

# ノードの移動フローを考慮した MANET 上での情報共有方式とその評価

山崎 亜希子, 梅津 高朗, 山口 弘純, 楠本 真二, 東野 輝夫

大阪大学 大学院情報科学研究科

**概要:** 本稿では, 市街地に構成される MANET において, 複数の移動端末間でデータを共有する手法 MoDA を提案する. MoDA ではユーザの移動経路の情報をもとに, どの移動端末からも指定値以下のホップ数でデータにアクセスできるように複製を配置する. 都市部における歩行者の現実に近い行動を容易に再現可能なネットワークシミュレータ MobiREAL を用いたシミュレーション実験により, パラメータの値を様々に変化させたランダムベースの散布と比較して, より少ない転送回数でデータへのアクセスホップ数が指定値以下になっており, 安定した性能が得られることを確認した.

## A Study on Mobile Data Management with Path-based Node Mobility

Akiko Yamasaki, Takaaki Umedu, Hirozumi Yamaguchi, Shinji Kusumoto, Teruo Higashino

Graduate School of Information Science and Technology, Osaka University

**Abstract:** We design a Mobility-aware DATA management (MoDA) scheme for mobile ad hoc networks (MANETs) composed by mobile nodes such as urban pedestrians and vehicles. By fully utilizing the knowledge about the trajectories of mobile nodes, MoDA determines how replicas of data are copied and transferred among mobile nodes to provide the required data accessibility. Experimental results have shown that MoDA could achieve the small number of data transfers among mobile nodes while keeping reasonable accessibility.

### 1 はじめに

広域無線通信の増大による周波数資源の枯渇に対し, ネットワークインフラの一部にモバイルアドホックネットワーク (MANET) を用いることが検討されており, 様々な研究が行われている. 広域もしくは固定ネットワーク基盤と MANET との相互接続環境が整えば, 十分な処理能力とストレージ容量を持つ移動端末を用いて, 地域情報などのデータの複製を複数の端末に保持し, MANET やそのゲートウェイを介して近隣の端末や他地域の端末へ情報を相互に利用するサービス (図 1) を提供することができる.

このようなサービスは広域の通信網をなるべく利用することなく対象地域の情報を容易に取得できるといった利点がある. しかし, 端末を所持する人や車といったユーザは移動するためネットワークのトポロジは頻繁に変化し, またデータを保持するユーザが領域外へ移動したりすることから, MANET におけるデータの管理は容易ではない. そのような環境において, データの複製を常に領域内に維持するためには, 端末間で適切にデータの交換を行う必要がある. その際には不要な通信のオーバーヘッドを避けるため, なるべくデータの転送が頻繁に行われないことが望ましいといえる.

本稿では主に市街地に構築される MANET にお

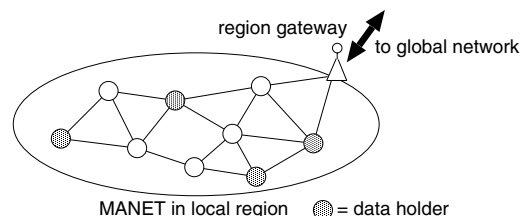
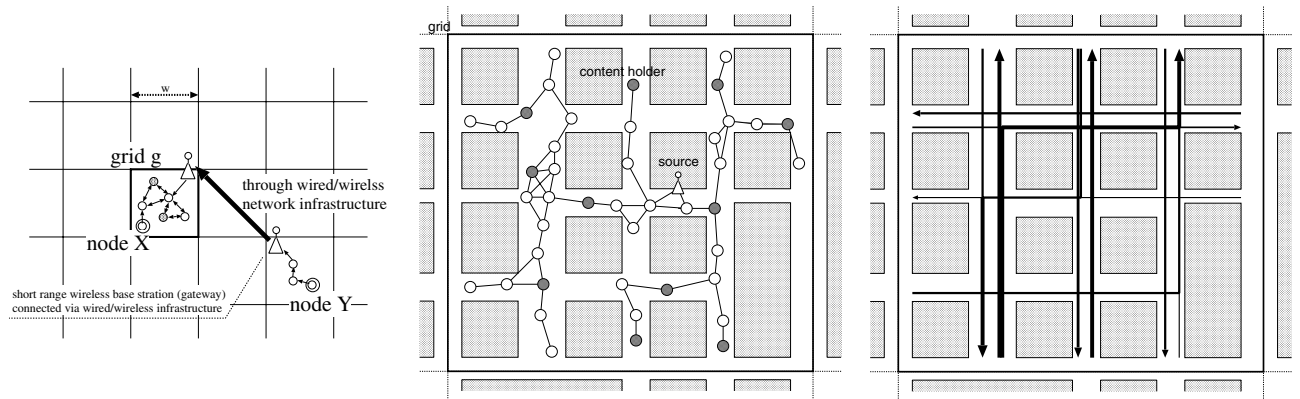


図 1: MANET によるデータ管理

る情報共有手法 MoDA (Mobility-aware DATA management) を提案する. MoDA ではどの移動端末も一定値以下のホップ数でデータにアクセスすることができるようにデータの複製を移動端末に配置する. そのために, どの地点において移動端末間でデータを複製するかを示す散布ポリシを, ユーザの移動経路 (フロー) をもとに決定する. 移動端末間のデータ転送数を最小にする散布ポリシの決定問題を集合被覆問題に帰着し, そのグリーディーアルゴリズムを用いて散布ポリシを効率よく決定する. ユーザの移動経路の情報はいくつかの地点で観測された密度から歩行者の移動経路を求める手法 [1] や, 交通量の予測手法などによって得ることができるものとする.

