Osaka University Knowledge Archive

Title	移動ノードから構成されるアドホックネットワーク向けのルーティングに関する研究
Author(s)	孫, 為華
Citation	大阪大学, 2008, 博士論文
Version Type	VoR
URL	https://hdl.handle.net/11094/23440
rights	
Note	

Osaka University Knowledge Archive : OUKA

https://ir.library.osaka-u.ac.jp/

Osaka University

情早 12748

移動ノードから構成される
アドホックネットワーク
向けのルーティングに関する研究

2008 年 1 月

孫　為 華

移動ノードから構成される
アドホックネットワーク
向けのルーティングに関する研究

提出先　　大阪大学大学院情報科学研究科

提出年月　2008 年 1 月

孫　為 華

内容梗概

本論文は，筆者が大阪大学大学院情報科学研究科に在学中に行った研究のうち，遭遇情報を用いて経路発見率の向上を図ったMANET向けルーティングと位置情報を利用した安定性の高い車車間ネットワーク向けルーティングに関する研究をまとめたものである．

モバイルアドホックネットワーク（MANET）は，アクセスポイントなどのインフラストラクチャを必要とすることなく，移動端末を用いて一時的かつ動的に構築されるネットワークであり，あらゆる場所で必要なサービスを享受できるユビキタス社会を実現するための重要なインフラストラクチャの1つになると期待されている．MANETはマルチホップリレー方式で複数のノードがデータ転送を行うことで無線範囲外のノードに対しても通信できるが，その際には有線ネットワーク同様ルーティングが必要となる．しかしながら，有線ネットワークと異なり，MANETを構成する端末（ノード）は頻繁に移動するため，ネットワークトポロジも頻繁に変更される．これに対応するため，多くのルーティング手法が提案されてきており，それらはオンデマンドに経路を発見する際の経路発見メッセージの転送オーバーヘッドや，ルーティングテーブル維持のオーバーヘッドを緩和することなどを設計目標としてきた．

本論文では，まずMANET向けのルーティングプロトコルContact-based Hybrid Routing（CHR）を提案する．CHRでは，一度遭遇したノードに対し，そのノードへ到達するための大まかな転送ノード列を，各近隣ノードからの情報だけをもとに各ノードが維持する．遭遇したノードへの経路の発見は，基本的に自身が保持する転送ノード列を利用する．なお，それが途中で分断している場合は，その中間ノードが保持する転送ノード列で補完する．遭遇していないノードへの経路は，そのノードに遭遇したノードを近隣から局所的メッセージブロードキャストにより発見することで実現する．このように，各ノードが，遭遇したノードへの大まかな経路を保持し，経路発見時にはそれらを組み合わせることで，少ない経路発見メッセージで経路発見を行うことを可能としている．ランダムウェイポイントなどの単純なモビリティモデルや，災害時の避難行動を再現したモビリティモデルでシミュレーション実験を行ったところ，ブロードキャストによる経路探索と比較してCHRは95％以上のメッセージ到達率を達成したうえで，メッセージ数を

50％以上削減することができた．さらに近隣のノードのみへの経路を常に維持するハイブリッドルーティングZRP(ゾーンサイズは2)に対する優位性を確認した．

一方，高度な交通システムの実現を目指し，DSRCやVICSビーコンなどの狭域通信器が近年路側や店舗に設置されつつある．しかし，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り，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，車載通信機器間の協調により，車両をノードとしたマルチホップ車車間アドホックネットワーク（Vehicular Ad Hoc Networks，VANET）とよばれるMANETを構成することが考えられている．VANETを用いることにより，例えば，固定基地局との通信範囲を広げるといったことが低コストで実現できると期待されるが，一方で，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．そこで，本論文では，車車間マルチホップ通信向け位置情報ルーティングプロトコルGVGrid（Geographic routing on VANET using Grid）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．最短経路を深さ優先で探索するGPSR手法を車車間ルーティングに応用したプロトコルGPCRと比較したシミュレーションを行った結果，同程度の制御メッセージ数にも関わらず，GVGridの通信経路の生存時間が2倍程度となることが確認できた．

また，このGVGridを応用し，車車間ネットワークに適したアプリケーションや通信プロトコルをネットワークの流動性をなるべく意識することなく容易に展開できるよう，車車間ネットワークの流動性を隠蔽して安定的に存在するメッシュ状のオーバレイネットワークを構築する手法も提案する．このオーバレイネットワークは，路側機など移動しない局を位置情報車車間ルーティングプロトコルで接続し，局間通信経路をリンクとみなすことで全体として静的なメッシュネットワークのように扱うことができる．このオーバレイネットワークを用いることで，多地点間でデータを共有するようなアプリケーション（例えば交通量情報や道路情報の相互共有）や無線スポットのエリア拡張によるインターネットサービスの

提供，交通量に応じた連動信号制御など，多様なアプリケーションをあたかも静的ネットワークで展開するように実現できると考えられる．

関連発表論文

学術論文誌

1 孫為華，山口弘純，楠本真二：
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，
情報処理学会論文誌，Vol.47，No.7，pp.2141-2150，2006年7月.

2 Weihua Sun，Junya Fukumoto，Hirozumi Yamaguchi，Shinji Kusumoto，Teruo Higashino：
A Hybrid Routing Protocol Utilizing Node Mobility,
情報処理学会論文誌（条件付き採録）.

国際会議録

3 Weihua Sun，Hirozumi Yamaguchi，Shinji Kusumoto：
A Study on Performance Evaluation of Real-time Data Transmission on Vehicular Ad Hoc Networks,
Proceedings of the 2006 International Workshop on Future Mobile and Ubiquitous Information Technologies (FMUIT'06)，CD-ROM，May 2006.

4 Weihua Sun，Hirozumi Yamaguchi，Koji Yukimasa，Shinji Kusumoto：
GVGrid：A QoS Routing Protocol for Vehicular Ad Hoc Networks,
Proceedings of the 14th IEEE International Workshop on Quality of Service（IWQoS2006），pp.130-139，June 2006.

目次

1 まえがき **1**

1.1 研究の背景 1

1.2 本研究の内容 3

2 関連研究 **6**

2.1 MANET 向けルーティングプロトコル 6

2.2 VANET 向け通信プロトコル 7

3 遭遇情報を用いて経路を構築するルーティングプロトコル CHR **9**

3.1 序言 9

3.2 プロトコル設計 12

3.2.1 プロトコルの動作概要 12

3.2.2 詳細設計 16

3.2.3 ループの検出と回避 16

3.2.4 経路最適化 18

3.2.5 その他の考察 19

3.3 シミュレーションによる評価実験 20

3.3.1 シミュレーション設定 21

3.3.2 基本性能の比較 23

3.3.3 エントリ有効期限の影響 28

3.3.4 ノード密度の影響 28

3.3.5 シナリオの状況による影響 35

3.3.6 ノード速度による影響 35

3.4 結言 44

4 車両の移動特性を考慮した安定性の高い車車間ルーティング **45**

4.1 序言 45

4.2 プロトコル設計 48

4.2.1 経路構築プロセス 49

4.2.2 経路維持プロセス 59

4.3 シミュレーションによる評価実験 61
4.3.1 経路構築プロセスに関する評価 62
4.3.2 経路維持プロセスに関する評価 64
4.3.3 経路品質に関する評価 64
4.4 車車間ルーティングによるオーバレイネットワークの検討 68
4.4.1 プロトコルデザイン 69
4.4.2 実験と考察 73
4.5 結言 76

5 あとがき **78**

図目次

1 実世界でのノード移動 11
2 ノード S における遭遇テーブルの更新 12
3 遭遇テーブルを用いたRREQメッセージの伝達 15
4 Case1 (N=300) ： 目的ノードに対する遭遇エントリの所在 25
5 Case1 (N=300): シナリオ別性能： 経路発見率 & 総パケット数 . . . 26
6 Case1 (N=300)： シナリオ別性能：エントリ数の遷移 & 平均経路長 27
7 Case1 ：経路発見率及び経路要求あたりの総パケット数の密度による影響 30
8 Case1 ：平均保持エントリ数と経路の平均ホップ長の密度による影響 31
9 Case2 (N=300) ：プロトコル別性能： 経路発見率 & 総パケット数 . 32
10 Case2 (N=300) ：プロトコル別性能： エントリ数の遷移 & 平均経路長 33
11 Case2 の道路マップ 34
12 Case3 (N=300) ：プロトコル別性能： 経路発見率 & 総パケット数 . 36
13 Case3 (N=300) ：プロトコル別性能：エントリ数の遷移 & 平均経路長 37
14 Case1 (N=500) ：プロトコル別性能 38
15 Case1 (N=500) ：プロトコル別性能 39
16 Case2 (N=200) ：プロトコル別性能 40
17 Case2 (N=200) ：プロトコル別性能 41
18 Case3 (N=500) ：プロトコル別性能 42
19 Case3 (N=500) ：プロトコル別性能 43
20 GVGrid の応用例 46
21 無線距離 r とグリッドサイズ w の関係 48
22 RREQ メッセージの転送例 50
23 隣接ノードの選択例 51
24 隣接ノードのブラックバースト長 52
25 走行距離及び交差点数とリンク接続率との関係 57
26 交差点数に占める右左折数とリンク接続率との関係 58
27 経路維持プロセスの実行例 60

28 吹田市役所付近 (1,200m 四方) 61
29 経路構築プロセスの性能評価結果 63
30 経路維持プロセスの性能評価結果 64
31 通信経路上のリンクの平均生存時間 66
32 経路長（hops） 67
33 オーバーレイネットワークを応用した車車間通信 69
34 サブエリアの分割例 70
35 仮想ネットワーク (オーバーレイネットワーク) 72
36 正方形サブエリア分割例 74
37 提案手法サブエリア分割例 75
38 全区域配信到達率 76

表目次

1　シミュレーション設定 20
2　GVGrid のパケットヘッダ 70

1 まえがき

1.1 研究の背景

無線技術の発達や移動端末の普及により，モバイルアドホックネットワーク（MANET）とよばれる新しいネットワークモデルが注目を集めている．モバイルアドホックネットワークとは，アクセスポイントなどのインフラストラクチャを必要とすることなく，移動端末を用いて一時的かつ動的に構築されるネットワークである．MANET では，各端末がルータの様に振舞うことで，マルチホップネットワークが構築される．MANET により通信基地局の無線範囲以外の領域からマルチホップネットワークによって基地局までの通信路を構築することができ，街中での広告や，災害時の避難情報収集，交通渋滞情報散布，といった情報収集及び伝達サービスに応用することができる．MANET を利用する通信サービスは，固定インフラの設置と維持コストがかからないため，あらゆる場所で必要なサービスを享受できるユビキタス社会を実現するための重要なインフラストラクチャの一つになると期待されている．

MANET は有線ネットワーク同様ルーティングが必要である．しかしながら，有線ネットワークと異なり，MANET を構成する端末（ノード）は頻繁に移動するため，ネットワークトポロジも頻繁に変更される．

これに対応するため，常に隣接ノード間で情報を交換して経路情報を維持する OLSR のようなプロアクティブルーティングや，オンデマンドで経路を発見する AODV や DSR[1] のようなプロトコルが設計されてきている．他にも多くのルーティング手法が提案されてきており，それらはオンデマンドに経路を発見する手法における経路発見メッセージの転送オーバーヘッドや，常に経路を維持する経路構築手法におけるルーティングテーブル維持のオーバーヘッドを緩和することなどを設計目標としてきた．

一方，近年高度交通システム（ITS）の普及を目指し，DSRC や VICS 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と予想される．さらに，技術の進歩や革新に対し，維持整備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，固定インフラが発する情報の配信範囲を拡大する補完的な役割を持たせたり，また極めて局所的な情報伝達に用いたりすることが考えられている．

しかし，高速に移動する車両をノードとする車車間モバイルアドホックネットワーク（VANET）では，トポロジの変化が非常に激しく，プロアクティブなネットワークの維持が困難と考えられている．UMB，RBM，MDDV などのようなブロードキャスト型プロトコルは明示的な経路の構築をすることなく，低いオーバーヘッドで情報散布を実現することを目的としている．

しかしながらこれらの手法のほとんどは，実世界での MANET 利用環境におけるノード移動性および通信パターンの特性を有効に利用していない．たとえば被災地において，被災者は複数の移動経路をたどってその地域にある避難所に向かうと考えられる．また，車両ノードの移動速度は速いが，交通規則に沿って移動するため，動きは予測しやすい．このようなことを考慮し，ノードの移動特性を利用することで，経路探索と維持のオーバーヘッドの緩和や経路の発見率と安定性の向上が可能と考えられる．

1.2 本研究の内容

本研究では，まずMANET向けのルーティングプロトコルContact-based Hybrid Routing(CHR)を提案する．CHRでは，MANETにおける位置情報を利用した既存のルーティングプロトコルやメッセージ伝達プロトコルと異なり，位置情報など環境に関する特別な知識や指向性アンテナのような特別な装置も必要とすることなく，経路発見にかかるメッセージオーバヘッドを削減することを目標としている．

CHRでは各ノード間で定期的にビーコンメッセージを交換し，各ノードは新たに遭遇したノード(遭遇ノード)のIDを記録する．またある隣接ノードが無線範囲から離脱する際には，その離脱ノードと自ノードの共通の隣接ノードを発見し，それを中継ノードとして記憶する．中継ノードも遭遇ノードであるので，このプロセスを繰り返すことにより，結果として各遭遇ノードへの大まかな経路が中継ノード列として維持できる．目的ノードが遭遇ノードであれば，目的ノードへの中継ノード列を経路として指定し，RREQメッセージを1つだけ経路に沿って転送する．その経路上の連続する中継ノードが既に隣接していない場合は，それらが管理する中継ノード間を利用して経路を補完する．目的ノードが遭遇ノードでない場合は，範囲制限付きのブロードキャストによって，目的ノードと遭遇したなるべく近くのノードを発見する．

CHRでは，少ないオーバヘッドで遭遇ノード間の経路を分散的に維持できるため，RREQメッセージ数を大幅に削減できる．シミュレーション実験により，CHRはBCASTやDSRに近い経路発見率を達成しながら，制御メッセージ数を半分以下に抑えていることが確認できた．

次に，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，ノード移動速度が速い車車間ネットワーク(VANET)における各車両は電子地図の参照が可能であると仮定する．このもとで，VANET向けの位置情報ルーティングプロトコルGVGrid(Geographical routing on Vanet using Grid)を提案する．GVGridは宛先領域に向かい，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できる．

そのように，道路の様々なメトリクスを利用して計算された道路経路に沿って構築される通信経路は十分な安定性を備える．したがって，提案するGVGridでは，

通信経路上のノードは道路経路の形状をグリッドの列として記憶し，通信経路が切断した場合は記憶したグリッド列にしたがい，道路経路に残存しているノードを再接続しながら，切断の箇所で代替ノードを発見する．これにより，低いオーバヘッドで安定した通信経路を復元する．

GVGrid の利点は以下の２つである．まず，同じ道路にあり，同じ方向に移動するノード間でリンクを構築できるため，リンクの生存時間を長くすることができる．次に，各ノードは道路経路の形状情報を記憶しており，通信経路が切断した場合でも道路経路に残っているノードが自律分散的に通信経路を補完するため，安定した経路を素早く復元でき，その際に必要な制御メッセージの量も少ない．

GVGrid のように，車両の移動特性を利用して車両群の移動先を予測し，経路を構築する手法はこれまでにほとんど提案されていない．しかし，歩行者などと異なり，車両は道路上を交通規則に沿って移動するため，その移動特性が解析しやすいといった特徴がある．さらに近年はカーナビゲーションの高機能化により，高精度の位置情報及び移動方向などの情報が比較的容易に取得できると考えられる．これらの特性及び現状を踏まえ，より安定度の高い通信経路構築を目指した提案手法は従来手法にない独創性を保持し，かつ実用的な発想に基づいているといえる．

GVGrid と車車間位置情報ルーティング GPCR との比較シミュレーション実験を行った結果，GVGrid は GPCR と同程度の制御メッセージ数で経路の平均生存時間を大幅に向上させることができたことを確認した．

最後に，GVGrid を含む既存の VANET ルーティングプロトコルやアプリケーションは，それら自身が VANET の流動性に対処するように設計が工夫されてきた．しかし，個々のプロトコルやアプリケーションでネットワークの流動性を考慮した設計を逐一行うことは，それぞれの設計開発者に負担を強いる．このことは VANET のアプリケーション開発や普及に大きな障壁となると予想される．そこで，高速に移動する車両ノードの動きを隠蔽し，各ノードがあたかも静止しているような仮想ネットワークを提供することで，上位に位置するアプリケーションやプロトコルの設計開発がより容易に展開できるようになると考えられる．この概念に基づき，本論文ではそのような機能を提供する車車間オーバレイネットワークを構築するプロトコルを提案する．提案手法では，現実空間を道路単位に複数の領域に分割し，各区域に移動車両の協調もしくは固定局による静的な仮想

ノードを実現し，広域内の任意の地点間の通信を容易にする仮想ネットワークを実現することを目的とする．これにより，静的なネットワーク用のアプリケーションやプロトコルを容易に展開させることができると考えられる．

2 関連研究

2.1 MANET向けルーティングプロトコル

ノードの移動性はこれまで，ネットワークの安定性に対して悪影響を与えると考えられてきており，移動性がルーティングプロトコルの性能にどのような影響を与えるかの検討がいくつかの研究でなされてきている [2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10]. 一方，最近ではデータの効率的な伝達および収集にとってノード移動性は有用であると考えられるようになってきている．文献 [11] では，メッセージ伝達を保証するために，ノード移動に関する知識を利用して，メッセージ伝達の軌跡を決定する手法を提案している．文献 [12] では，ランダムベースの移動を想定し，メッセージの軌跡をノードの識別子と独立して決定する方法を提案しており，各ノードはその位置にもとづきメッセージを転送する．

移動ノードの位置情報の利用によって経路探索（RREQ）メッセージ数を削減する位置情報ルーティングに関する研究も多くなされている（文献 [13, 14, 15, 16, 17, 18, 19, 20, 21, 22, 23, 24, 25]）．Mobility-Assisted Information Diffusion （MAID）[26] は位置情報ルーティングの概念を応用したものである．MAID では，より最近に目的ノードに遭遇したノードほどより目的ノードの近くに存在するという仮定に基づき，RREQ メッセージはノードに記録された遭遇の履歴にそって転送される．しかし，宛先ノードの遭遇履歴を持つノードを検索するためのオーバーヘッドがかかる．

また，リアクティブな経路構築とプロアクティブな経路維持の双方の利点を活かすためにハイブリッドなルーティング手法が提案されている．最近では，文献 [27] で Orthogonal Rendezvous Routing protocol(ORRP) とよばれる手法が提案されている．この手法では，各ノードは直交する直線に沿ったノードへの経路を維持する．そして RREQ メッセージを目的ノードからの直線との交差点が見つかるまでその直線に沿って転送する．この方法は直交線を決定するために，各ノードでの指向性アンテナの使用を仮定している．Zone Routing Protocol （ZRP）[28] は代表的なハイブリッドプロトコルであり，プロアクティブな経路維持を一定のゾーン内でのみ行う．ZRP は近くのノードに対するアクセスの需要が高いという仮定に基づいて設計されており，このアイディアは比較的静的なネットワークや大規

模なネットワークにおいては合理的といえる．しかしながら，街中のようにノードが常に移動する場合には，そのようなアクセスの局所性に関する仮定が満足されない可能性が高い．

これらの研究を背景にし，提案したCHRはハイブリッド手法の中で特別な機器に依存せず，かつどの位置にいるノードに対する通信要求が発生するような状況においても少ないオーバーヘッドで経路発見を行うことを目標とした手法である．

2.2 VANET向け通信プロトコル

車車間ネットワークのノードは移動速度が速く，ネットワークトポロジの変化が激しい．その状況に対応するため，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布プロトコルとして，UMB[29]，RBM[30]，MDDV[31]などが提案されている．UMBは各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．ノードの受信率を高めるために，各交差点にリピータをあらかじめ設置する必要がある．

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．データのリアルタイム性が求められない情報散布アプリケーションに有効である．

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．

明示的な通信経路を決定しないブロードキャスト型のプロトコルに対し，近年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[32]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．GPCR[33]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，障害物が存在する場合はそれをも迂回できる位置情報ルーティングGPSR[34]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.

3 遭遇情報を用いて経路を構築するルーティングプロトコルCHR

3.1 序言

MANETにおいて，移動性はルーティングプロトコルの性能に大きく影響する要因の1つであり，基本的には端末移動により頻繁にトポロジが変更される．これに対応するため，常に隣接端末間で情報を交換して経路情報を維持するOLSRのようなプロアクティブルーティングや，オンデマンドで経路を発見するAODV，DSR[1]のようなプロトコルが設計されてきた．他にも多くのルーティング手法が，オンデマンドな経路発見手法での経路発見オーバーヘッドや，プロアクティブな経路構築手法でのテーブル維持オーバーヘッドを緩和するために考慮されてきた．しかしながらこれらの手法のほとんどは，実世界でのMANET利用環境におけるノード移動性および通信パターンの特性をとらえていない．

ここで，MANETの典型的な利用方法について考える．その1つとして，近隣のクライアント間でアドホックネットワークを形成することにより，無線インフラのカバーエリアを拡張することがあげられる．このような応用方法は特に図1（a）のような車車間アドホックネットワーク（VANET）での実現が想定される．図中の$A1$や$B4$などの車両からの基地局を介したグローバルネットワークへの接続要求に対し，基地局までの経路設立のためにVANETが利用されている．

またMANETは，携帯電話ネットワークが大規模被災地などで使えなくなった際の代用としても有用である．避難所の救助隊が，被災者の状況を知るため，あるいは救助計画を立てるために被災者の携帯電話と通信する状況も考えられる（図1（b））．これは例えば無線LANを搭載した新型の携帯電話のアドホック通信機能によって行われることが想定される．

また，日本では，1000万人規模の東京，大阪，名古屋といった都市に大地震が起こった場合，300万人以上が帰宅手段を失うと予想される．これは公共輸送機関が止まってしまい，オフィス街から数十キロ離れた家へ帰る方法がないためである．そのような場合，被災地にいる人たち（避難者）はその地域にある避難所に向かうと考えられる．そこで，避難者の間でアドホックネットワークを形成する

と，怪我などの理由で動けなくなった被災者に対して避難所などから通信ができる可能性がある．

さらに，公園や博物館やショッピングモールにおける顧客と基地局間のリアルタイム通信といった需要も考えられる．近い将来では，情報端末をインフォメーションセンターで貸し出し，それを受け取った人々はMANETでオンラインナビゲーションや場所に応じた情報サービスが受けられるようになると予想される（図1(c)）．

上記のすべてのシナリオでは，エンド間通信の一方はグローバルネットワークへの接続性を持つか，あるいはそれ自身がサービス提供者であるような基地局であり，他方は移動クライアントである．またその他多くの移動端末が，MANETの構成要素となりながら，基地局の方へ，あるいは基地局から離れる方向へ移動している．このことから，

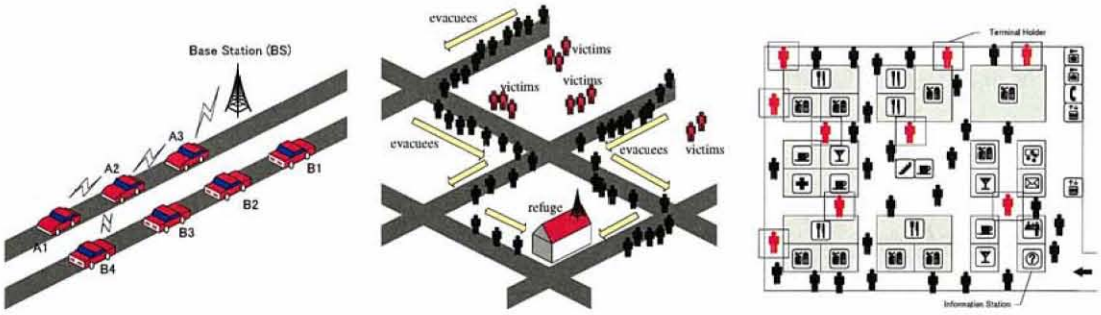
(1) 基地局と，そこから離れていく移動クライアント間の経路を維持する

(2) 基地局に向かっている移動クライアントが経路を作りたいとき，基地局から（経路を維持しながら）離れてきた移動端末の協力によって，経路を形成する

といったアイディアにより，経路維持オーバーヘッド削減に関する高い有効性が期待できる．この際，基地局から離れていく移動端末が別方向に移動することで，結果的に経路情報が広範囲に拡散することも期待できる．

