

無線アドホックネットワークにおける位置依存情報複製配置手法

土田 元^{†a)} 沖野 智幸^{††} 田森 正統^{†††} 渡辺 尚^{††††}
 水野 忠則^{††††} 石原 進^{†††††b)}

A Replica Distribution Method of Data Associated with Location
 on Wireless Ad Hoc Networks

Gen TSUCHIDA^{†a)}, Tomoyuki OKINO^{††}, Masahiro TAMORI^{†††},
 Takashi WATANABE^{††††}, Tadanori MIZUNO^{††††}, and Susumu ISHIHARA^{†††††b)}

あらまし 無線アドホックネットワークでは、端末の移動や無線リンクの状態の変化により、トポロジーの変化が頻発し端末間の接続性が保証されない。このため、別の端末が保持するデータに対してアクセスが不可能な状況が起きてしまう。このような問題の解決方法として各端末がもつデータの複製をほかの端末にもたせる複製配布方式が提案されている。本論文ではアドホックネットワーク上で位置に関連づけられた情報の複製配置手法を提案する。提案手法では位置に依存したデータをサーバレスのアドホックネットワークで扱うことを前提として、利用されるデータが Geocast によってアクセスされることを想定し、各端末は位置依存のデータを生成後、データの複製をデータ発生源周辺に配置する。配布された複製を保持するために、移動端末はより多くの記憶領域を必要とするが、複製配布を行う範囲と複製密度を調整することで複製の過剰な配布を防止する。更に提案手法では、配布された位置依存データが、データ発生源周辺からなくなることを防止するために、データ応答時に複製の再配置を行う。本手法の特性を確かめるために複数のデータ要求モデルを用いたシミュレーションを行った。評価の結果、提案手法を用いることで少ない記憶領域で位置依存情報に対するアクセス成功率を高めることができることを確認した。

キーワード アドホックネットワーク、複製配置、位置依存情報、データ要求モデル、Geocast

1. ま え が き

近年、無線移動端末などを用いて通信インフラのない場所に一時的にネットワークを構築できる無線アドホックネットワークが注目されている [1], [2]。この応

用として筆者らは移動端末を用いてアドホックネットワークを構築し、詳細な地域情報を収集するシステムを検討している。このようなシステムの利用場面の例としては、通信インフラに依存しない車々間通信による道路交通情報や街角情報の流通、あるいは災害復旧や救助活動など、通信インフラを使用できない場所で多くの作業員が協力して場所に依存した情報を収集・交換しながら作業を進める際の情報流通などが挙げられる。以降、移動端末が収集する特定の位置に関連づけられた情報を位置依存情報と呼ぶ。

位置依存情報の利用例として、空間に位置依存情報をタグとして保存し、仮想空間と現実空間をつなげる Space Tag [3] がある。Space Tag は特定の場所にだけ情報を発信したいときに空間にタグを付け、携帯端末をもった情報利用者がその位置に移動するとタグにある情報を入手できる。アドホックネットワークを利用すれば、このようなアプリケーションを固定の通信インフラに依存せずに利用するという応用が考えられ

[†] 静岡大学大学院理工学研究科, 浜松市
 Graduate School of Science and Engineering, Shizuoka University, 3-5-1 Johoku, Hamamatsu-shi, 432-8561 Japan

^{††} 三菱電機情報ネットワーク株式会社, 東京都
 Mitsubishi Electric Information Network Corporation, 1-4-4 Kojimachi, Chiyoda-ku, Tokyo, 102-8483 Japan

^{†††} ソニー株式会社, 東京都
 Sony Corporation, 6-7-35, Kita-Shinagawa, Shinagawa-ku, Tokyo, 141-0001 Japan

^{††††} 静岡大学情報学部, 浜松市
 Faculty of Information, Shizuoka University, 3-5-1 Johoku, Hamamatsu-shi, 432-8011 Japan

^{†††††} 静岡大学工学部, 浜松市
 Faculty of Engineering, Shizuoka University, 3-5-1 Johoku, Hamamatsu-shi, 432-8561 Japan

a) E-mail: gen@ishilab.net

b) E-mail: ishihara@ishilab.net

る。また、車々間通信における利用も考えられる。例えば、文献 [4] では事故の発生状況や渋滞状況、道路脇の様子など、ドライバーからの関心度の高い情報を車々間通信で交換するアプリケーションに関する提案が行われている。本論文では、このように、

(1) 広い範囲にわたって多数の端末がこのシステムを使う。

(2) 固定のサーバを利用できない、若しくは固定のサーバへのアクセスが制限される。

(3) 情報の有効な時間が短く、かつ情報がその発生位置に関連づけられている。

という環境において、アドホックネットワーク上における位置依存情報の収集・共有を効率的に行うための複製配布手法とその管理のための手法を提案する。

個々の移動端末が収集するデータに他の端末からアクセスするためには、一般に、それらデータをあらかじめ決められたサーバに格納するか、あるいはそのデータを保持する端末を特定できるようにディレクトリサービス等を用いて登録する必要がある。しかし、一時的に構成されたアドホックネットワーク上で固定のデータ登録用のサーバを用意するのは現実的ではない。また、仮にデータサーバがあったとしても、アドホックネットワークの性質上、端末の移動や無線リンクの状態の変化によって端末間の接続性は保証されないため、ネットワークの分断によるネットワークポロジの変化によって、ある時点では利用できた自分以外の端末に存在する情報が、別の時点では利用できないという状況が発生する可能性がある。

そこで、アドホックネットワーク上である端末が取得したデータの複製を別の端末にもたせることでデータ可用性を高く保つ手法が提案されている [5] ~ [10]。原は文献 [5] で端末ごとのアクセス頻度が既知のデータに対して、アドホックネットワーク上の端末にネットワークポロジとアクセス頻度に応じて定期的に複製を配置する数種類の手法を提案している。また、後にデータの更新への対応 [6] やリンクの状態に応じて複製の配置先を決定する拡張 [7] を行っている。Caoらは文献 [8] でサーバと要求者の経路上にある端末がデータの複製をもつ端末への経路、あるいはデータそのものをキャッシュする手法を提案している。Chenらは文献 [9] でグループ内で利用可能なデータの定期的な広告によりデータの存在を明らかにし、更にネットワークの分断を予測して複製を行うことでデータの可用性を向上する手法を提案している。Sailhanら

は文献 [10] でルーチングプロトコルに Zone Routing Protocol (ZRP) [11] を利用したアドホックネットワークにおける Web キャッシングの方式を提案している。

対象とする情報が位置依存情報である場合、情報の所有者をネットワーク上で特定できなくても、これらの情報を保持する端末が情報に関連づけられた位置周辺に存在するならば、この位置周辺に存在する端末に問合せを行うことで、目的とする情報を入手できる。特定の場所にいる複数の端末にパケットを転送する技術であるアドホックネットワーク上の Geocast [12] ~ [14] を用いればこのような問合せは実現可能である。しかし、アドホックネットワークにおいては、端末の移動によって位置依存情報を保持する端末とそのデータを要求している端末との間の接続性が失われたり、位置依存情報を保持している端末がその情報の生成位置周辺から動くことで、Geocast によって転送された問合せを受信できなくなる状況が発生する。

そこで本論文では、アドホックネットワーク内の位置依存情報を Geocast によるメッセージ転送によって探索を行うことを前提とし、ネットワーク分断に対してロバストに要求に対する応答を生成するために (i) 位置依存情報の複製をその情報の発生時に投機的に複数の端末に配布する手法と、(ii) その複製を動的に再配置する手法を提案する。更に各手法において、(iii) 複製の密度をホップ数と位置情報を用いて制御する。本手法はデータへのアクセス頻度が既知であることを前提とする [5]、データのオリジナルの提供者が既知であることを前提とする [8]、[10] とは性質が異なる。[9] の手法は、端末同士が利用可能なデータリストを定期的に交換するものであり、各端末がどのデータをもっているかが既知であるため、情報が発生した位置をキーとして Geocast で情報の探索を行う我々の手法とは性質が異なる。

