

現実的モビリティを考慮した災害時における情報収集法

浦部 弘章[†] 内山 彰[†] 梅津 高朗[†] 東野 輝夫[†] 田坂 和之[‡]

[†] 大阪大学大学院情報科学研究科

[‡] KDDI研究所コビキタスネットワークグループ

本稿では、現実的なモビリティを考慮した災害時における情報収集手法を提案する。提案手法では、災害領域をグリッドに区切り、各端末の情報を指定されたグリッド（ホームグリッド）内に保持させる。保持された情報は、端末がホームグリッドにクエリを送信することで参照する。一般に、被災地における端末密度は均一と仮定できないため、通常のマルチホップ通信では遠方グリッドに到達しにくい。そのため、提案手法における通信プロトコルでは、中継端末がマルチホップ通信でホームグリッドにデータを転送できない場合、次の転送端末と遭遇するまで一時的に保持し、再送する方式を用いる。また、最短経路で伝搬不可能な場合は自動的に迂回する。提案手法をシミュレータ MobiREAL を用いて現実的な被災環境にを設定して評価を行い、その有用性を評価した。

Realistic Mobility Aware Information Gathering in Disasters

Hiroaki Urabe[†], Akira Uchiyama[†], Takaaki Umedu[†], Teruo Higashino[†]
and Kazuyuki Tasaka[‡]

[†] Graduate School of Info. Sci. & Tech., Osaka Univ., Japan

[‡] Ubiquitous Networking Laboratory, KDDI R&D Laboratories Inc.

In this paper, we propose a method for realistic mobility aware information gathering in disaster areas. In the proposed method, a disaster area is divided into grids, and each node's personal information is held in its home grids, and it can be referred by sending a query to mobile nodes in the home grids. In general, since node density is not uniform in real disaster areas, multi-hop communication cannot reach distant grids. In the proposed protocol, if intermediate nodes cannot relay personal information to its home grids by multi-hop communication, they hold it until they meet preceding nodes and re-transmit it as proxies. If a shortest path routing is not available, a detour is autonomously found. We have evaluated the proposed method under realistic disaster environments using our network simulator MobiREAL, and shown that it can work well.

1 はじめに

IT技術の発展と共に、情報収集システムは地震や大規模テロのような予測不可能な災害による被災者救助のための重要な役割を担うようになっていく。災害が発生した場合、人々は家族や知人の安否に関する情報を得ようとする。そのような安否情報取得の方法として、現状では携帯電話の災害伝言ダイヤルサービスのような固定インフラを介した緊急時メッセージサービスが提供されている。しかし、大勢の人が同時にシステムを利用した場合に輻輳が発生し、システムが機能しなくなる可能性がある。また、電源供給が断たれたり、基地局が破壊されたりした場合には、ほとんどの固定ネットワークインフラが利用できなくなる。その一方で、モバイルアドホックネットワーク (MANET) は各通信端末の間で自律的にネットワークを構築するため、固定ネットワークインフラを必要としない。近年、無線 LAN 機能と GPS 受信機を持ったモバイル端末が開発されつつあり、将来的には一般に普及すると考えられる。そのような端末をユーザが携帯することで、災害時に MANET を構築し、被災地にいる人々の間で安否情報などを固定インフラを介

せずに交換できる。しかし、MANET では端末が移動することによってネットワークトポロジが変化し、端末の密度分布が地域・時間によって異なる。一般に、端末の密度が十分高い場合には、無線範囲内に一定数以上の端末が存在する確率が高くなり、情報伝搬が高い確率で成功するが、端末数が少ない場合には、情報伝搬が成功する確率は低くなる。端末の密度分布は端末の移動パターン (モビリティ) の影響を大きく受けるため、MANET における通信プロトコルやシステムを設計する場合には、モビリティを考慮する必要がある。そこで本稿では、被災者のモビリティを考慮した災害時における情報収集法を提案する。

既存研究 [1, 2, 3] により、MANET ではユーザのモビリティがプロトコルやアプリケーションの性能に大きく影響することが知られている。そのため、情報伝搬プロトコルの設計・利用には、端末のモビリティを十分に考慮する必要がある。これまでに、MANET やセンサネットワークにおける様々な情報伝搬のための通信プロトコルが提案されているが、それらの多くはランダムモビリティモデルに基づいた性能評価が行われている。一般的にランダムモビリティにおける端末分布は均一であ

るため、2、3 ホップのアドホック通信が成功する状況であれば、それ以上のマルチホップ通信の成功確率も同様に高くなる。しかし、被災地における端末分布は均一でなく、マルチホップ通信や単純なフラディングでは、情報を遠方まで届けられない可能性が大きい。また、被災地では、道路が火災や建造物の倒壊などにより通行不能となる可能性があるため、そのような道路を迂回して情報を伝搬することも必要とされる。

本稿では、不均一な端末分布を再現するため、RSD (*Random Street Decision*) [1] と TSI (*Temporary Stop at Intersection*) モデルに基づくモビリティ RSD/TSI モデルを考案した。RSD/TSI モデルでは、端末分布が不均一となり、ネットワークの切断が起こりやすくなっている。これは、ランドマーク付近や交差点などの特定箇所で一時的に立ち止まることによる一時的な歩行流の切断を再現したためである。マルチホップ通信の成功率を RSD/TSI モデルと RSD モデルと比較したところ、RSD/TSI モデルは RSD モデルより低い結果となった。さらに災害時には、被災道路や人が近づけない地域が存在するため、被災地におけるマルチホップ通信の成功率はより悪化すると考えられる。

