

リアルタイム車車間通信のための自律分散型 TDMA プロトコル

牧 戸 知 史[†] 鈴 木 徳 祥[†]
原 田 知 育[†] 村 松 潤 哉[†]

本論文では、安全アプリケーションを想定したリアルタイム車車間通信のための MAC プロトコルについて提案する。提案プロトコルは、低遅延なアクセスを保証するために時分割されたスロット単位でのアクセスを行う。スロットの使用可否に関する情報、パケットの損失の原因に関する情報を送信するデータパケットに付加してブロードキャストすることで互いに交換し、効率的なスロット予約を実現するとともに、隠れ端末問題を解決している。

Decentralized TDMA Protocol for Real-time Vehicle-to-Vehicle Communications

SATOSHI MAKIDO,[†] NORIYOSHI SUZUKI,[†] TOMOHISA HARADA[†]
and JUNYA MURAMATSU[†]

Recently the safety application using wireless communication has taken a great attention in automotive field. The vehicle-to-vehicle communication is categorized as one of the high-mobile adhoc networks and has many difficulties. For safety applications without an infrastructure-terminal, each mobile terminal should have an autonomous operation function. Furthermore, communication latency is strictly restricted. To meet these requirements we propose a new TDMA-based MAC protocol for real-time vehicle-to-vehicle communications. We discuss some simulation models to evaluate transient characteristics, resource reuse, and hidden terminal problem of the adhoc networks.

1. はじめに

従来の自動車用通信システムでは、交通情報提供 (VICS) や、自動料金収受 (ETC) など、利便性の向上を目的としていたが、ここ数年、通信を安全への応用の期待が急速に高まってきている^{1),2)}。

通信を用いた安全サービスを提供しようとした場合、リアルタイム性や接続性など、システムの設計指針や評価手法を根本的に変える必要がある。しかしながら、多くの検討では CSMA 方式をベースとした無線 LAN の延長にとどまっております³⁾、実際の利用シーンを想定したシステム実現性の観点からの検討が十分になされていない。

たとえば、郊外での出会い頭事故の防止をターゲットとした場合には、当該車両 2 台間の 1 対 1 の通信を想定すればよい。しかしながら、多くの場合、通信すべき対象を 1 台に限定することは難しい。たとえば、

市街地の信号交差点における右折直進事故を考えた場合、右折待ち車両は複数の対向直進車両と通信が必要があり、不特定多数の端末へのブロードキャスト機能、多元接続の機能などが必要となる。また、安全システムの目的の 1 つが危険な車両の存在を知ることにあると考えると、事前に通信相手を特定しリンクの確立を待って通信を開始するという、従来の一般的な通信の手続きとは異なってくる。

このような事故防止を狙ったアプリケーションを想定した場合、車両の挙動の変化が十分に把握できるように各車両が定期的に位置情報などを送信し続ける必要がある。このため、つねに通信エリア内に数十台以上の車両が存在すると想定し、それらから効率的に情報を受信できるシステムの設計が必要となる。また、確実な送信を保証するための帯域保証の仕組みも重要となる。帯域保証に関しては上位層で実装されることも多いが、端末の移動にともなうネットワークポロジの変化が激しい車車間通信では、できるだけ下位層での実現することが望ましい。

さらに、車車間通信では、車両ごとに通信エリアが

[†] 株式会社豊田中央研究所
Toyota Central R&D Laboratories, Inc.

異なり、それらが互いにオーバーラップしながら動的に変化するために、隠れ端末の問題が深刻となることが知られている⁴⁾。このため、車車間通信を用いた安全支援アプリケーションを実現するためには、自律的に動作する隠れ端末回避技術が必須であるといえる。

隠れ端末問題に対する対策として、CSMA 方式では RTS, CTS メッセージを交換する方法がよく知られているが、この方法は限定された状況でしかうまく機能しない⁵⁾。一方、TDMA をベースとし時分割されたスロット単位でアクセスすることで隠れ端末回避を行うアプローチは、神崎ら^{8),9)} や、Borgonovo ら^{6),7)} によって提案されている。

神崎らのプロトコルでは、隣接する端末間でスロットの使用に関して事前に調整を行っている。しかしながら、この方法は隣接端末間でのリンクが確立していることを前提とするため、車車間通信のように移動にともなってネットワークのトポロジが頻繁に変化する環境には適用が難しい。

Borgonovo らは車車間通信での利用を前提とした検討を行っている。彼らの提案するプロトコルはリンクの確立を前提としない MAC 層プロトコルである。しかしながら、パケット損失がアクセスの衝突のみによって発生するものと仮定して検討しているため、エラーによるパケットの損失が多い移動体を対象とした無線環境では期待した動作をしない。

本論文では、Borgonovo らの提案の方式を進展させ、衝突によるパケット損失と、エラーによるパケット損失とを区別して扱うことで、上記の問題を解決可能な MAC プロトコルについての提案を行う。

2 章では、Borgonovo らによって提案された従来プロトコルの動作について説明し、その問題点について指摘する。3 章では、考案プロトコルについて説明する。4 章において考案プロトコルの基本的な動作の評価を行い、続く 5 章において隠れ端末が存在する環境

での CSMA 方式との動作比較を行う。

2. 従来方式⁶⁾

2.1 従来方式における制御

各端末は、時分割されたスロット単位でのアクセスを行う。図 1 に示すように、所定の周期で繰り返されるフレームを N_s スロットに分割し、各端末はスロット単位で周期的にデータの送受信を行う。送信されるデータパケットは、同期のためのプリアンプル、フレーム情報、位置や速度などのデータからなる。

