

推薦論文

DTN 環境を想定した トポロジ変化に強いメッセージルーティング

落合 秀也^{†1} 江崎 浩^{†1}

Delay (or Disruption) Tolerant Networks (DTN) の技術は、無線に代表される通信回線が不安定なネットワークで効率良くメッセージを配送する技術として有望視されている。ただ、DTN の想定する環境ではネットワークが物理的に切断されるなどのため、全体で同期を取ることが難しく、従来のルーティング方式では期待通りにメッセージを配送することができない。本研究では、ネットワーク全体で同期を取ることなく近隣ノードとの相対的な関係だけでメッセージ配送を行う Potential-Based Routing (PBR) を DTN 環境に適用し、トポロジ変化に強いルーティング手法、Topology Change Tolerant Routing (TCTR) を提案する。本研究では、プロトタイプシステムおよび TCTR シミュレータを開発した。そして、MANET プロトコルでは適用不可能なトポロジが変化する状況下でも TCTR ではメッセージを配送できることを示し、原始的な手法により結果的にトポロジ変化に強いルーティングとなっている Epidemic Routing 方式とメッセージの配送時間、転送総量、メッセージプールサイズに関して特性評価を行った。

Topology Change Tolerant Routing for Delay Tolerant Networks

HIDEYA OCHIAI^{†1} and HIROSHI ESAKI^{†1}

Delay (or Disruption) Tolerant Networks (DTN) are promised as an efficient message delivery scheme in physically unstable networks like wireless networks. However, because datalinks could be physically disrupted in DTN environment, global synchronization in the network is absolutely difficult, which indicates the traditional routing schemes cannot work appropriately. We propose Topology Change Tolerant Routing (TCTR), which does not need global synchronization in the network for message delivery. In fact, TCTR is an instance of Potential-Based Routing (PBR) which selects the next hop of messages only using the relative information with its neighbor nodes. We have developed a prototype

system and TCTR simulator. TCTR has achieved message delivery over highly-dynamic topology scenarios, which MANET protocols cannot be applied to. We evaluated the performance of TCTR regarding to message delivery time, transmission cost and message pool size in comparison with Epidemic Routing, which provides tolerance for topology changes by flooding mechanism.

1. はじめに

MANET, 無線センサネットワーク, 惑星間通信や潜水艦間通信など, 接続関係が不安定な環境下でのメッセージ配送に Delay (or Disruption) Tolerant Networks (DTN) の技術を応用することが有望視されている。IP ネットワークの場合, TCP などでエンドツーエンドのセッションを張るには安定したネットワーク特性が必要であり, 先に述べた環境への適用は困難であった。一方, エンドツーエンドでセッションを張ることを想定しない DTN は, このような環境下でもメッセージを効率的に配送することができるといわれている。

本研究の DTN 環境は, ノード (ルータ) 間の物理的な通信回線が, 接続状態と切断状態を繰り返す環境を意味することとする。DTN 環境においては, 物理的なネットワーク・トポロジが絶えず変化しており, “現在” の全体像を把握することは, 困難である。これはネットワーク全体でコントロール信号などによる同期をとることが困難であることと等価である。ここからネットワーク全体で同期をとることで実現されていた従来型の経路制御プロトコル (e.g., RIP¹⁴, OSPF¹⁶, MPLS¹⁸, AODV¹⁷) が, DTN 環境には不向きであることが理解できる。

本研究は, 上記の考察をふまえ, 物理的なトポロジの変化により, ネットワーク全体の様子が把握できない環境下でも, 近隣ノードとの関係を知るだけで, メッセージ配送を行う Topology Change Tolerant Routing (TCTR) を提案する。本研究の提案する TCTR は, Potential-Based Routing (PBR) に分類される経路制御手法で, 各ノードはポテンシャルと呼ばれるスカラー値を持ち, ポテンシャル値の低いノードへメッセージを繰り返し転送することで, 宛先ノードまでメッセージを配送する形態をとっている。TCTR では, ポテンシャルを自律分散的に生成し, ネットワーク全体の物理トポロジとは独立にメッセージ転送

^{†1} 東京大学

The University of Tokyo

本論文の内容は 2008 年 7 月のマルチメディア, 分散, 協調とモバイル (DICOMO2008) シンポジウムにて報告され, 同プログラム委員長により情報処理学会論文誌ジャーナルへの掲載が推薦された論文である。

を可能にすることで、トポロジ変化に強いルーティングを実現する。

一般に DTN におけるメッセージは、Application Protocol Data Units (APDU)⁶⁾ であり、IP パケットのような 1 キロバイト規模の小さなデータ単位とは限らない。数メガバイトや数ギガバイトのメッセージも対象となり、ノード間のメッセージ転送時間やストレージの大きさを考慮すべき状況も存在する。これらは将来的には、考慮する必要があるが、本研究の段階では、これらを無視できる状況を仮定している。

DTN 研究の中には、宛先へのメッセージ到着確率を向上させるため、あるメッセージに対し複数のコピーを作成して配送する場合がある。我々の提案手法の中に、この考え方を導入することも考えられるが、現在の研究段階では、メッセージのコピーを作成せずに、メッセージを配送する方式のみを考えている。

ノードの位置およびその時間経過のことを本研究では行動パターンと呼ぶ。実際の環境における行動パターンはきわめて複雑であり、本研究の中でそれらを網羅的に扱うことは困難である。そこで本研究の段階では、各ノードがそれぞれ特定の複数地点を巡回する状況を仮定し、その状況下で提案手法を用いると、自律分散的にメッセージの配送が可能になることを示すにとどめる。

本論文では、まず PBR のシステムモデルを定義し、その中でポテンシャルを自律分散的に生成する漸化式を提案、これを TCTR と呼ぶことにする。その後、TCTR の動作および特性を述べる。実験では、プロトタイプシステムとシミュレータを使って、OLSR や AODV などの MANET プロトコルが適用不可能なほどにトポロジの変化が起こる環境下でも、TCTR を使うと宛先までメッセージ配送を行うことができることを示す。そのうえで、シミュレーションにより、Epidemic Routing 手法とメッセージ配送時間、ノード間で交換されたメッセージ転送総量、メッセージプールサイズの比較を行う。Epidemic Routing は、原始的な Flooding 手法なため結果的にトポロジの変化に強いメッセージ配送手法となっているが効率に関して問題がある。そのため、Epidemic Routing はよき比較対象であり、本研究の段階では TCTR と Epidemic Routing との間で性能比較することとした。なお、途中、実装時に考慮すべきメッセージ氾濫限界（詳細は 3.3 節で述べる）について言及し、実験を行っている。

以下、本論文の構成を記す。2 章で、関連研究を述べる。3 章で TCTR システムモデルを提案する。4 章で実装方法、5 章で評価実験を示す。6 章で実験結果などに対する考察を与え、7 章でまとめる。

2. 関連研究

Delay (or Disruption) Tolerant Networks (DTN)³⁾ は、大きな遅延や接続状態が不安定な性質のデータリンク上であっても、メッセージを宛先まで配送することが可能なネットワークである。本研究は、この分野の中でも特にルーティングについて扱っている。ルーティングに対しては、メッセージの配送時間、通信量、バッファサイズなどのコストを小さく抑えることが要求される。

最も、原始的なルーティング手法は、Epidemic Routing²⁰⁾ である。メッセージを出会ったノード間で感染させていくことで、最終的に目的地にも届くという楽観的な手法であるため、通信リソースやメッセージプールへの負担は大きい。メッセージの配送時間は最小にすることができる。Spray and Wait 方式¹⁹⁾ は転送開始時に、一定数のメッセージコピーを作成しておき、それを送り出すことで、到着確率を高くする。一般に、メッセージのコピーを複数作成することで、目的地まで到達する確率を高くし、到着までの時間を短くすることができるが、各種リソースを消費する傾向がある。

ノードの接続関係を、将来にわたって予測し、メッセージの配送経路を最適化しようとする試みがある。ここには、将来の動作が決定的 (i.e., 衛星のように軌道計算が可能) な場合と、非決定的 (i.e., 人間の行動パターンのように予測不可能) な場合によってアプローチが異なる。Merugu らの提案¹⁵⁾ では、与えられた決定的なノードの行動モデルから時空間グラフを生成し、最小時間配送経路を導き出してメッセージを配送する。一方、将来の動作が非決定的であっても、動作の傾向を学習することでメッセージのルーティング効率を高めるアプローチもある。Leguay らは、MobySpace¹⁰⁾ と呼ぶ高次元空間に、ノードの行動モデルを対応づけ、ノードの存在確率を計算することで、メッセージを配送する手法を提案した。PROPHET¹²⁾ や Francois ら⁴⁾ も、手法は異なるが学習に基づき接続関係を予測する方式をとっている。我々の提案方式は、ポテンシャル値の中に接続関係の情報を取り込むという点で、一種の学習型アルゴリズムといえる。