MANET におけるデータ管理手法の多くはノード移



(a) ネットワークアーキテクチャ (b) 期待ホップ数  $H$  を 2 としたときの グリッド内のデータ保持状態 (c) グリッド内のノードの移動経路集合

図 2: 想定するネットワーク環境と MANET でのデータ配置例

動の規則性（ある経路に沿った移動）を仮定していないか、利用していない [2, 3]。一方でノードの移動を考慮してメッセージの配送をスケジュールする方法もいくつか提案されている [4, 5] が、これらの方法は、汎用的なモビリティのもとで、ノードのマイクロな移動予測に基づきメッセージの伝達経路を決定している。また [6] では VANET において車の移動経路を考慮して効果的にメッセージを配送する方法を提案しているが、ここではメッセージの伝達時間を最小とすることを目的にしている。本研究ではこれらの研究とは異なり、移動ノードの経路を最大に利用して伝達に必要なノード間の通信の回数をなるべく少なくしつつ MANET 上のデータへのアクセス成功率をあらかじめ指定された水準に維持するデータ管理手法の提案を目的としている。

都市部における歩行者の現実に近いモビリティを容易に再現可能な MobiREAL シミュレータ [1, 7, 8] を用いたシミュレーション実験により、提案手法 MoDA がパラメータの値を様々に変化させたランダムベースの散布と比較して、少ない転送回数でデータへのアクセスホップ数が指定値以下になり、安定した性能が得られることを示した。

## 2 Mobility-aware Data Management

### 2.1 想定するアーキテクチャ

人、車などの移動ユーザ（以下、ノード）は GPS など、自身の位置を計測できる装置が備わった通信半径  $r$  の近距離無線端末を所持しているものとする。端末には店舗のデータなどの情報（コンテンツ）を保存する

ストレージを備えており、自ノードが保存しているコンテンツを他のノードに渡すことができる。図 2(a) に想定するネットワークの構成を示す。MoDA は対象領域を正方形のグリッドに分割し、それぞれのグリッド  $g$  内に関連づけられたコンテンツの複製を維持する。例えば、図 2(a) のノード  $X$  が現在位置しているグリッド  $g$  に関連するコンテンツを要求したとする。MANET を介して要求を受け取った近隣のノードがそのコンテンツを保持していればノード  $X$  に対してコンテンツを送信する。また、ノード  $Y$  のようにコンテンツが他のグリッドに関連するものである場合はその要求を各グリッドのゲートウェイを介してグリッド  $g$  へ転送するものとする。位置に関連するクエリの転送に関しては geocast [9] などが知られているため、本研究の対象外とし、本研究では各領域（グリッド）内でコンテンツを散布する方法についてのみ扱う。

MoDA ではグリッド  $g$  にあるコンテンツの固定発信元（以下、基地局とよぶ。例えばグリッドゲートウェイなどが考えられる）から配信されたコンテンツ  $C^g$  を維持し、 $g$  にいるすべてのノードが一定のホップ数（期待ホップ数  $H$ ）以内で  $C^g$  を受け取ることができるようにコンテンツを散布する方法を提案する。図 2(b) に例を示す。すべてのノードがコンテンツの複製を保持するノード（コンテンツホルダー）に 2 ホップ以内に到達できるように複製が配置されている。MoDA はこのようにコンテンツの複製が一定のホップ数（図 2(b) では  $H = 2$ ）以内に存在するような配置をノードの移動特性（モビリティ）を考慮して行う。

本研究では都市部での車や歩行者をノードとして想定している。1つ1つのノードは移動経路（移動フロー）に従って移動しており、ノード全体として図 2(c) のようないくつかの流れ（フロー集合）が発生していると

する。このノードのフローを用いて基地局がコンテンツを散布する方法を計算する。具体的にはあるフロー上のコンテンツホルダーがコンテンツを他のフロー上のノードへ転送する地点を決定する。全ての道路上にコンテンツホルダーが存在し、かつ、ノード間のコンテンツの転送回数を最小にするようなコンテンツの転送地点を2.3節で述べるアルゴリズムを用いて計算する。

コンテンツホルダーは移動しているため、グリッド  $g$  の外に移動してしまうとそのコンテンツホルダーの保持する複製が利用できなくなってしまう。そこで基地局からコンテンツを  $\frac{2 \cdot H \cdot \alpha \cdot r}{V_{ave}}$  ( $\alpha$  ( $0 < \alpha \leq 1$ ) は1ホップの平均距離,  $r$  は無線半径,  $V_{ave}$  はノードの平均速度) 時間ごとに定期的に散布することでコンテンツがグリッド  $g$  内において  $2H$  ホップで到達できる距離の間隔で存在するようになる。これにより2コンテンツ間にいるすべてのノードが  $H$  ホップ以下でコンテンツに到達できる。コンテンツにはコンテンツの散布方法 (以下, 散布ポリシー) を添付しておく。コンテンツホルダーはコンテンツに付属している散布ポリシーに従い, コンテンツの散布を行う。

## 2.2 問題設定

グリッド  $g$  を対象領域とし, 領域内においてコンテンツ  $C^g$  を一定のホップ数以内に取得できる散布ポリシーのうち, コンテンツを保持するノード数をなるべく少なくするような最適な散布ポリシーを決定する問題を定式化する。定式化するにあたって, コンテンツ  $C^g$  が複製を受信してからデータを破棄するまでの生存時間  $tll(C^g)$  (全ノード共通), 期待ホップ数  $H$ , 無線範囲  $r$ , 1ホップ内の平均受信範囲  $\alpha$ , モバイルノードの平均速度  $V_{ave}$  がわかっているものとする。

グリッド  $g$  の道路形状がグラフ  $G = (V, E, pos, v_0)$  にモデル化されて入力として与えられるとする。グラフの  $V, E \subseteq V \times V, pos, v_0 \in V$  はそれぞれ地点集合, 地点間を接続する辺 (部分道路) の集合, 地点から位置座標への写像, コンテンツの配信元の位置を表す。このグラフを道路グラフとよぶ。一般には道路の形状を表す道路地図が与えられることが多いと考えられるため, 与えられた道路地図から道路グラフを作成する手順を以下に示しておく。まず, 道路が交差している地点, 道路と領域の境界との交点, 道路の終端, コンテンツの配信場所の集合を  $V$  とする。次に2地点を結ぶ全ての部分道路の集合を  $E$  とする。このときいずれの辺の長さも  $V_{ave} \cdot tll(C^g)$  を越えないようにし, これより長い辺は新しく地点を追加して分割する。提案手法では, 複製を行う可能性のある地点をすべて  $V$  に含めていることを仮定している。したがって, 生存時間内の最大移動距離  $V_{ave} \cdot tll(C^g)$  を超える場合はこのように複製地点を辺の中間に設定する。