ここで、フレーム情報とは、送信端末が自身の送信タイミング(スロット)から遡って過去 1 フレーム時間観測したスロットの使用状況を示した情報である。

Borgonovo らの提案方式⁶⁾ では、スロット情報として通常の確認応答に相当する情報、すなわち、ACK, NACK の 2 値 (1 ビット) を用いている。

RULE C-1 (フレーム情報の生成)

周辺端末からのパケットが正しく受信できたスロットは ACK, それ以外は NACK をフレーム情報として送信する。

ここでの NACK は単に ACK でない状態を意味しており、通常の否定応答の意味でないことに注意する必要がある。

このルールに従ってフレーム情報を送信すると、各スロットに対し 1 ビットの情報が付加されるので 1 パケットあたり N_s [bits] のオーバーヘッドをとまうことになる。現実的なスロット数の範囲で設計した場合、フレーム情報の付加によるオーバーヘッドはたかだか数百ビットであり、ACK, NACK を別パケットとして送るのに比べればはるかに効率的であるといえる。

Borgonovo らの提案方式では RULE C-1 によって生成されたフレーム情報を用いて、各スロットの使用状況について以下のような判定を行うことで、スロ

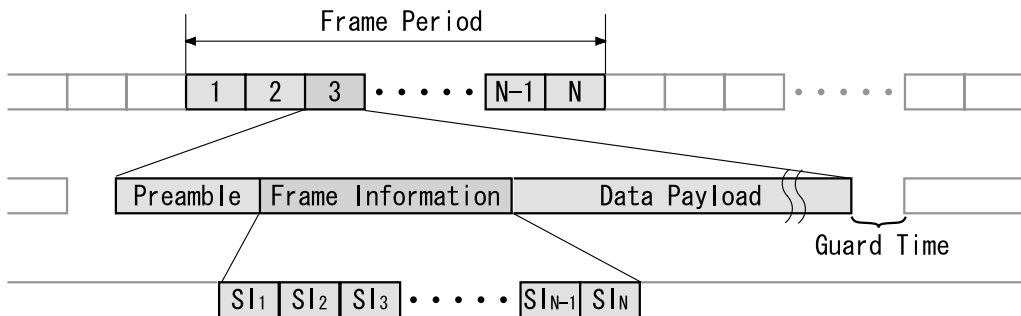


図 1 パケット構成とタイミングチャート
Fig. 1 Packet format, timing chart.

トの予約，隠れ端末の回避の機能を実現している．

RULE C-2 (スロットの予約の成否判断)

自身が送信したスロットに対して，フレーム情報として NACK を受信しなかった場合，スロットが予約されたものと判断し，次のフレームでは同じスロットを使用して送信する．1 つでも NACK を受信した場合，衝突が発生したものと判断し，次のフレームでは空きスロットを選択して送信を試みる．

RULE C-3 (スロットの使用可否の判断)

スロット変更，あるいはネットワークに新規にアクセスする場合，自身が観測したフレーム情報，および，周辺車両から受信したすべてのフレーム情報が NACK となっているスロット (ACK が示されていないスロット) の中の任意の 1 スロットを選択する．

2.2 従来方式の動作例

図 2，および，図 3 を用いて，Borgonovo らの提案するプロトコルの動作を説明する．

図 2 は各端末のリンク状態 (通信可否) を示してい

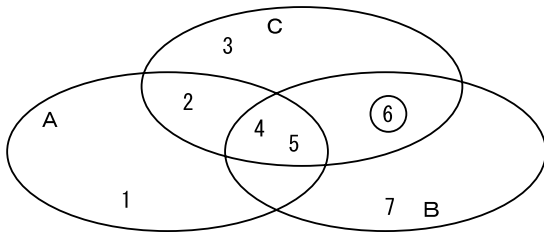


図 2 各端末間のリンク状態
Fig.2 Link status.

る．たとえば，端末 1 は A に属する端末 (端末 2，4，5) と互いに通信可能である．同様に，端末 2 は A および C の双方に属しているため，端末 1，3，4，5，6 と通信可能であることを示している．

図 3 は，端末 6 が自端末であり，端末 1 との間でスロットの競合が発生している場合の動作例を示している ($N_s = 11$ の場合)．図 3 の最上段は，各端末によるスロットの使用状況を示している．端末 6 は各端末からのパケットを受信することに，送信元端末が観測した，送信時から 1 フレーム遡った時点までのフレーム情報を得ることになるため，それらフレーム情報を順に図示し，最下段に自端末 (端末 6) における各スロットの使用状況の判定結果を示している．端末 6 は端末 1 からのフレーム情報を得られないので (図 2 参照)，図 3 では影がついてある．

端末 6 は自身が送信に使用しているスロット (#0) について RULE C-2 に従って，予約の成否を判断する．この場合，端末 2，4，5 においてパケットの衝突が発生しているため NACK が返信される (端末 3，7 では衝突が発生しないので 6 からのパケットが正しく受信され ACK が返信される)．したがって，端末 6 はスロットの変更が必要だと判断する．もし，NACK が返信されなかった場合は，スロットの予約ができていたものと判断し，次のフレームにおいても同じスロット (#0) を用いて送信を試みる．

