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布方式のトラフィック削減手法

石原 進[†1] 佐仲 貴幸[†2,☆]
土田 元[†3] 水野 忠則[†4]

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変化により，他の端末が保持するデータに対してアクセス不可能な状況が起こる．このような問題の解決方法として端末が持つデータの複製を他の端末に持たせることが有効である．筆者らは地理的に展開した作業員の共同作業や，車々間通信による事故や渋滞情報の共有での利用を意図してサーバレスのアドホックネットワークにおいて，Geocast を用いて個々の端末が生成する位置依存情報を共有する手法を提案しており，そのための位置依存データの複製配布方式として，Skip Copy（SC）方式を提案してきた．SC 方式では個々の端末が位置依存情報を生成後，ただちにデータの複製をその発生源周辺にホップ数に従って疎らに配布することで，データの可用性を高める．しかし SC 方式では端末密集時の複製配布にともなうブロードキャストによる無駄なトラフィックの発生，過度な複製配置等の問題がある．本論文では，これらの問題点に対し，複製配布時に個々の端末が転送遅延時間を設定することで，無駄なトラフィックを削減し，同時に過度な複製配置を防ぐ方式を提案する．シミュレーションの結果，提案方式によって端末密集時において，複製に対するアクセス成功率を高く維持したまま，複製配布にともなうトラフィックを大幅に削減できることが確かめられた．

A Scheme for Reducing Traffic for a Replica Distribution Method for Location Dependent Information on Wireless Ad-hoc Networks

Susumu Ishihara,[†1] Takayuki Sanaka,[†2] Gen Tsuchida[†3] and Tadanori Mizuno[†4]

In mobile ad hoc networks, due to the movement of nodes and changes of radio link status, it is difficult to maintain connections between the nodes. To improve availability of data items owned by nodes on such networks, it is useful to place replicas of data items to multiple nodes. We have proposed a scheme for sharing location dependent information using geocasting on serverless mobile ad hoc networks. We have also proposed Skip Copy (SC) method as a replica maintenance mechanism for such environments. This method distributes location dependent data items around a node that generated the data item sparsely based on the hop count from the data source node, and achieves high accessibility to the data items. However, it has a problem that it causes too much traffic for broadasting replicas and places too many replicas when the density of nodes is large. In this paper, we propose a scheme that each node sets delay time before the broadcast of replicas and avoids too much broadcast and placement of same replicas. Simulation results showed that the proposed scheme decreases the traffic drastically without decreasing the data access success ratio.

1. はじめに

基地局等のインフラを利用することなく，無線端末間で動的に形成されるネットワークのことを無線アドホックネットワークという．無線アドホックネットワークでは，無線端末が直接通信できない場合は，各端末がルータのように振舞い，他の端末を中継することで通信可能となる．アドホックネットワークは，既存のインフラが使えないときでもネットワークが構築できるため，災害時，軍事，会議の場等への応用が考えら

†1 静岡大学工学部
Faculty of Engineering, Shizuoka University
†2 静岡大学大学院情報学研究科
Graduate School of Information, Shizuoka University
†3 静岡大学大学院理工学研究科
Graduate School of Science and Engineering, Shizuoka University
†4 静岡大学情報学部
Faculty of Information, Shizuoka University
☆ 現在，沖縄県庁
Presently with Okinawa Prefectural Government

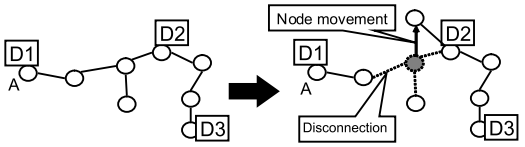

図 1 アドホックネットワークの問題点
Fig. 1 Issue of ad hoc networks.

れている．

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変化により端末間の接続性が保証されない．その結果，端末間で情報を共有している場合，以前に利用できた情報を他の端末から参照できなくなるという問題がある．**図 1** に示すように，ある時点で端末 A が D2 や D3 にアクセスできたとしても，端末の移動によりリンクが切断されてしまうと端末 A は D2 や D3 にアクセスできなくなり，情報の相互利用ができなくなってしまう．そこで，必要な情報の複製を配布し，複数端末で情報を保持することによってネットワーク内の情報の可用性を高めることが考えられている[1),2)]．文献 1) では，アクセス頻度に基づきオリジナルデータを持つ端末以外に情報を配置するという手法が提案されている．文献 2) では，自身がオリジナル情報の提供端末から複数の要求元へ至る経路の分岐点に位置することを検知した端末が，その情報の複製を保持する，あるいは複製を保持している端末への経路を保持することで，データ要求・応答にともなうトラフィックを削減する手法が提案されている．

筆者らは，サーバレスのアドホックネットワークにおいて，GPS 等により自身の位置を把握可能な複数の移動端末によって収集される位置に関連した情報—位置依存情報．たとえば，道路上のある地点の混雑度や事故発生を示す情報，その場所の写真等—を Geocast[7)] を使用して相互に参照するモデルを前提として，これら位置依存情報の複製を効率的に管理する手法を提案してきた[3)]．文献 1)，2) の手法では，アクセス頻度およびトポロジに従って複製の配置先の決定を行うが，文献 3) の手法では，サーバレスのアドホックネットワーク上で位置依存情報を扱うことを仮定し，各端末が位置依存情報を生成後，投機的に情報取得端末の周辺端末に複製を疎らに配置する．文献 3) の手法ではこの具体的手法として複製の配置密度に送信元からのホップ数を用いる Skip Copy（SC）方式を提案し，シミュレーションにより端末の記憶容量節約，ならびにアクセス成功率の向上という効果を確認している[4)]．しかし，SC 方式では端末密集時のブロードキャストの頻発による複製配布時のトラフィックの増大[5),6)]，過剰な複製配置にともなう要求応答時のトラフィック増大といった問題があった．

本論文では上記の問題点に対し，ブロードキャストの最適化技術を応用して複製配布時のトラフィックを減少させると同時に複製配置先を決定し，端末の地理的密度に応じた複製の配布と配置を実現する手法を提案する．また，シミュレーションによって提案手法の有効性を示す．以下，2 章で SC 方式の概要について説明し，3 章でその問題点を指摘し，解決策を提案する．4 章で提案する解決策についてシミュレーションに基づく評価を行い，5 章にまとめを述べる．

2. Skip Copy（SC）方式

本章では，文献 3) で提案された SC 方式の概要を説明する．

2.1 投機的複製配布

Skip Copy（SC）方式は，アドホックネットワークにおける情報の可用性を向上させるため，個々の端末が生成する位置依存情報への要求に対し，的確な応答を高い確率で得ることを目標とした複製管理の一方式である．アドホックネットワークでは，リンクの切断が頻発するため，SC 方式では，情報の複製を配布しておくことで情報へのアクセス成功率を高める．各端末は情報を生成後，ただちに周辺の端末にその複製を配布する．情報取得端末が接続可能な全端末に複製配布した場合，各端末の記憶容量が十分にあれば，情報の可用性を高めることができるが，記憶容量に制限のある携帯端末では，必ずしもすべての複製を保持することはできない．そのため，全端末に複製を保持させることは現実的ではない．そこで SC 方式では，情報の複製をアドホックネットワーク内の端末に数ホップおきに配布することで，複製による記憶容量の圧迫を抑制する．複製の配布先は，正の整数である複製密度決定パラメータ s に従って決められる．複製は，情報取得端末から s ホップごとの端末に配布される（**図 2**）．

接続性が保証されないアドホックネットワークでは，固定のサーバに処理を依存しないことが望まれる．しかし，サーバが存在しない場合，個々の端末が取得した位置依存情報をどの端末が保持しているのか知ることは困難である．そこで SC 方式では，すべての移動端末が GPS 等により自身の現在位置を把握可能であることを仮定する．個々の端末が生成した位置依存情報は，情報発生位置からの距離が複製配布範囲 R 以内にいる端末に保持させる．端末が，ある位置に関連する情報を利用する場合，その位置周辺にいる端末に向けて Geocast[7)] によって要求を送信し，その応答と

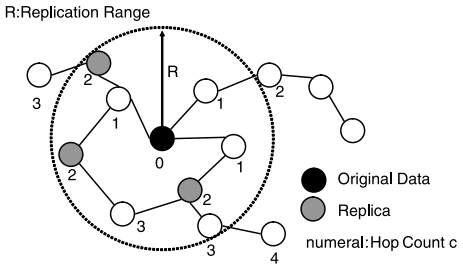

図 2 SC 方式での複製配置（複製密度決定パラメータ $s = 2$）
Fig. 2 SC method ($s = 2$).