本論文で提案する位置依存情報の利用形態は、非構造型トポロジをもつピュア P2P 型ネットワークの一種であるといえる。すなわち、データの配置先はネットワークアドレス空間や固定されたネットワークポロジに対応して決められるものではなく (= 非構造型)、データの保持端末を特定するために固定されたサーバを用いない (= ピュア P2P)。非構造型トポロジをもつピュア P2P 型ネットワークで一般的に用いられる複製配布の手法として、Gnutella で用いられているオーナ複製法、Freenet で用いられているパス複製法がある。オーナ複製法は、要求の送信元がデー

タ受信時にその複製を自身に配置する手法であり、パス複製法は応答メッセージの経路上の端末に複製を配置する手法である。両手法ともに、本論文で想定する環境にそのまま適用可能である。特にパス複製法は、提案手法における複製の再配置に似ているが、提案手法では投機的複製配布によっていったんアクセスが成功する以前に複製を配置することでアクセス頻度の偏りが小さい場合にもより高いアクセス成功率を見込める。更にホップ数と位置情報による複製密度の制御により、Geocast によるアクセスがなされるような環境において過度の複製配置を防ぐ。Cohen らは文献 [15] において、ネットワーク全体における複製数の比をアクセス頻度の平方根の比と等しくする平方根配置モデルに基づいて複製を配置することで、非構造型トポロジーをもつ P2P ネットワークにおいてフラッディングによるデータ探索時のホップ数の平均を最小にできることを証明している。また、Lv らは文献 [16] において、パス複製法がオーナ複製法や、複製をランダムに配置するランダム複製法に比べて、データの複製数の配置を平方根配置に近づけることができることを示している。

以下、2. では本論文で提案する複製配置手法について述べ、3. では提案手法の特性を確かめるためのシミュレーションモデルについて述べる。4. でシミュレーション結果について述べ、5. で本論文をまとめる。

2. 位置依存情報複製配布方式

本章では、提案する複製配置手法の詳細について述べる。

2.1 想定環境

本論文では、以下の環境を想定する。

- 各端末は現在位置を GPS で取得する。
- アドホックネットワークにおいて複数の端末が自由に移動し、情報の収集、交換を行う。
- 固定のデータサーバは存在しない、各端末は目的とする位置依存情報をもっているホストの特定はできない。
- 各端末は、目的とする位置周辺の情報をもっていない場合に、その位置の周辺にいる複数の端末へ Geocast により要求を行う。
- 各端末の記憶領域は制限されている。

2.2 投機的複製配布

アドホックネットワークの分断が起きるような状況であっても、Geocast で転送される位置依存情報への

要求に対して、高いアクセス成功率を保つため、提案手法では移動端末は位置依存情報の生成後直ちにその複製を周辺の端末に配布する。

複製をより多くの端末に保持させることで、複製された情報に対して高いアクセス成功率が期待できる。しかし、より多くの記憶領域と複製配布のためのトラヒックを必要とする。このため、複製の配布先を適切に選択することで、より少ない記憶領域、トラヒックで高いアクセス成功率を得ることが提案方式の目標である。

具体的な複製の配布手順を以下に示す (図 1)。この方式では、複製を情報発生源の端末から数ホップおきに配置するので、以下、提案手法を Skip Copy 方式 (SC 方式) と呼ぶ。

(1) 移動端末がある場所 o で位置依存情報を生成すると、そのデータの発生位置、データ固有の ID、並びにホップ数 $h = 0$ を付加して複製をフラッディングする。

(2) 移動端末 i が隣接端末より位置依存情報の複製を受信すると、それに付加されている h をインクリメントする。このとき、あらかじめシステム全体で決められたパラメータ s に対して、 $h \bmod s = 0$ を満たし、かつ端末 i と情報発生源の位置 o との間の距離 \overline{oi} がパラメータ R に対して $\overline{oi} < R$ を満たすとき、端末 i は受信した複製を保持する。以下、 s を複製配布スキップパラメータ、 R を複製配布半径と呼ぶ。 s と R を調節することで、複製の配布密度と配布範囲を制御することができる。

(3) 以下 (2) を繰り返す。ただし、過去に一度受け取った複製と同じ ID をもつ複製を受信した場合は、受信した複製は転送しない。また、新しい複製の保持のための記憶領域が残っていない場合、使用頻度の低いデータを破棄して、新しい複製を保持する。

使用頻度の低いデータを破棄する具体的な手法としては、Least Recently Used (LRU) 法や過去のキャ

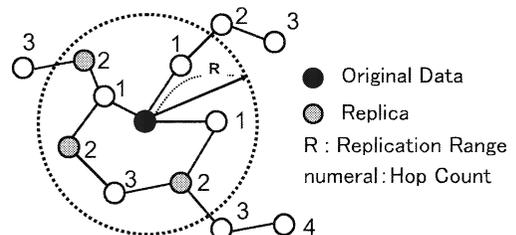


図 1 SC 方式 ($s = 2$) による複製配布
Fig. 1 Replica distribution for SC method. ($s = 2$)

シユの利用回数を用いる方法などが存在するが、今回の評価では複製破棄のルールに LRU 法を用いるものとした。なお、LRU 法に従って選出された破棄対象が複数となる場合は、情報発生源からの距離が遠いものを破棄する。

2.3 複製の再配置

複製を複数の端末に配布しても、複製を保持した端末が複製配置時にいた場所から移動すると、複製も情報発生源から離れてしまう。この結果、情報発生源周辺に複製を保持した端末がいなくなることで、Geocast によって転送される要求メッセージにこたえることのできる端末が存在しなくなるため、アクセス成功率が下がることになる。この防止策として複製の再配置を導入する。複製データの配布後、その複製が他の端末による要求に対する応答として配送されたときに、その配送経路上にある適切な端末へ複製を再配置する。こうすることで、端末が移動しても、位置依存情報は、情報発生源周辺にとどまり続けることになる。

複製の再配置にあたっては、初期複製配布時と同様に、SC 方式のルールに従って再配置先を決定する。複製再配置に利用するスキップパラメータを s_r とすると、応答を中継する端末において、応答を返送した端末からのホップ数 h' が $h' \bmod s_r = 0$ を満たし、かつ中継端末とデータ発生源との間の距離が R_r 以下である場合に、応答中継端末は複製を保持する (図 2)。ここで、 R_r は複製の再配置における複製配布半径である。なお、今回の評価では、 $s = s_r$ 、 $R = R_r$ とした。

3. シミュレーションモデル

提案する位置依存情報複製配置方法について、シ

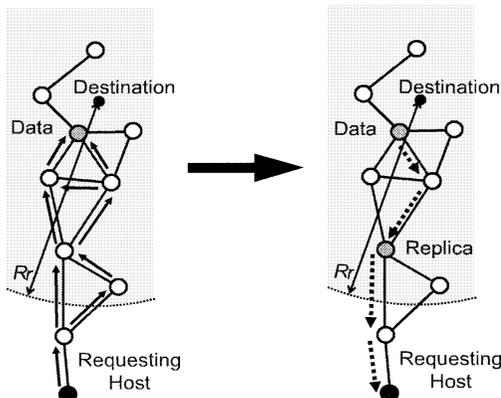


図 2 複製の再配置
Fig. 2 Relocation of replicas.

