

アドホックネットワークのための 速度ベクトル情報を用いた通信スロット予約プロトコル

封 威^{†1} 木村 成 伴^{†1} 海老原 義彦^{†1}

アドホックネットワークにおけるパケット衝突を防止するため、著者らは DTAP (Distributed Transmission-slot Assignment Protocol) を提案している。このプロトコルでは、移動端末にカラーナンバを割り当てることで効率的なスロット割当てを実現しているが、移動により近隣にいる移動端末のカラーナンバの予約状況が変化すると、適切な予約状況に変更するまでに時間がかかり、通信のパフォーマンスが低下するという問題が生じることがある。これを解決するため、本論文では移動端末が GPS (Global Positioning Systems) を利用して自分の位置が測定でき、これから速度ベクトルが求められると仮定する。そして、これらの情報を互いの移動端末がやりとりしてトポロジ変化を予測することで、パフォーマンスの向上を目指す通信スロット予約プロトコル DTAPSV (DTAP with Speed Vector) を提案する。提案方式の有効性を確認するためのシミュレーション実験を行い、DTAPSV は DTAP などと比べ、移動端末の総スループットの平均値が向上することを示す。また、GPS の測位誤差が提案方式に与える影響についても評価する。

Transmission-slot Assignment Protocol Using Speed Vectors for Ad Hoc Networks

WEI FENG,^{†1} SHIGETOMO KIMURA^{†1}
and YOSHIHIKO EBIHARA^{†1}

The authors had proposed DTAP (Distributed Transmission-slot Assignment Protocol) for wireless ad hoc networks to prevent packet collisions by effective slot assignment using a color number to each mobile terminal. When the color number reservation status has changed since neighbor terminals move, it takes long time to fix the reservation status, and then the communication performance may be degraded. In order to improve the problem, this paper proposes a transmission-slot assignment protocol DTAPSV (DTAP with Speed Vector). In this method, all mobile terminals are assumed to be able to obtain their position from GPS (Global Positioning Systems) and calculate their speed vector.

The mobile terminals exchange their vector each other, and predict the change of the network topology to fix their color number reservation as soon as possible. The network simulation shows that DTAPSV improves the average total throughputs of all mobile terminals from those of DTAP and another method. The affection from GPS measurement error to the proposed method is also evaluated.

1. ま え が き

近年、無線通信技術の発展にともない、ノートパソコンや、携帯電話、携帯ゲーム機などの移動端末が次々と開発され、広く普及するようになった。その結果、ネットワークインフラが不要で、移動端末どうしが協力しながら、いつでもどこでも通信が可能となる無線アドホックマルチホップネットワークが注目されている。

一般に、無線を用いた通信では、利用可能な帯域が制限されており、また、移動端末をバッテリーで駆動することから、その消費電力を抑制することが求められる。このことから、無線アドホックマルチホップネットワークでは高い効率の通信手段を提供することが必要であるが、特に、近隣にいる複数の移動端末が同時にパケットを送信することで生じるパケット衝突は、帯域と消費電力を浪費することになることから、可能な限り、これを避けることが求められる。

これを達成するため、無線通信方式に TDMA (Time Division Multiple Access) を導入することが考えられる。TDMA では、時間軸をフレームという単位で分割する。フレームは複数のスロットを含んでおり、これらのスロットを各移動端末のデータ送信用に割り当てることで、パケット衝突を避けることができる。しかし、移動端末はつねに送信するデータを保持しているとは限らないことから、スロットを各移動端末に固定的に割り当てると、利用されないスロットが発生し、利用効率が低下する。また、無線アドホックマルチホップネットワークにはネットワークインフラがないことから、近隣の移動端末とネゴシエーションをしながらスロットを割り当てる必要があるほか、端末がある程度移動するとスロットの割当てを変更するための再ネゴシエーションをする必要があり、これらの処理のオーバーヘッドが大きくなるという問題があった。

^{†1} 筑波大学大学院システム情報工学研究科

Graduate School of Systems and Information Engineering, University of Tsukuba

これらの問題を改善するため、CATA (Collision-Avoidance Time Allocation)¹⁾, ADHOC-MAC²⁾, FPRP (Five-Phase Reservation Protocol)³⁾, SeMAC (Sequential Medium Access Control)⁴⁾などが提案されている。

CATA は、スロットを4つの小さい制御用ミニスロットと1つのデータ用ミニスロットに分割している。スロットの利用効率を高めるため、移動端末は必要に応じて、前者のミニスロットを使って、後者を競争的に予約する方法を提供するほか、前のフレームのある番号のスロットを予約した移動端末が、現在のフレームの同じ番号のスロットを優先的に予約することを可能としている。この方式では、端末密度が高い、あるいはトポロジ変更が頻繁に起きるネットワーク環境では、数多くの端末が1つのスロットを競争して獲得しようとすることから、スロットの予約効率が低い。また、フレームサイズ(フレーム内のスロットの数)が固定されているため、ネットワーク規模に応じた動的な対応ができないという問題もある。移動端末の密度に比べてフレームサイズが少ない場合は、スロットを予約できない移動端末が生じることになる。逆に、フレームサイズが十分多い場合は、スロットの利用率が低下することになる。特に、大規模なアドホックネットワークでは移動端末の密度がそれぞれの場所によって異なるほか、移動にともない端末の密度が変動するので、適切なフレームサイズを事前に決定するのは困難である。

ADHOC-MAC も、仮想フレームに固定数の基本チャネルを含み、この基本チャネルを競争的に予約することで、衝突のないデータ伝送が保証されるほか、追加帯域を予約する方法も提供されている。しかし、この基本チャネルは、隠れ端末からも干渉されないことが保証されるよう出現順を調整する必要があることから、端末の移動頻度が高い場合は、その調整のためのオーバーヘッドが大きくなる。また、仮想フレームのサイズが固定されているため、移動端末の密度の変化に動的に対応するのは難しい。

FPRP では、予約のオーバーヘッドを減らすために、1つの予約フレームの後に、いくつかのデータフレームを続ける。予約フレームには、いくつかの予約スロットが含まれており、データフレームにも同じ数のデータスロットが含まれている。移動端末は、予約スロットを競争的に獲得することで、後続のデータフレームにおいて、予約スロットの番号と同じ番号のデータスロットを占有することができる。しかし、FPRP では、フレーム中のスロット数を事前に設定しなければならないため、ネットワークの規模に応じた動的な対応ができない。また、同じ番号のスロットを予約した移動端末が互いに通信可能な距離まで接近すると、次の予約フレームまで、データの衝突が避けられない。このため、FPRP は比較的小規模で、かつ端末の移動が少ないネットワークにしか適応できない。

SeMAC は経路情報を広告するためのブロードキャストの衝突を避けることを主な目的としており、固定長のフレームを同期スロットとデータ通信期間に分割している。データ通信期間では、ブロードキャストスロット(固定長)を必要な数だけ予約して送信した後、フレームの残りの時間でユニキャストのデータを予約なしで送信する。この方式では、すべての移動端末でGPS (Global Positioning Systems) を用いてフレームを同期させることを前提としているほか、ユニキャストデータの衝突が回避されないという問題がある。また、データ送信期間が長く(典型的には200ms超)設定されており、ブロードキャストであっても、頻繁にデータを送信する場合は効率が悪いといった問題がある。

以上の方式では、大規模な無線アドホックマルチホップネットワークにおいて、パケット衝突がなく、オーバーヘッドの少ない通信を実現することはできなかった。これに対して、Appani らは DATSP (Distributed and Adaptive Transmission-Scheduling Protocol)⁵⁾を提案した。この方式では、各移動端末が近隣の移動端末とネゴシエーションして重複のないカラーナンバ(CN: Color Number)を予約する。そして、Lyui のアルゴリズム^{6),7)}に基づき、1つのスロットに複数のカラーナンバを割り当て、大きいほうのカラーナンバを持つ移動端末が優先的にそのスロットを利用可能とすることで、効率的なスロット割当てを実現している。しかし、この方式では、カラーナンバのネゴシエーションに必要なオーバーヘッドが大きという問題があった。これを改善するため、著者らは、カラーナンバの割当て手続きを効率的にすることでネゴシエーションのオーバーヘッドを小さくした DTAP (Distributed Transmission Assignment Protocol)⁸⁾を提案し、シミュレーション実験によりその有効性を確認した。しかし、この方式では、あるカラーナンバが割り当てられた端末が移動して直接通信ができなくなると、そのカラーナンバのために割り当てられていたスロットが再利用されるまでに時間を要するほか、同一のカラーナンバを割り当てられた移動端末が接近することにより、これらから送信されたパケットが衝突するなどの問題が生じることがある。

