

# 安定性の高い経路を構築する車車間ルーティングプロトコル

孫 為 華<sup>†</sup> 山 口 弘 純<sup>†</sup> 楠 本 真 二<sup>†</sup>

本論文では、車車間マルチホップ通信における位置情報ルーティングプロトコル GVGrid を提案する。GVGrid は移動しない送信ノードからある地理領域に存在する車両群へのデータ送信を継続的に行うための通信経路を構築する。地図情報を用い、なるべく車両流に沿った通信経路を構築することで、ノード移動による切断の可能性を低減させる。また、その通信経路が存在する道路形状を記憶し、通信経路の切断時には、その道路形状に沿った通信経路を再構築することで、安定した通信経路を復元する。既存手法の1つである GPCR と比較した性能評価を行い、GVGrid により構築された通信経路はより長い生存時間を持つことを確認した。

## A Geographic Routing Protocol for Constructing Stable Route Using Inter-vehicle Communication

WEIHUA SUN,<sup>†</sup> HIROZUMI YAMAGUCHI<sup>†</sup> and SHINJI KUSUMOTO<sup>†</sup>

In this paper, we propose a position-based routing protocol called GVGrid on mobile ad hoc networks constructed among vehicles equipped with short range communication devices. GVGrid constructs a unicast route on-demand, which is used to transmit data continuously from a fixed sender to vehicles that exist in a specified region. When the route is broken by movement of vehicles, GVGrid tries to fix the route using the location information of the original route. Experimental results have shown that the routes constructed by GVGrid have longer lifetime than those by GPCR, an existing position-based routing protocol for inter-vehicle communication.

### 1. ま え が き

近年、高度な交通システムの実現を目指し、DSRC や VICS ピーコンなどの狭域通信器が徐々に路側や店舗などに設置されつつある。しかし、これらインフラの完全な整備と展開には膨大なコストと年月がかかる。さらに、維持整備コストの観点から機器の更新は安易にできないといった問題点もある。これに対し、固定インフラを用いない車車間マルチホップ通信技術を利用し、固定基地局との通信範囲を拡大する補完的な役割を持たせることが考えられる。たとえば、近距離無線基地局や事故現場などに停止した緊急車両から、事故現場手前の交差点を通過しようとする車両に事故渋滞映像を配信して迂回を促すような事例(図1(a))や、無線基地局が提供するインターネットサービス対象領域を近隣の駐車場に拡大する事例(図1(b))などが考えられる。これらの映像ストリーミングや双方向通信サービスはリアルタイム性が求められるため、

データ遅延および損失が少ない安定性の高い経路を構築することが求められる。

本論文では、通信経路の耐切断性を向上させる位置情報ルーティングプロトコル GVGrid を提案する。GVGrid は、GPS などの測位機器と電子地図により、各車両が地図上で存在位置を識別できると仮定し、車両がそれに沿って移動する可能性が高いと想定される道路経路上の車両群による通信経路を、移動しない送信ノードから目的領域内の車両に対し構築する。これにより通信経路の生存時間を向上させる。さらに、その道路経路を記憶し、経路切断時にその道路経路上に沿った通信経路を再構築することで、耐切断性の高い通信経路を復元する。位置情報を用い、深さ優先による経路探索を行う車車間ルーティング GPCR<sup>1)</sup> と比較したシミュレーションを行った結果、GVGrid の通信経路の生存時間がより長いことが分かった。

### 2. 関 連 研 究

マルチホップ車車間通信による情報配布や通信を扱った研究はこれまでに多く存在する。その中で、明示的に経路を構築しないブロードキャストベースの情報散

<sup>†</sup> 大阪大学大学院情報科学研究科  
Graduate School of Information Science and Technology,  
Osaka University

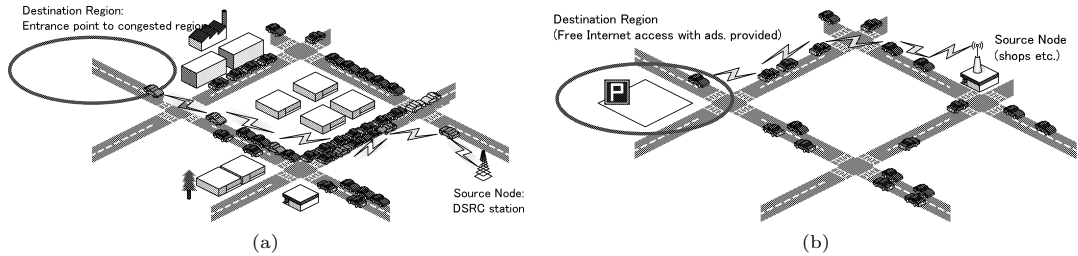


図 1 GVGrid の応用例

Fig.1 Application examples.

布プロトコルとして、UMB<sup>2)</sup>、RBM<sup>3)</sup>、MDDV<sup>4)</sup>などが知られている。UMBは各車両(ノード)が道路に沿ってなるべく遠方にある車両にメッセージを送信し、経路のホップ数の減少を図っている。RBMはノード密度の低い高速道路において、各車両は他車両に遭遇するまでメッセージ転送を待機する。MDDVは各車両が位置情報と電子地図を利用し、道路経路に沿ったメッセージの配信経路を設定し、その道路に沿ったメッセージ配布を行う。