ミュレーションによる評価を行った。本章ではそのためのモデルについて説明する。シミュレータとして GloMoSim [17] を用い、提案方式に基づく位置依存情報複製配布機構をアプリケーション層のモデルとして実装した。

3.1 シミュレーションモデル

1000 [m] × 1000 [m] の二次元平面上に 100 台の移動端末が存在すると仮定する。このうち 50 台は、以下で説明するデータ生成及び後述するデータ要求モデルに従って動作させる。残りはデータの中継及び複製配布方式のルールに基づく複製データの保持のみを行う。

MAC 層プロトコルには IEEE802.11 を用い、通信帯域幅を 2 [Mbit/s]、通信可能半径を 100 [m] とした。要求、応答、複製配布、すべての通信は UDP ブロードキャストで行うものとした。ルーティングはアプリケーションレベルで行われ、アドホックネットワーク用の IP ルーティングプロトコルは使用していない。これは、各メッセージを中継する端末が応答に必要な複製を保持しているかの判定、及び複製の配置の判定を行うための処理をアプリケーションレベルで扱う必要があるためである。

3.1.1 移動モデル

各端末は移動領域内をランダムウェイポイントモデル [18] で移動するものとした。移動速度は 0 ~ 2 [m/s] とし、PauseTime = 3 [s] とした。端末の初期位置はランダムに決定した。

3.1.2 データ生成モデル

位置依存情報の取扱いを容易にするため、シミュレーション上の移動領域を正方形の領域に等分割し、端末はその現在位置をカバーする領域の中心に関連づけられたデータを取得する。端末は以下で述べるデータ生成モデルに従って現在位置に関連するデータを取得し、後述するデータ要求モデルに従って他の領域に関連したデータをアドホックネットワークを介して要求する。

移動領域の分割サイズは 100 [m] とした。したがって 100 箇所から異なるデータが発生することになる。本評価ではこれらのデータの更新を考慮しないこととした。すなわち、ある時刻 t_1 に端末 i が取得した領域 A に関するデータと別の時刻 t_2 に他の端末 j が取得した領域 A に関するデータは同じものとして扱う。各端末は最大 N 個の位置依存情報を保持することができる。シミュレーションの初期状態ではどの端末もデータを保持していない。

データ生成を行う端末は平均 60 秒のポアソンモデルに従い、そのとき端末自身が存在するセルに関するデータを取得する。取得されるデータは、端末の存在するセルの中心位置と発生時刻をパラメータとしてもち、UDP、IP ヘッダを含めて 1500 Byte のパケットで配送されるものとする。各端末はデータを取得後直ちに近隣の端末へ複製を配布する。

3.1.3 データ要求モデル

半数の端末は平均 60 秒のポアソンモデルに従ってデータ要求を行う。データ要求パケットは目的データが存在する位置をキーとしてもち、サイズは UDP、IP ヘッダを含めて 128 Byte とした。

データ要求を行うあて先の位置の発生頻度は、使用環境によって大きく異なると予想される。例えば車々間通信で使用する場合、ある場所で発生したデータ、具体的にはある場所で起きる事故や渋滞の情報、デパートの宣伝等にアクセスが集中することが考えられる。歩行者同士の口コミ情報や広告の配信などにおいて使用する場合、自身が移動可能な場所に対する問合せを行うことが予想される。そこで、データ要求の発生モデルには (a) 近隣優先モデル、(b) 一様アクセスモデル、(c) 人気スポットモデルの三つを用意した。

(a) 近隣優先モデル (図 3(a))

近隣優先モデルでは、データの要求は Zipf の法則 [19] に従い、要求を行う端末の現在位置に近い領域に関する情報に対して高い確率で要求を発生するものとする。データ要求を行う端末に対して、 r_i を端末とデータ d_i の発生した領域 i の中心との距離、データが発生する領域数を n とすると、データ d_i に対する要求確率は以下の式のように表される。

$$P(i) = \frac{1/r_i^\theta}{\sum_{j=1}^n 1/r_j^\theta} \quad (0 \leq \theta \leq 1) \quad (1)$$

θ は調整係数である。式 (1) において、 θ が 1 に近づくほどより近隣で発生したデータを優先的に要求する。今回のシミュレーションでは $\theta = 1$ とした。このモデルでは、レスキュー隊員による近くの危険地域等の探索や、運転者による道路沿いの情報収集等の場面を想定している。

(b) 一様アクセスモデル (図 3(b))

すべての領域に対応するデータに対し、同じ確率で要求を発生させる。式 (1) において $\theta = 0$ とすると一様アクセスモデルとなる。このモデルは他のモデルとの比較用に用いた。

(c) 人気スポットモデル (図 3(c))

全体のうち特定の数の%の領域に対して要求を発生する確率が高いものとし、確率 P_h で人気のある領域のいずれかに要求を発生する。人気スポットは、図 3(c) に示すような正方格子において、領域の位置を上から $1, 2, \dots, i, \dots$ 、左から $1, 2, \dots, j, \dots$ とし数えたときに、 $i \bmod 3 = 0$ かつ $j \bmod 3 = 0$ を満たす領域とした。それ以外の領域には確率 $1 - P_h$ で要求を発生する。今回のシミュレーションでは $P_h = 0.9$ とした。このモデルでは旅行者が自分の興味のある場所の情報を収集する場面を想定している。

3.2 要求・応答の送信

要求メッセージは Geocast によって目的となる領域の中心に向かって転送される。アドホックネットワーク上の Geocast については [12] ~ [14] などが検討されているが、今回のシミュレーションでは以下で述べる手法を用いた。

要求メッセージを送信・中継する端末 i は、あて先の位置と自分自身の現在位置を含んだ要求メッセージを UDP によりブロードキャストする。このメッセージを受信した端末 j は、直前にメッセージを送信した端末 i の位置とあて先の位置、及び自分自身の位置と比較して、自分自身が i よりもあて先の位置に近く、かつ応答データをもっていない場合にのみ、受け取った要求を再度ブロードキャストする。応答データをもっていた場合は応答データを要求元へ送信する (図 4)。

応答データの送信には、要求メッセージが中継されてきた経路の逆順を辿る方法を用いることとした。各端末は要求メッセージを中継するときに、自身の識別子を経路情報として要求メッセージに付加する。応答端末は応答データにその経路を付加してブロードキャストをする。そのデータを受信した端末は経路情報を参照し、自身が中継を行うか否かを判断する。応答データのサイズは応答経路の情報を含めて 1500 Byte とする。また、応答データを受信した要求端末は、応答データをローカルに保存する。

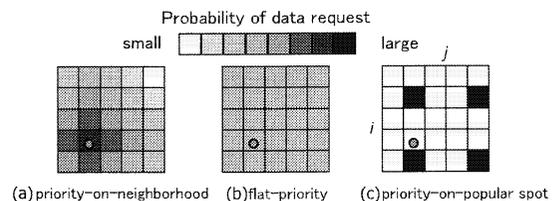


図 3 データ要求モデル

Fig. 3 Data request models.

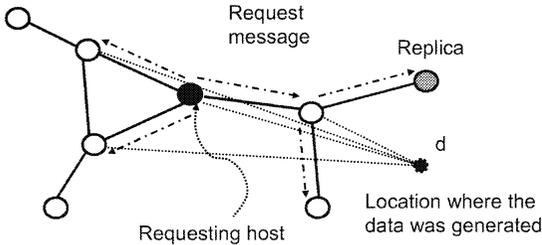


図 4 要求の転送
Fig. 4 Forwarding request.

3.3 評価指標と評価項目

提案手法の評価を行うために以下の評価指標を用意した。

- アクセス成功率 A_S

$$A_S = \frac{A_C}{R_C} \quad (2)$$

R_C (Request Count) は各端末がアクセス要求を送信した回数の総和であり, A_C (Answer success Count) はアクセス要求元が対象となる応答データを受け取り, 要求が完了した回数の総和である. A_S の算出にはシミュレーション時間全体での A_C , R_C を利用した。

- トラヒック T_r

$$T_r = T_{data} + \frac{128}{1500} T_{request} + T_{reply} \quad (3)$$

ここで T_{data} , $T_{request}$, T_{reply} は, それぞれ複製配布のためのデータ送信, データ要求, データ応答によるパケット送信回数である. 全端末におけるこれらの値に対して, データサイズの比を重みとして掛けたものの総和をトラヒック T_r と定義する。

- ページ回数 N_P

新しいデータの取得, 複製保持によって破棄したデータの数の全端末における総和。

- データ取得遅延 T_D

データ要求を発生した端末が, 要求メッセージを出してから応答データを受け取るまでにかかった時間の長さである. T_D の算出はシミュレーション時間全体での A_C においてそれぞれの時間の長さの平均をとった。

評価する複製配布方式は以下の 10 通りである. (i) 投機的な複製配布の効果, (ii) 複製密度を調節する効果, (iii) 複製を再配置する効果, 及び既存方式との比較を行うため, 以下の 10 個の複製配布方式を用いた。

- (1) $SC(\infty)$: 複製を配布しない (オーナー複製法).
- (2) $SC(\infty)R(1)$: 複製の再配置のみを行う. 複製

表 1 複製配布方式の特徴

Table 1 Features of replica allocation method.