本章ではMANET向けのルーティングプロトコル *Contact-based Hybrid Routing* (*CHR*) を提案する．CHRでは，各ノードは遭遇したノード（遭遇ノード）のIDを記録している．また無線範囲からあるノードが離脱する際には，隣接グループの中でまだそのノードとも隣接しているノードを探し，中継ノードとして記憶する．それ以降，そのノードへの経路維持はその中継ノードへと委任する．中継ノードも遭遇ノードであるので，このプロセスが繰り返され，結果として各遭遇ノードへの潜在的な経路が維持できる．

発信ノードから目的ノードへの経路が要求された時，目的地が遭遇ノードであった場合は，発信ノードはそのノードへの中継ノード列を潜在的な経路として指定する．そしてRREQメッセージを1つだけ経路に沿って転送する．経路内で連続する中継ノードが既に隣接していない場合は，それら中継ノード間で維持されている経路を用いて補完する．もし発信者が目的ノードと遭遇していない場合には，



(a) VANET 上での基地局への経路確立　(b) 被災地の被害者と避難者　(c) ショッピングモールの端末保持者

図 1: 実世界でのノード移動

範囲制限付きのブロードキャストによって，目的ノードと遭遇したことのあるノードのうち最も近いノードを発見する．

フリースペースでの Random Way Point（RWP）モビリティモデルと単純な道路マップでの Manhattan（MH）モビリティモデルを用いたシミュレーション実験を行った．さらに現実的な応用例として，碁盤状道路マップでの避難行動モデルを用いたシミュレーション実験も行った．その結果，CHR はわずかな遭遇情報を維持することにより，十分な到達率を達成しながら少ないメッセージオーバーヘッドで経路発見が可能であることを示した．

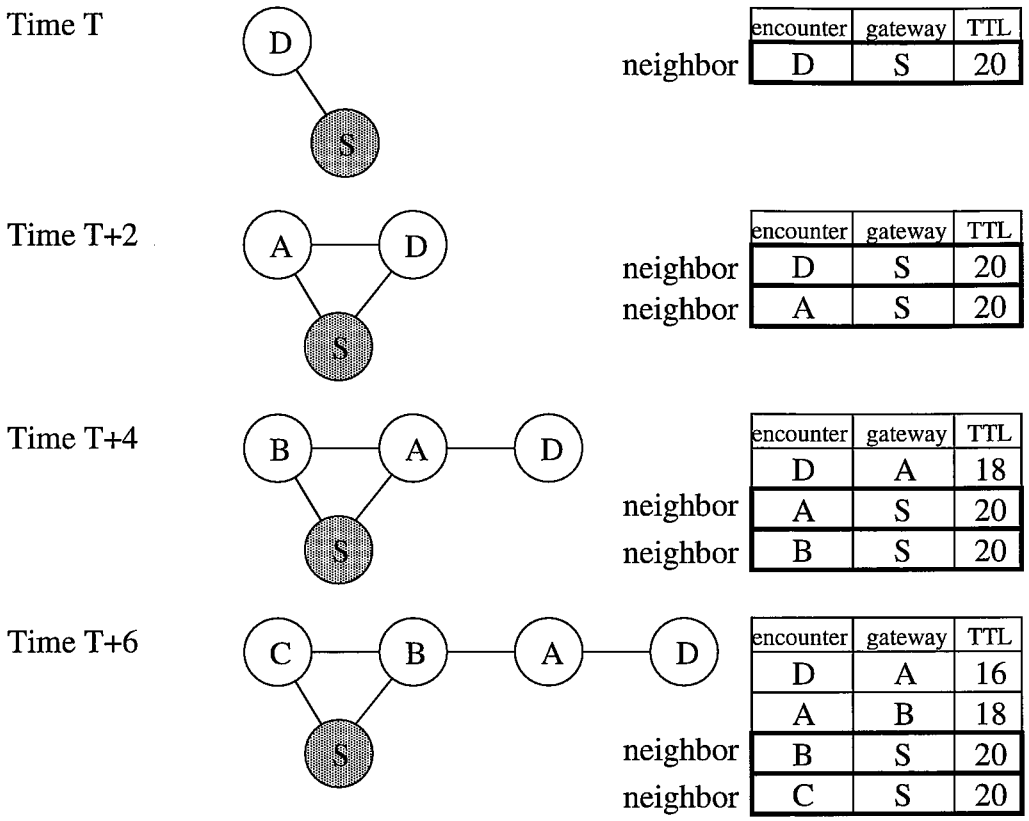


図 2: ノード S における遭遇テーブルの更新

3.2 プロトコル設計

3.2.1 プロトコルの動作概要

CHR の各ノード（ノード i とする）は，隣接ノードとの接続性を確かめるために定期的にビーコンメッセージを送信する．ここで全てのリンクは双方向を想定している．またノード i は遭遇テーブルとよばれるテーブルを持っており，遭遇エントリとよばれるテーブルエントリで構成される．もしノード i がノード j からのビーコンメッセージを受け取ったら（すなわち，ノード j が隣接したら），ノード j をノード i の遭遇ノードと呼ぶ（逆も同様によぶ）．i は，各遭遇ノードに対応した遭遇エントリを作成し，テーブルとして管理する．遭遇エントリは以下のように遭遇ノード ID，中継ノード ID，TTL からなる．

$$\langle encounter\ node,\ gateway\ node,\ TTL \rangle$$

ノードiの遭遇エントリ$\langle j,k,t\rangle$は，もしノードiが遭遇ノードjへの経路を発見したいなら，中継ノードkがノードkからノードjまでの部分経路の発見を担当し，かつそのエントリの有効期限がtであることを意味している．もしノードiが隣接ノードjからのビーコンを受け取り，さらにjの遭遇エントリを持っていない場合には，ノードiはあらたな遭遇エントリ$\langle j,i,TTL_{init}\rangle$を作成する．$TTL_{init}$は有効期限の初期値である．もし既に遭遇エントリ$\langle j,k,t\rangle$（$k$が$i$の場合も含む）が存在する場合には，それを$\langle j,i,TTL_{init}\rangle$に初期化する．ノード$i$におけるエントリ$\langle j,i,t\rangle$は，ノード$j$が$i$の直接の隣接ノードであることを意味する．ここで，リンクの接続性を確かめる各ビーコンメッセージには，発信者の隣接ノード群のリストを含ませる．そしてノードiが隣接していたノードjとの接続性の切断を検出すると，ノードiは隣接ノードの中からjとも接続性を維持しているノードkを発見する．これは隣接ノードからのビーコンメッセージに含まれる情報から判断できる．もしそのようなノードを発見したら，ノードiは遭遇エントリ$\langle j,i,t\rangle$を$\langle j,k,t\rangle$に更新する．各ノードはビーコンメッセージをΔt単位時間ごとに送信しているとする．既に存在していて，初期化されなかった遭遇エントリ$\langle j,k,t\rangle$に対しては，そのTTL欄の値tを，接続性の確認を行う度にΔtずつ減らしていく．

図2は，2単位時間ごとに接続性を確認するとしたときの例を示している．

ノードSは時刻Tに1つの隣接ノードDを持ち，時刻$T+2$には2つの隣接ノードAとDを持っている．時刻$T+4$には，ノードSはノードDとのリンク切断を検出している．したがってノードDとノードSの両方とリンク接続を維持しているノードAを，ノードDへ接続するための中継ノードとして指定する．同様に時刻$T+6$には，ノードSが遭遇ノードCの遭遇エントリを加え，ノードAの中継ノードとしてノードBを指定し，各エントリのTTL欄を更新している．

以下にノードSからノードDへの経路探索の基本動作を記述する．ノードSがノードDに対する遭遇エントリを持っている場合には，自分のテーブルからノード列$[n_0,n_1,...,n_w]$を生成する．このときn_0，n_wはそれぞれノードSとDであり，n_iはノードn_{i+1}の中継ノードである（$0\leq i\leq w-1$）．このノード列がノードSによって計画された目的ノードDへの経路となる．そしてノードSは自身を列から除去し，残りのノード列$[n_1,...,n_w]$を含んだ経路要求（RREQ）メッセージを隣接ノードn_1に送信する．RREQの転送プロセスは以下のように一般化できる．ノー

ド n_i がノード列 $[n_i, n_{i+1}, ..., n_w]$ を含んだRREQメッセージを受け取ったとする．ノード S が n_i を n_{i+1} の中継ノードに指定した時はノード n_{i+1} は隣接ノードだったが，この時点ですでに n_{i+1} が n_i の隣接ノードであるとは限らない．したがって，n_{i+1} への経路を見つけるため，ノード n_i は自分の遭遇テーブルを利用して新たなノード列 $[m_0, m_1, ..., m_{z-1}, m_z]$ を作る．ここで m_0，m_z はそれぞれ n_i，n_{i+1} であり，m_i は m_{i+1} の中継ノードである（$0 \leq i \leq z-1$）．これが n_i で計画された n_i から n_{i+1} への経路である．ノード n_i はこのノード列を $[n_i, n_{i+1}, ..., n_w]$ の部分列 $[n_i, n_{i+1}]$ と置き換える．その結果，ノード n_i からノード n_w への経路を部分的に補完した経路である新しいノード列 $[n_i, m_1, ..., m_{z-1}, n_{i+1}, ..., n_w]$ が得られる．そしてノード n_i は自身をその列から除去し，ノード列 $[m_1, ..., m_{z-1}, n_{i+1}, ..., n_{w-1}, n_w]$ を含むRREQメッセージをノード m_1 に送信する．この処理をRREQメッセージがノード n_w（すなわちノード D）に到達するまで繰り返すことで，RREQメッセージは S から D までの候補経路を得ることができる．

RREQメッセージは転送されてきた経路を記録しているので，その逆順の経路にそって D は経路返信（RREP）メッセージを S に送り返す．ノード S がRREPを受け取るのに成功すると，その経路は利用可能と判断できる．

図3はルート発見の過程を例示している．図の単純化のため，遭遇エントリ中のTTL欄は省略してある．また，二重円で書かれたノードは，目的ノード D と遭遇したノードであることを意味している．逆に一重円で書かれたノードは，目的ノード D と遭遇していない．上は初期の状況，下は最終的な状況を示している．中央の状況は，ノード A と D の接続が切れたため，ノード X が中継ノードになったことを示している．ここで一番最後の状況に注目する．今ノード S がノード D への経路を要求したと仮定する．するとノード S はノード列 $[S, C, B, A, D]$ を遭遇テーブルより構築し，自身を削除して，その列を含むRREQメッセージをノード C に送る．ノード C がメッセージを受信すると，次のノード B は直接の隣接ノードなので，自身を列から削除したものを B に転送する．ノード B も同様の処理を行い，ノード A がRREQメッセージを受け取る．このときRREQメッセージに含まれるノード列は $[A, D]$ である．しかしここで次のノード D はもう既にノード A の隣接ノードではない．それゆえノード A は遭遇テーブルから新たなノード列 $[A, Y, X, D]$ を構築し，受信した列の部分列である $[A, D]$ と置き換える．結果と

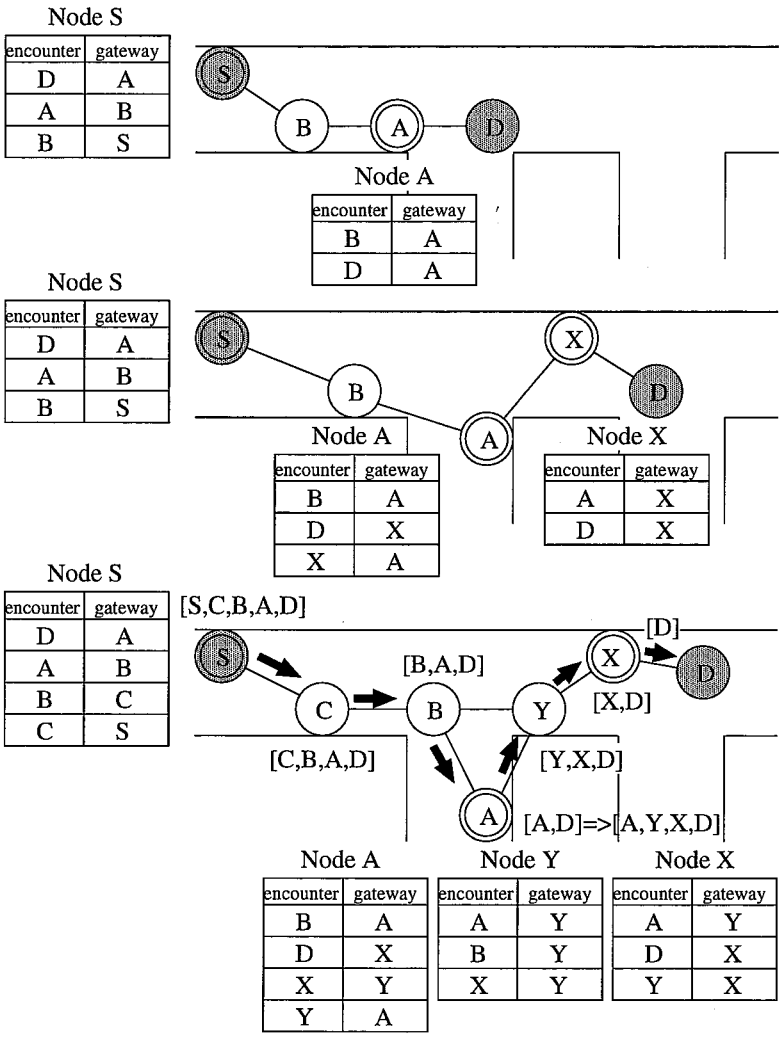


図 3: 遭遇テーブルを用いた RREQ メッセージの伝達

してノード列 $[A, Y, X, D]$ が得られる．そしてノード A は自身を列から削除したあと，列 $[Y, X, D]$ を含む RREQ メッセージをノード Y に転送する．

3.2.2 詳細設計

補完的なオンデマンド探索　まだ遭遇したことのないノードへの経路が必要になった場合，目的ノードに対する遭遇エントリを持つノードを見つけるため，RREQ メッセージを範囲制限をつけてブロードキャストをする．この手法は拡張リングサーチとよばれ，DSR など，多くのルーティングプロトコルで利用されている．CHR においても拡張リングサーチを行い，エントリを持つノードを探す．該当するノードが RREQ メッセージを受け取ると，S に経路を送り，それに沿って S は RREQ メッセージを 1 つだけ送信する．後は上述の方法で RREQ メッセージを転送していく．

ここで，あるリングサーチ内に目的エントリを持つノードが複数見つかった場合，ノード S は複数の候補経路を受け取る可能性がある．その場合，ノード S はその中で一番新しい経路を選択する．

あるノードがビーコンメッセージを送信した後，次のビーコンの送信時刻よりも前にそのノードがあるノードの無線範囲外へ移動した場合は，隣接していると判断したノードにメッセージを転送できない．その時は局所的なフラッディングによって経路の修正を行う．

3.2.3 ループの検出と回避

RREQ メッセージは遭遇テーブルを利用しながら，最終的に目的地まで伝達される．しかしながらその過程で，その RREQ メッセージが 2 回以上同じノードに伝達される場合がありえる．基本的に，あるノードで生成されたノード列の中には，同じノードが 2 度以上現れることはない．これは，各遭遇ノードに対してそれぞれ 1 つしか遭遇エントリを持たないためである．また，ノード列の生成時に中継ノードを辿っていく方法は，いつまで遭遇していたかという時系列の順になっているので，それが逆転することはありえないことからも証明できる．しかしながら，ノード列の途中のノードが次のノードへの経路をそこで生成したノード列と置き換えた時，ループが生成される可能性がある．これには 2 つの場合が考えられる．どちらの場合も，ノード n_i でノード列 $[n_i, n_{i+1}, ..., n_w]$ の部分列 $[n_i, n_{i+1}]$ を列 $[n_i, m_1, ..., m_{z-1}, n_{i+1}]$ で置き換えたとする．

1. 列 $[m_1, ..., m_{z-1}]$ の中に　n_v（$i+2 \leq v \leq w$）が含まれている場合

2. 列 $[m_1, ..., m_{z-1}]$ の中に　既に同じ RREQ メッセージを転送したノード x が含まれている場合

いずれの場合でも RREQ メッセージは目的地に伝達されるが，以下のようにループを除去できる．

1 の場合では，単純に，得られた列から部分列 $[n_v, ..., n_{v-1}]$ を除去することで解決できる．2 の場合では，ループを検出した時は既に，RREQ メッセージがループに沿って伝達されてしまっているため，RREQ メッセージの伝達時にこのループを除去することは出来ない．ただし，RREQ メッセージが目的ノードに到達した時，それまで経由してきた経路履歴から経路が最短になるようにループを切断することで，RREP メッセージを送るときはこの冗長なループを回避できる．

ここで，置き換えによる無限ループが発生する可能性の有無について検討する．どのようなノードで生成されたのようなノード列も有限長であるため，異なる部分列による置き換えはいつか終了することが保証できる．したがって，ある部分列の中に同じ部分列による置き換えが発生することがないか，ということだけを調べれば良い．そのような状況は以下のようにモデル化される．まずノード n_i で受け取った RREQ メッセージに含まれているノード列が $[n_i, n_{i+1}, ..., n_w]$ であったとし，その部分列 $[n_i, n_{i+1}]$ を $[n_i, m_1, ..., m_{z-1}, n_{i+1}]$ で置き換えて，新しい列 $[n_i, m_1, ..., m_{z-1}, n_{i+1}, ..., n_w]$ が得られたとする．その後いくつかのノードに転送され，ノード m_j が $[m_j, ..., m_{z-1}, n_{i+1}, ..., n_w]$ を含む RREQ メッセージを受け取る．ここでまた，$[m_j, m_{j+1}]$ が $[m_j, h_1, ..., h_{s-1}, m_{j+1}]$ で置き換えられ，新しい列 $[m_j, h_1, ..., h_{s-1}, m_{j+1}, ..., m_{z-1}, n_{i+1}, ..., n_w]$ が得られたとする．ここで，置き換えた部分列 $[m_j, h_1, ..., h_{s-1}, m_{j+1}]$ が $[n_i, n_{i+1}]$ を含むとする．つまりその場合，$h_l = n_i$ かつ $h_{l+1} = n_{i+1}$ であるようなインデックス l が存在するといえる．この場合，ノード列 $[m_j, h_1, ..., h_{s-1}, m_{j+1}, ..., m_{z-1}, n_{i+1}, ..., n_w]$ は

$$[m_j, h_1, ..., n_i, n_{i+1}, ...h_{s-1}, m_{j+1}, ..., m_{z-1}, n_{i+1}, ..., n_w]$$

と表記することができる．これは n_{i+1} を 2 度含むため，ノード m_j はループを検出・除去し，$[m_j, h_1, ..., n_i, n_{i+1}, ..., n_w]$ が得られる．この得られた列によると，RREQ

メッセージは再びノード n_i に届けられ，そこで部分列 $[n_i, n_{i+1}]$ の同じ置き換えが行われてしまう．

CHR プロトコルではこのような状況は生じない．ノード列の定義からこの事実を証明するため，このような状況が生じるための必要条件を考える．その条件は以下に示す状態を同時に満たす瞬間がある，ということである:

(i) m_{j+1} が m_j の隣接グループから離れた後で，m_j が n_{i+1} の中継ノードとして n_i を指定する．これはノード列 $[m_j, .., n_i, n_{i+1}, .., m_{j+1}]$ を構成するために必要となる．

(ii) n_{i+1} が n_i の隣接グループから離れた後で，n_i が m_{j+1} の中継ノードとして m_j を指定する．これはノード列 $[n_i, .., m_j, m_{j+1}, .., n_{i+1}]$ を構成するために必要となる．

しかしながらこの2状態は明らかに排他的である．理由は以下の通りである．一般性を失うことなしに，m_j が状態 (i) に含まれると仮定できる．その後，ノード列 $[m_j, .., n_i, n_{i+1}, .., m_{j+1}]$ を維持するためには，m_j は m_{j+1} と遭遇してはいけない．しかしながら，n_i が状態 (ii) に含まれている時はいつでも，この後で m_j と m_{j+1} が遭遇しなければならず，結果として m_j は状態 (i) から外れる．したがって，どのような時刻においても上述の必要条件を満たすことはない．

3.2.4 経路最適化

CHR では，ビーコンメッセージに隣接情報を含ませているため，結果的に2ホップ以内のトポロジを把握することになる．この情報を中継を行う際に利用するだけでなく，プロトコルの性能を改善するために活用することができる．

その1つは，2ホップ以内の遭遇テーブルの最適化である．これまで遭遇テーブルの中継ノード欄の更新は

(1) 遭遇して自分自身に設定する時，ならびに

(2) 離脱を確認したのちに中継できるノードを発見した時，

に行われると述べた．この（2）に関して，中継ノードを最初に発見した時だけでなく，中継できるノードを発見するたびに更新するようにする．そうすると，中継ノードは最新，または最適であるノードに設定されることになる．なぜなら，中継できるノードが複数存在する間はそれらからビーコンメッセージを受け取る度に

更新することになるが，徐々に目的ノードとの距離が長くなっていくと中継できるノードが減っていき，最終的にはちょうど中心にいるような，最も中継者として効率の良いノードだけが中継できるようになるためである．ただし，2ホップ以内にいることがわかった場合も，未遭遇なノードに対するエントリを新たに作成することはしていない．これは不用にエントリ数が増えるのを避けるためである．

もう1つは経路最適化である．CHRでは，上述したループ回避により冗長な部分経路を省くことができる．それに加えて，RREPメッセージを伝達する際，2ホップ内のノードに関する情報を使った経路の短縮化ができる．例えば，送信者n_0へのRREP送信経路$[n_w, ..., n_j, ..., n_i, ..., n_0]$に対し，ノード$n_j$がノード$n_i$と2ホップ以内にいれば，RREPメッセージを$n_i$にショートカット転送することができる．

3.2.5 その他の考察

接続性の判断基準 2つの隣接ノード間の接続を決定する判断規準は，性能に大きな影響を与える．一般的には，受信ビーコンメッセージ数から，送信メッセージ数に対する受信メッセージ数の割合である受信率を出すという方法[35]がとられる．移動の早すぎるノードや信号の弱いノードなどを除外するため，閾値は慎重に選ぶ必要がある．

CHRでは双方向接続を仮定しているため，接続性評価結果もビーコンメッセージによって定期的に交換しなければならない．

エントリ有効期限 遭遇エントリのTTLの初期値は，適用状況や，ノード移動性などによって調整しなければならない．低速な移動性の下では，大きな値にすることで高い経路発見性が得られる一方，高速であったりランダム性の高い移動性の下では，トポロジ変化に対応するために低い値にする必要がある．次節に記述する実験では，性能の差を測定するために3つの初期値をを用いて比較している．

シナリオ番号	1	2	3
アプリケーション	-	-	Disaster Relief (Fig. 1)
地理状況	Free Space	Simple Street	Manhattan Street
領域	500×500 (m×m)		
移動モデル	RWP Mobility	MH Mobility	Evacuation Mobility
シミュレーション時間	1,000 (sec.)		
ノード数 (各瞬間)	50,100,300,500	200,300	300,500
速度	[0.5, 2.0] (m/s) (waypoint 毎でランダムに決定)		[0.5, 2.0] (m/s) (ノード初期化時にランダムに決定)
通信要求パターン	各ノードで毎秒 0.02%の確率でランダムに選んだ相手に発生		避難所から (2 秒に 1 回) ランダムに選んだ相手に発生
遭遇エントリの TTL 初期値	50, 100, 200 (sec.)		
無線範囲	75 (m)		
ビーコン間隔	10 (sec.)		
PHY & MAC	IEEE802.11		