次に，図 4 に従来方式で問題となるような例を示す．この例では，端末 1 と端末 6 の間でスロットの競合は起きていないが，通信エラーが発生し端末 2 から

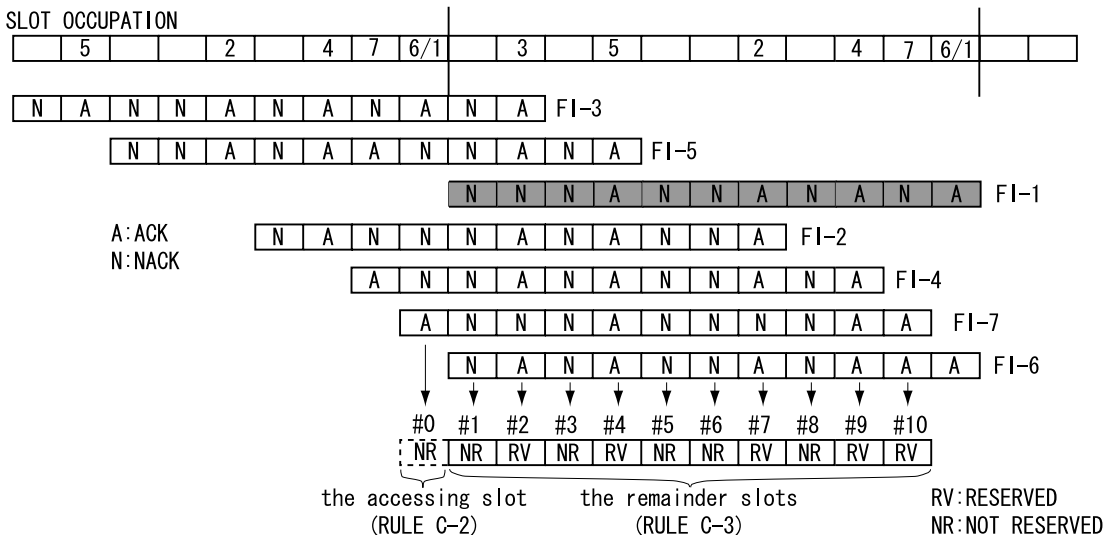


図 3 従来方式の動作例

Fig.3 Example of conventional protocol.

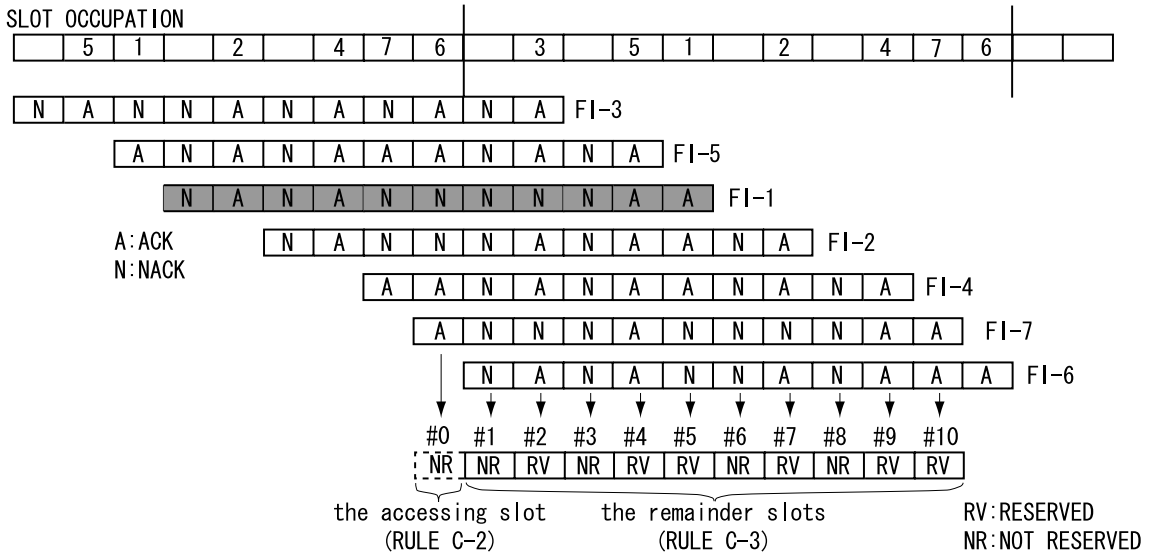


図 4 従来方式の動作例 (問題が発生する場合)

NACK が返信された場合を示している。したがって、端末 6 では RULE C-2 によってスロットの変更が必要だと判断する。

周辺端末から NACK が返信された場合、次のフレームでは RULE C-3 に従って、空きスロットを探し送信を試みる。このとき、ACK が 1 つでも返信されたスロットは予約されているものと判断する。図 4 の例では、端末 1 の使用中のスロット (#5) が使用中であることは、端末 6 自身では検出できないが、端末 2, 4, 5 から受信したフレーム情報を介して間接的に使用中であると判断することができる。

実際の環境では衝突が発生しない場合にも、このように通信エラーによって NACK が返信されることがある。特に、ここで想定しているような情報交換型の安全支援システムでは、不特定多数の端末を通信相手として想定しているので、NACK が頻繁に返信されることになる。その結果、不必要なスロットの変更が数多く発生することになり、スロットの予約の機能がうまく動作しなくなるという問題が発生する。