本研究では、ポテンシャル値を考え、メッセージの配送にこのポテンシャルの勾配を利用する。PBR は勾配探索法 (Gradient Descent Search) の派生系として、Basu らによって、一般のネットワークにおけるトラフィックエンジニアリングの目的で使うことを念頭に提唱された¹⁾。その後、移動ネットワークや無線センサネットワークにおける Anycast での最適ノード選択への利用が試みられている^{9),11)}。Volcano Routing Scheme (VRS)⁵⁾ からは、PBR 的な考えがトポロジ変化の激しいネットワークに向いていることを読み取ることがで

きる．PWave¹³⁾ は電子回路における電位と電流の関係をポテンシャルとメッセージの配送に対応づけ、無線センサネットワークに応用した．実フィールドでは、ZebraNet⁸⁾ で提案されている History-based Protocol から、PBR の考え方が具体的な DTN アプリケーションにおいて実際に利用されていることが読み取れる．

3. TCTR システムモデル

ここでは提案ルーティング手法である TCTR のシステムモデルを数学的に定義する．本研究での PBR を定義した後、ポテンシャルの生成規則を提案し、この手法の性質を述べる．TCTR を機器に実装する際に考えなければならない氾濫限界と転送スレッシュホルドの関係についても述べる．

本研究では、物理レベルで接続されたネットワークグラフ $G = (N, E)$ を考える．グラフ G 上のノード $n \in N$ に対し、 $nbr(n)$ で n の近隣ノードの集合を表すことにする．便宜上 n は $nbr(n)$ に含まれる ($n \in nbr(n)$) とする．いまノード n において、メッセージの宛先ノード $d \in N$ について考える．時刻 t における d 宛の n におけるポテンシャル値を定義し、これを $V^d(n, t)$ と表記する． $V^d(n, t)$ はスカラー値であり、それぞれの宛先 d に対して独立な値を持つ．

3.1 Potential-Based Routing (PBR)

時刻 t において n に存在する宛先 d とラベルづけされたメッセージの集合 $M^d(n, t)$ に対し、近隣ノード $k \in nbr(n)$ 方向に働く力 $F_k^d(n, t)$ を次のように定義する．

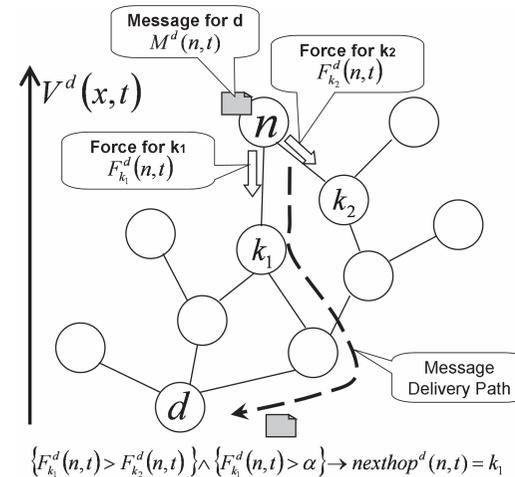
$$F_k^d(n, t) \equiv -\{V^d(k, t) - V^d(n, t)\} \quad (1)$$

ここで、 $M^d(n, t)$ の転送先 $nextHop^d(n, t)$ を、次の規則で与えるのが、本研究の PBR による転送規則である．

$$\forall k \in nbr(n), \\ F_k^d(n, t) \leq \alpha \rightarrow nextHop^d(n, t) = \Phi \quad (2)$$

$$\exists k \in nbr(n), \\ F_k^d(n, t) > \alpha \rightarrow nextHop^d(n, t) = \{k | F_k^d(n, t) = \max_{k \in nbr(n)} F_k^d(n, t)\} \quad (3)$$

ここで α は正の定数で、転送スレッシュホルドと呼ぶことにする．式 (2) は、ノードに働く力が α 以下のとき、メッセージの転送先は存在しないことを意味し (Φ は空集合)、式 (3)



$$\{F_{k_1}^d(n, t) > F_{k_2}^d(n, t)\} \wedge \{F_{k_1}^d(n, t) > \alpha\} \rightarrow nextHop^d(n, t) = k_1$$

図 1 Potential-based routing (PBR)
Fig. 1 Potential-based routing (PBR).

は、ノードに働く力が α を超えれば、最大の力を与える近隣ノードを転送先とすることを意味する^{*1}．この規則で転送を繰り返し行うことで、ポテンシャル値が最も低い宛先 d に、最終的にメッセージが配送される．

図 1 に PBR におけるメッセージ転送および配送の様子を示す．この図では、あるネットワーク G の物理的なノード間の接続関係を維持しながら、ノードの持つポテンシャル値を縦にとっている．この状態においては、 n の近隣ノード k_1, k_2 で最大の力を与えるものは k_1 であるから、 n にあるメッセージは、 k_1 に転送される．同様のことが繰り返し転送先で行われることで徐々に宛先 d へ近づき最終的には届く．メッセージが流れたパスのことを本研究では配送路と呼び、宛先まで届けることを配送と呼ぶ．これに対し、転送は、次のノードへメッセージを送り出す処理である．

PBR のメリットは、近隣ノードとの関係だけでメッセージの転送先を計算できる点である．グローバルなネットワークトポロジに関する情報と必ずしも同期をとらなくてもメッセージの配送が可能である．

この方式を使えば、理論的には短時間 (i.e., ノードのポテンシャル値の変化がきわめて

*1 複数の候補が見つかったときは 1 つを選び送信するものとする．

少ない間)にメッセージが複数のノードの間でループすることはない。証明は付録の定理 1 を参照のこと。

3.2 ポテンシャル生成規則

PBR では、ポテンシャルが与えられていれば、式 (2), (3) に従い、次の転送先を計算することができる。問題はどのようにこのポテンシャルを生成するかであり、本研究では、下記の漸化式により自律的に生成する手法を提案する。

$$V^d(n, t+1) = V^d(n, t) + D \min_{k \in nbr(n)} \{V^d(k, t) - V^d(n, t)\} + \rho \quad (4)$$

$$\forall d \in N \forall t V^d(d, t) = 0 \quad (5)$$

$$\forall n \in N V^d(n, 0) = 0 \quad (6)$$

これは、下記(式 (7))の離散系での拡散方程式を改良したもので、 D ($0 < D < 1$) は拡散定数を表す。この方程式は、金網上を温度が拡散する様子を記述していると見ることができる。接続されたネットワークは 1 枚の金網に相当する。2 枚の金網が接することによって、その接点から他方へ温度が拡散していく。

$$V^d(n, t+1) = V^d(n, t) + D \sum_{k \in nbr(n)} \{V^d(k, t) - V^d(n, t)\} \quad (7)$$

本研究で提案するポテンシャル生成規則では、上記の“温度”をポテンシャルと考え、ポテンシャルの拡散を定義している。ただし、 \sum を \min に変換し、定数 ρ ($0 < \rho < D$) を追加した。これは、温度でいえば、低い温度成分だけ金網上を伝播させるようにし、一方で、金網全体に対して単位時間あたり ρ の熱量を加えている状況に相当する。境界条件式 (5) により、宛先の温度をつねに 0 に保ち、その周囲の温度は距離が離れるに従って高くなることになる。すなわち、宛先のポテンシャルは 0 で、距離が離れるごとにその周囲のポテンシャルが上昇するポテンシャル場が形成される。物質上の温度分布が自律分散的に作成されるように、この方式を使えば、ポテンシャル場の生成も自律分散的に実現することができる。式 (6) の初期条件は実際的な状況では必ずしも必要なく、ポテンシャル計算の開始時刻がすべてのノードで同一である必要もない。これは、この式の場合、時間変化に対して、初期条件がポテンシャル値に及ぼす効果は急激に小さくなるからである (i.e., 任意の初期値から始めても最終的には同じポテンシャル値を持つようになる)。

ポテンシャル場はダイナミックに変化するものであり、各ノードはすべての宛先に対するポテンシャル値をつねに計算し続けるものである。開始時にすべての宛先ノードを知らなくてもよいが、近隣ノードどうしてそれぞれの持つポテンシャル値を交換することで、最終的

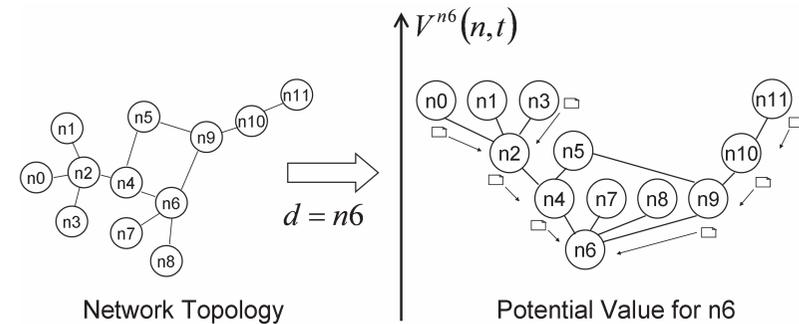


図 2 物理的に接続されたネットワークにおける宛先ノード $d = n6$ へのポテンシャルの形状とメッセージの流れ
Fig. 2 Potential-field and message delivery for destination $d = n6$ in a physically connected network.