したがって、提案手法では、ネットワーク切断によるパケットロス回避のための Store & Forward 方式と、端末の存在しない通信不可能な領域を迂回するための CLA [4] プロトコルとを組み合わせる情報伝搬プロトコル CLA/SF として利用する。CLA/SF では、自端末がパケットを転送する前より目的地に近い端末がパケットを中継したことを検知した場合、そのパケットは転送しない。逆に、自端末より目的地に近い端末からパケットを受信しない限り、定期的にそのパケットの中継を続ける。このようにして、転送途中での一時的なネットワーク切断によるパケットロスを避ける。さらに、端末の存在しない通信不可能な領域に到達した場合には、自律的に迂回を開始する。

本稿では、CLA/SF を用いた災害時における情報収集手法を提案する。提案手法の概要を図 1 に示す。提案手法では、被災地を 200m×200m のサイズのグリッドに分割し、被災地内の被災者は自身の個人情報をホームグリッドに送信する (図 1 (a))。このプロセスを登録プロセスと呼ぶ。ホームグリッド内に伝搬された情報はホームグリッド内に存在する端末によって保持される。家族や知人は、登録された情報を得るためのクエリをそのホームグリッドに送信する (図 1 (b))。このプロセスを参照プロセスと呼ぶ。各ホームグリッドの位置は、予め定義されたハッシュ関数を使って端末 ID から計算されるため、各ユーザは他ユーザのホームグリッドを知ることができる。ホームグリッドで情報を持つ端末は、クエリの送信元に対して要求された情報を返信する (図 1 (c))。このプロセスを返信プロセスと呼ぶ。

災害規模が大きい場合、グリッド内部が火事や建物の倒壊などによって被災する可能性があるため、複数のグリッドを各被災者のホームグリッドとして定義する。阪神淡路大震災のような大規模な災害であった場合、2、3 の隣接グリッドが被災する可能性がある。そこで、ホームグリッドの全ての領域が完全に被災することを防ぐため、4 つの隣接グリッドをホームグリッドとする。そのホームグリッドの内の 1 つをプライマリグリッドとし、残りをセカンダリグリッドとする。プライマリグリッド内の端末は登録プロセスでホームグリッドへ送信されて

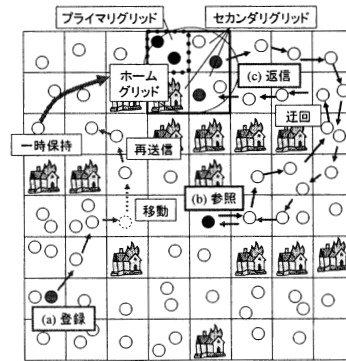


図 1: 提案手法の概要

きた情報を確率 1 で保持し、セカンダリグリッド内の端末は予め定義された確率 p で保持する。

設計した災害時のモビリティ RSD/TSI モデルの下で CLA/SF、及びそれを用いた提案手法を評価するため、モバイルアドホックネットワークシミュレータ *MobiREAL* [5, 6, 3] を利用して RSD/TSI モデルを再現した。*MobiREAL* では、端末のモビリティを記述可能であり、記述したモビリティに基づいた MANET プロトコルやアプリケーションのネットワーク性能評価が可能である。また、ネットワーク通信のシミュレーションを既存ネットワークシミュレータと連携させることができる。シミュレーション実験では、ユーザからのクエリに対する返信の取得割合を参照率と定義し、評価基準とした。実験の結果、災害時のモビリティにおいて Store & Forward を用いたプロトコルは、それを用いない場合に比べて高い参照率を示した。また、CLA/SF を用いた提案手法について、通信不可能な被災領域を変えて実験した結果、マップ全体の 32% が被災した場合にも、提案手法により 70% 以上の参照率を維持できることが分かった。

2 関連研究

2.1 通信プロトコル

近年、様々な MANET における通信プロトコルが提案されている。一般的なマルチホップルーティングプロトコルは、エンドホスト間の接続を確立し通信を行う。実際に通信するまでに、その接続確立のための通信オーバーヘッドがかかるが、MANET では端末の移動によりトポロジの変化が激しいため、頻りに接続を再確立する必要があり、通信オーバーヘッドが大きくなりやすい。

一方、Geocast [7] や GPSR [8] のような GPS (Global Positioning System) を用いた地理情報に基づくプロトコルの多くは接続を確立しないため、通信オーバーヘッドが小さい。そのため、モバイル環境において頻発するトポロジ変化に対応しやすく、多くの MANET アプリケーションやシステムに利用されている。本研究でも通信オーバーヘッドを低減するため、提案プロトコルに Geocast を利用している。