3. 提案方式

3.1 提案方式における制御

従来方式では衝突回避を優先した制御を行っているため、自身が送信したスロットに対して NACK を受信した際にはそのスロットは予約されていないものと判断し、スロットの変更を余儀なくされ、通信エラーが多い環境ではスロットの予約がうまく動作しない。RULE C-2 のアルゴリズムで予約の成否判断を行っ

た場合、誤りの発生により頻繁にパケットが損失する環境ではスロットの予約がうまく機能しない。NACK を受信した際に、“パケットの衝突が発生している”のか、“受信エラーが発生している”のか、“使用されていない”のか判断できないことが原因である。

この問題を解決するため、本論文の提案する方法では ACK, NACK に、FREE, RTC (Request To Change) を新たに加え 4 値 (2 ビット) の情報とする。新たに加えた FREE はそのスロットが使用されていない (空中線電力が検出されない) ことを示す。また、RTC はパケットの衝突が検出された際に送信端末にスロットの変更を通知するために用いる。提案方式では、フレーム情報の付加にともなうオーバーヘッドは $2N_s$ [bits] となる。

RULE P-1 (フレーム情報の生成)

周辺端末からのパケットが正しく受信できたスロットは ACK, 受信に失敗したスロットは NACK, 衝突が検出されたスロットは RTC, それ以外 (空中線電力が検出されなかった場合) は FREE をフレーム情報として送信する。

フレーム情報の拡張にともない、スロットの予約の成否判断、使用可否の判断についても、以下のように変更する (図 5 に全体の処理の流れを示す)。

RULE P-2 (スロットの予約の成否判断)

自身が送信したスロットに対して、フレーム情報として RTC を受信しなかった場合、スロットが予約され

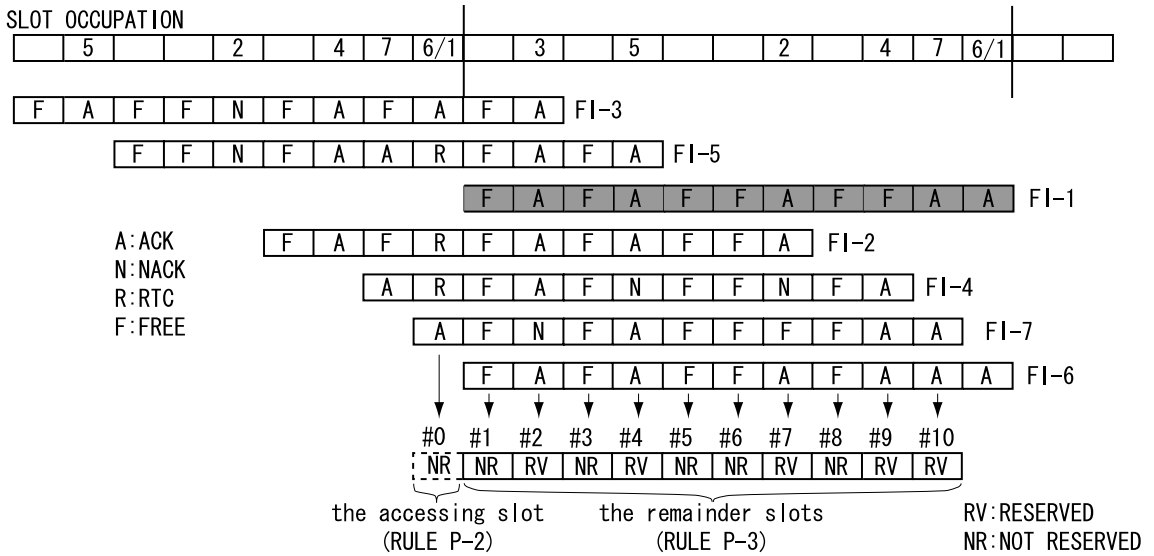


図 6 提案方式の動作例
Fig. 6 Example of proposed protocol.

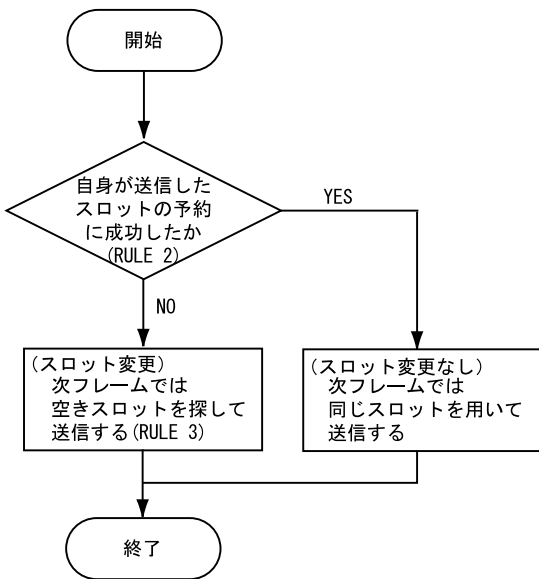


図 5 全体の処理の流れ
Fig. 5 Flow chart.

