

車群通信による隊列走行の編成方法の提案

大西 亮吉^{1,a)} アルトゥンタシュ オヌル¹ 吉岡 顕¹

受付日 2015年4月9日, 採録日 2015年10月2日

概要: 非通信車両の混在環境における協調的な隊列走行の実現に向けて、隊列内の通信成否の確認を車間時間内に行うこと、そして通信成否の確認結果に基づき、隊列を適切に編成することの2つの課題の解決方法について述べる。前者の課題に対しては、隊列内の車両間の ACK をまとめ送りする車群通信を提案する。一般的な車間時間 1 秒の場合の隊列の上限台数は単純に ACK を送る方法で 11 台であったが、車群通信によって物理的な限界台数である 60 台まで拡張できることを示した。また短縮 ID を利用することにより、24 台まで 1 回のブロードキャストで隊列内のすべての車両間の通信成否を確認することができ、従来手法に対して効率的であることを示した。後者の課題に対しては、単純な行動指針を与えて、車群通信によって協調するマルチエージェント型のシステムを提案し、通信状況の変化、特に通信障害の発生や非通信車両の割込みに対して適切に隊列を編成できることを示した。

キーワード: 隊列走行, 車車間無線通信, 車群通信, マルチエージェントシステム

Organizing Vehicle Platoon Using Group Communication

RYOKICHI ONISHI^{1,a)} ONUR ALTINTAS¹ AKIRA YOSHIOKA¹

Received: April 9, 2015, Accepted: October 2, 2015

Abstract: Toward the realization of cooperative vehicle platooning in a mixed environment of non-communication vehicle, we focus on two issues: communication failure detection within a vehicle headway time and vehicle platoon organization adaptive to that detection. As a solution for the first issue, we propose a group communication to bundle multiple ACKs among vehicles in the platoon. During the typical headway time of one second, the platoon may only contain 11 vehicles in the naïve ACK fashion. Using the group communication, we show that it can be expanded up to 60 vehicles that is the physical limit number. Moreover up to 24 vehicles, by utilizing the short ID, it is possible to check the communication failure among all vehicles in the platoon in one broadcast time. For the second issue, we propose a multi-agent system to be coordinated based on simple action guidelines, using the group communication. We show that it is possible to adaptively organize vehicle platoon to the communication situation changes, especially of communication failure and of non-communication vehicle interruption.

Keywords: vehicle platooning, inter-vehicle communication, group communication, multi-agent system

1. はじめに

1.1 背景

前方の車両を自動的に追従し、同一の車線を縦列に並ぶ走行である隊列走行について、数多くの研究がなされており [1], 近年では自動運転の実用化に向けた動きも加速して

いる。このような走行によって、運転者を運転操作から解放するとともに、車間距離の短縮による輸送効率の向上や環境負荷の軽減（燃費向上, 排ガス低減）が期待される。

一方、無線機の低コスト化や高性能化が進んだことにより、無線 LAN の仕様を車両用途に改良したものをベースに、日本、米国、欧州において車車間無線通信の規格化や実証実験が進められている [2], [3], [4].

¹ 株式会社トヨタ IT 開発センター
Toyota InfoTechnology Center, Co., Ltd., Minato, Tokyo
107-0052, Japan

^{a)} onishi@jp.toyota-itc.com

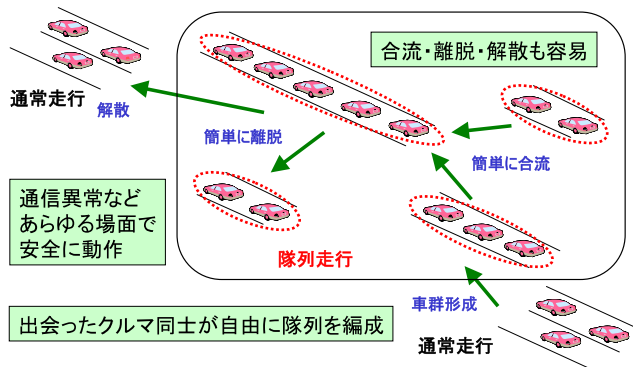


図 1 協調的隊列走行のイメージ
Fig. 1 Cooperative vehicle platooning.

1.2 想定する将来の姿

このような無線通信を利用して隊列走行を実現する提案がなされている。前方レーダと無線機で得られた先行車両の情報をもとに自車両の走行を制御する手法 [5] は、一般的に協調 ACC (Adaptive Cruise Control) と呼ばれる。さらに進んだ形態として、複数の車両間で通信して互いに走行状態を把握し、自車両の走行を制御する手法が考えられる。より高度で柔軟な制御が可能となり、たとえば、隊列内で協調した加速度制御 [6] や、高速道路での合流 [7] や隣接車線への割込み [8] などが提案されている。このような走行を、本論文では協調的隊列走行、または単純に隊列走行と呼ぶ。イメージを図 1 に示す。

1.3 実現に向けた課題

隊列走行に関する研究成果を解説した文献 [1] では、無線通信の障害管理を重要な研究課題の 1 つとしてあげている。また通信機を搭載した車両 (通信車両) と搭載しない車両 (非通信車両) の混在環境が想定され、隊列への非通信車両の割込みの対処も同様に重要な課題である。一般的に、隊列内の車両は互いに受信応答 (ACK) を送りあうことで通信成否の状況を把握し、隊列を適切に編成することが考えられる。前の車両の走行地点を次の車両が走行するまでの時間は車間時間と呼ばれるが、隊列内の通信成否の確認はこの車間時間内に少なくとも 1 回は終わる必要がある。なお、一般的な追従の車間時間は 1~2 秒程度に設定される。一方で、車車間無線通信では、一定周期で固定長のパケットをブロードキャストする方式が一般的であり、たとえば日本における通信方式 [2] では 0.1 秒周期で送信する。このため、車両数が多い場合には車間時間内に隊列内の通信成否の確認が終わらない可能性がある。

そこで、本論文では 2 点の課題に取り組む。1 つ目は、隊列内の通信成否の確認を車間時間内に行うことである。本論文ではこの確認の時間要件を 1 秒以内に設定する。2 つ目は通信成否の確認結果に基づき、隊列を適切に編成することである。特に交通安全上の問題となりうる、通信障

害の発生や非通信車両の割込みの課題に着目する。隊列内の通信成否の確認を車間時間内に行うことは、本論文の中心的な課題であるが、その結果得られる恩恵は隊列を適切に編成することであり、この両者の課題を解決することで、非通信車両の混在環境における協調的な隊列走行が実現可能となる。

1.4 課題解決の方策

隊列内の通信成否の確認を車間時間内に行うという課題については、隊列を組む車両を互いの通信範囲内に限定し、他の車両に対する ACK をまとめてブロードキャストすることで、効率化を行う手法を本論文で提案する。この通信方法を車群通信と呼ぶ。

さらに、通信成否の確認結果に基づき、隊列を適切に編成するという課題については、情報の受け手である各車両の自律行動による手法を本論文で提案する。車両には単純な行動指針を与えて、無線ブロードキャストの受信という環境を介して協調を行うことで全体として隊列編成という解を得るマルチエージェント型のシステム設計とする。

この 2 つの相補的な提案、車群通信により効率的に通信成否状況を把握し、状況変化の際には適切に隊列を編成する方策を述べる。なお、隊列内の車両の加減速制御は本論文の検討対象外とする。また車群通信の「隊列」は、同一の車線を走行する縦列に並んだ車両の集合であり「隊列」と同義である。本論文では「車群通信」および「隊列」という表現を統一的に用いる。

1.5 本論文の構成

本論文の構成は次のとおりである。2 章で車群通信による通信成否状況の把握、3 章で状況変化に応じた隊列編成についてそれぞれ研究成果を報告し、4 章で、まとめと今後の課題を述べる。2 章では特に車群通信の効率性の評価を行う。3 章では特に通信障害の発生や非通信車両の割込みへの対処にシミュレーションで実現性を示す。