もう1つの入力としてノードの移動を表すフローの

集合  $F$  を与える。各フローは  $f_i = (fp_i, fr_i)$  の組で与えられ,  $fp_i$  はグリッド  $G$  上での移動経路を表す閉路なしの無向辺であり,  $V$  に属する地点の列で表現される。 $fr_i$  はフロー  $f_i$  のノード発生率である。簡単のため, それぞれのフロー  $f_i = (fp_i, fr_i)$  は双方向フローであり, 各方向のフロー発生率は  $fr_i$  の半分であるとする。また, 道路上の各辺 (部分道路)  $E$  は少なくとも1つのフローに含まれているとする。どのフローにも含まれていない辺が存在すればその辺は  $E$  から取り除く。

ここで, 各フロー  $f \in F$  を部分フローに分割したものを  $\bar{F}$  とする。例えばフロー  $f$  の地点の系列が  $v_i-v_j-v_k$  であったとすると,  $v_i-v_j, v_j-v_k, v_i-v_j-v_k$  が  $f$  の部分フローとなる。 $\bar{F}$  を  $F$  に属するフローの部分フローの集合とし,  $\bar{F}$  を  $F$  に属する全てのフローの全ての部分フローからなる集合とする。

以上の2つの入力を与えられた場合, 本稿で定義する散布ポリシー決定問題は, 散布ポリシーを表す木  $ST = (\bar{F}, IC)$  を出力とする。 $\bar{F} \subseteq F$  は  $F$  の部分フローの集合であり,  $IC \subseteq \bar{F} \times V \times \bar{F}$  は2つの部分フローとその2つの部分フローに共通する1つの地点の組の集合である。それぞれの組  $(\bar{f}_i, v, \bar{f}_j) \in IC$  はフロー  $f_i$  にいるノードが地点  $v$  に到着すればコンテンツをフロー  $f_j$  にいるノードに転送することを表している。これをノード間コピーと呼ぶ。ノード間コピー集合  $IC$  には少なくとも1つの  $(-, v_0, \bar{f}_k)$  を含まなければならない。これはコンテンツの配信場所  $v_0$  において基地局がコンテンツを配信することを表している。

得られた木  $ST = (\bar{F}, IC)$  をもとに散布ポリシーは以下のように決定できる。まず  $(-, v_0, \bar{f}_k) \in IC$  に基づき, 地点  $v_0$  で基地局がフロー  $f_k$  上のノードにコンテンツを配信する。次に  $(\bar{f}_i, v, \bar{f}_j) \in IC$  に基づいて,  $\bar{f}_i$  上のコンテンツホルダーが地点  $v$  に到着したら  $\bar{f}_j$  上のノードに対してノード間コピーを行う。このようにしてコンテンツ  $C^g$  は基地局からノード間で複製され,  $E$  に含まれる全ての道路上をコンテンツホルダーが移動していく。 $v_0$  にいる基地局がコンテンツ  $C^g$  を  $\frac{2 \cdot H \cdot \alpha \cdot r}{V_{ave}}$  時間ごとに配信すれば,  $C^g$  のコンテンツがグリッド  $G$  上の全ての道路上に  $2 \cdot H \cdot \alpha \cdot r$  間隔で存在する。このため, 理論上は2つの複製間にいる全てのノードの周囲は  $H$  ホップ以内にコンテンツホルダーが存在することになる。

$ST = (\bar{F}, IC)$  は次の条件を満たすように作成される。(i)  $E$  の各辺は  $\bar{F}$  中の1つの部分フローにしか含まれない。(ii)  $\bar{F}$  の部分フローはノード間コピーで接続されており, かつ, 閉路になっていない。これらの条件は  $ST = (\bar{F}, IC)$  がグリッド  $G$  上において  $v_0$  を根とし, 部分フローを辺, ノード間コピーを節とした木構造になるために必要である。グリッド  $G$  上のコンテンツをこの木に沿って運ぶことで情報を  $G$  の全域に行き渡らせることができる。このような  $ST = (\bar{F}, IC)$  の

中で  $|IC|$  が最小になるものが最適であるとする。最適な散布ポリシはノード間コピーを行う回数を最小にし、結果としてコンテンツホルダーの数を抑えることができる。

次節ではノード間コピーがなるべく少ない散布ポリシを得るためのアルゴリズムを示す。

## 2.3 アルゴリズム

本稿で提案するヒューリスティックアルゴリズムは NP 困難な問題として知られている集合被覆問題 (set cover problem)[10] のグリーディ解法を用いている。集合被覆問題は要素の集合  $U = \{1, \dots, n\}$  と  $U$  の部分集合の集合  $S = \{S_1, S_2, \dots, S_m\}$  から  $\bigcup_{i=1}^k T_i = U$  である要素数 (k) 最小の  $T = \{T_1, \dots, T_k\}$  を決定する問題である。

提案アルゴリズムでは道路集合  $E$  を全体集合  $U$  とみなし、全部分フロー集合  $\mathcal{F}$  を  $U$  の部分集合の集合  $S$  とみなすことで、 $\mathcal{F}$  の決定問題を集合被覆問題に帰着させる。集合被覆問題を解くアルゴリズムとして、空集合  $T = \emptyset$  から開始し、 $T$  に含まれていない  $U$  の要素を最も多く含む部分集合  $S_i$  から順に  $T$  に追加していき、すべての  $U$  の要素が  $T$  に含まれた時点で停止するグリーディ法を採用する。この方法では最大  $m$  ステップで解が求まる。