たものと判断し、次のフレームでは同じスロットを使用して送信する。1 つでも RTC を受信した場合、衝突が発生したものと判断し、次のフレームでは空きスロットを選択して送信を試みる。

RULE P-3 (スロットの使用可否の判断)
スロット変更、あるいはネットワークに新規にアクセスする場合、自身が観測したフレーム情報、および、周辺車両から受信したすべてのフレーム情報が FREE

となっているスロット (ACK, NACK, RTC のいずれも示されていないスロット) 中の任意の 1 スロットを選択する。

3.2 提案方式の動作例

図 6 に提案方式における動作例を示す。スロットの競合によりパケットの衝突が発生した場合、提案方式では RTC が返信されることで直接的に衝突の通知がなされる。したがって、端末 2, 4, 5 から RTC が返信された端末 6 ではただちにスロットの変更が必要であることが判断できる (RULE P-2)。ACK, NACK が混在して返信された場合 (ただし、RTC が含まれていない場合) は、単にエラーが発生していると判断できるため不要なスロットの変更が発生しない。また、ACK, NACK が本来の意味で使われているので、信頼性の向上にもつながる (どの端末への送信が失敗したか把握できる)。

4. 基本性能評価

ここでは、シミュレーションにより提案方式の基本性能の評価を行う。4.1 節では評価を行ううえでの前提条件などシミュレーションモデルについて説明する。4.2 節では誤りによりパケットの損失が発生する環境での従来方式と考案方式の動作を比較する。4.3 節では、急激にネットワークの形状が変化した場合の動作を示す。4.4 節ではスロットの割当てに要する時間の評価を行う。

4.1 シミュレーションモデル

シミュレーションでは、フレーム周期を 100 [ms],

表 1 シミュレーション緒元
Table 1 Simulation parameter.

フレーム周期	100 [ms]
スロット数	100 [slots/frame]
誤り発生モデル	二元対称通信路

スロット数 100 [slots/frame] と設定し、各端末は 100 [ms] の間に 1 回の送信を試みるものとする。変調方式など、物理層に関しては特に規定しない。実際には、通信エラーは送受信の位置関係に依存するが、ここでの評価ではランダムにエラーが発生するものと想定し、チャンネルモデルは二元対称通信路とした(表 1)。

提案するプロトコルでは TDMA によるスロット単位でのアクセスを行うためスロットの同期が必要となるが、同期の問題は別の議論とし、以下の評価では同期は確実にとれているものと仮定する。

提案プロトコルでは、新規のアクセスを行う際に、1 フレーム時間分のフレーム情報を周辺端末から収集し、FREE が示された空きスロットを用いて送信を試みる。このとき、他端末とのアクセスの競合が起きないと仮定すれば、フレーム情報の収集のために要する時間と、次フレーム内でのアクセス待ち時間を合わせた 200 [ms] が、新規アクセスにかかる最大の遅延となる。

上記のパラメータを想定した場合、時速数十 km 程度の通常の自動車の走行速度では、フレーム時間あたりの通信範囲への端末の流入・流出は数台以下となり、アクセス競合によるパケットの衝突はほとんど起こらないため、数フレームでスロットの予約が完了する。

4.2 従来方式との比較

スロット数 $N = 100$ [slots] に対し、端末数を 100 台という、通信容量とトラヒックが等しくなる最も厳しい条件を設定する。時刻 $t = 0$ [sec] において、すべての端末が同一のスロットを使用している状況から開始し、スロット予約時の過渡的動作を比較する。

図 7 に従来方式⁶⁾ によるスロット割当ての過渡特性を示す。パケットエラーが小さい (PER=0.01%) 場合、意図どおりの動作をするが、エラーの増加にともない、スロット予約ができない端末が増える。PER=10% まで通信品質の劣化が進むと、破線で示した slotted-ALOHA 方式 (予約の制御をしない方式) のパケット成功確率の最大値 (理論限界) に漸近する。

次に、図 8 に提案方式の特性を示す。提案方式では、エラーの発生が増えても、スロット割当ての動作はほとんど影響されない。この結果から、考案方式では通信エラーが頻繁に発生するような状況においても

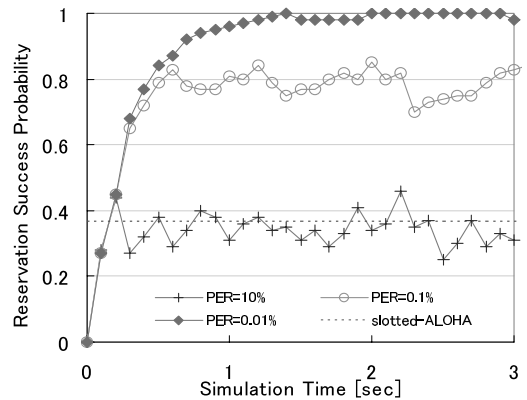


図 7 従来方式の動作

Fig. 7 Conventional protocol⁶⁾.

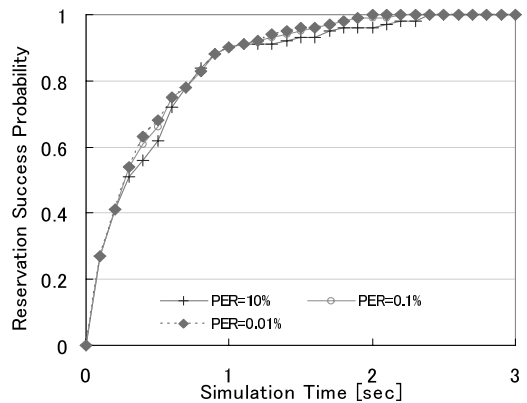


図 8 提案方式の動作

Fig. 8 Proposed protocol.