2. 車群通信による通信成否状況の把握

2.1 関連研究

車車間無線通信では、一定周期で固定長のパケットをブロードキャストする方式が一般的に採用されているが、その理由の 1 つにシステム容量、つまり通信可能な車両数の確保にある。たとえば日本における通信方式 [2] では 0.1 秒周期で送信する。N 台の車両で隊列走行を行う場合、他の N-1 台の車両へ順に ACK を送信する単純な方法が考えられる。この場合 0.1(N-1) 秒の時間が必要となり、N=11 台が車間時間 1 秒以内の要件を満たす上限値となる。

文献 [9] では、隊列走行の要件として通信の ACK をあげており、代表的な研究例として、Reliable Neighborcasting Protocol (RNP) [10] を紹介している。RNP は時間管理

されたトークンリング型の通信プロトコルである Mobile Reliable Broadcast Protocol (M-RBP) [11] をベースとしており、ブロードキャストグループと呼ばれる、互いに直接通信可能な無線機のグループを形成する。グループ内ではトークン送信順のリストを共有する必要があり、参加や離脱の際のリストのメンテナンスは、合意によって行われる。M-RBP においてトークンを保有する車両は、ブロードキャストによって次の3つの機能を同時に果たす。

1. メッセージの送信車両へ ACK または NACK (再送要求) の送信。
2. 直前にトークンを送信した車両へ ACK の送信。
3. 次の車両へトークンの送信。

再送が必要な場合は次のブロードキャストのタイミングで追加的に実施される。トークンの送信順を、送信タイミングの順に並べることで、メッセージの送信車両は他の車両からの ACK を 1 送信周期で手に入れることができる。しかし、1 台の車両のブロードキャストではなく、本論文の隊列走行のように互いにブロードキャストを行い、通信成否の確認を行う場合は、グループ内の車両台数分の ACK 送信が必要であり、所要時間は単純な ACK と同じである。

文献 [8] のように、通信成否の確認を不要と見なすのに十分な通信の信頼性を得るため、同一周期内で同一情報を複数回送信する方法も考えられている。車両数台の小規模な実験では有効だが、そもそもの無線機的设计であるシステム容量確保の前提が崩れる点で、実際の運用では利用できず、本質的な解決にはならない。

2.2 車群通信の提案

この課題の解決方法として、車群通信の提案を行う。本章ではすでに隊列が形成されているものとして話を進め、隊列の形成については3章で述べる。

まず隊列の先頭車両をリーダー、後に続く車両をメンバーと定める。隊列のリーダーが各ブロードキャストにサイクル番号を付与し、メンバーはリーダーから受信したサイクル番号を自身の次のブロードキャストに付与する。これにより車車間の通信に、グループという空間的境界とサイクルという時間的境界を導入することができる。

本論文では文献 [12] の車載無線機の利用を想定し、アプリケーション層プロトコルとして、図 2 のようなメッセージフォーマットを設計した。このメッセージを 0.1 秒周期でブロードキャストする。車群通信に必要な情報は、車両 ID、隊列 ID、サイクル番号、そして隊列内に所属する車両 ID とその車両の前の送信に対する ACK のリスト (Group ACK) であり、車両 ID 以外は 160 bit の任意に利用できる領域に記述される。Group ACK に利用可能なデータ領域は隊列 ID 4 bit やサイクル番号 7 bit を除いた 149 bit であり、車両 N 台 $\times (16 + 1) \text{ bit} < 149 \text{ bit}$ により、自車を含む車両 8 台までが 1 回のメッセージのブロー

フィールド		bit
車両ID		16
位置		70
速度・進行方向		17
その他情報		136
任意に利用できる領域		160
車群通信用	隊列ID (無所属+15グループ分)	4
	サイクル番号 (128サイクル分)	7
	Group ACK (車両N台分)	車両ID ACK
合計		399

図 2 車載通信機のメッセージフォーマット

Fig. 2 Message format of vehicle communication.

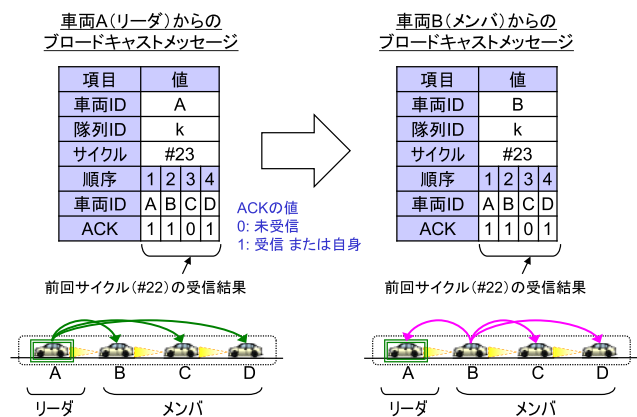


図 3 車群通信の例

Fig. 3 Example of group communication.

ドキャストで ACK を送れる計算となる。それ以上の車両数の場合は、複数回のメッセージのブロードキャストに分けて行われる。この場合は、単純に ACK を送る手法と同様に毎周期の通信成否の確認は行うことができず、断続的なものとなる。3章で述べる隊列の編成や、(本論文の対象外である) 車両の加減速制御も、このメッセージから得られる情報を利用しており、これ以外の通信は行われない。

図 3 は、車両 4 台の隊列走行における車群通信の例を示す。車両 A がリーダーで、車両 BCD がメンバーである。現在 23 番目のサイクルでリーダー車両 A がブロードキャストを送信した様子が図 3 左側であり、その後メンバー車両 B がブロードキャストを送信した様子が図 3 右側である。図中の表は車両からブロードキャストされるメッセージを示し、他の図においても同様である。紙面の都合から、適宜説明に必要な部分に限定して記述する。

車両 ID が走行順に並んでおり、それに対応する形で ACK も並ぶ。ACK は、前回のサイクル (22 番目) に対する結果であり、0 の場合に未受信、1 の場合に受信、または自身であることを示す。このようにして、リーダーとメンバーは走行順に車両 ID を共有し、互いに ACK を確認することができる。

ここで本論文のその他の前提条件について述べる。これ

らの条件は主に3章に関係するが、本論文の想定 of 全体的な理解のためにここで説明する。車載無線機のリンク層方式は ARIB T-109 [2] を想定する。この方式は 720 MHz 帯で通信を行い、通信距離は 300m、通信速度は 6Mbps で設計される。通信距離は、緊急車両の警告灯の目視要件に合わせた設計である。アプリケーション層での通信速度は図2のメッセージ 399 bit を 0.1 秒周期でブロードキャストする量となる。本論文では簡単のため通信距離 300m 以内は通信成功率 100%、それを越えた場合は 0% とする。電波の遮蔽は考慮しないが、干渉については通信シミュレータ Scenargie [13] で計算した結果を利用する。隊列走行から通信に対する要求条件は、隊列内の通信成否の確認を、少なくとも 1 秒に 1 回は実施することである。本論文では高速道路のような直線道路を想定するため、隊列の先頭車両と最後尾の車両の距離は通信距離 300m 以内となり、車体長 5m とすると隊列を構成する可能性のある最大の車両数は 60 台となる。本論文における前方・後方の判定は通信から得られる進行方向が同じ車両に限定して行い、対向車線上の車両とは区別されるものとする。

2.3 Group ACK における短縮 ID の利用

車群通信では 1 回のメッセージで 8 台までの ACK を含むことができるため、車間時間 1 秒以内の通信成否の確認要件を満たす最大の車両数は 80 台となる。これは隊列を構成する可能性のある最大の車両数である 60 台を超えているため、必要条件は満たしていると考えられる。しかし、他のアプリケーションとの共用による利用できるデータ領域の制限や車間時間の短縮、通信エラーの発生などを考慮すると十分ではない可能性があり、できるだけ少ないメッセージ数で通信成否の確認を終えるために車群通信の効率化は重要である。