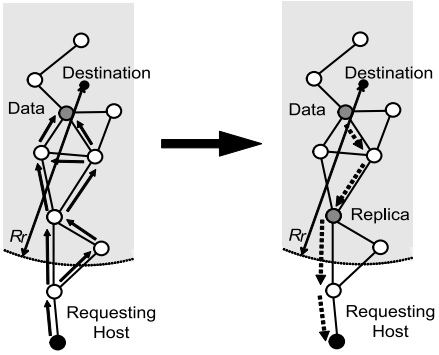

図 3 要求，応答と複製の再配置（$s = 2$）
Fig. 3 Request, reply and relocation of replicas ($s = 2$).

して情報を取得する（**図 3**）．こうすることで，サーバが存在しない状況でも位置依存情報へのアクセスを可能にしている．また，複製の配布を複製配布範囲以内にとどめることで，同一データの過度の複製配布が防止されるため，システム全体で多種類のデータの複製を保持することが可能となる．これにより SC 方式は，位置依存情報へのアクセス成功率を高めている．

2.2 情報の要求と応答

前述のように，サーバレスな環境では，どの端末が位置依存情報を保持しているか分からない．SC 方式で端末が知っているのは，特定の位置に関する情報をその位置周辺の端末が保持していることのみである．情報を利用したい端末は，利用したい情報の位置をキーとする要求を Geocast により送信する．すなわち，要求を情報発生源の位置周辺にいる不特定の端末に向けて送信する．要求は情報発生源にいたるいくつかの端末を経由し，該当する情報の複製を持つ端末に到達する．該当する情報の複製を保持している端末は，その複製を，要求送信者へユニキャストにより返送する．

2.3 複製の再配置

SC 方式では，情報取得端末の周辺に複製を疎らに配置することで，情報の可用性を高めている．しかし，端末が移動すると，端末によって保持されていた位置依存情報も端末とともに移動してしまう．多くの端末が，それぞれ保持している情報に関連した位置から遠ざかると，ある場所周辺の端末のいずれもがその場所に関連した位置依存情報の複製を保持しない状況が発生しうる．そこで SC 方式では，応答返信時に，経路上にある端末が複製配布時と同様のルール—情報発生源からの距離が複製配布範囲以内にいる応答経路上の端末に s ホップごとに情報の複製を保持させる—で，動的に複製の再配置を行い，上記の問題が発生することを防ぐ（図 3）．具体的には，アプリケーションレベルでのマルチホップ通信の過程で，この複製処理を行う．

3. SC 方式の問題点と解決策

本章では，SC 方式の問題点とそれに対する解決策を述べる．

3.1 端末密集時の複製配布

SC 方式では，情報の複製配布，データ要求・応答をフラッディングで行っている．フラッディングは単純な動作で通信可能なすべての端末に情報を送信できる利点がある一方，端末密集時には，多くの端末がいっせいにブロードキャストを行うため，2 層における無線通信の衝突が多発し通信性能が低下してしまう．さらに，端末密集時における SC 方式のホップ数を用いた複製配布先の決定を行うと，s ホップごとに端末が複製を保持するため，多くの端末が複製を保持することになる（**図 4**）．この結果，情報の要求に対して応答する端末が多すぎることになり，応答返信時に無線通信上の衝突が頻繁に発生し，通信性能の悪化をまねく．さらに，多くの端末が同一の複製を保持するため，多種類の情報をネットワーク内で保持できなくなる．これは，要求に対するアクセス成功率を下げる要因となる．そのため，端末密集時に過度な複製配置が起こらないような機構が必要とされる．

3.2 端末密集時の複製配置に対する解決策

3.2.1 ブロードキャストの改善

これまで，端末密度の高いアドホックネットワーク上でのブロードキャストの効率化について多くの研究が行われている．Williams と Camp はブロードキャストの手法を 4 つの手法，(i) 単純なフラッディング，(ii) 確率型，(iii) 領域情報利用型，(iv) 隣接ノード情報利用型に分類している[8]．確率型は，受信したパケットの再送信の実行を確率的に判定する手法であり，領域情報利用型は，端末自身や隣接端末の位置関係や密度に応じて再送信の実行判定を行う手法である．これらの手法は，必ずしも単純フラッディングで到達可能

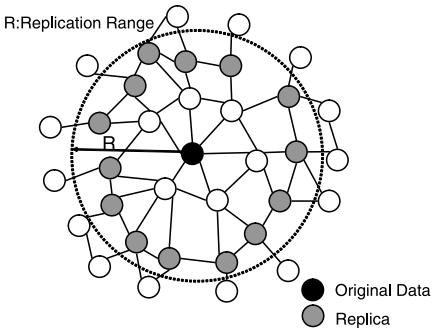

図 4 SC 方式における端末密集時の複製配置
Fig. 4 Replica distribution of SC method in a dense ad hoc network.

なすべての端末にパケットを配信できる保証はない．隣接ノード情報利用型は，周辺ノードの接続関係を把握しておくことで，再送信を行う端末を決定する手法であり，確率型や領域情報利用型に比べて高いパケット配送成功率を目指すものである．ただしこの手法では，周辺ノードの接続関係の把握のために隣接端末間で接続情報をつねに交換しておく必要がある．確率型，領域情報利用型の手法の複数の具体例は文献 5) 等で提案されている．また，隣接ノード情報利用型に属する手法には，文献 9) ほか多くの提案がある．

本論文では，各端末が自身の位置を把握していることを前提としているため，位置情報を活用して高い効率化を図れる手法が望ましい．また，配布された複製は必ずしもネットワーク中のすべての端末に到達する必要はなく，複製を保持しておく端末にのみ到達すればよい．隣接ノード情報利用型のブロードキャスト手法では，定常的に隣接ノード間でパケットを交換することでネットワークトポロジを高い確度で把握することを前提とするが，本論文で仮定する環境下では，これらパケット交換のコストを要してまでネットワークトポロジを正確に把握する必要はない．したがって，隣接ノード情報利用型を利用する必要はない．さらに，複製の配布は投機的に行うものであるため，即時性は必ずしも必要ではない．したがって，ブロードキャスト効率化のために遅延をともなう手法も利用可能である．