表 1: シミュレーション設定

3.3 シミュレーションによる評価実験

研究グループで開発されたシミュレータ MobiREAL[36, 9] を用いて，CHR の性能を評価した．MobiREAL シミュレータは，環境（障害物やノード移動）を現実的に再現することで，移動無線ネットワークのシミュレーションを正確に行うことができる．ネットワークシミュレータと行動シミュレータから構成されており，それが相互に動作することで実現している．ネットワークシミュレータ部分は GTNetS[37] を改造して利用している．

3.3.1 シミュレーション設定

シミュレーション設定を表1に示す．シミュレーション領域は500メートル四方で，3パターンのシナリオでCHRの性能を評価した．フリースペースでのランダムウェイポイント（Random Way-point，RWP）移動モデルによるランダムな通信実験（Case1）と単純な道路マップ（図11）でのマンハッタン（Manhattan，MH）移動モデルによるランダムな通信実験（Case2），碁盤状道路マップでの避難行動モデルを用いた被災者救助のための通信実験（Case3）である．RWPモデルは，ノードがランダムな位置に移動する動作を繰り返す移動モデルである．MHモデルは，格子状の空間に設定された複数のウェイポイント間をノードがランダムに移動する動作を繰り返す移動モデルである．避難行動モデルでは，多くの人（避難者）が避難所の方へ群がって移動している．また，道路でない場所に移動することのできない人たち（被災者）がおり，その近くを動き回っている人（被災者の家族）もいる（図1（b））．救助隊は避難所におり，被災者の情報を得るために定期的にランダムな相手に通信要求を行う．

全てのシナリオで，ノードの速度は歩行者を想定している．通常IEEE802.11デバイスの無線範囲半径は75mより長いが，広すぎる無線範囲による大量のパケット衝突を避けるため，やや短めの値に設定した．またCase1，2において，ランダムモビリティのランダム性を十分に発揮させるため，一定時間ノード移動を行わせた後にデータ計測を開始する．

比較対象手法として，ブロードキャスト探索（BCAST）とZRPを用いた．

BCASTはRREQをブロードキャストすることで宛先ノードまでの最短経路を発見する．BCASTは経路の長さ，発見率において最適値を達成することができ，ベンチマークとして用いることができる．

ZRPはハイブリッド式の手法で，各ノードは付近の一定範囲（実験では範囲を2ホップと設定した）内のネットワークを常に維持することで，短距離の通信を低いオーバーヘッドと低遅延で実現することができる．ノードは自身の維持しているルーティングテーブルから宛先ノードが発見できない場合，離れたノードに対し宛先ノードの情報を問い合わせることで，遠距離のノードへの経路探索を実現する．ZRPは経路探索のオーバーヘッドが低く，発見率が高いため，コスト対パフォーマンスの面において有効なルーティングプロトコルと言える．ZRPに対し，

CHRでは一度会ったノードとの経路を隣接ノードとのビーコンメッセージのみで維持できる．出会ったノードが広範囲に移動しても，遠く離れたノード間で経路が維持でき，遠くのノードへの通信時にも経路探索メッセージ数を減らすことができる．CHRはZRPと経路発見率，オーバーヘッド，経路長を比較することで，近い性能を達成しながら，オーバーヘッドをさらに軽減する．

3.3.2 基本性能の比較

最初に経路決定に遭遇エントリがどれほど効果的かを見るため，各通信要求に対し，目的ノードに対する遭遇エントリを持つノードが最短でどれぐらいの距離（hops）で見つかったかを計測した．同時に，BCAST を使って，目的地までの最短経路もベンチマークとして計測した．以下ではノード数を N で表す．

ここでは代表として Case 1（N=300）の結果を見る．エントリが見つかった距離の分布については図4（a）に，比較対象のプロトコルとの距離の差の分布については図4（b）に示す．これらの結果より，CHR では自分自身で目的ノードへの経路を維持している（すなわち，0ホップ）か，1ホップの探索で遭遇エントリを持つノードを発見できた割合が非常に高い．特に遭遇エントリの TTL 初期値が長い方の CHR（200s）では，80％以上の場合で1ホップ以内に目的ノードへの遭遇情報がある．ZRP と比べても，より近くに遭遇情報があり，経路発見の効率化がなされているといえる．

次に，実際のプロトコルの性能指標として，経路発見率（図5（a）），総パケット数（図5（b）），エントリ保持数（図6（a）），発見経路のホップ長（図6（b））を測定した．

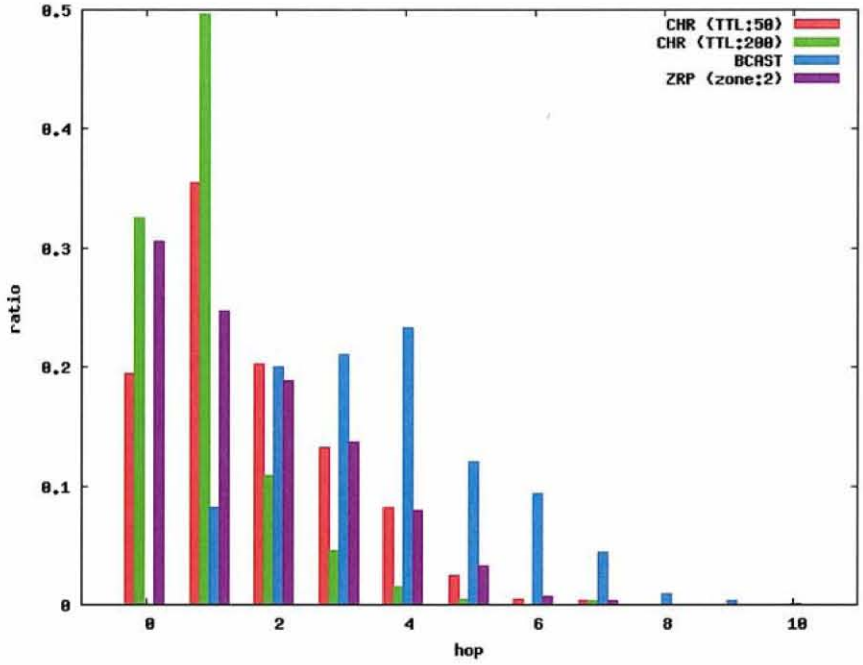
ここでの経路発見率とは，発生した経路要求に対し，RREP メッセージが発信者に到達した割合を表す．あらゆる方向からの経路を探索する BCAST は 100%の経路発見率であり，それに比べると CHR も ZRP もやや劣る．しかしどのプロトコルでも 95%以上の発見率を示しており，CHR はパケット数削減をしながら十分な経路発見率を保っているといえる．

提案手法 CHR では経路が見つからない場合，ブロードキャストで経路の補完を行うことで，理論上は BCAST と同じ発見率を達成することができる．しかし，この場合，最初に発見する宛先ノードエントリの有効性（たとえば，そのエントリによる経路の発見率）の判断ができなくなる．そのため，当該実験においては，宛先ノードのエントリが発見された後，その後ブロードキャストによる経路補完を行わない方針で経路探索を行うことで，最初に発見した宛先ノードエントリだけを頼りにどの程度の経路発見率が達成できるかを調べた．その結果，発見率は BCAST より少々低いものの，多くの場合，遭遇エントリをたどるだけで経路が発見でき，宛先ノードエントリの有効性を示すことができたと考えられる．

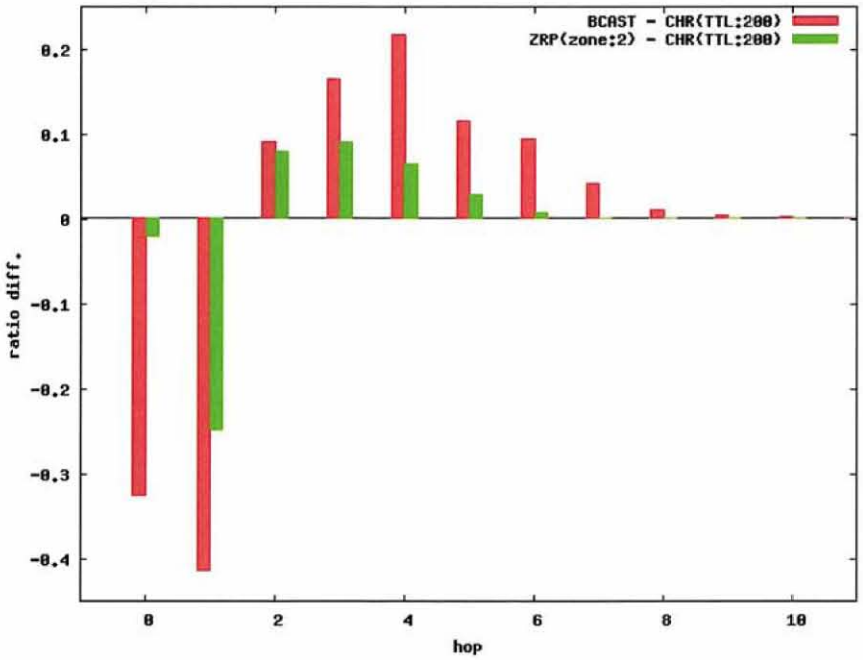
具体的なCHRのパケット削減率は，BCASTの総パケット数に対して，53％以上である．総パケット数とは定期的なビーコンメッセージの数と，経路構築時に必要なコントロールメッセージの合計を表す．コントロールメッセージだけを比較すると，よりその差は大きくなる．BCASTの経路構築時のメッセージは，その時のネットワークの通信性能に大きな影響を与えると想定される．また，ビーコンメッセージが同数であるZRPと比較して，CHRの方がコントロールメッセージが少ないことがわかる．キャッシュコスト（全シミュレーション時間中の平均保持エントリ数の総和）がZRPとほぼ同じであったCHR（TTL=200 s）に注目すると，約50％のコントロールメッセージしか必要としていない．CHRのTTLが短い場合，キャッシュコストがさらに少なくなると引替え，RREQ数が増えるが，ZRPより低いことが分かった．

次にエントリ数の時間遷移に注目する．ZRPとの最も大きな違いは，エントリ数がおおよそ安定状態に入るまでの時間である．ZRPはすぐに2ホップ周囲のノード情報を得るのに対し，CHRではノード移動による遭遇で，徐々にエントリ数を増やしている．そしてエントリの有効期限が過ぎてからさらに少し時間が経過した時点で，ようやくエントリ数が安定する．有効期限が長いほど安定時のエントリ数は多くなっており，有効期限を細かく調節することで，比較的自由にエントリ数を設定できることも予想できる．各ノードは自身と遭遇したノードの情報だけをエントリとするため，エントリ数は遭遇したノード数に比例する．また，エントリに有効期限（TTL）が付いているため，一定時間を経過すれば，エントリは抹消される．このため，エントリ数が無限に増え続けることはない．

前述までの性能の優位性の代償として，CHRの発見経路長は増大する傾向となる．最短経路の目安であるBCASTの平均ホップ長に対し，CHR（200s）では1.4倍近くの平均ホップ長となっている．これは経路維持を任せている中継ノード群が，時間経過にしたがい別の方向に進むことによって生じると予想される．そのため，有効期限が長くなるほど，発見経路も長くなっていることがわかる．

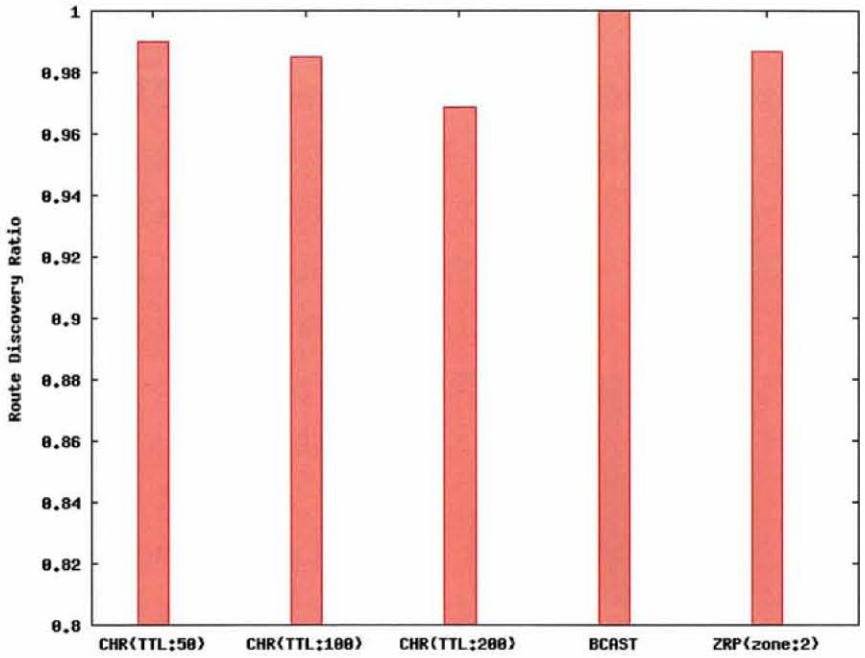


(a) 発見距離の分布

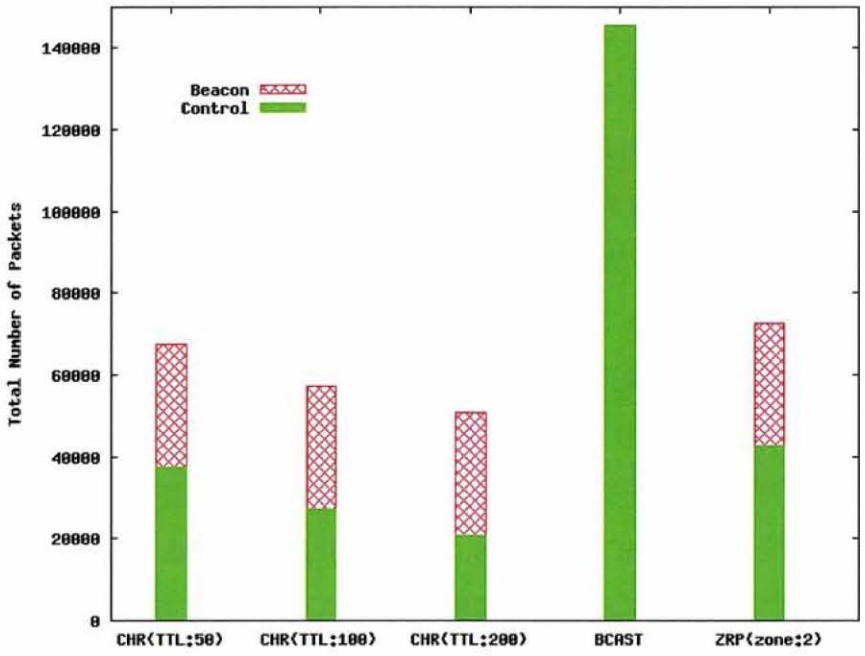


(b) 距離別の発見数の差異

図 4: Case1 (N=300) ： 目的ノードに対する遭遇エントリの所在

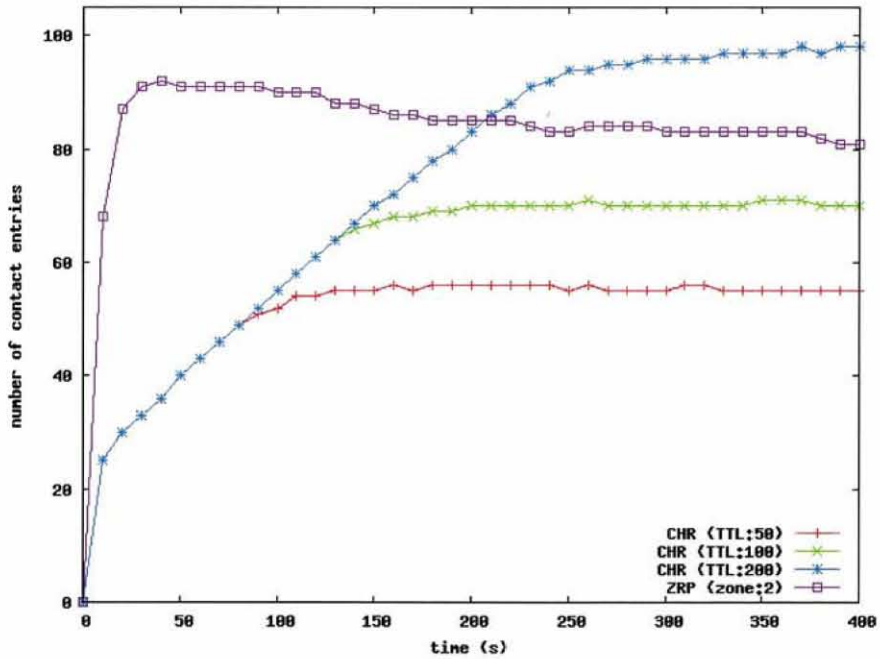


(a) 経路発見率

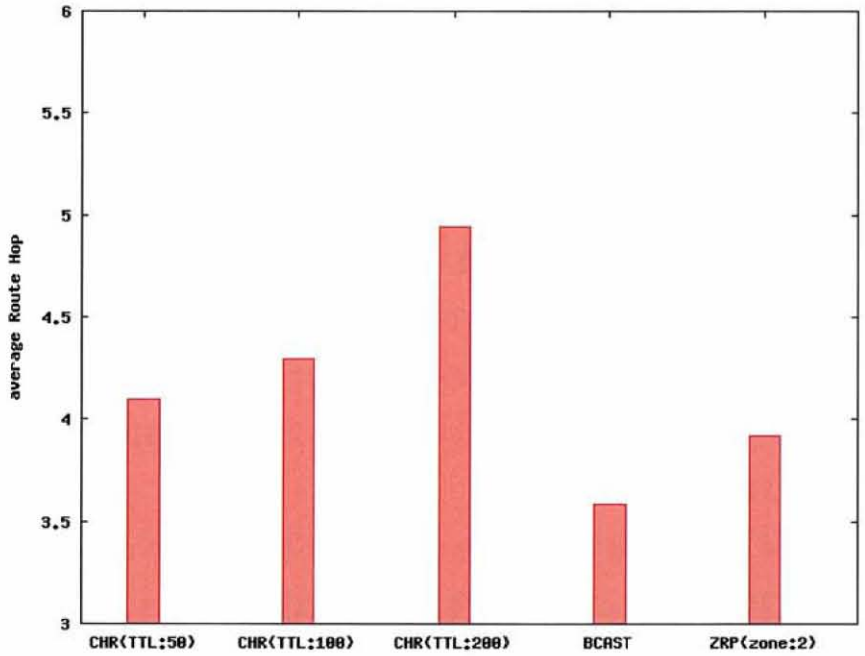


(b) 総パケット数

図 5: Case1 (N=300): シナリオ別性能： 経路発見率 & 総パケット数



(a) 平均保持エントリ数の時間遷移



(b) 発見した経路の平均ホップ長

図 6: Case1 (N=300)： シナリオ別性能：エントリ数の遷移 & 平均経路長

3.3.3 エントリ有効期限の影響

CHR の性能を全体的に見ると，有効期限の影響は一貫性があることがわかる．有効期限を長くすると，発見率はわずかながら低下し，パケット数もより削減される一方，エントリ数は増大し，経路長も長くなる．いずれも有効期限を長くするほど CHR の特徴がより強く反映されることがわかる．パケット数を優先するか，キャッシュコストと発見経路の長さを優先するかの基準にしたがい，適切に有効期限をきめる必要があると考えられる．

3.3.4 ノード密度の影響

次に Case1 におけるノード密度の影響に着目する．経路発見率（図 7（a）），経路要求あたりの総パケット数（図 7（b）），平均エントリ保持数（図 8（a）），発見経路のホップ長（図 8（b））の測定結果を示す．

まず低い密度ではどのプロトコルでも経路発見率が低下する．BCAST で経路が発見できなかった場合の大部分は経路が存在しなかったためである．そのような状況では，BCAST に比べて他のプロトコルではさらに発見率が低く，特に N=50 での CHR（200s）は BCAST の半分程度の発見率である．この点からは CHR は低密度向けではないといえる．密度が増えてくると，どのプロトコルでも発見率は高くなる．

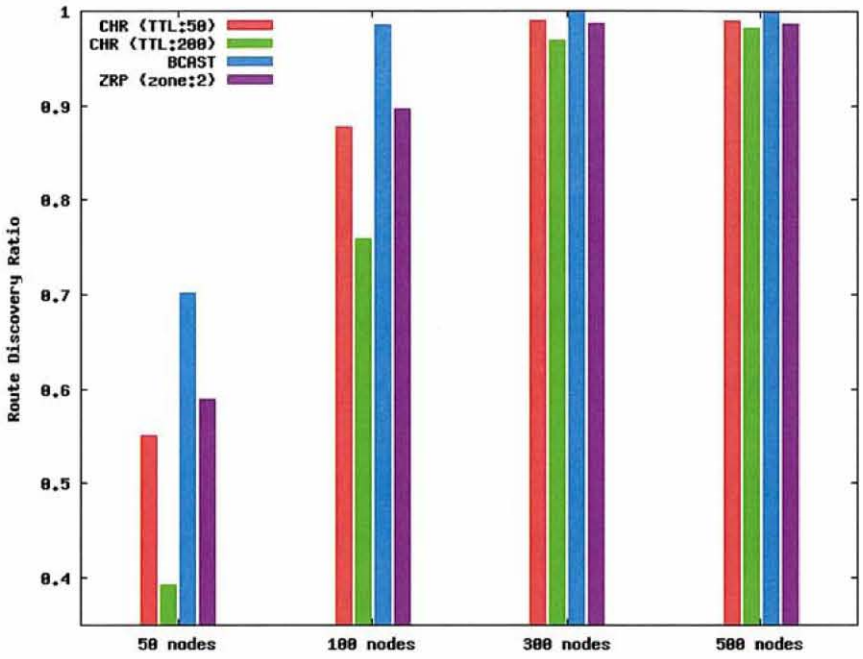
その他のデータについては，経路発見率が十分高くなる密度での状況について述べる．エントリ数に関しては，BCAST はエントリを持たないので 0 である以外は，CHR も ZRP もおおよそ同様の密度の影響を受けることがわかるが，密度増加に対してわずかに ZRP の増え方が大きい．N=300 以上では CHR（200s）と ZRP が同等のエントリ数と考えてよい．

密度の増加に対して，経路要求あたりのパケット数の増加率が最も大きいのは BCAST である．経路発見率がほぼ 100%になった以降は，おおよそノード数に比例した量のパケット数が 1 つの経路を発見するために必要となっている．ノード数が増えれば経路要求も増えると考えれば，通信量増加が与える影響は大きい．それに対し CHR と ZRP はわずかの増加に抑えられている．さらにエントリ数が同じである CHR（200 s）は ZRP より明らかにパケット数増加が少なく，エントリ

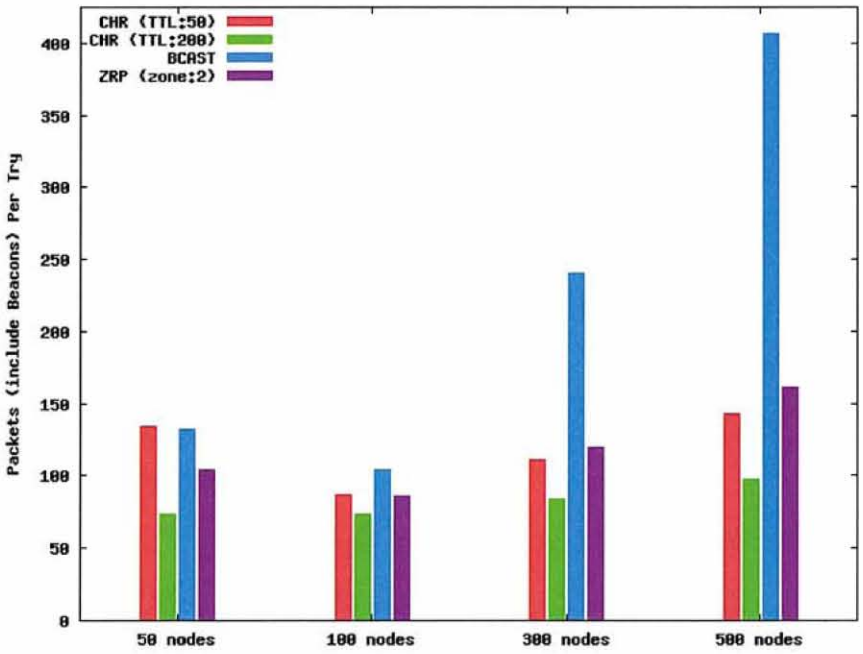
数が少ないCHR（50s）もわずかながらZRPより増加率が低い．つまりCHRは高密度な状況でも比較的少ない通信量で経路探索が行えるといえる．