これらのブロードキャスト型のプロトコルは、明示的な通信経路を決定しないため、本研究が想定する継続的なリアルタイム通信などには不向きである。これに対し、ノード間で通信経路を構築するルーティングプロトコルも提案されてきている。CarNet<sup>5)</sup>は高速にランダム移動をするノードを対象とした位置情報ルーティングプロトコルであるが、車両の移動特性などは考慮していない。GPCR<sup>1)</sup>は、各ノードが無線範囲内にある最も宛先領域に近いノードをグリーディに選択し、経路探索メッセージを転送することで経路を発見し、その際障害物も迂回可能な位置情報ルーティングGPSR<sup>6)</sup>を車車間通信に応用したプロトコルである。GPCRは路側の建築物などを電波の障壁と考え、電波の届く範囲で最も宛先領域に近い車両を転送先として選択する。また、無線範囲内の車両の密度分布を用いて交差点を識別する。しかし、GPCRでは複数の道路を跨る経路や、右左折数の多い道路経路上に通信経路を構成する可能性があり、車両の移動によるリンク切断の影響を受けやすいと想定される。

我々が提案するGVGridでは、近年の車両におけるカーナビゲーションシステムの装備率増加を受け、各車両は電子地図の参照が可能であるという仮定をおいている。このもとで、なるべく多くの車両がそれに沿って移動していると想定される道路経路に沿った通信経路を探索することで、高い耐切断性を持つ通信経路を発見する。また、その道路経路に沿った通信経路は十分な耐切断性を持ち合わせているとの仮定のもと

で、その通信経路の切断時にはその道路経路に沿った通信経路を再構築することで耐切断性の高い通信経路を復元する。

### 3. プロトコル記述

GVGridの前提条件として、各ノードは近距離無線デバイスを装備し、一意なIDを持つとする。また、GPSなどの測位装置と電子地図を装備しているとする。電子地図は有向グラフ $G = (E, V)$ で表される。 $E$ は道路セグメントの集合、 $V$ は交差点の集合とする。道路セグメントは隣接する2つの交差点間の道路を表し、各方向ごと1セグメントとする。また、各セグメントには国道番号などの道路識別子が(もしあれば)与えられているとし、各ノードは道路セグメントが同じ道路上のものかどうかの判断ができるとする。各交差点にはその位置情報も付随しているものとする。各ノード $u$ は測位装置と電子地図により、自身の位置 $P(u)$ 、自身が存在するセグメント識別子 $S(u)$ および道路識別子 $R(u)$ 、そのセグメントの両端の交差点識別子およびそれら交差点の位置情報が分かっているとする。

GVGridは地理領域をグリッドに分割する。あるグリッドに隣接する周囲8グリッドをそのグリッドの隣接グリッドとよぶ。グリッドにある各ノードは隣接グリッド内のすべてのノードと通信可能であるよう、グリッドサイズ $w$ と無線範囲 $r$ の関係を $w = \sqrt{2}r/4$ と定義する(図2)。なお、グリッドサイズ $w$ が各ノードにおいて既知の場合、経度 $x$ 分、緯度 $y$ 分の座標のノード $v$ の存在するグリッドID $G(v)$ を下記のように定義する。

$$G(v) = G_x(v) * W + G_y(v) \quad (1)$$

ただし、 $G_x(v)$ は $x$ のメートル表現の $w$ による商、 $G_y(v)$ は $y$ のメートル表現の $w$ による商、 $W$ は $G_y(v)$ の最大値より大きい定数とする。 $W$ は $G_y(v)$ の最大値より大きい定数であるため、グリッドIDは $x$ および $y$ より一意に決定される。これにより、各

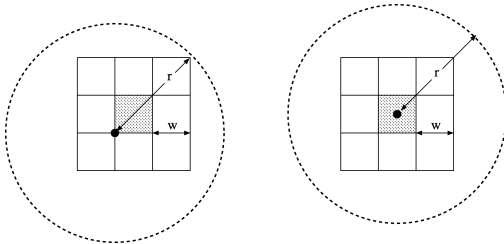


図2 無線距離  $r$  とグリッドサイズ  $w$  の関係  
Fig.2 Communication range and grid size.

ノードは共通パラメータ  $w$  および  $W$  からある位置を含む一意なグリッド番号を計算することができる。

GVGrid は 2 地点間通信経路をオンデマンドに構築し、維持するプロトコルである。始点ノード  $s$  と、終点座標  $d$  に対し、GVGrid は道路経路に沿って、 $d$  を含むグリッド  $G(d)$  への経路を探索して構築する。構築した経路が切断した場合、GVGrid は初めに通信経路を構築した道路経路上でのみ経路の再探索を行い、これが失敗した場合、GVGrid は経路を放棄し、再度始点ノード  $s$  と終点座標  $d$  に対し、経路を探索して構築する。GVGrid は経路構築プロセスと経路維持プロセスからなる。

### 3.1 経路構築プロセス

経路構築プロセスでは、LAR<sup>7)</sup> のメッセージ削減手法に基づき、メッセージを転送する際、 $s$  と  $G(d)$  を含む領域をあらかじめ設定し、この領域内のみでメッセージを転送する。

$s$  から  $G(d)$  へ経路を探索する場合、 $s$  は  $G(s)$  に隣接しておりかつ転送領域内の各グリッドから、1 ノードずつ選択し(この選択方法は後述する)、RREQ メッセージを転送する。転送した経路探索メッセージ(Route REQuest, 以下 RREQ)には  $s$  のノード ID,  $s$  が存在する道路セグメント ID  $S(s)$ , 道路 ID  $R(s)$  およびグリッド ID  $G(s)$  が含まれている。RREQ メッセージを受信した各ノードは、同様の選択方法で転送領域内の隣接グリッドごとに 1 つノードを選択し、自身のノード ID, 自身が存在する道路セグメント ID, 道路 ID およびグリッド ID を追加した RREQ メッセージを転送する。 $G(d)$  の隣接グリッド内のノードが RREQ を受信した場合、ノードは  $G(d)$  内のノード ID の最も若いノード  $d'$  を指定して RREQ メッセージを転送する。 $d'$  を  $G(d)$  の代表ノードとよぶ。 $d'$  は最初の RREQ メッセージを受信してから一定時間は他の RREQ メッセージの到着を待ち、受信した複数の RREQ メッセージから後述する基準に基づき最も品質の良い通信経路候補を選択し、その経路をたどり