そこで，本論文では，比較的簡単な領域情報利用型の手法である文献 10) の手法を応用することとした．この方式では，ブロードキャストを効率化させるために，メッセージを受信した端末はただちにそのメッセージをブロードキャストするのではなく，端末の置かれた状況に応じて送信前に遅延を設け，遅延時間内に他の端末の送信を知ることができると送信をキャンセルする．遅延時間の決定には受信電力や距離等が用いられる．

```
 1: class Node {
 2:   void onReceivingDistributedReplica(Replica r) {
 3:     if (getDistance(myPosition,
 4:                     r.sourceNode.position)
 5:         > ReplicaRange) {
 6:       discard(r);
 7:       return;
 8:     }
 9:     if (hasReceived(r.id)) {
10:        // Cancel forwarding of pending data
11:       if (isPending(r.id)) {
12:          Replica mine = myCopyOf(r.id);
13:          if (r.prevNode.prevNode
14:              == mine.prevNode) {
15:             cancelForwarding(mine);
16:          }
17:       }
18:       // Discard the duplicated replica
19:       disrcard(r);
20:       return;
21:     }
22:     if (isStorageFull()) {
23:       if (ratioOfPendingData() >= threshPurge) {
24:         // Purge pending data with the largest
25:         //   remaining time.
26:         purgePendingData();
27:       } else {
28:         // purge stored replica by LRU.
29:         purgeStoredReplica();
30:       }
31:     }
32:     // Schedule forwarding
33:     Delay T = computeDelay(r.prevNode.position,
34:                            myPosition, myVelocity);
35:     scheduleForwarding(r, T);
36:   }
37:
38:   void onForwarding(Replica r) {
39:     broadcast(r);
40:     if (r.hopFromSource % s == 0) {
41:         store(r);
42:     } else {
43:       discard(r);
44:     }
45:   }
46:   //....
47: }
```

図 5 複製配布処理の擬似コード
Fig. 5 Pseudo code for distribution of replicas.

SC 方式の改良のため，文献 10) の手法を以下のように応用する．擬似コードを**図 5** に示す．第 2〜36 行が，端末が投機的に配布された複製を受信したときの処理を示している．このうち，第 3〜9 行は，端末が複製配布範囲外にいるときに受け取った複製を廃棄する処理を示している．以下の行は以後の説明の該当箇所で説明する．

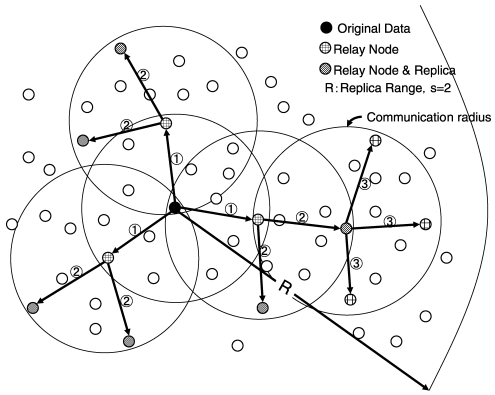

図 6 複製配布の一例
Fig. 6 An example of replica distribution.

情報の複製を受信した複製配布範囲内にいる端末は，ただちにブロードキャストするのではなく，前中継端末からの距離を基に送信遅延時間（T）を設定し，その複製の送信を延期する（図 5，32〜35 行）．その際，前中継端末から遠い端末ほど T が小さくなるようにする．さらに，T の設定には端末の移動速度も考慮する．移動速度の大きい端末は通信中の経路断絶によって安定した通信ができない可能性が高いため，T を長くすることで複製の転送機会を少なくする．端末は，複製を受信後 T 以内に，前中継端末を同じくする隣接端末から，自身が送信延期中の複製の配布メッセージを受信した場合，その複製の送信をキャンセルする．

メッセージを受信した端末は，以上の条件を満たし，非負の値となるように T を計算する．すなわち，d を前中継端末からの距離，v は端末の移動速度を表した場合，T が d に対して単調減少，v に対して単調増加となる非負の関数を用いて T を計算する．このような関数の候補はいくつか考えられるが，本論文では単純に式 (1) に従って T を計算することとした．k_v，k_d はぞれぞれ調整用の係数であり正の実数である．

$$T = \frac{1 + k_v v}{k_d d} \tag{1}$$

3.2.2 複製配布先の決定方法

これまでの SC 方式では，端末の密集時にホップ数による複製配布を行うと無駄な複製を配置してしまう問題があった（図 4）．上述したように，複製の配布を行う際には転送遅延時間を発生させて中継端末を決定する．そこで，複製保持端末を決定する際にも，転送遅延時間により中継端末を決定する機構を応用して無駄な複製が配置されないようにする．すなわち，複製配布範囲内にいる端末で複製を中継した端末のみが，s ホップごとに複製を保持する（**図 6**）．図 5 の第 38〜44 行は，端末がスケジュールされた複製のブロードキャストを実行するときの処理を示している．この処理中に，複製の保持か廃棄を決定する．また，ブロードキャストを遅延している間に，隣接端末が複製を配布したことを知ると，端末は複製の保持および配布を行わない（図 5，9〜21 行）．こうすることで，単純な SC 方式を用いた場合に比べて，端末密集時に複製を保持する端末の数を減少させることができ，多くの端末からの応答を避けることができるとともに，端末の記憶領域を有効活用することで，システム全体で多種類の情報の複製を保持することができる．

3.2.3 転送遅延時間の導入にともなうデータ管理機能の拡張

3.2.3.1 転送遅延時間

式 (1) に示すように前中継端末から遠い端末ほど，短い転送遅延時間が設定される．しかし，前中継端末を同じくする複数の端末において，この遅延時間の差が小さい場合，前中継端末に近い端末は前中継端末から遠い端末の送信したデータを受信し送信をキャンセルさせることができなくなってしまう．つまり，先に転送を開始した端末からのデータを完全に受信する前にもう一方の端末も送信を始めてしまい，送信がキャンセルできないことも考えられる．しかし，比較的近い端末どうしで大きな遅延差を発生させると，前中継端末に比較的近い場所で複製データを受信した端末は，大きな遅延時間を発生させてしまい，複製配布に多大な遅延を要する結果を生む．

長い転送遅延時間を発生させることは，より確実にデータ転送をキャンセルさせ，複製にともなうトラフィックを減少させる．しかし，転送遅延時間を発生させデータ転送を延期しているときは，端末の記憶領域上に，本来他の端末からの要求に応えるために保持している複製に加え，転送待ちのデータが保持される．大きな転送遅延時間の発生は端末の記憶領域を圧迫する．転送待ちデータの保持のために記憶領域を使いすぎると，本来他の端末からの要求に応えるための複製保持ができなくなる．

3.2.3.2 破棄データの選択

多種類のデータが発生するような環境では，転送待機中に転送待ちデータを次々と端末が受信し，端末の記憶容量が小さい場合には記憶領域を転送待ちデータが多くを占めるような状況になる．データの総容量が端末の記憶容量を上回る場合には，記憶領域内のデータと新しい到着データとの入れ換えを行わなければならない．これまでの SC 方式では LRU 法に従ってデータを消去していた．しかし，送信遅延時間を設けると，

表 1 データの消去方法
Table 1 An elimination method of data.