このグリーディ法を用いて  $|\overline{F}|$  が十分小さくなるような部分フローの集合  $\overline{F}$  を決定する。提案アルゴリズムでは全部分フロー集合  $\mathcal{F}$  を入力として与えるため、部分フローの集合  $\overline{F}$  に含まれるどの部分フローの組も辺を共有しない。これは  $ST = (\overline{F}, IC)$  の生成条件 (i) を満たす。また、ノード間コピーの集合  $IC$  は閉路ができないように  $|IC| = |\overline{F}| - 1$  になるまで  $IC$  の要素を 1 つずつ決定していく。コンテンツの配信は基地局から行うため、最初に  $v_0$  を含む部分フロー  $\overline{f}$  に対してノード間コピーを行う  $(-, v_0, \overline{f})$  を選択する必要がある。以上のアルゴリズムを用いて  $|IC|$  がなるべく小さく、条件を満たす散布ポリシ  $ST = (\overline{F}, IC)$  を決定する。

## 2.4 ノード間コピーの実装

ノード間コピー  $(\overline{f}_i, v, \overline{f}_j)$  は、(部分) フロー  $\overline{f}_i$  上にあるコンテンツホルダー (a) が地点  $v$  に到着した時にフロー  $\overline{f}_j$  上の他ノード (b) にコンテンツを送信する。それぞれのノードは自身の位置を知ることができるため、いつノード間コピーを行う必要があるかは知ることができる。しかし各ノードが自身および他ノードに関する移動フローの情報を知っているとは仮定することは現実的ではないため、各ノードが移動フローに関する情報は全く持たないものとする。

以下では、フロー情報を知らない状況でノード間コピー  $(\overline{f}_i, v, \overline{f}_j)$  の送信先であるフロー  $\overline{f}_j$  のノードにコ

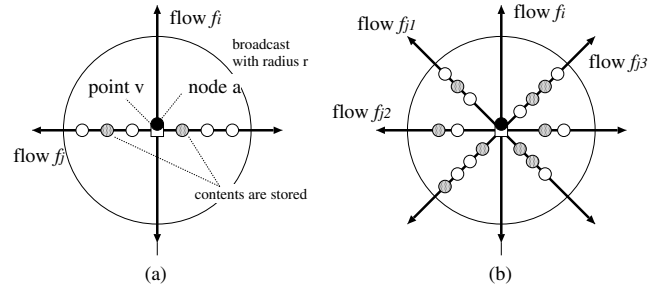


図 3: ブロードキャストによるノード間コピーの実現 (a) 単一フローの場合 (b) 複数フローの場合

ンテンツを送信する方法を提案する。コンテンツの配信元となる基地局は各ノード間コピー  $c_l = (\overline{f}_i, v, \overline{f}_j)$  について次の値  $m_l$  を知っているものとする。

$$m_l = fr_j \cdot \frac{d_j}{V_{ave}}$$

$fr_j$  は  $f_j$  のフローの発生率、 $d_j$  は  $v$  を中心とする無線半径  $r$  以内にある  $f_j$  の長さを表す。例えば図 3(a) では  $d_j = 2r$  となる。  $m_l$  は地点  $v$  から無線範囲内にあるフロー  $f_j$  上の推定ノード数を表している。そこで、コンテンツ  $C^g$  に、ノード間コピーを行う各地点の  $m_l$  を付加しておき、コンテンツを受信した各ノードは確率  $\frac{2}{m_l}$  (この確率を受信率と呼ぶ) でコンテンツを保存し、それ以外は受信したコンテンツを破棄するようにする。コンテンツを保存したノードは基地局が決定した散布ポリシに従ってノード間コピーを行う。確率  $\frac{2}{m_l}$  でコンテンツを保存することでノード間コピーの対象となるフロー  $f_j$  上の少なくとも 2 ノードがコンテンツを保存する。各フローは 2 方向のフローからなると仮定しているため、高い確率でいずれの方向に対してもコンテンツを散布できる。図 3(a) では  $m_l = 6$  の状況で、2 ノードがコンテンツを保存している様子を表している。

ある地点  $v$  においてフロー  $f_i$  上のノード  $a$  が  $c_1 = (\overline{f}_i, v, \overline{f}_{j_1})$ ,  $c_2 = (\overline{f}_i, v, \overline{f}_{j_2})$ , ...  $c_n = (\overline{f}_i, v, \overline{f}_{j_n})$  といったように複数のフロー上のノードに対してノード間コピーを行う場合は、すべてのフローにおいて少なくとも 2 ノードがコンテンツを保存するために、 $c_l (l = 1 \dots n)$  の中で  $m_l$  の最も小さな値を用いて受信率を設定する。図 3(b) では 3 つのフロー  $c_l (l = 1, 2, 3)$  に対してノード間コピーを行っている。この例では  $c_2 = (\overline{f}_i, v, \overline{f}_{j_2})$  である  $\overline{f}_{j_2}$  のフロー上のノード数が “4” と最も少ないため、ノード  $a$  は地点  $v$  での受信率を 0.5 に設定する。

確率による受信ノードの決定方法ではノード間コピーを行う予定のフロー以外のノードがコンテンツを保存することがある。対象外のノードにコンテンツが複製されてしまうことによるコンテンツホルダーの増加を抑えるため、各ノードは、散布ポリシとコンテンツを複製してからの自身の移動経路とを比較し、自身が散

布ポリシの対象外のフロー上に存在することが判明すればコンテンツを削除する。

なお、確実にフロー上のノードにコンテンツを複製するためには、いかなる時点でもノード間コピーを行う地点に対象としているフロー上のノードが存在する必要があることから、フロー発生率は一定の値以上でなければならない。フロー上の2ノードにコンテンツを複製するためには  $m_i \geq 2$  を満たす必要があり、これを満たさないフローは散布ポリシの決定時には除かなければならない。

