

片方向リンクの存在するアドホックセンサネットワークにおける TDMA スロット割当て手法

神崎 映光[†] 原 隆浩[†] 西尾 章治郎[†]

TDMA (Time Division Multiple Access) 方式は、トラフィック量にかかわらず衝突の発生しないパケット転送が実現できるため、アドホックセンサネットワークへの適用が有効である。筆者らはこれまでに、ネットワークに参加する端末の自律的な動作によって、帯域を効率的に利用する TDMA スロット割当て手法を提案している。本論文では、この手法を拡張し、端末ごとの無線通信範囲が異なる環境において、帯域利用率を高く保つ手法を提案する。提案手法では、各端末が、隣接端末との無線リンクの方向を考慮したスロット割当てを行うことにより、割当て情報の不整合の発生を抑制する。さらに本論文では、提案手法の有効性をシミュレーション実験によって評価し、無線通信範囲が異なる環境においても帯域を有効に利用できることを確認する。

A TDMA Slot Assignment Protocol in Ad Hoc Sensor Networks with Unidirectional Wireless Links

AKIMITSU KANZAKI,[†] TAKAHIRO HARA[†] and SHOJIRO NISHIO[†]

Due to its ability to provide the collision-free packet transmission regardless of the traffic load, TDMA (Time Division Multiple Access) has been applied effectively to ad hoc sensor networks. In our previous work, we have proposed a TDMA slot assignment protocol which considers the autonomous behaviors of nodes and utilizes the channel bandwidth effectively in ad hoc sensor networks. In this paper, we extend the protocol to keep the channel utilization high in an environment where nodes have different communication ranges. The extended protocol prevents the inconsistency of the slot assignment information by considering the directions of wireless links with the neighbors when each node assigns a slot to itself. Furthermore, we verify the effectiveness of the protocol by simulation experiments. The results show that our protocol utilizes the channel bandwidth effectively even when nodes have different communication ranges.

1. はじめに

近年、無線通信端末のみで暫定的に形成するアドホックネットワークが注目を集めており¹²⁾、特に、多数のセンサによってネットワークを構築するアドホックセンサネットワークに対する期待が高まっている。アドホックネットワークにおいて、各端末の通信帯域へのアクセスを制御する手法は、各端末がトラフィック要求のあったときに帯域の利用を試みるランダムアクセス型のものと、あらかじめ各端末の帯域利用をスケジューリングするスケジュール型の手法に大別される。ここで、アドホックセンサネットワークでは、ネットワークトポロジやトラフィック特性の変化が少ないこと

が一般的である。そのため、通信のたびに帯域を予約するためのパケット交換が必要ないスケジューリング型の手法が適しており、数多くの通信手法が提案されている¹⁰⁾。中でも、帯域の利用を時間によって分割する手法として TDMA (Time Division Multiple Access) 方式がある。TDMA 方式では、帯域を利用する時間をタイムスロットと呼ばれる時区間に分割し、タイムスロットごとに各端末に通信機会を割り当てる。また、タイムスロットをフレームと呼ばれる周期にまとめ、ネットワーク内の端末は周期的にパケットを送信する。

筆者らはこれまでに、アドホックセンサネットワークにおいて、帯域を有効に利用する TDMA スロット割当て手法として E-ASAP (Extended Adaptive Slot Assignment Protocol) を提案している⁶⁾。E-ASAP では、各端末のフレーム長を、その端末の影響圏におけるスロット割当てに応じて動的に変更することによ

[†] 大阪大学大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻
Department of Multimedia Engineering, Graduate
School of Information Science and Technology, Osaka
University

り、余分な空きスロットの発生を抑制する。ここで影響圏とは、ある端末がパケットを送信する際にパケット衝突を起こす可能性のある端末の集合であり、具体的には隣接端末と隠れ端末を指す。また、E-ASAPでは、端末の参加や退出によって発生するネットワークポロジの変化を各端末が自律的に検出し、スロット割当てを更新する。

ここで、アドホックネットワークでは、無線通信範囲の異なる多種多様な端末が混在してネットワークに参加するものと考えられる。また、消費電力の制御やネットワークポロジの管理を目的として、端末の無線通信範囲を動的に制御する手法がいくつか提案されている。このような環境では、端末間の通信が1方向のみに限定される無線リンクが存在する。E-ASAPでは、上記のような無線通信範囲の違いを考慮していないため、衝突の発生しないスロット割当てが行えず、帯域の利用効率が著しく低下してしまう。

そこで本論文では、E-ASAPの拡張手法であるASAP-UN (ASAP for Unidirectional Network)を提案する。ASAP-UNでは、各端末が、自身の隣接端末それぞれに対して、無線リンクの方向を表すフラグを設定し、スロット割当てに利用することにより、無線通信範囲が異なる端末が混在するネットワークにおいて、ネットワーク性能の低下を抑制する。

以下では、2章で関連研究について述べ、3章でこれまでに提案したE-ASAPについて述べる。4章で提案手法であるASAP-UNについて述べ、5章では、提案手法の性能評価のために行ったシミュレーション実験の結果を示す。最後に6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

これまでに、アドホックネットワークを想定したTDMA方式が数多く提案されている。文献7)では、与えられたネットワークポロジに対して、各端末の帯域利用効率を向上させるスロット割当て手法が提案されている。この手法では、与えられたネットワークポロジに対してグラフ彩色問題を適用することによって、端末のフレーム長を最小化する。しかし、この手法は、スロット割当てを行う際に、あらかじめネットワーク全体のトポロジに関する情報が必要であり、端末の自律的な動作によってスロット割当てが行えない。そのため、端末の参加や退出といったネットワークポロジの変化に対応できない。文献1), 2), 9), 11)では、端末の自律的な動作によって、割当てを動的に変更する手法が提案されている。しかし、文献1), 9),

11)で提案されている手法では、スロット割当てを更新するための期間が定期的を用意されているため、その期間中はデータ転送が行われず、帯域を有効に利用できない。また、文献2)で提案されている手法は、複数のスロットを用いて1つのパケットを繰り返し送信するため、ネットワーク全体の帯域利用効率が低下してしまう。

一方、端末の無線通信範囲が異なるアドホックネットワークを想定した効果的なTDMAスロット割当て方式はこれまでほとんど提案されていないが、文献8)において、IEEE 802.11 MACプロトコルを改良したUAMAC (Unidirectional-link Aware MAC)プロトコルが提案されている。この手法は、IEEE 802.11 MACプロトコルにおいてデータ転送前に送信されるRTS/CTSフレームの伝搬範囲を拡大する。これにより、無線通信範囲の大きい端末が、無線通信範囲の小さい端末間で行われているデータ転送を認識でき、パケット衝突による通信効率の低下を抑制できる。しかし、この手法は、各端末が通信要求に応じて帯域の利用を予約するため、トラフィック量が大きい場合にパケット衝突が頻発し、帯域の利用効率が大幅に低下する可能性がある。