転送待ちデータの割合 p	転送待ちデータの扱い	複製データの扱い
$p \geq d_p$	消去する	消去しない
$p < d_p$	消去しない	消去する

消去対象のデータとして，転送待ちデータ（転送待ち時間経過後に転送される可能性のあるデータ）と複製データ（3.2.2 項で述べたルールに従って他の要求に応えるために保持する複製）の両方を考慮する必要がある．

転送待ちデータを優先的に保存すると，複製データが消去されアクセス成功率が悪化する．一方，複製データを優先的に保存すると，転送待ちデータが消去され，複製配布が適切に行われなくなる可能性がある．3.2.2 項で述べたように，複製の保持を行うのは，複製配布前の遅延後，複製の配布を実際に行った端末である．つまり，複製データを保持している端末は実際にそのデータの転送を行った端末であり，周辺にそのデータを保持している端末がいる可能性は少ない．しかし，ある端末 A が転送しようとしている転送待ちデータに関しては，他の端末 B が同じデータの複製を受信して転送待機している可能性があり，必ずしもその端末 A が転送する必要はない．

上記のことをふまえ，端末は，データ発生源から複製配布範囲以内で複製配布メッセージを受け取ったとき，自身の記憶領域が満杯となっていると，以下のように動作する．自身の記憶領域上に存在する転送待ちデータの割合（p）が閾値（d_p）以上の場合には，転送待ちデータを消去し，d_p 未満の場合は複製データを消去する（図 5，22〜31 行）．以上を**表 1** にまとめる．なお，転送待ちデータを消去する際には，転送までの残り時間の最も長いものを消去する．これは転送までの残り時間が短いものは，前中継端末からの距離が長い可能性が高く，これらを消去すると，少ないホップ数で広い範囲に配送が可能となるような中継端末の選択ができないためである．

4. 性能評価

ネットワークシミュレータ GloMoSim [11] を用いて，SC 方式ならびに提案手法の評価を行った．提案方式のモデルには，従来の SC 方式の基本機能に加えて，以下の機能を追加している．

- 転送遅延時間を用いて無駄な送信をキャンセルさせる機構
- 複製配布範囲内にいる複製を中継した端末で数ホップおきに複製を配置させる機構
- 端末の記憶容量がデータの総容量を超えた場合に，複製データを消すか転送待ちデータを消すかを閾値により選択する機構

4.1 シミュレーションモデル

1,000 [m] × 1,000 [m] の 2 次元平面上に 100 個の移動端末が存在すると仮定する．このうち 50 台は以下に説明するデータ取得モデルおよびデータ要求モデルに従って動作する．残りはデータの中継および SC 方式のルールに基づく複製データの保持を行う．端末の通信可能半径を 100 [m]，MAC 層には IEEE802.11 を用い，通信帯域幅を 2 [Mbps] とした．複製配布，要求，応答のすべての通信は隣接端末間の UDP ブロードキャストで行うので，IEEE802.11DCF における RTS/CTS は使用していない．メッセージの配送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ルーティングプロトコルは使用していない．

データ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位置に関連付けられたデータを取得することとした．端末は以下で述べるデータ取得モデルに従って現在位置に関連するデータを取得し，必要に応じ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 カ所から異なるデータが発生することになる．今回はこれらのデータ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 が取得したデータは同じものとして扱うこととした．

各端末は最大 N 個のデータ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．

4.1.1 移動モデル

各端末はランダムウェイポイントモデル[12] で移動するものとした．このモデルでは，各端末は，領域中からランダムに目的地と移動速度を決定し，移動する．端末は，目的地に到着後，Pause Time で決められる時間停止し，再び新たな目的地と移動速度を決定し，移動するという処理を繰り返す．今回のシミュレーションでは，パラメータには人の歩行を想定し，移動速度 $v = 0 - 2$ [m/s]，Pause Time = 3 [sec] とした．また，端末の初期位置はランダムに決定されるものとした．

4.1.2 データ取得モデル

データ取得を行う端末は，平均 60 秒のポアソン到着モデルに従い，そのとき端末自身が存在する領域に

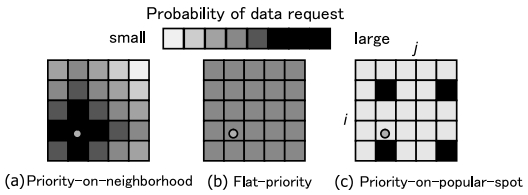

図 7 データ要求モデル
Fig. 7 Data request models.

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領域の中心位置をその関連位置として含み，UDP，IP ヘッダを含めて 1,500 bytes のパケットで配送されるものとする．端末はデータを取得するとただちに投機的複製配布を開始する．

4.1.3 データ要求モデル

100 台の端末中の 50 台は平均 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持ち，ヘッダを含んで 128 bytes のサイズである．

データ要求を行う宛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．たと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—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等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 3 つを用意した．

(a) 近隣優先モデル（図 7 (a)）

近隣優先モデルでは，データの要求は Zipf の法則[13]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．

$$P(i) = \frac{1/{r_i}^{\theta}}{\sum_{j=1}^{n} 1/{r_j}^{\theta}} \quad (0 \leq \theta \leq 1) \qquad (2)$$

θ は調整係数である．式 (2) 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 7 (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 (2) 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 7 (c)）

全体のうち特定の数%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 7 (c) に示すような正方格子において領域の位置を上から $1, 2, \cdots, i, \cdots$, 左から $1, 2, \cdots, j, \cdots$, として数えたときに，$i \bmod 3 = 0$ 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．

4.1.4 メッセージの配送

メッセージの配送は以下のようにして行った．

4.1.4.1 複製配布

端末上のアプリケーションは，隣接端末より UDP のブロードキャスト（以下単純にブロードキャスト）で送信された複製配布パケットを受信すると，3.2 節で説明した手法に従って動作する．

4.1.4.2 要求メッセージ

要求メッセージは，前中継端末に比べ，宛先位置に近づく位置にある端末のみブロードキャストを行う簡易な Geocast によって配送される．端末は，Geocast として送信される要求メッセージを隣接端末より受信すると，その要求メッセージの宛先の位置と自身の位置，および要求メッセージに含まれる前ホップの端末の位置を比較する．自身の方が前ホップの端末よりも宛先位置に近ければ，そのメッセージをブロードキャストする．このとき，パケットの配送経路の履歴として，自身のアドレスを転送するパケットに記載する．要求メッセージを受け取った端末が，要求された複製を持っている場合，要求メッセージの転送は行わず，応答メッセージに載せて複製を送信元に送り返す．

4.1.4.3 応答の送信

応答メッセージは，要求メッセージの逆の経路で要求元に返送される．応答メッセージを送信する端末は，要求メッセージに記載された配送経路を応答メッセージに加えてブロードキャストする．これを受信した端末は，メッセージ中の配送経路を確認し，自身がその経路上にある場合に，メッセージをブロードキャストする．なお，複製配布時の転送待ちデータが要求に合致していても，応答しないこととした．

4.2 評価指標

改良方式の評価を行うために以下の評価指標を用意

表 2 シミュレーション条件
Table 2 Simulation parameters.