また MoDA ではコンテンツを保持するノードの数を少なくするように散布ポリシを定めているが、グリッド内のコンテンツの種類が多い場合、コンテンツを保存するためのストレージ容量が不足する状況が発生する可能性がある。そのような場合、すでに受信しているコンテンツを含めた保存コンテンツ選択ポリシが必要となる。しかし、散布ポリシの性質上、基地局から配信されて間もないコンテンツが破棄されてしまうと以降のノード間コピーが行われず、コンテンツの複製が広く配布されない可能性が生じる。そのような状況を防ぐために、[11] で示されているような、コンテンツの発生時刻と場所によってコンテンツに重要度の重みを付け、重みが最も小さいコンテンツを削除する手法を採用する。

### 3 シミュレーション評価

**シミュレーション設定** 提案手法の性能を評価するためネットワークシミュレータ *MobiREAL* [1, 7, 8] を用いてシミュレーション実験を行った。500m×500m で道路が格子状になっている領域で、領域の境界の2頂点をランダムに選択してその最短経路をフローを14個作成し、各フローの発生率を領域内のノード数が約360になるようにランダムに設定した。ノードは作成したフローの発生率に基づいて生成され、フローの一端から生成してフローにしたがって移動し、他端へ到着すると消去される。

コンテンツ  $C^g$  の種類は1種類とし、基地局の位置を(A)領域の中央付近のフローが多く交わる地点、(B)領域の端のフローが少ない地点、の2つのシナリオで行った。全ノードの無線半径  $r$  を50m、ノードの平均速度を  $V_{ave} = 1.6m/s$  に設定した。また、期待ホップ数  $H$  を2、コンテンツの保持期間  $tll(C^g)$  を400秒、1ホップで到達できる割合  $\alpha$  を0.7に設定した。シミュレーション時間は1500秒、コンテンツの取得要求は5秒ごとにランダムに選択されたノードが行い、自身が保持していないコンテンツの取得要求を周囲にブロードキャストし、コンテンツホルダーからの要求の返答が到着した時の、コンテンツホルダーからのホップ数を計測した。

提案手法 MoDA との比較として、フローの情報を用いずにランダムにコンテンツを散布する ID(Intersection Distribution) 手法によるシミュレーションも行った。ID はコンテンツを受信してから最初に到着した交差点で確率(送信確率)  $P_{send}$  でコンテンツをブロードキャストする。MoDA と ID はともに2.4節で述べたブロードキャストモデルを用いているが、ID では交差点を通過する、発生率の最も大きいフロー上の2ノードがコンテンツを受信するように受信率  $P_{rcv}$  を設定する。この受信率を  $P$  で表す(したがって  $P$  の値は交差点によって異なる)。ここで、経路情報を用いた計画的散布が、送信確率や受信率のパラメータの値が適切に調節されたランダムベースの手法より性能がよいことを確認するため、ID での送信確率と受信率をそれぞれ変化させてシミュレーションを行った。送信確率  $P_{send}$  は0.6と0.2の2種類、受信率  $P_{rcv}$  は  $P, 0.75P, 0.5P, 0.2$  (固定値) の4種類、全体として8種類の ID のシミュレーションを行った。送信確率を  $P_{send} = a$ 、受信率を  $P_{rcv} = b$  とした時の ID を  $ID[a, b]$  と表記する。

またコンテンツの複製を行わず、すべてのリクエストを基地局から取得する手法 DS(Direct Source) によるシミュレーションも行った。これは基地局へ情報を要求した場合に必要なホップ数を計測するためである。

それぞれのシミュレーションシナリオではシミュレーション開始から200秒後から  $\frac{2 \cdot H \cdot \alpha \cdot r}{V_{ave}} = 87.5$  秒間隔で基地局からのコンテンツの配信を始め、シミュレーション開始から500秒から1500秒までのデータを計測した。全てのシナリオ、手法でのシミュレーションを5回ずつ実行し、各データの平均値を算出した。

**提案手法の妥当性の評価** シミュレーションでは(i)コンテンツホルダーまでのホップ数の平均、(ii)コンテンツホルダーの数、(iii)ノード間コピーの回数、を計測した。

これらのパラメータの値がどのようになれば効果があるかを判断する基準を以下に述べる。まず、コンテンツホルダーまでのホップ数はあらかじめ設定した期待ホップ数  $H$  を超えなければよい。したがって、コンテンツホルダーまでのホップ数の平均を  $\overline{hop}$  とすると  $\overline{hop} \leq H$  を満たすことが望ましい。コンテンツホルダー数は期待ホップ数でデータにアクセス可能な数だけ存在すれば十分なので、理論上は  $2 \cdot H \cdot \alpha \cdot r$  間隔でコンテンツホルダーが存在する状況が望ましいといえるため、理想値数は、道路の総延長距離を  $D$  とすると、 $\frac{D}{2 \cdot H \cdot \alpha \cdot r}$  となる。また、複数のコンテンツが存在する場合、他のコンテンツの保存を妨げることがなければ理想値数以上の端末がコンテンツを保持しても問題はないと考えられる。したがって、全体のノード数を  $N$ 、コンテンツ数を  $C$ 、端末の記憶容量(保持可能なコンテンツ数)を  $S$  とするとコンテンツホルダー数の上限は  $\min(\frac{N \cdot S}{C}, N)$  である。ノード間コピーは通信の

オーバーヘッドの削減のためには少ない方がよい。理論的には1回のノード間コピーで $n$ ノードにコンテンツが複製されると仮定すると、基地局からの1回の配信につき、期待ホップ数 $H$ を満たすのに最低限必要なコンテンツホルダー数 $\frac{D}{2 \cdot H \cdot \alpha \cdot r}$ にコンテンツを送信するには $\frac{D}{2 \cdot n \cdot H \cdot \alpha \cdot r}$ 回のノード間コピーが必要になる。

今回のシミュレーションでは $D = 4000$ ,  $H = 2$ ,  $N = 360$ ,  $C = 1$ ,  $S = 1$ ,  $n = 2$ と設定しているため、コンテンツホルダーまでのホップ数の平均は2以下、コンテンツホルダー数の理想値は28.5、上限は360、ノード間コピーの回数は14.3回(基地局からのコンテンツの配信は87.5秒ごとなので100秒につき16.3回)が最適だと考える。これらの値を参考にしてシミュレーション結果を考察する。