もし、近隣にいる移動端末の位置や速度、移動方向が互いに把握できたとすると、トポロジ変化の予測により、使用されていないカラーナンバを早期に除去する、パケット衝突が発生する前にカラーナンバを変更するなどの対策が可能となり、パフォーマンスの向上が期待できる。

そこで、本論文では、無線アドホックマルチホップネットワーク上のすべての移動端末がGPS (Global Positioning Systems) を利用して自分の位置を測定することが可能であり、これを連続して測定することで速度ベクトル情報が分かると仮定し、これらの情報を互いの

移動端末がやりとりすることでパフォーマンスの向上を目指す通信スロット予約プロトコル DTAPSV (Distributed Transmission Assignment Protocol with Speed Vector) を提案する。

本論文の構成は以下のとおりである。まず、2章で本論文の関連研究である DATSP と DTAP について述べる。3章では、近隣の移動端末の速度ベクトル情報を用いた通信スロット予約プロトコル DTAPSV を提案する。4章では、提案方式の有効性を確認するためのシミュレーション実験を行い、その結果を考察する。最後に、5章で本論文のまとめと今後の課題について述べる。

2. 関連研究

本章では、本論文の関連研究である DATSP (Distributed and Adaptive Transmission-Scheduling Protocol)⁵⁾ と DTAP (Distributed Transmission Assignment Protocol)⁶⁾ について述べる。

2.1 DATSP (Distributed and Adaptive Transmission-Scheduling Protocol)

DATSP では、移動端末 N に対して、 N と直接通信できる移動端末を N の 1-neighbor と呼ぶ。そして、 N と直接通信できないが、 N の 1-neighbor と直接通信できる端末を N の 2-neighbor と呼ぶ。 N がパケットを送信するとき、 N の 1-neighbor や 2-neighbor が同時に送信すると、これらが衝突する可能性がある。そこで、DATSP では、各移動端末がスロットを予約するときは、必ず自分の 1-neighbor や 2-neighbor が予約したスロットとは異なるスロットを選択しなければならない。また、それぞれの移動端末の送信順番を定めるため、同時に送信できる、すなわち同じスロットを予約した移動端末に同じ色をつける。それぞれの色には異なる番号が割り当てられており、これをカラーナンバ (CN: Color Number) と呼ぶ。以下では、カラーナンバを CN と表記する。

DATSP では、Lyui のアルゴリズム^{6),7)} を用いて、パケットを送信する各スロットを用いる CN の候補者を定める。このアルゴリズムでは、まず、各移動端末は自身の CN と自分の 1-neighbor と 2-neighbor の CN をすべて収集する。そして、スロット T において、以下の式を満たす CN をすべて求める。ここで、 $P(CN)$ は CN より大きい、あるいは等しい最小の 2 のべき乗である。

$$T \bmod P(CN) = CN \bmod P(CN)$$

この式を満たす CN の移動端末は、スロット T においてパケットを送信する候補者の 1 つになる。そして、そのような CN のうち、一番大きい CN を持つ移動端末がパケットを送

表 1 スロット 1 から 8 における候補者の CN

Table 1 Transmission candidates of color numbers in slots 1 to 8.

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	X	X	X	X	X	X	X	X
2		X		X		X		X
3			X				X	
4				X				X
5					X			
6						X		
7							X	
8								X

信し、それ以外の候補者は、次の機会を待つ。

例として、スロット 1 から 8 に対して、候補者となる CN を表 1 に示す。この表において、列はスロット番号を、行は CN を表し、あるスロット番号において CN が候補者となる場合は、該当するマスに X を記載している。たとえば、スロット番号が 4 のとき、候補者となる移動端末の CN は 1, 2, 4 となる。

なお、フレームサイズは、移動端末が各自で観測した最大の CN より大きい、あるいは等しい 2 のべき乗である。たとえば、最大の CN が 5 のときは、フレームサイズは 8 となり、スロット番号 6~8 はどの移動端末からも予約されていないことになる。また、近隣にいる移動端末の CN は場所によって異なることから、最大の CN 未満のスロットの中にも、予約されていないものがある可能性がある。これらのスロットを効率良く利用するために、Lyui のアルゴリズムでは複数の候補者を 1 つのスロットに割り当てている。

また、表 1 から分かるように、Lyui のアルゴリズムでは小さい CN に多くの通信機会が与えられる。たとえば、CN が 1 の移動端末は全部のスロットで送信候補者となる。CN が 2 の移動端末は、スロット番号が偶数のときに送信候補者になる。このため、移動端末が M と N の 2 つのみであり、CN として順に 1 と 2 を予約したとすると、 M は奇数スロットで、 N は偶数スロットで送信できるため、スロットの利用率は 100% である。しかし、 M と N が CN として 2 と 3 を予約した場合は、 M は偶数スロットで送信できるのに対して、 N は 4 スロットごとに 1 回しか送信する機会が与えられず、スロット利用率は 75% となる。このため、移動端末が CN を予約するときは、できるだけ小さい CN を予約する必要がある。

DATSP のフレーム構成を図 1 に示す。上述したように、フレームは 2 のべき乗個のス

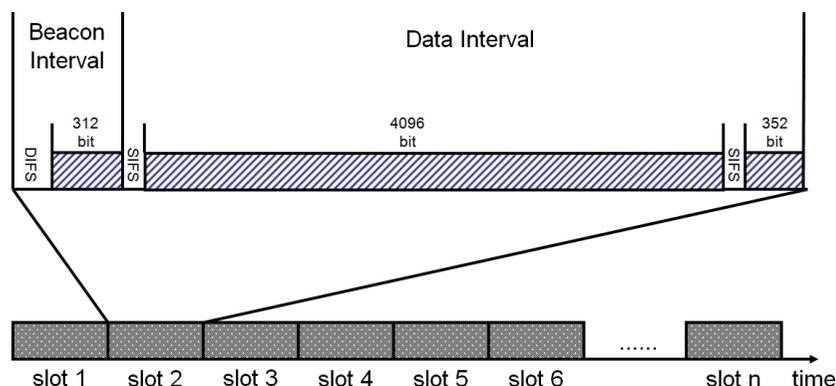


図 1 DATSP のフレーム構成
Fig. 1 Frame structure of DATSP.

ロットから構成され、各スロットはビーコンインターバル (Beacon Interval) とデータインターバル (Data Interval) から構成される。各移動端末は、自分の CN と同じ番号のスロットのビーコンインターバルにおいて、自分の CN を含めたビーコンを送り、近隣の移動端末に自分の存在と自分が予約している CN を知らせる。これにより、CN を割り当てられていない端末も 1 フレーム分のビーコンインターバルを観測することで、予約されている CN を調べることができる。データインターバルでは、データを送信するために使われる。なお、DATSP、および後述する DTAP と DTAPSV では、IEEE802.11⁹⁾ を用いることを前提にしている。このため、データインターバルの前半は送信端末から送られたデータが、後半は受信端末から送られた確認応答 (Acknowledgement) が含まれている。また、IEEE802.11 では、パケット (インターバル内で送られる情報の伝送単位、フレームと呼ぶのが一般的だが、スロットのまとまりとしてのフレームと区別するためにここではパケットと呼ぶ) のヘッダとデータを異なるレートで送信することは可能であるが、図 1 ではいずれも 1 Mbps であることを仮定している。ビーコンやデータ、確認応答のサイズには 144 ビットのプリアンブル (Preamble) も含まれている。さらに、ビーコンの前には DIFS (DCF Inter-Frame Spacing) を、ビーコンとデータの間、およびデータと確認応答の間には、SIFS (Short Inter-Frame Spacing) を入れる必要がある。

さて、DATSP では、CN が衝突、すなわち、同じ CN を予約している移動端末どうしが接近し、お互いが 1-neighbor か 2-neighbor になった場合、通常データ伝送を中止する。

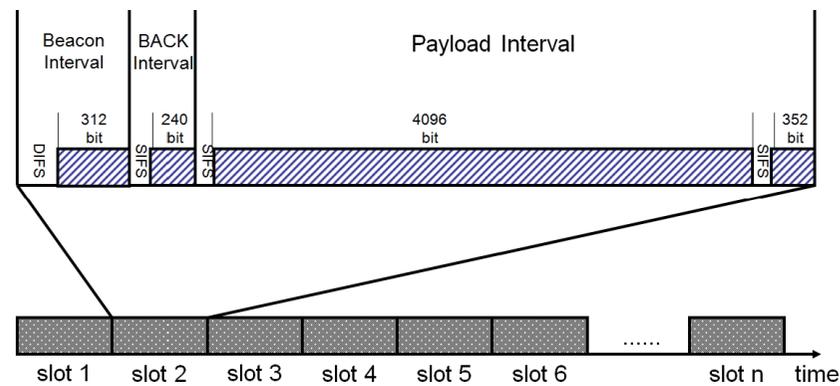


図 2 DTAP のフレーム構成
Fig. 2 Frame structure of DTAP.