$s$  へ経路決定(Route REPLY, 以下 RREP)メッセージを送信することで経路を決定する。ただし、RREP には選択された RREQ に記録されていたノード ID 列とグリッド ID 列を含める。

図 3 は RREQ メッセージの転送例を示している。ここでは、 $s$  はグリッド 54 に存在し、宛先領域はグリッド 11 である。 $s$  はまず転送領域内の隣接グリッド(44 および 53)からそれぞれ転送ノードを選択し、RREQ メッセージを送信する。それらの転送ノードは RREQ メッセージの受信後、同様に転送ノードを選択し、RREQ メッセージを転送する。RREQ メッセージが宛先領域(グリッド 11)の隣接グリッド(12 および 21)内のノードに転送された場合、ノード番号の最も小さいノード  $d'$  を宛先領域内から選んで RREQ メッセージを転送する。 $d'$  は受信した RREQ メッセージに記録された経路情報に基づき、経路を確定する。

#### 3.1.1 隣接ノードの選択方法

ノード  $u$  が隣接グリッドから RREQ メッセージを転送するノード  $v$  を選択する方針は以下のとおりである。なお、以下は  $S(u)$  と  $S(v)$  が交差点を 1 つ以上共有しているような  $v$  (すなわち同一、逆方向、あるいは隣接道路セグメントに存在する  $v$ ) のみを対象とする。

- (1)  $S(u) = S(v)$  の場合、2 ノードは同じ道路セグメントにあるため、近い速度で同じ方向に移動していると考えられる(図 4 のノード  $b$ )。また、 $S(u) \neq S(v)$ ,  $R(u) = R(v)$ , かつ  $Dir(u) = Dir(v)$  の場合、交差点を超えた同じ道路上の同方向の道路セグメントに  $v$  が存在する(図 4 のノード  $d$ )。これらのノードを最も優先して選択する。なお、 $u$  と  $v$  との距離が  $w$  に近いほど、経路上のノード間の間隔が一定になり、距離の離れによる切断が発生しにくいと考えられるため、 $u$  にとっては、隣接グリッド内に理想位置が存在する。上記の条件を満たす複数のノードが存在する場合、 $w$  に近いほど、優先度を高くする。ただし、 $S(u)$  と  $S(v)$  に共有される交差点がグリッド内にあれば、その交差点を理想位置とする。
- (2)  $S(u) \neq S(v)$  であるが、 $R(u) = R(v)$  かつ  $Dir(u) \neq Dir(v)$  である場合、 $v$  は交差点を共有する同じ道路上の逆方向の道路セグメントと考えられる。この場合、最初の通信経路としては距離が離れて切断する可能性が大きくなるため、2 番目に優先して選択する。上記の条件を満たす複数のノードが存在する場合、前述の方

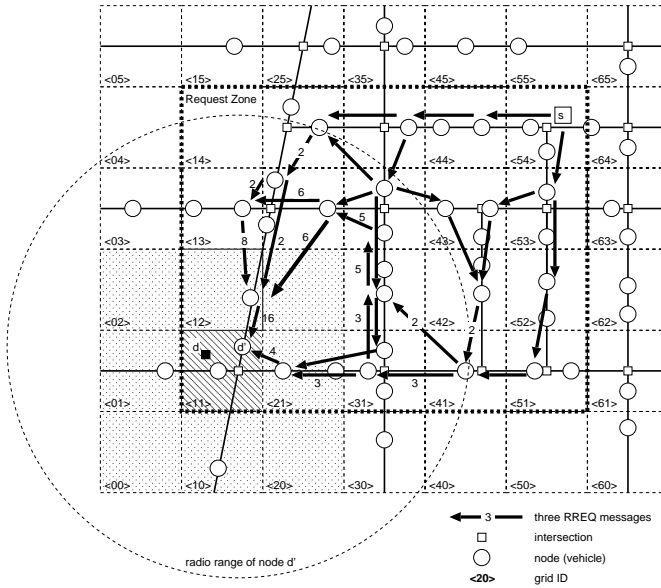


図 3 RREQ メッセージの転送例  
Fig. 3 Route discovery process.

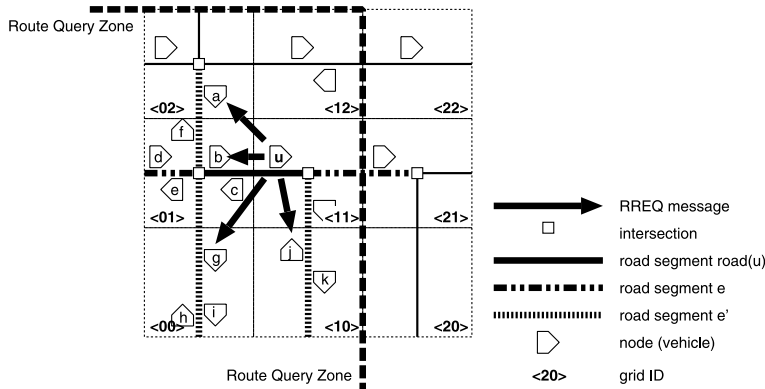


図 4 隣接ノードの選択例  
Fig. 4 Neighbor selection in RREQ message forwarding.