そこで、Group ACK の車両 ID の記述に着目し、車両 ID の下位ビットを短縮 ID として利用する方法を提案する。Group ACK のデータ効率化のメリットと引き換えに、ID 競合の発生頻度が増加するデメリットが考えられる。そこで ID 競合の解消方法もあわせて提案する。隊列内の車両に自車両と同一の ID を発見したときに、自車両が競合する車両の中で最も前方を走行する場合は、競合した ID を使用し続け、そうでない場合は、隊列において未使用の ID からランダムに選択して使用する。なお、リーダー車両は先頭を走行するため、車両 ID が変更されることがなく、このことは隊列の安定性に寄与する。

車両 5 台の隊列走行における短縮 ID の競合解決の例について図4を用いて説明する。ここでは、16 ビットの車両 ID を A-b のように記述し、A を上位 12 ビット、b を下位 4 ビットとする。リーダー車両 A-g は、図4上部のように Group ACK の車両 ID の下 4 ビットのみを記述して送信する。車両 2 番目 T-h と 4 番目 O-h、5 番目 G-h が競合

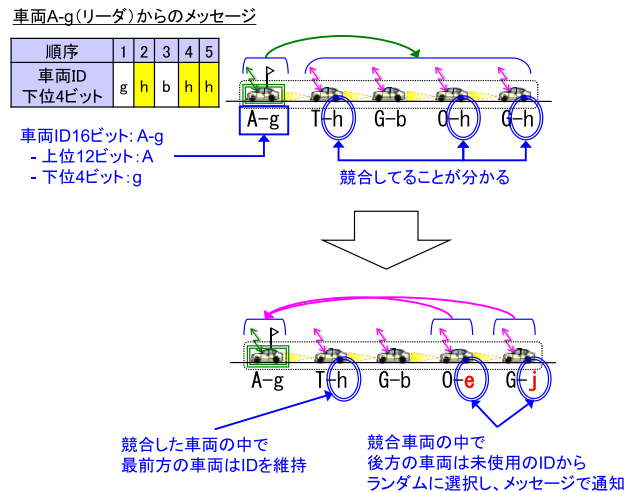


図4 短縮 ID の競合解決例

Fig. 4 Example of contention resolution among short IDs.

している。メンバ車両は、リーダーのメッセージから自身の ID の競合を判断する。その後、図4下部のように競合する車両の中で最前方を走っている車両 2 番目 T-h は ID を維持し、後方の 4 番目 O-e と 5 番目 G-j は、隊列内で未使用の ID からランダムに選択する。これを繰り返すことで短縮 ID の競合を解決したうえで使用することができる。

2.4 評価

車間時間内の隊列内通信成否の確認について、車群通信がどの程度効率化できるのか検証する。評価はプログラムを自作して行った。隊列は形成済みで、車両移動は行わないものとする。また通信はすべての車両に 100% 到達するものとし、電波伝搬のシミュレーションは行わないものとする。まず初めに、短縮 ID を利用した際のデメリットである ID 競合について、解決に要した時間を調べた。この時間も車間時間以内に収める必要がある。続いて、隊列内の車両数に対して通信成否の確認に要した時間について、車群通信 (Group ACK・短縮 ID) と単純な ACK を調べた。

なお、時間についてはサイクル数で表現する。1 サイクルは隊列内のすべての車両が 1 回のメッセージをブロードキャストすることを意味する。つまり、1 サイクルはブロードキャスト周期 0.1 秒に相当する。ブロードキャスト数、メッセージ数という表現も考えたが、車両 1 台あたりの数なのか、隊列内車両の総和なのか曖昧になることを避けるため、単純な ACK に対しても便宜的に隊列単位という意味でサイクル数という表現を用いる。

2.4.1 短縮 ID を利用した際の競合解決時間の評価

評価条件は表 1 のとおりとなる。

短縮 ID 長や隊列内車両数を変えて、競合解決に要したサイクル数の平均値を調べた結果が図5のグラフとなる。平均サイクルは、短縮 ID 長 5 bit、車両数 32 台の場合に最大 3.05 となった。

表 1 評価条件

Table 1 Evaluation condition.

短縮 ID 長	1~16 bit
隊列内車両数	1~60 台
乱数を変えた試行回数	100,000 回

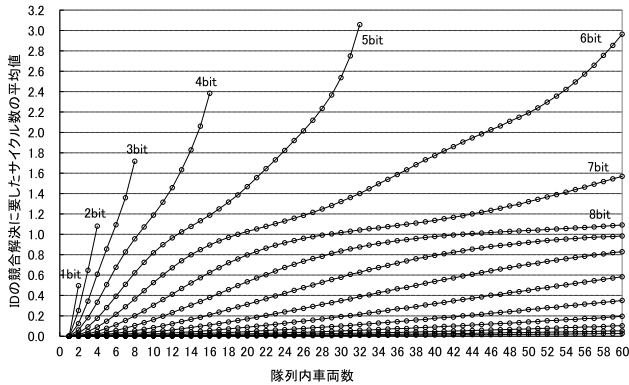


図 5 競合解決に要したサイクル数の平均値

Fig. 5 Average #cycles for contention resolution.

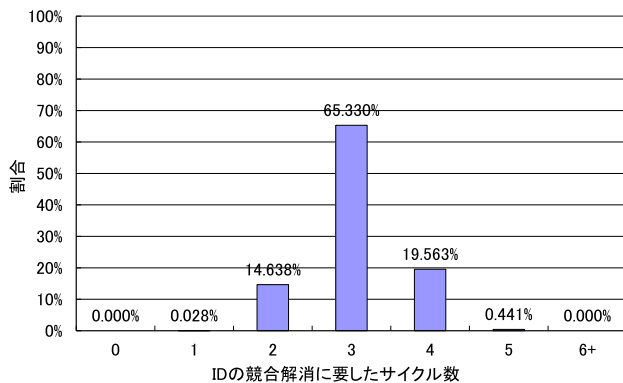


図 6 競合解決に要したサイクル数の割合 (短縮 ID 長 5 bit, 車両 32 台のケース)

Fig. 6 Ratio of #cycles for contention resolution (5 bit short ID, 32 vehicles).

表 2 評価条件

Table 2 Evaluation condition.

Group ACK で利用可能なデータ領域	149 bit
Group ACK の ID 長	4, 5, 6, 16 bit
Group ACK の ACK 長	1 bit

続いて、平均サイクル数が最大となった短縮 ID 長 5 bit, 車両数 32 台の場合の試行回数に占める割合を図 6 に示す。5 回のサイクル数, つまり 0.5 秒で競合を解決できることが分かり、短縮 ID を使用しても隊列走行の要件である車間時間 1 秒以内に十分収められることを確認できた。

2.4.2 車群通信の効率性の評価

続いて、隊列内の車両数に対する通信成否の確認に必要なサイクル数について計算を行った。評価条件は表 2 の

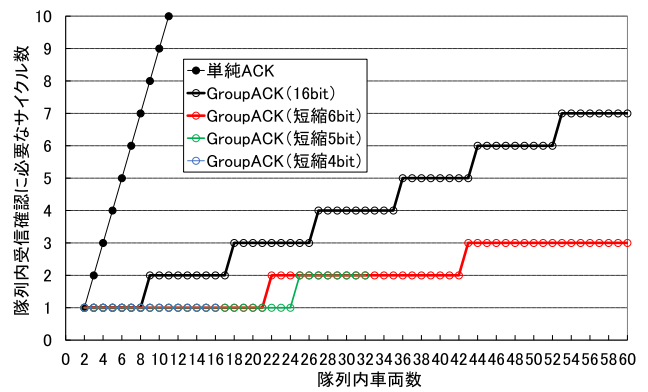


図 7 隊列内通信成否の確認に必要なサイクル数

Fig. 7 #cycles for one complete comm. check in the platoon.