にすべての宛先ノードに対するポテンシャル値を持つことができる。近隣ノード間で交換されるポテンシャル値は、宛先ごとのベクトルとして表現され、その送信コストは、単位時間あたり $O(n)$ で実装することができる (Multicast で実装した場合、 n はネットワーク全体のノード数)。

このような形式でポテンシャルを定義すれば、 $V^d(n, t)$ の性質を力学的な分析から明らかにすることができる。以下では、3 種類のネットワーク状態においてポテンシャルがどのような形をとるか述べる。

- 物理的に接続された単一ネットワークの場合 (図 2)

ポテンシャル値は収束し、距離ベクトル型のルーティングと等価な状態になる。図 2 左側のネットワークに対して生成される、宛先 $d = n6$ へのポテンシャル $V^{n6}(n, t)$ の収束形態を図 2 の右側に示す。n6 からホップ数が増えるごとにポテンシャル値は増加し、メッセージはポテンシャルの低い方向へ配送される。この収束形態に関する証明を付録の定理 2 で述べる。

- ネットワークが物理的に分裂した場合 (図 3)

ネットワークが 2 つに分裂すると、宛先ノードが属さないネットワーク・ノードのポテンシャル値が増加を開始する。一般に、分裂したネットワークを $G_1 = (N_1, E_1)$, $G_2 = (N_2, E_2)$ とし、 G_1 に宛先ノードが存在する場合 (i.e., $d \in N_1$ であるとき), N_2 のノードのポテンシャルは下記に収束する (c は定数)。

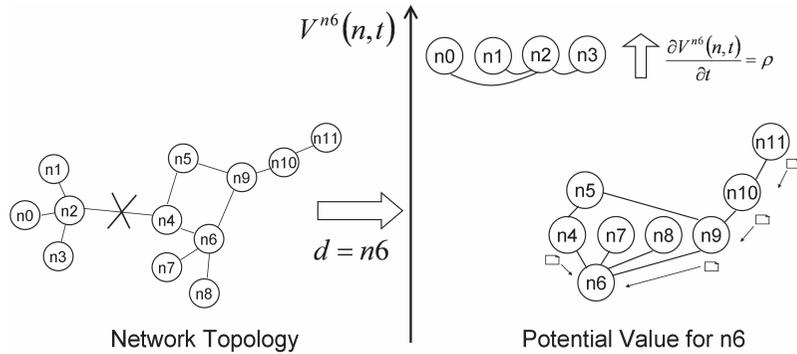


図3 $n2 - n4$ 間のリンクが切断され、2つのネットワークに分離してしまった場合のポテンシャル形状； $n0, n1, n2, n3$ のポテンシャルは上昇を開始し、その速度は ρ に収束する
 Fig.3 Potential-field and message delivery when $n2 - n4$ link has been disrupted. Potentials of $n0, n1, n2, n3$ go up with the velocity of ρ .

$$\forall n \in N_2 V^d(n, t) \rightarrow \rho t + c \quad (t \rightarrow \infty) \quad (8)$$

図3の例では、 $\{n0, \dots, n3\}$ のポテンシャルは ρ の速度で上昇する。このとき、 $\{n0, \dots, n3\}$ にあるメッセージは、各ノードのメッセージプールに蓄えられる。

• 物理的に分裂した2つのネットワークが再結合する場合（図4）

図4では、 $n1 - n5$ 間のリンクが接続されたことにより、2つのネットワークが再結合している。ポテンシャルの低い方のネットワークに接続したノードから順にポテンシャルが低下し、図4のようにポテンシャルに傾きが生ずる。ここを伝わって $\{n0, \dots, n3\}$ のメッセージプールに蓄えられていたメッセージが一気に流れ出る。

このルーティング手法を用いる場合、ポテンシャル場に谷 (i.e., 極小値) が生ずる状況が存在しうる。メッセージは谷となっている場所に集まり、そのノードに保存されていく。このような場合でも式(4)の力学により、時間が経つにつれ谷は消えて斜面となり、再びメッセージは流れ出すようになる。ポテンシャル場は、温度分布がダイナミックに変化するのと同じようにダイナミックに変化し、全体的にメッセージが宛先に到達するように働く。

ノードとノードが出会うことによって、ポテンシャルの高い方から低い方へメッセージが転送される。ここで「ポテンシャルの低い方にメッセージを預けた方が、確かに宛先ノードに届きやすくなっている」のであれば、本論文で提案する手法は、そのノードの行動モデル

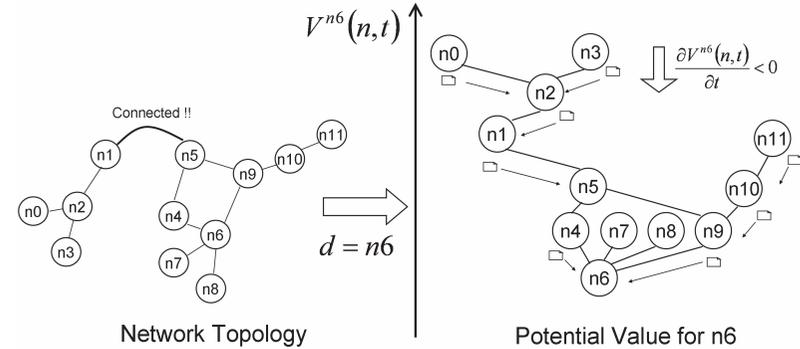


図4 $n1 - n5$ 間のリンクが接続されたことにより、2つのネットワークが再結合する場合。 $n0, n1, n2, n3$ で構成されるポテンシャル場に傾きが生まれ、メッセージが流れ出る
 Fig.4 Potential-field and message delivery when $n1 - n5$ link has been setup, potentials of $n0, n1, n2, n3$ go down with making message delivery slopes.

においては最適な解を与えているといえる。式(4)の方式に従えば、宛先 d が接続されたネットワーク内に存在していれば、実際に、そのような (i.e., ポテンシャルの低い方にメッセージを預けた方が、確かに宛先ノードに届きやすくなっている) ポテンシャル形状になるし、宛先 d がたとえ離れたところにあっても、周期的に宛先 d の近くに行くノードのポテンシャルは低めに保たれ、結果として、そのノードをリレーノードとして使うことにより、メッセージを効率的に運ぶことができる。

3.3 ポテンシャル伝播遅延とメッセージ氾濫現象

ポテンシャルが一定速度で上昇する状況においては、周囲のポテンシャルは実際よりも低く観測される。これにより、メッセージを周囲に送り出そうとする力が働き、メッセージが周囲に対して吐き出される、いわば、氾濫と見受けられる現象が発生する。本提案では、この観測誤差により発生する「周囲にメッセージを送り出そうとする力」を、転送スレッシュホルド α (式(2), (3)で定義した) により相殺させることで、氾濫現象を回避しようとする。また、提案手法が適切に動作するための α の範囲 (i.e., 下限値および上限値) について言及する。

式(4)では、理論的には近隣ノード $k \in nbr(n)$ が持つポテンシャル $V^d(k, t)$ も時刻 t で取得できていることになっているが、実際に TCTR を実装する場合には、ノード間で定期的にポテンシャルを交換するため、ノード n に見える「 k が持つポテンシャル (以下、 $V_n^d(k, t)$)

と記述する)は、現時点での k が持つポテンシャル $V_k^d(k, t)$ よりも少し古いものになる。この時間差を ΔT ($0 \leq \Delta T < 1$) とすると、変化したポテンシャル量に関して、

$$V_k^d(k, t) - V_k^d(k, t - \Delta T) = V_k^d(k, t) - V_n^d(k, t) \quad (9)$$

が成立する。したがって、

$$V_n^d(k, t) \approx V_k^d(k, t) - \Delta T \frac{\partial V_n^d(n, t)}{\partial t} \quad (10)$$

となり、ポテンシャル値の時間変化によって、観測される近隣ノードのポテンシャル値に変位が生じる。この変位が式 (4) だけからは考えられなかった、メッセージの氾濫と呼ぶ現象を引き起こすことがある。

簡単な状況として、 $\forall i \in N, V_i^d(i, t) = V(t)$ という、すべてのノードが平衡に同一ポテンシャル値 $V(t)$ を持つ場合を想定しよう。これは、図 3 に示したように分離されたネットワークで実際に存在しうる状況である。式 (2), (3) において $\alpha = 0$ の場合、理想的な環境下では $nexthop^d(n, t) = \Phi$ となり、転送先は存在しない。しかし、実際の環境では、式 (10) が成り立つため、

$$V_k^d(n, t) \approx V(t) - \Delta T \frac{\partial V(t)}{\partial t} \quad (11)$$