そして、当該端末どうしで衝突した CN を調整し、一方の移動端末が他の CN を予約してから、データ伝送を再開する。その間、当該移動端末の 1-neighbor と 2-neighbor も通信を中止する必要があるのに加えて、この接近によって 1-neighbor や 2-neighbor になった移動端末の CN の予約情報を交換する、新たに予約した CN が適当であるかを確認する、新しい CN を 1-neighbor と 2-neighbor に知らせるなどの処理が必要になる。これらの処理に長い時間がかかることから、ネットワークトポロジの変化が頻繁に行われた場合は、パフォーマンスが低下するという問題があった。

2.2 DTAP (Distributed Transmission Assignment Protocol)

DATSP の問題を解決するため、著者らは DTAP を提案した。この方式は DATSP に基づいており、各スロットで送信する候補者を選択するため、Lyui のアルゴリズムを用いている。

図 2 に、DTAP のフレーム構成を示す。各スロットのビーコンインターバル (Beacon Interval) とペイロードインターバル (Payload Interval) は、それぞれ、図 1 のビーコンインターバル、データインターバルと同じ構成をしているが、ここで送っているビーコンとデータのヘッダの未使用部分に、1 ビットの Decide Bit フィールドを設定しているところが異なる。また、ビーコンインターバルの後ろに BACK インターバル (Beacon Acknowledgement Interval) を追加した点も図 1 と異なる。

移動端末が CN を予約する場合はフレーム中の全スロットを観測し、予約されていない

と思われる CN を調査する．そして、次のフレームにおいて、予約したい CN と同じ番号のスロットのビーコンインターバルで、Decide Bit を 0 としたビーコンを送信する．

近隣の移動端末は、このビーコンを受信して、かつ自分が持つ CN の予約一覧表から、その CN がすでに予約されていたとき、あるいはビーコンインターバルで複数の移動端末が同時にビーコンを送信したため、これらが衝突したことを検出したときは、否定応答 (NACK: Negative Acknowledgement) を返信する．この場合は、予約したい CN は利用できないと判断して、別の CN を改めて予約する必要がある．なお、NACK は複数の移動端末が返信する可能性があることから、これらの NACK が衝突するかもしれない．しかし、NACK は送信されたかどうかだけが重要であり、NACK の中身は重要ではないことから、NACK が衝突しても支障はない．また、以上で用いる衝突検知は、一定以上の強度の信号がビーコンや NACK を送ったと判断されるだけ長い時間継続したものの、DTAP に準拠するパケットとして正しく受信できなかったかどうかで判定する．このため、同じ周波数帯を使う非 IEEE802.11 端末や、DTAP に対応していない IEEE802.11 端末が信号を発信した場合は衝突と誤検知する可能性があるが、この点については本論文では考慮しない．

NACK が返信されなかった場合は、予約ができたものと見なして、次のフレームの同じスロットのビーコンインターバルで、Decide Bit を 1 としたビーコンを送る．これにより、隣接の移動端末が持つ CN の予約情報を更新させることができる．ただし、Decide Bit が 1 のビーコンに対して NACK が送られた場合は、CN の衝突が発生したと判断して、NACK の連続受信回数を記録する．もし、連続して 3 回 NACK を受信した場合は、現在予約している CN を変更するため、別の CN を予約する．

3. 速度ベクトル情報を用いた通信スロット予約プロトコル

DTAP では、1-neighbor と 2-neighbor に通信を中止させることなく CN を予約することができるので、DATSP より良いパフォーマンスを提供することができる．しかし、CN の衝突を検出してから、CN を変更することから、トポロジが頻繁に変化するとそのパフォーマンスが低下する恐れがある．本章では、各移動端末が GPS 機能を保持していると仮定し、これにより把握した速度ベクトルでトポロジの変更を予測することで、CN の衝突が発生する前に、CN の変更を行うプロトコル DTAPSV (Distributed Transmission Assignment Protocol with Speed Vector) を提案する．なお、本論文では無線通信のカバレッジを、電波の最大通信到達距離を半径とする円とし、無線通信環境は障害物がない自由空間を仮定する．

3.1 速度ベクトル情報について

GPS 機能を装備した移動端末は、複数の GPS 衛星から発射された電波を定期的受信して、自分の場所を測定できると仮定する．位置情報には緯度と経度、高さの 3 つの座標があるが、本論文では緯度と経度だけを用いるとする．また、全移動端末の GPS の測位誤差の上限は既知であると仮定する^{10),11)}．

さて、移動端末は位置情報を定期的に測定し、その連続した 2 回の測定結果から、速度ベクトル (運動の方向 [0~360°) と絶対速度) を得ることができる．そこで、移動端末は DTAP におけるビーコンとデータのヘッダに、自分の位置情報と速度ベクトルを入れて、1-neighbor に知らせる．これにより、各移動端末は自分と自分の 1-neighbor の間、および 2 つの異なる 1-neighbor 間の相対速度ベクトルが計算できる．すなわち、2 つの移動端末が接近するのかわかるのか、離れるのかわかるのか、そして、直接通信できない移動端末がいつ直接通信できるようになるのかわかるのか、もしくは、直接通信できた移動端末どうしがいつ通信できなくなるのかわかるようになる．以下の節で、いくつかの例を用いて、それぞれの場合における、提案方式の処理手順を説明する．

3.2 移動端末が接近するときの CN の予約について

図 3 に示す 9 個の移動端末 (括弧内の数字はその端末が予約している CN) がおり、直接通信できなかった A と D が互いに接近して、ある時点で A と D が直接通信できるようになったとする．その結果、G, H, K は D の 3-neighbor から 2-neighbor に変わる．K と D の CN が同じであるため、これらから同時に送られたデータが A で衝突する可能性がある

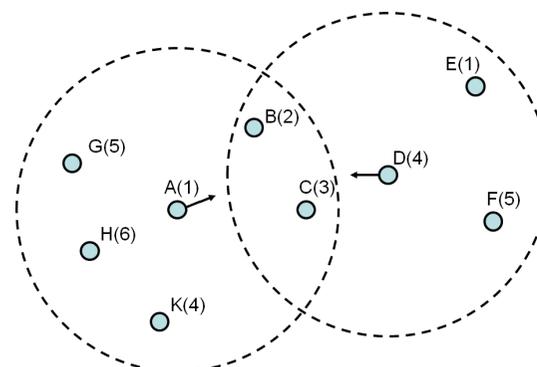


図 3 接近した移動端末が直接通信できるようになる例

Fig. 3 An example when closing terminals can directly communicate.