3. E-ASAP

本章では、筆者らが文献6)において提案したスロット割当て手法であるE-ASAPについて述べる。E-ASAPでは、各端末が、影響圏のスロット割当て状況に応じて、自身へのスロット割当てを自律的に行う。また、各端末のフレーム長を動的に変更することにより、余分な空きスロットの発生を抑制し、帯域の利用効率を向上させる。

3.1 想定環境

本論文では、端末は移動しないものとし、端末の参加や退出によってのみネットワークポロジが変化する環境を想定する。また、各端末は、ネットワーク内で一意な識別子を持つものとする。さらに、端末間の時刻同期は、既存の時刻同期手法を用いて実現されているものとする。たとえば、文献3), 4)で提案されている手法は、双方向リンクの両端に存在する端末間で時刻同期を行うが、マルチホップな環境に適用可能であるため、片方向リンクの両端に存在する端末間でも、複数の端末を介した時刻同期が可能である。また、センサネットワークでは、位置情報の取得にGPS (Global Positioning System)を用いる環境が考えられる。このような環境では、GPSを用いた時刻同期も可能である。

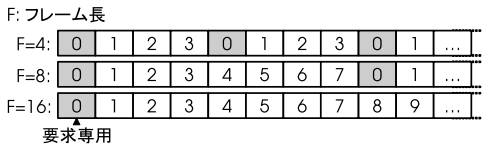


図 1 E-ASAP におけるフレーム構成
Fig.1 TDMA format in E-ASAP.

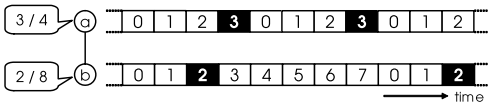


図 2 フレーム長の異なる端末間での整合性

Fig.2 Consistency of slot assignment between nodes with different frame lengths.

3.2 フレーム構成

図 1 に、E-ASAP におけるフレーム構成を示す。E-ASAP では、各端末が 2 の累乗スロットの長さを持つフレームを自身に設定する。また、全端末が共通の時間系を持ち、先頭スロットの位置が最大フレーム長のものと必ず一致するようにする。これにより、フレーム長の異なる端末間でも、パケット衝突の発生しない転送を実現する。たとえば図 2 において、異なるフレーム長を持つ端末 *a* および *b* は、それぞれ黒色のスロットを用いてパケットを送信することで、互いに衝突なくパケットを送信できる。ここで、図 2 において、各端末に与えられた吹き出しは、右側の数字がフレーム長を、左側の数字がそのフレーム長における割当てスロットを表す。

また、各フレームの先頭スロットは、ネットワークに新たに参加する端末（新規端末）が割当て情報を要求するために空けておき、通常データ転送には用いない。

3.3 データフォーマット

各端末は、自身のフレーム長と割当てスロット、隣接端末の割当て情報、および隠れ端末の割当て情報を保持する。ここで、他端末の割当て情報は、端末の識別子、フレーム長、および割当てスロットに関する情報を含む。

3.4 パケットフォーマット

各端末は、転送モードと制御モードの 2 つの状態を遷移し、状態によって異なるパケットを送信する。それぞれの状態で送信されるパケットを表 1 に示す。

3.4.1 転送モード

データパケット

データパケットは、送信端末におけるフレーム長と割当てスロットに関する情報を含み、各端末が自身に割り当てられたすべてのスロットにおいて全隣接端末

に送信する。また、各端末が転送するデータを保持している場合は、これをデータパケットに付与する。

3.4.2 制御モード

要求パケット

要求パケットは、新規端末が全隣接端末に送信し、新規端末の識別子を含む。これにより、新規端末は、影響圏内の全端末におけるスロット割当て情報を要求する。

情報パケット

情報パケットは、送信端末およびその隣接端末のスロット割当て情報を含み、新規端末の隣接端末が全隣接端末に送信する。

提案パケット

提案パケットは、新規端末およびその影響圏内の全端末におけるスロット割当て情報を含み、新規端末が全隣接端末に送信する。

更新パケット

更新パケットは、情報パケットと同様に、送信端末およびその隣接端末のスロット割当て情報を含む。新規端末の隣接端末や、スロット割当てが変更された端末、およびその隣接端末が、全隣接端末や影響圏全体に送信する。

異常検出パケット

異常検出パケットは、パケット衝突を検出した時刻に関する情報を含み、衝突を検出した端末が全隣接端末に送信する。

3.5 スロットの割当て

新規端末は、次の 3 つの手順に従って、自身にスロットを割り当て、ネットワークに参加する。

3.5.1 スロット割当て状況の把握

新規端末は、周囲の帯域を一定期間監視し、隣接端末からのデータパケットを収集する。これにより、新規端末は、各隣接端末におけるフレームの先頭スロットを割り出すことができるため、全隣接端末の中で最大のフレーム長における先頭スロットを用いて要求パケットを送信する。以降、新規端末は、自身へのスロット割当てが完了するまで、この先頭スロットを暫定的に自身に割り当て、このスロットを用いてすべてのパケットを送信する。

要求パケットを受信した隣接端末は、制御モードに移行し、自身の割当てスロットを用いて、情報パケットを返送する。

3.5.2 割当てスロットの選択

全隣接端末からの情報パケットを収集した新規端末は、E-ASAP における最小フレーム長である 4 スロットを自身のフレーム長に設定し、以下に示す 3 つの手

表 1 E-ASAP におけるパケットフォーマット
Table 1 Packet format in E-ASAP.

状態	パケット名	付与情報	送信端末	伝播範囲
転送モード	データパケット (DAT)	自身のフレーム長, 現在のスロット番号, (転送データ)	全端末	全隣接端末
制御モード	要求パケット (REQ)	自身の識別子	新規端末	全隣接端末
	情報パケット (INF)	自身のスロット割当て情報 全隣接端末のスロット割当て情報	新規端末の隣接端末	全隣接端末
	提案パケット (SUG)	自身のスロット割当て情報 全隣接端末のスロット割当て情報 全隠れ端末のスロット割当て情報	新規端末	全隣接端末
	更新パケット (UPD)	(情報パケットと同様)	割り当て情報が更新された端末 およびその隣接端末	全隣接端末 影響圏全体
	異常検出パケット (ERR)	パケット衝突を検出した時刻	パケット衝突を検出した端末	全隣接端末

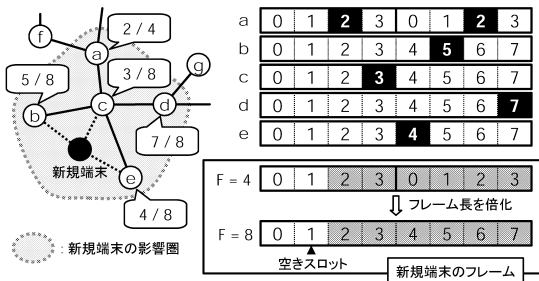


図 3 E-ASAP における割当てスロットの選択
Fig. 3 Selecting an assigned slot in E-ASAP.