**結果と考察** シナリオAの結果を図4、図5、図6に、シナリオBの結果を図7、図8、図9に示す。それぞれの図の左側にはMoDA、DS、受信率0.2のIDの結果を、右側にはMoDA、DS、受信率0.6のIDの結果を表示している。

図4より、MoDAと送信確率が0.6のIDではホップ数の平均が期待ホップ数 $H = 2$ を下回っており、期待ホップ数はほぼ満たされている。送信確率が0.2のIDでは平均ホップ数が全体的に高く、期待ホップ数を満たしていないものもある。しかし、図6より、MoDAのノード間コピー数は最適値になっているのに対し、送信確率が0.6のIDのノード間コピー数は最適値よりも高い値になっている。また、図5、図6から、コンテンツホルダー数やノード間コピー数は同じID手法でも送信確率が0.6の場合のほうが、0.2の場合よりも多くなっており、同じ送信確率のIDでも受信率が高いほど多くなっている。このように、ID手法ではパラメータの設定によりホップ数、コンテンツホルダー数、ノード間コピー数のいずれもばらつきが発生している。

シナリオBの場合もシナリオAと同じく、IDのパラメータの値によるばらつきが発生している。シナリオBのMoDA、送信確率が0.2のIDはシナリオAよりも、ホップ数の平均が全体的に高く、コンテンツホルダー数、ノード間コピー数は低くなっている。これは基地局が領域の端に位置し、かつ、フローの少ない場所に設定しているため、シナリオAの時よりも領域の全体にうまく広がっていないためと考えられる。送信確率が0.6のIDがシミュレーションの経過によってコンテンツホルダー数が徐々に増え、ホップ数の平均が下がっているのは、ある時点でコンテンツホルダーが密度の高い地点に到着し、ノード間コピーを行ったためである。また、シナリオBのDSでの平均ホップ数がシナリオAよりも低いのは基地局周辺のノードにしかコンテンツの要求が返ってこなかったためである。

MoDAは2つのシナリオを通して安定した性能を達成しているのに対し、ID手法ではパラメータによるば

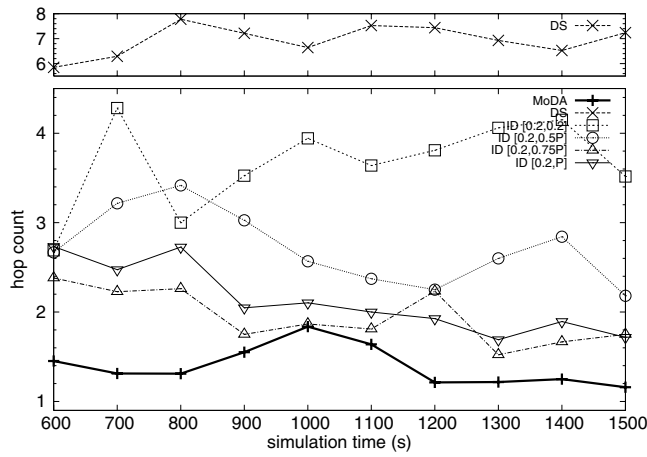
らつきが大きい。このように、ランダムな手法ではパラメータ設定に限界がある一方で、MoDAのような計画的散布の有効性が示されたといえる。

## 4 まとめ

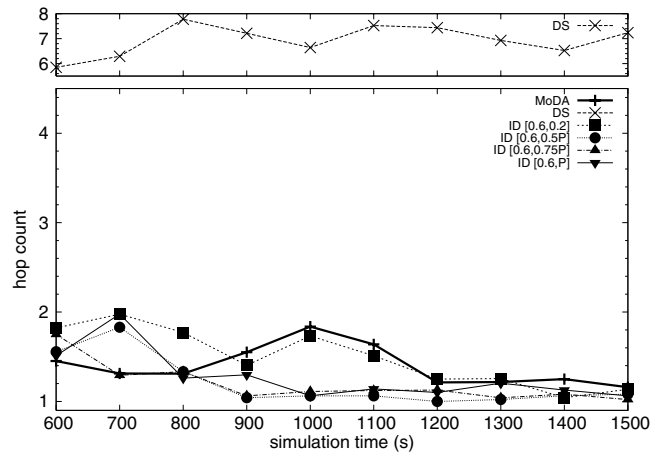
本稿ではノードの移動フローを用いたMANET上でのコンテンツの複製散布による情報共有方式を提案し、シミュレーションによりその有用性を評価した。パラメータの値を様々に変化させたランダムベースの散布と比較した結果、移動フローを考慮して情報を散布するほうが安定した性能が得られることを確認した。今後の課題としては複数のコンテンツが存在する場合でも提案手法が有効であることを評価していく予定である。

## 参考文献

- [1] 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*, pp. 151–158, 2005.
- [2] G. Karumanchi, S. Muralidharan, and R. Prakash. Information dissemination in partitionable mobile ad hoc networks. In *Proc. of IEEE Symp. on Reliable Distributed Systems*, 2000.
- [3] T. Hara. Replica allocation methods in ad hoc networks with data update. *Mobile Networks and Applications*, Vol. 8, No. 4, pp. 343 – 354, 2003.
- [4] Q. Li and D. Rus. Sending messages to mobile users in disconnected ad-hoc wireless networks. In *Proc. of Mobicom*, pp. 44–55, 2000.
- [5] D. Niculescu and B. Nath. Trajectory based forwarding and its applications. In *Proc. of Mobicom*, 2003.
- [6] H. Wu, R. Fujimoto, R. Guensler, and M. Hunter. MDDV: a mobility-centric data dissemination algorithm for vehicular networks. In *Proc. of ACM VANET 2004*, pp. 47–56, 2004.
- [7] 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 IEEE MAS-COTS2005*, pp. 499–502, 2005.
- [8] MobiREAL web page. <http://www.mobireal.net>.
- [9] M. Mauve, J. Widmer, and H. Hartenstein. A survey on position-based routing in mobile ad hoc networks. *IEEE Network Magazine*, Vol. 15, No. 6, pp. 30–39, 2001.
- [10] S. S. Skiena. *The Algorithm Design Manual*. Springer-Verlag, 1998.
- [11] B. Xu, A. Ouksel, and O. Wolfson. Opportunistic resource exchange in inter-vehicle ad-hoc networks. In *Proc. of 2004 IEEE Int. Conf. on Mobile Data Management (MDM2004)*, pp. 4–12, 2004.