法と同様に理想位置に基づき優先度を決定する。  
(3)  $S(u) \neq S(v)$  かつ  $R(u) \neq R(v)$  である場合は最も優先度を低くする (図 4 のノード  $a, g, i$ )。上記の条件を満たす複数のノードが存在する場合、前述の方法と同様に理想位置に基づき優先度を決定する。

一般に、これらの情報は Hello メッセージを定期的に隣接ノードと交換することで収集できる。あるいは、ブラックバースト (Blackburst<sup>8)</sup>) と呼ばれる手法を改良して用いることもできる。ブラックバーストは、もともと IEEE802.11 における音声通信をサポートするためにノードにチャンネル利用の優先度を与えるための技法であり、ノード検索要求に対し、各ノードは優

先度に比例したバーストを発生する。バースト発生後にチャンネルがビジーでなければそのノードがデータを送信できる。

GVGrid ではこのブラックバーストを以下のように改良する。ノード  $u$  はあるグリッド  $g$  から隣接ノードを選択するとき、NREQ メッセージを送信する。NREQ には対象グリッド ID  $g$ 、 $u$  の道路セグメント ID  $S(u)$ 、および道路 ID  $R(u)$ 、移動方向  $Dir(u)$ 、 $u$  の座標  $P(u)$  を含める。これを受信した各ノード  $v$  は、まず自身のグリッド名  $G(v)$  が  $g$  と一致するか否かを確認する。異なっていれば NREQ を破棄し、一致していれば以下の方針でバースト長  $B_{len}(v)$  を決定する。以下、 $\alpha, \beta, \gamma, \delta$  を定数とし、“ $\alpha > \beta > \gamma + 2$ ”

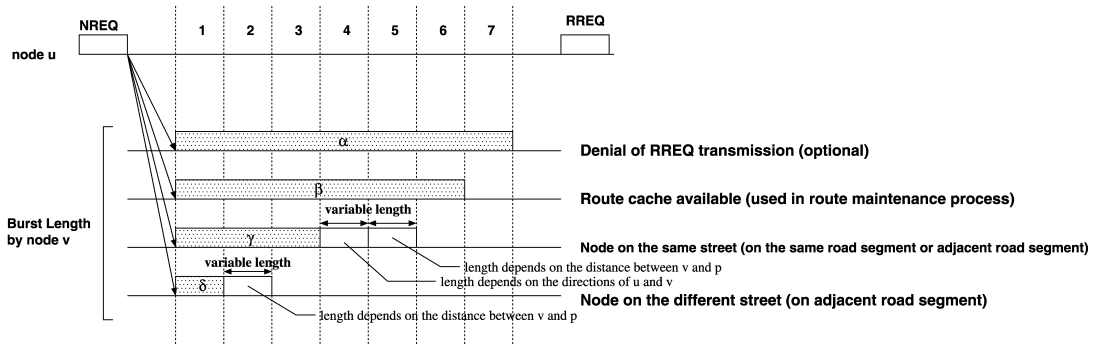


図 5 隣接ノードのブラックバースト長  
Fig. 5 Blackburst example.

および “ $\gamma > \delta + 1$ ” を満たすとする。

- $B_{len}(v) = \alpha * T$ : 最長バーストであり、グリッドにすでに RREQ メッセージを転送したノードが存在しており、たとえばメッセージ数削減などの目的のため、RREQ メッセージの転送を防止したい場合に与えられる。
- $B_{len}(v) = \beta * T$ : 経路維持プロセスにおいて、経路の再探索時に、通信経路の一部をキャッシュしているノードがこのバースト長を設定することで、キャッシュを保持するノードが優先的に選択される。
- $B_{len}(v) = \left\{ \gamma + Dir(u, v) + \frac{dist(v,p)}{\sqrt{2w}} \right\} * T$ : 前述の (1) および (2) に相当するバースト長を表す。 $\frac{dist(v,p)}{\sqrt{2w}}$  は  $v$  と理想位置との距離によるバースト増分を表し、 $Dir(u, v)$  は  $Dir(u) = Dir(v)$  の場合に 1, そうでないときに 0 である。この値が 1 であるときは前述の (1) に相当し、そうでなければ (2) に相当する。
- $B_{len}(v) = \left\{ \delta + \frac{dist(v,p)}{\sqrt{2w}} \right\} * T$ : 前述の (3) に相当するバースト長を表す。

なお、上記の  $\alpha, \beta, \gamma, \delta$  の大小関係式は、上述の順でバースト長が短くなるための条件である。図 5 に、この条件を満たす最小の整数値 ( $\delta$  を最小の正整数値 1 とした場合に決定される最小値  $\gamma = 3, \beta = 6, \alpha = 7$ ) を利用した場合のバースト長の例を示す。

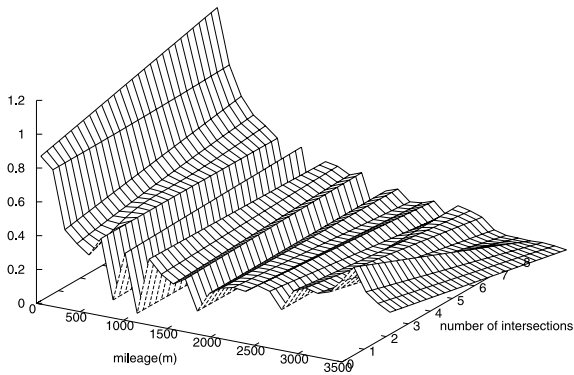
なお、ノード密度が高い場合、Hello メッセージはトラフィックやメッセージ衝突頻度の増大を引き起こす可能性がある。これに対しては交換頻度を静的もしくは動的に調整することで対応できる。ただし、交換頻度やノードの移動速度の増大に応じたノード位置情報の誤差が発生するため、これらはトレードオフとなる。ブラックバーストは、完全なオンデマンド方式で適切な隣接ノードを選択することができるため正確な

位置情報が得られるが、ブラックバースト長の誤差とノード密度によっては、正しいシグナルが他ノードのバーストに妨害される可能性がある。提案手法は隣接ノード情報の収集において、特定の方式に依存しているわけではないため、利用環境などに応じて適切な実装方法を選択することができる。