一般的に、Geocast は、Flooding 方式、No Flooding 方式、Directed Flooding 方式の 3 種類に分けられる [9]。

Flooding 方式では、データを転送する領域を制限しないため、必要でない方向へ転送されたり、端末密度が高い場合には、ブロードキャストストーム [10] を引き起したりして、無駄な通信が多く非効率である。GeoTORA [11] のような No Flooding 方式では、指定地域まではユニキャスト/マルチキャストルーティングプロトコルを利用し、指定地域内でフラッディングを行う。LBM [12] や GeoGRID [13] のような Directed Flooding 方式では、forwarding zone と geocast region を指定する。転送データは forwarding zone 内で伝搬され、geocast region 内でフラッディングされる。基本的に、これらの Geocast に基づく通信プロトコルは伝搬率が高いが、フラッディングベースであるため転送データが多くなる傾向にある。その一方で、GPSR のようなユニキャストルーティングプロトコルは、次転送端末を送信側が選出して中継していくため、総転送データ量を低減できるが、選出した端末の移動や電波減衰の影響によってデータの転送成功率は低くなる。

このような Geocast や地理的ルーティングプロトコルは、固定センサネットワークや端末密度が均一なランダムモビリティモデルに基づく MANET 上では上手く動作すると考えられる。しかし、もし経路上に障害物があり、その周辺に端末が存在しない場合、それらのプロトコルはデータを伝搬できない可能性がある。そのようなデータ伝搬の失敗を防ぐため、Geocast に基づく障害物回避プロトコル [14] や CLA [4] と呼ばれるコネクションを確立しないフラッディングベースのプロトコルが提案されている。それらのプロトコルは、経路上に障害物があるとき、自律的に障害物に沿って別の経路で伝搬する。

これまで挙げてきたプロトコルは、ネットワーク全体が分断されていないことを仮定している。これに対して、[15, 16] では、分断されたネットワークにおいて情報を伝搬するため、Message ferrying という手法を提案している。Message ferrying では、*ferry nodes* と呼ばれる特定の端末が特定のルートを巡回する。他の端末は *ferry node* が近づいたとき、*ferry node* にデータを送信する。*ferry node* は受信データを保持し、目的のもしくはその付近まで運ぶ。Message ferrying は端末の通信量を低減し、完全に分断されたネットワークに対しても *ferry node* を介して情報を伝搬させることができる。災害時には分断されたネットワークが多数存在することも考えられるため、この手法は有効である。しかし、*ferry node* が巡回するルートを予め設定しておくため、被災状況による巡回ルートの変更に対応できない場合があり、単純にこの手法を利用できない面もある。

2.2 分散データストレージ

提案手法では、被災者情報を被災地に存在する端末で分散して保持する。このような分散データストレージには様々な手法が提案されている。GHT [17] はデータを保持する場所の座標点とデータ ID とを対応させるハッシュ関数を用いて、その座標点に最も近い端末がそのデータを保持するサーバ端末として選ばれる。サーバ端末へのアクセスには地理的ルーティングプロトコル GPSR を利用する。基本的に GHT は静的なセンサネットワークを想定している。[18] では、GHT を MANET でも動作するように拡張し、サーバ端末の探索のための GPSR ベースのルーティングプロトコルとサーバ端末の位置を

周辺に知らせる機能が追加されている。文献 [19] では、マップをセルに分割し、データをセルに対応させるために専用のハッシュ関数が用いられる。もしセルに端末が存在しない場合は、ハッシュ関数を用いて別のセルを選択する。これらの手法もネットワークが接続されている状態で安定している場合には、情報伝搬が高確率で成功し、十分な性能を発揮する。

その一方で、センサネットワークにおける情報ストレージと検索のための手法 [20] が提案されている。この手法はセンサノードの位置情報を利用せず、前もってセンサネットワークのトポロジ情報を収集する。ルーティングプロトコルとしては GLIDER [21] を利用する。GLIDER は前もってアドホックネットワークのトポロジ情報を収集するため、多数の障害物が存在しても情報伝搬が可能である。しかし、MANET 環境では端末の移動によりネットワークトポロジが常に変化するため、トポロジ情報の収集は高コストである。

3 災害時のモビリティ

3.1 情報伝搬におけるモビリティの影響

無線通信では、端末同士がお互いの通信範囲内にいなければ通信できないため、MANET 環境では端末の移動により通信に失敗する確率が高くなる。さらに、移動速度が速い場合や端末密度が低い場合には、通信成功率がより低下する。情報伝搬はバケツリレーのように繰り返し通信を行うため、通信の成功に影響を与える端末のモビリティは重要である。文献 [1] では、モビリティがネットワークの接続性に影響を与えるため通信プロトコルの性能が変化する例が述べられている。したがって、モビリティが異なればそのモビリティに適する通信プロトコルも異なるため、モビリティに適した通信プロトコルを考える必要があるといえる。