平均経路長に関しては，十分な経路発見率の下ではどのプロトコルでも密度の影響はほとんどない．

次に他のシナリオでの結果を解析する．Case2（図9と図10）ではCase1と大きく変わる点は少なく，前述のCHRの特性がここでも見られる．パケット数の削減も十分になされている．なお平均保持エントリ数が，Case1よりZRPに比べてやや多くなる傾向にある．これは道路の方が広場に比べて，周辺のノード数が少ないにも関わらず遭遇が起きやすいことを意味している．

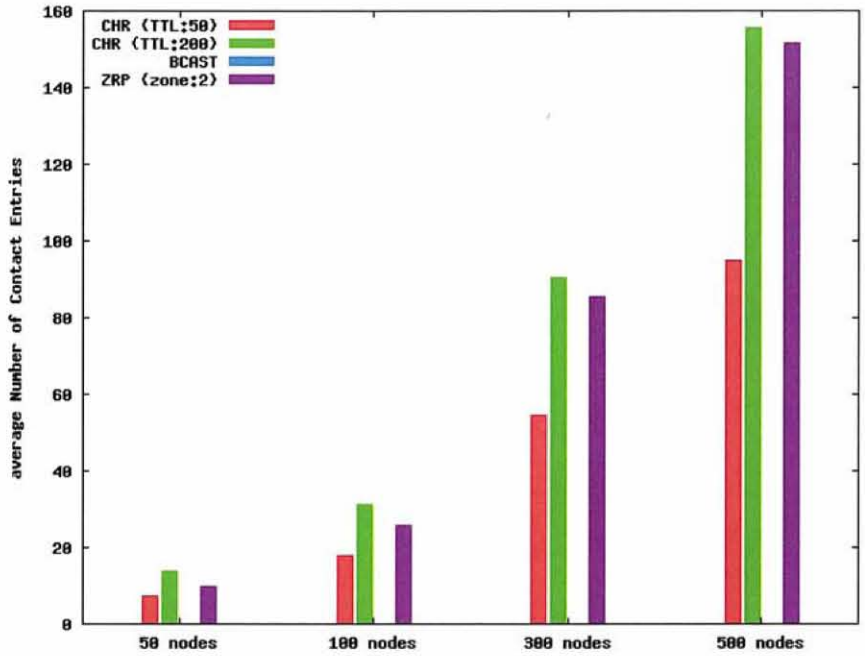


(a) 経路発見率

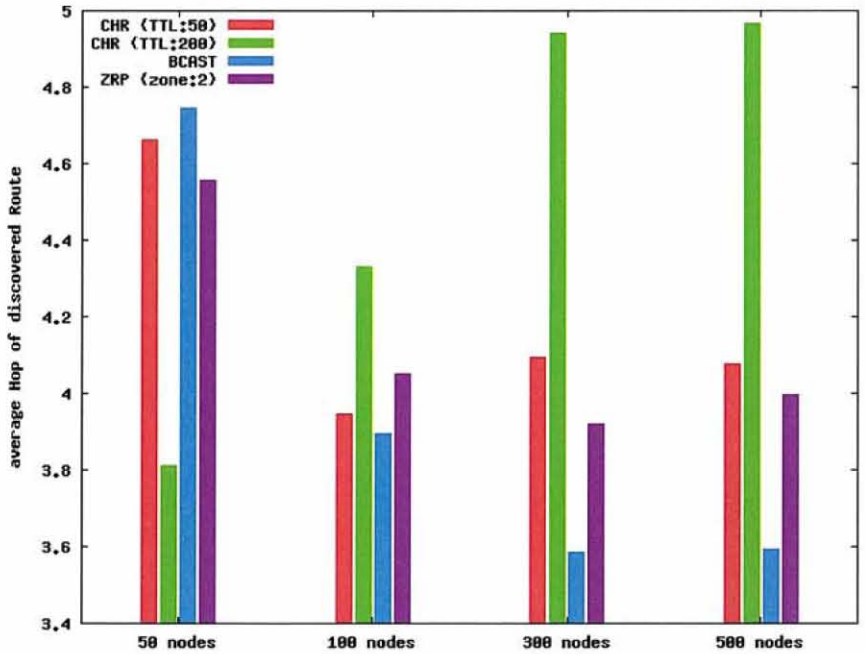


(b) 経路要求あたりの総パケット数

図 7: Case1 ：経路発見率及び経路要求あたりの総パケット数の密度による影響

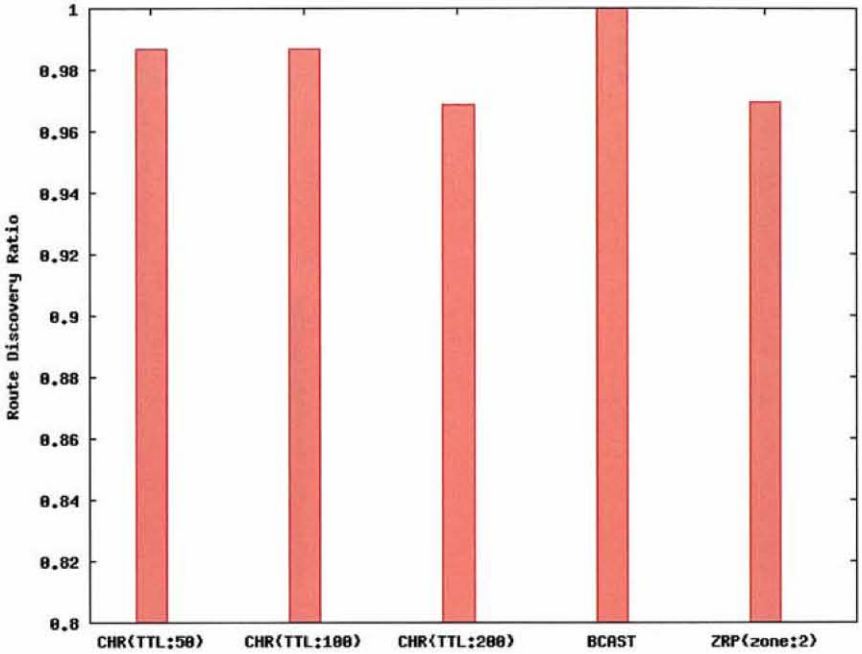


(a) 平均保持エントリ数

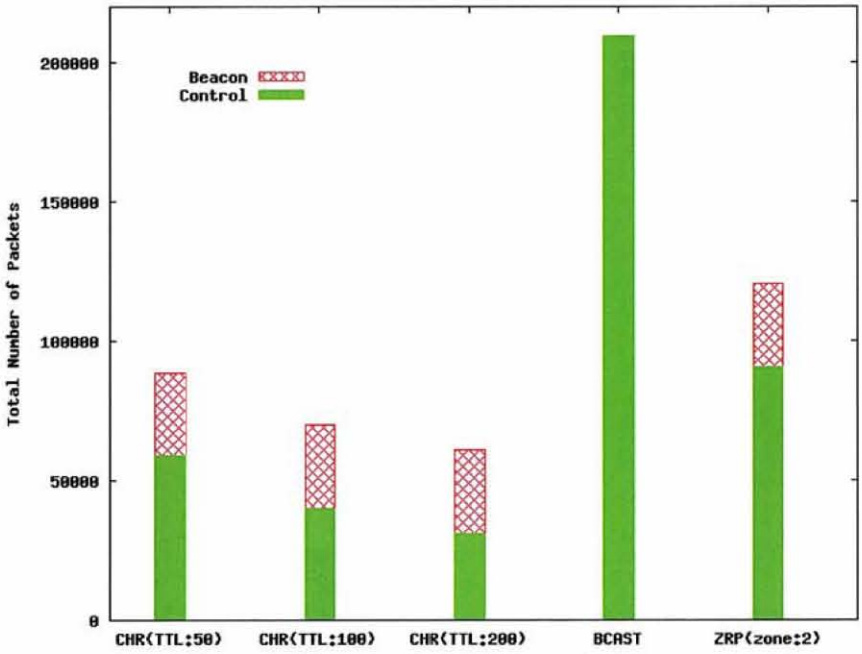


(b) 発見した経路の平均ホップ長

図 8: Case1 ：平均保持エントリ数と経路の平均ホップ長の密度による影響

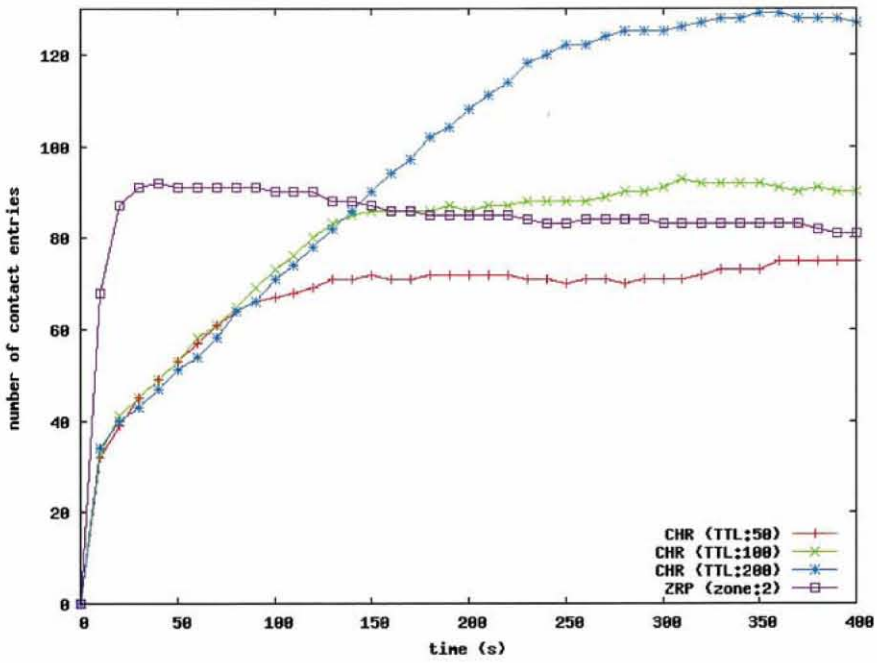


(a) 経路発見率

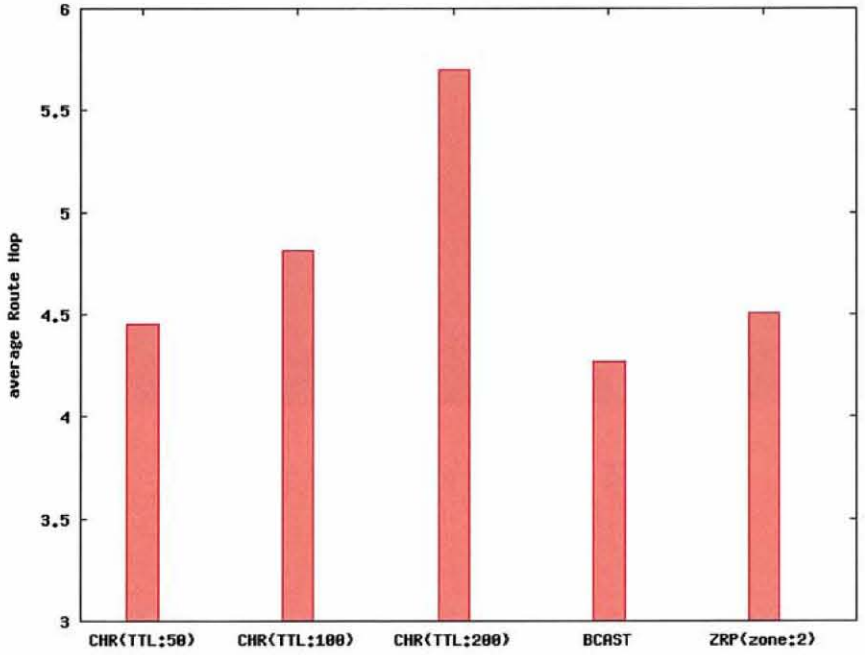


(b) 総パケット数

図 9: Case2 (N=300) ：プロトコル別性能： 経路発見率 & 総パケット数



(a) 平均保持エントリ数の時間遷移



(b) 発見した経路の平均ホップ長

図 10: Case2 (N=300) ：プロトコル別性能： エントリ数の遷移 & 平均経路長

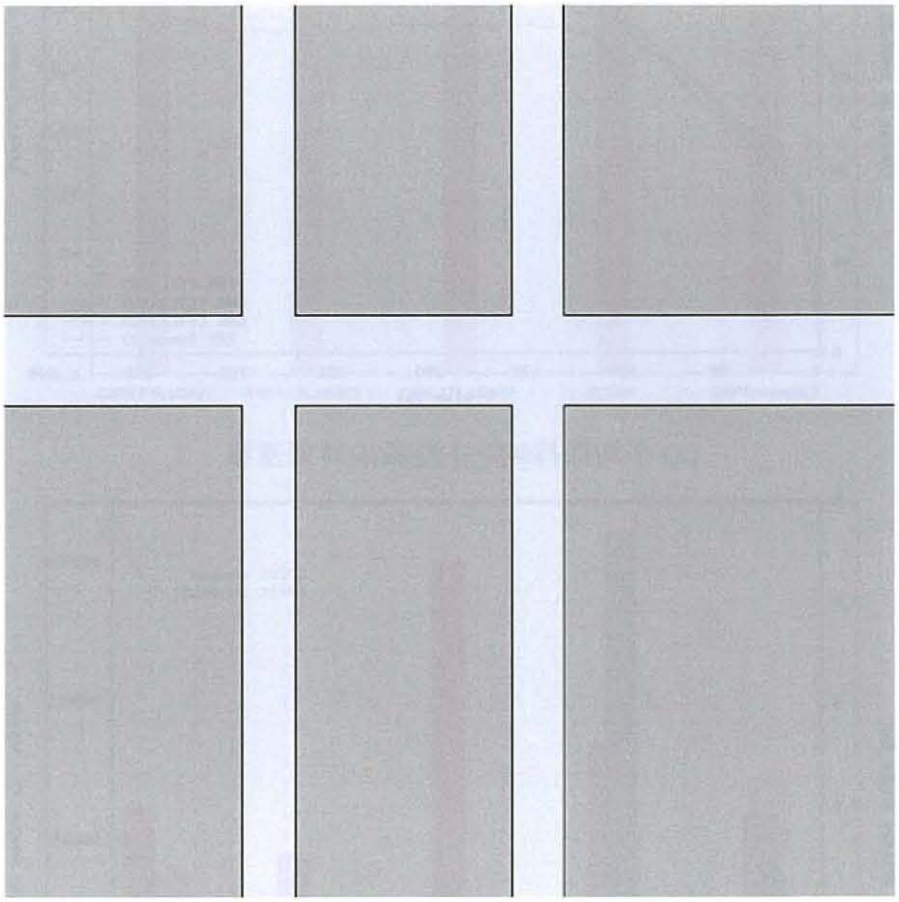


図 11: Case2 の道路マップ

3.3.5 シナリオの状況による影響

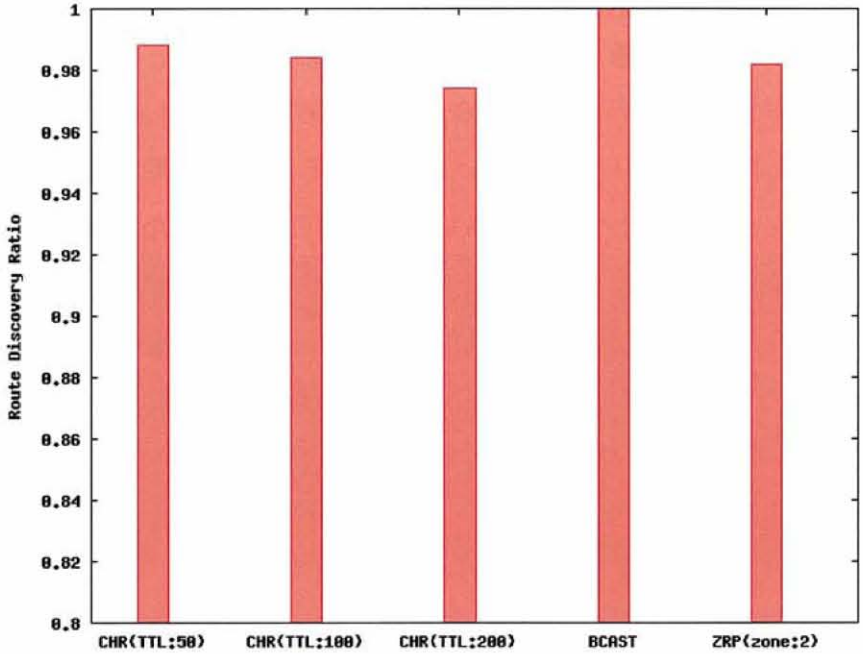
具体的な応用例を再現したCase3（図12と図13）のシナリオでは，若干の変化が見られる．まずエントリ数が有効期限によってあまり変化していない．これはほとんどのノードが同じ方向に動くため，遭遇があまり起こらず，自分の周囲のノードに対してしかエントリを持たないからである．その結果として，パケット数削減率も他のシナリオに比べると小さい．BCASTと比較した場合は削減されているが，ZRPと比較した場合は，エントリの有効期限によっては削減率が小さい場合もある．しかしエントリ数を考慮した場合，パケット削減率は十分高い値を達成しているといえる．また，経路長の増加が少ないことも目立つ．これは中継ノードが別方向に行くことがないためであると思われる．

つまりCHRが効果を発揮するのは，ノード密度が十分にあり，遭遇が頻繁に起こり，分かれ道が少ないような状況であることが予想される．

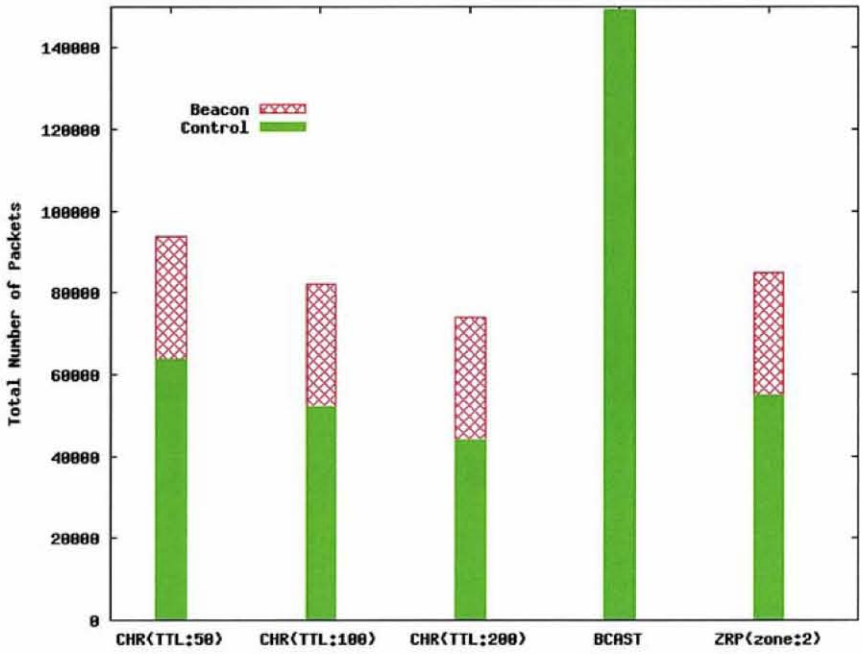
3.3.6 ノード速度による影響

CHRでは，ノードの速度が極端に遅い（静止に近い）場合，ほとんどのノードと遭遇できなくなるため，経路探索はブロードキャストとほぼ同じになる．ノード速度が極端に速い場合に関しては実験をしていないが，エントリの有効期限に対し，ノードが移動する距離が長くなり過ぎ，結果としてノード密度の低い場合はブロードキャストによる経路補完が多くなったり，ノード密度が高い場合は発見した経路のホップ数が多くなったりすると考えられる．