安定して動作することが分かる。

4.3 ネットワークの変化に対するロバスト性

ネットワークに急激な変化が生じた場合、提案プロトコルの動作を評価するため、図 9 に示すようなネットワークモデルを考える。各端末は G_a, G_b, G_c の 3 つのいずれか 1 グループに属し、初期状態で G_a と G_b に属する端末は互いに通信可能、 G_c の端末は G_a, G_b から孤立しているものとする。時刻 $t = 0$ [sec] において、 G_b と G_c に属する端末が互いに通信可能となるとする。このとき、 G_a と G_c に属する端末間での通信はできないものとする、3 つのグループ G_a, G_b, G_c の関係は隠れ端末の発生を模擬した関係となる。

G_a, G_b, G_c に属する端末数を、それぞれ 30 台、20 台、50 台とした場合の、従来方式と提案方式の動作例を図 10 に示す。

図 10 から分かるように、ネットワークに急激な変化があった場合でも、数秒程度でスロットの再割当て

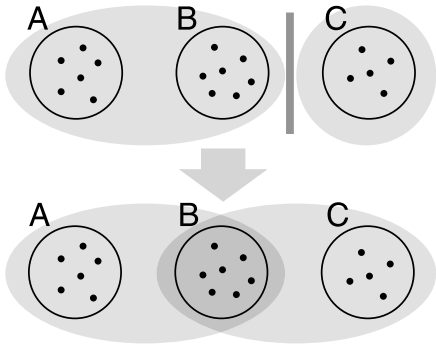


図 9 評価モデル (隠れ端末)

Fig. 9 Evaluation model (hidden terminal).

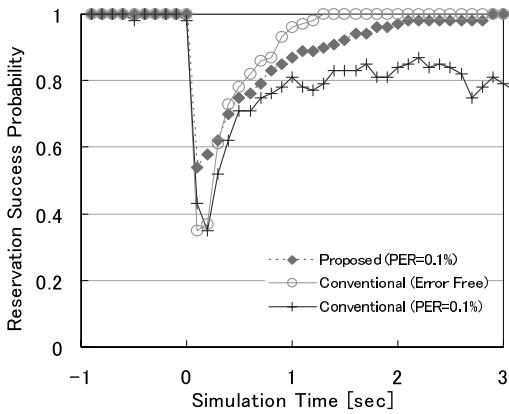


図 10 ネットワークの変化に対する追従特性
Fig. 10 Transient characteristic.

が完了する．また，パケットエラーに対する特性の変化は，先に述べたものと同様の傾向が見られる．

スロットの再割当てにかかる時間が考案方式では従来方式に比べて長くなっている．このことは，新規のスロットの獲得時に選択可能なスロットが限定されることで，アクセスの競争が起こる可能性が増大することに起因する．従来方式では ACK の含まれないすべてのスロットがアクセスの際に選択可能であるのに対し，提案方式では選択可能なスロットは FREE が示されたのみであり (NACK のスロットを選択できない)，スロットの選択が限定されるためである．

4.4 スロット割当て時間の評価

スロット単位のアクセス方式を仮定した場合，設計されたスロット数を超えて端末を収容することは原理的にできない．したがって，スロットの再利用がどの程度行われるかによって効率が左右される．

ある端末が特定のスロットを使用している場合に，どの程度の距離が離れば同一のスロットを使用することができるであろうか．ここでは議論を簡単にするため，1次元の線状に端末が配置される場合を例にス

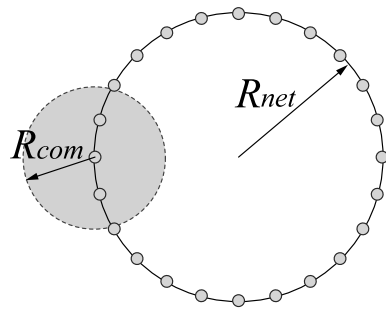


図 11 評価モデル (端のないネットワーク)
Fig. 11 Evaluation model (with no boundary).

ロットの再利用について考える．各端末の通信距離を R_{com} とすると，最も効率的にスロットの再利用が行われた場合の再利用距離 (同じスロットで送信を行う端末の通信エリアが重ならない条件を満たす 2 端末の最短距離) は $2R_{com}$ となる．したがって，実効的なスロットの再利用距離 R_{reuse} は $R_{reuse} > 2R_{com}$ を満たすはずである．

しかしながら，実際には集中制御が行われない自律分散型のシステムでは最適なスロットの再利用を行うことは非常に難しい．アドホックネットワークでは，各端末の通信エリアは互いに異なり，それらが互いにオーバーラップしながら全体のネットワークが構成される．このため，自身の通信エリアよりも外側のエリアでの端末配置や，通信状況によりその特性が大きく左右される．したがって，通信性能の評価を行う際には，ネットワークの規模や，ネットワークの境界条件をどのように設定するかが重要な問題となる．特に，スロットの割当て問題を考えた場合，端末密度が低くなるネットワーク端部の端末はネットワーク中心部の端末に比べてスロット獲得の面からは圧倒的に有利になる．

この境界設定の問題を回避するため，図 11 に示すような環状のネットワークを考えて評価を行う．ネットワーク半径を R_{net} ，通信半径を R_{com} とし， $R_{net} \gg R_{com}$ となるようにパラメータ設定を行うことで，1次元の境界のないネットワークの近似とする．また，スロットの再利用を考慮し， $N_s = 100$ [slots] に対し，10 倍の 1,000 台の端末を環状に一定間隔で配置した．また，シミュレーション開始時の送信スロットはランダムに選択するものとし，すべての端末がスロット予約を完了するまでにかかる時間を評価した．