既存の MANET 通信プロトコルの多くは、ランダムモビリティを対象としているが、ランダムモビリティの端末分布は均一であるのに対し、現実のモビリティの端末分布は均一でない。図 2 では、(a) RSD (Random Street Decision) モデル [1] と呼ばれる道路上をランダムで移動するモデル、(b) UPF (Urban Pedestrian Flows) モデル [6] と呼ばれる現実的モビリティモデルの 2 つのモビリティモデルを示している。これらの図中の端末数は同じである。図 2 (a) の RSD モデルでは、位置に依存せず端末分布は一定である。一方、図 2 (b) の UPF モデルは、大阪の繁華街における密度の実際の観測値から生成されている。文献 [6] によると、UPF モデルは実際の観測値からモビリティを生成するため、UPF の歩行流と実際の観測値との誤差はこの場合 10%以下になる。UPF モデルでは、道や場所に依存して端末分布が異なり、常に変化する様子を再現している。(a) と (b) を見比べると、(b) では道路によって端末数に偏りがあり、(a) ではどの道路もほぼ同じになっている。これは、実際の道路では、通行量が多い道路とそうでない道路があるためである。したがって、モビリティがネットワークの接続性に影響を及ぼすことを考慮すると、より現実的なモビリティで評価するためには (b) のようなモビリティを用いる必要がある。そこで、本研究では、災害時におけるモビリティを考え、そのモビリティの下で提案手法を評価することにより、実際の被災地においても有効であることを示す。

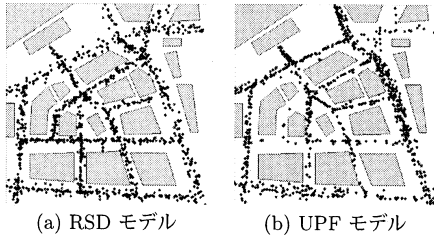


図 2: 繁華街の端末分布

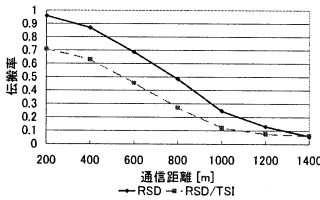


図 3: Data Propagation Distance

3.2 災害時のモビリティの考察と設計

災害による建造物の倒壊や地割れ等が考えられる被災地では、端末を持つ被災者が均一に分布しているとは考えにくい。さらに、人は基本的に道路上を移動するが、被災地には通行できない道路が多数存在すると考えられる。そのため、被災地全体で見ると人の分布は不均一になりやすい。また、被災者が歩行を止める場合も考慮する必要がある。実際には、ランドマークや交差点等で情報収集のため、立ち止まることも十分に考えられる。これにより、歩行流は途切れやすくなり、ネットワークの切断が起こりやすくなる。

以上の点を考慮し、RSD (Random Street Decision) モデルに基づく災害時のモビリティ RSD/TSI モデルを設計した。RSD モデルでは、各交差点で全ての端末が移動方向を決定する。ただし、移動してきた方向へは移動しない。RSD/TSI モデルは、RSD に交差点で端末が一定時間停止するモデル TSI (Temporary Stop at Intersection) を組み合わせたものである。

シミュレーション実験によって、RSD/TSI モデルと RSD モデルにおける通信プロトコルの性能を比較した。図 3 では、2 種類のモビリティにおける DSR (Dynamic Source Routing) プロトコル [22] を用いた場合の通信距離と伝搬率との関係を示している。このシミュレーションでは、電波範囲は 100m である。評価結果より、距離 800m において、RSD モデルにおける伝搬率は 50% であることがわかる。しかし、RSD/TSI モデルでは距離 500m で 50% 以下になっている。さらに、RSD/TSI モデルの伝搬率は RSD モデルよりも最大で 30% 程度低くなっている。このように、RSD/TSI モデルは RSD モデルに比べて通信成功率が低くなり、DSR の性能が落ちることがわかる。これは、端末密度が均一分布である RSD モデルでは DSR は経路を維持しやすいが、分布が不均一な RSD/TSI モデルでは経路が分断されやすく通信成功率が下がるためである。

4 災害時のモビリティに対応した通信プロトコル

4.1 ネットワーク切断によるパケットロス抑制プロトコル

3.2 節で設計したモビリティ RSD/TSI モデルに対応した通信プロトコル CLA/SF について説明する。RSD/TSI モデルでは、端末の分布が不均一であるためネットワーク切断が起こりやすい。しかし、ネットワークは完全に分断されておらず、一時的な切断であることが多く、時間が経過すればまた接続される。このことに注目して、提案手法で用いるプロトコルではネットワーク切断が起きたときのパケットロスを避けるため、一定時間保持 (Store) して再送 (Forward) することで伝搬を継続する Store & Forward を利用する。

また、被災地には倒壊した建造物が障害物となったり、地割れや火災などで人が存在しない場所が存在する。そういった場所は通信不可能な領域となるため、迂回する必要がある。そこで、迂回を考慮したプロトコル CLA (ConnectionLess Approach) を利用し、Store & Forward (SF) と組み合わせた CLA/SF を提案手法の通信プロトコルとする。

Store & Forward : 通信プロトコルで利用する Store & Forward 方式の詳細について説明する。ここでは、全てのモバイル端末が双方無線通信機能を持つと仮定する。端末 i がパケット d を転送したとき、TempBuf と呼ばれるバッファに d を追加する。 d が TempBuf に追加されたとき、 d のタイマがカウントを開始し、タイムアウト値は Δt にセットされる。このタイムアウト値 Δt が再送間隔となる。タイマが Δt に達した場合、端末 i は d を再送する。完全に分断されたネットワーク間で通信しようとしている場合には再送が無駄になるため、最大再送回数を設けてその値を MAX_RETRY とする。端末 i が他の端末から d を受信した場合、および d の再送回数が MAX_RETRY に達した場合は、端末 i は d を TempBuf から削除し、再送を止める。