とおりとなる。Group ACK で利用する ID 長は標準 16 bit と短縮型の 4, 5, 6 bit について調べた。ここで ID の競合は解決済みとする。単純 ACK では 1 メッセージにつき 1 つの ACK を送信する。車群通信では Group ACK でまとめ送りを行うが、メッセージに収まりきれない場合は、複数のメッセージに分割して送信する。

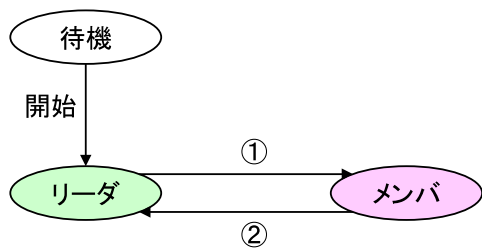
隊列内車両数を変えて、通信成否の確認に要したサイクル数を調べた結果が図 7 となる。単純 ACK では、車両 11 台の場合に 10 サイクル、つまり 1 秒で通信成否の確認を終えることになり、これが上限の車両数となる。Group ACK では、車両 60 台の場合でも 7 サイクル (0.7 秒)、6 ビットの短縮 ID の利用により 3 サイクル (0.3 秒) で通信成否の確認を終えることができる。また 1 サイクルで通信成否の確認を終えることのできる車両数は、単純 ACK では 2 台であるのに対して、Group ACK で 8 台、5 ビットの短縮 ID の使用で 24 台となる。このように単純 ACK に対して車群通信 (Group ACK, 短縮 ID) は通信成否の確認の効率化がなされていることが確認できた。

3. 通信成否状況の変化に応じた隊列編成

車群通信によって把握した通信成否状況の変化に対する隊列の編成方法について紹介する。ここで、車両がリーダーとメンバで送信するメッセージのフォーマットに違いはないが、説明を簡単にするためにリーダーのメッセージを HB メッセージ、メンバのメッセージを MR メッセージと呼ぶ。また位置関係に関する用語の定義を説明する。同一の車線を縦列に並んで走行する状況で、ある車両から見て進行方向を「前方」、逆を「後方」と呼ぶ。前方で間に車両を挟まずに接している対象 (車両・隊列) を「先行」、後方で接している対象を「後続」、接していることを「隣接」と呼ぶ。隊列の一番前を走る車両を「先頭車」と呼ぶ。

3.1 車群通信における車両の状態遷移

図 8 のような、車群通信における車両の状態遷移モデルを考案した。システム開始後、車両はリーダーとなって自



- ① 前方の隊列からのHBメッセージに自車両IDを発見
- ② 先行車の特定に失敗

図 8 車群通信における車両の状態遷移モデル

Fig. 8 State flow model of vehicle in group communication.

身のみが所属する隊列を開始する。前方の隊列からの HB メッセージに自車両の ID を発見した場合は、その隊列のメンバとなる。レーダと無線機によって先行車を特定するが、これに失敗した場合に車両は新しい隊列を開始してリーダーとなる。これについて後述する。

割込みや通信障害の際にはその発生地点の直後の車両が新しい隊列を開始することで隊列は分割され、やがて事態が解消された場合は、分割した隊列が再び合流して安定状態に落ち着くという方針とする。また、隊列が分割した場合は、一定時間お互いのメッセージを無視する仕組み（除外設定）によって、行動の後戻りを抑えることができ、安定的に遷移して隊列を編成する。提案のシステムは、情報の受け手である各車両の自律行動によって構成される。単純な行動指針が与えられ、無線傍受という環境を介して間接的に協調を行うことで全体として解を得るマルチエージェント型のシステム設計となる。各車両が自律性を保持するため、先行車との距離の維持を最優先させるなどのフェールセーフなシステムとの好相性も期待される。

3.2 隊列の形成

システム開始後、車両はリーダーとなって自身のみが所属する隊列を開始する。前後に隣接する2つの車両が別の隊列のリーダーとして存在する場合を考える。まず後続車がレーダと無線通信の情報から先行車を特定して、その旨を記載した HB メッセージを送信する。リーダーでは前方に隣接する車両、つまり先行車の位置が分かるが、車両 ID は不明である。無線通信は車両 ID と位置が分かるが、隣接性については不明である。位置情報を照合することで、先行車の車両 ID が特定することができる。これを「先行車特定」と呼ぶ。

先行車は後続車からの HB メッセージを受けて、新しい隊列のリーダーとなって隊列 ID やサイクル番号を定義し、後続車を Group ACK のメンバとして加えた HB メッセージを送信する。後続車は前方の隊列から受信した HB メッセージに自車両 ID を発見した場合、その隊列のメンバとなって、MR メッセージを送信する。これにより隊列を形

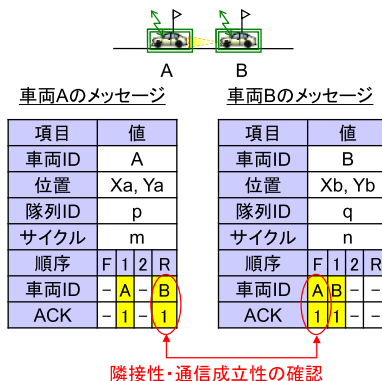


図 9 隊列形成前

Fig. 9 Before platoon formation.

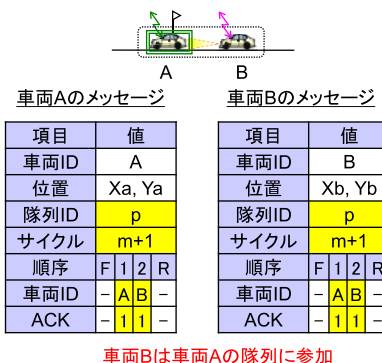


図 10 隊列形成後

Fig. 10 After platoon formation.

成することができる。隊列内の走行順に車両 ID と ACK をペアで並べたフィールドに加えて、隊列外の先行車（走行順 F）や後続車（走行順 R）についても用意する。このフィールドを利用して、隊列を形成する前に隣接性や通信成立性を確認する。

図 9 の例では、車両 B が車両 A を先行車として特定し、隊列外先行車 (F) に記録して HB メッセージを送信する。車両 A はこの HB メッセージを受けて、車両 B を隊列外後続車 (R) に記録して HB メッセージを送信する。車両 A と車両 B の隣接性と通信成立性を確認できたので、図 10 のように車両 A は車両 B を Group ACK にメンバとして加えた HB メッセージを送信する。車両 B はこの HB メッセージを受けて、車両 A の隊列に参加して、MR メッセージを送信する。

3.3 隊列の合流

複数の車両を含む2つの隊列が隣接する場合を考える。先行隊列のリーダー車両は、後続隊列に所属するすべての車両のメッセージを受信し、隣接性と通信成立性が確認でき、かつすべての車両をメンバに加える余裕があると判断した場合に、それらを Group ACK のメンバとして加えた HB メッセージを送信する。後続隊列の車両は、前方の車両から受信した HB メッセージに自車 ID を発見すると、その

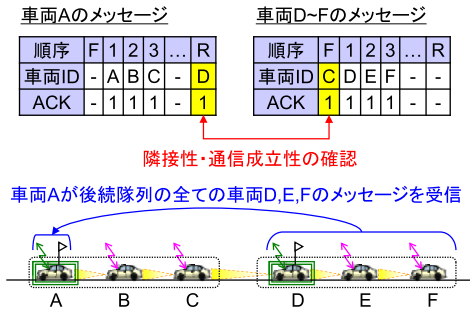


図 11 隊列合流前
Fig. 11 Platoon before merging.

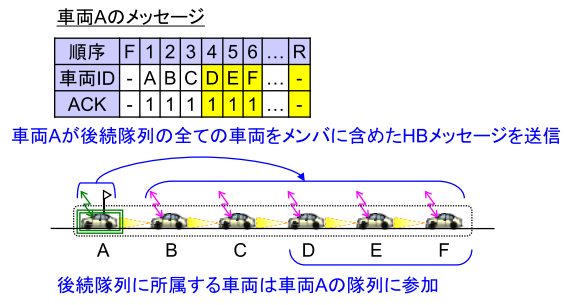


図 12 隊列合流後
Fig. 12 Platoon after merging.