Method	Advance of replication	Control of density of replica	Relocation of replica
$SC(\infty)$			
$SC(\infty)R(1)$			✓
$SC(\infty)R(2)$		✓	✓
$SC(1)$	✓		
$SC(1)R(1)$	✓		✓
$SC(2)$	✓	✓	
$SC(2)R(2)$	✓	✓	✓
$SC(3)$	✓	✓	
Path			✓
CacheData			✓

表 2 シミュレーション条件

Table 2 Simulation parameters.

Parameter	Default value	Range
Number of cells	100	
Data size [kByte]	1.5	
Number of nodes	100	50 to 150
v_{max} [m/s]	2	
Pause Time [s]	3	
Bandwidth [Mbit/s]	2	
Communication range [m]	100	
Replica distribution range [m]	300	300 to 500
Data generates interval [s]	60	
Data requests interval [s]	60	

再配置の密度を調節しない。

(3) $SC(\infty)R(2)$: 複製の再配置のみを行う. 複製再配置の密度を調節する。

(4) $SC(1)$: 投機的な複製配布を行うが, 複製再配置, 複製密度の調節は行わない。

(5) $SC(1)R(1)$: 投機的な複製配布, 複製の再配置を行うが, 複製密度の調節は行わない。

(6) $SC(2)$: 投機的な複製配置, 複製密度の調節を行う (複製配置は 2 ホップごとに行う)。

(7) $SC(2)R(2)$: 投機的な複製配置, 複製密度の調節, 複製の再配置を行う。

(8) $SC(3)$: 投機的な複製配置, 複製密度の調節を行う (複製配置は 3 ホップごとに行う)。

(9) Path: パス複製法 [15], [16]. $SC(\infty)R(1)$ に対し, 複製配布半径 $R_r = \infty$ としたものに等しい。

(10) CacheData: Cao らが提案している方式 [8]. 同じデータに対する要求を異なる二つ以上の経路から受信した端末が, 2 度目のデータ応答中継時に複製を保持する。

各複製配布方式の特徴, シミュレーション条件について, 表 1, 表 2 にまとめた。

4. シミュレーション結果

本章では、提案手法のシミュレーション結果について述べる。シミュレーションはシミュレータ上の時間で5000秒行った。このうち最初の1000秒分は定常状態になるまでの猶予期間とし、評価値の計測を行っていない。以降に示すシミュレーションの大部分は各端末が保持できる最大のデータ数 N (Memory Size) を5から50まで5間隔に変化させて得たものである。

4.1 アクセス成功率とメモリサイズの関係

• 近隣優先モデル

図5に端末数を100台、複製配布半径 R を300[m]とし、要求モデルに近隣優先モデルを使用した場合のメモリサイズに対するアクセス成功率の変化を示す。複製を全く配布しない $SC(\infty)$ と比べて、複製を配布するすべての方式はアクセス成功率が大幅に増加している。メモリサイズが大きくなるにつれて、アクセス成功率の差は更に大きくなる。複製配布によって、データアクセスの信頼性を高めることができるといえる。

$SC(2)$, $SC(2)R(2)$ と $SC(1)$, $SC(1)R(1)$ を比較した場合、メモリサイズが大きい場合には $SC(1)$, $SC(1)R(1)$ がわずかに高いアクセス成功率を示している。メモリサイズが小さいときはわずかに $SC(2)$, $SC(2)R(2)$ のアクセス成功率が $SC(1)$, $SC(1)R(1)$ よりも高いことが示されている。

• 一様アクセスモデル

図6に要求モデルを一様アクセスモデルとした場合の結果を示す。要求モデル以外の条件は図5と同一である。すべての複製配布方式において、アクセス成功率が近隣優先モデルの場合を下回っている。

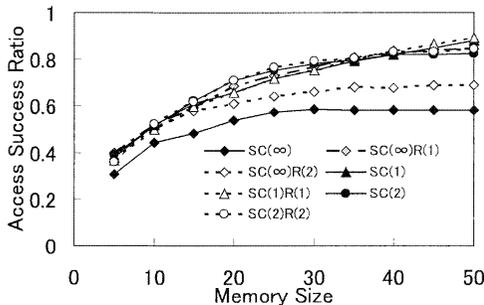


図5 メモリサイズに対するアクセス成功率の変化(端末数100台, $R = 300$ [m], 近隣優先モデル)

Fig. 5 Access success ratio vs. memory size. (100nodes, $R = 300$ [m], Priority-on neighborhood)

この要求モデルでは、各端末は近隣優先モデルに比べてより遠い場所に対して要求を発生させる。すなわち、要求端末が情報発生源よりも遠い位置から要求を送ることになる。このため、要求端末自身、が要求しようとするデータの複製をデータ生成端末による投機的配布によって受け取っている可能性、及び複製の再配置時に受け取っている可能性が低い。また、複製を保持している端末との距離が長くなるため、ネットワークの分断によって複製保持端末との接続性が失われる可能性が高い。更に、長い経路を介した要求及び複製のメッセージ配送時に無線LANでの衝突によってパケットが失われる可能性が高い。図7に各要求モデルにおける無線LAN上でのシミュレーション期間内の衝突数を示す。この図で示されるとおり、一様アクセスモデルでの衝突発生率は高い。以上の理由により、アクセス成功率の全般的な低下を説明できる。

なお、この条件では、 $SC(2)$, $SC(2)R(2)$ と $SC(1)$, $SC(1)R(1)$ のアクセス成功率の違いが近隣優先モデルに比べて顕著に現れている。このモデルでは、アクセス成功率を高めるためには端末が特定の位置や近隣

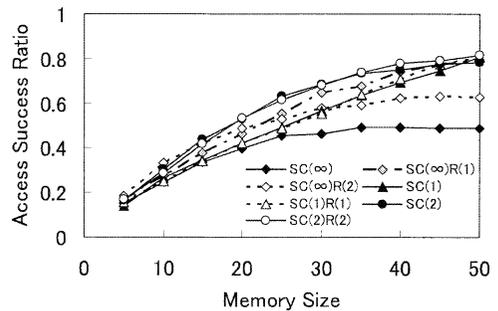


図6 メモリサイズに対するアクセス成功率の変化(端末数100台, $R = 300$ [m], 一様アクセスモデル)

Fig. 6 Access success ratio vs. memory size. (100nodes, $R = 300$ [m], Flat-priority)

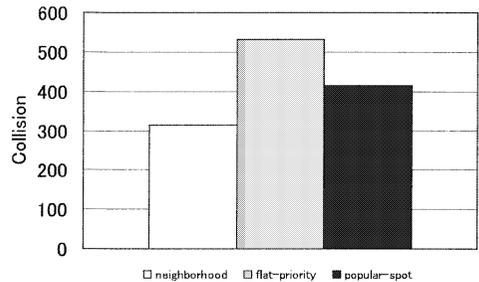


図7 各データ要求モデルにおける衝突数

Fig. 7 The number of collision for each data request model.

の位置に関係した複製のみをもつだけでなく、多様なデータの複製をもつ必要がある。このため、複製密度を小さくして端末の保持する複製に多様性をもたせた $SC(2)$, $SC(2)R(2)$ が優位になったと考える。

● 人気スポットモデル

図 8 に要求モデルを人気スポットモデルとした場合の結果を示す。要求モデル以外の条件は図 5 と同一である。この要求モデルでは特定個所で発生したデータに対してアクセスする確率が高い。この条件では、他の要求モデルと異なる傾向が顕著に現れている。メモリサイズが小さいときに $SC(\infty)R(2)$ が一番高いアクセス成功率を得ている。メモリサイズが大きくなると、 $SC(\infty)R(1)$ が高いアクセス成功率を得ている。また、 $SC(1)$, $SC(1)R(1)$ と $SC(2)$, $SC(2)R(2)$ を比較した場合、一様アクセスモデルと同様に、メモリサイズが小さいときに $SC(2)$, $SC(2)R(2)$ が $SC(1)$, $SC(1)R(1)$ よりもアクセス成功率が高い。