しかし、端末 i が端末 j に d を転送し、 j が d を転送するとき、伝搬方向に中継端末が存在しない場合には、 j は時間 Δt 経過する度に再送する。このとき、 j の最初の転送を i は受信できるため、 i の TempBuf 内の d が削除され、 j からの再送により i が再度 d を受信してしまう。このようにして、転送ループや伝搬の逆行が発生する可能性がある。

そこで、転送履歴を用いることにより、次のように転送ループや伝搬の逆行を防ぐ。端末 i がパケット d を転送したとき、TempBuf と同じような HistoryBuf と呼ばれるバッファに d を追加し、その HistoryBuf 内に存在するデータは受信しても転送せず削除する。HistoryBuf 内の各データは T_{THB} 時間後に削除される。 T_{THB} は以下のように定義する。

$$T_{THB} \geq \text{MAX_RETRY} \times \Delta t + \alpha \quad (1)$$

このようにして、隣接端末が間隔 Δt で MAX_RETRY 回パケットを再送しても、ループや逆行が起こらないようにする。式中の α は 1 ホップにかかる遅延時間である。図 4 にこの Store & Forward の擬似コードを示す。

図 5 に情報伝搬例を示す。送信元端末 S がパケット $datas$ を端末 A, B, C を通じて宛先端末 D に伝送すると仮定する。始めに、 S が $datas$ をブロードキャ

```

SendData(data)
Send(data); /* relay */
TempBuf.Add(data);
HistoryBuf.Add(data);
data.count = 0; /* re-transmission count */
SetTimer(data, Δt);
SetTimer(data, Δt) /* execute after Δt */
if data ∈ TempBuf {
/* cannot overhear data transmitted
from other nodes */
if data.count < MAX_RETRY{
Send(data); /* re-transmit */
data.count++;
SetTimer(data, Δt);
} else {
TempBuf.Delete(data); /* give up */
}
}
}
RecvData(data)
/* called when a node received data */
if data ∈ TempBuf {
/* overhear data transmitted before */
TempBuf.Delete(data);
} else if data ∉ HistoryBuf{
/* data is unknown */
SendData(data); /* relay */
}
}

```

図 4: Store & Forward の擬似コード

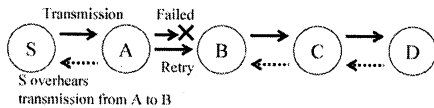


図 5: Store & Forward の例

ストした後、 S はそれをすぐに破棄せずに $TempBuf$ と $HistoryBuf$ に入れる。そして、 A が $data_s$ の受信に成功した場合、 A は $data_s$ を転送するためブロードキャストする。このとき、 S は A から $data_s$ を受信できるので、 S は $data_s$ が次の端末（ここでは端末 A ）に正しく転送されたときのみ、自身の $TempBuf$ から $data_s$ を削除する。 A は $data_s$ をブロードキャストした後、 $data_s$ を同様にして 2 つのバッファに入れる。その後、 Δt の間に $data_s$ が他の端末によって送信されたことを検知できなければ、 A は現時点において伝搬方向に中継端末が存在しないとみなす。これは、図 5 の B と A が互いに通信範囲外にいる場合に起きる。そして A は $data_s$ を再度ブロードキャストする。このとき、 S も $data_s$ の再送パケットを受信するが、 $data_s$ は S の $HistoryBuf$ に記録されているため、破棄される。

CLA プロトコル 提案手法で利用する障害物迂回プロトコル CLA (ConnectionLess Approach) [4] について説明する。CLA では、対象領域を正方形グリッドに分割する。そして、各端末において、データ伝搬要求が発生すると、伝搬経路が計算される。この経路は送信元から目的地への線分上に存在するグリッドで構成され、グリッドパスと呼ばれる。このグリッドパス上に存在する端末のみがデータを転送するため、転送データ数は単純なフラッシングに比べて大幅に低減される。

各端末は定期的に周辺状況を確認し、グリッドパス上にパケットを転送できる端末が存在しない場合、*HELP FORWARD* と呼ばれるパケットをブロードキャストす

る。*HELP FORWARD* パケットは、通常のデータパケットに *HELP* フラグを追加したものであり、そのフラグによってグリッドパスでは伝搬できないことを知らせる。グリッドパス外に位置する端末が *HELP FORWARD* を受信した場合、自身の位置とそのパケットの目的地から計算される遅延時間の経過後、それをブロードキャストする。遅延時間を計算する関数は *HELP FORWARD* の送信者から遠く、目的地に近いほど遅延が短くなるように定義されている。もし、ブロードキャスト前に再度 *HELP FORWARD* を受信した場合、および *HELP FORWARD* の元となるデータパケットを受信した場合は、その端末は受信パケットを削除し、ブロードキャストを中止する。

CLA では、データは障害物に到達するまでグリッドパス上で転送され、障害物に到達するとその障害物に沿って伝搬される。CLA を利用することで、通信不可能な領域の存在する被災地でも情報伝搬を行うことができる。

