない。しかし、図 6(b) に示すように、提案手法の場合は、3 スロットでも  $k = 6$  に抑えられている。これは、干渉領域内をキャリアセンスによる送信待機を可能にすることで、CATBS よりも広範囲を同チャンネルで通信が可能であるからだと考えられる。しかし、ネットワークをさらに広大にすると、干渉領域外のノードが増えるため、 $k$  の値は CATBS と同程度になると考えられる。 $k = 0$  のときに衝突度を 0 にするためには、提案手法では 8 スロット必要としている。これは、提案手法では、干渉距離を考慮す



(a) Single Disk Model に基づいた衝突度



(b) Double Disk Model に基づいた衝突度

図 6: スケジューリング結果

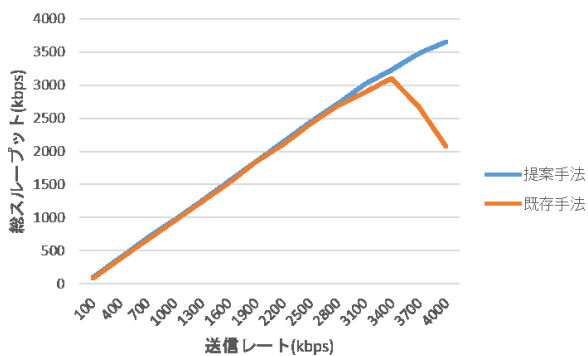
ることで、より広範囲のノードまで妨害する。そのため、CATBS では衝突が起こらないものとして同スロットで通信できたリンクが、提案手法では別スロットで通信しなければならない。その結果、必要なスロット数が増え、8 スロット必要になったと考えられる。

以上の結果により、提案手法では、衝突度を  $k = 0$  に限定する場合はわずかにスロット数が増えるが、 $k = 0$  に限定しない場合には既存手法と変わらないスロット数で衝突度を 0 にできた。高速通信時には、通信可能距離が短くなる一方、1つのリンクに対して衝突するリンクが増えるが、そのような環境下においても、衝突度が悪化することなくスケジューリングできていることが確認できた。このことから、提案手法では、高速通信時においても、隠れ末端問題の影響を抑えたスケジューリングができたと考えられる。

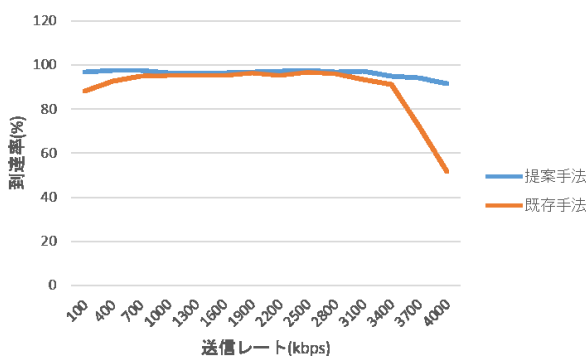
#### 4.3 シミュレーション評価

図 7 と図 8 にデータレート 100[kbps] から 4000[kbps] までの総スループット、パケット到達率、到達遅延を示す。

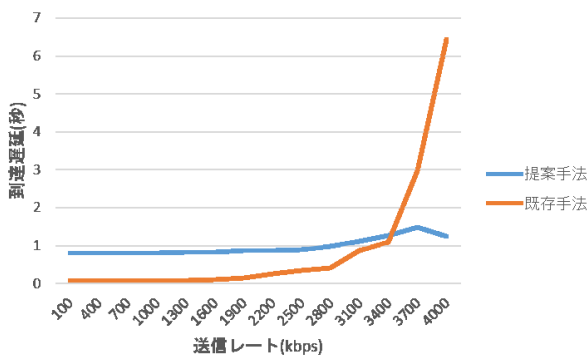
スループット性能を比較すると、36[Mbps], 48[Mbps] のどちらの場合においても、提案手法の方が高スループットを維持している。また、48[Mbps] の場合においては、送信レートが大きくなるにつれて差が開いていき、送信レートが 4000[kbps] のときは、およそ 1.5 倍ほどの開きが生じて