図 12 に特性を示す．横軸は，利用効率最大を達成するスロット割当てを行った場合の最大収容台数で規格化した通信エリア内の車両台数を示している (通信エリア内に 100 台の端末が入る場合に 1 となる)．図 12

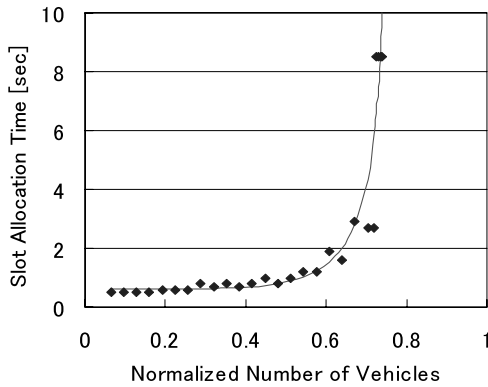


図 12 スロット割当て時間
Fig. 12 Slot allocation time.

より、最大収容台数の約 7 割を超える端末が通信エリア内に存在すると、スロット割当てに要する時間が急激に増大し、現実的な時間での割当てが難しいことが分かる。各端末はスロットの選択時に空きスロットから任意のランダムなスロットを選択しているために、端末密度が高くなるとスロットを獲得できない端末が発生するためにこのような現象が発生する。

5. CSMA 方式との比較

本論文での提案プロトコルは、車両ごとに通信エリアが異なる場合、特に隠れ端末問題が発生するシーンにおいてその真価が発揮される。ここでは、隠れ端末が発生しない場合と、隠れ端末が発生する 2 つのシーンにおいて、CSMA 方式と提案方式との特性比較を行う。5.1 節で評価モデルについて示し、5.2 節で評価結果を示す。

5.1 シミュレーションモデル

図 13 に示すような交差点を想定した 2 つのモデルを考える。モデル A は隠れ端末が存在しないシーン、モデル B は隠れ端末が存在するシーンを想定している。2 つのモデルでは周辺端末の見え方（電波伝搬）が異なる。モデル A はシミュレーション対象となるすべての端末が通信エリアに入る場合、モデル B は自車の周辺 100 m の範囲のみが通信エリアに入っている場合を示している。衝突以外でのパケット損失は考慮せず、エリア内の端末は通信距離にかかわらずエラーの発生はないものとする。

表 2 にシミュレーション緒元を示す。シミュレーションエリア内に端末を線密度が一樣になるようにランダムに配置し、各端末において 100 ms の周期でデータを送信要求が発生するものとする。この場合、総端末数が同じであれば、交差点中心部での実効の通信トラヒックはモデル B ではモデル A の約 3 分の 1 となる。

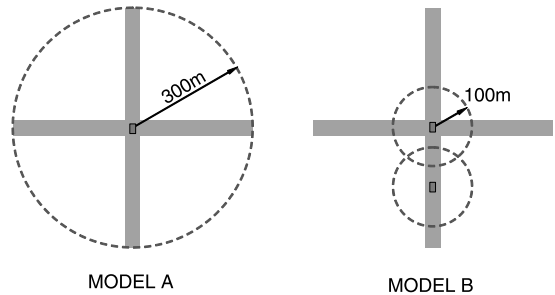


図 13 アドホック評価モデル
Fig. 13 Adhoc evaluation model.

表 2 シミュレーション緒元
Table 2 Simulation parameter.

提案方式	
フレーム周期	100 [ms]
スロット数	100 [slots/frame]
パケット長	900 [μ s]
データサイズ	200 [byte]
フレーム情報	25 [byte] (2 bit \times 100 slot)
ガードタイム	100 [μ s]

CSMA 方式	
送信周期	100 [ms]
パケット長	800 [μ s]
データサイズ	200 [byte]
送信バックオフ	平均 200 [μ s] の指数分布

提案方式では、送信パケットにフレーム情報を付加することによるオーバーヘッドを考慮する必要がある。安全サービスを目的とした車車間通信¹⁾では、自車位置や速度など、比較的小さなサイズのデータが送信されるため、フレーム情報の付加にともなうオーバーヘッドは比較的大きい（表 2 のパラメータ設定では 10% 程度）。フレーム情報付加によるオーバーヘッドを含め CSMA と公平な比較を行うため、CSMA 方式では提案方式のオーバーヘッド分に相当するバックオフ時間をもって評価した。

5.2 隠れ端末が存在下での CSMA との比較

図 14 にシミュレーションエリア内での総車両台数とパケット成功確率との関係を示す。モデル A（隠れ端末が発生しないモデル）では、考案方式は通信容量（100 台）を超えるとスロットの予約ができない端末が発生するため急激に特性が劣化する。これに対し、CSMA 方式では通信容量を超えた場合にも特性の劣化は緩やかである。

しかしながら、モデル B（隠れ端末が発生するモデル）になると、特性は一変する。考案方式では、隠れ端末に対する対策が施されているので、モデルの違いによる実効のトラヒックの減少の効果のみが現れ、大

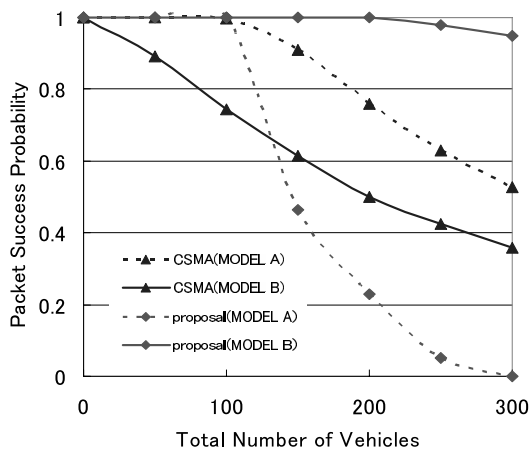


図 14 CSMA 方式との特性比較

Fig. 14 Performance comparison (vs. CSMA).