以上の結果が示すように、メモリサイズが小さい場合には、 SC 方式によって複製の配置密度を制限した場合の方がアクセス成功率が高くなる。この理由は以下のように説明できる。 $SC(1)$, $SC(1)R(1)$ では、隣接する端末同士でも同じ複製を保持するので、端末上のメモリサイズが小さいときは自分のいる場所近辺の情報しか保持しなくなり、周辺の端末がもつ情報も自分のもっている複製と同じものである可能性が高くなってしまふ。この状態で現在位置から遠い場所で発生したデータに対して要求を行うと、自分の周辺で要求に合致したデータをもつ端末がいる可能性が小さいので、より遠くへ要求が転送される。要求が遠くへ転送されるほど、通信エラーやパケットロスによって、要求そのものが該当するデータの複製をもつ端末に到

達しない可能性が高い。特に一様アクセスモデルや人気スポットモデルは、近隣優先モデルと比べてより遠くへ要求を発生させる確率が高いモデルであるため、要求が複製を保持している端末に到達することが困難となり、アクセス成功率がよりいっそう低くなる。

一方、 $SC(2)$, $SC(2)R(2)$ では、隣接する端末間で同じ複製をもたないため、ネットワーク全体では、データ生成から時間が経過したデータも含んだ多様な複製データが保持されていることになる。したがって、要求がロスすることのない範囲で複製を保持する端末に到達する可能性が高くなる。この結果、 $SC(2)$, $SC(2)R(2)$ においてアクセス成功率が大きくなる。

4.2 再配置の効果

図 5, 図 6, 図 8 において、 $SC(2)$, $SC(2)R(2)$ を比較すると、特にメモリサイズが大きい場合に再配置の導入によってアクセス成功率が向上していることが分かる。これは、メモリサイズが大きければ、各端末はその分多種のデータをもつことが可能になるため、要求が到達可能な端末で要求がヒットする確率が高まるためである。

また、人気スポットモデルにおいて、 $SC(\infty)R(1)$, $SC(\infty)R(2)$ が他の複製配布方式よりも高いアクセス成功率を得た理由については以下のように説明できる。 $SC(\infty)R(1)$, $SC(\infty)R(2)$ は、事前の複製配布をしないため、データ生成直後にはデータ生成端末以外の端末には複製が保持されていないが、頻繁にアクセスされるデータを再配置することにより、頻繁にアクセスされるデータのみを端末に保持させることができるため、メモリサイズが小さいときでも高いアクセス成功率を得ることができる。

以上の議論より、これまでに比較した三つの方式でメモリサイズ、データアクセス手法の異なる条件から総合的にアクセス成功率が高いのは、再配置を導入した SC 方式であるといえる。

4.3 複製配布半径・スキップパラメータの影響

図 9~図 11 に、各要求モデルにおいて複製の再配置を行わない SC 方式 ($s = 1 \sim 3$) において複製配布半径 R を 300 [m] から 500 [m] まで変化させたときのアクセス成功率を示す。

R と s について考える。 R と s の両方を大きくしたときは複製配布のトラヒックが増えても配布される複製の数は少ない状態になる。この状態は、複製をまばらに配置するという意味では適切な状態であるといえるが、複製配布に多量のトラヒックを必要とする。

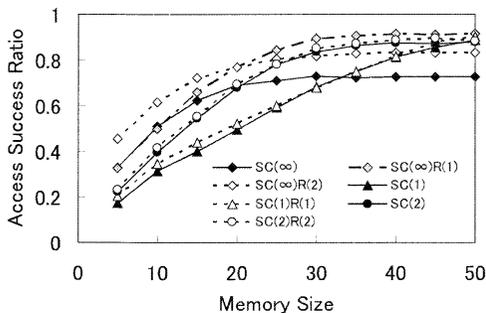


図 8 メモリサイズに対するアクセス成功率の変化 (端末数 100 台, $R = 300$ [m], 人気スポットモデル)

Fig. 8 Access success ratio vs. memory size. (100nodes, $R = 300$ [m], Priority-on popular spot)

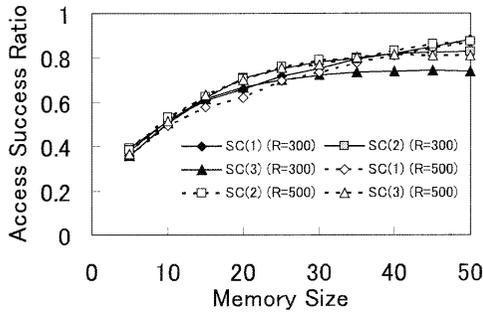


図 9 メモリサイズに対するアクセス成功率の変化 (端末数 100 台, $R = 300 \sim 500$ [m], 近隣優先モデル)
Fig.9 Access success ratio vs. memory size. (100nodes, $R = 300$ to 500 [m], Priority-on neighborhood)

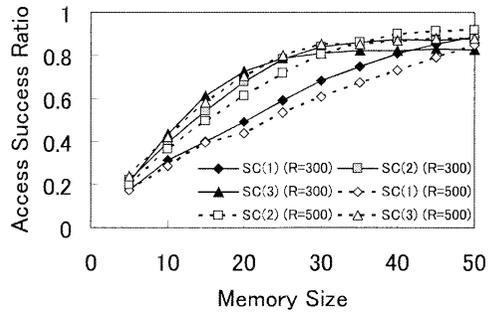


図 11 メモリサイズに対するアクセス成功率の変化 (端末数 100 台, $R = 300 \sim 500$ [m], 人気スポットモデル)
Fig.11 Access success ratio vs. memory size. (100nodes, $R = 300$ to 500 [m], Priority-on popular spot)

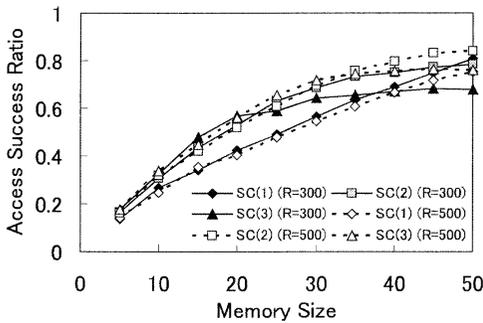


図 10 メモリサイズに対するアクセス成功率の変化 (端末数 100 台, $R = 300 \sim 500$ [m], 一様アクセスモデル)
Fig.10 Access success ratio vs. memory size. (100nodes, $R = 300$ to 500 [m], Flat-priority)

R が小さく s が大きいときは、配置される複製の数が少なすぎる状態が考えられる。特に通信半径 d に対し $R \ll ds$ となる場合、複製がほとんど配置されなくなる。 R が大きく s が小さいときは、広い範囲に存在する端末に多量の複製が配置され、記憶領域を圧迫することが考えられる。 R と s の両方が小さいときは、狭い範囲の端末にまばらに複製が配置される。この場合、複製配布のトラヒックも小さく、複製の数も多くなりすぎない。

前述の検討に基づき、図 9~ 図 11 の結果について検討する。 R が大きくなってアクセス成功率の増加は少なく、 s が小さいときは、アクセス成功率が低下している。これより、 R の増大によって得られるアクセス成功率の増加より、トラヒックの増加の悪影響の方が強いと考えられる。また、 $R = 500, s = 3$ のときのアクセス成功率と、 $R = 300, s = 2$ のときのアクセス成功率は同等である。この結果と、先の検討か

ら、 R と s は $s \geq 2, R \geq ds$ となるように設定するのが適当であると考えられる。

4.4 端末密度の影響

図 12 に要求モデルに近隣優先モデルを用い、端末数を 50 台としたときのアクセス成功率を示す。また、図 13 に端末数を 150 台としたときのアクセス成功率を示す。端末数以外の条件は、図 5 と同一である。

端末密度が低い状況 (図 12) では、メモリサイズが小さいときは s の大きさの違いによるアクセス成功率の差がない。しかし、メモリサイズが大きくなると、SC(1), SC(1)R(1) が他の方式に比べてアクセス成功率が高くなる。端末密度が低い状態では、端末間の接続性が小さくなる。SC(2), SC(2)R(2) では、少なくとも 2 ホップ先までリンクがつながっていないと複製が配置されないため、2 ホップ以上での端末間の接続が行われていないと複製が配置できない。一方、SC(1), SC(1)R(1) は 1 ホップでも複製配置が可能である。ネットワーク上の複製の数を SC(2) に比べて十分多く確保できるため、SC(1), SC(1)R(1) が他の方式よりもアクセス成功率が高くなる。