る．同じように，E と F は A の 3-neighbor から 2-neighbor になるため，CN が同じ E と A から送ったデータが D で衝突する可能性がある．

このとき，DTAP で行われる CN の予約処理手順を以下に示す．

- ① A と D が接近して，直接通信できるようになる．
- ② D が近隣の移動端末に CN の予約情報を更新してもらうため，さきにビーコンを送信し，A がこれを受信したとする．このビーコンには，B，C，D，E，F の CN の予約情報が含まれている．
- ③ A は，E の CN が自分の CN と同じであり，自分の CN を変える必要があることを知る．
- ④ A は新しい CN として 7 を選んで，ビーコンを送信する．NACK が返信されないため，予約が成功する．
- ⑤ また，A は D と K が同じ CN を予約していることも分かるので，ビーコンを送信して，そのことを D に知らせる．
- ⑥ D がこのビーコンを受信すると，新しい CN として 8 を選び，ビーコンを送信する．NACK が返信されないため，予約が成功する．

DTAP では A と D が直接通信できるようになってから，CN の衝突が検出できるようになるので，A と D の衝突を完全に避けることができない．次に，DTAPSV の処理手順を以下に示す．

- ① A と D は，自分が送信可能なスロットでは必ず（送るデータがなくても），自分の速度ベクトルをデータパケットのヘッダに乗せて，1-neighbor に知らせる．
- ② B と C は，A と D の速度ベクトルから，これらの間の相対速度ベクトルを計算する．そして，A と D が近付いていることから，何秒後に A と D が互いに直接通信できるようになるのかを予測する．
- ③ B と C は，(A と D が互いに直接通信できるようになるまでの予測時間) - n 秒を，それぞれ，自分が送信可能な全スロットのデータパケットのヘッダに乗せて，A と D に知らせる．また，A の新しい 2-neighbor となる E と F の CN の予約情報と，D の新しい 2-neighbor となる G，H，K の CN の予約情報もそのデータパケットのヘッダに含める．これらの情報は接近を検知してから予測時間が n 秒以下になるまで知らせる．
- ④ A が ③ の予測時間を受信すると，ネットワークが混雑して新たな CN の予約に時間がかかる可能性を考慮して，その値が 5 秒以内であれば，D を自分の 2-neighbor から 1-neighbor に変更し，D の 1-neighbor である E と F を自分の 2-neighbor に加える．

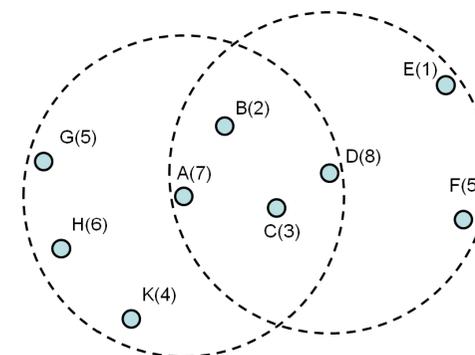


図 4 接近後のトポロジと CN
Fig. 4 Closed topology and assigned CN.

同様に，D も A を自分の 2-neighbor から 1-neighbor に変更し，G，H，K を自分の 2-neighbor に追加する．

- ⑤ A と D は，自分の新しい CN として 7 を選ぶと CN = 7 のスロットでただちにビーコンを送信する．これらが同時に送信されると，B と C がこれらの衝突を検知して，NACK を返すため，A と D はランダム時間後に予約をやり直す．どちらかが先に，ここでは，A が D よりも先にビーコンを送信したと仮定すると，NACK が返されないため，この予約は成功する．これにより，B と C は A の CN として 7 が予約されたことを認識する．
- ⑥ その後，D がビーコンを送信しても，7 はすでに A に予約されているため，B と C から NACK が返される．そこで，8 を選択して，ビーコンを送信する．今度は，NACK が返されないため，予約が成功する．

上述の 2 つの方式で処理した結果は，いずれも，図 4 になる．DTAPSV の処理手順によって，CN の変更は衝突する前に完了できることから，データの衝突を避けることができ，ネットワークのパフォーマンスが改善されることが期待される．なお，GPS の測位データには誤差が含まれるため，接近する移動端末が予測時間よりも早く直接通信可能になることが考えられる．この場合，CN の予約処理手順は DTAP のそれと同じになってしまうため，③ では直接通信が可能になるまでの時間ではなく，それよりも n 秒少ない時間を通知することで，この問題を改善している．たとえば，GPS の測位誤差の上限が 10m の場合，移動端末間の距離の誤差は最大 20m となる．もし，移動端末間の相対速度が 1m/秒である場合， n を 20 秒として，直接通信が可能となる 20 秒前に CN の再予約を始める必要がある．

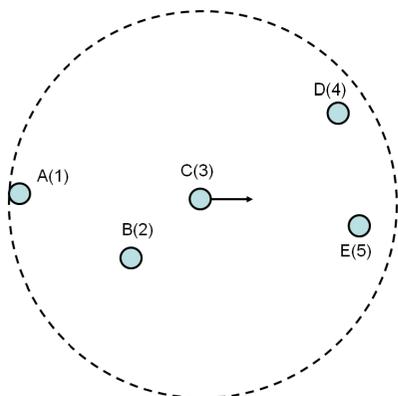


図 5 移動端末が離れて互いに直接通信できなくなる例

Fig. 5 An example when separating terminals cannot communicate directly.

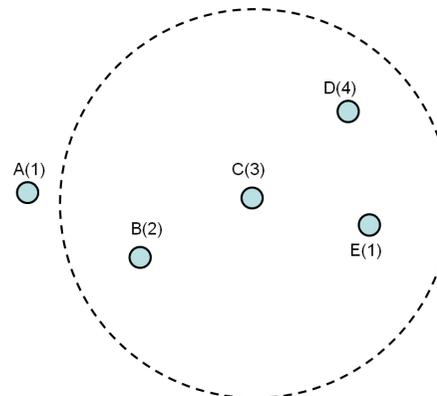


図 6 離れた後のトポロジと CN

Fig. 6 Separated topology and assigned CN.

3.3 移動端末が離れるときの CN 予約について

図 5 に示す 5 つの移動端末があり、A と直接通信可能だった C が移動することで、A と C が直接通信できなくなったとする。このとき、A は C の 2-neighbor となり、D と E の 3-neighbor になる。その結果、D と E の近隣では、1 番の CN が予約されていない状態になる。2.1 節で説明したように、D が E が 1 番の CN を予約することで、スロットの利用率を高くすることが可能となる。また、最大の CN が小さくなることで、フレームサイズも小さくできる可能性がある。

DTAP において、ある CN が利用されていないことを確認するためには、その CN のピーコンを受信しない状態を、当該 CN の予約情報の有効期限が切れるまで継続する必要がある。この有効期限を短くすれば、未使用な CN を早期に予約することが可能となるが、その分だけ CN を更新するピーコンも多く送る必要があるため、消費電力を節約するという観点から、好ましいとはいえない。これに対して、DTAPSV の処理手順は以下に示すものとする。

- ① A と C は、自分の速度ベクトル情報を近隣の移動端末に知らせる。A と C は、お互いが直接通信できなくなる時刻を予測し、その時刻以降に、自分が現在予約している CN と同じ番号のスロットでピーコンを出し続ける。この操作は、A と C が互いに相手のピーコンを受信できなくなるまで続ける。受信できなくなる状態が一定時間続いたら、トポロジが変更したことを、まわりの移動端末に知らせる。

- ② 図 5 において、D と E は C を中継して A と通信できるので、A の 2-neighbor であるが、A と C が直接通信できなくなると、A は D と E の 2-neighbor ではなくなる。このことから、① で通知されたトポロジ変更の情報を受け取ると、D と E は各自の CN の予約情報から A の CN を削除する。同様の理由で、D と E も A の 2-neighbor でなくなるので、A も ① のトポロジ変更を送った後に D と E の CN を削除する。
- ③ A、D、E は、スロット利用率の向上とフレームサイズの縮小のため、自分の CN を予約されていない小さい CN を変更することを検討する。A はすでに最小の 1 を予約しているから、CN を変更する必要はない。D と E は 1 番の CN に変更するため、ピーコンを送信して予約を開始しようとする。
- ④ E が先にピーコンを送信したと仮定する。これに対して、NACK が返されないため、この予約は成功する。D は E のピーコンを受信して、CN の予約情報を更新するとともに、自分の予約を中止して、元の CN を使い続ける。その結果、B、C、D、E の周辺のフレームサイズを 8 から 4 に減らすことができた。

図 6 に、CN 予約変更処理後のトポロジと予約情報を示す。以上の処理によって、トポロジ変化に応じて、DTAP よりも素早く CN を変更できることから、ネットワークパフォーマンスが改善されることが期待できる。なお、GPS の測位誤差があるため、① で予測した時刻後にも、A と C がまだ通信できる状態である可能性がある。この状態で、D あるいは E が A の CN を予約すると、送信されたデータが C で衝突が起きる可能性がある。このた

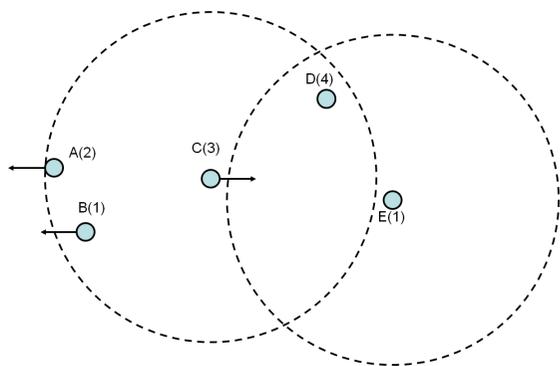


図 7 接近する移動端末と離れる移動端末が共存する例
Fig. 7 An example when closing terminals and separating terminals coexist.