パラメータ	数値
領域の数	100
データサイズ [KB]	1.5
端末数	100，50
$v_{\max}$ [m/s]	2，10
Pause Time [s]	3
通信速度 [Mbps]	2
通信半径 [m]	100
複製配布半径 [m]	300
平均データ取得間隔 [s]	60
平均データ要求間隔 [s]	60

した．

- アクセス成功率 A_S（Access Success ratio）

$$A_S = \frac{A_C}{R_C} \tag{3}$$

A_C（Answer success Count）は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り，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る．A_S の算出はシミュレーション時間全体での A_C，R_C を利用した．

- 通信トラフィック
複製配布，要求送信，応答送信にともなうパケット送信回数をそれぞれ測定した．
- データ取得遅延
成功した要求について，要求送信から最初の複製取得までの時間の平均を測定した．

4.3 シミュレーション結果と考察

以下に示す 2 つの複製配布方式についてシミュレーションを行った．

(1) SC：SC 方式（s=2）
(2) SCD（SC with transmision Delay）：転送遅延を用いた SC 方式（提案方式）（s=2）

シミュレーション条件は**表 2** に示すとおりである．特に示さない限り，式 (1) における調整用の係数は $k_v = 1$，$k_d = 0.01$，端末台数を 100 台とし，記憶容量（各端末が保持できる最大のデータオブジェクト数）を 5 から 50 までに変化させて，各指標を測定した．なお，シミュレーションはシミュレーション上の時間で 10,000 秒間行った．

4.3.1 トラフィックの削減効果

図 8，**図 9**，**図 10** に記憶容量を変化させたときの SC，SCD 方式における複製配布，要求送信，応答送信に要したトラフィックの変化をそれぞれ示す．図中にはすべての要求発生モデルに対する結果を示した．凡例に示した SCD 方式のそれぞれの数値は表 1 に示す閾値（d_p）である．

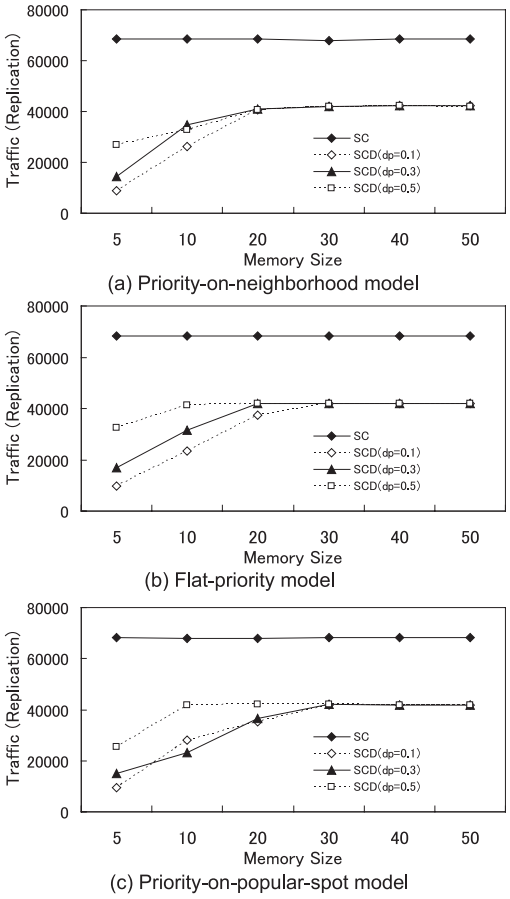

図 8 記憶容量に対する複製配布トラフィック（端末数 100，$k_d = 0.01$）
Fig. 8 Traffic of distribution of replicas vs. memory size (100 nodes, $k_d = 0.01$).

図 8 を見ると SCD 方式は SC 方式に比べ大幅にトラフィックが減少している．SCD 方式では，記憶容量が大きい場合，d_p の値にかかわらずトラフィックに大きな変化はない．しかし，記憶容量が極端に小さい場合には SC 方式に比べトラフィックが大きく減少している．特に d_p が小さいときにトラフィックの減少幅が大きい．これは優先的に転送待ちデータが消去されるためである．記憶容量が大きくなるにつれて，転送待ちデータが記憶領域を圧迫することが少なくなるため，d_p が変化してもトラフィックに大きな変化は見られなくなる．なお，データ要求モデルが変化しても複製配布トラフィックの傾向に大きな違いはなかった．

図 9 より，近隣優先モデルで記憶容量が 5 のときを除き SCD 方式の方がつねに SC 方式よりも要求トラフィックが大きくなることが分かる．これは，SCD 方式では SC 方式に比べ，同じデータに対してネット

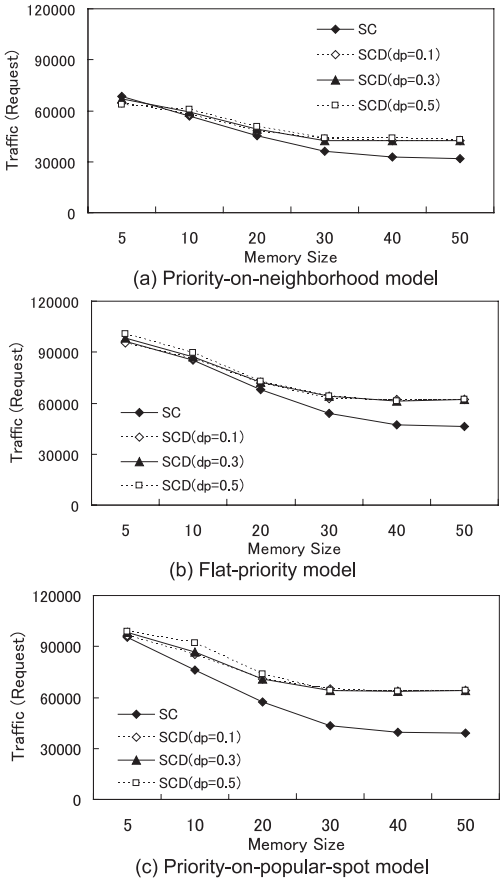

図 9 記憶容量に対する要求送信トラフィック（端末数 100, $k_d = 0.01$）
Fig. 9 Traffic of request messages vs. memory size (100 nodes, $k_d = 0.01$).

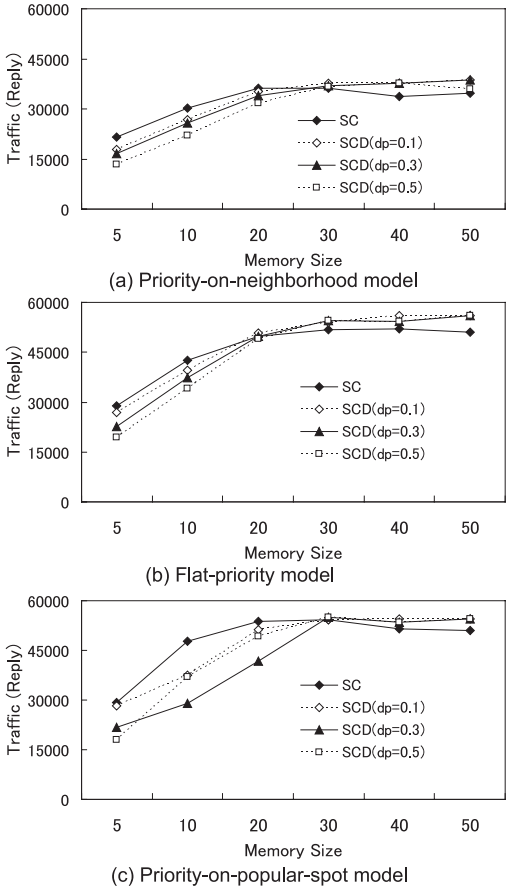

図 10 記憶容量に対する応答送信トラフィック（端末数 100, $k_d = 0.01$）
Fig. 10 Traffic of reply messages vs. memory size (100 nodes, $k_d = 0.01$).