その他の実験結果については，図15から図19に示す．

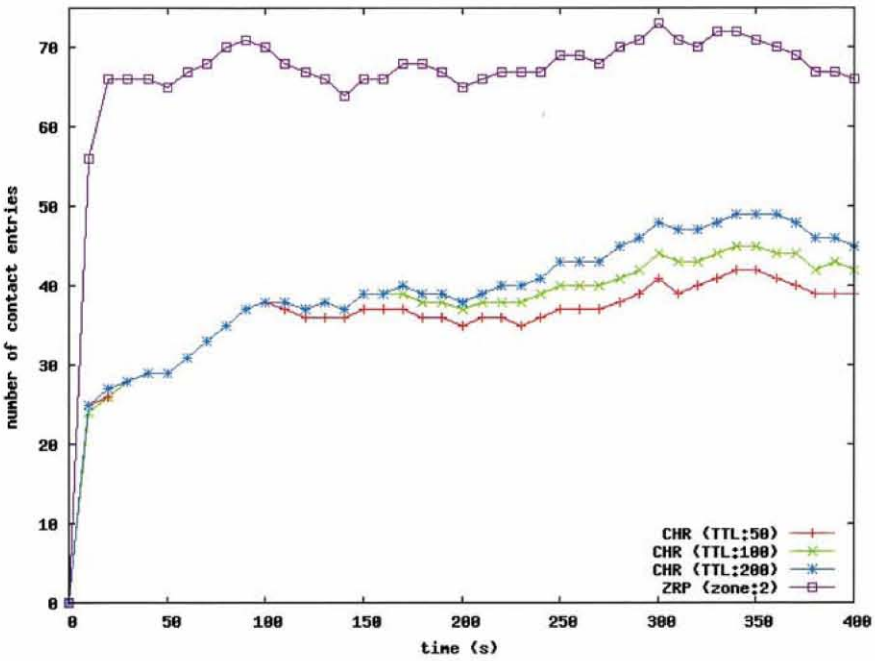


(a) 経路発見率

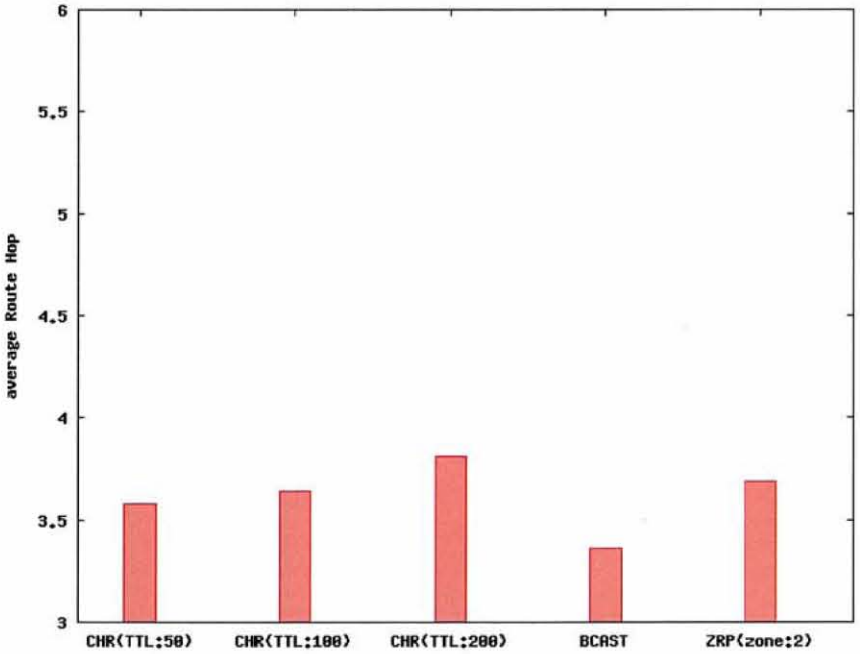


(b) 総パケット数

図 12: Case3 (N=300) ：プロトコル別性能： 経路発見率 & 総パケット数

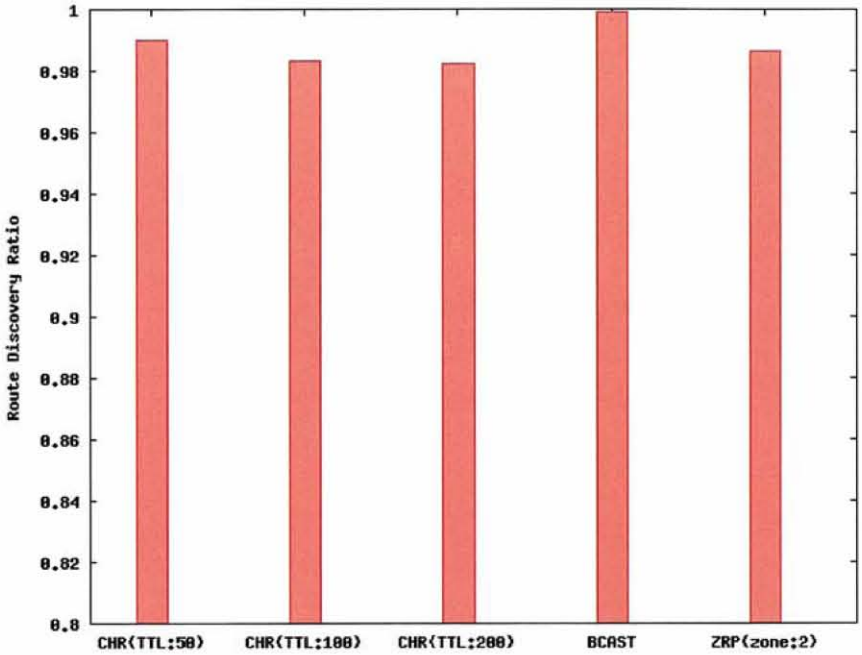


(a) 平均保持エントリ数の時間遷移

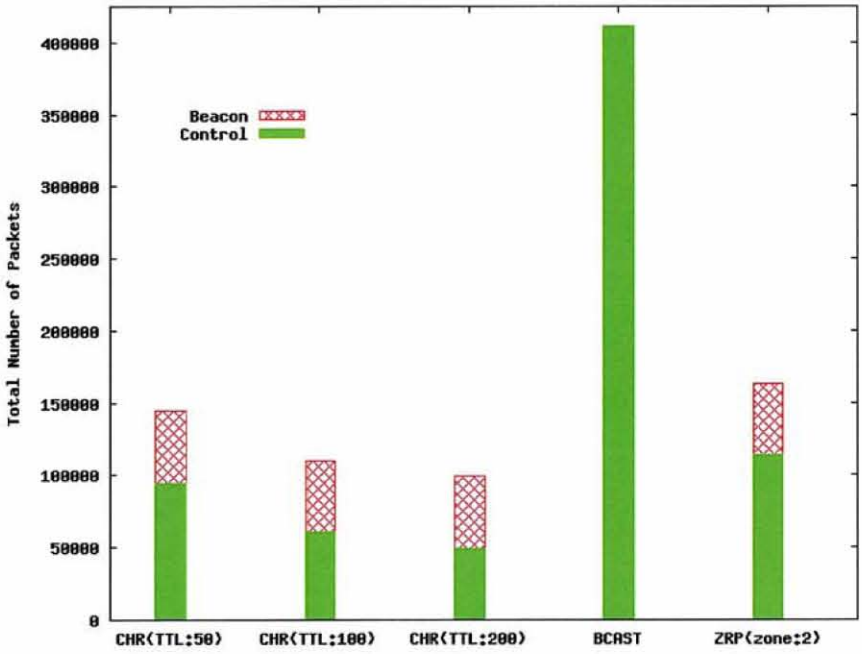


(b) 発見した経路の平均ホップ長

図 13: Case3 (N=300) ：プロトコル別性能：エントリ数の遷移 & 平均経路長

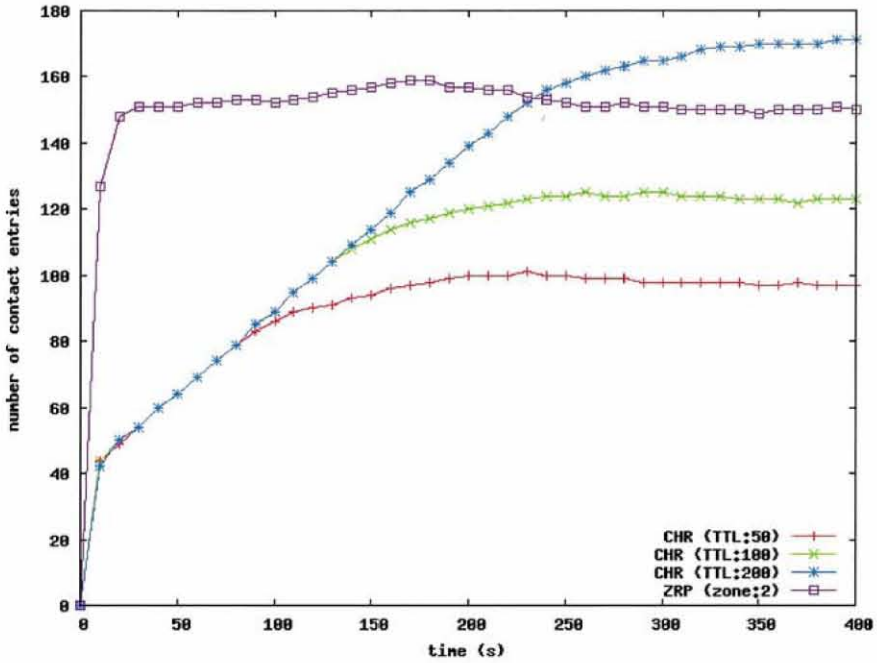


(a) 経路発見率

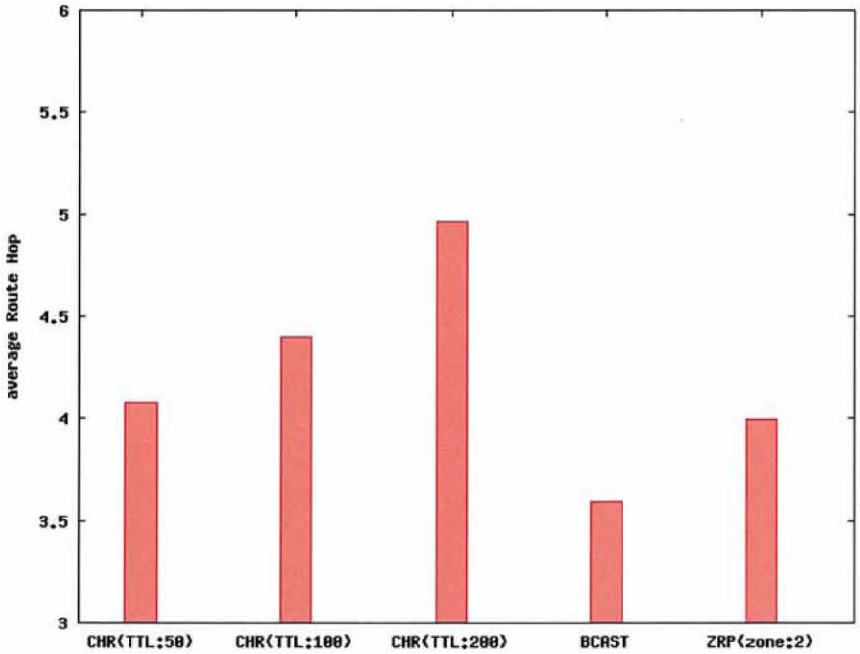


(b) 総パケット数

図 14: Case1 (N=500) ：プロトコル別性能

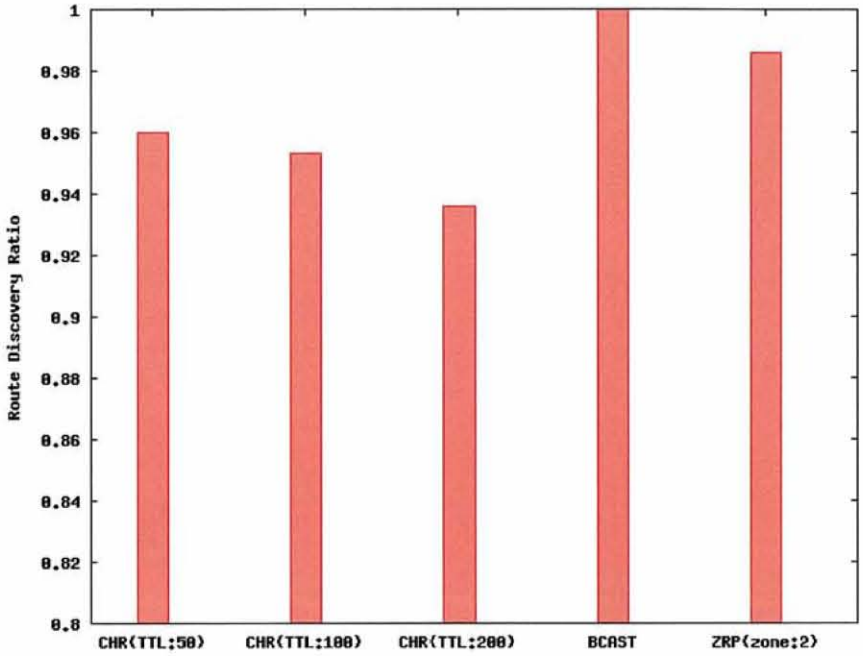


(a) 平均保持エントリ数の時間遷移

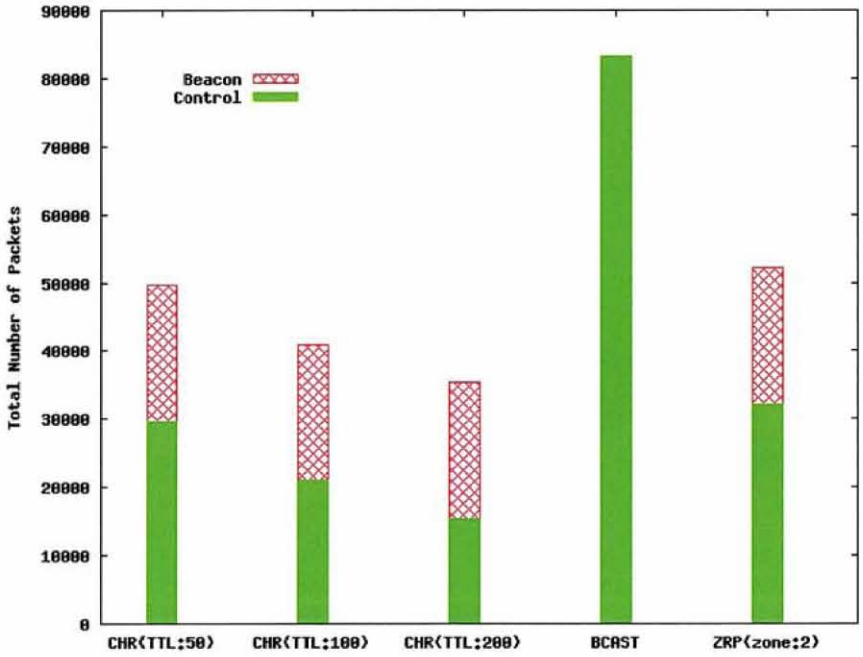


(b) 発見した経路の平均ホップ長

図 15: Case1 (N=500) ：プロトコル別性能

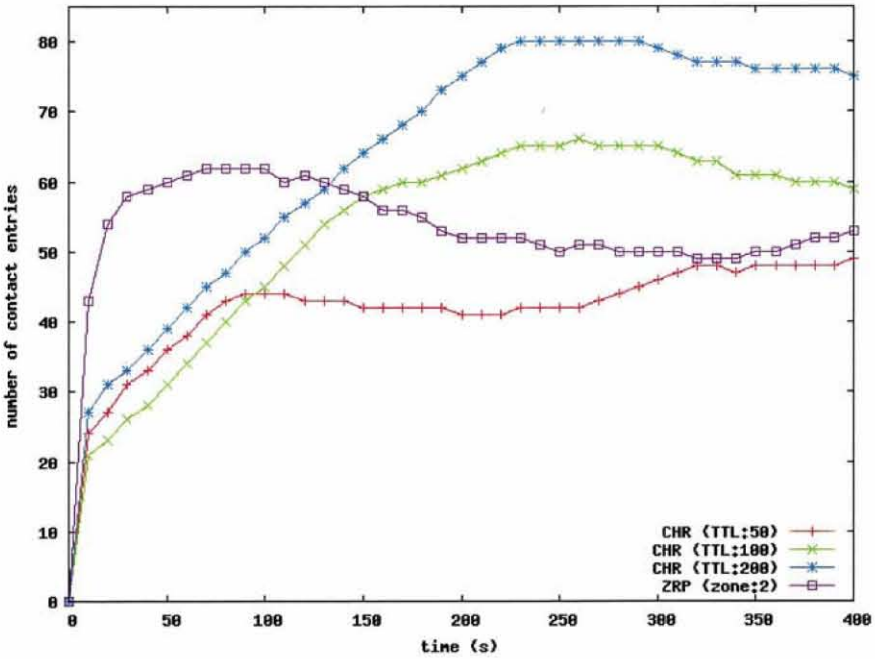


(a) 経路発見率

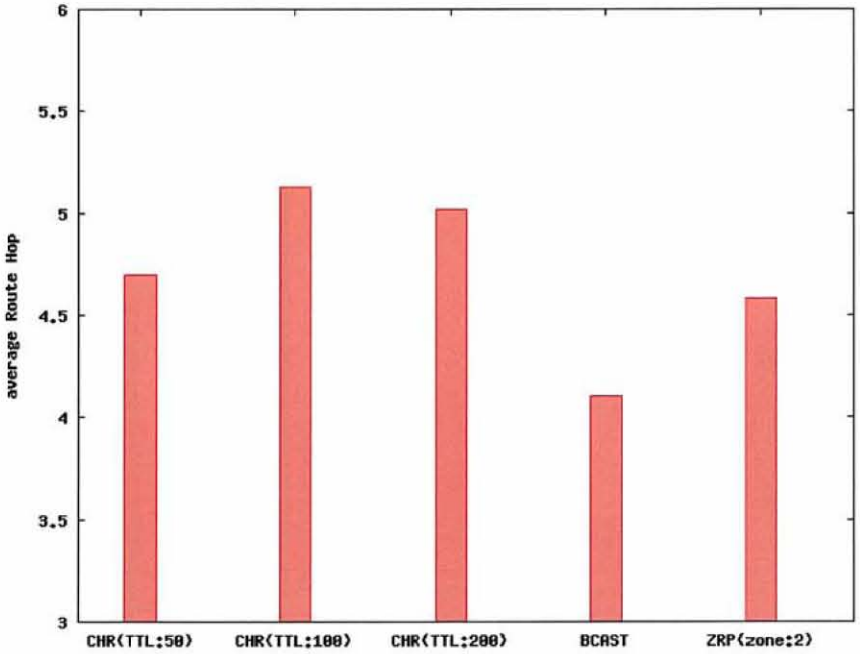


(b) 総パケット数

図 16: Case2 (N=200) ：プロトコル別性能

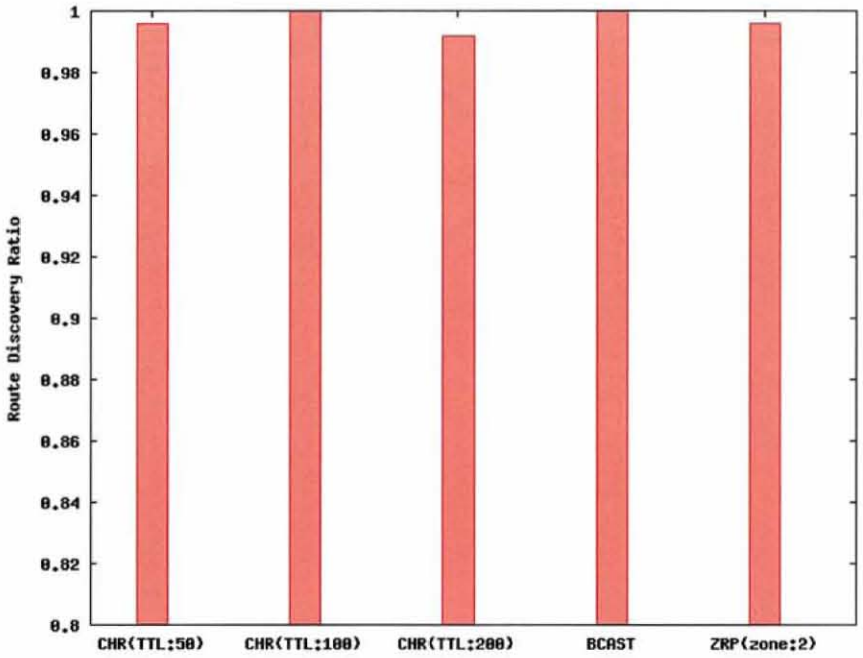


(a) 平均保持エントリ数の時間遷移

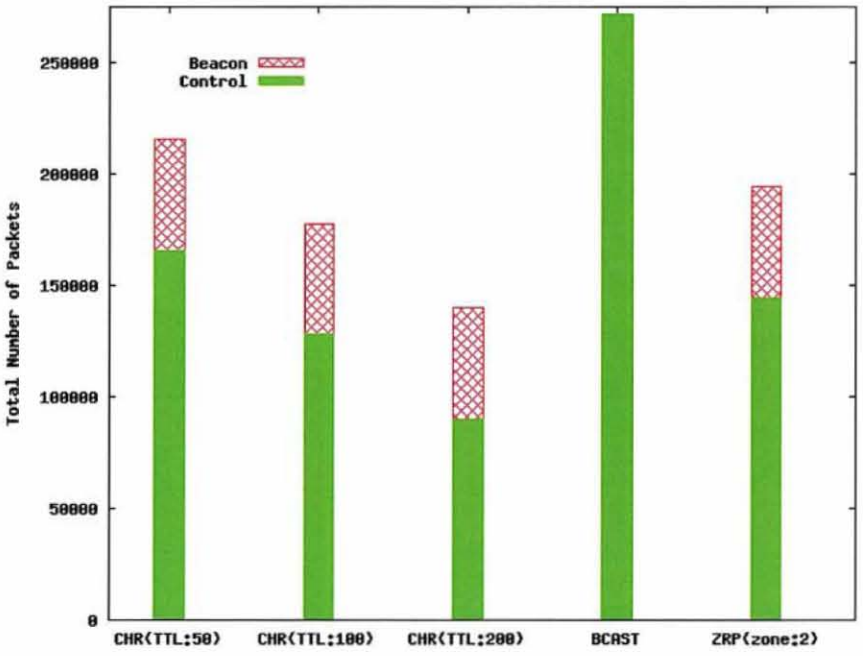


(b) 発見した経路の平均ホップ長

図 17: Case2 (N=200) ：プロトコル別性能

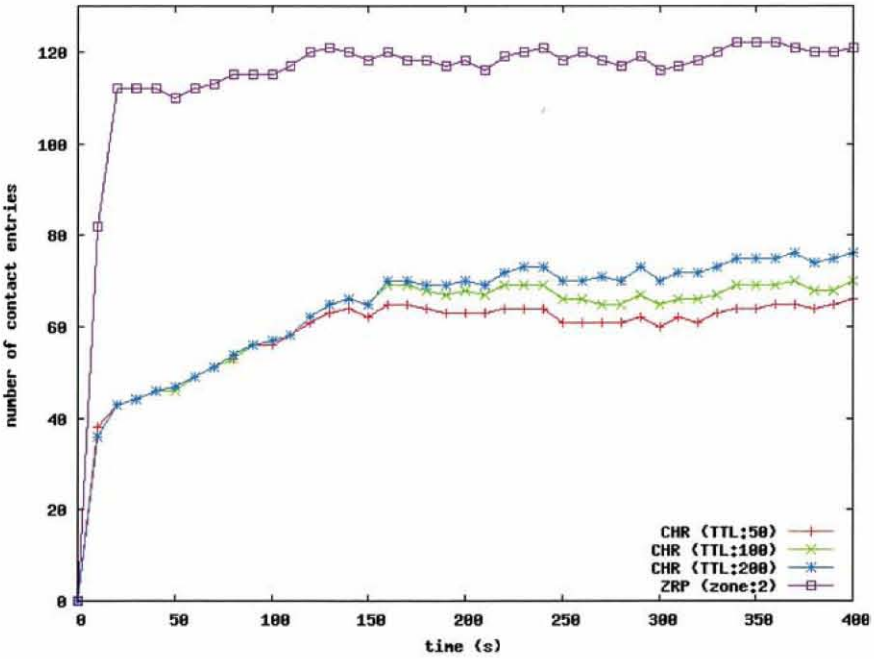


(a) 経路発見率

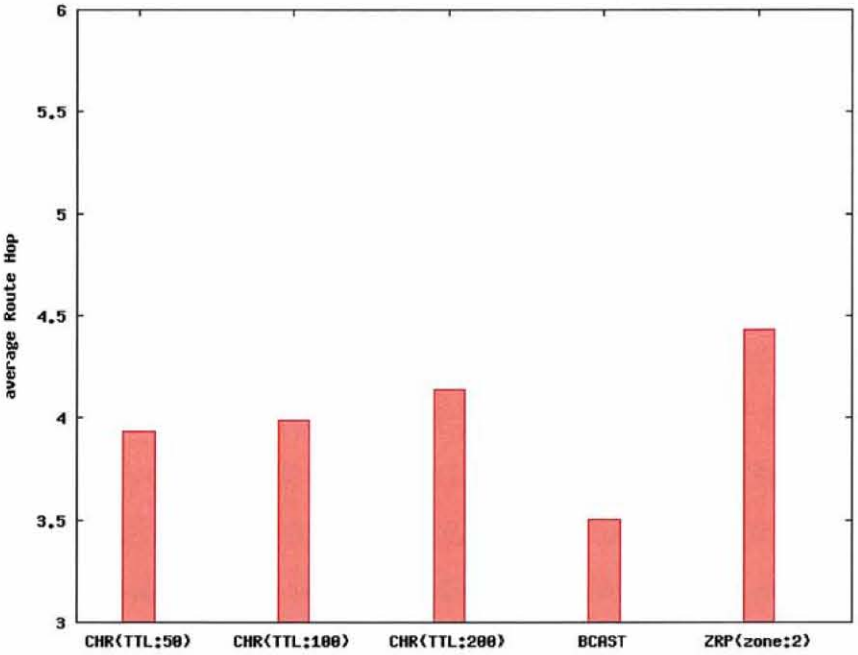


(b) 総パケット数

図 18: Case3 (N=500) ：プロトコル別性能



(a) 平均保持エントリ数の時間遷移



(b) 発見した経路の平均ホップ長

図 19: Case3 (N=500) ：プロトコル別性能

3.4 結言

本研究では，MANET用のルーティングプロトコルContact-based Hybrid Routing（CHR）を提案した．CHRのノードは，遭遇した各ノードへの潜在的な経路を維持しており，その経路は中間のノードが維持している潜在経路によって補完される．この方針が，メッセージのオーバーヘッドを増やすことなく経路情報を伝達するのに効果的であることをシミュレーション実験を通して示した．シミュレーション実験では，単純なマップにおけるランダムモビリティモデルと，被災した市街地における避難者と被害者と救助隊のモデルを用いた．実験を通して，ノード密度が高く，遭遇が頻繁に起こり，分れ道の少ない状況でCHRは効果を発揮できると分かった．