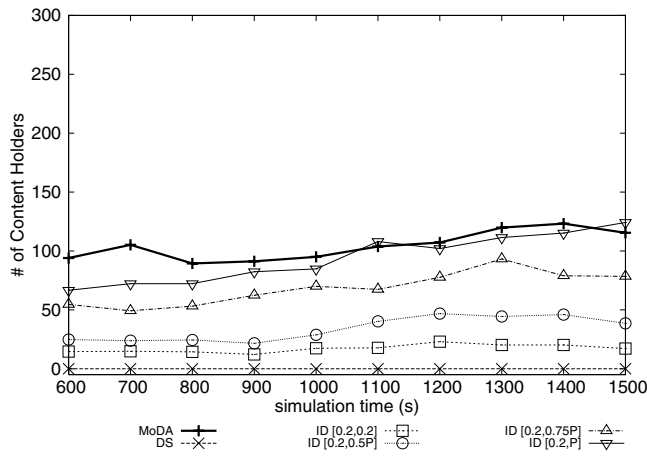


(a) MoDA, DS, ID (送信確率 0.2)

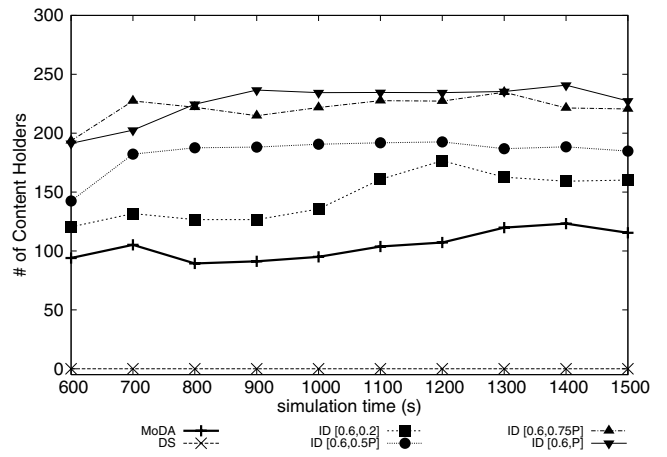


(b) MoDA, DS, ID (送信確率 0.6)

図 4: コンテンツホルダーまでの平均ホップ数 (シナリオ A)

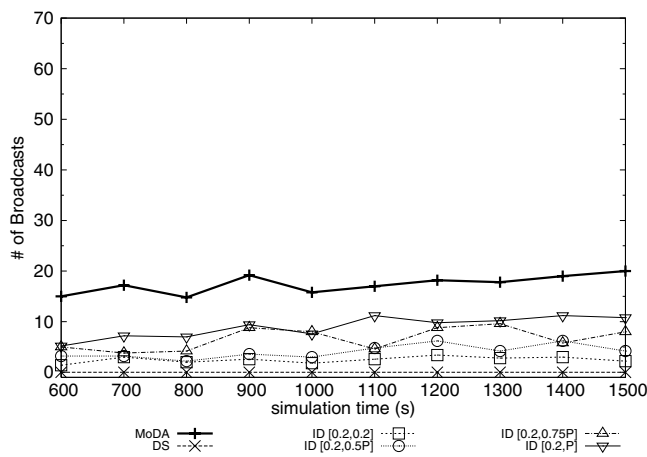


(a) MoDA, DS, ID (送信確率 0.2)

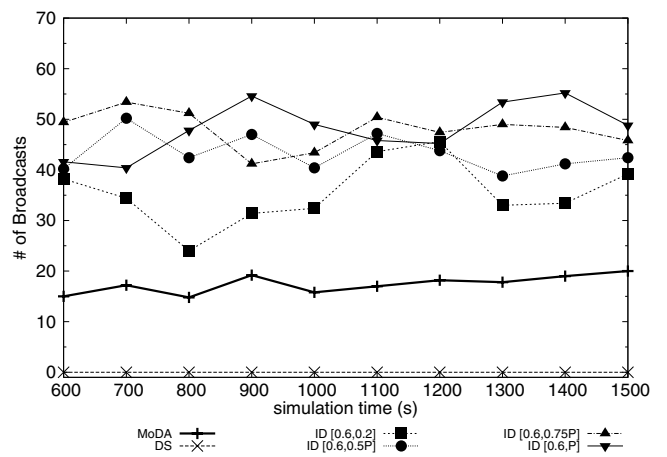


(b) MoDA, DS, ID (送信確率 0.6)

図 5: コンテンツホルダー数 (シナリオ A)

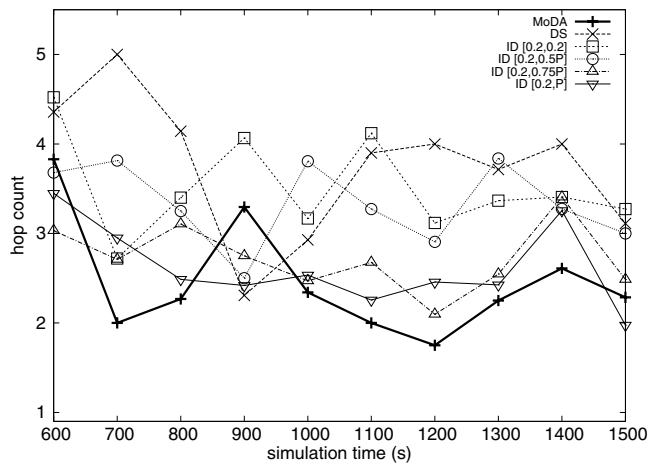


(a) MoDA, DS, ID (送信確率 0.2)