ワーク上に存在する複製が少なくなるために，要求メッセージの送信が複製を保持する端末のところで停止せず，要求データに対応した場所まで Geocast され続けてしまうためである．ただし要求メッセージは応答メッセージや複製配布メッセージに対してサイズが十分小さく，また，本論文で用いた複製配布の効率化と同様の方法で要求転送時のトラフィックを削減できると考えられる．したがって，この測定結果において SCD 方式のトラフィックが大きいことは，SCD 方式の有効性に大きな影響を及ぼすものではないと考える．

図 10 に示すとおり，応答時のトラフィックは，記憶容量が 20 以下の場合，すべての要求モデルにおいて SCD 方式の方が SC 方式より小さな値となった．これは，SCD 方式では，記憶容量が少ない場合には同一の複製が配置される端末が少なくなるために，1 つの要求に対して冗長な応答が返される確率が小さいためである．一方，記憶容量が大きくなった場合は，SC 方式の方がトラフィックが小さい．これは，記憶容量が大きい場合には，多くの端末が同一データの端末を持つために，いずれも多くの端末から応答を得るものの，SC 方式では，より要求元に近いところから応答が得られるために，応答転送時のホップ数が少なくなるためだと考える．

4.3.2 アクセス成功率に対する影響

図 11 に記憶容量を変化させたときの SC，SCD 方式におけるアクセス成功率の変化を示す．全般に端末の記憶容量が小さい場合，SC 方式よりも SCD 方式の方が，アクセス成功率が高く，記憶容量が大きい場合には SC 方式の方がアクセス成功率が高くなる傾向にある．

SC 方式を使った場合には，ブロードキャストで送信された複製を受信したすべての端末が，受信した新しい複製を保持しようとする．端末の記憶容量が少ない場合には，これによって，LRU 法に従ってすでに

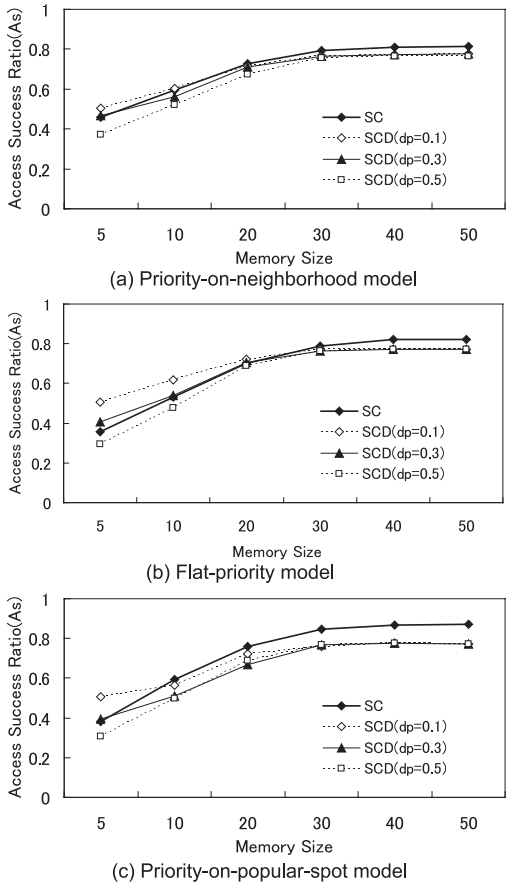

図 11 記憶容量に対するアクセス成功率（端末数 100, $k_d = 0.01$）

Fig. 11 Access success ratio vs. memory size (100 nodes, $k_d = 0.01$).

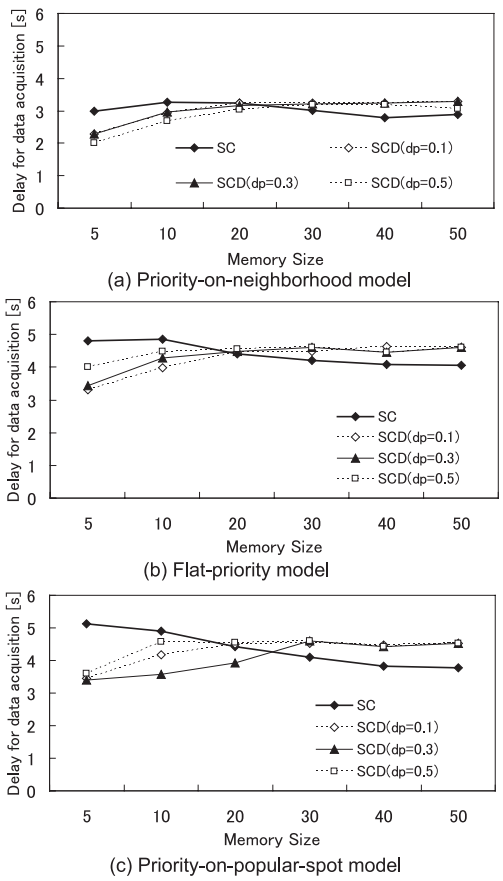

図 12 記憶容量に対するデータ取得遅延（端末数 100, $k_d = 0.01$）

Fig. 12 Delay for data acquisition vs. memory size (100 nodes, $k_d = 0.01$).

保持していた複製が廃棄されるため，端末は直近に配布された複製を優先して保持することになる．この結果，ネットワーク上に存在するデータの種類が少なくなっていると予想される．一方，SCD 方式では，複製を受け取ったとしても，他の端末が同じ複製の送信を行ったために複製の送信をキャンセルした場合には複製を保持せず廃棄するため，ネットワーク上には SC 方式と比べて多様なデータの複製が存在することになる．この結果，SCD 方式の方が SC 方式に比べてアクセス成功率が上回っていると考える．

一方，端末の記憶容量に余裕がある場合は，各端末が多種のデータの複製を保持することができるため，全体的にアクセス成功率が向上する．この場合には，より多くの複製が端末に保持される機会を得ることになる SC 方式の方が，複製保持の機会の少ない SCD 方式に比べて高いアクセス成功率を得ることになる．

なお，データ要求モデルが人気スポットモデルの場合，SCD 方式のアクセス成功率が SC 方式に比べて全般的に低くなっている．これは，人気スポットモデルでは SCD 方式によって配置される多様なデータの複製よりも，人気のある同じデータの複製がネットワーク上に存在することがアクセス成功率を向上させるためである．

4.3.3 データ取得遅延への影響

図 12 に記憶容量を変化させたときの SC，SCD 方式におけるデータ取得遅延の変化を示す．直感的には，SCD 方式でも，SC 方式でも記憶容量が大きければネットワーク上の複製数が増えるために，これに従ってデータ取得遅延が小さくなると想像されるが，実験結果では，SC 方式では記憶容量に従ってこの遅延が減少するものの，SCD 方式では逆に遅延が増加していた．特に，記憶容量が小さい場合の遅延の変化が大きく，記憶容量が 20 以上の場合には遅延の変化は少ない．これには複製配布時のトラフィックに影響して

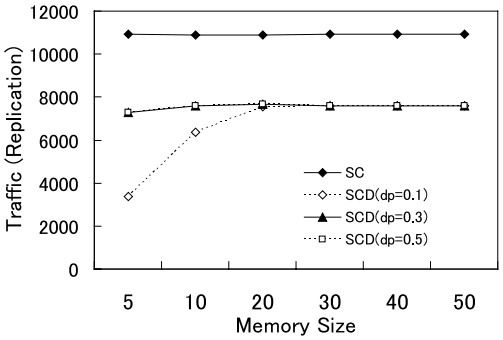

図 13 記憶容量に対する複製配布トラフィック（端末数 50, $k_d = 0.01$, 近隣優先モデル）
Fig. 13 Traffic of distribution of replicas vs. memory size (50 nodes, $k_d = 0.01$, priority-on-neighborhood model).