5 災害時における情報収集法

提案する情報収集法では、ユーザが無線 LAN 機能と GPS 受信機を搭載したモバイル端末を持ち、端末同士によるアドホック通信により登録や参照を行うと仮定する。被災地に対しては、予めグリッドマップが用意されているものとし、全端末（ユーザ）は各端末のホームグリッドを計算するハッシュ関数 H を保持する。各端末は以下のようなデータ構造の個人情報を持ち、100bytes で表す。

- ID_i : モバイル端末 i の ID
- G_i : 端末 i のホームグリッドの集合
- Msg : 家族または知人に配送されるメッセージ

ハッシュ関数 H を用いることで、各端末はホームグリッドを得る。端末 i のホームグリッド G_i は $G_i = H(ID_i)$ として与えられ、プライマリグリッド、セカンダリグリッドをそれぞれ、 $Pri(G_i)$, $Sec(G_i)$ と表す。本稿では、 $200m \times 200m$ の正方形を 1 グリッドとして扱う。実際の道路網は不規則な形を持ち、単純な正方形グリッドに分割できない可能性があるが、必ずしもグリッドは正方形である必要はなく、ハッシュ関数 H を用いて、被災地を互いに重ならないグリッドに分割し、各端末は各グリッドの境界を検知できればよい。

5.1 登録プロセス

端末 i を持つユーザが個人情報を登録する場合、まずユーザの個人情報を含む登録用のデータが端末上で生成される。以降では、これを登録データと呼び、ユーザ i の登録データを $data_i$ で表す。 $data_i$ 作成時、各端末は自身のホームグリッド $G_i = H(ID_i)$ を計算し、 G_i を宛先として $data_i$ を送信する。 $data_i$ は G_i に到達後、 G_i 内でフラッシングされる。

$data_i$ のホームグリッド G_i 内に存在する端末が $data_i$ を受信すると、自身の保持用バッファに一定確率で格納する。保持用バッファとは、登録データを保持するための各端末のローカルメモリである。ここで、 $data_i$ を受信した端末 j が存在するグリッドがプライマリグリッド $Pri(G_i)$ であった場合は、 j が $data_i$ を保持する確率を 1 とする。一方、 j が存在するグリッドがセカンダリグリッド $Sec(G_i)$ であれば、 $data_i$ を保持する確率は p である。

5.2 参照と返信プロセス

まず参照プロセスで、端末 i が端末 j の個人情報を参照する際、 i でクエリが作成される。 i はハッシュ関数 H から j のホームグリッド G_j を算出し、そのプライマリグリッド $Pri(G_j)$ に向けてクエリを送信する。クエリには、返信のために端末 i の位置情報が追加される。クエリが G_j に着くと、 G_j 内でフラッディングされる。クエリを受信した端末は、 $data_j$ を保持しているならば、返信プロセスに移る。返信プロセスでは、クエリの送信元位置情報を参照して $data_j$ を送信する。

参照・返信プロセスにおいて、クエリが宛先とするグリッド G_j 内の $data_j$ を持つ端末数が N であれば、 N 個の返信メッセージが送信され、 N の値が大きい場合には、パケット衝突、遅延の増大を引き起こす可能性がある。この問題に対処するため、参照要求のあった端末 ID と宛先端末 ID (ここでは j と i の端末 ID) が両方一致すれば、同じ返信データと見なして片方のみ転送する。これにより、クエリ受信直後は大量に返信データが送信されるが、転送されるにつれて無駄な返信データは減少し、全体の返信データ数は低減される。

6 シミュレーション実験

6.1 シミュレーション環境

シミュレーション設定を表 1 に示す。1000m×1000m の領域で、10 本の道路を持つ *Manhattan region* [23] を利用した (図 6 (a))。この *Manhattan region* を各交差点が分割したグリッドの中心に位置するよう、5×5 のグリッドに分割する。グリッドの一边は 200m である。また、端末が存在しない通信不可能な領域を被災グリッドと呼び、図 6 (b), (c) のように、それぞれ分散的、集中的に配置した。ユーザのホームグリッドは隣接する 2×2 グリッドで、左上のグリッドがプライマリグリッド、残りはセカンダリグリッドとして扱われる。3 つのセカンダリグリッドの内の 2 つにデータを保持させるため、保持確率 p を 0.66 に設定する。各端末は一度に 10KB のデータ (10 人分の情報) を送信することができる。端末はシミュレーション開始時にランダムに配置され、RSD モデル、または RSD/TSI モデルに従って移動する。

表 1: シミュレーション設定

領域サイズ	1000m×1000m (Road width is 10 (m))
グリッドサイズ (w)	200 (m)
無線範囲 (r)	100 (m)
端末数	500
端末の初期配置	Random distribution
モビリティモデル	RSD or RSD/TSI
端末の移動速度	0.8~1.2 (m/sec.)
セカンダリグリッドの保持確率 (p)	0.66
RSD/TSI の停止時間	90 (sec.)
パケットサイズ	1KB
MAX_RETRY	5
再送間隔 (Δt)	20 (sec.)
HistoryBuf の更新時間 (T_{THB})	105 (sec.) ($\alpha = 5$)