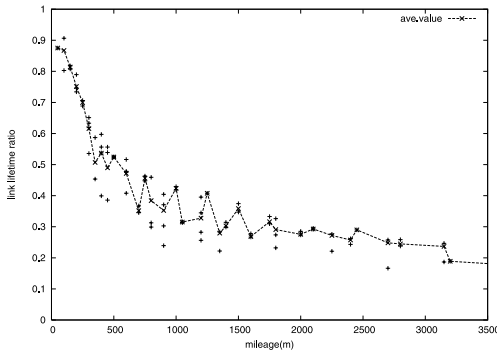
### 3.1.2 経路選択のメトリック

本論文では RREQ メッセージから得られる道路経路情報から適切な通信経路を選択するために、(i) 道路経路上での 2 ノードの走行距離、(ii) 道路経路の交差点数、および (iii) それら交差点のうち右左折を必要とする回数、が 2 ノード間のリンクの生存時間にどの程度影響を与えるかを実験により調査した。この目的のため、NETSTREAM<sup>9)</sup> 交通流シミュレータを用いて、格子状の道路からなり、交差点間のセグメント長が 50 m から 500 m まで、50 m 刻みで変更した地図を用意した。これらの地図において、0 から 8 個の交差点を持つ道路経路を選んだ。そのため、道路長は最短 50 m から最長 4,500 m となった。また、各交差点では、ノードは一樣な確率で直進または右左折するようにした。すべての地図において、ノード密度は同じになるように設定した。このもとで、2 ノード間のリンク接続率 (2 ノードが道路経路に同時に存在していた時間に対する、2 ノード間が直接通信可能となった時間総和の割合) を観測した。実験結果は図 6 (a) に示す。なお、ノードの無線範囲を 200 m とした。図 6 (b)、図 6 (c) は図 6 (a) において、それぞれ走行距離、交差点数のみに着目した場合の結果を示している。

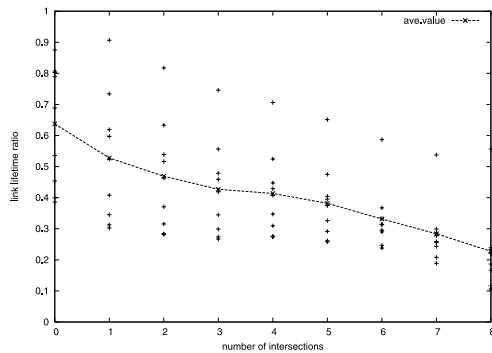
図 6 (b) より、ノードの走行距離の増加に応じて、リンク接続率はおおそ線形的に減少していることが分かる。2 ノードの走行距離が短い間は、信号などでノード間距離が若干増加しても互いの通信範囲内にとどまっている可能性が高いが、走行距離が長くなるにつれて、それが通信範囲より大きくなる可能性も増加



(a) 走行距離および交差点数との関係



(b) 走行距離との関係



(c) 交差点数との関係

図 6 走行距離および交差点数とリンク接続率との関係  
 Fig. 6 Influence of road patterns to link life ratio.

することから、得られた結果はおおよそ想定どおりであるといえる。図 6 (c) より、交差点数の増加によるリンク接続率の低下は線形的であることが分かる。また、図 7 は、1,200 m の経路長、交差点数 9 である道路経路において、その交差点に占める右左折が 0 回から 9 回の場合のリンク接続率を示している。明らかに、右左折回数が少ない場合にリンク接続率が非常に高く、右左折数増加に対する接続率の低下率がかなり大きいことが分かる。

以上の結果から、道路経路上の実際の走行距離を除けば、右左折数が支配的な要素であることが分かる。経路探索メッセージから通信経路を決定する場合、それに付随する道路経路の右左折数が最も少ない通信経路を優先すればよいと考えられる。

### 3.1.3 ルーティングテーブルの更新

RREP メッセージを転送する際、経路上の各ノードは、RREP メッセージ内に記録されていたノード ID 列から、自身の前方および後方のノードをルーティングテーブルに記録する。また、グリッド ID 列も記録する。グリッド ID 列は道路経路形状を表しており、経路維持プロセスで用いられる。

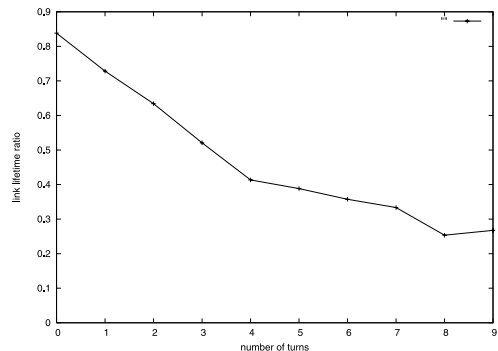


図 7 交差点数に占める右左折数とリンク接続率との関係  
 Fig. 7 Influence of turns to link life ratio.

### 3.2 経路維持プロセス

経路維持プロセスは、経路が切断した場合、経路探索で発見された通信経路が存在する道路経路を含むグリッド上に存在しないノードを経路から切り離し、それらのグリッド上のみから代替ノードを探すことで、その道路経路に沿った通信経路を復元させる。このグリッド列を道路経路グリッド列と呼ぶ。