め、移動端末が接近する場合とは異なり、予測した時刻になってから、A と C が互いに相手との接続を監視し、一定時間、相手からのビーコンが受信できない場合に限り、相手が自分の通信範囲外へ行ったと判断している。

3.4 接近する移動端末と離れる移動端末が共存するときの CN 予約について

最後に、接近する端末と離れる端末が共存する場合について示す。この場合は、3.2 節と 3.3 節の手続きが、事象の発生順に並行して処理される。

たとえば、図 7 に示す 5 つの移動端末があり、C と直接通信可能な A と B が、互いに離れる方向に移動しているとする。また、C とは直接通信できない E が互いに接近する方向に移動しているとする。そして、A と C が先に直接通信できなくなり、その後、C と E が直接通信できるようになると、B と C が直接通信できなくなるのが同時に発生するとする。この場合の DTAPSV の処理手順を以下に示す。

- ① D は、C と E の接近を検知し、これらが直接通信できるようになるまでの (GPS 測位誤差にともなう補正を行った) 予測時間を周りの端末に知らせる。その後、A と C は、お互いが直接通信できなくなる時刻を予測し、その時刻以降に、相手が予約している CN と同じ番号のスロットでビーコンが受信できなくなると、トポロジが変更されたと判断して、そのことを周りの移動端末に知らせる。D がトポロジ変更の通知を受信すると、自分が持つ近隣の移動端末の CN 予約情報から、A の情報を削除する。これにより、D の 2 ホップ以内に、CN = 2 を予約している移動端末がいなくなったことを認識し、CN = 2 を予約する。

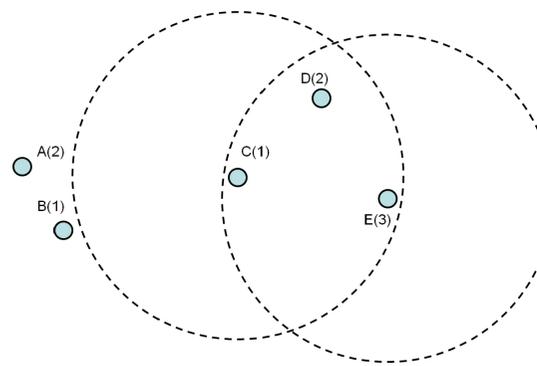


図 8 接近および離れた後のトポロジと CN
Fig. 8 Closed and separated topology and assigned CN.

Preamble	PLCP	DTAPSV	User Data	CRC
Bit: 144	48			32

図 9 DTAPSV の基本パケットフォーマット
Fig. 9 Basic packet format of DTAPSV.

- ② C と E が接近して、直接通信できるようになる予測時間の 5 秒前に、E と B は、現在使用されていない CN = 4 をそれぞれ予約し始める。両移動端末が競争して、E が先に 4 を予約できたとすると、B は CN の変更をする必要がなくなるので、CN = 1 を使い続ける。このときまでに、C と B がお互いに直接通信できなくなる時刻を予測しており、B が CN の予約に失敗している間に、C と B が互いのビーコンが受信できなくなったとすると、C は B が通信範囲外に行ったと判断して、B が予約していた CN = 1 を予約する。
- ③ E も B が通信範囲外に行ったので、CN = 3 が予約できると判断し、ビーコンを出してこれを予約する。以上の CN 予約変更処理後のトポロジと予約情報を図 8 に示す。

3.5 DTAPSV のフレーム構造

この節では、DTAPSV のパケットフォーマットについて説明する。図 9 に、DTAPSV の基本パケットフォーマットを示す。提案した DTAPSV は IEEE802.11 を用いることを仮定しているため、物理層の処理は IEEE802.11 と同じであり、パケットの

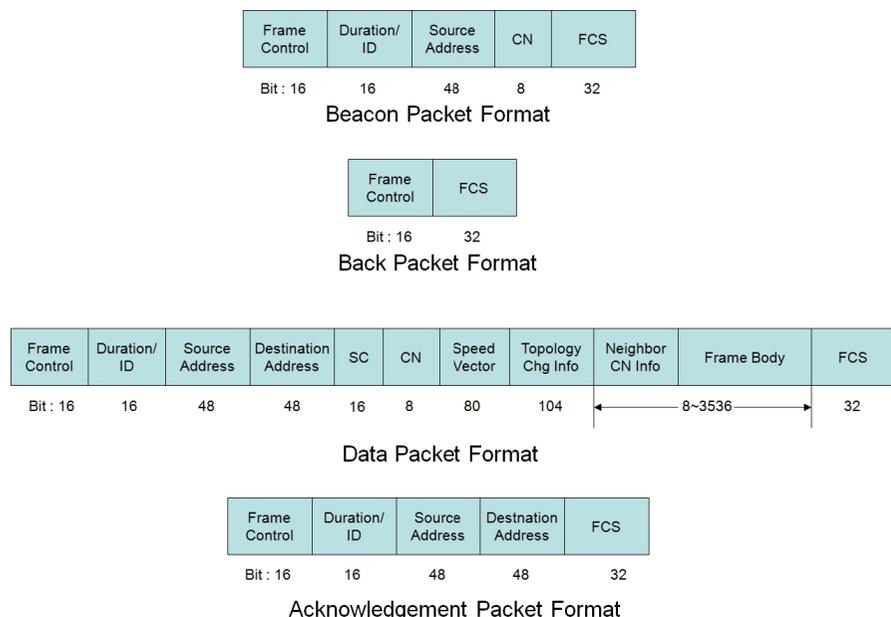


図 10 DTAPSV のフィールドのフォーマット
Fig. 10 DTAPSV field formats.

直前にプリアンブル (Preamble) と PLCP (Physical Layer Convergence Protocol) を付ける。プリアンブルは、受信相手にパケットの開始を知らせるために使われる。PLCP には、物理層の設定情報が入っている。また、プリアンブルは Long 型と Short 型の 2 種類があり、PLCP と組み合わせて、パケットのヘッダとデータ部分の通信レートを指定できる。プリアンブルを Long 型に、通信レートをいずれも 1 Mbps に設定したとすると、図に示したように、プリアンブルと PLCP のサイズはそれぞれ 144 ビットと 48 ビットとなる。CRC フィールドは、受信側で伝送エラーを検出するために用いる。

DTAPSV フィールドは、提案方式の制御情報を運ぶために用い、その内容により、図 10 に示す 4 種類のパケットに分類される。なお、これらのパケットのうち、データパケット以外のフォーマットは DTAP と共通である。

ビーコンパケットは、ビーコンインターバルにおいて、予約したい、あるいはすでに予約済みの CN を知らせるために用いられる。フレーム制御 (Frame Control) フィールド

から宛先アドレスと FCS は IEEE802.11 のパケットに共通のヘッダである。フレーム制御フィールドは、プロトコルバージョンやパケットの種類などの制御情報を格納する。