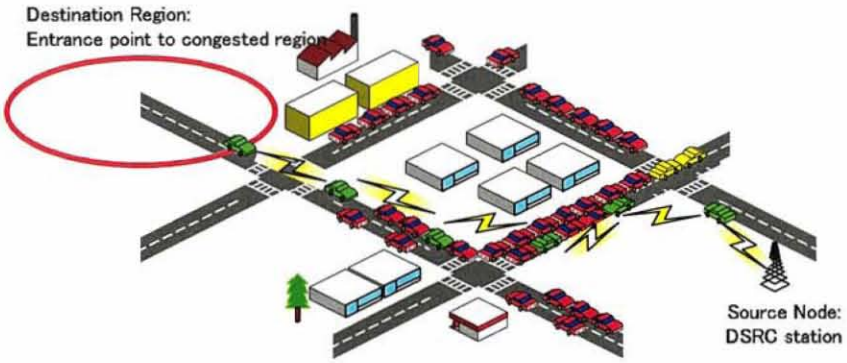
4 車両の移動特性を考慮した安定性の高い車車間ルーティング

4.1 序言

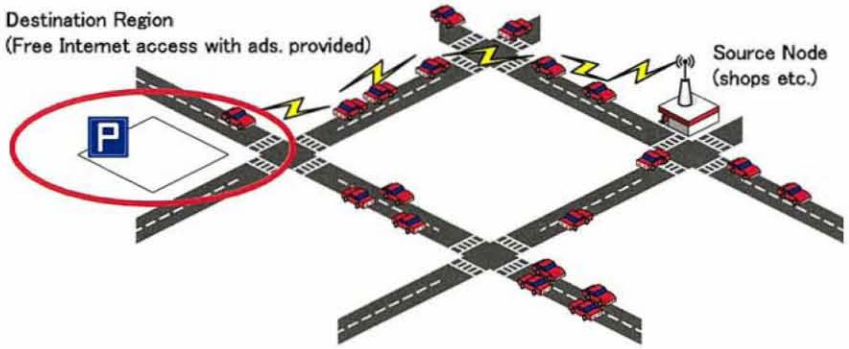
近年，高度な交通システムの実現を目指し，DSRC や VICS ビーコンなどの狭域通信器が徐々に路側や店舗などに設置されつつある．しかし，これらインフラの完全な設備と展開には膨大なコストと年月がかかる．さらに，維持整備コストの観点から機器の更新は安易にできないといった問題点もある．これに対し，固定インフラを用いない車車間マルチホップ通信技術を利用し，固定基地局との通信範囲を拡大する補完的な役割を持たせることが考えられる．たとえば，近距離無線基地局や事故現場などに停止した緊急車両から，事故現場手前の交差点を通過しようとする車両に事故渋滞映像を配信して迂回を促すような事例（図 20（a））や，無線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 20（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．

通信経路の切断の主な原因として，マルチホップ通信経路を担う車両群の目的地や移動速度が異なることにより互いの通信範囲から容易に離脱してしまい，結果として通信リンクが切断しやすいことがあげられる．したがって，この問題を解決すれば，経路切断をなるべく抑制し，安定した通信を実現できると考えられる．

そこで，低いデータ遅延及びデータ損失でリアルタイム通信を実現することを目的とし，車両の移動特性を利用して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 GVGrid を提案する．GVGrid は GPS などの測位機器と電子地図により，各車両が地図上での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．道路上でノードを選択する際も，なるべく同じ移動方向，近い速度で移動するノードを選択することで，速度差を緩和する．また，発見した経路候補が複数存在する場合，なるべく右左折の少ない道路上の経路を選択することで，右左折による通信リンク切断可能性



(a)



(b)

図 20: GVGrid の応用例

を軽減する．これにより通信経路の生存時間を向上させる．さらに，構築した経路が存在する道路を記憶し，経路切断時にその道路上のみで通信経路を再構築することで，経路を再探索するオーバーヘッドを削減し，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[33] 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わかった．

提案した GVGrid のように，車両の移動特性を利用し，車両群の移動先を予測して経路を構築する手法はこれまでに提案されていない独創的なアイディアである．これまでの手法では，いかに最短経路でルーティングプロトコルを設計するか，などといった，一般の移動端末アドホックネットワークにおけるコストの観点にのみ着目されていた．しかし，歩行者などと異なり，車両は道路上を交通規則に沿って移動するため，かなり移動特性が解析しやすいといった利点がある．さ

らに近年はカーナビゲーションの高機能化により，高精度の位置情報及び，移動方向などのセンシング情報が比較的容易に取得てきると考えられる．これらの特性及び現状を踏まえ，より安定度の高い通信経路構築を目指した提案手法は従来手法にないオリジナリティの高い，実用的な発想に基づいているといえる．

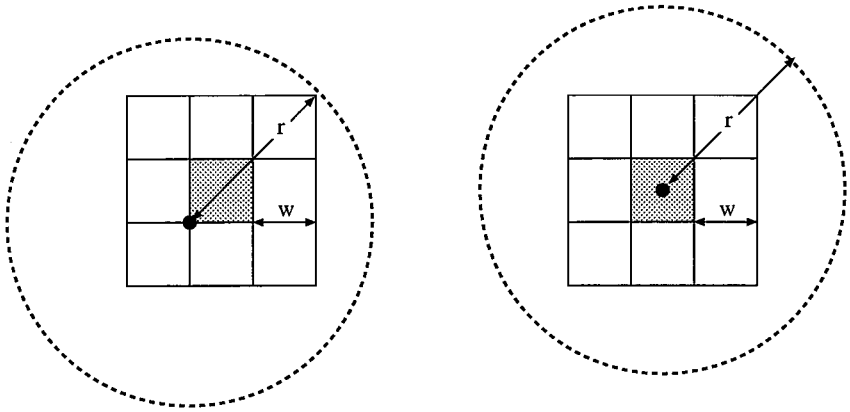


図 21: 無線距離 r とグリッドサイズ w の関係

4.2 プロトコル設計

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 $S(u)$ 及び道路識別子 $R(u)$，そのセグメントの両端の交差点識別子及びそれら交差点の位置情報がわかっているとする．

GVGrid は地理領域をグリッド（文献 [38, 39, 40, 41]）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呼ぶ．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 21）．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．

$$G(v) = G_x(v) * W + G_y(v) \tag{1}$$

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，各ノードは 共通パラメータ w 及び 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 は始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．

4.2.1 経路構築プロセス

経路構築プロセスでは，LAR[21] 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 $G(d)$ を含む領域を予め転送領域として設定し，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 $R(s)$ 及びグリッド 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 及びグリッド 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 $G(d)$ 内のもっともノード ID の若いノード 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，その経路を辿り 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

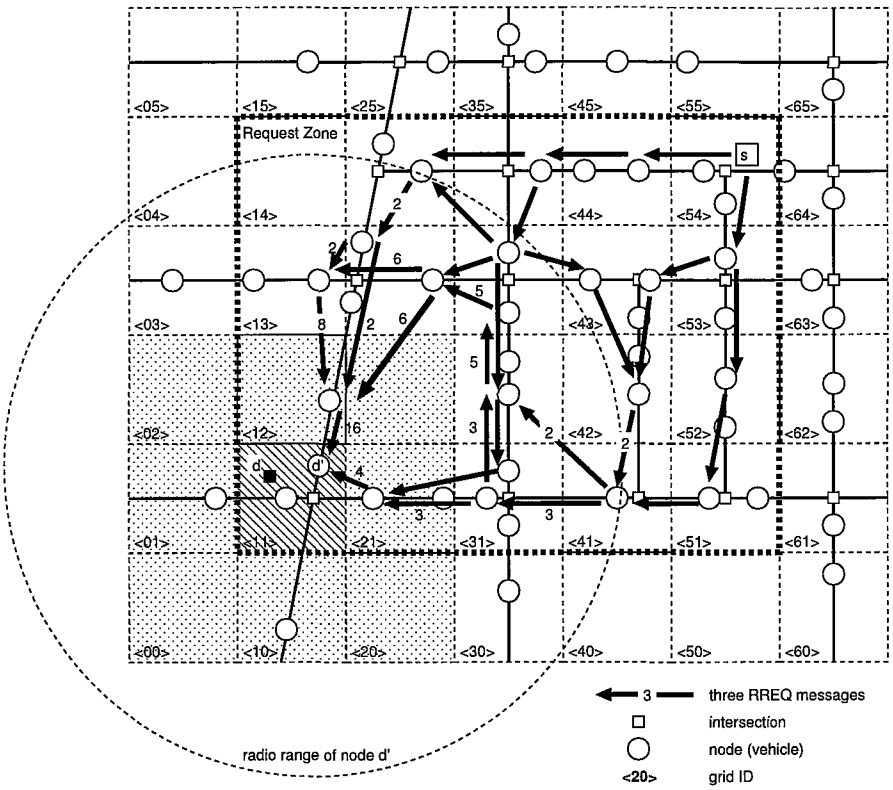


図 22: RREQ メッセージの転送例

ID 列とグリッド ID 列を含める．

図 22 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．

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通りである．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．

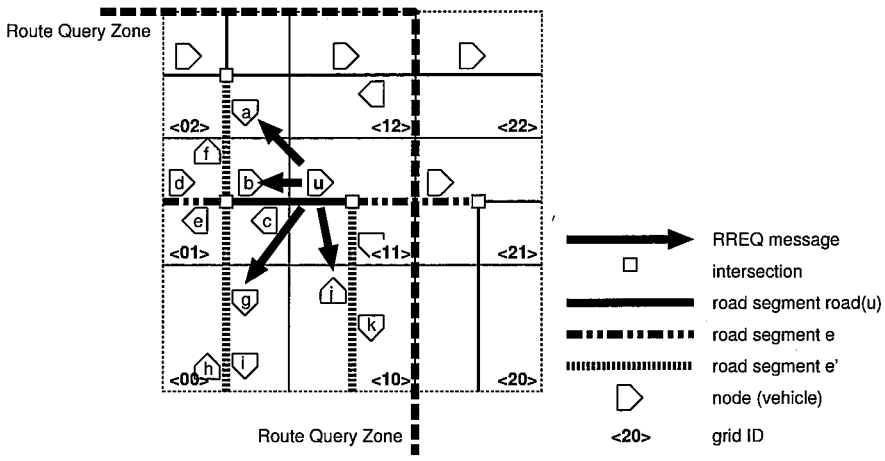
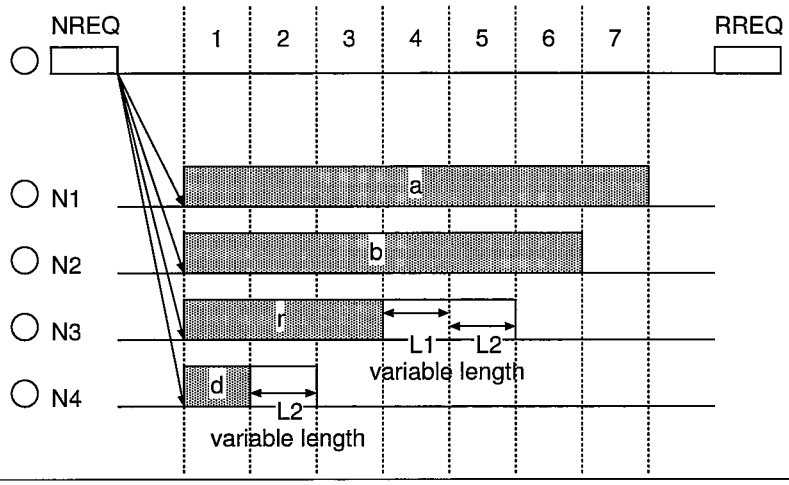


図 23: 隣接ノードの選択例

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 23 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，交差点を越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 23 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 23 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．



N1: RREQ をすでに受信した場合，最長バーストで RREQ を阻止
N2: 経路をすでにキャッシュしている場合，優先度が高い
N3: 同じ道路にあるノード，L1，L2 はそれぞれ移動方向と距離による優先度
N4: 異なる道路にあるノード，L2 は距離による優先度

図 24: 隣接ノードのブラックバースト長

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）[42] 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 $S(u)$，及び道路 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，α，β，γ，δ を定数とし，“$\alpha > \beta > \gamma + 2$” 及び “$\gamma > \delta + 1$” 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，例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．

- $B_{len}(v) = \left\{\gamma + Dir(u,v) + \frac{dist(v,p)}{\sqrt{2}w}\right\} * T$：前述の (1) 及び (2) に相当するバースト長を表す．$\frac{dist(v,p)}{\sqrt{2}w}$ 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．

- $B_{len}(v) = \left\{\delta + \frac{dist(v,p)}{\sqrt{2}w}\right\} * T$：前述の (3) に相当するバースト長を表す．

なお，上記の α，β，γ，δ 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 24 に，この条件を満たす最小の整数値（δ 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．

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，及び (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[43] 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50mから500mまで，50m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50mから最長4500mとなった．また，各交差点では，ノードは一様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25(a)に示す．なお，ノードの無線範囲を200mとした．図25(b)，図25(c)は図25(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25(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よそ線形的に減少していることがわかる．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することから，得られた結果はおおよそ想定通りであるといえる．図25(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わかる．また，図26は，1200m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わかる．

発見する複数の通信経路の品質を判断するために，通信経路に含まれる各種の道路パターンに応じてどの程度の確率で経路切断が発生するかの係数（単位時間内の切断回数）を定式化して求めた．R_{dis}は経路の切断係数を表し，大きい値は経路が切断しやすい意味を表す．rは無線範囲，wはグリッドサイズ，Vはノードの平均速度，Cは信号長，ρは信号通過可能時間（青信号）のCに占める割合，θは車両が道路を変更しない（右左折しない）確率とそれぞれのパラメータを設定した．

$$R_{dis} = \frac{V}{r-w} + \frac{2V}{3w} + x * \frac{V(1-\rho)}{C(r-w)} + y * \frac{V(1-\theta)}{w} + z * \left\{ \frac{V\rho(1-\theta)}{w} + \frac{V\theta(1-\rho)}{C(r-w)} \right\}$$

- $\frac{V}{r-w}$：Case 1：固定送信者と1ホップ目の車両間の切断係数を表す．送信者は動かなく，送信者と1ホップ目の距離はおよそ1グリッドサイズ分であるため，1ホップ目のノードが送信者の送信範囲から離れるまでの時間の逆数で

切断係数を表すことができる．

- $\frac{2V}{3w}$：Case 2：宛先グリッドのリーダノードが宛先グリッドを離れる切断係数を表す．リーダノードが宛先グリッドの中心にいると仮定し，$/frac3w/2$ 以上の距離を移動すれば，宛先グリッドに対するブロードキャストができなくなる可能性が発生する．この距離を V で割ることで切断係数を表すことができる．

- $x * \frac{V(1-\rho)}{C(r-w)}$：Case 3-a：交差点はないが，信号のある道路パターンの切断係数を表す．x はこの種の道路パターンの数を表す．単位時間（1 とする）内の信号変化回数は $\frac{1}{C}$ であり，毎回赤信号の信号時間に占める割合は $1-\rho$ である．経路上ノードは同じ方向に移動するノードであるため，赤信号のときのみ距離が大きく離れ，経路が切断する可能性がある．この切断係数は Case 1 と同じ $\frac{V}{r-w}$ である．$\frac{1}{C} * (1-\rho) * \frac{V}{r-w}$ から $x * \frac{V(1-\rho)}{C(r-w)}$ が得られる．

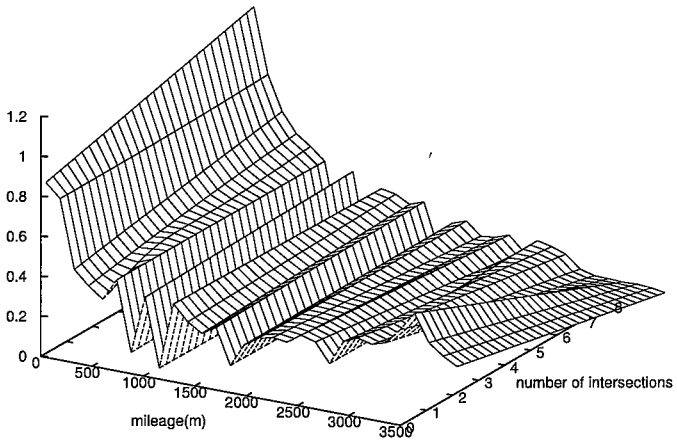
- $y * \frac{V(1-\theta)}{w}$：Case 3-b：信号はないが，交差点のある道路パターンの切断係数を表す．y はこの種の道路パターンの数を表す．ノード間の距離はおおよそ w であり，その距離がさらに w 以上離れれば，ノード間のリンクが切断することとなる．$1-\theta$ はノードが別の道路に変更する比率を表すため，$\frac{V(1-\theta)}{w}$ でこの種の切断係数を表すことができる．

- $z * \left\{ \frac{V\rho(1-\theta)}{w} + \frac{V\theta(1-\rho)}{C(r-w)} \right\}$：Case 3-c：信号のある交差点を表す．$z$ はこの種の道路パターンの数を表す．この種の交差点は Case 3-a 及び Case 3-b の複合である．ノードが道路を変更しない場合（θ），赤信号による切断係数は $\frac{V(1-\rho)}{C(r-w)}$ である．青信号のとき（ρ），道路変換による切断係数は $\frac{V(1-\theta)}{w}$ である．$\theta * \frac{V(1-\rho)}{C(r-w)} + \rho * \frac{V(1-\theta)}{w}$ で信号のある交差点の切断係数を表すことができる．

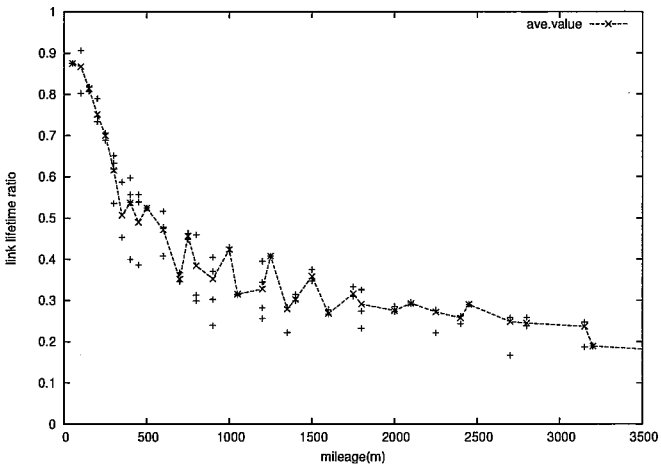
これらのパラメータを適切に設定することで，多様な道路パターンを経由する通信経路の切断係数を見積もることができる．

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，自身の前方及び後方

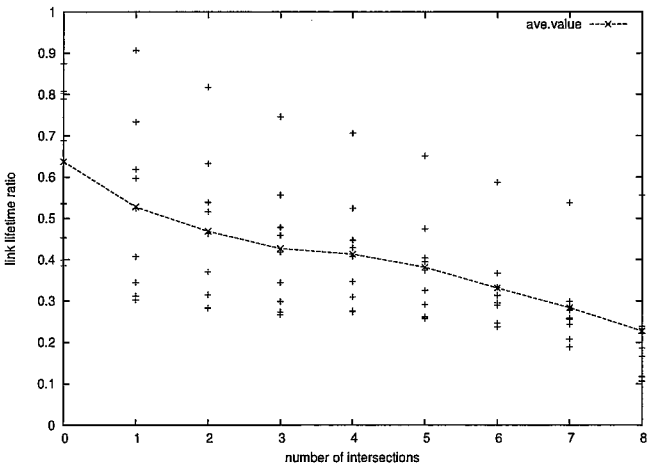
のノードをルーティングテーブルに記録する．また，グリッドID列も記録する．グリッドID列は道路経路形状を表しており，経路維持プロセスで用いられる．



(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 25: 走行距離及び交差点数とリンク接続率との関係

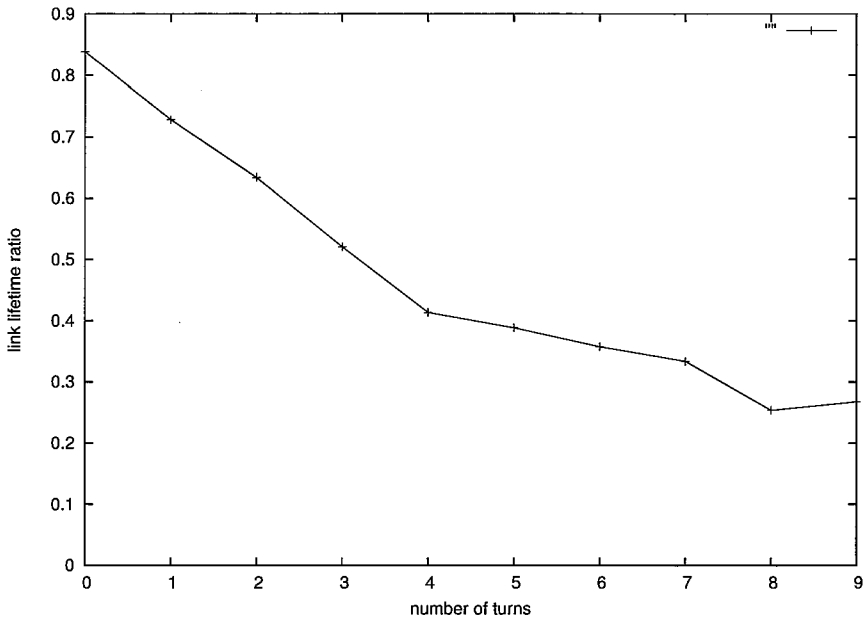


図 26: 交差点数に占める右左折数とリンク接続率との関係

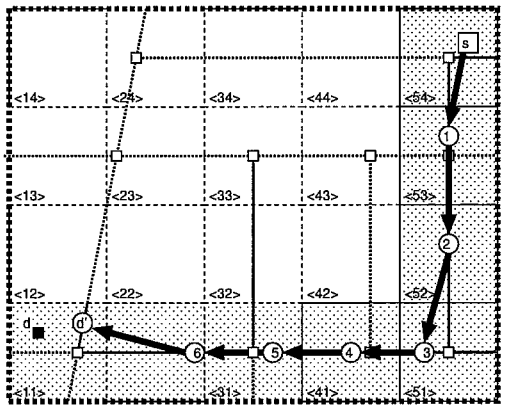
4.2.2 経路維持プロセス

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．

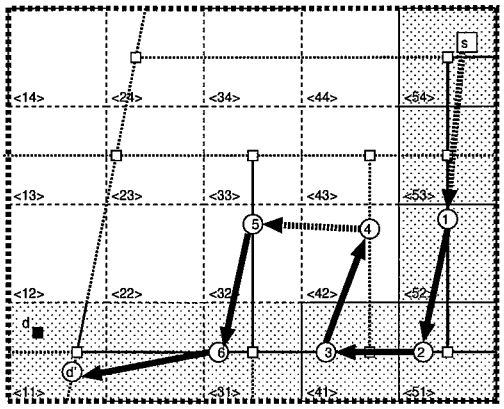
ノード s から $G(d)$ 内のノード d' までの通信経路は，中間ノードの移動や，d' の $G(d)$ からの離脱などにより切断される場合がある．経路上の各ノードは，自身の前後ノードとのリンク切断が発生した場合，自身が現在存在しているグリッドが道路経路グリッド列に含まれないと判明すれば，自身と接続しているノードとのリンクを強制切断する．これにより新たなリンク切断が発生し，道路経路グリッド列上に存在しないノードは同様の動作を行う．その結果，道路経路グリッド列から離脱したノードはすべて通信経路から外される．

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上にあるノードは，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上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．