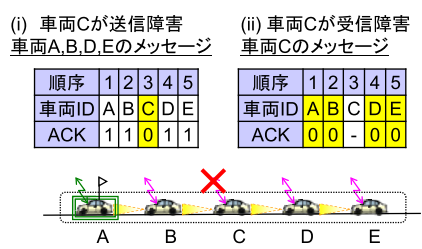


図 13 通信障害の検知
Fig. 13 Recognizing communication disruption.

隊列のメンバとなってMRメッセージを送信する。別の隊列に参加した場合は、一定時間、以前の隊列には戻らないという設定とする。これを除外設定と呼ぶ。結果、後続隊列は消滅する。

図 11 の例では、先行隊列のリーダーAが、隣接性や通信成立性の確認がとれた後続隊列に所属する車両DEFのメッセージを受信した状況を示す。リーダーAは後方隊列の車両をすべて加えてもメンバ数上限内と判断した結果、図 12 のように、車両DEFをメンバに加えたHBメッセージを送信する。車両DEFはそのHBメッセージを受信して先行隊列のメンバとして参加し、MRメッセージを送信する。

3.4 通信障害の検知とその対処方法

続いて、通信障害の検知とその対処方法について、図 13, 図 14 を用いて説明する。車両は、以下の条件によって通信障害となった車両の検知を行う。

(1) 送信障害となった車両の検知

- ある車両に対する自身のACKが偽。

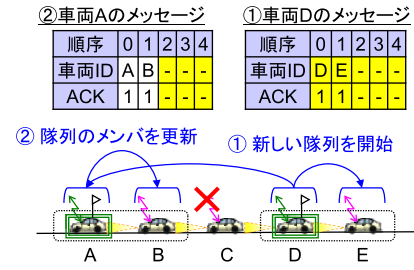


図 14 通信障害の場合の隊列の編成
Fig. 14 Regrouping against disruptive communication.

- かつ、他車両からの情報も、その車両に対するACKが偽。
- (2) 受信障害となった車両の検知
 - ある車両からの情報で、全車両、または不特定多数の車両に対するACKが偽。

通信障害車両の後続車は、自らをリーダーとする新しい隊列を開始する。そして、自車両よりも後方の元の隊列のメンバ車両を自身の隊列のメンバに加えたHBメッセージを送信する。後方の車両は前方車両から自車両IDのあるHBメッセージを受信したため新しい隊列へ参加してMRメッセージを送信する。元の隊列のリーダーは、新しい後続隊列のリーダーとなった元メンバからのHBメッセージを受信した場合、当該車両とその後方のメンバ車両を隊列から除いてHBメッセージを送信する。

図 13 の例は、車両Cが通信障害となった場合のメッセージの特徴を示す。(i) 送信障害の場合には車両Cからのメッセージが届かないうえに、他の車両のメッセージで車両Cに対するACKも偽(0)となる。(ii) 受信障害の場合は、車両Cからのメッセージで全車両、または不特定多数の車両に関するACKが偽となる。このような場合、図 14 のように① 車両Cの直後の車両Dが、リーダーとなって新しい隊列の開始し、後方のメンバ車両Eを自身の隊列のメンバに加えたHBメッセージを送信。これを受信して、車両Eは車両Dの隊列に参加してMRメッセージを送信。② 一方車両Aはメンバだった車両DのHBメッセージを受信して、メンバから車両DEを除いたHBメッセージを送信する。車両Cも通信障害の理由により、車両Aのメンバから除かれる。

隊列のリーダー車両に通信障害が発生した場合も、後続車のリーダー化によって同様に処理される。電波干渉が発生した場合は、その程度に応じて次第に隊列が分割される。除外設定として、隊列から除かれた車両は一定時間メッセージを無視される。したがって、図 14 の車両Cが通信可能になっても、除外設定中であれば、2つの隊列に分割された状態は維持される。除外設定終了後に、合流を繰り返して再び1つの隊列となる。

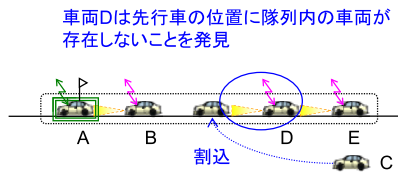


図 15 隊列への車両の割り込み

Fig. 15 Interrupting to platoon.

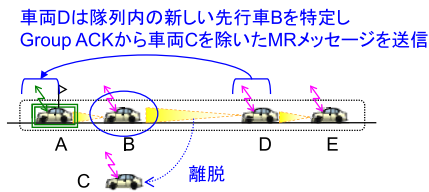


図 16 隊列からの車両の離脱

Fig. 16 Departing from platoon.

3.5 隊列に対する車両の割り込みと離脱

最後に隊列に対する車両の割り込みや離脱について図 15, 図 16 を用いて説明する. 隊列内に車両が割り込んだ場合, 後続の車両は, レーダで検出した新しい車両の位置にマッチするような隊列内の車両を特定できなくなる. 通信状態の変化を検出するという課題について, 後続のメンバは通信障害を検知する場合と同様の方法で車両の割り込みを検出し, 新隊列のリーダーとなって後方車両をメンバに加える. 割り込み車両が通信可能な場合は, 前方隊列へメンバとして参加するか, あるいは新しい隊列のリーダーとなって後続隊列を加えることになり, メンバ数が上限以内であれば, 互いの除外設定を終えた後で1つの隊列となる.

図 15 の例では, 車両 ABDE が隊列を形成しており, 車両 B と D の間に車両 C が割り込んできた様子を示す. 車両 D はレーダでは車両 C の位置 (Xc, Yc) に車両を検出するが, この割り込み車両 C の位置は, 通信で得られた隊列内の車両 ABE のどの位置にもマッチしないと判断する. その結果, 図 14 と同様に車両 AB と車両 DE の2つの隊列に分割する. 車両 C が通信可能な場合は, 車両 AB の隊列へ参加するか, 新隊列のリーダーになって車両 DE をメンバに加えることになり, メンバ数が上限以内であれば, 除外設定終了後に合流して1つの隊列となる.

隊列から通信車両が離脱した場合, 離脱した車両の後続車は, 同じ隊列に属する新しい先行車をレーダと通信で特定し, Group ACK から離脱車両を除いた MR メッセージを送信する. リーダ車両はこれを受信して, 離脱車両を除いた HB メッセージを送信してメンバに通知する.

図 16 の例では, 車両 ABCDE が隊列を形成しており, 車両 C が離脱した様子を示す. 車両 D は新たな先行車として車両 B を特定する. その結果, 車両 D は車両 C を除いた MR メッセージを送信し, これを受信して, リーダ車両 A も車両 C を除いた HB メッセージを送信する. リーダ車両が離脱した場合は, 2番手を走行している車両は通

表 3 シミュレーションの設定値

Table 3 Simulation parameter.

機能	設定項目	設定値
レーダ	検出範囲	ノード距離100m 進行方向を中心に30度
	無線通信	中心周波数(帯域幅)
	アンテナパタン@設置高	無指向性0dBi@1.5m
	送信出力	20dBm
	最小受信電力	-85dB
	変調方式	1/2QPSK-OFDM
	伝搬モデル	2波モデル
	伝送速度	6Mbps
	送信周期(1サイクル)	100ミリ秒
	オフセット時間	0~99ミリ秒の範囲でランダムな値
	メッセージサイズ	399ビット
隊列制御	隊列ID	無所属+15グループ分
	サイクル番号	128サイクル分でランダムな開始値
	隊列の上限台数	6台
	除外設定の時間	5秒
	通信障害の判定時間	4サイクル分(0.4秒)
走行制御	車間距離(中心間距離)	静止時に10m
	移動	所定の二点間の等速直線運動

信先行車が消失するため, 新たな隊列のリーダーとなって後方のメンバを加える.

一方, 離脱した車両も先行車が消失するため, 新たな隊列のリーダーとなって後方のメンバを含めた HB メッセージを送信する. タイミングによっては後方のメンバが離脱車両を除外する前にこの HB メッセージを受信することも考えられるが, その場合は, 一時的に離脱車両の隊列のメンバとなる. しかし, 離脱車両の直後の車両は, 離脱車両を先行車として特定できないため, やがてリーダーとなって新しい隊列を開始し, 除外設定終了後に, 離脱車両を除いた1つの隊列となる. 通信障害の発生と, 非通信車両の割り込みは, それぞれ別の課題として設定したが, 研究の結果, 通信障害の発生の対処方法と同じやり方で非通信車両の割り込みも解決できることが分かった. このことはシステムの単純化に寄与する.