すなわち、式 (1) より、

$$F_k^d(n, t) = \Delta T \frac{\partial V(t)}{\partial t} \quad (12)$$

となって、ポテンシャル値が増加傾向にあるとき ($\Leftrightarrow \frac{\partial V(t)}{\partial t} > 0$) は、式 (3) から、

$$nexthop^d(n, t) = \bigcup_{k \in nbr(n)} \{k\} \quad (13)$$

となり、すべてのノードが近隣ノードの 1 つを選んでメッセージを転送する状態になる。結果、メッセージがネットワークの中を巡り続ける状況となってしまう。本研究では、この現象をメッセージの氾濫現象と呼んでいる。

具体的な場面として、図 5 の状況を取り上げる。開始時には、ノード A, B, C はすべて相互に接続されていて、 A, B における宛先 C のメッセージ転送先は、それぞれ $A \rightarrow C$ と $B \rightarrow C$ である。ある時点で、 C が切り離され遠くに行ってしまったとする。このとき、 A, B の C へのポテンシャル値は、ともに同じ値で増加を開始する。 A が見る B のポテンシャル値は、 B での本来のポテンシャル値より小さい。そこで A は、 C へのメッセージを

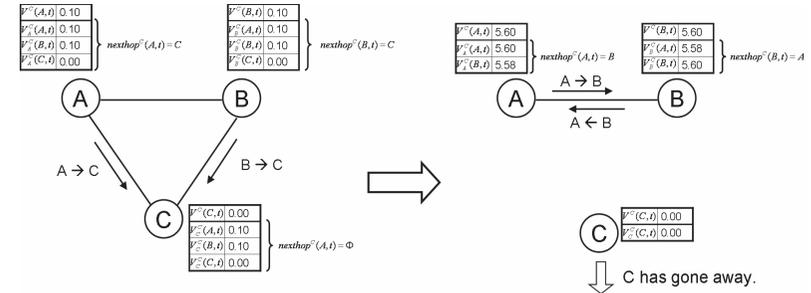


図 5 メッセージ氾濫現象の一例

Fig. 5 An example of message overflow phenomenon.

B へ送り出そうとする。同様のことは、 B にもあてはまり、 B は C へのメッセージを A へ送り出そうとする。そのため、メッセージはネットワーク内を巡り続けるのである。

氾濫現象を回避するために、観測誤差によって生ずる「周囲にメッセージを送り出そうとする力」よりも、大きな相殺力 (転送スレッショルド α) を設定することを考える。この「周囲にメッセージを送り出そうとする力」の最大値を β とおき、これを氾濫限界と呼ぶことにすると、

$$\beta < \alpha \quad (14)$$

となるように α を設定すればよい。氾濫限界 β は式 (10) より、

$$\beta = \Delta T \max \frac{\partial V^d(n, t)}{\partial t} \quad (15)$$

で与えられ、式 (4) を用いることで (min 項はつねに 0 以下である)、

$$\begin{aligned} \max \frac{\partial V^d(n, t)}{\partial t} &= \max \{V^d(n, t+1) - V^d(n, t)\} \\ &= \max \{D \min_{k \in nbr(n)} \{V^d(k, t) - V^d(n, t)\} + \rho\} \\ &= \rho \end{aligned} \quad (16)$$

だから、

$$\beta = \rho \Delta T \quad (17)$$

である。

したがって、観測誤差によって生ずる力の最大値が $\beta = \rho \Delta T$ となる (式 (17)) で、これを越えるように α を設定すること (式 (14): $\beta < \alpha$) で、「 $V(t) = \rho t$ でポテンシャル

値が上昇する状況（分離したネットワークで実際に起こる）」においても、式 (12) から $F_k^d(n, t) = \Delta T(\partial V(t)/\partial t) = \Delta T\rho \leq \beta (< \alpha)$, とメッセージに働く力 F を α より小さく抑えることができる。すなわち、 $F_k^d(n, t) < \alpha$ であるから、式 (2) より、 $nextHop = \Phi$ となり、メッセージが周囲に吐き出されず、氾濫現象を回避することができる。

α の上限値は、安定的に接続されたネットワークでのポテンシャル場の傾斜から求めることができる。安定接続時には、宛先ノードから 1 ホップ離れるごとに、 $\frac{\rho}{D}$ だけポテンシャル値が上昇するため（付録の定理 2 を参照）、 $\alpha < \frac{\rho}{D}$ でなければならない。

3.4 動作条件のまとめ

本提案手法が適切に動作するための設定パラメータに関して、以下にまとめる。

- (1) 定数 α, ρ, D はネットワーク全体で同一の値をとる。
- (2) $0 < \rho < D < 1$ であるように定数 ρ, D を設定する。
- (3) $\rho\Delta T < \alpha < \frac{\rho}{D}$ であるように定数 α を設定する（ただし ΔT は $0 \leq \Delta T < 1$ の範囲をとりうるため、実際には、 $\rho < \alpha < \frac{\rho}{D}$ となるように設定するのが現実的であると思われる）。
- (4) 十分に大きな値を取り扱うことが可能な型でポテンシャル値を表現する。

4. 実 装

本研究では、実際に無線端末で動作するプロトタイプシステムと、仮想的に大規模なシナリオを再現できるシミュレータを開発した。

4.1 プロトタイプシステム

図 6 に本研究で開発したプロトタイプシステムの構成を示す。4 種の機能ブロックで構成してある。以下、このシステムがノード n として動いている状況を考え、各機能を解説する。

- (1) Advertisement Manager : UDP Multicast により、定期的に近隣ノード $k \in nbr(n)$ とポテンシャル $V(k, t), V(n, t)$ を交換しあう。Multicast Socket を通じ、近隣ノードから受け取ったポテンシャル $V(k, t)$ は、PotentialTable に送られる。一方、PotentialTable からは定期的に、このノード n の最新ポテンシャル $V(n, t)$ が与えられ、これを UDP Multicast で広告する。
- (2) Potential Table : すべての近隣ノードのポテンシャル $\forall k \in nbr(n) V(k, t)$ をキャッシュし、このノードのポテンシャル $V(n, t)$ とあわせて $V(n, t+1)$ を式 (4) に従い計算する。

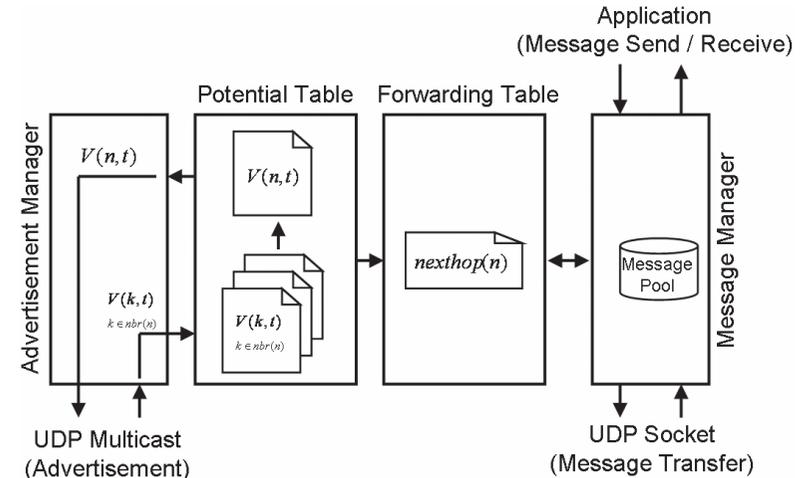


図 6 プロトタイプシステムの構成
Fig. 6 Prototype system overview.

- (3) Forwarding Table : Potential Table から $V^d(n, t)$ と $\forall k \in nbr(n) V^d(k, t)$ を与えられ、式 (2), (3) に従って、宛先 d ごとに転送先ノードを計算し、メッセージ転送表を作成する。
- (4) Message Manager : アプリケーションへのメッセージインタフェースを提供し、メッセージの転送処理も行う。アプリケーションは、Message Manager に対して、メッセージの配送を委託する (Send)。Message Manager が n 宛のメッセージを受信すれば、アプリケーションへ通知する (Receive)。通常は、 n が受信したメッセージに対して、宛先 d をキーに Forwarding Table に転送先を問い合わせ、転送先が存在すればメッセージを転送する。転送が成功すると転送先から応答として ACK が通知される。転送先が存在しない場合や、転送に失敗したときは、そのメッセージは Message Manager のメッセージプールに保存される。保存されているメッセージは、定期的に再転送が試みられる。

このプロトタイプシステムは、下記内容をログとして出力する。このログは、次の評価実験での解析に利用した。

- ポテンシャル値（定期的にログ出力）
- Forwarding Table の内容（定期的にログ出力）

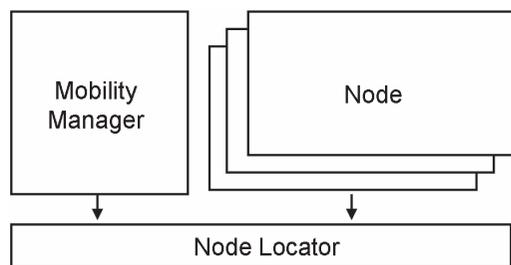


図 7 シミュレータの構成
Fig. 7 TCTR simulator overview.