端末密度が高い状況 (図 13) では、SC(2), SC(2)R(2) が SC(1), SC(1)R(1) よりも高いアクセス成功率を得ている。この理由は以下のように説明できる。SC(1), SC(1)R(1) では隣接する端末同士で同じ複製を保持するため、局所的に見た場合、複数の端末によって保持されているデータの多様性は低くなる。前述のように、自分の現在位置から遠くで発生したデータに対して要求を発生する状況では、自分の周辺に要求に合致したデータをもつ端末がいる可能性は

小さいので、より遠くへ要求が転送されることになる。端末密度が高い状況で、長距離の要求転送が行われると、要求中継ホップ数が多くなり、パケットロスによって要求が複製を保持している端末まで到達しない可能性がある。一方、SC(2), SC(2)R(2) では複製の密度を抑制しているため、各端末が自身の現在位置から遠くで発生したデータを保持している可能性が SC(1), SC(1)R(1) より高く、システム全体で保持されるデータは多様性がある状態になる。端末の位置から遠くに要求が転送されるようなアクセスモデルであっても、目的のデータが近くにあり、要求が成功する確率が高くなる。

以上の結論から、端末密度が高い場合には、SC方式に基づく複製の密度の減少がアクセス成功率の向上に寄与するといえる。一方、端末密度が低い状態では、複製の密度よりも端末間の接続性を重視した複製の配

置の工夫が必要である。

4.5 冗長データの発生割合

図 14 に要求モデルとして近隣優先モデルを用いた場合に、メモリサイズを 5 から 40 まで変化させたときのページ回数 N_p とアクセス成功率の関係を示す。各方式において、メモリサイズが小さいほどアクセス成功率が低くページ回数が多い。今回の評価では、複製のページに LRU 法を用いているために、過去の短い期間内に利用頻度が高いデータが優先されてメモリに残される。したがって、ページ回数が多いと、格納された複製が短期間で利用頻度が高いものに偏り、複製の多様性が低下し、アクセス成功率が低下する。このため、複製の再配置をスキップパラメータによって制限している SC(2), SC(2)R(2) は、SC(1), SC(1)R(1) と比較して、アクセス成功率が同等以上であるにもかかわらず、ページ回数が低く抑えられている。

なお、ページの方針に LRU のように短期間の利用履歴に着目するだけでなく、長期間の複製の利用頻度、情報発生源との位置関係やトポロジーを考慮する方法が考えられる。これらの方法を利用した場合、ページ回数とアクセス成功率の関係は今回得られたシミュレーション結果とは大きく異なる可能性がある。これらの検討は今後の課題としたい。

4.6 トラフィックに関する検証

図 15 に要求モデルとして近隣優先モデルを用い、SC(1), SC(1)R(1), SC(2), SC(2)R(2) において複製配布半径 R を 300 [m] から 500 [m] まで変化させたときのトラフィック T_r とメモリサイズの相関を示す。R

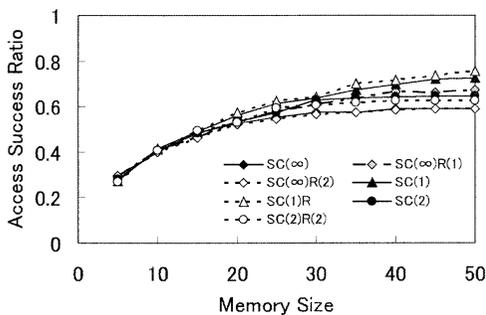


図 12 メモリサイズに対するアクセス成功率の変化 (端末数 50 台, $R = 300$ [m], 近隣優先モデル)

Fig. 12 Access success ratio vs. memory size. (50nodes, $R = 300$ [m], Priority-on neighborhood)

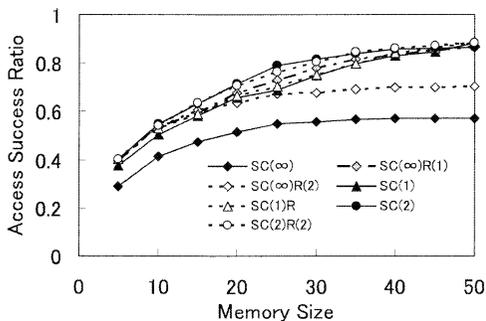


図 13 メモリサイズに対するアクセス成功率の変化 (端末数 150 台, $R = 300$ [m], 近隣優先モデル)

Fig. 13 Access success ratio vs. memory size. (150nodes, $R = 300$ [m], Priority-on neighborhood)

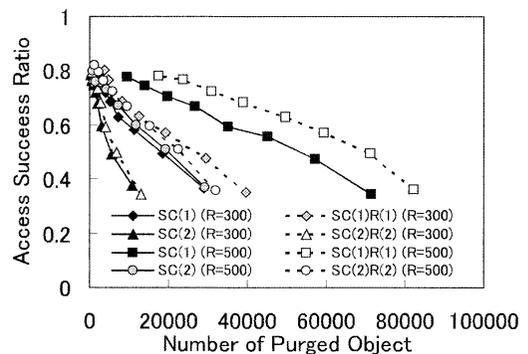


図 14 アクセス成功率とページ回数の関係 (端末数 100 台, $R = 300, 500$ [m], 近隣優先モデル)

Fig. 14 Access success ratio vs. Number of purged objects. (100nodes, $R = 300, 500$ [m], Priority-on neighborhood)

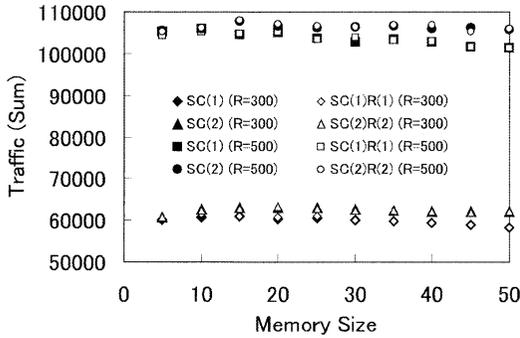


図 15 メモリサイズとトラフィックの関係(合計)(端末数 100 台, $R = 300, 500$ [m], 近隣優先モデル)
 Fig. 15 Traffic (total) vs. memory size. (100nodes, $R = 300, 500$ [m], Priority-on neighborhood)

の増加に伴い、トラフィックが劇的に増大していることが分かる。4.3 で行った検討のとおり、図 9～図 11 に示した R の増加によるアクセス成功率増に対してトラフィック増加の悪影響の方が大きいといえる。 R が同じならば、全体的に通信トラフィックはメモリサイズの大きさによらずほぼ一定である。これは、フラッシングによる複製配布のトラフィックが支配的であるためである。ただし、端末の密度や接続性に応じて複製配布の packets 転送にかかわる端末を選択することで、このトラフィックの割合を大幅に減少できると考えられる。

SC(1), SC(1)R(1) は SC(2), SC(2)R(2) よりもややトラフィックが少ない。この差の原因は要求メッセージとそれに対する応答データのトラフィックである。図 16 に図 5 と同じ条件のメモリサイズと各方式の要求トラフィックの関係を、図 17 にメモリサイズと応答トラフィックの関係を示す。これより要求トラフィックに関して SC(1), SC(1)R(1) は SC(2), SC(2)R(2) に比べて少ないことが分かる。これは、SC(1), SC(1)R(1) は他の方式に比べて複製配布密度が高いため、データ要求をした場合に対象となるデータを既に自分、若しくは隣接端末が保持している確率が高いためである。このため、要求トラフィックが少なくなり、それに対する応答トラフィックも少なくなる。

SC(∞) は他の方式と比較して、要求トラフィックが多く、応答トラフィックが少ない。要求トラフィックが多いのは、SC(∞) では、複製を配布しないため、要求を発生した端末の隣接端末が要求に合致するデータを持っている確率が極端に低く、要求が遠くに転送されるためである。また、応答トラフィックが少ないのは、データを保持する端末に要求が到達する確率が低く、