3.6 シミュレーションによる実現性の検証

シミュレーションによって, 車群通信による隊列編成の実現性の検証を行った. 無線通信はネットワークシミュレータ Scenargie [13] を利用し, レーダ, 隊列制御, 走行制御についてはそれぞれプログラムを作成した. シミュレーションの主な設定値を表 3 に示す. 車両は自車両の位置を誤差や遅延なしで把握できるものとする. レーダは距離 100m, 進行方向を中心に 30m の扇形の範囲に存在する車両を誤差・遅延なしで検出する. 隊列制御は車群通信と隊列編成を実装する. 隊列の上限台数は 6 台であり, 隊列外先行車・後続車を含めた 8 台の Group ACK となる. よって, 隊列内の通信成否の確認は短縮 ID を使用することなく 1 サイクルで行うことができる. 通信障害は 4 サイクル分連続して障害を検知した場合に判定することとした. 無線通信は各サイクルに 0~99 ミリ秒の範囲でランダムなオ

表 4 隊列編成の基本動作

Table 4 Basic action component of platoon organization.

シナリオ	初期状態	状態変化	終了状態
隊列形成	1 [□]■	[□]■ ←[□]	[□]■[□]
	2 [□]■[□]	[□]■[□] ←[□]	[□]■[□]
隊列合流	1 [□□]	[□□] ←[□]	[□□□]
	2 [□□□]	[□□□] ←[□]	[□□□□]
上限数の制約	[□□□□□]	[□□□□□] ←[□]	[□□□□□][□]
割込	1 [□□ □□]	[□□]■[□□]	[□□]■[□□]
	2 [□□ □□]	[□□]■[□□]	[□□□□□]
離脱	1 [□□]■[□□]	[□□]■[□□]	[□□ □□]
	2 [□□□□□]	[□□□□□]	[□□ □□]
	3 [□□□□□]	[□□□□□]	[□□□□]
通信障害	1 [□□□□□]	[□□■□□]	[□□]■[□□]
	2 [□□□□□]	[■□□□□]	■[□□□□]
通信回復	1 [□□]■[□□]	[□□]□[□□]	[□□□□]
	2 ■[□□□□]	□[□□□□]	[□□□□]
電波干渉発生	[□□□□□]	[□□□□□]	[□][□][□][□][□]
電波干渉消滅	[□][□][□][□][□]	[□][□][□][□][□]	[□□□□□]

□: 通信車両 ■: 非通信車両 ◎: 電波干渉発生車両
 【】: 隊列の範囲 ←: 車両の移動

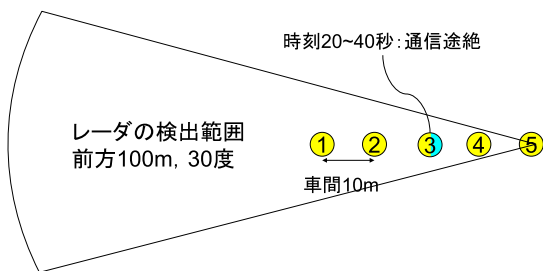


図 17 メンバの通信障害・回復のシナリオ

Fig. 17 Comm. failure and recovery of a member vehicle.

フセット時間を入れた。走行制御について、静止時には車間距離が 10 m、隊列は一列に並ぶように設定した。シミュレーションにおいて車両は点で表現され、車間距離は車両中心間距離に相当する。移動行う場合は、シナリオで設定された 2 点間の等速直線運動を行う。

表 4 に示す 16 点の基本動作についてシミュレーションを行い、すべてにおいて設計どおりの動作を得られることを確認した。本論文では、特にメンバ車両の通信障害と回復、非通信車両の割込みと離脱について説明する。

3.6.1 メンバの通信障害と回復

メンバの通信障害と回復のシナリオを図 17 に示す。先頭から順に通信車両 1, 2, 3, 4, 5 が 10 m 間隔で配置され、車両 1 が進行方向の先頭となる。各車両は静止し、20 秒目に車両 3 に送信・受信の障害が発生、40 秒目に回復する。

車両の状態遷移ログを図 18 に示す。説明に必要なログを抜粋し、意味については図中に青字、特に重要な情報は

■ 車両1の隊列6に車両2,3,4,5が参加
 0.491447876[s] 4: state=leader group=6 cycle=16
 → 時刻[s] 車両4が: リーダ状態 隊列6 サイクル16
 0.493749830[s] 2: state=leader group=11 cycle=62
 0.494092128[s] 3: state=member leader=2 group=11 cycle=62
 → 時刻[s] 車両3が: メンバ状態 リーダ車両2 隊列11 サイクル62
 0.515296898[s] 5: state=leader group=11 cycle=122
 0.519900806[s] 1: state=leader group=6 cycle=84
 0.607314459[s] 5: state=member leader=4 group=6 cycle=17
 0.748019823[s] 4: state=member leader=2 group=11 cycle=64
 0.748019857[s] 5: state=member leader=2 group=11 cycle=64
 1.036242618[s] 2: state=member leader=1 group=6 cycle=88
 1.036242651[s] 3: state=member leader=1 group=6 cycle=88
 1.036242685[s] 4: state=member leader=1 group=6 cycle=88
 1.036242718[s] 5: state=member leader=1 group=6 cycle=88

■ 車両4が新しい隊列1を開始、車両5が参加
 20.417805523[s] 4: state=leader group=1 cycle=28
 20.418094234[s] 5: state=member leader=4 group=1 cycle=28

■ 車両3は新しい隊列5を開始
 20.429981051[s] 3: state=leader group=5 cycle=115

■ 最初に車両3、続いて車両4,5が車両1の隊列6へ参加
 40.124515386[s] 3: state=member leader=1 group=6 cycle=18
 40.756885144[s] 4: state=member leader=1 group=6 cycle=23
 40.756885177[s] 5: state=member leader=1 group=6 cycle=23

図 18 車両の動作ログ (状態遷移)

Fig. 18 Simulation log (State flow).

赤字で記載した。本シナリオでは、0.5 秒付近で車両がいつせいに開始し、1 秒目に車両 1 の隊列 6 に車両 2, 3, 4, 5 がメンバとなって参加して、以後安定状態となる。開始直後に車両 1 と車両 4 が隊列 6、車両 2 と車両 5 が隊列 11 で隊列 ID が競合している。車両はサイクル番号の連続性を確認しており、隊列 ID が同じでもサイクル番号の違いによって別な隊列と見なす補助機能を追加した。20 秒目に車両 3 の通信機能が停止すると、0.4 秒かけて通信障害を判定し、20.4 秒目に車両 4 が車両 5 を加えて新しい隊列 1 を開始し、車両 3 も新しい隊列 5 を開始する。40.0 秒目に車両 3 の通信機能が回復すると、車両 1 は 40.1 秒目に車両 3、40.7 秒目に車両 4, 5 を自身の隊列 6 へ加える。

図 19 を用いて、通信障害時の状態遷移の契機となる事象、通信の内容や成否について説明する。20.0 秒目に車両 3 に通信障害が発生すると、20.1 秒目より車両 1 の車両 3 に対する ACK が偽に変化する。車両 4 は 0.4 秒かけて通信障害を検知し、先行車特定に失敗したとして、車両 5 を加えた新しい隊列 1 を開始して HB メッセージを送信する。車両 5 は車両 4 からの HB メッセージを受信すると状態を隊列 1 のメンバとする。なお動作ログ中ではメッセージの送信と受信を両方記述すると説明が冗長になるため、メッセージの送信は省略して、受信側のみ記述する。