順に従って、割当て可能なスロットを検索する。

- (1) 空きスロット獲得
設定したフレーム長において、先頭スロットが全隣接端末に割り当てられておらず、かつ、他にも空きスロットが存在した場合、空きスロットの中から 1 つを選択し、自身に割り当てる。
- (2) 複数割当ての解放
フレーム中に空きスロットが存在しない場合、設定したフレーム長において複数のスロットが割り当てられている端末が存在するか調べる。該当する端末が存在した場合、その割当ての一部を解放し、自身に割り当てる。
- (3) 倍周期割当て
設定したフレーム長において割当て可能なスロットが存在しない場合、フレーム長を 2 倍にし、上記の 2 つの方法によって、割当て可能なスロットを再検索する。この動作は、割当て可能なスロットが発見できるまで繰り返される。

この手順を図 3 に示す。図 3 において、フレーム内の白色のスロットは空きスロットを表し、灰色のスロットは他端末に割り当てられているスロットを表す。まず新規端末は、最小フレーム長である 4 スロットのフレーム長におけるスロット割当てを試みるが、先頭

スロットが隣接端末 e に割り当てられているため、自身への割当てが不可能であると判断する。そこで新規端末は、フレーム長を 2 倍にし、8 スロットのフレーム長における割当てを試みる。8 スロットのフレーム長では、先頭スロットが隣接端末に割り当てられておらず、さらにスロット 1 も空きスロットになっているので、新規端末は、空きスロット獲得により、スロット 1 を自身に割り当てる。

3.5.3 割当ての通知

自身の割当てを決定した新規端末は、提案パケットを全隣接端末に送信する。提案パケットを受信した隣接端末は、自身の保持するスロット割当て情報を更新し、自身の割当てスロットを用いて、全隣接端末に更新パケットを送信する。更新パケットを送信した隣接端末は、転送モードに移行し、次の割当てスロットからデータパケットの送信を再開する。更新パケットを受信した各端末は、自身の保持するスロット割当て情報を更新する。また、新規端末は、すべての隣接端末から更新パケットを受信した時点で、自身への割当て処理を完了し、転送モードに移行する。

3.6 競合の検出と解決

E-ASAP では、新規端末が、同じスロットが割り当てられている複数の端末と接続した場合、スロット割当ての競合が発生する。競合を検出した新規端末は、以下の 3 つの手順に従って、割当ての競合を解決する。

- (1) 競合スロット削除
競合を起こしている端末 (競合端末) において、競合していない他のスロットが割り当てられていた場合、競合しているスロットの割当てを解放する。競合していないスロットが割り当てられている端末が複数存在した場合は、割当てスロット数の多い端末から優先的に割当てを解放する。
- (2) 割当ての分配

競合端末において、複数のスロットが競合していた場合、それらのスロットを競合端末に分配する。

(3) 倍周期分配

競合端末において、割り当てられた単一のスロットが競合していた場合、フレーム長を2倍にして競合スロット数を増加させ、それらを競合端末に分配する。フレーム長を2倍にしても競合が解決されない場合は、さらにフレーム長を2倍にし、競合端末に分配する動作を繰り返す。

ここで、競合が発生する状況では、情報パケットの衝突が発生し、新規端末が正確な情報を取得できない可能性がある。このような場合、新規端末は、衝突を検出した時刻情報を含む異常検出通知パケットを全隣接端末に送信する。衝突の要因となった隣接端末は、異常検出通知パケットに含まれる時刻情報から、自身がパケット衝突の要因となっていることを認識し、ランダムに設定したフレーム長だけ待機した後、情報パケットを再送する。この動作は、新規端末が全隣接端末から情報パケットを受信できるまで繰り返される。

3.7 端末の退出

ネットワークから退出する端末は、転送モードで送信していたデータパケットの送信を停止する。退出した端末の隣接端末は、その端末のフレーム長に等しい期間が経過してもデータパケットを受信しなかった場合、その端末の退出を検出し、自身の保持するスロット割当て情報を更新する。その後、自身の割当てスロットを用いて、全隣接端末に更新パケットを送信する。更新パケットを受信した全端末は、自身のスロット割当て情報を更新する。以上の動作により、退出した端末に対する割当ての解放処理が完了する。

4. ASAP-UN

E-ASAPでは、各端末が、影響圏におけるスロット割当て状況に応じて自身のフレーム長を動的に設定するため、余分な空きスロットの発生を抑制し、帯域を有効に利用できる。しかし、E-ASAPでは、すべての端末の無線通信範囲が等しい環境を想定しているため、端末ごとの無線通信範囲が異なる場合、新規端末参加時のパケット交換が正常に行えない。そのため、衝突の発生しない割当てが実現できず、帯域の利用効率が大幅に低下する可能性がある。そこで本章では、E-ASAPを拡張し、無線通信範囲が異なる端末が混在する環境において、ネットワーク性能の低下を抑制する手法であるASAP-UNを提案する。

端末ごとの無線通信範囲が異なる場合、通信が片方

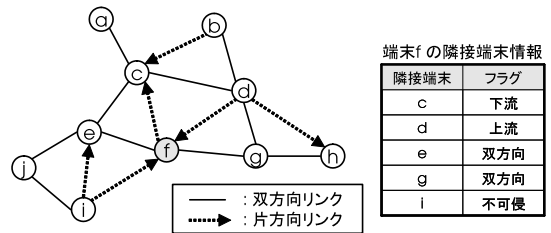


図4 片方向リンクが存在するアドホックネットワーク
Fig.4 Ad hoc network with unidirectional links.

向のみに限定される無線リンクが存在する。本論文では、このような無線リンクを片方向リンクと呼ぶ。また、片方向リンクの一端に存在し、相手端末にパケットを送信できるが、相手端末からのパケットを受信できない端末を上流端末と呼び、他端に存在する端末を下流端末と呼ぶ。

4.1 フレーム構成とデータフォーマット

ASAP-UNでは、E-ASAPと同様に、フレーム長を2の累乗スロットで与え、各フレームの先頭を新規端末の要求用に空けておく。

また、各端末は、E-ASAPで保持する情報に加え、各隣接端末に対して、以下に示す4つのフラグのいずれかを設定する。

- (1) 双方向フラグ
相手端末との通信が双方向で可能であることを表す。
- (2) 上流フラグ
相手端末が自身の上流端末であることを表す。ただし、他の隣接端末の無線通信範囲内に存在し、その隣接端末を介してパケットを転送することは可能である。
- (3) 下流フラグ
相手端末が自身の下流端末であり、自身に対して上流フラグを設定していることを表す。
- (4) 不可侵フラグ
相手端末が自身の上流端末であり、直接通信が可能な他の隣接端末も存在しないことを表す。

以上のフラグを設定することによって、片方向リンクの両端に存在する端末は、共通する隣接端末を介した通信が可能な場合に、互いの存在を認識できる。たとえば図4の端末fは、端末cに対して下流フラグを、端末e, gに対して双方向フラグを設定する。また、上流端末dとは、他の隣接端末cやgを介して通信が可能であるため、dに対して上流フラグを設定し、直接通信可能な隣接端末の存在しない端末iに対しては不可侵フラグを設定する。

表 2 ASAP-UN におけるパケットフォーマット
Table 2 Packet format in ASAP-UN.