- メッセージプールサイズ (定期的なログ出力)
- メッセージ転送イベント
- メッセージ送信 (Send) イベント
- メッセージ受信 (Receive) イベント

ここで開発したプロトタイプシステムは C 言語で実装した。実験環境は、OS が Linux 2.6.22 で、無線データリンクには 802.11g を使用している。

4.2 TCTR シミュレータ

図 7 に、開発したシミュレータの構成を示す。3 種の機能ブロックで構成してある。以下、それぞれの機能ブロックについて解説する。

- (1) Node: 各 Node インスタンスが、仮想的に展開されたノードに相当し、独立したスレッドにより動作する。Node の内部は、プロトタイプシステムとほぼ同様の構成となっている。ただし、Node Locator を通じて、近隣ノードへのポテンシャル通知 (広告) やメッセージ交換を行う。
- (2) Node Locator: Node インスタンスの (2 次元平面での) 位置管理を行う。通信可能範囲にあるノードの発見機能、位置の操作インタフェースなどを持つ。
- (3) Mobility Manager: 実験対象とする行動パターンを生成し、Node Locator を通じてノードの位置設定をする。

出力ログは、プロトタイプシステムと同様に下記を出力する。このログを評価実験での解析に使用した。

- ポテンシャル値 (定期的なログ出力)
- Forwarding Table の内容 (定期的なログ出力)

- メッセージプールサイズ (定期的なログ出力)
- メッセージ転送イベント
- メッセージ送信 (Send) イベント
- メッセージ受信 (Receive) イベント

本研究で開発したシミュレーション環境は、Java 言語で実装した。実行には、JavaVM 1.5.0, OS は Linux 2.6.15 を使用した。

5. 評価

次に述べる評価実験では、OLSR や AODV などの MANET プロトコルがそもそも使えないようなトポロジが変化する環境を作り出し、その中で TCTR を用いてメッセージをルーティングできることを示す。そのうえで、TCTR がどれだけ効率良くメッセージをルーティングできるかを調査するため、その特性上、原始的な手法によりトポロジ変化に強いルーティングを実現できる Epidemic Routing (ただしこの手法は効率に問題がある) と、(1) 配送時間, (2) メッセージ転送の総量, (3) メッセージプールサイズ (プールに保存されているメッセージ数) に関して比較分析を行う。

各節の構成は以下のようにになっている。5.1 節では、プロトタイプシステムを使った実証実験により、シミュレータが実証実験の結果を再現できることを確認する。5.2 節では、プロトタイプシステムでメッセージ氾濫現象を観測、分析する。5.3 節では、シミュレータを使って大規模なシナリオで Epidemic Routing 手法との効率を比較分析する。

対象とする実験環境 (オーダ 100 秒程度の間隔において、切断・再接続が発生する環境) では、ポテンシャルを滑らかに変化させるためには、 $D = 0.2$, $\rho = 0.02$ ぐらいが適切だったので、その設定値で実験を行った。

特に明示的な記述がない場合、実験では $\alpha = 0.02$ を用いている。これは式 (16) によると、実験の環境 $0 < \Delta T < 1$, $\rho = 0.02$ においては、氾濫限界 β は 0.02 未満であることが予測されることによる。

5.1 プロトタイプシステムによる実証実験およびシミュレータの妥当性

この実験では、物理的に隔離されたネットワーク間をノードが行き来するシナリオにおいて、プロトタイプシステムによる動作の確認を行った。具体的には、ポテンシャル変化の様子やメッセージ配送の様子を観測し、それが期待どおりのものであるか調べた。その後、シミュレータで同様のシナリオを設定し、ほぼ同じ結果を得られることを確認した。

図 8 にこの実験で利用したノードの行動パターンを示す。Home A, Home B, Meeting

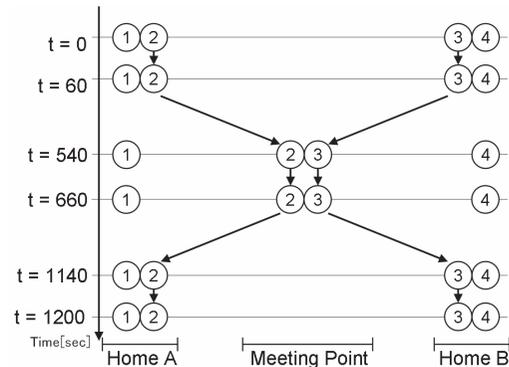


図 8 実証実験におけるノードの行動パターン
Fig. 8 Mobility model used in the experiment.

Point を考え、ノード 1, 4 はそれぞれ Home A, B の固定ノード、ノード 2, 3 は、Home A, B の住人が持つ移動ノードとする。ノード 2, 3 は、Meeting Point で定期的に出会うことになっている。Home A, Meeting Point, Home B は十分に離れており、直接通信することはできない。無線の通信範囲は（建造物などによる影響を考え）20m ほどを想定している。図 8 に示すように、ノード 2, 3 を行動させた。各所への滞在時間は 2 分である。移動中は無線通信範囲を 1 度出ると、どのノードとも通信はできない。図 8 に示した移動のプロセスは 20 分を周期に、繰り返される。この実験においては、ノード 4 がノード 1 宛に、10 秒に 1 回、100 バイト程度のメッセージを送信している。

図 9 に、プロトタイプシステムで実験した結果得られた、各ノードにおける（ノード 1 への）ポテンシャル値 V^1 の挙動と、メッセージ配送の様子を示す。実験開始後、時刻 $t = 3600$ から $t = 4800$ までの様子を示しているが、図の時間軸は、分かりやすくするため $t' = t - 3600$ を表示している。ここで、 n_1, n_2, n_3, n_4 はそれぞれ、ノード 1, ノード 2, ノード 3, ノード 4 に対応している。

時刻 $t' = 60$ を過ぎて、しばらくすると n_2 は n_1 が近隣ノードでなくなったことを知り、 $V^1(n_2, t)$ は上昇を開始した。 $t' = 580$ において、 n_3 は n_2 と接続関係になったことを知り、保有していたメッセージ 122 通（これは、 $t' = -1140$ から $t' = 60$ の間に n_4 で生成され n_3 に転送されていた）を n_2 に転送した。そして $V^1(n_3, t)$ を降下させた。その後、 n_2 と n_3 は Meeting Point を離れ、 $t' = 1140$ において、 n_4 は n_3 と、 n_2 は n_1 と接続関係になっ

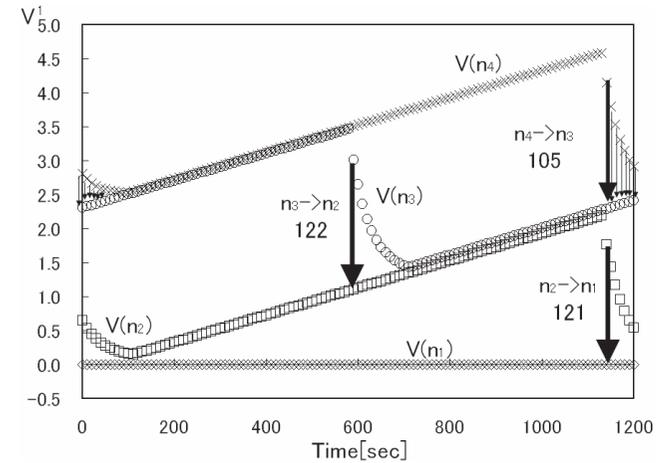


図 9 プロトタイプシステムによるポテンシャル変化とメッセージ配送の様子
Fig. 9 Potential patterns with the prototype-based experiment.