ノード  $s$  から  $G(d)$  内のノード  $d'$  までの通信経路

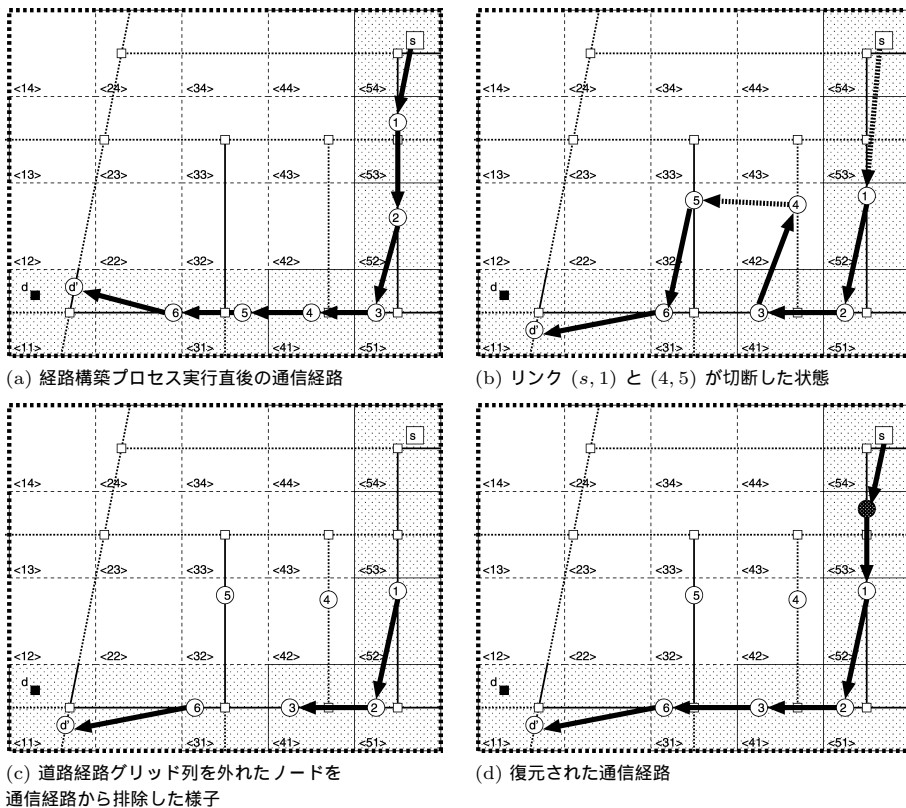


図 8 経路維持プロセスの実行例

Fig. 8 Route maintenance process.

は、中間ノードの移動や、 $d'$  の  $G(d)$  からの離脱などにより切断される場合がある。経路上の各ノードは、自身の前後ノードとのリンク切断が発生した場合、自身が現在存在しているグリッドが道路経路グリッド列に含まれないと判明すれば、自身と接続しているノードとのリンクを強制切断する。これにより新たなリンク切断が発生し、道路経路グリッド列上に存在しないノードは同様の動作を行う。その結果、道路経路グリッド列から離脱したノードはすべて通信経路から外される。

前方ノード（経路上での  $d'$  側のノード）とのリンクが切断されたが道路経路グリッド列にあるノードは、以下に述べる経路維持プロセスを開始する。各ノードは道路経路グリッド列における自身のグリッドの前方グリッドから代替ノードを探し、自身の記憶した道路経路グリッド列を含む経路維持メッセージ（Route Repair, 以降 RRPR）を送信する。その際、切断した通信経路の残存ノードが存在すれば、そのノードを優先的に選択する。これにより、道路経路グリッド列にある残存経路を最大限に利用できる。再構築が不可能な場合、そのノードは経路エラーメッセージ（Route

ERRor メッセージ、以下 RERR）を送信ノード  $s$  に送信する。この場合、ノード  $s$  は経路構築プロセスを実行し、新たな経路を探索する。

図 8 を用いて経路維持プロセスを説明する。図 8 (a) は、初期経路を表す。図 8 (b) では、ノード  $s$ , 1 間のリンクは距離が離れたことにより、またノード 4, 5 間のリンクは障害物により、リンクが切断した状態を表している。経路の切断が発生した場合、全ノードは自身の状態をチェックする。このとき、ノード 5 とノード 4 は自身が初期経路から外れたことに気付くため、経路から強制切断する（図 8 (c)）。残りのノードは切断した前方グリッドから代替ノードを選択し、残存経路と接続することで、道路経路グリッド列に沿った通信経路を復元している（図 8 (d)）。

#### 4. 評価実験

GVGrid の性能を評価するために、道路交通シミュレータ *NETSTREAM*<sup>9)</sup> で大阪府吹田市役所付近の道路地図を再現し、15 分間のノードの移動ログを作成した。*NETSTREAM* は豊田中央研究所で開発されており、現実の車両の進路変更、速度制御などを取

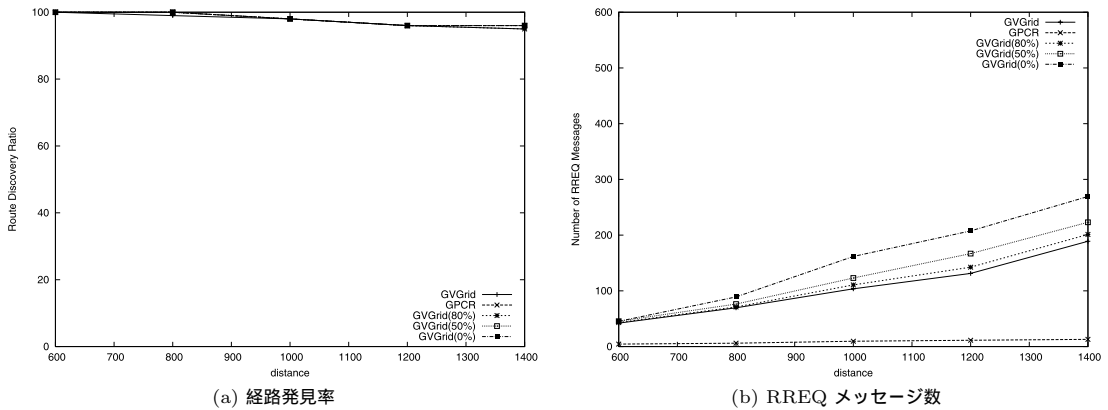


図9 経路構築プロセスの性能評価結果  
Fig.9 Performance of route discovery process.