6.2 シミュレーション結果

モビリティの影響: RSD/TSI モデルにおける Store & Forward の効果を検証するため、複数のプロトコルを用いて実験を行った。図 6 (a) の 8 つのグレーの円は交差点上の固定端末であり、黒点は移動端末である。移動端末は道路上を移動し、データの転送のみを行う。各固定端末はデータを他の 7 つの固定端末に Geocast, CLA, Geocast/SF, CLA/SF を用いて送信する。このシミュレーションでは、以下の式で定義される伝搬率 $R_{prop.}$ を各プロトコルに対して測定した。

$$R_{prop.} = \text{受信データ数} / \text{送信データ数} \quad (2)$$

図 7 (a) に、RSD/TSI モデルにおける伝搬率と時間の関係を示す。全てのプロトコルにおいて伝搬率は 50 から 100 秒にかけて急速に増加している。迂回時において各ホップで数秒の遅延が起きるため、CLA の伝搬速度は Geocast よりも遅い。しかし、Geocast は障害物による被災グリッドを迂回することができないため、Geocast の伝搬率は被災地では低下すると考えられる。なお被災グリッドが存在する場合の評価については後述する。

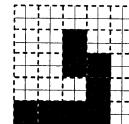
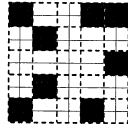
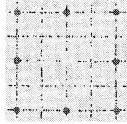
次に端末数を変えて、RSD モデルと RSD/TSI モデルにおける伝搬率を評価した結果を図 7 (b), (c) に示す。RSD モデルでは、端末数が 300 以上のときに全てのプロトコルにおいて伝搬率は 0.6 以上となっている。一方で、RSD/TSI モデルにおける Geocast や CLA の伝搬率は RSD モデルの場合よりもそれぞれ 0.5, 0.3 程度低下しているが、Geocast/SF と CLA/SF は高い値を維持している。これは、RSD/TSI モデルで発生するネットワーク切断によるパケットロスを Store & Forward で抑制しているためである。さらに、端末数が少ない場合にも Store & Forward の利用によって高い伝搬率を達成している。一般に端末密度が低い場合、マルチホップ通信は成功しにくい。Store & Forward では次の端末に中継が完了するまで一定時間再送を続けるため、伝搬成功率が上がる。

災害に対するシステムの耐久性: セカンダリグリッドや迂回ルーティング (CLA) の効果を検証するため、2 種類の被災地マップ (図 6 (b), (c)) において以下で定義する参照率 R_{access} を測定した。

$$R_{access} = \text{返信データ数} / \text{クエリ数} \quad (3)$$

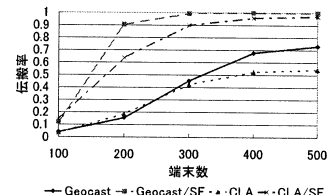
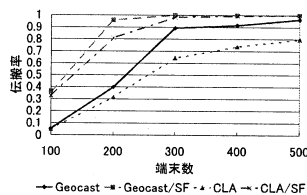
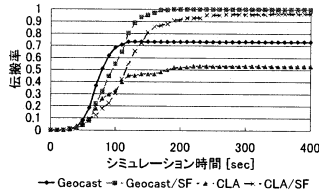
図 6 (b), (c) において、黒色のグリッドは被災グリッドである。シミュレーションでは、各端末が初期配置後に登録プロセスを開始し、その 300 秒後に参照と返信プロセスが開始される。各端末はランダムに端末 ID を選び、クエリを送信する。クエリに対する返信が参照端末に届かなければ、5 分毎にクエリを再送する。

図 8 に結果を示す。図 8 (a) を見ると、被災グリッドの割合が大きい場合にも、セカンダリグリッドを利用した場合は参照率の低下を抑制できている。これは、セカンダリグリッド無しでは、プライマリグリッドが被災するとデータが保持されず消失するためである。また、図 8 (b) を見ると、セカンダリグリッドの有無に関わらず、Geocast よりも CLA の性能が良い。さらに、セカンダリグリッドを利用した CLA は、被災グリッドが全体の 32% を占めるような状況であっても参照率を 70% に維持できている。これは、被災グリッドが増加すると迂回しなけばならない領域が増加するが、CLA の迂回機能により情報伝搬が可能なたためである。したがって、CLA のような迂回ルーティングおよびセカンダリグリッドは、



(a) 固定端末を配置したマップ (b) 被災グリッドを分散配置したマップ (c) 被災グリッドを集中配置したマップ

図 6: Manhattan Region

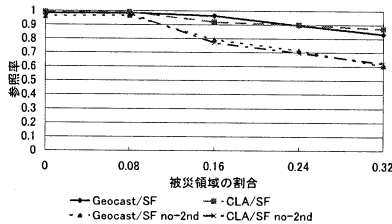


(a) RSD/TSI における伝搬率と時間の関係 (b) RSD における伝搬率と端末数の関係 (c) RSD/TSI における伝搬率と端末数の関係

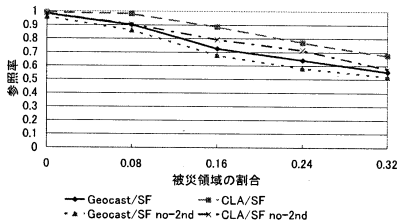
図 7: 伝搬率

通信不可能な領域が存在する場合に対して有効であるといえる。

シミュレーション結果により、CLA/SF が RSD/TSI モデルにおいて効果的であること、および提案手法が災害に対して耐性があることを示した。今後の課題としては、プロトコルとシステムの性能向上、より現実的な環境における評価が考えられる。