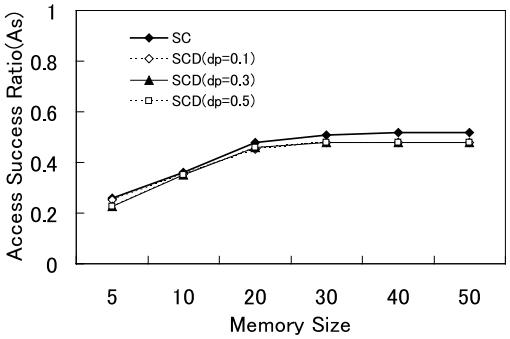

図 14 記憶容量に対するアクセス成功率（端末数 50, $k_d = 0.01$, 近隣優先モデル）
Fig. 14 Access success ratio vs. memory size (50 nodes, $k_d = 0.01$, priority-on-neighborhood model).

いると考えられる．図 8 に示したとおり，SC 方式では記憶容量にかかわらず複製配布トラフィックは変わらないが，SCD 方式では，メモリサイズが小さいときにはこのトラフィックが格段に小さい．したがって，要求と応答メッセージの送信時の第 2 層におけるアクセス制御にともなう送信待ち時間が少なくなり，データ獲得遅延が短くなったと考えられる．

4.3.4 端末密度に関する検討

以下の評価では，データ要求モデルが近隣優先モデルの場合の結果のみを示す．

端末密度の違いによる影響を調べるため，端末の移動領域のサイズを同じままで，端末数 50 としてシミュレーションを行った．このうち 25 台は 4.1.2 項で述べたデータ取得モデルに従って動作する．残りはデータの中継および SC および SCD 方式のルールに基づく複製データの保持を行う．また，データを取得する 25 台の端末は 4.1.3 項で述べたデータ要求モデルに従ってデータ要求を行う．

図 13 に記憶容量を変化させたときの SC，SCD 方式における複製配布時のトラフィックの変化を示す．SC 方式に比べ SCD 方式は，複製配布時のトラフィックが約 30%削減されている．一方，図 8 に結果を示した端末数 100 台の場合は，SC 方式に比べ SCD 方式は，複製配布時のトラフィックが約 40%削減されている．これらの結果から端末密度が大きくなるほど SCD 方式によるトラフィック削減効果が大きいことが分かる．

図 14 に端末数 50 における記憶容量を変化させたときの SC，SCD 方式におけるアクセス成功率を示す．すべての記憶容量の場合に対し，アクセス成功率は端末数が 100 台の場合に比べて小さいが，各方式間の関係は，図 11 に結果を示した端末数 100 台の場合

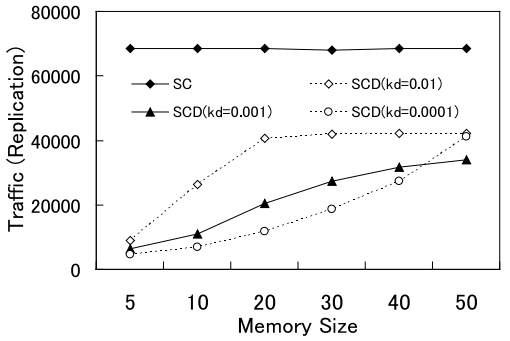

図 15 記憶容量に対する複製配布時のトラフィック（端末数 100, $v_{\max} = 2$, $d_p = 0.1$, 近隣優先モデル）
Fig. 15 Traffic of distribution of replicas vs. memory size (100 nodes, $v_{\max} = 2$, $d_p = 0.1$, priority-on-neighborhood model).

と同様の傾向を示している．これより，記憶容量が小さい場合には，端末の密度が低い場合においてもトラフィックを削減しつつもアクセス成功率を高く維持できていることが分かる．

4.3.5 転送遅延時間に関する検討

本項では各端末が設定する遅延時間の大小によってトラフィック削減効果がどのように変化するかについて検討する．**図 15** に k_d を変化させたときの記憶容量に対する複製配布トラフィックの変化を，**図 16** に記憶容量に対するアクセス成功率を示す．SCD 方式における d_p の値は 0.1 とした．また，データ要求モデルは，近隣優先モデルである．

式 (1) における k_d の値が小さくなるにつれて各端末が設定する転送遅延時間は大きくなるが，図 15 より，この k_d の値が小さくなるにつれてトラフィック削減効果が大きくなっていることが分かる．これは 3.2.3 項で述べたように，k_d の値が小さくなると各端末間の転送遅延時間差が大きくなり，先に転送を開始

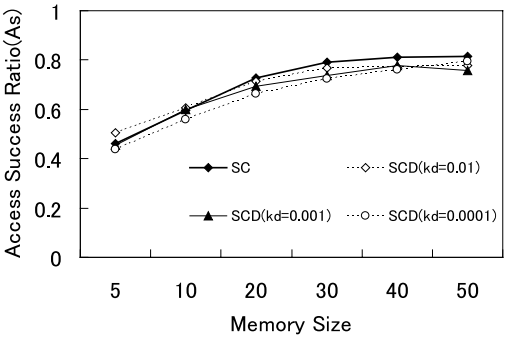

図 16 記憶容量に対するアクセス成功率（端末数 100, $v_{\max} = 2$, $d_p = 0.1$, 近隣優先モデル）
Fig. 16 Access success ratio vs. memory size (100 nodes, $v_{\max}$=2, d_p=0.1, priority-on-neighborhood model).

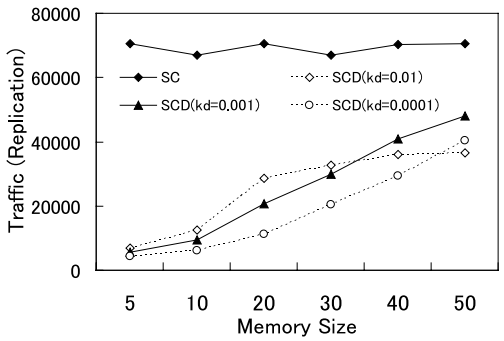

図 17 記憶容量に対する複製配布時のトラフィック（端末数 100, $v_{\max} = 10$, $d_p = 0.1$, 近隣優先モデル）
Fig. 17 Traffic vs. memory size (100 nodes, $v_{\max} = 10$, $d_p = 0.1$, priority-on-neighborhood model).

した端末からのデータを完全に受信することなく，転送を始めてしまう端末が減少するためである．また，転送遅延時間を端末が長く設定することにより，端末は転送待ちデータをより長く保持することになる．その結果，転送遅延時間が短い場合に比べ，d_p により消去される転送待ちデータの数が増加し，それによってトラフィックが削減されたと考えられる．

$k_d = 0.0001$ の場合，記憶容量が大きい場合に急激にトラフィックが増加している．これは k_d の値が小さいために端末が設定する遅延時間が増大し，遅延時間中に端末が他の場所へ移動してしまうことにより，同じデータの転送を待ち合わせている他の端末が送信したデータを受信できなくなり，送信をキャンセルできなくなるためであると考える．

図 16 に示すとおり，アクセス成功率は，k_d を小さくして転送遅延時間を増大させた場合に数%の減少が見られた．この原因としては，(i) 転送遅延時間の増大にともなって，複製配布機会が減少し，配送される複製の数が減少したこと，(ii) 長い転送遅延時間の下では，端末がデータの生成場所から他の場所へ移動した後に複製配布を行うことが多くなるために，情報発生位置周辺に複製が配置されず Geocast で転送される要求に応答できる端末が減少したことの 2 つが考えられる．

さらに端末の移動速度がより大きい場合（$v_{\max} = 10$）についてシミュレーションを行った．**図 17** に，記憶容量を変化させたときの複製配布トラフィックの変化，**図 18** にアクセス成功率の変化を示す．