り入れ、長野冬季オリンピックの交通量概算にも用いられている。道路地図は約  $1,200\text{ m} \times 1,200\text{ m}$  で、 $s$  と  $d$  の直線距離が  $600\text{ m}$ ,  $800\text{ m}$ ,  $1,000\text{ m}$ ,  $1,200\text{ m}$ ,  $1,400\text{ m}$  で、ノード密度は  $560\text{ 台/km}^2$ 、車両平均速度が  $8.3\text{ m/s}$  ( $30\text{ km/h}$ )~ $16.6\text{ m/s}$  ( $60\text{ km/h}$ )、グリッドサイズが  $70\text{ m}$ 、無線範囲は  $200\text{ m}$ 、シミュレーション時間は  $600\text{ sec}$  とした。また、交差点の中心から  $30\text{ m}$  半径の範囲は見通し可能な空間とし、どの道路セグメント間でも通信可能とするが、それ以外の範囲においては異なる道路上の道路セグメント間は障害物により通信不可能とする(同じ道路上のセグメントは通信可能とする)。

GVGrid の比較対象として、GPCR を実装した。GPCR は GPSR の車車間通信版で、高い経路の発見率を目指した深さ優先探索手法である。GPCR は、建物などで電波の周辺への伝播は阻害され、電波の届くノードは同じ道路上にある可能性が高いという前提の下で送信ノードから目的ノードへの経路を構築する。GPCR で経路を探索するとき、各ノードは隣接ノードの中で最も目的ノードに近いノードを選択し、メッセージを転送する。経路探索メッセージがノードを発見できない場合は逆戻りし、手前の交差点で反時計回りの方向へ迂回路を探索することで、経路の発見率を向上させる。転送方向に交差点がある場合、交差点内のノードにメッセージを中継してもらうことで、建物などによる電波の遮断により経路ノード候補数が減少することを防いでいる。経路が切断した場合は送信ノードから新たに経路の再探索を行う。

また、GVGrid における電子地図の装備率を変えて実験を行うことで、現実の電子地図の普及率における GVGrid の有効性を検討した。以下、車両に対する電

子地図装備率を  $X$  とし、 $GVGrid(X)$  で装備率  $X$  の場合の値を表す。ただし、 $GVGrid(100\%)$  は単に GVGrid と表記する。 $X < 100\%$  において、電子地図を装備しない各ノード  $v$  は、位置情報の取得およびグリッド識別は可能であると、隣接ノード選択アルゴリズムにおいて  $B_{len} = \frac{dist(v,p)}{\sqrt{2}w} * T$  でバーストを行うとする。これは、電子地図が利用不可能なノードを通信経路に取り入れると経路の安定性を損なう可能性があるため、最も低い優先度でバーストさせることで、他にもっと良いノードがない場合のみ選択させるようにしている。このため、結果として本来 GVGrid で選択されるはずのないノード(互いに接続していない道路上にあるノード)もバーストするようになるため、経路発見率は高くなる可能性があるが、通信経路が不安定になる可能性も高くなる。

#### 4.1 経路構築プロセスに関する評価

図9に経路構築プロセスの性能を示す。GVGrid は GPCR と比較し、隣接ノードを選択する基準が厳しかったため、経路発見率の低下が予想されるが、車両密度が比較的高い本実験において、大きな差異はみられなかった(図9(a))。なお、装備率の低下にともない発見率がわずかながら向上する理由は、電子地図を装備していないノードが道路形状に関わりなく選択されるようになり、結果として隣接ノードの候補数が増加したためである。図9(b)にRREQメッセージ数を示す。GPCR は深さ優先で探索を行うため、幅優先探索を行う GVGrid よりは少なくなるが、GPCR は Hello メッセージにより、GVGrid はブラックバーストにより隣接ノードを選出するため、両方の手法において RREQ メッセージ数そのものは少ない。



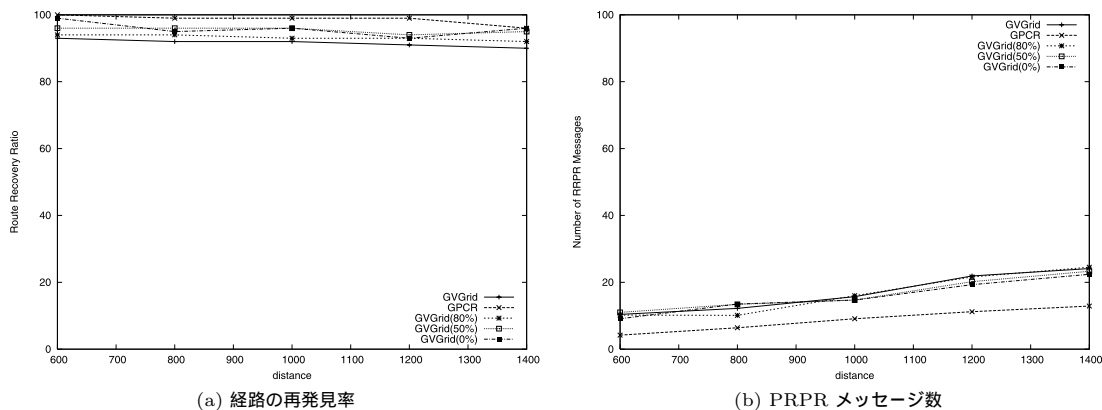


図 10 経路維持プロセスの性能評価結果  
Fig. 10 Performance of route maintenance process.

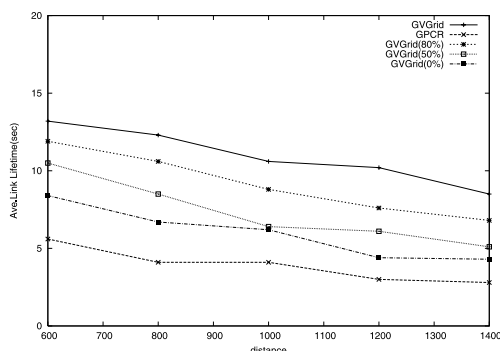


図 11 通信経路上のリンクの平均生存時間  
Fig. 11 Average link lifetime.