(a) 36Mbps スループット

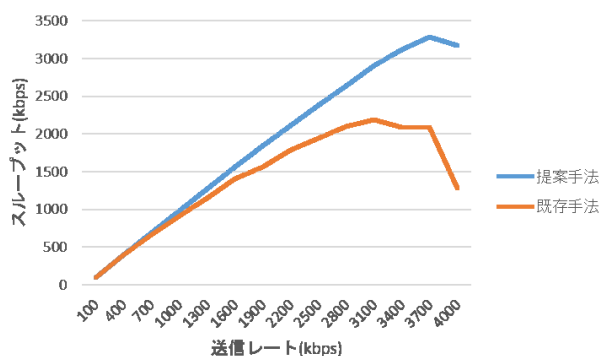


(b) 36Mbps パケット到達率

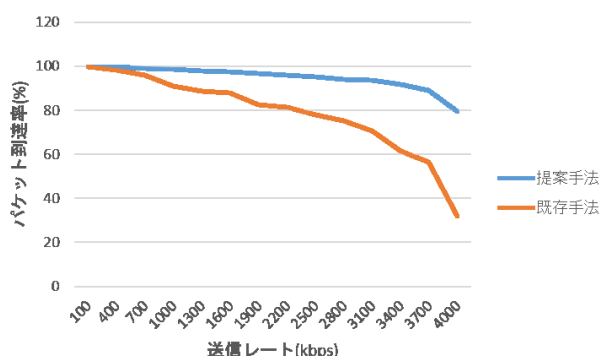


(c) 36Mbps 到達遅延

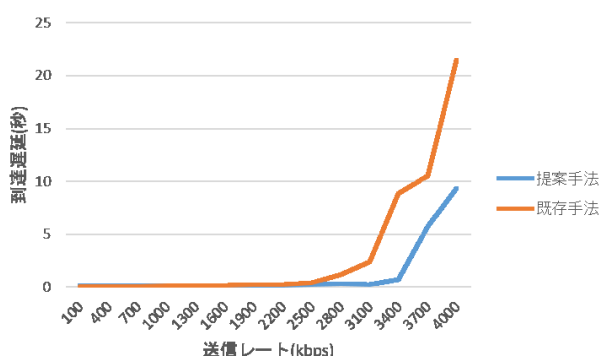
図 7: 36Mbps シミュレーション結果



(a) 48Mbps スループット



(b) 48Mbps パケット到達率



(c) 48Mbps 到達遅延

図 8: 48Mbps シミュレーション結果

おり、提案手法により高速通信時の通信性能が向上していることがわかる。

パケット到達率は、提案手法では、36[Mbps] の場合は 90% 以上、48[Mbps] の場合においても、概ね 80% 以上のパケット到達率を達成している。しかし、既存手法では、48[Mbps] の場合、早期から少しずつ到達率が減少している。36[Mbps] の場合においても、送信レート 3400[kbps] あたりで許容帯域に達し、到達率が減少している。48[Mbps] の場合においては、送信レート 4000[kbps] のときに、およそ 2 倍ほどの差が生じている。このことから、提案手法は高速通信時の電波干渉を低減させており、フレームの衝突を抑えられていることがわかる。

宛先への到達遅延を見ると、提案手法は低い送信レ

トのときに既存手法よりもパケット到達遅延が発生している。これは、36[Mbps] と 48[Mbps] の両方で発生している。低い送信レートの際にパケット到達遅延が発生する可能性として、スロットの待ち時間による到達遅延が考えられる。しかし、スロット数の増加による到達遅延の差は、最大で 0.7 秒程度である。既存手法は、36[Mbps] の場合はおよそ 3100[kbps] のときから到達遅延が上がり始め、3400[kbps] から 3700[kbps] のときに急激に増加している。同様に、48[Mbps] の場合においても、2800[kbps] のあたりから増加し始め、3100[kbps] のあたりから急激に増加している。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。提案手法では、高速通信時の電波干渉を低減した結果、許容帯域

が既存手法よりも大きくなり、遅延を抑えられていることがわかる。

以上の結果により、提案手法は既存手法と比べ、高速通信時の電波干渉を抑え、高い通信性能を維持することが可能である。また、提案手法では、通信速度が36[Mbps]の方が48[Mbps]よりも遅延を抑え、高い到達率での通信が可能であることが明らかになった。通信ログを確認した結果、48[Mbps]で通信を行った時、遠方にある同スロットのノードとのフレーム衝突が発生していることがわかった。このことから、48[Mbps]の場合では、干渉距離よりも遠方に存在するノードからのノイズにより通信が妨害されていることがわかる。提案手法ではその衝突を防ぐことができずに、36[Mbps]の方が48[Mbps]よりも高い到達率を達成できたと考えられる。

## 5. おわりに

本論文では、CATBSを拡張し、高速通信に適応した新たなスケジューリング法を提案した。干渉モデルとしてDouble Disk Modelを使用することで、より現実に近い電波干渉を考慮することが可能となった。また、干渉距離を決定するための情報としてビーコンを用いることで、将来的に自律分散型のスケジューリングを可能とする拡張性を残している。評価の結果、提案スケジューリング法を用いることにより、高速通信時の電波干渉を低減し、通信性能が向上したことが確認できた。

今後の課題として、様々なトポロジでのシミュレーション実験を行うことで、提案手法に最適なトポロジを把握することがあげられる。また、提案手法では防げない電波干渉を防ぐためにさらに現実的な干渉モデルを用いることにより、より通信性能を向上させられることが期待できる。

## 謝辞

本研究の一部はJSPS 科研費16K12422の助成によるものである。ここに記して謝意を表す。

## 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] J.L.Sobrinho,R.deHaan,J.M.Brazio, "WhyRTS-CTS Is Not Your Ideal Wireless LAN Multiple Access Protocol," In Proc WCNS' 05, 2005.
- [5] K.Mu,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)
- [6] Takuya Yoshihiro and Taiki Nishimae, "Practical Fast Scheduling and Routing over Slotted CSMA for Wireless

- MeshNetworks," In Proc. of IEEE/ACM International Symposium on Quality of Service (IWQoS2016), 2016.
- [7] P.Gupta and P.Kumar, "The capacity of wireless networks," Information Theory, IEEE Transactions on, vol. 46, no. 2, pp.388-404, Mar, 2000.
- [8] 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.