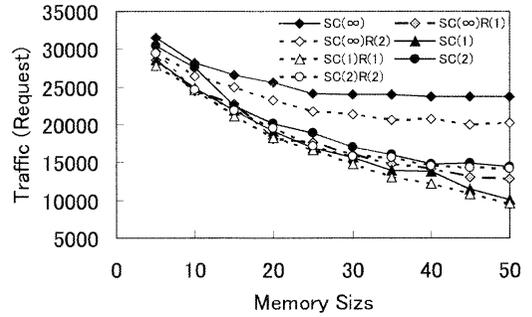


図 16 メモリサイズとトラフィックの関係(要求)(端末数 100 台, $R = 300, 500$ [m], 近隣優先モデル)
 Fig. 16 Traffic (Request) vs. memory size. (100nodes, $R = 300$ [m] Priority-on neighborhood)

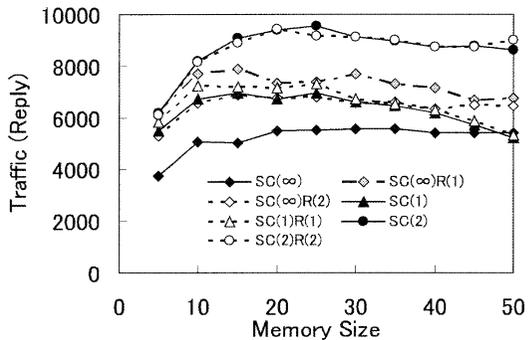


図 17 メモリサイズとトラフィックの関係(応答)(端末数 100 台, $R = 300$ [m], 近隣優先モデル)
 Fig. 17 Traffic (Reply) vs. memory size. (100nodes, $R = 300$ [m] Priority-on neighborhood)

応答が発生する頻度が小さいためである。

4.7 データ取得遅延に関する検証

図 18 に要求モデルとして近隣優先モデルを用いた場合のメモリサイズとデータ取得遅延の関係を示す。シミュレーション条件は図 5 と同一である。メモリサイズが大きいうちに SC(1), SC(1)R(1) のデータ取得遅延が小さくなる。これは、メモリの増大によって複製の数が増え、より近い端末上から複製を得ることができるためである。また、SC(1), SC(1)R(1) と比較して複製配布先の端末を制限している SC(2), SC(2)R(2) のデータ取得遅延は他の方式より大きくなっている。

4.8 既存手法との比較

図 19～図 21 に各要求モデルを用いたときの SC(2), SC(2)R(2), SC(∞)R(2), オーナ複製法 (SC(∞)), パス複製法, CacheData のアクセス成功率とメモリサイズの関係を示す。

SC 方式とパス複製法を比較した場合、近隣優先モ

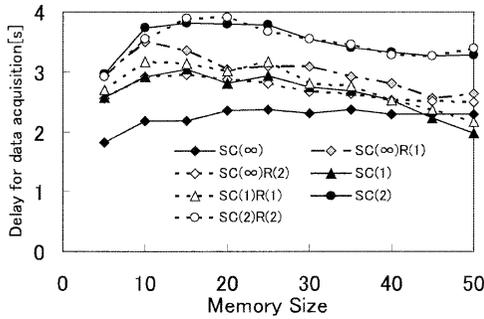


図 18 メモリサイズに対するデータ取得遅延 (端末数 100 台, $R = 300$ [m], 近隣優先モデル)

Fig. 18 Delay for data acquisition vs. memory size. (100nodes, $R = 300$ [m], Priority-on neighborhood)

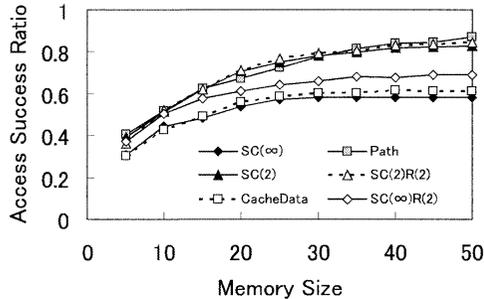


図 19 メモリサイズに対するアクセス成功率の変化 (端末数 100 台, $R = 300$ [m], 近隣優先モデル, 既存手法との比較)

Fig. 19 Access success ratio vs. memory size. (100nodes, $R = 300$ [m], Priority-on neighborhood, Comparison with existing methods)

デルではほぼ同じアクセス成功率を示している。一様アクセスモデルでは、SC 方式のアクセス成功率が高い。一方、人気スポットモデルでは、パス複製法のアクセス成功率が高い。

近隣優先モデルでは、各端末は自分の近くで発生したデータに対して要求を多く発生させるため、事前の複製配布がなくても複製を保持する端末へ接続できる可能性は高い。また、SC 方式での複製再配置時の複製配布半径以内にデータ要求端末が位置する確率が高いため、アクセス後の複製再配置を行う端末数に関して SC 方式とパス複製法でほとんど差がない。このため、SC 方式とパス複製法間のアクセス成功率の違いが見られない。

一様アクセスモデルでは、各端末は近隣優先モデルに比べてより遠い場所に対して要求を発生させる。す

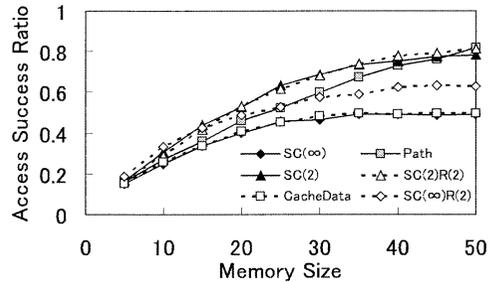


図 20 メモリサイズに対するアクセス成功率の変化 (端末数 100 台, $R = 300$ [m], 一様アクセスモデル, 既存手法との比較)

Fig. 20 Access success ratio vs. memory size. (100nodes, $R = 300$ [m], Flat-priority, Comparison with existing methods)

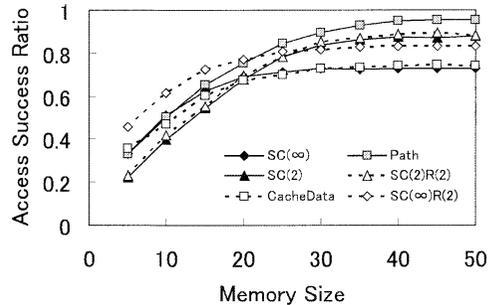


図 21 メモリサイズに対するアクセス成功率の変化 (端末数 100 台, $R = 300$ [m], 人気スポットモデル, 既存手法との比較)

Fig. 21 Access success ratio vs. memory size. (100nodes, $R = 300$ [m], Priority-on popular spot, Comparison with existing methods)

なわち、要求端末が情報発生源よりも遠い位置から要求を送ることになる。このため、パス複製法では、要求端末自身が要求しようとするデータを保持している端末との距離が、複製を投機的に配布したときに比べて長くなり、ネットワークの分断によってデータ保持端末との接続性が失われる可能性が高い。したがって、SC 方式のアクセス成功率が高い。

人気スポットモデルでは、パス複製法を用いることにより人気のあるデータのみを多くの端末が保持することになる。一方、SC 方式では投機的複製配置時に、人気の低いデータの複製も配置し、人気のあるデータの複製の密度を下げてしまう。この結果、パス複製よりもアクセス成功率が下回る。なお、メモリサイズが小さいときに高いアクセス成功率を示す $SC(\infty)R(2)$ は、パス複製法に対し複製の配布範囲と複製の密度制御を加えたものに相当する。これは、本論文で提案した複製密度を制御する機能が有効に働いていることを

示すものといえる。

CacheData のアクセス成功率は、他手法と比べて一般的に低い値となった。これは、CacheData は、要求中継端末が同じデータに対する要求を 2 台以上の端末から受信したときに複製を保持するルールであるため、複製配置の頻度が低いためだと考える。