状態	パケット名	付与情報	送信端末	伝播範囲
転送モード	データパケット (DAT)	(E-ASAPと同様)		
	要求パケット (REQ)			
情報パケット (INF)				
異常検出パケット (ERR)				
制御モード	提案パケット (SUG)	自身のスロット割り当て情報 全隣接端末のスロット割り当て情報 全隠れ端末のスロット割り当て情報 情報パケット受信端末情報	新規端末	全隣接端末
	更新パケット (UPD)	自身のスロット割り当て情報 全隣接端末のスロット割り当て情報 存在通知情報	割り当て情報が更新された端末 およびその隣接端末	全隣接端末 影響圏全体
	存在通知パケット (PR)	存在通知情報	下流端末に存在通知を 依頼された中継端末	全隣接端末

4.2 パケットフォーマット

各端末がとる状態は E-ASAP と同様であるが、制御モードで送信されるパケットと、それらに含まれる情報が異なる。表 2 に、ASAP-UN において送信されるパケットを示す。表 2 において、太字で示す情報は、ASAP-UN において追加されたものである。

4.2.1 転送モード

E-ASAP と同様に、データパケットを送信する。

4.2.2 制御モード

要求パケット、情報パケット、および異常検出パケットに含まれる情報は E-ASAP と同様である。ただし、各パケットに含まれる隣接端末の割当て情報には、送信端末が設定したフラグが付与される。

提案パケットには、情報パケット受信端末情報として、情報パケットを受信できた端末のリストを含む。

また、更新パケットには、情報パケットに含まれる情報に加え、存在通知情報を含む。ここで、存在通知情報は、片方向リンクの下流端末が送信し、送信端末の識別子、上流端末の識別子、および上流端末へパケットを中継する端末の識別子を含む。さらに、存在通知情報を含む更新パケットを受信した端末は、存在通知パケットとして、上流端末に存在通知情報を転送する。

4.3 スロットの割当てとフラグの設定

新規端末は、次の 4 つの手順に従って、自身にスロットを割り当て、隣接端末に対するフラグを設定する。

4.3.1 スロット割当て状況の把握

E-ASAP と同様に、新規端末は、一定期間データパケットを収集し、隣接端末の中で最大のフレーム長における先頭スロットを用いて要求パケットを送信する。このとき、データパケットを受信した端末の識別子を、データパケット受信端末情報として一時的に記録する。その後、新規端末は、設定した最大フレーム

長に等しい期間だけ情報パケットを収集する。

要求パケットを受信した隣接端末は、制御モードに移行し、自身に割り当てられたスロットを用いて情報パケットを返す。ここで、新規端末の無線通信範囲が隣接端末より小さいときには、隣接端末が片方向リンクの上流に存在する。このような場合、上流の隣接端末には要求パケットが到達しないため、その端末は新規端末の出現を検出できず、情報パケットの返信を行わない。そのため、新規端末は、データパケット受信端末の中で、最大フレーム長だけ待っても情報パケットを受信できなかった端末には不可侵フラグを設定する。なお、上流端末は、情報パケットを送信することなく、データパケットの送信を続けるため、新規端末は、その上流端末の正確な割当て情報を取得できない。そこで新規端末は、情報パケット収集期間中に上流端末が送信したデータパケットを収集し、それらのパケットに含まれるフレーム長と送信スロット番号に関する情報を用いて、その端末の割当て情報を生成する。

次に、新規端末は、収集したすべての情報パケットを参照し、不可侵フラグを設定した端末の情報で、双方向または下流フラグが設定されているものを検索する。該当する情報が見つかった場合、新規端末は、情報パケットの送信元端末を介して上流端末にパケットを送信できるため、不可侵フラグを無効にし、上流フラグを設定する。たとえば図 5 において、新規端末 n は、端末 b と c からの情報パケットを受信できないため、これらの端末に対して不可侵フラグを設定する。また、端末 a から受信した情報パケットに端末 b の情報が含まれているため、端末 a を介して端末 b にパケットを送信できることを認識し、端末 b に対する不可侵フラグを無効にし、上流フラグを設定する。

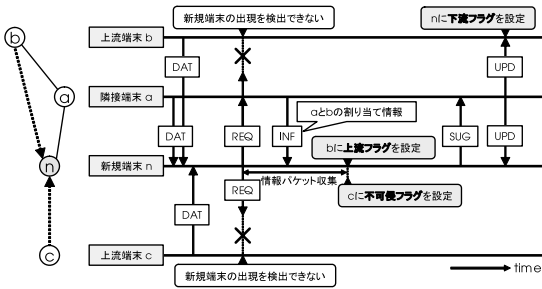


図 5 新規端末が下流となった場合のフラグの設定
 Fig. 5 Setting flags when the new node becomes a downstream node.

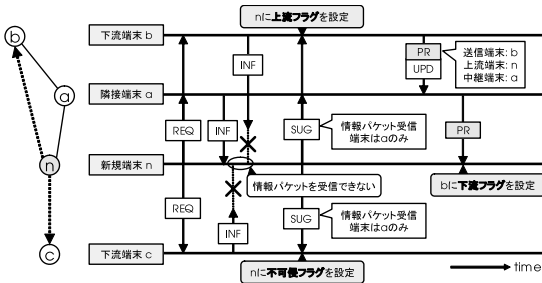


図 6 新規端末が上流となった場合のフラグの設定
 Fig. 6 Setting flags when the new node becomes an upstream node.