一方で車両 1 は車両 4 からの HB メッセージを受信すると、自身の隊列 6 から車両 4, 5 を除く。さらに車両 3 の通信障害も検知し、自身の隊列 6 から車両 3 も除く。車両 1 は隊列のメンバを更新した HB メッセージを送信し、車両 2 も隊列のメンバ情報を更新する。通信障害を起こした車両 3 も先行車特定に失敗して、新しい隊列 5 を開始する。

図 20 は通信回復時の動作ログを示す。車両 3 は 40.0 秒

```

■ 車両3に通信障害発生、車両1の車両3に対するACKが偽に変化
20.001962407[s] 4: recv=hb src=1 group=6 cycle=114 outfront=-1/0
  outback=-1/0 member=1/1,2/1,3/1,4/1,5/1
→ 時刻[秒] 車両4が: HBメッセージ受信 送信車両1 隊列6 サイクル114
  隊列外先行車無し 隊列外後続車無し
  GroupACK(車両ID/ACK)=1/真, 2/真, 3/真, 4/真, 5/真
20.117250672[s] 4: recv=hb src=1 group=6 cycle=115 outfront=-1/0
  outback=-1/0 member=1/1,2/1,3/0,4/1,5/1
→ GroupACK(車両ID/ACK)=1/真, 2/真, 3/偽, 4/真, 5/真
20.257277937[s] 4: recv=hb src=1 group=6 cycle=116 outfront=-1/0
  outback=-1/0 member=1/1,2/1,3/0,4/1,5/1
20.366625202[s] 4: recv=hb src=1 group=6 cycle=117 outfront=-1/0
  outback=-1/0 member=1/1,2/1,3/0,4/1,5/1

■ 車両4が先行車特定に失敗、車両5を加えた新しい隊列1を開始
20.417805523[s] 4: ev=frontisnototherwispecified
→ 車両4が: イベント発生=先行車特定失敗
20.417805523[s] 4: state=leader group=1 cycle=28
→ 車両4が: リーダ状態 隊列1 サイクル28

■ 車両5が車両4の隊列1に参加
20.418094234[s] 5: recv=hb src=4 group=1 cycle=28 outfront=-1/0
  outback=-1/0 member=4/1,5/1
20.418094234[s] 5: state=member leader=4 group=1 cycle=28

■ 車両1が自身の隊列6から車両4, 5を除く
20.418094301[s] 1: recv=hb src=4 group=1 cycle=28 outfront=-1/0
  outback=-1/0 member=4/1,5/1
20.418094301[s] 1: ev=hbfrommember
→ 車両1が: イベント発生=メンバからのHBメッセージ受信

■ 車両3も先行車特定に失敗、新しい隊列5を開始
20.429981051[s] 3: ev=frontisnototherwispecified
20.429981051[s] 3: state=leader group=5 cycle=115

■ 車両1は車両3の通信障害を検知、隊列6から車両3を除く
20.500644597[s] 1: ev=excludemembersaftertimeoutedmember
→ 車両1: イベント発生=通信障害検知(ACKタイムアウト)
20.500971400[s] 2: recv=hb src=1 group=6 cycle=118 outfront=-1/0
  outback=-1/0 member=1/1,2/1
    
```

図 19 通信障害時の車両の動作ログ

Fig. 19 Simulation log (Communication failure).

```

■ 車両3の通信が回復、車両1が車両3の隊列との隣接性・通信成立性を確認
40.033304121[s] 3: recv=mr src=2 group=6 cycle=17 outfront=-1/0
  outback=-1/0 member=1/1,2/1
40.033304121[s] 3: ev=setfrontvehicle
→ 車両3が: イベント発生=先行車特定
40.033304121[s] 3: ev=setoutsidefrontvehicle
→ 車両3が: イベント発生=隊列外先行車設定
40.102387187[s] 1: recv=hb src=3 group=5 cycle=18 outfront=2/1
  outback=-1/0 member=3/1
40.102387187[s] 1: ev=setoutsidebackvehicle
→ 車両3が: イベント発生=隊列外先行車設定

■ 車両1が車両3を自身の隊列に追加
40.102387187[s] 1: merge=3,
→ 車両1が: 車両3を隊列に加えることを決定
40.124515386[s] 3: recv=hb src=1 group=6 cycle=18 outfront=-1/0
  outback=-1/0 member=1/1,2/1,3/1
40.124515386[s] 3: state=member leader=1 group=6 cycle=18

■ 車両1が車両4,5の隊列との隣接性・通信成立性を確認
40.127012520[s] 1: recv=hb src=4 group=1 cycle=57 outfront=3/1
  outback=-1/0 member=4/1,5/1
40.127012520[s] 1: ev=setoutsidebackvehicle
40.688567045[s] 1: recv=mr src=5 group=1 cycle=61 outfront=3/1
  outback=-1/0 member=4/1,5/1

■ 車両1が車両4,5を自身の隊列に追加
40.707977045[s] 1: merge=4,5,
40.756885144[s] 4: recv=hb src=1 group=6 cycle=23 outfront=-1/0
  outback=-1/0 member=1/1,2/1,3/1,4/1,5/1
40.756885144[s] 4: state=member leader=1 group=6 cycle=23
40.756885177[s] 5: recv=hb src=1 group=6 cycle=23 outfront=-1/0
  outback=-1/0 member=1/1,2/1,3/1,4/1,5/1
40.756885177[s] 5: state=member leader=1 group=6 cycle=23
    
```

図 20 通信回復時の車両の動作ログ

Fig. 20 Simulation log (Communication recovery).

目に通信が回復すると、車両2のMRメッセージの受信により先行車を特定し、隊列外先行車に設定してHBメッセージを送信する。40.1秒目に車両1は車両3のHBメッセージを受信して、互いの隊列の隣接性と通信の成立を確認すると、車両3を自身の隊列1に加えたHBメッセージ

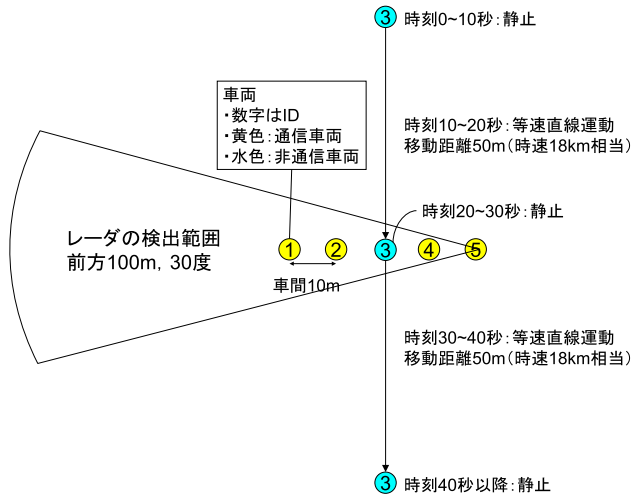


図 21 非通信車両の割り込み・離脱のシナリオ

Fig. 21 Non-comm. vehicle interruption and departure.

```

■ 車両1の隊列6に車両2,4,5が参加
0.491447876[s] 4: state=leader group=6 cycle=16
0.493749830[s] 2: state=leader group=11 cycle=62
0.515296898[s] 5: state=leader group=11 cycle=122
0.519900806[s] 1: state=leader group=6 cycle=84
0.607314328[s] 5: state=member leader=4 group=6 cycle=17
0.653192428[s] 2: state=member leader=1 group=6 cycle=85
1.036238490[s] 4: state=member leader=1 group=6 cycle=88
1.036238523[s] 5: state=member leader=1 group=6 cycle=88

■ 車両4が新しい隊列1を開始、車両5が参加
19.477184162[s] 4: state=leader group=1 cycle=43
19.477574094[s] 5: state=member leader=4 group=1 cycle=43

■ 車両4, 5が車両1の隊列6に参加
31.740378213[s] 4: state=member leader=1 group=6 cycle=79
31.740378246[s] 5: state=member leader=1 group=6 cycle=79
    
```

図 22 車両の動作ログ (状態遷移)

Fig. 22 Simulation log (State flow).