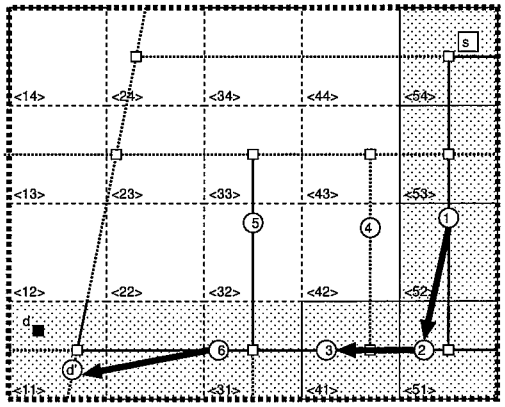
図 27 を用いて経路維持プロセスを説明する．図 27(a) は，初期経路を表す．図 27(b) では，ノード s，1 間のリンクは距離が離れたことにより，またノード 4，5 間のリンクは障害物により，リンクが切断した状態を表している．経路の切断が発生した場合，全ノードは自身の状態をチェックする．このとき，ノード 5 とノード 4 は自身が初期経路から外れたことに気付くため，経路から強制切断する (図 27(c))．残りのノードは切断した前方グリッドから代替ノードを選択し，残存経路と接続することで，道路経路グリッド列に沿った通信経路を復元している (図 27(d))．



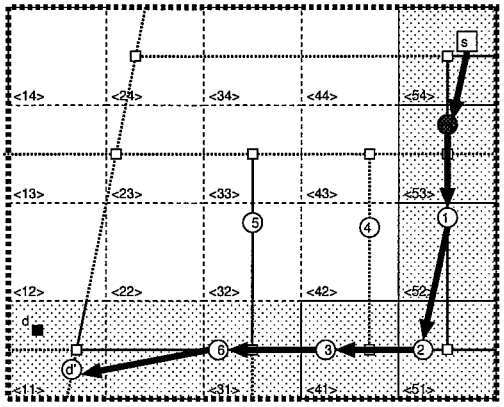
(a) 経路構築プロセス実行直後の通信経路



(b) リンク $(s, 1)$ と $(4, 5)$ が切断した状態



(c) 道路経路グリッド列を外れたノードを通信経路から排除した様子



(d) 復元された通信経路

図 27: 経路維持プロセスの実行例

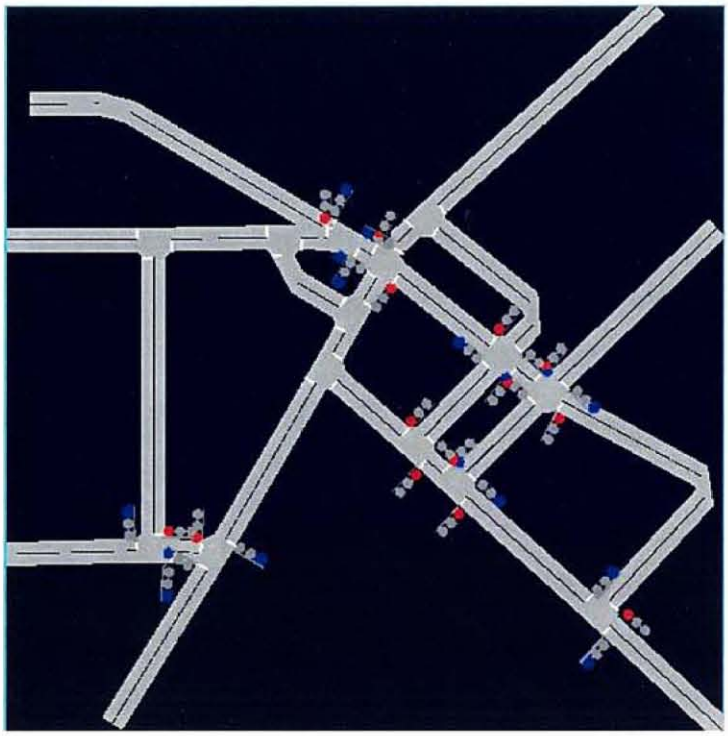


図 28: 吹田市役所付近 (1,200m 四方)

4.3 シミュレーションによる評価実験

GVGrid の性能を評価するために，道路交通流シミュレータ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．地図は約 1200m x 1200m で，s と d の直線距離が 600m，800m，1000m，1200m，1400m で，ノード密度は 560 台/km^2，車両平均速度が 8.3m/s(30km/h)～16.6m/s(60km/h)，グリッドサイズが 70m，無線範囲は 200m，シミュレーション時間は 600sec とした．また，交差点の中心から 30m 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）．

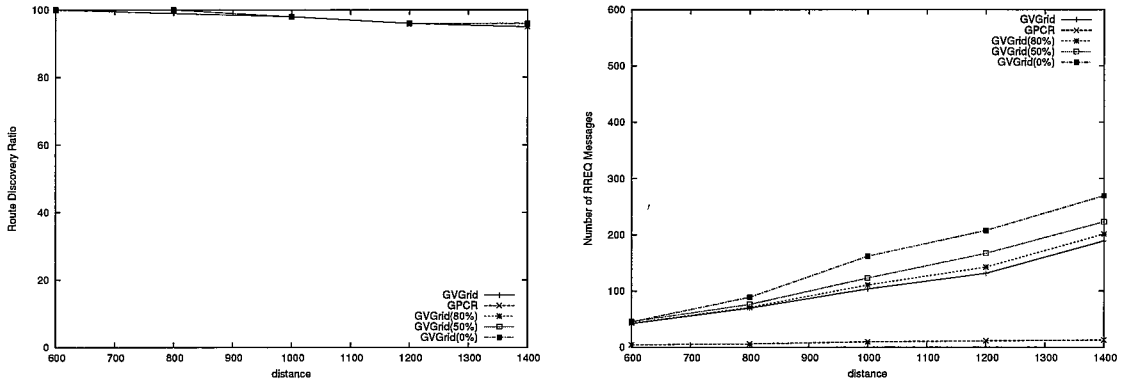
GVGrid の比較対象として，GPCR を実装した．GPCR は GPSR の車車間通信版で，高い経路の発見率を目指した深さ優先探索手法である．GPCR は，建物などで電波の周辺への伝播は阻害され，電波の届くノードは同じ道路上にある可能性が高いという前提の下で送信ノードから目的ノードへの経路を構築する．GPCR で

経路を探索する時，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周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 におけるカーナビ（電子地図）の装備率を変えて実験を行うことで，現実のカーナビの普及率における GVGrid の有効性を検討した．ノードはカーナビを装備することで道路パターンを認識することが可能となる．カーナビを装備しない場合，ノードは道路パターンを認識できなくなり，位置情報のみで経路を探索することになる．カーナビの装備率を設けることで，道路パターンに対する認識の有無が経路生存時間への影響を調べることができる．以下，車両に対するカーナビ装備率を 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，カーナビを装備しない各ノード v は，位置情報の取得及びグリッド識別は可能であるとし，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，カーナビ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．

4.3.1 経路構築プロセスに関する評価

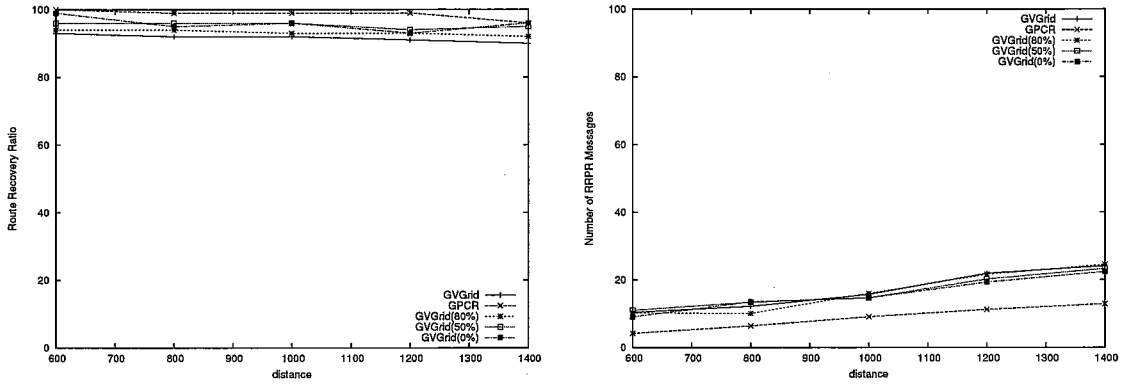
図 29 に経路構築プロセスの性能を示す．GVGrid は GPCR と比較し，隣接ノードを選択する基準が厳しいため，経路発見率の低下が予想されるが，車両密度が比較的高い本実験において，大きな差異はみられなかった（図 29(a)）．なお，装備率の低下に伴い発見率がわずかながら向上する理由は，電子地図を装備していないノードが道路形状に関わりなく選択されるようになり，結果として隣接ノードの



(a) 経路発見率　　(b) RREQ メッセージ数

図 29: 経路構築プロセスの性能評価結果

候補数が増加したためである．図 29(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．



(a) 経路の再発見率　　(b) RRPR メッセージ数

図 30: 経路維持プロセスの性能評価結果

4.3.2 経路維持プロセスに関する評価

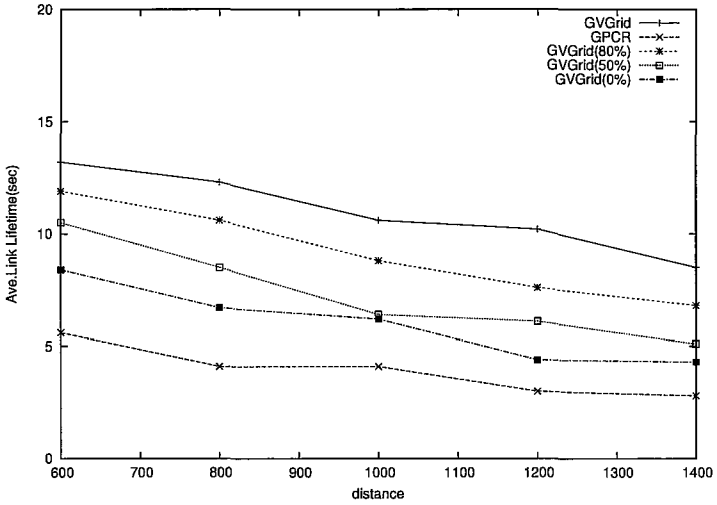
図 30(a) は，GVGrid の経路維持プロセスが道路経路グリッド上で行う局所的な経路再構築が成功した割合（これを経路再発見率とよぶ）を示している．なお，GPCR は経路切断時にはネットワーク全体で経路を再探索する．したがって，GVGrid の経路再発見率は GPCR のそれより低くなると考えられるが，GVGrid は約 90%の経路再発見率を達成しており，ほとんどの場合，道路経路グリッド上での局所的な再探索のみで経路が再構築されることがわかる．なお，GVGrid は道路経路グリッド上で再構築できなかった場合，ソースノードから新しい経路を再探索する．これを含めた再発見率は図 29(a) の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 30(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わかる．

4.3.3 経路品質に関する評価

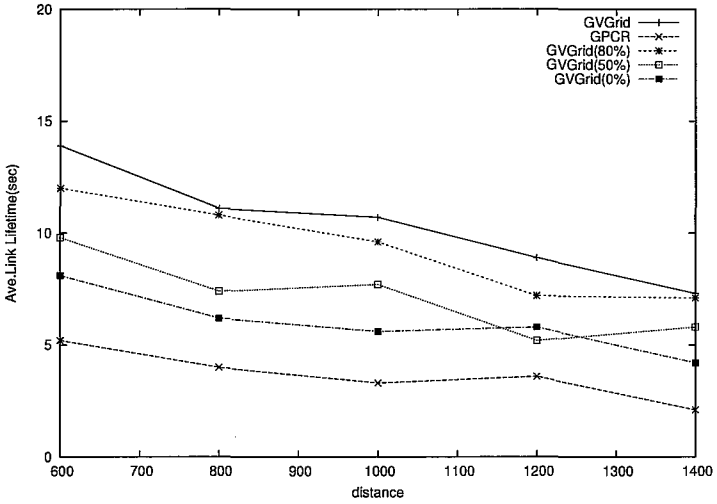
図 31 に通信経路上のリンクの平均生存時間を示す．GPCR は距離の遠いノードを優先的に選んでおり，また，ノードの速度や移動方向といった車両移動特性を考慮していないため，ノード間の距離の増大によりリンクの切断が起こりやすい．例えば送信ノードと目的領域間距離が 1400m 離れている場合，5 秒弱でいずれかのリンクが切断する．これに対し，GVGrid では距離が短い場合は 13 秒以上，距離が長い場合も 10 秒前後はリンクが生存する．これより，GVGrid ではより切断

回数の少ない通信経路を構成できていることがわかる．

図32は経路長（ホップ数）の比較示す．GPCRは距離の遠いノードを優先的に選ぶため，経路の長さが短く，ホップ数が少ない．これに対し，GVGridは隣接グリッドからノードを選択するため，ホップ数はGPCRより約40%ぐらい長い結果となったが，ホップごとに増加する通信遅延は数十ms程度のことを考えれば，数ホップ長くなったとしても増加する遅延は100-200ms程度で，GVGridに応用するアプリケーション（広告配信，情報散布など）における使用者にストレスを感じさせるほどの遅延ではないと考えられる．これに対し，経路切断により生じる遅延は少なくとも2秒（RREQ，RREP）かかるため，若干の通信遅延増大と引き換えに，経路切断回数を減らす方が有利と考えられる．



(a) 560 nodes / km^2



(b) 140 nodes / km^2

図 31: 通信経路上のリンクの平均生存時間

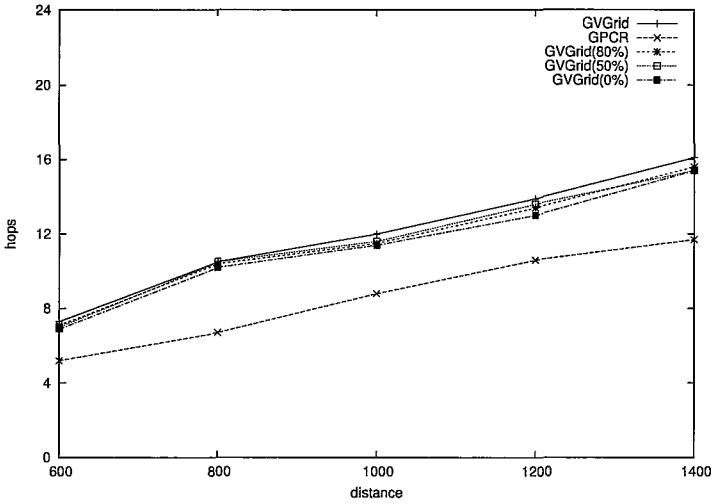

GVGrid
GPCR
GVGrid(80%)
GVGrid(50%)
GVGrid(0%)
hops
distance
0
4
8
12
16
20
24
600
800
1000
1200
1400

図 32: 経路長（hops）

4.4 車車間ルーティングによるオーバレイネットワークの検討

これまでは，GVGrid を含む VANET ルーティングプロトコルやアプリケーションは，それら自身が VANET の流動性に対処するように設計が工夫されてきた．しかし，個々のプロトコルやアプリケーションでネットワークの流動性を考慮した設計を逐一行うことは，それぞれの設計開発者に負担を強いるだけでなく，流動性の予測が困難であるためにシステムの性能を保証しにくいといった課題がある．このことは VANET のアプリケーション開発や普及に大きな障壁となると予想される．そこで，高速に移動する車両ノードの動きを隠蔽し，各ノードがあたかも静止しているような仮想ネットワークを提供することで，上位に位置するアプリケーションやプロトコルの設計開発がより容易に展開できるようになると考える．そのような機能を提供する車車間オーバレイネットワークを構築するプロトコルを提案する．提案手法では，現実空間を道路単位に複数の領域に分割し，各区域に移動車両の協調もしくは固定局による静的な仮想ノードを実現し，広域内の任意の地点間の通信を容易にする仮想ネットワーク (図 33) を実現することを目的とする．これにより，静的なネットワーク用のアプリケーションやプロトコルを容易に展開させることができると考えられる．

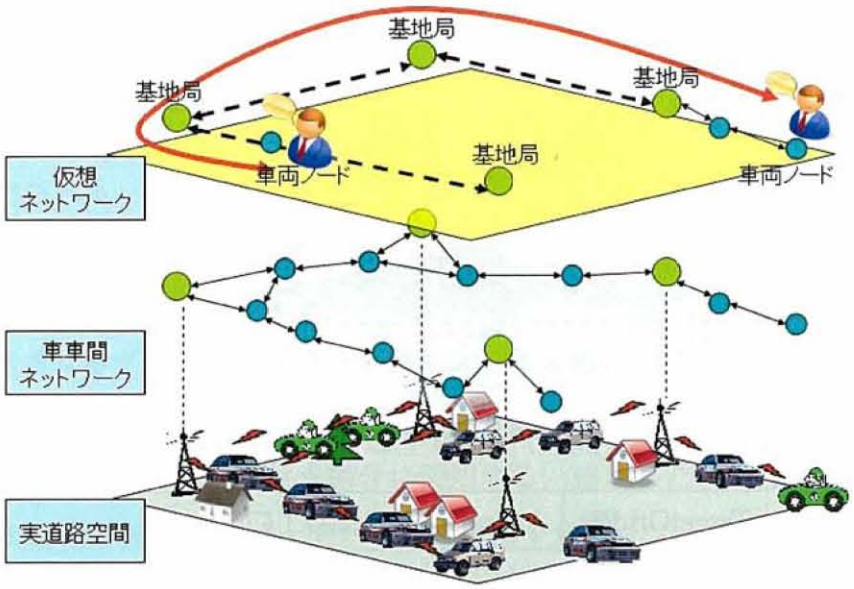


図 33: オーバーレイネットワークを応用した車車間通信

4.4.1 プロトコルデザイン

提案する手法は基本的に GVGrid をネットワーク層のルーティングプロトコルとして利用するため，ハードウェアに対する要件とグリッド分割の仕方は GVGrid と一致である．

サブエリアの分割及びエリア内の通信　提案手法はグリッドを最小単位として，現実空間を一定サイズ以下の小区域に分割する．この分割された小区域をサブエリアと呼ぶ．右左折数がリンクの生存率に対して最も大きな影響を与えると見られているため，サブエリア内の経路の安定性を向上させるために，一本の道路（部分）を 1 つのサブエリアに区切ることが有効と考えられる．サブエリア内に DSRC のような路側機が存在しているとし，そのサブエリアのリーダとしてサブエリア内の経路を構築する．図 34 では，サブエリア A は 3 つの交差点及び往復 8 セグメントからなる．固定ノード a はサブエリア A のリーダとなり，サブエリア A 内のすべての通信を管理する．その他の B，C，D，E も同じく，道路ごとサブエリアに設定をした状況を表している．道路をサブエリアにすることにより，サブエリア内のリンクの生存時間を向上させることが可能と考えられる．

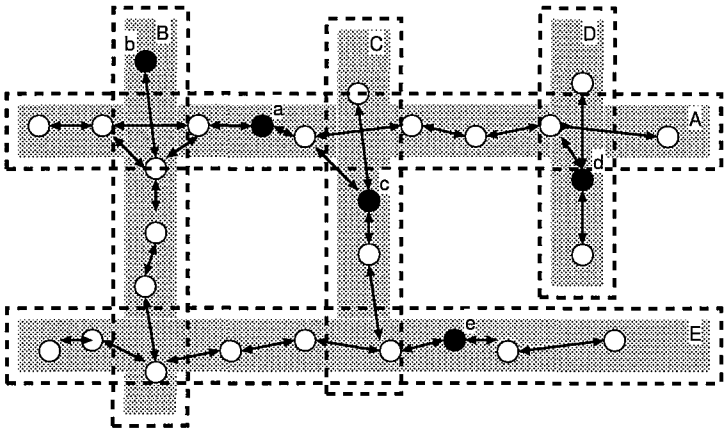


図 34: サブエリアの分割例

TargetGridID	Action	SenderID	Contents

(a) GVGrid のパケットヘッダ

TargetGridID	TargetNodeID	Inter-SubAreasFlag	Action	SenderID	Contents

(b) 拡張後のパケットヘッダ

表 2: GVGrid のパケットヘッダ

サブエリアリーダがサブエリア内ネットワークを構築する際，サブエリアの端を含むグリッドを指定して GVGrid で経路を構築し，構築した経路を GVGrid で自動的に維持する．サブエリアは一本の道路であるため，両端までに経路を構築することで，サブエリア全体を覆う経路になると考えられる．経路上の各ノードは定期的に交換するビーコンメッセージで周囲にあるノードの情報を収集し，これを経路を介してサブエリアリーダに送信する．このため，サブエリアリーダは自身のサブエリア内の全ノードの情報を把握している．

GVGrid 本来の仕様では，経路上のノードはブロードキャスト機能を持つが，自分のまわりにあるノードから受信したパケットを転送する機能はない．提案手法では，GVGrid のパケットフォーマットを拡張し，経路上のノードが受信したパケットをソースノードに転送できるようにした．

表 2 は拡張する前とした後のパケットのフォーマットを表す．表 2(a) は本来の GVGrid のパケットのフォーマットである．TargetGridID タグは送信先グリッド ID 名を表し，経路上の各ノードはこのグリッドにパケットを配送する．Action タグ

は送信先グリッドで実行する動作を表し，GVGrid の仕様では，ブロードキャスト (BC) が唯一の動作である．Action タグがブロードキャストの場合，送信先グリッド内経路ノードがパケットを受信すれば，そのグリッド内でブロードキャストする．SenderID タグは送信者の ID を表す．Contents タグにパケットの携帯するデータが格納される．このデータはアプリケーション層で解析される．提案手法の拡張は，TargetNodeID タグ, Inter-SubAreasFlag タグ，及び一種類の Action の追加である．TargetNodeID は送信先ノードの ID を表し，経路上ノードが TargetGridID タグで指定されるグリッドでブロードキャストする場合，この TargetNodeID タグで指定したノード以外がパケットを受信しても破棄する．Inter-SubAreasFlag タグはサブエリア同士間で通信を行う場合に使用する．追加した Action はリーダコネクション (LC) で，経路上のノードがこれを受信すれば，ソースノードであるサブエリアリーダに送信する．これらの新機能により，経路上の各ノードは，自身の電波範囲内 (自身のグリッドとその隣接グリッドの範囲) に対しゲートウェイ的な機能を提供する．例えば，経路上のノード a 付近のある一般ノード b がサブエリアリーダにデータを送信したい場合，b は自分の周囲にある最も近い経路ノード a に対し，パケットを発送する．パケットの TargetGridID は自身のグリッド ID，Action は LC である．これを受信した a は，パケット内の Action タグを確認し，LC と確認すると，b とコネクションを構築し，b のメッセージをサブエリアリーダに送信する．サブエリアリーダがこれを返信するとき，TargetGridID タグに経路上ノード a のグリッド ID を指定し，TargetNodeID をノード b に，Action を BC にする．このパケットが a のあるグリッドまで運ばれ，そこでブロードキャストされる．b は a の通信範囲にあるため，このパケットを受信する可能性高い．b が移動して a の通信範囲を出た場合，b はあらためて移動先グリッドでゲートウェイになる経路上ノードに通信要求のパケットを出す．

サブエリアリーダは担当サブエリアの全ノードの情報を管理する．各ノードは一定間隔で自身の位置情報を格納した Hello メッセージを周囲ノードと交換するため，経路ノードは自身の周囲にあるノードの情報を把握している．これらの情報を定期的にサブエリアリーダに送信することで，リーダは低いコストでエリア全体のノード情報を管理することができる．ある一定時間車両からのノード情報が到着しなければ，サブエリアリーダはそのノードがエリアから離脱したと判断し，