また、新規端末は、情報パケットを受信した端末の識別子を、情報パケット受信端末情報として記録する。

4.3.2 割当てスロットの選択

割当て情報を生成した新規端末は、E-ASAP と同様に、自身のフレーム長を 4 スロットに設定し、「空きスロット獲得」「複数割当ての解放」「倍周期割当て」の 3 つの手順に従って、自身に割り当てるスロットを選択する。

ただし、「複数割当ての解放」において、不可侵フラグが設定されている端末の割当てスロットは解放しない。また、割当てスロットを解放できる端末のうち、双方向フラグが設定された端末の割当ては、上流フラグが設定された端末より優先的に解放する。

4.3.3 割当ての通知

自身の割当てを決定した新規端末は、E-ASAP と同様に、提案パケットを全隣接端末に送信する。ここで新規端末は、情報パケット受信端末情報を提案パケットに付与する。提案パケットを受信した隣接端末は、自身のスロット割当て情報を更新し、自身の割当てスロットを用いて更新パケットを送信する。このとき、無線通信範囲の小さい隣接端末が存在した場合、図 6 のように、情報パケットが新規端末に到達しないため、

新規端末は情報パケットを受信できず、情報パケット受信端末情報にその端末の情報を含めない。そのため、情報パケットを送信したにもかかわらず、情報パケット受信端末情報に自身の識別子が含まれていない場合、隣接端末は、新規端末に対して不可侵フラグを設定する。ただし、情報パケット受信端末情報に、自身と隣接しており、かつ双方向または下流フラグが設定された端末の識別子が含まれていた場合は、その端末を介して新規端末にパケットを送信できるため、不可侵フラグを無効にし、上流フラグを設定する。たとえば図 6 において、端末 b と c は、情報パケット受信端末情報に自身を含まない提案パケットを新規端末 n から受信するため、端末 n に対して不可侵フラグを設定する。また、端末 b は、情報パケット受信端末情報内に、双方向フラグが設定されている隣接端末 a の情報が含まれているため、端末 a を介して端末 n にパケットを送信できることを認識し、端末 n に対する不可侵フラグを無効にし、上流フラグを設定する。

更新パケットを送信した隣接端末は、転送モードに移行し、次の割当てスロットからデータパケットの送信を再開する。また、新規端末は、情報パケット受信端末情報に含まれる全端末から更新パケットを受信した時点で、転送モードに移行する。

4.3.4 下流フラグの設定

隣接端末の情報に上流フラグを設定した端末は、他の隣接端末を介して、上流端末に自身の存在を通知する。

新規端末が上流フラグを設定した場合、提案パケットを受信したすべての隣接端末が更新パケットを送信する。そのため、上流端末は、受信した更新パケットから新規端末の出現を認識し、その情報に下流フラグを設定する。たとえば図 5 において、新規端末の上流に存在する端末 b は、端末 a が送信した更新パケットから新規端末の出現を認識し、その情報に下流フラグを設定する。

一方、新規端末の隣接端末が上流フラグを設定した場合、更新パケットに自身の存在通知情報を付与して送信する。存在通知情報を受信した隣接端末は、パケットを中継する端末として自身が設定されていた場合、存在通知パケットを転送する。存在通知パケットを受信した新規端末は、下流端末の存在を認識し、その情報に下流フラグを設定する。たとえば図 6 において、新規端末 n の情報に上流フラグを設定した端末 b は、存在通知パケットを付与した更新パケットを全隣接端末に送信する。更新パケットを受信した端末 a は、中継端末として自身が設定されているため、存在通知パ

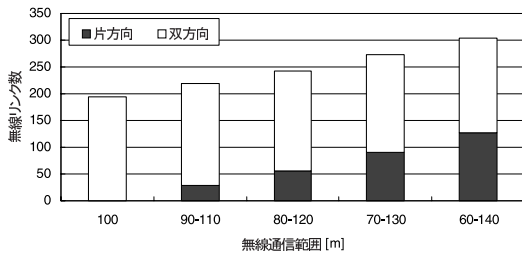


図 8 無線リンク数

Fig. 8 Number of wireless links.

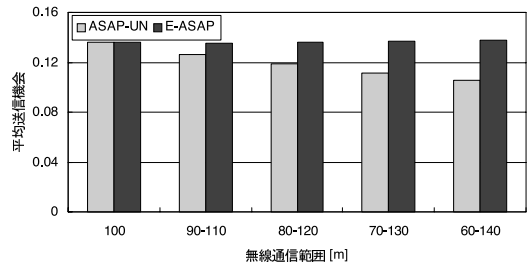


図 9 平均送信機会

Fig. 9 Average channel utilization.

1,000 [m] × 1,000 [m] の 2 次元平面領域内において、端末数が 100 になるまで 1 端末ずつネットワークに参加させる動作を 50 回試行した。新規端末は、各端末が接続する双方方向リンク数が 1 以上 5 以下となる範囲内からランダムに選択した位置に出現するものとした。また、新規端末が参加した後、スロット割当ての更新が完了し、すべての端末が転送モードに復帰するまで、他端末は参加しないものとした。さらに、通信誤りによるパケットの損失は発生せず、各端末が送信したパケットが無線通信範囲内に必ず到達するものとした。各端末の無線通信範囲は、 C_{min} [m] から C_{max} [m] の範囲内でランダムに選択した。図 8 に、それぞれの実験における双方方向リンク数および片方向リンク数の平均値を示す。グラフの横軸は C_{min} および C_{max} を表し、縦軸は無線リンク数を表す。グラフより、無線通信範囲の幅が大きくなると、無線リンク数が増加することが分かる。また、片方向リンクが占める割合も増加し、 $C_{min} = 60$, $C_{max} = 140$ のときに 40% を超えることが分かる。

5.1.1 評価基準

本実験では、以下の 4 つの評価値を用いた。なお、各評価値は、50 回の試行の平均とした。

(1) 平均送信機会

各端末のフレーム長に対する割当てスロット数の割合（ネットワーク全体の平均値）。平均送信機会が増加すると、各端末がパケットを送信する機会が増えるため、帯域の利用効率が向上する。ただし、衝突の要因にもなるため、転送に失敗する割当てスロットが生じる可能性も高くなる。

(2) 平均実効送信機会

各端末のフレーム長に対する、パケット衝突を起こしていない割当てスロット数の割合（ネットワーク全体の平均値）。

(3) 解決不能競合数

解決できなかった割当ての競合の総数（ネット

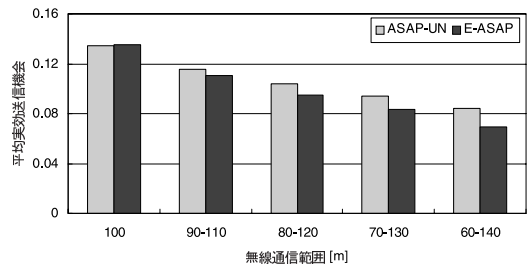


図 10 平均実効送信機会

Fig. 10 Average effective channel utilization.

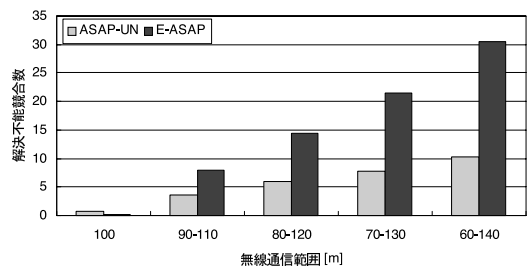


図 11 解決不能競合数

Fig. 11 Number of unsolvable conflicts.