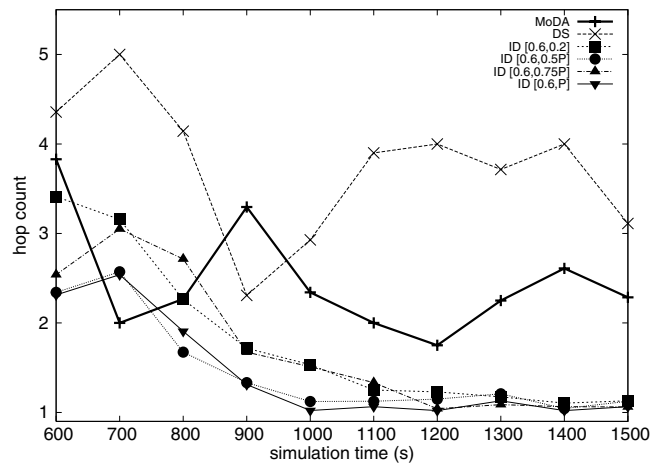


(b) MoDA, DS, ID (送信確率 0.6)

図 6: ノード間コピー数 (シナリオ A)

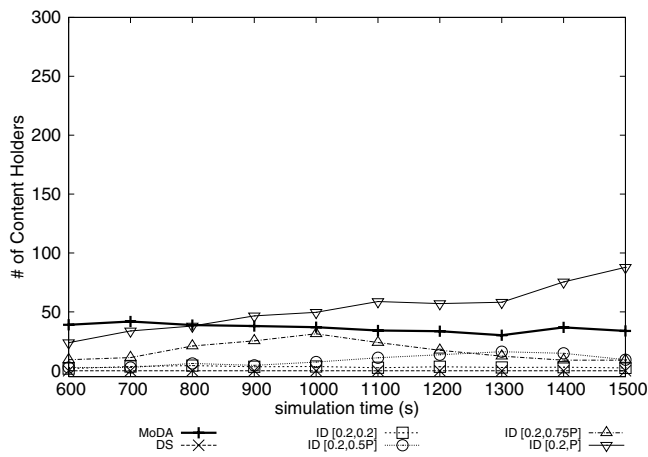


(a) MoDA, DS, ID (送信確率 0.2)

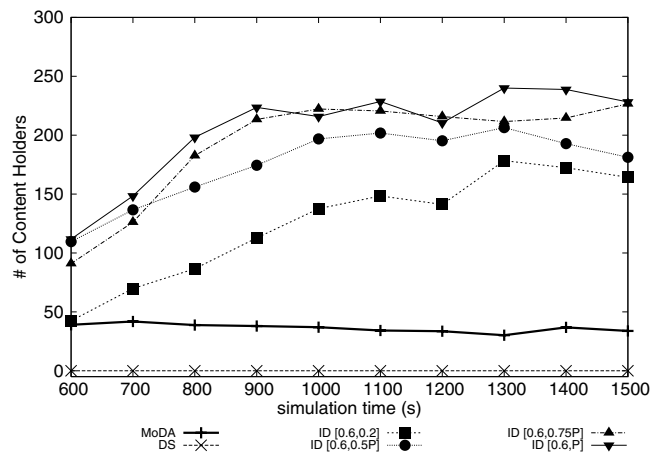


(b) MoDA, DS, ID (送信確率 0.6)

図 7: コンテンツホルダーまでの平均ホップ数 (シナリオ B)

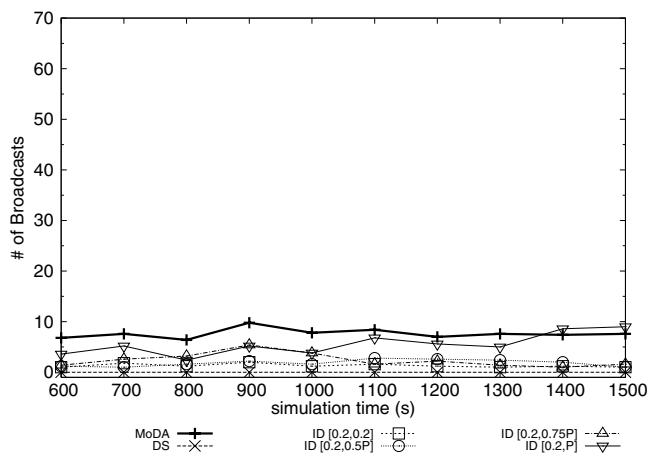


(a) MoDA, DS, ID (送信確率 0.2)

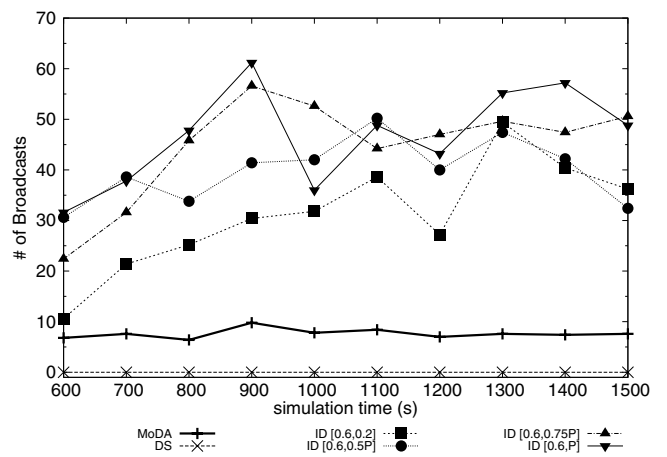


(b) MoDA, DS, ID (送信確率 0.6)

図 8: コンテンツホルダー数 (シナリオ B)



(a) MoDA, DS, ID (送信確率 0.2)



(b) MoDA, DS, ID (送信確率 0.6)

図 9: ノード間コピー数 (シナリオ B)