たことを知った。結果、 n_4, n_2 がそれぞれ保有していた n_1 宛のメッセージ 105 通と 121 通を n_3, n_1 に転送し、両者はポテンシャルを降下させた。

このメッセージ配送は自律的に行われた。そして、この動作は期待どおりのものであった。こうして TCTR ルーティングが実現可能であることが実証された。

図 10 に、シミュレータで実験した結果得られた、各ノードにおける（ノード 1 への）ポテンシャル値 $V^1(n, t)$ の挙動と、メッセージ配送の様子を示す。プロトタイプシステムの場合と同様に、時刻 $t = 3600$ から $t = 4800$ までの様子を示した（時間軸は $t' = t - 3600$ を表示している）。結果は、プロトタイプシステムの場合と、ほぼ同じだった。

こうして、シミュレータがプロトタイプシステムでの実験を再現できることを確認した。

5.2 メッセージ氾濫限界の計測

ここでは図 5 のシナリオで、様々な転送スレッショルドを設定し、 C 宛のメッセージの転送先がどのように収束するかを観測した。

式 (16) によると、実験の環境 $0 < \Delta T < 1, \rho = 0.02$ においては、氾濫限界は、0.02 未満であることが予測される。実際に α を $\{0.000, 0.010, 0.015, 0.020, 0.025, 0.030\}$ に設定し、図 5 の状態を作ることによって、生成される転送先を調べた。

表 1 に実験結果を示す。各 α に対して 3 回ずつ図 5 のシナリオを再現することで、Node

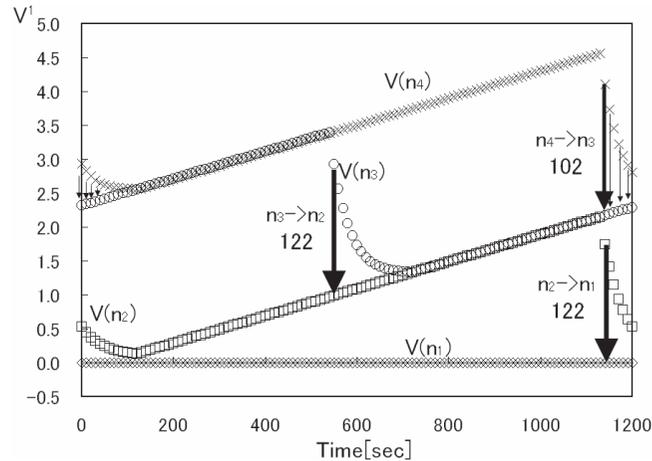


図 10 シミュレータによるポテンシャル変化とメッセージ配送の様子
Fig. 10 Potential patterns with the simulation-based experiment.

表 1 メッセージ氾濫限界の計測結果
Table 1 An analysis of message overflow limit.

α	Node A での方向			Node B での方向			Status
	1 回目	2 回目	3 回目	1 回目	2 回目	3 回目	
0.000	B	B	B	A	A	A	ループ
0.010	Φ	B	B	A	A	Φ	偏り ループ
0.015	Φ	Φ	B	A	A	Φ	偏り
0.020	Φ	B	B	Φ	Φ	Φ	偏り ホールド
0.025	Φ	Φ	Φ	Φ	Φ	Φ	ホールド
0.030	Φ	Φ	Φ	Φ	Φ	Φ	ホールド

A での転送先と Node B での転送先を調べた。この表には、その結果および、その結果から分かるネットワークの状態 (Status) が記載されている。“A” は転送先が Node A, “B” は転送先が Node B, “ Φ ” は転送先が存在しない, ことを意味する。状態について, “ループ” は、メッセージがネットワーク内を巡回する状態になったことを意味し, “偏り” はいずれか片方のノードにメッセージが集まる状態になったこと, “ホールド” はメッセージは転送されない状態になったことを意味している。複数の状態が観測された α に対しては, すべての状態を記載した。

“偏り” の状態は, 片方のノードが氾濫現象を起こしていることを表している。 α が 0.02 では氾濫現象はほぼ見られなくなり, この値を超えると現れなくなっている。

5.3 配送時間, 転送総量, プールサイズ

この実験では, シミュレータを用いて, 100 台規模のノードが存在する環境を仮想的に作り出し, メッセージ配送時間, メッセージ転送総量, メッセージプールサイズに関して評価を行っている。

評価においては, Epidemic Routing との比較を行った。実験に用いた Epidemic 方式は, 次の方法でメッセージ配送を行う。いま, ノード $A (\in N)$ とノード $B (\in N)$ を考え, A, B が保持しているメッセージの集合をそれぞれ M_A, M_B とする。ノード A と B が出会ったときに, 次の規則でメッセージ交換を行う。

$$m \in M_A \wedge \neg m \in M_B \rightarrow Transfer_A(m, B) \quad (18)$$

$$m \in M_B \wedge \neg m \in M_A \rightarrow Transfer_B(m, A) \quad (19)$$

ここで, $Transfer_X(m, Y)$ は, ノード X がメッセージ m をノード Y に転送することを意味する。結果,

$$\forall m (m \in M_A \leftrightarrow m \in M_B) \quad (20)$$

となる。各メッセージ m には, 宛先ラベルがついていて, 宛先に到達したらそのメッセージはアプリケーションに届けられる。Epidemic 方式は, メッセージの配送にかかる時間を最小化することができる。本研究では, Epidemic 方式の配送時間と TCTR の配送時間を比較することで, どの程度の効率があるかを調査した。いずれの場合もメッセージの Time To Live (TTL) は無限大に設定している。

実験では, 次のようにノードの行動パターンを設定した (Epidemic と TCTR で同じ行動パターンを利用した)。2000 [m] \times 2000 [m] の 2 次元平面に, 半径 0 ~ 300 [m] の円運動をするノードを 100 個配置した。無線通信可能半径は 150 [m] で, 回転周波数は, 0 ~ 0.01 [Hz] である。行動パターンとしては, Random Way Point (RWP) ²⁾ も考えられるのだが, 本研究では, ノードが巡回的に行動する状況を考えているため RWP での評価は行っていない。

時刻 $t = 0$ から動作を開始し, $t = 10000$ にすべてのノードがすべてのノードに対していっせいにメッセージを送信する ($t = 10000$ は, TCTR においてポテンシャル情報が全体に行きわたるために十分な時間である)。

5.3.1 メッセージ配送時間

図 11 に, Epidemic 方式での配送時間 $Time_{(Epidemic)}$ と TCTR 方式での配送時間 $Time_{(TCTR)}$ の関係を示す。それぞれの点は (送信元: 宛先) のペアに対応する。この図に

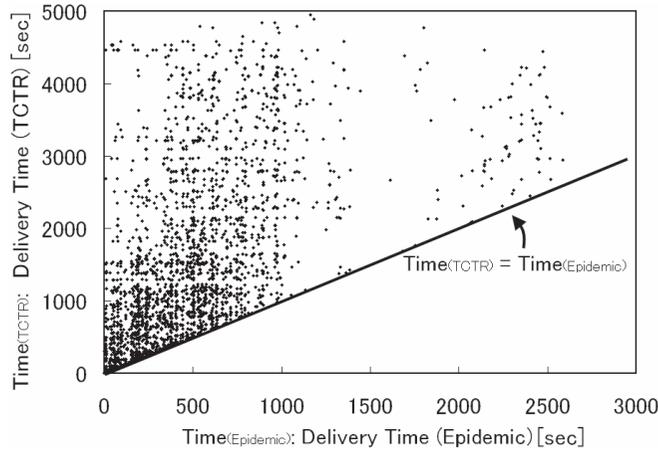


図 11 転送時間の関係

Fig. 11 Delivery latency correlation between Epidemic and TCTR.

は、 $Time_{(TCTR)} = Time_{(Epidemic)}$ である線を書き込んである。各点は、 $Time_{(TCTR)} \geq Time_{(Epidemic)}$ の領域に存在することが読み取れる。

図 12 に、配送時間の倍率 $\frac{Time_{(TCTR)}}{Time_{(Epidemic)}}$ と、その倍率に属したメッセージ配送処理の分布を示す。この図から、最短時間で運ばれる (Epidemic の) 場合と比べ、2 倍の時間内に約 33% のメッセージが配送され、3 倍の時間内に約 50% のメッセージが配送されたことが分かった。10 倍以上の時間がかかって配送されたメッセージは、全体の 5% 程度であることも分かった。

5.3.2 メッセージ転送総量

図 13 に、Epidemic 方式と TCTR 方式でのメッセージ転送総量を示す (時刻は、メッセージ配送を開始した $t = 10000$ を 0 として表示している)。転送総量とは、任意のノード $a (\in N)$ からノード $b (\in N, a \neq b)$ へメッセージ転送があった場合にカウントされるグローバルな変数である。この図から読み取れるように、Epidemic 方式では、TCTR に比べておよそ 10 倍のメッセージ転送を行った。Epidemic 方式は、すべてのノード (= 100 台) それぞれが 100 個のノードから発される 100 カ所へのメッセージ転送処理すべてに加担するため、最終的に全体で約 10^6 回の転送を行ったと読み取れる。一方、TCTR では、各ノードは、100 個のノードから発される 100 カ所へのメッセージ転送の一部のみを行ったため、

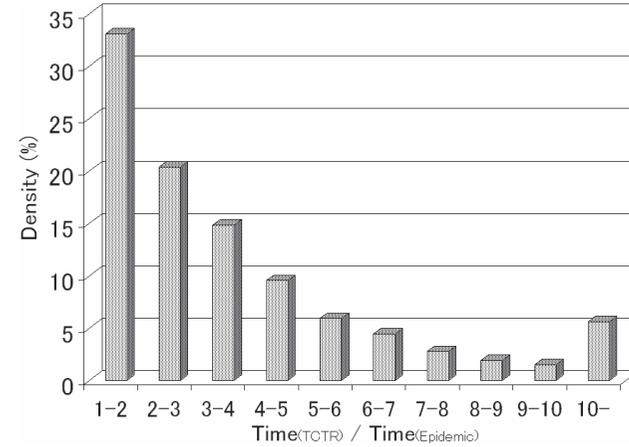


図 12 配送時間の倍率とその分布

Fig. 12 The rate of delivery latencies $\frac{Time_{(TCTR)}}{Time_{(Epidemic)}}$ and its distribution.