ワーク全体)。

(4) 制御トラヒック

新規端末が参加するために交換された制御パケットの総数（ネットワーク全体）。

5.1.2 評価結果

端末の無線通信範囲の最小値 C_{min} および最大値 C_{max} を変化させたときのシミュレーション結果を図 9、図 10、図 11、および図 12 に示す。各グラフの横軸は C_{min} および C_{max} を表し、縦軸はそれぞれ、平均送信機会、平均実効送信機会、解決不能競合数、制御トラヒックを表す。

まず、図 9 の結果より、片方向リンクの存在を考慮しない E-ASAP では、無線通信範囲の幅にかかわらず、ほぼ同じ送信機会が得られていることが分かる。これは、片方向リンクの両端に存在する端末において割当て情報が交換されず、両者が互いの存在を考慮せ

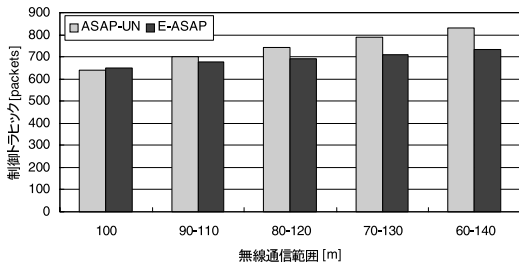


図 12 制御トラフィック

Fig. 12 Control traffic.

ずに自身の割当てスロットを決定することで、各端末がより小さいフレーム長を自身に設定するためであると考えられる。一方、ASAP-UN では、各端末が片方向リンクの存在を認識し、上流端末の存在を考慮したスロット割当てを行うことで、E-ASAP より送信機会が小さくなる。

また、図 10 の結果より、E-ASAP において、実効送信機会が図 9 の送信機会と比較して大幅に減少していることが分かる。一方、ASAP-UN においては、E-ASAP と比較してつねに高い実効送信機会が得られており、また図 9 の送信機会からの減少幅も小さい。これより、ASAP-UN は、端末の無線通信範囲が異なる環境において、帯域利用効率の低下を抑制していることが分かる。

さらに、図 11 の結果より、無線通信範囲の幅の増加にともない、E-ASAP において解決できない競合が多く発生しており、実効送信機会を低下させる要因となっていることが分かる。一方、ASAP-UN では、E-ASAP と比較して、競合の発生を大幅に抑制しており、また無線通信範囲の幅の増加にともなう競合発生数の増加量も小さい。

最後に、図 12 の結果より、無線通信範囲の幅の増加にともない、ASAP-UN における制御トラフィックが E-ASAP と比較して若干増加することが分かる。これは、ASAP-UN において、下流端末が上流端末に自身の存在を通知するために、別の隣接端末を介してパケットを送信する機会が増加したためであると考えられる。

5.1.3 考察

ASAP-UN では、各端末が片方向リンクを考慮したスロット割当てを行うことにより、競合の発生を大幅に削減している。ここで、解決できなかった競合の要因となる端末は、片方向リンクの上流に存在する。一般に、割当ての競合によるパケット衝突が発生した場合、パケットを再送する必要があるが、このような場合、衝突を検出した下流端末は、上流端末に対して直

接再送要求を送信できない。そのため、複数の端末を介して再送要求を転送するか、上位層による再送制御を行う必要があり、転送遅延やスループットが低下するものと考えられる。また、TDMA 方式では、パケット衝突によって端末間のパケット転送に失敗する場合、その端末間の無線リンクは無効となる。そのため、解決できない競合数が大きくなると、無効になる無線リンク数が増大し、データ転送に大きな影響を与えるものと考えられる。

ここで、シミュレーション実験では、通信誤りによるパケットの損失を考慮していない。ASAP-UN および E-ASAP は、ネットワークポロジに対してスロット割当てが一意に定まるため、通信誤りに影響を受けない。ただし、スロット割当てを行う際に、制御パケットを複数回送信するなど、通信誤りによる割当て情報の不整合を抑制する方法が必要になる。このような方法を適用した場合、両手法において制御トラフィックが増大するが、手法の性能間の優劣関係および相対差は変化しない。

5.2 データ転送効率の評価

前節の実験に加え、ASAP-UN の上位層におけるデータ転送効率を、E-ASAP および 2 章の関連研究で紹介した UAMAC⁸⁾ と比較した。本実験では、前節で生成した $C_{min} = 80$, $C_{max} = 120$ のネットワークにおいて、1 つの端末をシンクノードに設定し、各端末が、平均 15 [秒] の指数分布に従う間隔で、シンクノードに対してデータパケットを送信するものとした。また、1 スロットあたりの時間を 0.0001 [秒]、無線通信帯域を 11 [Mbps] とし、ルーティングプロトコルには DSR (Dynamic Source Routing protocol⁹⁾) を用いた。さらに、前節の実験と同様、通信誤りによるパケットの損失は発生せず、各端末が送信したパケットが無線通信範囲内に必ず到達するものとした。

以上の環境において、各端末に 100 回ずつデータパケットを送信させた。

5.2.1 評価基準

本実験では、以下の 5 つの評価値を用いた。

- (1) 平均転送成功率
生成されたすべてのデータパケットに対する、シンクノードに到達したものの割合。
- (2) 平均転送経路長
シンクノードに到達したデータパケットについて、そのパケットが転送された経路のホップ数の平均値。
- (3) 平均経路発見遅延
送信元端末においてデータパケットが生成され

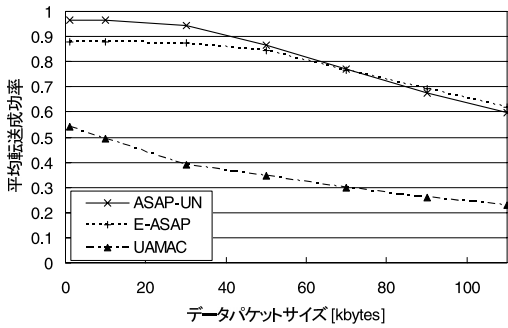


図 13 平均転送成功率

Fig. 13 Average successful transmission ratio.

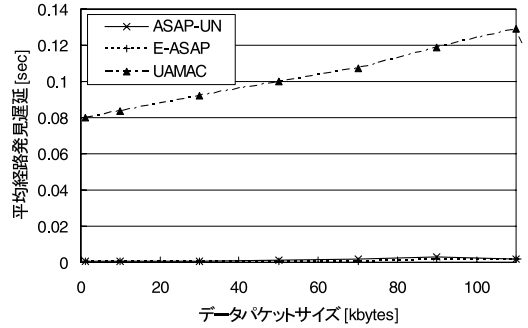


図 15 平均経路発見遅延

Fig. 15 Average delay for route discovery.