持続期間/ID (Duration/ID) フィールドは、DTAPSV ではパケットの伝送に要する持続時間を示す用途でのみ用いる。送信元アドレス (Source Address) フィールドは、パケットの送信者の MAC アドレスを格納している。ビーコンパケットはブロードキャストで送信するため、受信アドレスフィールドは含まない。CN フィールドは、送信者が予約したい、もしくは予約済みの CN を格納する。本論文では、CN の範囲を 1~255 としたが、移動端末の密度が多い場合は、このフィールドを拡張する必要がある。FCS は、図 9 の CRC と同じである。

BACK パケットは、ビーコンパケットで自分が予約している CN を他の移動端末が予約しようとしていたとき、およびビーコンパケットの衝突を検出した移動端末が、BACK インターバルにおいて、NACK を返信するために用いる。複数の端末が同時に BACK パケットを返信する場合に備えて、BACK パケットはフレーム制御フィールドと FCS フィールドのみを格納し、ビーコンパケットの送信者も、BACK フレームが返されたかどうかのみを注意する。

データパケットは、IEEE802.11 のデータパケットで伝送されるヘッダ (フレーム制御フィールド~SC (Sequence Counter) フィールド) のほか、速度ベクトル (Speed Vector) フィールドとトポロジ変更情報 (Topology Change Information) がある。追加した情報については後述する。

ACK パケットは、IEEE802.11 のそれと同様で、データパケットがユニキャストで伝送され、これが正しく受信された際に、このパケットが受信側から送信側に送られる。

図 11 に、DTAPSV で追加したフィールドのフォーマットを示す。フレーム制御フィールドは IEEE802.11 のものと共通だが、ここでの未使用部分 (IEEE802.11 では To DS (パケットが分散システムへ送られるかどうか) を表すビットだが、アドホックネットワークではつねに 0 になる) を Decide Bit と設定し、1 の場合は、ビーコンとデータパケット中の CN はすでに予約されたものであることを表し、0 の場合は、その CN が予約したいものであることを意味する。

速度ベクトル (Speed Vector) フィールドは、GPS 座標 (経度, 緯度), 絶対速度 (m/秒), 移動方向 (水平方向) の 3 種類の情報を格納している。経度と緯度は各々 26 ビットを使用し、1m 程度の精度まで表せるようにしている。移動方向は 16 ビットで、0.01 度の単位まで区別できる。絶対速度は 12 ビット (整数部分 7 ビット, 小数部分 5 ビット) としている。

トポロジ変更情報フィールドは、2つの移動端末間の位置関係の変化を表す。Address 1 と Address 2 には、2つの移動端末の MAC アドレスを格納する。Change Type が 0 のときは、2つの移動端末は接近しており、ある時間（整数部分 5 ビット、小数部分 2 ビットで単位は秒）後に互いに直接通信できることを示す。Change Type が 1 のときは、2つの移動端末はすでに互いの通信範囲外へ行ったことを表し、Change Time の値は必ず 0 である。なお、このフィールドでは 1 つのペアの位置関係の変化しか通知できない。複数のペアの変化を通知する場合は、それぞれを異なるパケットで 1 つずつ通知することになる。

近隣カラーナンバ情報（Neighbor Color Number Information）フィールドは、自分の 1-neighbor が予約した CN の情報を周りの移動端末に知らせるために用いる。最初にある Info Number フィールドに、CN 情報の組数を格納する。その上限値は 63 組であり、1 度に CN 情報を送信しきれない場合は、残りの CN 情報をそれ以降のデータパケットに乗せて送る。

なお、ネットワークが混雑しているとき、あるいは、初期化のとき、いくつかの移動端末

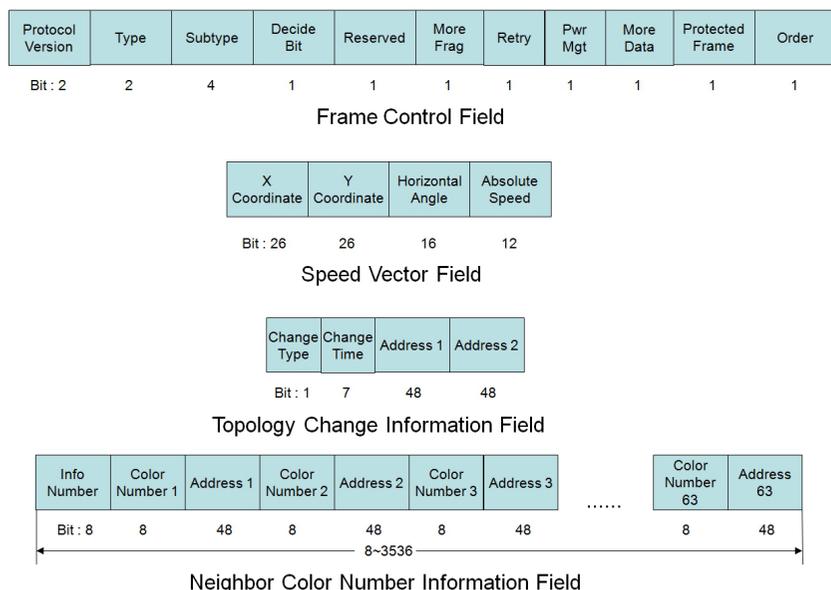


図 11 DTAPSV で追加したフィールドのフォーマット
Fig. 11 Field formats added for DTAPSV.

が同時に同じ CN を予約する可能性がある。このとき、ビーコンが衝突するため、CN の予約に成功するまで時間がかかることになる。そのため、移動端末が CN を予約するためにビーコンを送り、BACK が返信されたときは、次のビーコンインターバルでビーコンを送信する確率を 1/2 に減少させる。次のビーコンを送信したときも、BACK が返信されたら、送信確率をさらに 1/2 にする。以下同様にして、確率を減少させていき、1/32 まで確率を減少させる。それでも成功しない場合は、CN の確率を 1/32 のままとして、CN の予約を継続する。

4. シミュレーション実験と考察

前章で提案した方式の有効性を確認するため、本章ではネットワークシミュレータ NS2 (Network Simulator 2)^{12),13)} 上で DTAPSV, DTAP, DATSP を実装し、シミュレーション実験を行って、これらの方式のパフォーマンスを比較する。実験のパラメータを、表 2 に示す。表中で、端末移動モデルがランダムとは、各移動端末は目的地（実験領域内）と移動

表 2 シミュレーション実験のシステムパラメータ
Table 2 System parameters for simulations.

パラメータ	パラメータ数値
帯域	1 Mbps
通信距離	150m
端末個数	10~100
シミュレーション実験領域	1000 x 1000m
通信ペア数	10~100
通信ペアビットレート	8192 bps
データトラフィック	CBR
データパケットサイズ	512byte
端末移動モデル	ランダム
ルーティングプロトコル	DSDV
予約情報有効時間	5sec
接近している移動端末に通知する時間 (DTAPSV)	直接通信できるようになるまでの時間 - 5sec
DIFS	0.05msec
SIFS	0.01msec
雑音による影響	なし
障害物による影響	なし
GPS の測位誤差	なし

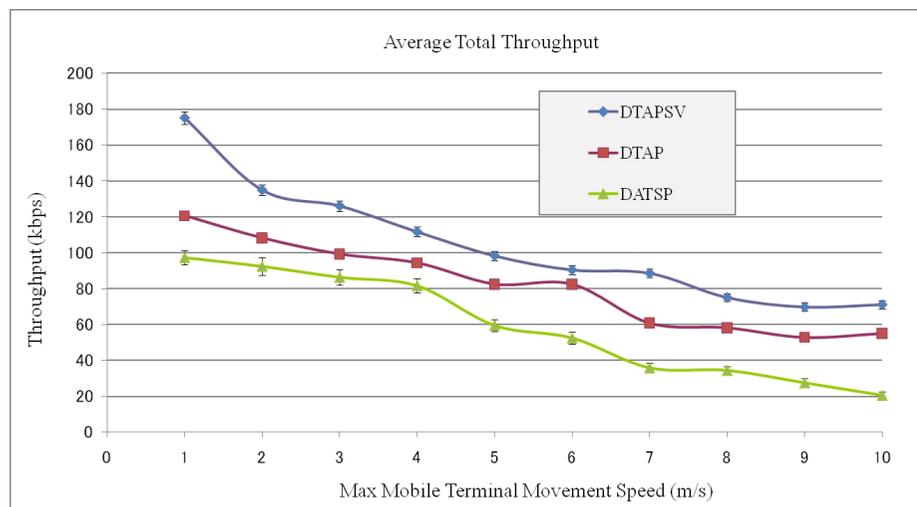


図 12 最大移動速度を変化させたときの平均合計スループット (移動端末 100 台)

Fig. 12 Average total throughput under different maximum terminal movement speeds (Number of terminals = 100).