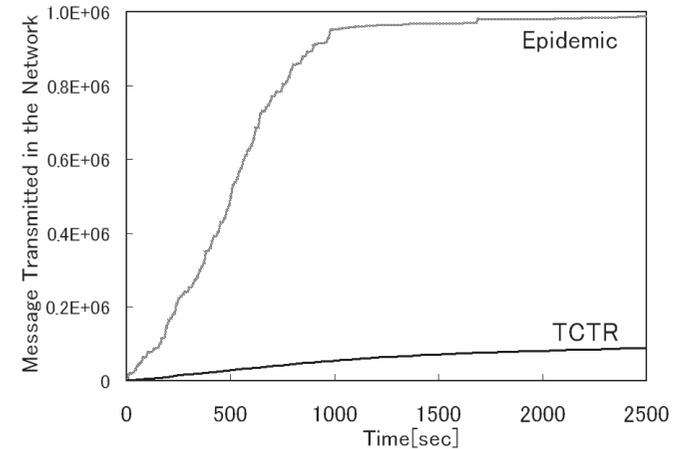


図 13 メッセージ転送総量の変化

Fig. 13 The total message transmissions in the network.

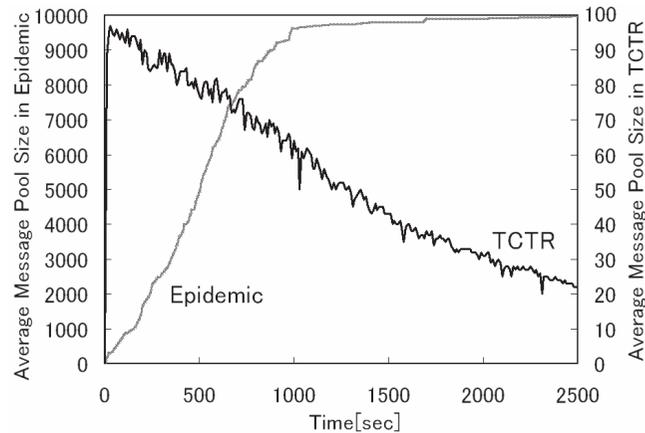


図 14 メッセージプールの平均サイズ
Fig. 14 The average number of stored messages.

約 10^5 回の転送で済んだものと思われる。

5.3.3 メッセージプールの大きさ

図 14 に、Epidemic 方式と TCTR における平均メッセージプール量の時間変化を示す (時刻は、メッセージ配送を開始した $t = 10000$ を 0 として表示している)。Epidemic 方式では、メッセージプールの大きさが時間の経過とともに増加し 10000 で安定しようとしている。一方、TCTR では、メッセージプールが最初 97 まで増加したが、時間の経過とともに減少している。

Epidemic 方式では、すべてのノードがネットワークに存在するすべてのメッセージをメッセージプールに保存する。100 個のノードから、100 か所へメッセージが配送されたので、 $100 \times 100 = 10000$ に収束したのだと考えられる。TCTR の場合はメッセージは複製されず配送が完了すればネットワークから消えていくため減少したのだと考えられる。

6. 考 察

本研究では、プロトタイプシステムによる実機での動作検証と、シミュレータによる大規模な状況を想定した評価実験を行った。同じ行動パターンを用意すれば、プロトタイプシステムでのポテンシャルやメッセージ配送の挙動を、シミュレータによる実験で再現できた。これはシミュレーション実験の結果にある程度の妥当性を与えるものである。

プロトタイプシステムを使って実際にメッセージ氾濫現象を観測し、氾濫限界 β が 3.3 節で与えたモデルに従っていることが確認された。これにより TCTR を実環境に展開するときに、転送スレッシュホールド α の適性値を設計することが可能になったといえる。

シミュレータによる 100 台規模の環境の評価では、配送時間が最短となる Epidemic Routing との比較を行った。結果、実験の環境では、Epidemic 方式でかかる時間の 3 倍以内の時間で、およそ半数のメッセージが配送された。ここで TCTR に対して、Epidemic 方式は通信量にしておよそ 10 倍、メッセージバッファ量に関しては 100 倍以上のコストがかかっている。配送時間の遅れが十分許容できるのであれば、TCTR を使ったほうが、リソースの消費が少なく済むといえる。

本研究では、巡回的な行動パターンについてのみ扱い、一般的な行動パターンについては扱わなかった。また、メッセージ単位の大きさ、通信帯域、トラフィックの輻輳を考慮したメッセージ転送などは無視していた。メッセージ単位が大きく、通信帯域の狭い通信であれば、1 つのメッセージの転送にかかる時間が無視できなくなってしまう⁷⁾。将来的には、このような状況も想定する必要があると考えている。

7. おわりに

本研究では、DTN 環境向けに、トポロジ変化に強いルーティング手法である TCTR を提案した。メッセージの転送に PBR の勾配法を用い、ポテンシャルの生成を自律分散的に行う、時間に関する漸化式を定義した。

プロトタイプシステムを開発し、TCTR が実際に実装可能であることを示した。そして、OLSR や AODV などの MANET プロトコルを適用できないようなトポロジが変化する環境においても TCTR であればメッセージを宛先まで配送できることを示した。本論文の中では、実装時に想定しなければならないメッセージ氾濫現象について言及およびモデル化し、評価試験では、このモデルの検証も行った。

原始的な手法でメッセージを配送する Epidemic Routing は、その特性上、トポロジ変化に強いルーティング手法となっているが、Flooding するため、効率に関して問題がある。本研究では、Epidemic Routing と TCTR との間での性能の評価を行った。TCTR を用いると、特に巡回的にノードが行動するシナリオにおいて、自律的にポテンシャルを生成し、メッセージを効率良く配送できた。ノード数 100 台の環境において、Epidemic Routing と比較した結果、約半数のメッセージが最短の 3 倍以内の時間で配送され、メッセージ転送総量は 10 分の 1、メッセージプールサイズは 100 分の 1 以下にまで抑えられた。

参 考 文 献

- 1) Basu, A., Lin, A. and Ramanathan, S.: Routing Using Potentials: A Dynamic Traffic-Aware Routing Algorithm, *ACM SIGCOMM 2003*, pp.37–48 (2003).
- 2) Bettstetter, C., Resta, G. and Santi, P.: The Node Distribution of the Random Waypoint Mobility Model for Wireless Ad Hoc Networks, *IEEE Trans. Mobile Computing*, Vol.2, No.3, pp.257–269 (2003).
- 3) Fall, K.: A Delay-Tolerant Network Architecture for Challenged Internets, *ACM SIGCOMM 2003*, pp.27–34 (2003).
- 4) Francois, J.-M. and Leduc, G.: Delivery Guarantees in Predictable Disruption Tolerant Networks, *Lecture Notes in Computer Science*, Vol.4479, pp.167–178 (2007).
- 5) Ganjali, Y. and McKeown, N.: Routing in a Highly Dynamic Topology, *IEEE SECON*, pp.164–175 (2005).
- 6) Iren, S., Amer, P.D. and Conrad, P.T.: The Transport Layer: Tutorial and Survey, *ACM Computing Surveys*, Vol.31, No.4, pp.360–404 (1999).
- 7) Jain, S., Fall, K. and Patra, R.: Routing in a Delay Tolerant Network, *ACM SIGCOMM 2004*, pp.145–158 (2004).
- 8) Juang, P., Oki, H., Wang, Y., Martonosi, M., Peh, L.-S. and Rubenstein, D.: Energy-Efficient Computing for Wildlife Tracking: Design Tradeoffs and Early Experiences with ZebraNet, *ACM SIGOPS*, pp.96–107 (2002).
- 9) Kumar, P., Kuri, J., Nuggehalli, P., Strasser, M., May, M. and Plattner, B.: Connectivity-aware Routing in Sensor Networks, *IEEE SensorComm*, pp.14–20 (2007).
- 10) Leguay, J., Friedman, T. and Conan, V.: DTN Routing in a Mobility Pattern Space, *ACM SIGCOMM Workshop on Delay-Tolerant Networking*, pp.276–283 (2005).
- 11) Lenders, V., May, M. and Plattner, B.: Density-based vs. Proximity-based Anycast Routing for Mobile Networks, *IEEE INFOCOM*, pp.1–13 (2006).
- 12) Lindgren, A., Doria, A. and Schelen, O.: Probabilistic Routing in Intermittently Connected Networks, *Lecture Notes in Computer Science*, Vol.3126, pp.239–254 (2004).
- 13) Liu, H., Zhang, Z.-L., Srivastava, J. and Firoiu, V.: PWave: A Multi-source Multi-sink Anycast Routing Framework for Wireless Sensor Networks, *Lecture Notes in Computer Science*, Vol.4479, pp.179–190 (2007).
- 14) Malkin, G.: RFC2453: RIP Version 2 (1998).
- 15) Merugu, S., Ammar, M. and Zegura, E.: Routing in Space and Time in Networks with Predictable Mobility, Technical Report, Georgia Institute of Technology (2004).
- 16) Moy, J.: RFC2328: OSPF Version 2 (1998).
- 17) Perkins, C., Belding-Royer, E. and Das, S.: RFC1058: Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing (2003).
- 18) Rosen, E., Viswanathan, A. and Callon, R.: RFC3031: Multiprotocol Label Switching Architecture (2001).
- 19) Spyropoulos, T., Psounis, K. and Raghavendra, C.S.: Spray and Wait: An Efficient Routing Scheme for Intermittently Connected Mobile Networks, *ACM SIGCOMM Workshop on Delay-Tolerant Networking*, pp.252–259 (2005).
- 20) Vahdat, A. and Becker, D.: Epidemic Routing for Partially-Connected Ad Hoc Networks, Technical report, Duke University (2000).