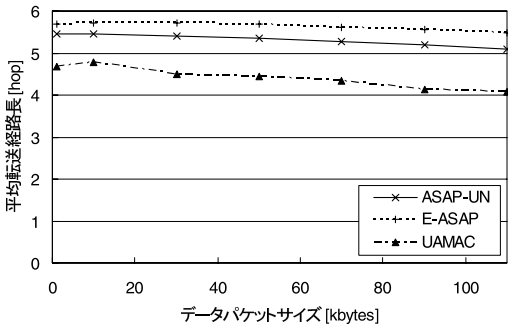


図 14 平均転送経路長

Fig. 14 Average route length.

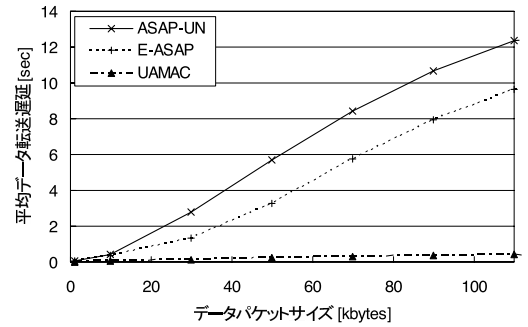


図 16 平均データ転送遅延

Fig. 16 Average delay for data transmission.

てから、シンクノードまでの経路を発見するまでに経過した時間の平均値。

(4) 平均データ転送遅延

送信元端末においてデータパケットが送信され始めてから、シンクノードに到達するまでに経過した時間の平均値。

(5) スループット

単位時間あたりにシンクノードまで送信できたデータ量。

5.2.2 評価結果

データパケットサイズを変化させたときのシミュレーション結果を図 13, 図 14, 図 15, 図 16, 図 17 に示す。各グラフの横軸はデータパケットサイズを表し、縦軸はそれぞれ、平均転送成功率、平均転送経路長、平均経路発見遅延、平均データ転送遅延、スループットを表す。

まず図 13 の結果より、ランダムアクセス型の通信手法である UAMAC における転送成功率がつねに小さいことが分かる。これは、UAMAC において、多くの端末間でパケット衝突が発生し、パケットが破棄されているためであると考えられる。一方、TDMA 方式である ASAP-UN および E-ASAP では、UAMAC

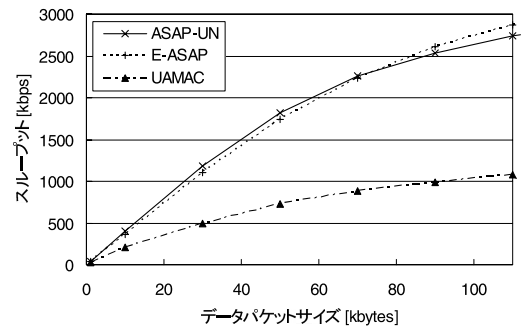


図 17 スループット

Fig. 17 Throughput.

と比較してつねに高い転送成功率が得られている。特に、トラヒック量が比較的小さいところでは、ASAP-UN の転送成功率が高く、ほぼすべてのデータ転送に成功している。しかし、トラヒック量が大きくなると、ASAP-UN における転送成功率が低下し、E-ASAP を下回ることが分かる。これは、ASAP-UN において、各端末に割り当てられるスロット数が E-ASAP より少ないため、増大したデータトラヒックを処理しきれなくなるためであると考えられる。

次に図 14 の結果より、UAMAC によって生成され

た経路が、他の手法と比較して短くなるのが分かる。これは、発生したデータトラフィックのうち、経路長の短いものしか転送に成功していないためであると考えられる。一方、ASAP-UN および E-ASAP では、経路長の長いデータ転送にも成功していることが分かる。また、多くのデータ転送に成功している ASAP-UN の転送経路長が、E-ASAP より短くなっている。これは、ASAP-UN において、パケット衝突によって無効となる無線リンクの発生が抑制され、より短い経路でパケットを転送できるためであると考えられる。さらに、トラフィック量の増大にともなって、すべての手法における転送経路長が短くなるのが分かる。これは、過大なトラフィックによって、経路長の長いデータ転送を処理しきれなくなるためであると考えられる。

次に図 15 の結果より、UAMAC における経路発見遅延が、他の手法と比較して非常に大きくなるのが分かる。これは、経路発見に用いるパケットの転送がデータパケットの転送によって妨げられ、端末間での再送制御が頻発しているためであると考えられる。一方、ASAP-UN および E-ASAP では、UAMAC と比較してつねに経路発見遅延が小さく、効果的に経路発見が行えることが分かる。また、トラフィック量が大きいところで、ASAP-UN における経路発見遅延が E-ASAP より若干大きくなる。これは、UAMAC と同様に、増大したデータトラフィックによって、経路発見に用いるパケット転送が妨げられるためであると考えられる。

次に図 16 の結果より、UAMAC におけるデータ転送遅延が、他の手法と比較して非常に小さいことが分かる。これは、図 14 で述べたように、経路長の短いデータ転送しか成功していないためであると考えられる。また、ASAP-UN におけるデータ転送遅延が、E-ASAP と比較して大きいことが分かる。これは、ASAP-UN における各端末の送信機会が E-ASAP より小さく、サイズの大きいデータパケットの転送に多くの時間を要するためであると考えられる。

最後に図 17 の結果より、ASAP-UN および E-ASAP におけるスループットが、UAMAC と比較して大幅に向上していることが分かる。これは、図 13 で述べたように、UAMAC においてパケット衝突が頻発し、多くのデータ転送に失敗しているためであると考えられる。また、ASAP-UN および E-ASAP におけるスループットがほぼ等しくなることが分かる。これは、図 13 および図 16 の結果から分かるように、ASAP-UN では多くのデータ転送に成功する反面、それぞれの転送に要する時間が E-ASAP より大きくな

るためである。さらに、データパケットサイズが大きいところでは、ASAP-UN におけるスループットが E-ASAP を下回ることが分かる。これは、図 13、図 14、および図 16 で述べたように、ASAP-UN におけるスロット割当てが過大なデータトラフィックを処理しきれなくなったためであると考えられる。

5.2.3 考 察

シミュレーション結果より、ASAP-UN および E-ASAP におけるスロット割当ては、アドホックセンサネットワークにおいて帯域を有効に利用し、ランダムアクセス型の通信手法である UAMAC と比較してネットワーク性能を向上させていることが分かる。また、トラフィック量がある程度小さいところでは、ASAP-UN における通信効率率が E-ASAP より高くなるのが分かる。これは、ASAP-UN において、各端末が片方向リンクの存在を考慮したスロット割当てを行うことにより、割当ての競合を原因とする無効な無線リンクの発生を抑制するためである。ここで、トラフィック量が増大すると、ASAP-UN における通信効率率が低下し、E-ASAP を下回っている。これは、ASAP-UN において、片方向リンクの下流に存在する端末が、上流端末の割当てスロットを自身への割当てに利用できず、送信機会が小さくなってしまいうためであると考えられる。しかし、図 13 の結果から分かるように、トラフィック量が増大した場合、E-ASAP における転送成功率も低下を始めており、両手法ともにネットワークが飽和しているものと考えられる。以上より、現実的なトラフィック量においては、ASAP-UN におけるスロット割当てによって、高いネットワーク効率が確保できているといえる。