(a) 被災グリッドを分散配置したマップ



(b) 被災グリッドを集中配置したマップ

図 8: 被災グリッドの割合と参照率の関係

7 まとめ

本稿では、災害時における現実的モビリティを考慮した情報収集法を提案した。提案手法で利用する CLA/SF と呼ばれる MANET プロトコルは、設計した現実的なモビリティ RSD/TSI における効率的なデータ伝搬が可能である。CLA/SF では、中継端末が次の端末に情報を中継できない場合、一定時間保持して再び中継を試みる。

参考文献

- [1] 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*, pp.383–403 (2003)
- [2] J.-Y. L. Boudec, and M. Vojnovic. Perfect simulation and stationarity of a class of mobility models. In *Proc. of IEEE INFOCOM 2005*, pp.2743–2754 (2005)
- [3] A. Uchiyama, K. Maeda, T. Umedu, H. Yamaguchi, and T. Higashino. Performance evaluation of mobile wireless communication and services with modelling of real environment. *International Journal of Ad Hoc and Ubiquitous Computing*, 2007 (to appear)
- [4] Y. Ho, A. Ho, K. Hua, and T. Do. Adapting connectionless approach to mobile ad hoc networks in obstacle environment. In *Proc. of 1st Int. Symp. on Wireless Pervasive Computing*, pp.7–13 (2006)
- [5] K. Konishi, K. Maeda, K. Sato, A. Yamasaki, H. Yamaguchi, K. Yasumoto, and T. Higashino. MobiREAL Simulator – Evaluating MANET Applications in Real Environments –. In *Proc. of 13th IEEE Int. Symp. on Modeling, Analysis, and Simulation of Computer and Telecommunication Systems (MASCOTS'05)*, pp.499–502 (2005)
- [6] 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 Int. Symp. on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWiM'05)*, pp.151–158 (2005)
- [7] J. C. Navas and T. Imielinski. Geocast - geographic addressing and routing. In *Proc. of 3rd ACM/IEEE Int. Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom'97)*, pp.66–76 (1997)
- [8] B. Karp, and H. T. Kung. GPSR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In *Proc. of 6th Annual Int. Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom'00)*, pp.243–254 (2000)
- [9] C. Maihofer. A survey of geocast routing protocol. *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, pp.32–42 (2004)
- [10] 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 5th Annual ACM/IEEE Int. Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom'99)*, pp.151–162 (1999)
- [11] Y.-B. Ko, and N. H. Vaidya. GeoTORA: A protocol for geocasting in mobile ad hoc networks. In *Proc. of 8th IEEE Int. Conf. on Networking Protocols (ICNP'00)*, pp.240–250 (2000)
- [12] Y.-B. Ko, and N. H. Vaidya. Geocasting in mobile ad hoc networks: Location-based multicast algorithms. In *Proc. of 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications (WMCSA'99)*, pp.101–110 (1999)
- [13] 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)
- [14] 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)
- [15] W. Zhao, M. Ammar, and E. Zengura. A message ferrying approach for data delivery in sparse mobile ad hoc networks. In *Proc. of 5th ACM Int. Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc'04)*, pp.187–198 (2004)
- [16] W. Zhao, and M. H. Ammar. Message ferrying: Proactive routing in highly-partitioned wireless ad hoc networks. In *Proc. of 9th IEEE Workshop on Future Trends of Distributed Computing Systems (FTDCS'03)*, pp.308–314 (2003)
- [17] S. Ratnasamy, B. Karp, L. Yin, F. Yu, D. Estrin, R. Govindan, and S. Shenker. GHT: A geographic hash table for data-centric storage. In *Proc. of 1st ACM Int. Workshop on Wireless Sensor Networks and Applications*, pp.78–87 (2002)
- [18] D. Dudkowski, P. J. Marron, and K. Rothermel. An efficient resilience mechanism for data centric storage in mobile ad hoc networks. In *Proc. of IEEE Int. Conf. on Mobile Data Management (MDM'06)*, pp.7–14 (2006)
- [19] K. Seada, and A. Helmy. Rendezvous regions: A scalable architecture for service location and data-centric storage in large-scale wireless networks. In *Proc. of 18th IEEE Int. Parallel and Distributed Processing Symp. (IPDPS'04)*, pp.218–225 (2004)
- [20] Q. Fang, J. Gao, and L. J. Guibas. Landmark-based information storage and retrieval in sensor networks. In *Proc. of IEEE INFOCOM 2006*,(2006)
- [21] Q. Fang, J. Gao, L. Guibas, V. de Silva, and L. Zhang. GLIDER: Gradient landmark-based distributed routing for sensor networks. In *Proc. of IEEE INFOCOM 2005*, pp.339–350 (2005)
- [22] D. B. Johnson. Routing in ad hoc networks of mobile hosts. In *Proc. of 1st IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications (WMCSA'94)*, pp.158–163 (1994)
- [23] T. Camp, J. Boleng, and V. Davies. A survey of mobility models for ad hoc network research. *Wireless Communications & Mobile Computing (WCMC'02)*, pp.483–502 (2002)