以上の結果が示すように、データアクセスの局所性が小さい場合は SC 方式の性能が高いものの、データアクセスの局所性が高い条件では、パス複製法のアクセス成功率が高く、かつ投機的複製配布に伴うトラヒックも少ないことから実用的である。しかし、データアクセスの局所性の大小は、使用されるアプリケーションにより異なると考えるため、どんな状況であってもパス複製法を用いればよいとはいえないと考える。また、今回のシミュレーションでは TTL (Time To Live) の概念を導入せず、データの新旧は考慮しないものとしていたため、パス複製法が安定して高い結果を残したと考えられる。TTL を導入した場合、パス複製法では新しいデータが発生しても、データ応答時のみ複製配置を行うため、ネットワーク上では古いデータが大半を占めると考えられる。一方、SC 方式では投機的な複製配布により、新しいデータを事前に配布するため、新しいデータの割合がパス複製法よりも多くなり、SC 方式がパス複製法よりも高いアクセス成功率を得ることができると予想される。これらの検討は今後の課題としたい。

5. む す び

無線アドホックネットワークを構成する端末によって、特定の位置に関連づけられた情報 (位置依存情報) を収集し、移動端末間でこれらを共有するための複製配置手法を提案した。提案手法ではサーバレスな環境を仮定し、(i) 移動端末が取得した情報の複製を投機的に複数の端末へ配布し、(ii) 複製を保持している端末の移動によるアクセス成功率の低下を防ぐため、要求に対する応答メッセージの転送時に複製の再配置を行う。この手法における複製の配布先の決定方法として Skip Copy (SC) 方式を提案し、シミュレーションによってその特性を明らかにした。この結果、投機的複製配布により複製配布し、SC 方式により複製密度を制御することによって、単純に複製を配布する場合と比較してより少ない記憶領域で位置依存情報に対するアクセス成功率を高めることができること、複製の再配置を行うことで、メモリサイズが大きいときにお

いてもアクセス成功率の向上ができることを確かめられた。特に、データアクセスの局所性が小さいときは、非構造型トポロジーのピア P2P で用いられているパス複製法よりも高いアクセス成功率を示した。

今回のシミュレーションでは、扱うデータオブジェクトのバージョンはデータ取得のタイミングによらずすべて同一であるものとした。しかし、提案手法を現実世界で運用しようとした場合、同じ場所から発生した位置依存情報であっても、時間の経過とともに情報は更新されていく。そこで今後はデータの更新を考慮して SC 方式を運用するためのデータバージョン管理機構について考察し、評価を行う予定である。なお、現在筆者らは提案方法のプロトタイプを実装している。実装したプロトタイプを用いて提案方法の評価も行う予定である。

謝辞 本研究の一部は、日本学術振興会科学研究費補助金若手研究 (A) (16680002)、及び通信・放送機構地域提案型研究開発制度 (画像処理と無線アドホックネットワークを統合した災害時ライフライン情報通信・復旧支援システムに関する研究開発) の研究助成によるものである。ここに記して謝意を示す。

文 献

- [1] 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," ACM International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom'98), pp.85-97, 1998.
- [2] D.B. Johnson, D.A. Maltz, and Y.C. Hu, "The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks (dsr)," Internet-Draft, draft-ietf-manet-dsr-09.txt, 2003.
- [3] H. Tarumi, K. Morishita, Y. Ito, and Y. Kambayashi, "Communication through virtual active objects overlaid onto the real world," 3rd International Conference on Collaborative Virtual Environments, pp.155-164, 2000.
- [4] B. Xu, A. Ouksel, and O. Wolfson, "Opportunistic resource exchange in inter-vehicle ad-hoc networks," 5th IEEE International Conference on Mobile Data Management, pp.4-12, 2004.
- [5] T. Hara, "Effective replica allocation in ad hoc networks for improving data accessibility," IEEE INFOCOM2001, no.1, pp.1568-1576, 2001.
- [6] T. Hara, "Replica allocation in ad hoc networks with periodic data update," 3rd International Conference on Mobile Data Management, pp.79-86, 2002.
- [7] T. Hara, Y.H. Loh, and S. Nishio, "Data replication methods based on the stability of radio links in ad hoc networks," International Workshop on Mobility

- in Databases and Distributed Systems, pp.969–973, 2003.
- [8] L. Yin and G. Cao, “Supporting cooperative caching in ad hoc networks,” IEEE INFOCOM2004, vol.23, no.1, pp.2537–2547, 2004.
- [9] K. Chen and K. Nahrstedt, “An integrated data lookup and replication scheme in mobile ad hoc networks,” SPIE International Symposium on the Convergence of Information Technologies and Communications, vol.4534, pp.1–8, 2001.
- [10] F. Sailhan and V. Issarny, “Cooperative caching in ad hoc networks,” 4th International Conference on Mobile Data Management, pp.13–28, 2003.
- [11] Z.J. Haas and M.R. Pearlman, “The performance of query control schemes for the zone routing protocol,” IEEE/ACM Trans. Netw., vol.9, no.4, pp.427–438, 2001.
- [12] Y.B. Ko and N.H. Vaidya, “Geocasting in mobile ad hoc networks: Location-based multicast algorithms,” IEEE Workshop on Mobile Computer Systems and Applications, pp.101–110, 1999.
- [13] Y.B. Ko and N.H. Vaidya, “Flooding-based geocasting protocols for mobile ad hoc networks,” Mobile Networks and Applications, vol.7, no.6, pp.471–480, 2002.
- [14] C.Y. Chang, C.T. Chang, and S.C. Tu, “Obstacle-free geocasting routing protocol for ad-hoc wireless networks,” ACM/Baltzer J. Wireless Networks, vol.9, no.2, pp.143–155, 2003.
- [15] E. Cohen and S. Shenker, “Replication strategies in unstructured peer-to-peer networks,” ACM SIGCOMM’02, pp.177–190, 2002.
- [16] Q. Lv, P. Cao, E. Cohen, K. Li, and S. Shenker, “Search and replication in unstructured peer-to-peer networks,” International Conference on Supercomputing, pp.84–95, 2002.
- [17] GloMoSim:
http://pcl.cs.ucla.edu/project/gloMosim/
- [18] C.E. Perkins, Ad hoc networking, Addison-Wesley, 2001.
- [19] G. Zipf, Human behavior and the principle of least effort, Addison-Wesley, 1949.

(平成 17 年 3 月 2 日受付, 6 月 14 日再受付)



土田 元

平 16 静岡大・工・システム卒。現在, 同大学院理工学研究科博士前期課程在学中。アドホックネットワークに関する研究に従事。情報処理学会会員。



沖野 智幸 (正員)

平 14 広島大・情報科学・情報数理工卒。平 16 静岡大大学院情報学研究科修士課程了。アドホックネットワークに関する研究に従事。同年三菱電機情報ネットワーク(株)入社。



田森 正紘

平 13 静岡大・情報・情報科学卒。平 15 同大学院情報学研究科修士課程了。アドホックネットワークに関する研究に従事。同年ソニー(株)入社。テレビ部門 GUI 開発に携わる。



渡辺 尚 (正員)

昭 57 阪大・工・通信卒。昭 59 同大学院博士前期課程了。昭 62 同博士後期課程了。同年徳島大学工学部情報工学科助手。平 3 静岡大学工学部情報知識工学科助教授。現在, 同大学情報学部情報科学科教授。平 6 文部省在外研究員(カリフォルニア大学アーバイン校)。工博。計算機ネットワーク, 分散システム, マルチエージェントシステムに関する研究等に従事。平 9 情報処理学会モバイルコンピューティング研究会幹事。訳書「計算機設計技法」, 「802.11 無線ネットワーク管理」等。情報処理学会, IEEE 各会員。



水野 忠則 (正員)

昭 43 名工大・経営工卒。同年三菱電機(株)入社。平 5 静岡大学工学部知識工学科教授。現在, 同大学情報学部情報科学科教授。工博。情報ネットワーク, 分散システム, モバイルコンピューティングに関する研究に従事。著書としては「プロトコル言語」(カットシステム)「コンピュータネットワーク概論」(ピアソン・エデュケーション)等がある。IEEE, ACM 各会員。情報処理学会フェロー。



石原 進 (正員)

平 6 名大・工・電気卒。平 11 同大学院博士後期課程了。平 10 日本学術振興会特別研究員。平 11 静岡大学情報学部助手。平 13 同大学工学部助教授, 現在に至る。博士(工学)。平 9 電気通信普及財団テレコムシステム技術学生賞。モバイルコンピューティング, 無線環境用 TCP/IP, アドホックネットワークに関する研究に従事。情報処理学会, IEEE, ACM 各会員。