ここで、シミュレーション実験では、前節と同様、通信誤りによるパケットの損失を考慮していない。通信誤りが発生した場合、すべての手法において、通信効率率が低下するものと考えられる。しかし、これらの手法間の性能差は、パケット衝突の有無や帯域利用効率によって生じているため、通信誤りが発生する環境においても、その優劣関係や相対差は変化しない。

6. おわりに

本論文では、端末ごとの無線通信範囲が異なるアドホックセンサネットワークにおいて、帯域を有効に利用する TDMA スロット割当て手法として ASAP-UN を提案した。ASAP-UN では、各端末が、隣接端末の情報に無線リンクの方向を表すフラグを設定することにより、片方向リンクの存在する環境において、パケット衝突の発生を抑制する。また、本論文では、提

案手法の有効性を、帯域利用効率とデータ転送効率の2つの観点からシミュレーション実験によって評価した。これらの結果から、ASAP-UNを用いることにより、割当て情報の不整合を抑制し、効果的なデータ転送が実現できることを確認した。

5.2.3項で述べたように、ASAP-UNでは、片方向リンクの下流に存在する端末の帯域利用効率が低くなりやすい傾向にある。そこで、片方向リンクの両端においてより効果的な情報共有を実現し、ネットワーク全体で均一にスロット割当てを行う方法について検討する予定である。また、端末の無線通信範囲が動的に変化する環境に対応できるように提案手法を拡張する予定である。さらに、トラヒック要求など、ネットワーク環境の動的な変化に応じて、動的にスロット割当てを更新する手法について検討する予定である。

謝辞 本研究の一部は、文部科学省21世紀COEプログラム「ネットワーク共生環境を築く情報技術の創出」、文部科学省若手研究(A)(16680005)、および基礎研究(A)(17200006)の研究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) Bao, L. and Garcia-Luna-Aceves, J.J.: A new approach to channel access scheduling for ad hoc networks, *Proc. MOBICOM 2002*, pp.210–221 (2002).
- 2) Chlamtac, I., Farago, A. and Zhang, H.: Time-spread multiple-access (TSMA) protocols for multihop mobile radio networks, *IEEE/ACM Trans. Networking*, Vol.5, No.6, pp.804–812 (1997).
- 3) Elson, J., Girod, L. and Estrin, D.: Fine-grained network time synchronization using reference broadcasts, *Proc. Symposium on Operating System Design and Implementation (OSDI2002)*, pp.147–163 (2002).
- 4) Ganeriwal, S., Kumar, R. and Srivastava, M.B.: Timing-sync protocol for sensor networks, *Proc. International Conference on Embedded Networked Sensor Systems (Sensys2003)*, pp.138–149 (2003).
- 5) Johnson, D.B., Maltz, D.A. and Hu, Y.-C.: The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks (DSR), Internet Engineering Task Force (IETF) Internet-Draft: drsft-ietf-manet-dsr-10.txt (2004).
- 6) 神崎映光, 上向俊晃, 原 隆浩, 西尾章治郎: アドホックネットワークにおける端末数の変化に応じた TDMA スロット割り当て手法, *情報処理学会論文誌*, Vol.45, No.3, pp.824–837 (2004).
- 7) Lee, H., Yeo, J. Kim, S. and Lee, S.: Time slot assignment to minimize delay in ad-hoc networks, *Proc. IST Mobile Communications Summit 2001* (2001).
- 8) Lee, S.-H., Choi, J.-M. and Ko, Y.-B.: UAMAC: unidirectional-link aware MAC protocol for heterogeneous ad hoc networks, *Proc. International Conference on ad-hoc networks & wireless (ADHOC-NOW 2004)*, pp.336–341 (2004).
- 9) Rajendran, V., Obraczka, K. and Garcia-Luna-Aceves, J.J.: Energy-efficient, collision-free medium access control for wireless sensor networks, *Proc. ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems (Sensys 2003)*, pp.181–192 (2003).
- 10) Ramanathan, R.: A unified framework and algorithm for (T/F/C) DMA channel assignment in wireless networks, *Proc. IEEE Infocom 1997*, Vol.2, pp.990–997 (1997).
- 11) Young, C.D.: USAP multiple access: dynamic resource allocation for mobile multihop multi-channel wireless networking, *Proc. IEEE MILCOM 1999*, Vol.1, pp.271–275 (1999).
- 12) Mobile Ad-hoc Networks (manet) Charter. <http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>

(平成 18 年 2 月 27 日受付)
(平成 18 年 10 月 3 日採録)



神崎 映光 (正会員)

2002年大阪大学工学部情報システム工学科卒業。2004年同大学院情報科学研究科博士前期課程修了。2005年同大学院情報科学研究科博士後期課程中退後、同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻特任助手を経て、2006年より同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻助手となり、現在に至る。移動体ネットワーク、通信プロトコルに興味を持つ。電子情報通信学会、日本データベース学会の各会員。



原 隆浩 (正会員)

1995 年大阪大学工学部情報システム工学科卒業。1997 年同大学院工学研究科博士前期課程修了。同年同大学院工学研究科博士後期課程中退後、同大学院工学研究科情報シ

テム工学専攻助手、2002 年同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻助手、2004 年より同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻助教授となり、現在に至る。工学博士。1996 年本学会山下記念研究賞受賞。2000 年電気通信普及財団テレコムシステム技術賞受賞。2003 年本学会研究開発奨励賞受賞。データベースシステム、分散処理に興味を持つ。IEEE, ACM, 電子情報通信学会, 日本データベース学会の各会員。



西尾章治郎 (フェロー)

1975 年京都大学工学部数理工学科卒業。1980 年同大学院工学研究科博士後期課程修了。工学博士。京都大学工学部助手、大阪大学基礎工

学部および情報処理教育センター助教授、大阪大学大学院工学研究科情報システム工学専攻教授を経て、2002 年より大阪大学大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻教授となり、現在に至る。2000 年より大阪大学サイバーメディアセンター長、その後 2003 年より大阪大学大学院情報科学研究科長を併任。この間、カナダ・ウォータールー大学、ビクトリア大学客員。データベース、マルチメディアシステムの研究に従事。現在、Data & Knowledge Engineering 等の論文誌編集委員。本会理事を歴任。電子情報通信学会フェローを含め、ACM, IEEE 等 8 学会の各会員。