を送信する。車両3は前方の隊列1のHBメッセージに自身の車両IDを発見すると、隊列1に参加して、MRメッセージを送信する。40.6秒目にかけて車両1は車両4,5の隊列との隣接性・通信の成立を確認し、40.7秒目に車両4,5を自身の隊列1に加えたHBメッセージを送信する。車両4,5は前方の隊列1のHBメッセージに自身の車両IDを発見し、隊列1に参加して、MRメッセージを送信する。

3.6.2 非通信車両の割り込みと離脱

非通信車両の割り込み・離脱のシナリオを図21に示す。先頭から順に通信車両1,2,4,5が並んでいる。隊列から側方50m離れた位置に存在する非通信車両3が10~20秒目にかけて車両2,4の間に割り込み、30~40秒目にかけて側方50mの位置へ退出する。車両3が隊列に割り込んだときに、車両中心間距離が10mとなるように配置されている。

車両の状態遷移ログを図22に示す。本シナリオでも、0.5秒付近で車両がいつせいに開始し、1秒目に車両1の隊列6に車両2,4,5がメンバとなって参加して、以後安定状態となる。20秒目にかけて、非通信車両3が車両2,4

の間へ割込むと、車両4が車両5を加えて新しい隊列1を開始する。30秒目から車両3が離脱すると、車両4, 5は車両1の隊列6に参加する。非通信車両の割込み・離脱による隊列の分割や合流は、通信の障害発生と回復の際の隊列の分割・合流と同様の動作となるため、詳細なログの確認は省略する。

以上のシナリオから、割込みや通信障害の際にはその発生地点の直後の車両が新しい隊列を開始することで隊列は分割され、やがて事態が解消した場合は合流を行って安定状態に落ち着く様子を確認した。図8に示した車群通信を利用した車両の状態遷移モデル、つまり①前方の隊列からのHBメッセージに自車両IDを発見したらその隊列のメンバ、②先行車の特定に失敗したら新しい隊列を開始してリーダーという単純な行動指針によって、通信障害の発生や非通信車両の割込みを含む複雑な隊列の動作を実現できることを示した。

4. まとめと今後の課題

本論文では、非通信車両の混在環境における協調的な隊列走行の実現に向けて、隊列内の通信成否の確認を車間時間内に行うこと、そして通信成否の確認結果に基づき、隊列を適切に編成することの2つの課題の解決方法について述べた。

前者の課題に対しては、隊列内の車両間のACKをまとめ送りする車群通信を提案した。車間時間1秒の場合の隊列の上限台数は単純にACKを送る方法で11台であったが、車群通信により物理的な限界台数である60台まで拡張することができた。また短縮IDを利用することにより、24台まで1回のブロードキャストで隊列内のすべての車両間の通信成否を確認することができ、従来手法に対して効率的であることを示した。

後者の課題に対しては、単純な行動指針を与えて、ブロードキャストの受信という環境を介して協調するマルチエージェント型のシステムを提案し、通信状況の変化、特に通信障害の発生や非通信車両の割込みに対して適切に隊列を編成できることを示した。

以上により、通信障害の発生や非通信車両の混入した状況を車間時間内に検知して、適切に隊列編成する手法を構築できた。今後の課題として、複数の状況変化が同時に発生するような場合の高次の動作検証が考えられる。また、隊列走行の走行性能への影響に関するシミュレーション評価は文献[14]で発表しているが、直線走行のみのシナリオにとどまる。本論文の成果を受けて、割込みや離脱を含むシナリオでの評価が可能となる。

参考文献

[1] Shladover, S.E.: Automated Vehicles for Highway Operations (Automated Highway Systems), *Proc. Institution*

- of Mechanical Engineers Part I: J. Systems and Control Engineering*, Vol.219, No.1, pp.53–75, Sage Publications (2005).
- [2] 700 MHz 帯高度道路交通システム標準規格 ARIB STD-T109 (1.1 版), 電波産業会 (2012), 入手先 (<http://www.arib.or.jp/english/html/overview/doc/1-STD-T109v1.1.pdf>).
- [3] ITS Standards Fact Sheets: IEEE 1609 – Family of Standards for Wireless Access in Vehicular Environments (WAVE), U.S. Department of Transportation (2009), 入手先 (<http://www.standards.its.dot.gov/Factsheets/Factsheet/80>).
- [4] Intelligent Transport Systems (ITS) Vehicular Communications; Basic Set of Applications Part 2: Specification of Cooperative Awareness Basic Service ETSI TS 102 637-2 V1.2.1, ETSI (2011), 入手先 (http://www.etsi.org/deliver/etsi_ts/102600_102699/10263702/01.02.01.60/ts.10263702v010201p.pdf).
- [5] Arem, B.V., Diel, C.J.G.V. and Visser, R.: The Impact of Cooperative Adaptive Cruise Control on Traffic-Flow Characteristics, *IEEE Trans. Intelligent Transportation Systems*, Vol.7, No.4, pp.429–436, IEEE (2006).
- [6] Shida, M. and Nemoto, Y.: Development of a Small-Distance Vehicle Platooning System, *Proc. ITS World Congress* (2009).
- [7] Lu, X.-Y., Tan, H.-S., Shladover, S.E. and Hedrick, J.K.: Automated Vehicle Merging Maneuver Implementation for AHS, *Vehicle System Dynamics*, Vol.41, No.2, pp.85–107, Taylor & Francis (2004).
- [8] Tsugawa, S., Kato, S., Tokuda, K., Matsui, T. and Fujii, H.: A Cooperative Driving System with Automated Vehicles and Inter-Vehicle Communications in Demo 2000, *Proc. IEEE Int. Conf. Intelligent Transportation Systems*, pp.918–923, IEEE (2001).
- [9] Willke, T.L., Tientrakool, P. and Maxemchuk, N.F.: A Survey of Inter-Vehicle Communication Protocols and Their Applications, *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, Vol.11, No.2, IEEE (2009).
- [10] Maxemchuk, N.F., Tientrakool, P. and Willke, T.L.: Reliable Neighborcast, *IEEE Trans. Vehicular Technology*, Vol.56, No.6, pp.3278–3288, IEEE (2007).
- [11] Willke, T.L. and Maxemchuk, N.F.: Coordinated Interaction Using Reliable Broadcast in Mobile Wireless Networks, *Computer Networks*, Vol.51, No.4, pp.1052–1059, Elsevier B.V. (2007).
- [12] 700 MHz 帯を用いた運転支援通信システムの実験用ガイドライン (ITS FORUM RC-006 1.0 版), ITS 情報通信システム推進会議 (2009).
- [13] 大和田泰伯, 前野 誉, 金田 茂, 久永良介, 高井峰生: Scenargie を用いた ITS シミュレーション, 情報処理学会シンポジウム論文集, Vol.2008, No.14, pp.233–234 (2008).
- [14] 大西亮吉, 吉岡 顕: 協調的隊列走行に向けた車群通信のシミュレーション評価, 情報処理学会論文誌, Vol.53, No.1, pp.184–193 (2012).



大西 亮吉 (正会員)

1999年東京大学工学部電子情報工学科卒業。2001年同大学大学院電子情報工学専攻修士課程修了。2001年(株)トヨタIT開発センターより現職。自動車向け無線ネットワーク、およびシミュレーションによる評価手法の研究

に従事。



アルトウンタシュ オヌル

1995年東京大学大学院工学系研究科電子工学専攻博士課程修了。(株)超高速ネットワーク・コンピュータ技術研究所、トヨタ自動車(株)を経て、2001年(株)トヨタIT開発センターより現職。自動車向け無線ネットワーク、および評価手法の研究に従事。2011年よりIEEE

Distinguished Lecturer.



吉岡 顕 (正会員)

1991年東京大学大学院工学系研究科原子力工学専攻博士課程修了。1992年東京大学大型計算機センター助手、1997年同教育用計算機センター助教授、2001年(株)トヨタIT開発センターより現職。自動車向け無線ネットワーク、およびシミュレーションによる評価手法の研究に従事。

に従事。