4.2 経路維持プロセスに関する評価

図 10 (a) は、GVGrid の経路維持プロセスが道路経路グリッド上で行う局所的な経路再構築が成功した割合（これを経路再発見率とよぶ）を示している。なお、GPCR は経路切断時にはネットワーク全体で経路を再探索する。したがって、GVGrid の経路再発見率は GPCR のそれより低くなると考えられるが、GVGrid は約 90% の経路再発見率を達成しており、ほとんどの場合、道路経路グリッド上での局所的な再探索のみで経路が再構築されることが分かる。なお、GVGrid は道路経路グリッド上で再構築できなかった場合、ソースノードから新しい経路を再探索する。これを含めた再発見率は図 9 (a) の経路発見率とほぼ等しくなり、GPCR とほぼ同程度の性能を達成できる。図 10 (b) における RRPR メッセージ数も、RREQ メッセージ数の場合と同様の理由により少ないことが分かる。

4.3 経路品質に関する評価

図 11 に通信経路上のリンクの平均生存時間を示す。GPCR は距離の遠いノードを優先的に選んでおり、ま

た、ノードの速度や移動方向といった車両移動特性を考慮していないため、ノード間の距離の増大によりリンクの切断が起こりやすい。たとえば送信ノードと目的領域間距離が 1,400 m 離れている場合、5 秒弱でいずれかのリンクが切断する。これに対し、GVGrid では距離が短い場合は 13 秒以上、距離が長い場合も 10 秒前後はリンクが生存する。これより、GVGrid ではより切断回数の少ない通信経路を構成できていることが分かる。

5. あとがき

本論文では、位置情報を用いた車車間ルーティングプロトコル GVGrid を提案した。GVGrid は、固定された送信ノードから、目的領域に存在する車両群に対し、なるべく車両の移動経路に近いと予想される道路経路上に通信経路を構築することで、その通信経路の耐切断性を向上させる。また、経路切断時にはその道路経路上に通信経路を再構築することで、耐切断性を備えた通信経路を復元する。既存手法と比較した性能評価により、経路の生存時間が大幅に改善されたことを示した。今後の課題として、様々な地図を用いたより多くのシミュレーション実験を行い、それらのもとで GVGrid の有用性を確認することなどがあげられる。

参考文献

- 1) Lochert, C., Mauve, M., Fusler, H. and Hartenstein, H.: Geographic routing in city scenarios, *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review*, pp.69-72 (2005).
- 2) Korkmaz, G., Ekici, E., Ozguner, F. and Ozguner, U.: Urban multi-hop broadcast protocol for inter-vehicle communication systems.

- Proc. 1st ACM Workshop on Vehicular Ad Hoc Networks (VANET 2004)*, pp.76–85 (2004).
- 3) Briesemeister, L., and Hommel, G.: Role-based multicast in highly mobile but sparsely connected ad hoc networks, *Proc. ACM Mobihoc*, pp.45–50 (2000). (poster paper).
  - 4) Wu, H., Fujimoto, R. and Riley, G.: Analytical models for information propagation in vehicle-to-vehicle networks, *Proc. IEEE VTC*, (fall 2004).
  - 5) Morris, R., Jannoti, J., Kaashoek, F., Li, J. and De-couto, D.: CarNet: A scalable ad hoc wireless network system, *Proc. SIGOPS European Work-shop* (2000).
  - 6) Karp B. and Kung. H.T.: GPSR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks, *Proc. ACM/IEEE Mobicom*, pp.243–254 (2000).
  - 7) Ko, Y.-B. and Vaidya, N.H.: Location-aided routing (LAR) in mobile ad hoc networks, *Proc. ACM/IEEE Mobicom*, pp.66–75 (1998).
  - 8) Sobrinho, J.L. and Krishnakumar, A.S.: Distributed multiple access procedures to provide voice communications over IEEE 802.11 wireless networks. *Proc. IEEE GLOBECOM*, pp.1689–1694 (1996).
  - 9) Teramoto, E., Baba, M., Mori, H., Kitaoka, H., Tanahashi, I., Nishimura Y., et al.: Prediction of conditions for the Nagano Olympic Winter Games using traffic simulator NET-STREAM, *Proc. 5th World Congress on Intelligent Transport Systems*, pp.1801–1806 (1998).

(平成 17 年 11 月 30 日受付)

(平成 18 年 5 月 9 日採録)



孫 為華 (学生会員)

平成 15 年大阪大学基礎工学部情報科学科卒業。平成 17 年同大学大学院情報科学研究科博士前期課程修了。現在、同研究科博士後期課程に在学中。車車間通信プロトコル等に

興味を持つ。



山口 弘純 (正会員)

平成 6 年大阪大学基礎工学部情報工学科卒業。平成 10 年同大学大学院基礎工学研究科博士後期課程修了。同年オタワ大学客員研究員。平成 11 年大阪大学大学院基礎工学研究科助手。平成 14 年より同大学院情報科学研究科助手。博士(工学)。分散システムや通信プロトコルの設計および実装に関する研究に従事。



楠本 真二 (正会員)

昭和 63 年大阪大・基礎工学部情報工学科卒業。平成 3 年同大学大学院博士課程中退。同年同大学基礎工学部情報工学科助手。平成 8 年同大学講師。平成 11 年同大学助教授。平成 14 年大阪大学大学院情報科学研究科コンピュータサイエンス専攻助教授。平成 17 年同大学教授。博士(工学)。ソフトウェアの生産性や品質の定量的評価、プロジェクト管理に関する研究に従事。電子情報通信学会, JFPUG, PM, IEEE 各会員。