速度 (0 ~ 最大移動速度) をランダムに選択して移動し、目的地に到着したら、ランダム時間静止した後に、これを再び繰り返すことを意味する。また、予約情報有効時間とは、移動端末が保持する他の移動端末の CN 情報の有効期間であり、CN 情報を登録してから、この期間内に CN 情報が更新されなければ、その CN 情報は削除される。

図 12 に、移動端末を 100 台として、移動端末の最大移動速度を 1 から 10 m/秒まで変化させたときに得られた全移動端末の総スループットの平均 (平均合計スループット) と信頼係数 95% の信頼区間を示す。

図 12 に示したように、最大移動速度の増加に従って、DTAPSV、DTAP、DATSP の平均合計スループットはともに減少する。しかし、DTAPSV は DTAP よりも 5.3 ~ 32.8%、DATSP よりも 9.8 ~ 74.2% 高い平均合計スループットが得られた。移動端末の最大移動速度の増加にともなって、トポロジの変動も頻繁に発生し、それにとまって、CN 衝突が発生する可能性も高くなることから、その移動端末間でパケットの衝突が起こる可能性が高くなる。また、新しく CN を予約するために要する時間も長くなるが、DTAPSV は移動端末の移動を予測し、CN の変更を早期に行うことから、他の 2 方式よりも高い平均合計スル-

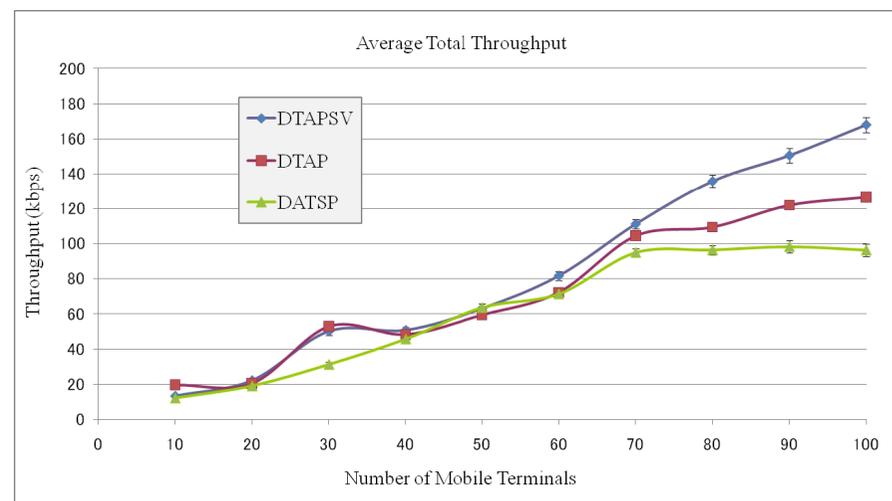


図 13 移動端末数を変化させたときの平均合計スループット (最大移動速度 1 m/秒)

Fig. 13 Average total throughput under different number of terminals (Maximum terminal movement speed = 1 m/sec).

プットが得られたものと考えられる。

図 13 に、移動端末の最大移動速度を 1 m/秒に固定し、移動端末数を 10 から 100 まで 10 ずつ変化させた場合の、平均合計スループットと信頼係数 95% の信頼区間を示す。図 13 に示したように、移動端末数の増加に従って通信量が増えるため、3 方式のスループットはいずれも増加する。移動端末数が 10 から 70 までの間は、各方式の平均合計スループットはほとんど同じになる。しかし、移動端末数が 80 以上になると、DTAPSV の平均合計スループットは 135.7 ~ 167.8 kbps まで増加するのに対し、DTAP は 109.4 ~ 126.4 kbps と緩やかになり、DATSP は 100 kbps で頭打ちとなる。最大移動速度が一定であっても、移動端末数が増加すれば、移動端末の密度も増加し、その分だけ、トポロジ変化も激しくなる。その場合、CN の衝突が頻繁に発生し、図 12 の場合と同様に、平均合計スループットの増加が抑制される。DTAPSV の場合は、CN 衝突が発生する前に、CN を変更することから、他の 2 方式よりも高い平均合計スループットが得られたと考えられる。

また、DTAPSV では、速度ベクトルやトポロジ変更の情報を送付するため、DTAP と比べて、データパケットのヘッダに 80 ビットの速度ベクトルフィールドと 104 ビットのトポ

ロジ変更情報フィールドが増設された．これにより，DTAP のデータパケットよりもオーバーヘッドが 4.7%増加した．しかし，図 12 と図 13 の結果より，これらのオーバーヘッドはそれほど大きくないこと，また，最大移動通信速度が 1 m/秒 (= 3.6 km/時) と低い場合でも，80 台以上の規模のアドホックネットワークでは，CN 衝突による影響を避けることができる効果の方が大きいことが示され，提案方式を用いることにより，良いネットワークパフォーマンスが提供できることを示した．

送信する制御情報の増加に加えて，DTAPSV では，トポロジ変更を判断するために，移動端末間の距離とそれらの相対速度，そして，移動端末が接近，または離れることにより，直接通信できる，またはできなくなるまでの時間を求めるオーバーヘッドも追加される．それぞれの時間は，各スロットで速度ベクトルの情報が通知された場合に求められ，接近する場合は，自分の 1-neighbor の各移動端末 (X) とこの速度ベクトル情報を通知した移動端末 (Y) が対象に計算される．ただし，計算が必要な場合は X と Y が直接通信できないものに限定され，これは，X が速度ベクトルと一緒に通知される近隣カラーナンバ情報 (Y の 1-neighbor) に含まれるかどうかで判断できる．移動端末が離れる場合は，自分自身と速度ベクトル情報を通知した移動端末が計算対象となる．計算対象の移動端末が N 台の場合，移動端末が接近する場合は 1 フレームあたり最大で約 $N^2/8$ 回，離れる場合は N 回の計算が必要になる． N が十分大きい場合は計算量が多くなるが，このことは，フレームサイズも十分大きくなることを意味しており，各移動端末が通信できるスロットの間隔が大きくなるため，移動端末 1 台あたりのスループットも低下する．この場合は，電波の出力を下げて最大通信到達距離を減らすなど，別な対策を施す必要がある．

さて，本実験において移動端末が 100 台の場合，生成された総トラフィックは 800 kbps (= 8 kbps \times 100 台) なのに対して，DTAPSV でもその 20%程度 の平均合計スループットしか得られない．通信の内訳を調査したところ，DTAPSV の場合，データリンク層におけるデータパケットの約 80%の伝送が成功しており，約 4%は衝突のため，残りの約 16%は宛先の移動端末が 1 ホップの範囲内にいなかったために失敗したことが分かった．DTAPSV では 2 ホップ範囲内にある移動端末どうしが同時に送信しないことを保証しているが，シミュレータの問題により，2 ホップ範囲外の移動端末が同時に送信した場合もこれらの信号が衝突する可能性があるようである．また，送信相手が見つからず経路切れが発生すると，経路探索のためのルーティングパケットが発生し，帯域の 12%がルーティングパケットに占有されている．さらに，上述の通信の内訳には，中継されたパケットも含まれている．通信ペア間が m ホップだった場合，この伝送はエンドトゥエンドで 8 kbps $\times m$ の帯域を消費し

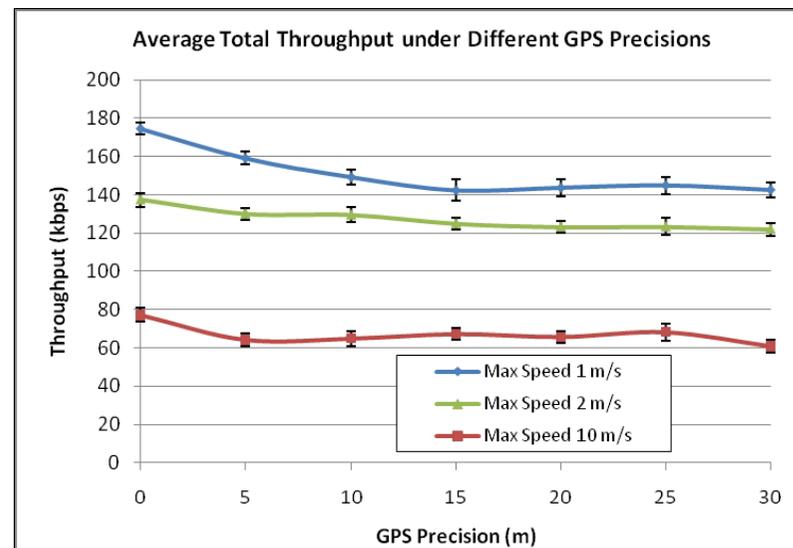


図 14 GPS 測位誤差を変化させたときの平均合計スループット (移動端末 100 台)

Fig. 14 Average total throughput under different GPS precision (Terminals number = 100).