付 録

この付録では、経路にループが生じないこと、および、ポテンシャル値の収束に関する証明を行う。ノード間の接続状態に応じてポテンシャル値はダイナミックに変化するため、すべてのノードの行動モデルに対して、網羅的に証明することは不可能である。なお、収束値に関する厳密な証明は本論文の範囲を越えると判断し、簡潔な証明にとどめる。

本論文では、短時間という条件の下で、経路ループが発生しないことを示し(定理1)、トポロジが安定的に接続されているといった限定的な条件のもとポテンシャルの収束値について述べ、簡単な証明を行う(定理2)。

定理1: 短時間にメッセージがループする経路は発生しない

ただし、短時間とは、近似的にポテンシャルの変化がないものとして扱えることを表すものとする。

証明) 背理法により証明する。

今、経路にループがあると仮定しよう。つまり、 $x_1 \rightarrow x_2 \rightarrow \dots \rightarrow x_n (= x_1)$ の順でメッセージが配送されると仮定する。

式(3)より、 $V^d(x_1) > V^d(x_2) > \dots > V^d(x_n)$ が成立しなければならないが、 $V(x_n) = V(x_1)$ であるから、これは成立しえない。

ゆえに、経路にループが存在することはない。

定理2: ポテンシャル値の収束

ノード d から h ホップ目のノード集合を $hop_h(d)$ と定義するとき ($h \geq 0$)、トポロジが安定的に接続されているネットワークにおいては、 $n \in hop_h(d)$ のポテンシャル値 $V^d(n, t)$ に関して、

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \{V^d(n, t)\} = h \frac{\rho}{D} \quad (21)$$

となる .

証明) 帰納法により証明する .

$h = 0$ のとき ,

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \{V^d(n, t)\} = \lim_{t \rightarrow \infty} \{V^d(d, t)\} = 0 \quad (22)$$

$$h \frac{\rho}{D} = 0 \quad (23)$$

なので成立 .

$h = k$ のとき ($k \geq 0$)

式 (21) が成立する , すなわち , $hop_k(d)$ のノード i のポテンシャル値が ,

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \{V^d(i, t)\} = k \frac{\rho}{D} \quad (24)$$

となると仮定する . このとき ,

$h = k + 1$ の場合に

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \{V^d(j, t)\} = (k + 1) \frac{\rho}{D} \quad (25)$$

となることを証明すればよい (ここで , ノード $j \in hop_{k+1}(d)$ である) . さて , 式 (4) に代入した ,

$$V^d(j, t + 1) = V^d(j, t) + D \min_{l \in nbr(j)} \{V^d(l, t) - V^d(j, t)\} + \rho \quad (26)$$

から , まず収束値 γ の候補を求めよう . 収束状態においては ,

$$V^d(j, t + 1) = V^d(j, t) = \gamma \quad (27)$$

が成立するので , γ の候補値としては ,

$$\gamma = \gamma + D \min_{l \in nbr(j)} \{V^d(l, t) - \gamma\} + \rho \quad (28)$$

$$\min_{l \in nbr(j)} \{\gamma - V^d(l, t)\} = \frac{\rho}{D} \quad (29)$$

$$\gamma = \min_{l \in nbr(j)} \{V^d(l, t)\} + \frac{\rho}{D} \quad (30)$$

すなわち ,

$$\gamma = \lim_{t \rightarrow \infty} \left\{ \min_{l \in nbr(j)} \{V^d(l, t)\} \right\} + \frac{\rho}{D} \quad (31)$$

があげられる . もし , 一定時間後 (\Leftrightarrow ある時刻以降) に ,

$$\forall i \in hop_k(d), \forall m \in hop_{k+2}(d), V^d(i, t) < V^d(m, t) \quad (32)$$

となれば , $\min_{l \in nbr(j)} \{V^d(l, t)\}$ は $V^d(i, t)$ ($\exists i \in hop_k(d)$) となり , $V^d(i, t)$ は収束し , $0 < D < 1$ なので , $V^d(j, t)$ は γ に収束する . したがって , 式 (31) の第 1 項に関して ,

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \left\{ \min_{l \in nbr(j)} \{V^d(l, t)\} \right\} = \lim_{t \rightarrow \infty} \{V^d(i, t)\} = k \frac{\rho}{D} \quad (33)$$

なので , $V(j, t)$ の収束値は ,

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \{V^d(j, t)\} = k \frac{\rho}{D} + \frac{\rho}{D} = (k + 1) \frac{\rho}{D} \quad (34)$$

である (ここで $j \in hop_{k+1}(d)$ である) . ゆえに , $h = k + 1$ のときも , 成立することが示された .

なお , 一定時間後に , 式 (32) が成立することは , 次のようにして示される .

宛先 d から k ホップ以上のノードが持つポテンシャル値の最小値について考え , これが , 一定時間後に必ず k ホップ目のノードが最小値を与えるようになることを利用し , 証明する .

今 , 宛先 d から k ホップ以上のノードの集合を ,

$$Z^d(k) = \bigcup_{x \geq k} hop_x(d) \quad (35)$$

とする . $n \in Z^d(k)$ において , $V^d(n, t)$ を最小にする n を考える .

n が $Z^d(k + 1)$ に含まれる場合 : その n に対して , $V^d(n, t + 1) = V^d(n, t) + \rho$ が成立する . これは , 最小値を与えたノード ($Z^d(k + 1)$ にあった場合) は , 次の時間には ρ 分増加することを意味する .

n が $Z^d(k + 1)$ に含まれない場合 : この場合は , n が $hop_k(d)$ に含まれている場合と同値である . 次の時間においても , $n' \in hop_k(d)$ のノード n' ($n' = n$ の場合もある) が最小値を与える . これは , 式 (4) に従えば , $hop_k(d)$ のノードが $Z^d(k)$ 内で最小値を持てば $Z^d(k + 1)$ のノードのポテンシャル値は , それよりも小さくなりえないためである (証明省略) .

上記の 2 つから , 最終的には , $hop_k(d)$ のノードが最小値を持つようになり , $hop_k(d)$ のノードのポテンシャル値は , 仮定により $k \frac{\rho}{D}$ に収束する . この状態になると , 式 (4) に従え

ば, $Z(k)$ のノードで $hop_k(d)$ 以外のノードは, この値をとることはない (証明省略). したがって, 上記の式 (32) は成立する.

ゆえに, $h = k + 1$ の場合も成立する.

以上, 数学的帰納法により, 定理 2 の成立することは証明された.

(平成 20 年 12 月 25 日受付)

(平成 21 年 6 月 4 日採録)

推薦文

本論文は, ノード間の接続が不安定な環境下で効率良くメッセージ配送をするために, Potential-Based Routing の概念を導入した新しいルーティングプロトコルを提案している. ルーティングプロトコルとしての理論的な検討とともに, シミュレーション・実証実験を行いその特性を明らかにしており, MANET, 無線センサネットワークなどの研究に大きく寄与することが期待されるため, 論文誌の推薦論文としてふさわしい.

(マルチメディア, 分散, 協調とモバイル (DICOMO2008) シンポジウム
プログラム委員長 串間和彦)



落合 秀也 (学生会員)

昭和 58 年生. 平成 18 年東京大学工学部電子情報工学科卒業. 平成 20 年東京大学大学院情報理工学系研究科修士課程修了. 同年同大学院同研究科博士後期課程, 現在に至る. ファシリティマネジメントシステム, 広域センサネットワーク, 耐遅延ネットワークの研究に従事.



江崎 浩

昭和 38 年生. 昭和 62 年九州大学大学院工学系研究科電子工学専攻修士課程修了. 同年 (株) 東芝入社. 平成 2 年米国ニュージャージー州ベルコア社. 平成 6 年コロンビア大学客員研究員. 平成 10 年東京大学大型計算機センター助教授. 平成 13 年同大学大学院情報理工学系研究科助教授. 平成 17 年同大学院同研究科教授, 現在に至る. 工学博士 (東京大学).

MPLS-JAPAN 代表, IPv6 普及・高度化推進協議会専務理事, WIDE プロジェクトボードメンバ, JPNIC 副理事長, ISOC 理事.