方式間のアクセス成功率の違いは，$v_{\max} = 2$ の場合とほぼ同様の傾向を示している．SC 方式でのトラフィックは $v_{\max}$ が変わっても大きな変化はなかった．その一方で，$k_d = 0.01$ の SCD 方式では，メモリサイズが 10〜30 のときに，トラフィックが $v_{\max} = 2$ のときに比べて大幅に減少している．この結果は，式 (1) によって移動速度が高い端末に対して送信遅延を大きくし，複製配布の機会を小さくしていることで，アクセス成功率には影響を及ぼすことなくトラフィックを減少させる効果があることを示している．

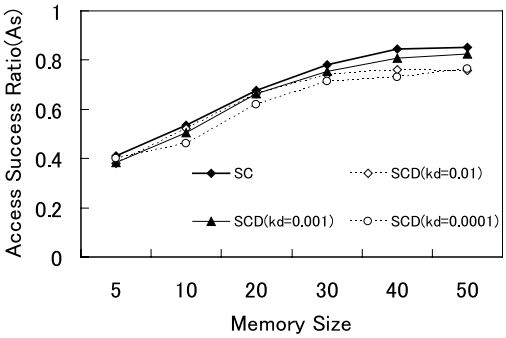

図 18 記憶容量に対するアクセス成功率（端末数 100, $v_{\max} = 10$, $d_p = 0.1$, 近隣優先モデル）
Fig. 18 Access success ratio vs. memory size (100 nodes, $v_{\max} = 10$, $d_p = 0.1$, priority-on-neighborhood model).

しかし，$k_d \leq 0.001$ の場合，記憶容量の増加にともないトラフィックが大きくなっている．これは端末の移動速度が大きいために，前述のように，端末が他の場所へ移動することにより同じデータの転送を待ち合わせている他の端末が送信したデータを受信できなくなり，送信をキャンセルできなくなるという現象が顕著に現れていると考えられる．これより，端末の移動速度が大きい場合においては，大きな遅延時間がトラフィックを増大させているといえる．これを防ぐには，移動速度が速い場合には，遅延時間の制御によって間接的に送信機会を減らすのではなく，送信の有無そのものを移動速度によって判定することが有効であ

ろう．

5. まとめ

本論文では，アドホックネットワーク上の位置依存情報の複製管理手法 SC 方式の問題点を明らかにし，その解決策を提案した．SC 方式の問題点には端末密集時の冗長なブロードキャスト，過度な複製配置があるが，提案手法では，複製配布時に複製配布時の転送遅延時間を導入することで，複製配布にともなうトラフィックを減少させ，同時に，複製を実際に中継した端末のみに数ホップおきに複製配置することで，過度な複製配置およびそれにともなう応答トラフィックの増大を防ぐ．

シミュレーションの結果，提案した転送遅延時間を導入した複製配布方式（SCD 方式）では，SC 方式に対し，(i) 端末密度が高い場合，特に端末の記憶容量が小さい場合に大きくトラフィックを削減できること，(ii) 端末の記憶容量が小さい場合には，SC 方式と同等以上のアクセス成功率を達成できること，(iii) 端末の移動速度に応じた遅延の制御によってアクセス成功率を大きく減少させることなく高速移動時のトラフィックを削減できることが確認できた．ただし，端末が設定する転送遅延時間が短かすぎるとトラフィック削減の効果が小さくなり，遅延が長すぎるとアクセス成功率が低下する．このため，転送時間決定のためのパラメータの選定には注意が必要である．

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），および通信・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．

参考文献

1) Hara, T.: Effective Replica Allocation in Ad Hoc Networks for Improving Data Accessibility, *Proc. IEEE Infocom 2001*, Vol.3, pp.1568–1576 (2001).
2) Cao, G., Yin, L. and Das, C.R.: Cooperative Cache-Based Data Access in Ad Hoc Networks, *IEEE Computer*, Vol.37, No.2, pp.32–39 (2004).
3) 田森正紘，石原　進，水野忠則：アドホックネットワークにおける移動体の位置を考慮した複製配布方式，DICOMO2001 シンポジウム論文集，情報処理学会シンポジウムシリーズ，Vol.2001, No.7, pp.31–36 (2001).
4) Tsuchida, G., Okino, T., Mizuno, T. and Ishihara, S.: Evaluation of a replication method for data associated with location in mobile ad hoc networks, *Proc. 2nd International Conference on Mobile Computing and Ubiquitous Networking* (*ICMU 2005*), pp.116–121 (2005).
5) Nandagopal, T., Lu, S. and Bharghavan, V.: The Broadcast Storm Problem in a Mobile Ad Hoc Network, *Proc. ACM/IEEE MobiCom'99*, pp.151–162 (1999).
6) Tseng, Y.-C., Ni, S.-Y. and Shih, E.-Y.: Adaptive Approaches to Relieving Broadcast Storms in a Wireless Multihop Mobile Ad Hoc Network, *Proc. ICDCS 2001*, pp.481–488 (2001).
7) Ko, Y.-B. and Vaidya, N.H.: Geocasting in Mobile Ad Hoc Networks:Location-Based Multicast Algorithms, *Proc. IEEE Workshop on Mobile Computer Systems and Applications*, pp.101–110 (1999).
8) Williams, B. and Camp, T.: Comparison of Broadcasting Techniques for Mobile Ad Hoc Networks, *Proc. MobiHoc 2002*, pp.194–205 (2002).
9) Wu, J. and Dai, F.: Broadcasting in Ad Hoc Networks based on Self-Pruning, *Proc. IEEE Infocom 2003* (2003).
10) 小出俊夫，渡部　和：マルチホップ無線ネットワークにおける地域情報配信アルゴリズム MCMS，電子情報通信学会技術研究報告，Vol.101, No.460, pp.39–44 (2001).
11) GloMoSim. http://pcl.cs.ucla.edu/projects/glomosim/
12) Perkins, C.E.: *Ad Hoc Networking*, Addison-Wesley (2001).
13) Zipf, G.: *Human Behavior and the Principle of Least Effort*, Addison-Wesley (1949).

(平成 17 年 3 月 31 日受付)
(平成 17 年 10 月 11 日採録)

石原　進（正会員）

昭和 47 年生．平成 6 年名古屋大学工学部電気学科卒業．平成 11 年同大学大学院工学研究科博士後期課程修了．平成 10 年日本学術振興会特別研究員．平成 11 年静岡大学情報学部助手．平成 13 年より同大学工学部助教授．博士（工学）．平成 9 年電気通信普及財団テレコムシステム技術学生賞受賞．モバイルコンピューティング，無線環境用 TCP/IP，モバイルアドホックネットワークに関する研究に従事．電子情報通信学会，IEEE，ACM 各会員．

佐仲　貴幸

昭和 56 年生．平成 15 年静岡大学情報学部情報科学科卒業．平成 17 年同大学大学院情報学研究科修士課程修了．同年沖縄県庁入庁．現在，企画部情報政策課．

土田　　元（学生会員）

昭和 56 年生．平成 16 年静岡大学工学部システム工学科卒業．現在同大学大学院理工学研究科博士前期課程在学中．モバイルアドホックネットワークに関する研究に従事．

水野　忠則（フェロー）

昭和 20 年生．昭和 43 年名古屋工業大学経営工学科卒業．同年三菱電機（株）入社．平成 5 年静岡大学工学部情報知識工学科教授，現在，情報学部情報科学科教授．工学博士．情報ネットワーク，モバイルコンピューティング，放送コンピューティングに関する研究に従事．著訳書としては『コンピュータネットワーク概論』（日経 BP），『モダンオペレーティングシステム』（ピアソン・エデュケーション）等がある．電子情報通信学会，IEEE，ACM 各会員．当会フェロー，監事．