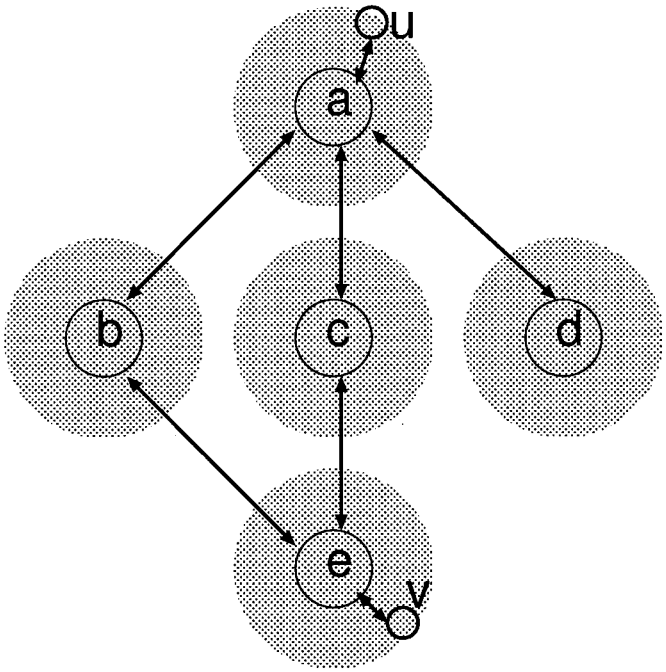


図 35: 仮想ネットワーク (オーバーレイネットワーク)

エントリを削除する．

サブエリア間の通信　自身のサブエリアを越え，隣接サブエリアないし複数個のサブエリアを離れる遠距離の通信が必要と考えられる．このとき，サブエリア間通信が必要となる．

提案手法では，各サブエリア内の既存経路を利用し，新たな経路を構築せず，低いコストで隣接サブエリア同士を接続する手法を提案する．提案手法のサブエリア分割法では，隣接サブエリア同士は必ずどこかの交差点を共有する．そして，この交差点のグリッドは必ず両方のサブエリアの既存経路に属する．隣接サブエリアリーダに送信する場合，一方のサブエリアリーダは共有交差点のグリッド (以降共有グリッドと呼ぶ) を TargetGridID タグに指定し，Inter-SubAreasFlag を 1 に，Action を BC にして送信する．このパケットは共有グリッドでブロードキャストされ，隣接サブエリアの経路上のノードに受信される．隣接サブエリアの経路上のノードは Inter-SubAreasFlag を確認し，Sender が自身のサブエリアリーダや自身のサブエリア経路上のノードではないことを確認すれば，パケットをサブエリア間通信パケットと判断し，自身のサブエリアリーダに送信する．サブエリアリーダ

がパケットの内容を解析し，それに応じてサブエリア内配送か，他のサブエリアへの転送を決める．これにより，隣接するサブエリア同士が新しい経路を構築しなくても，既存経路を利用するのみで，低いコストでサブエリア間通信を可能にすることができる．

このように隣接するサブエリアのリーダが接続することで，全区域のリーダが同じ仮想ネットワークに接続することになる (図 35)．このネットワークのノードはいずれも固定で，各エリア内の車両は止まらずに移動するが，リーダ間の経路は常に維持されるため，車両の流動性が隠蔽され，仮想的な静的トポロジーを持つネットワークになる．

仮想ネットワーク上でアプリケーションやプロトコルを展開する際，下位の車両の動きを意識しなくても，静的なネットワークと同じ要領で操作することが可能と思われる．例えば，図 35 のエリア A にあるノード u からエリア E にあるノード v に送信する例を考える．u はまず自身のサブエリアのリーダ a にマルチホップ車車間リンクを利用して接続し，a に v の ID を指定したメッセージを送信し，a は v が自身の管理するエリアのノードではないと判断し，隣接エリアリーダ b, c, d に問い合わせメッセージを出す．b, c も自身の管理するノードでないと判断し，さらに隣接エリアリーダの e に送信する．d は a の他に隣接リーダがないため，探索失敗の通知を a に送信する．b, c より問い合わせメッセージを受信した e は自身の管理するノードと判断し，b, c にその旨を通知し，さらに a に到達する．これにより，a は b,c のいずれかのルートを経由して e に u のメッセージを送信し，e はこれを v に配達することで，仮想ネットワークを経由した通信が成立する．

4.4.2 実験と考察

検討したオーバレイネットワークの性能を評価するため，道路形状を考慮しないサブエリア分割方法と比較実験を行った．比較対象は，地理空間を一辺 400m の正方形で分割するメッシュトポロジである．道路地図は道路交通流シミュレータ NESTREAM を利用して作った．約 1000m x 1000m 四方のマップであり，車両ノード数は 300 である．無線距離を 200m とし，グリッドサイズは　70m とする．また，建築物などの電波障害物を想定し，道路 ID の異なる 2 ノード間では，どちらかの車両 2 つの道路に共有される交差点から 30m 以内に存在する場合のみ通信を

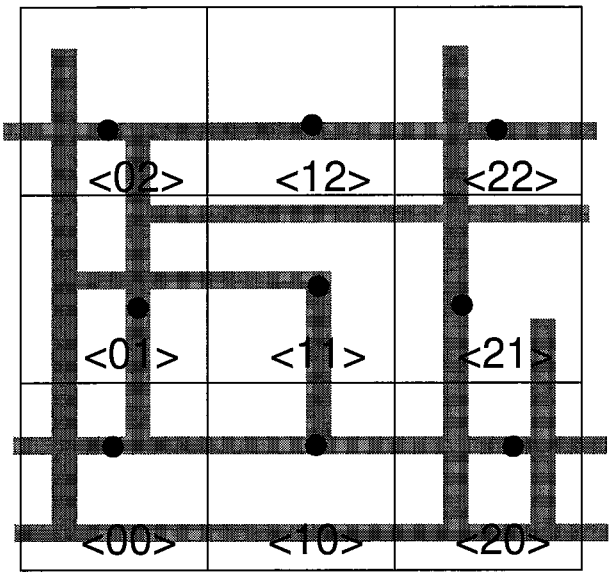


図 36: 正方形サブエリア分割例

可能にする．シミュレーション時間は 300 秒である．

比較対象の正方形分割 (図 36) は地理空間を一辺 400m の正方形で合計 9 エリアに分割している．これに対し，提案手法のトポロジ (図 37) は道路ごとにエリアを分割し，合計 10 エリアに分割している．サブエリアリーダの位置は両方とも手動でエリア中心位置の付近に設置した．

各サブエリア内経路の平均生存時間　サブエリア内の最初に構築した経路の一ヶ所で切断が発生すれば，経路が切断すると定義し，構築から切断までの時間を**経路生存時間**と定義する．両者のサブエリア内経路の平均生存時間の 10 回平均値を比較した結果，提案手法の平均経路生存時間は正方形分割より 34%長いことが分かった．正方形分割の各サブエリアに右左折交差点が多く，経路生存時間が低く，経路切断が頻繁に発生することが原因と考えられる．これに対し，提案手法は一道路を 1 つのサブエリアとして分割しているため，車両の右左折による切断が少なく，経路生存時間も長い．

各サブエリア内経路の維持コスト　シミュレーションの開始から終了まで，各サブエリア内の経路構築・維持に使用するコントロールメッセージ (RREQ，RREP，RRPR，LEAVE など) の合計を**維持コスト**と定義する．各サブエリア内経路の維持

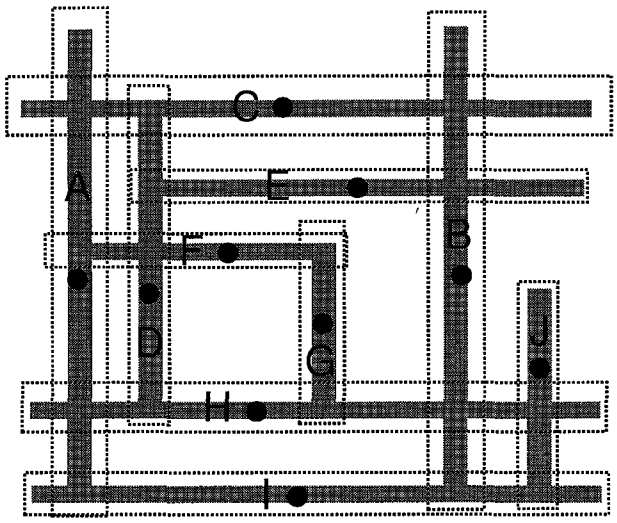


図 37: 提案手法サブエリア分割例

コストの 10 回平均値を比較した結果，提案手法のメッセージ数は正方形分割より約 25%少ないことが分かった．提案手法の経路生存時間が長いため，経路切断回数が少なく，累積維持コストも低い．正方形分割の切断回数が多いサブエリアでは，経路の修復も頻繁に行わなければならないため，経路維持コストは高い．

全区域配信到達率　ある送信者から全区域に対しメッセージを配信し，そのメッセージを受け取ったノード数が全ノード数に占める比率を**全区域配信到達率**とする．これを測定するため，それぞれ正方形分割の $< 11 >$，提案手法の G サブエリアから全区域に対し 300 秒連続したデータを配信し，全区域配信到達率を測定した．図 38 では，正方形分割平均 65%より，提案手法は到達率が 70%から 90%の域で比較的安定している．

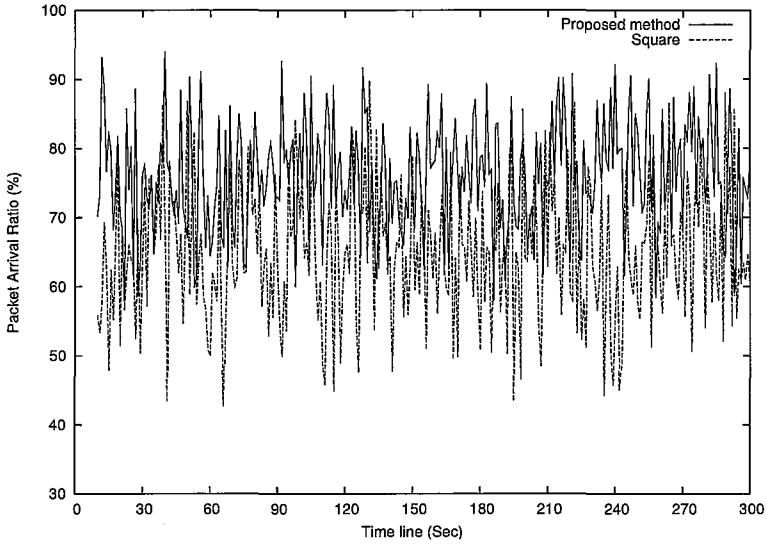


図 38: 全区域配信到達率

4.5 結言

本研究では，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．

さらに，GVGrid を利用し，VANET の流動性を隠蔽し，その上位に安定して存在する静的なオーバレイネットワークを構築する手法も検討している．道路形状を考慮しないサブエリア分割手法と比較実験を行い，提案手法の有効性を確認した．固定インフラの通信範囲を延長する意味合いで路側機をいわゆるオーバレイノードとしたが，路側機だけでなく，相応の機器を搭載した移動車両でもオーバレイノードになることも想定しており，多様なアプリケーションに対応できるように発展していきたいと考えている．

GVGrid に関する実験のデータは 1 対 1 のシミュレーションの結果で，同時に複数の経路が存在する際の干渉に関する実験は行っていないが，パケットの衝突が発生し，通信品質が低下することが予想される．どの程度の影響があるかについ

て，今後実験を行って検証していきたいと思う．

5 あとがき

本研究によって得られた成果をまとめる．

本研究では，MANET用のルーティングプロトコルCHRを提案した．CHRの各ノードは，自身と遭遇ノードを連鎖させるノード列を維持する．これにより，発信者が目的ノードと遭遇済みであれば，そこへ経路を指定するノード列の情報を利用できる．発信者が指定した経路の連続したノードが互いに離れていても，それらのノードが持つノード列の情報によって補完できる．これらの特徴によって，1つのRREQメッセージによって経路を発見できる可能性が増え，経路発見のオーバーヘッドが削減できることをシミュレーション実験を通して示した．

現在の仕様では，エントリの有効期限，ビーコンの間隔，コントロールメッセージの遅延制御，緊急時のフラッディング範囲，などのプロトコルの性能に影響を与える変数をあらかじめ設定している．しかし当然ながらこれらは，プロトコルが展開される環境下での移動性や通信パターンによって最適値が異なる．経験的にある程度適した値をあらかじめ設定している本論文での実験方法では，その意味で良い結果が得られると予想される一方で，厳密に最適値を設定していないため，よりよい結果が出る可能性を残している．これらの最適値を周囲のノード数や，通信料，トポロジ変化の激しさ，などのデータから動的な決定することができれば，このプロトコルはさに実用的なものとなると考えられる．

CHRの課題は，構築経路が最短経路と比較して長くなってしまうことである．これに関して現実的には通信性能の低下などが予想されるが，今後さらに検証される必要がある．

将来的には，このルーティングプロトコルを利用したオンラインナビゲーションシステムを実装しようと考えている．このプロトコルはとても単純なために，実装しやすい，各ノードに少量の情報しか必要としない，接続情報以外の情報も一切必要ないといった特徴があり，それゆえに小さな携帯型デバイスの上でも実装できると考えられる．

また，位置情報を用いた車車間ルーティングプロトコル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，経路を構築する際，車両が大きい道路に集中しやすく，少々遠回りでも右左折数の少ない経路を選択しやす

いといった特性から，車両の流れが予想される道路経路に通信経路を構築し，相対速度の小さい車両ノード間のリンクの切断率を抑制させることで，経路全体の切断率を低下させる．また，道路経路の形状を記憶することで，経路切断時の修復処理のオーバーヘッドを削減する．既存手法GPCR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．

さらに，GVGridを利用し，VANETの流動性を隠蔽し，その上位に安定して存在する静的なオーバレイネットワークを構築する手法も提案した．シミュレーション実験により提案手法の有効性を確認した．オーバレイネットワークの設計はまだ初歩的な段階で，今後に解決する課題として，分割したサブエリア形状，ホップ数の通信安定性への影響の検討，宛先車両のアドレッシング，多様なサブエリア分割案や関連手法との比較実験が必要と考えられる．

GVGridの車両の移動特性を考慮することが予想以上に経路の生存時間を向上させることがわかったため，オーバレイネットワークにおける更なる応用を目指し，複数地点間で経路を効率よく構築するプロトコル（複数地点間対応GVGrid）を考えて行きたい．例えば近接する複数の情報ステーション間で経路を構築することで，取得した通過車両情報などの交通情報共有が可能となり，高度なITSサービスへの応用が期待でき，車両間ナビゲーション情報の共有，路面情報の伝達による安全運転支援などへの応用が期待できる．

謝辞

本研究を行うにあたり，理解あるご指導を賜り，常に励まして頂きました谷口健一 名誉教授，楠本真二 教授に心から感謝申し上げます．

本研究をまとめるにあたり，有益なご助言を与えてくださいました大阪大学大学院情報科学研究科情報ネットワーク学専攻 東野輝夫 教授，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 増澤利光 教授に深謝申し上げます．

本研究をすすめるにあたり，適切なご助言をいただきました大阪だ学大学院情報科学研究科コンピュータサイエンス専攻 岡野浩三 准教授に深く感謝申し上げます．

本研究の全過程を通じ，的確かつ丁寧なご指導とご助言をいただきました大阪大学大学院情報科学研究科ネットワーク専攻 山口弘純 准教授に深く感謝申し上げます．

本研究をすすめるにあたり，適切なご助言をいただきました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 肥後芳樹 助教に深く感謝申し上げます．

本学基礎工学部および大学院情報科学研究科に在籍中，講義，演習，実験等を通じてご指導いただきました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 井上克郎 教授，萩原兼一 教授，大阪大学大学院情報科学研究科情報ネットワーク学専攻 宮原秀夫 教授，今瀬真 教授，大阪大学大学院情報科学研究科情報システム工学専攻 今井正治 教授，菊野亨 教授，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 藤原融 教授，大阪大学大学院情報科学研究科バイオ情報工学専攻 松田秀雄教授，柏原敏伸 教授にお礼申し上げます．

常日頃よりご討論頂いた楠本研究室の皆様に心より感謝致します．

なお，本研究の一部は独立行政法人日本学術振興会科学研究費補助金 (特別研究員奨励費，課題番号：工学 1618) により行われたものである．ここに記してお礼申し上げる．

参考文献

[1] D. B Johnson and D. A. Maltz. Dynamic source routing in ad hoc wireless networks. *Mobile Computing*, 353, 1996.

[2] S. Corson and J. Macker. *Mobile Ad hoc Networking (MANET): Routing Protocol Performance Issues and Evaluation Considerations*, 1999. RFC 2501.

[3] J. Broch, D.A. Maltz, D.B. Johnson, Y.-C. Hu, and J. Jetcheva. A performance comparison of multi-hop wireless ad hoc network routing protocols. In *Proc. of Mobicom*, pages 85–97, 1998.

[4] S.-Y. Ni, Y.-C. Tseng, Y.-S. Chen, and J.-P. Sheu. The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network. In *Proc. of Mobicom*, pages 151–162, 1999.

[5] V.D. Park and M.S. Corson. A highly adaptive distributed routing algorithm for mobile wireless networks. In *Proc. of IEEE Infocom*, 1997.

[6] P. Johansson, T. Larsson, N. Hedman, B. Mielczarek, and M. Degermark. Scenario-based performance analysis of routing protocols for mobile ad-hoc networks. In *Proc. of Mobicom*, pages 195–206, 1999.

[7] F. Bai, N. Sadagopan, and A. Helmy. The IMPORTANT framework for analyzing the impact of mobility on performance of routing for ad hoc networks. *AdHoc Networks Journal*, pages 383–403, November 2003.

[8] X. Hong, T.J. Kwon, M. Gerla, D. L. Gu, and G. Pei. A mobility framework for ad hoc wireless networks. In *Proc. of the ACM 2nd Int. Conf. on Mobile Data Management (MDM2001) (LNCS Vol.1987)*, pages 185–196, 2001.

[9] K. Maeda, K. Sato, K. Konishi, A. Yamasaki, A. Uchiyama, H. Yamaguchi, K. Yasumoto, and T. Higashino. Getting urban pedestrian flow from simple observation: Realistic mobility generation in wireless network simulation. In *Proc. of ACM/IEEE MSWiM2005*, pages 151–158, 2005.

[10] S. Lee and C. Kim. Neighbor supporting ad hoc multicast routing protocol. In *Proc. of ACM Mobihoc*, pages 37–44, 2000.

[11] Q. Li and D. Rus. Sending messages to mobile users in disconnected ad-hoc wireless networks. In *Proc. of Mobicom*, pages 44–55, 2000.

[12] D. Niculescu and B. Nath. Trajectory based forwarding and its applications. In *Proc. of Mobicom*, 2003.

[13] T. Imielinski and J.C. Navas. GPS-based geographic addressing, routing, and resource discovery. *Communications of the ACM*, pages 86–92, 1999.

[14] M. Mauve, J. Widmer, and H. Hartenstein. A survey on position-based routing in mobile ad hoc networks. *IEEE Network Magazine*, 15(6):30–39, 2001.

[15] I. Stojmenovic. Position based routing in ad hoc wireless networks. *IEEE Communications Magazine*, 40(7):128–134, 2002.

[16] J. C. Navas and T. Imielinski. Geocast - geographic addressing and routing. In *Proc. of Mobicom*, pages 66–76, 1997.

[17] S. Basagni, I. Chlamtac, V.R. Syrotiuk, and B.A. Woodward. A distance routing effect algorithm for mobility (DREAM). In *Proc. of Mobicom*, pages 76–84, 1998.

[18] S. Basagni, I. Chlamtac, and V. R. Syrotiuk. Location aware, dependable multicast for mobile ad hoc networks. *Computer Networks*, 36(5–6):659–670, 2002.

[19] I. Stojmenovic, A.P. Ruhil, and D.K. Lobiyal. Voronoi diagram and convex hull based geocasting and routing in wireless networks. In *Proc. of IEEE Symp. on Computers and Communications (ISCC)*, pages 51–56, 2003.

[20] X. Lin and I. Stojmenovic. Location-based localized alternate, disjoint and multipath routing algorithms for wireless networks. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, 63(1):22–32, 2003.

[21] Y.-B. Ko and N. H. Vaidya. Location-aided routing (LAR) in mobile ad hoc networks. In *Proc. of Mobicom*, pages 66–75, 1998.

[22] Y.-B. Ko and N. H. Vaidya. Flooding-based geocasting protocols for mobile ad hoc networks. *Mobile Networks and Applications*, pages 471–480, 2002.

[23] Y.-B. Ko and N. H. Vaidya. GeoTORA: A protocol for geocasting in mobile ad hoc networks. In *Proc. of IEEE ICNP*, pages 240–250, 2000.

[24] Y.-B. Ko and N. H. Vaidya. Anycasting-based protocol for geocast service in mobile ad hoc networks. *Computer Networks*, pages 743–760, 2003.

[25] F. Durr and K. Rothermel. On a location model for fine-grained geocast. *Proc. of Ubicomp (LNCS 2864)*, pages 18–35, 2003.

[26] F. Bai and A. Helmy. Impact of mobility on mobility-assisted information diffusion (MAID) protocols. Technical report, USC, 2005.

[27] B.-N. Cheng, M. Yuksel, and S. Kalyanaraman. Orthogonal rendezvous routing protocol for wireless mesh networks. In *14th Int. Conf on Network Protocols (ICNP2006)*, pages 106–115, 2006.

[28] M. R. Pearlman and Z. J. Haas. Determining the optimal configuration for the zone routing protocol. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 17(8), 1999.

[29] G. Korkmaz, E. Ekici, F. Ozguner, and U. Ozguner. Urban multi-hop broadcast protocol for inter-vehicle communication systems. In *Proc. of the 1st ACM Workshop on Vehicular Ad Hoc Networks (VANET 2004)*, pages 76–85, 2004.

[30] L. Briesemeister and G. Hommel. Role-based multicast in highly mobile but sparsely connected ad hoc networks. In *Proc. of ACM Mobihoc*, pages 45–50, 2000.

[31] H. Wu, R. Fujimoto, and G. Riley. Analytical models for information propagation in vehicle-to-vehicle networks. In *Proc. of IEEE VTC*, fall 2004.

[32] R. Morris, J. Jannoti, F. Kaashoek, J. Li, and D. De-couto. CarNet: A scalable ad hoc wireless network system. In *Proc. of SIGOPS European Work-shop*, 2000.

[33] C. Lochert, M. Mauve, H. Fusler, and H. Hartenstein. Geographic routing in city scenarios. *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review*, pages 69–72, 2005.

[34] B. Karp and H. T. Kung. GPSR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In *Proc. of Mobicom*, pages 243–254, 2000.

[35] N. Bulusu, J. Heidemann, and D. Estrin. GPS-less low cost outdoor localization for very small devices. *IEEE Personal Communications Magazine*, 7(5):28–34, 2000.

[36] MobiREAL web page. `http://www.mobireal.net`.

[37] G. F. Riley. The Georgia Tech network simulator. In *Proc. of the ACM SIGCOMM Workshop on Models, Methods and Tools for Reproducible Network Research*, pages 5 – 12, 2003.

[38] W.-H. Liao, Y.-C. Tseng, K.-L. Lo, and J.-P. Sheu. Geogrid: A geocasting protocol for mobile ad hoc networks based on grid. *Journal of Internet Technology*, 1(2):23–32, 2000.

[39] C.-Y. Chang, C.-T Chang, and S.-C. Tu. Obstacle-free geocasting protocols for single/multi-destination short message services in ad hoc networks. *Wireless Networks*, 9(2):143–155, 2003.

[40] B. An and S. Papavassiliou. Geomulticast: architectures and protocols for mobile ad hoc wireless networks. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, 63(2):182–195, 2003.

[41] J. Boleng, T. Camp, and V. Tolety. Mesh-based geocast routing protocols in an ad hoc network. In *IEEE Int. Parallel and Distributed Processing Symposium (IPDPS)*, pages 184–193, 2001.

[42] J.L. Sobrinho and A.S. Krisnakumar. Distributed multiple access procedures to provide voice communications over IEEE 802.11 wireless networks. In *Proc. of IEEE GLOBECOM*, pages 1689–1694, 1996.

[43] E. Teramoto, M. Baba, H. Mori, H. Kitaoka, I. Tanahashi, and Y. Nishimura et. al. Prediction of conditions for the Nagano Olympic Winter Games using traffic simulator NETSTREAM. In *Proc. of 5th World Congress on Intelligent Transport Systems*, pages 1801–1806, 1998.