ていることになる．また，エンドトゥエンドの送信成功確率は，1 ホップあたりの成功確率の m 乗に低下してしまう．以上の要因が重なるため，マルチホップアドホックネットワークでは，インフラストラクチャネットワークなど，1 ホップのみの通信と比べると，大幅にスループットが低くなる傾向が見られる．

これまでの実験では GPS の測位誤差はなしとしたが，誤差の存在が提案方式の性能に与える影響を評価するために，各移動端末の真の位置を中心とし，GPS の測位誤差を半径とする円内からランダムに選択した点を移動端末の座標と模擬する．そして，移動端末数を 100，最大移動速度を 1，2，10 m/秒とし，GPS 測位誤差を 0~30 m まで変化させたとき (ただし，3.2 節の ③ の n を (測位誤差) \times 2 / (最大移動速度) とする) の平均合計スループットを図 14 に示す．この図に示すように，GPS の測位誤差の増加に従って，平均合計スループットが減少する傾向が見られた．GPS の測位誤差が 0~5 m まで増加した場合，最大移動速度が 1 m/秒，2 m/秒，10 m/秒の平均合計スループットはそれぞれ 9%，6%，17%減少した．GPS の測位誤差がさらに大きくなると，平均合計スループットの減少は緩やかになり，測位誤差が 30 m のときは，それぞれの最大移動速度における平均合計スループット

は 142, 121, 60 kbps になった。このことから、最大移動速度が大きく、トポロジ変動が激しいほど、GPS の測位誤差が平均合計スループットに与える影響が大きくなることが分かった。また、図 12 に示したように、DTAP における同じ条件下での平均合計スループットはそれぞれ、120, 110, 55 kbps, DATSP のそれは 95, 90, 20 kbps であり、測位誤差が 30 m であるときでも、DTAPSV は DTAP と DATSP よりも高い平均合計スループットが得られることが分かった。

5. ま と め

本論文では、移動端末が GPS 機能を保持し、速度ベクトルを提供可能であることを仮定し、移動端末どうしがこれらの情報を交換することで、早期に CN を変更することを可能とした、DTAP の改良方式である通信スロット予約プロトコル DTAPSV を提案した。そして、シミュレーション実験により、GPS の測位誤差が 30 m 以内であれば、DTAPSV は DTAP や DATSP よりも高い平均合計スループットを提供することを示した。

さて、DTAPSV では、スロットの割当てを効率良く行うため、Lyui のアルゴリズムを用いているが、この方式では小さい CN を持つ移動端末に高い送信機会を与えるため、公平性の観点から問題がある。また、このアルゴリズムを用いても、CN の予約状況によっては、空きスロットが発生する場合がある。これらの問題を改善する新たなアルゴリズムを提案することで、スロット利用の公平性と効率をさらに改良することができる。

また、提案方式では、移動端末が離れて通信経路が切れることを確認することから、これを利用することで、切断された経路を早期に再確立することができる。これによって、ネットワークパフォーマンスのさらなる向上を図ることも、今後の課題としたい。

参 考 文 献

- 1) Tang, Z. and Garcia-Luna-Aceves, J.J.: A Protocol for Topology Dependent, Transmission Scheduling in Wireless Networks, *Proc. IEEE Wireless Communications and Networking, Conference*, Vol.3, pp.1333–1337 (1999).
- 2) Borgonovo, F., et al.: ADHOC MAC: A New, Flexible and Reliable MAC Architecture for Ad-Hoc Networks, *IEEE Wireless Communications and Networking*, Vol.2 (2003).
- 3) Zhu, C. and Corson, M.S.: A Five-Phase Reservation Protocol (FPRP) for Mobile Ad Hoc Networks, *Wireless Networks*, Vol.7, No.4, pp.371–384 (2001).
- 4) You, T., Hassanein, H. and Yeh, C.-H.: SeMAC: Robust Broadcast MAC Protocol for Multi-hop Wireless Ad Hoc Networks, *Proc. 2006 IEEE International*

- Performance Computing and Communications Conference*, pp.71–78 (2006).
- 5) Appani, P.K., Hammond, J.L., Noneaker, D.L. and Russell, H.B.: An Adaptive Transmission-scheduling Protocol for Mobile Ad Hoc Networks, *Ad Hoc Networks*, Elsevier Science Publishers B.V., Vol.5, No.2, pp.254–271 (2007).
- 6) Lyui, W.P.: Design of a New Operational Structure for Mobile Radio Networks, Ph.D. Dissertation, Celmsion University (1991).
- 7) Hammond, J.L. and Russell, H.B.: Properties of a Transmission Assignment Algorithm for Multiple-hop Packet Radio Networks, *IEEE Trans. Wireless Communication*, Vol.3, No.4, pp.1048–1052 (2004).
- 8) Feng, W., Kimura, S. and Ebihara, Y.: A Distributed Transmission-slot Assignment Protocol, *Proc. International Conference on Information Networking 2010 (ICOIN2010)*, No.1B-3, pp.1–5 (2010).
- 9) IEEE Computer Society: Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications (2007).
- 10) 柳原徳久, 渡邊正彦: 都市部における GPS の実測評価及び測位の検討, 情報処理学会研究報告, Vol.2003, No.56, pp.25–32 (2003).
- 11) 安田明生: GPS の現状と展望, 電子情報通信学会誌, Vol.82, No.12, pp.1207–1215 (1999).
- 12) VINT Group: UCB/LBNL/VINT network simulator ns.
<http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- 13) The Rice University Monarch Project: Wireless and mobility extension to ns.
<http://www.monarch.cs.rice.edu/cmu-ns.html>

(平成 22 年 5 月 31 日受付)

(平成 22 年 11 月 5 日採録)



封 威

昭和 54 年生。平成 16 年筑波大学大学院システム情報工学研究科コンピュータサイエンス専攻博士一貫制課程にて修士(工学)を取得。平成 22 年同博士後期課程転課程。現在に至る。資源予約プロトコル, アドホックネットワークの研究等に從事。



木村 成伴（正会員）

昭和 42 年生．平成 7 年東北大学大学院情報科学研究科情報基礎科学専攻博士課程後期 3 年の課程修了．同年筑波大学電子・情報工学系講師．平成 12 年同助教授．平成 16 年同大学大学院システム情報工学研究科助教授．平成 19 年同准教授．現在に至る．博士（情報科学）．プロセス代数，ネットワークプロトコル，通信システムの効率評価に関する研究等に従事．電子情報通信学会，ソフトウェア科学会，IEEE，ACM 各会員．



海老原義彦（正会員）

昭和 22 年生．昭和 50 年東北大学大学院工学研究科電子及通信工学専攻博士課程単位取得退学．同年同大学助手．同年筑波大学電子・情報工学系助手．昭和 51 年同講師．昭和 60 年同助教授．平成 5 年同教授．平成 10 年から 11 年まで同大学学術情報処理センター長．平成 12 年から 14 年まで同大学電子・情報工学系長．平成 16 年同大学大学院システム情報工学研究科教授．平成 17 年から 18 年まで同大学第三学群長．平成 19 年から 21 年まで同大学情報学群長．現在に至る．工学博士．コンピュータネットワークアーキテクチャ，デジタル通信システムの性能評価，および知的通信システムの研究等に従事．電子情報通信学会会員．