幅に特性が向上する．一方，CSMA 方式では実効トラフィックの減少よりも，隠れ端末の影響の方が大きく現れる．このため，実効トラフィックが減っているにもかかわらず，パケット成功確率が大幅に劣化する．

実際の車車間通信ではモデル B のように，車両ごとに異なる通信エリアがシームレスに広がる環境で利用されると考えると，隠れ端末の問題を回避可能な考察方式は優位であるといえるであろう．

6. ま と め

本論文では，車車間通信への応用を前提とした，MAC プロトコルについての提案を行った．提案プロトコルでは，パケットの衝突とエラーを区別して扱うことで，Borgonovo らが提案した従来プロトコルで問題であったパケットエラーが頻発する環境下において，安定して動作させることを可能とした．また，CSMA 方式との比較を行うことにより，隠れ端末が発生するような環境での優位性を示した．

提案プロトコルは，Borgonovo らの従来プロトコルの特長であるスロットの予約，隠れ端末問題の回避の機能を維持したまま，パケットエラーに対するロバスト性が大幅に向上しており，車車間通信を用いた安全サービスを実現するための 1 つの有望な解といえよう．

参 考 文 献

- 1) 国土交通省：情報交換型運転支援システム国際シンポジウム，2005 年 10 月．
- 2) 関 馨：ITS における VSC (Vehicular Safety Communication) の動向，ISPJ Tech. Reports, Vol.2005, No.113, pp.165–172 (2005)．
- 3) Davis, P., Itaya, S., Hasegawa, J., Hasegawa, A., Kadowaki, N., Yamaguchi, A. and Obana,

S.: Analysis of Characteristics of Flooding for Inter-Vehicle Communications, ISPJ Tech. Reports, Vol.2005, No.113, pp.99–104 (2005)．

- 4) Seki, K.: Data Relay Performance of 5.8 GHz Inter-Vehicle Communications (The Second Report), *ITS World Congress* (2006)．
- 5) 小野良司，撫中達司，渡辺 尚：アドホックルーチングプロトコルの制御メッセージによる無線 LAN リンクスループへの影響の分析，電子情報通信学会論文誌 A, Vol.J88-A, No.12, pp.1422–1431 (2005)．
- 6) Borgonovo, F., Capone, A., Cesana, M. and Fratta, L.: ADHOC MAC : New MAC Architecture for Ad Hoc Networks Providing Efficient and Reliable Point-to-Point and Broadcast Services, *Wireless Networks 10*, pp.359–366 (2004)．
- 7) Borgonovo, F., Campelli, L., Cesana, M. and Fratta, L.: Impact of User Mobility on the Broadcast Service Efficiency of the ADHOC MAC Protocol, *IEEE Vehicular Technology Conference, VTC Spring* (2005)．
- 8) 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)．
- 9) 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トポロジーの変化考慮した TDMA スロット割当手法，電子情報通信学会論文誌 B, Vol.J88-B, No.5, pp.933–947 (2005)．
- 10) Kleinrock, L. and Tobagi, F.A.: Packet Switching in Radio Channels Part I—Carrier Sense Multiple-Access Modes and Their Throughput Delay Characteristics, *IEEE Trans. Commun.*, Vol.COM-23, No.12, pp.1400–1416 (1975)．
- 11) Tobagi, F.A. and Kleinrock, L.: Packet Switching in Radio Channels Part II—The Hidden Terminal Problem in Carrier Sense Multiple-Access and the Busy-Tone Solution, *IEEE Trans. Commun.*, Vol.COM-23, No.12, pp.1417–1433 (1975)．

(平成 18 年 10 月 31 日受付)

(平成 19 年 4 月 6 日採録)



牧戸 知史 (正会員)

昭和 49 年生。平成 12 年株式会社豊田中央研究所入社。平成 15 年名古屋大学大学院工学研究科電子情報工学専攻博士課程修了。自動車用レーダに関する研究に従事後、現在、車々間通信に関する研究に従事。博士(工学)。電子情報通信学会会員。



鈴木 徳祥

昭和 41 年生。平成 2 年京都大学工学部電子工学科卒業。平成 4 年同大学大学院工学研究科電子工学専攻修士課程修了。同年株式会社豊田中央研究所入社。平成 15 年豊橋技術科学大学大学院工学研究科電子・情報工学専攻博士課程修了。主に、デジタル移動通信における干渉除去・通信方式、ITS 通信システムに関する研究に従事。博士(工学)。電子情報通信学会、情報理論とその応用学会、IEEE 各会員。



原田 知育

昭和 34 年生。昭和 57 年名古屋工業大学工学部電子工学科卒業。昭和 59 年同大学大学院修士課程修了。昭和 63 年株式会社豊田中央研究所入社。以来、デジタル変復調、車載 BS 受信システム、車載ミリ波レーダ等の研究に従事。



村松 潤哉

昭和 53 年生。平成 13 年横浜国立大学工学部電子情報工学科卒業。平成 15 年同大学大学院修士課程修了。同年株式会社豊田中央研究所入社。入社以来、通信を用いた車両安全システムに関する業務に従事。