

## アドホックネットワーク上のコミュニティのための グループ通信プロトコル

太田 賢<sup>†</sup> 町田 基宏<sup>†</sup>  
大辻 清太<sup>†</sup> 杉村 利明<sup>†</sup>

本論文の目的は、近隣の携帯電話どうしが短距離無線により自己組織的にアドホックネットワークを構築し、局所的なコミュニティを形成することを可能にするものである。コミュニティの通信システムは、メンバ間の発言権・操作権制御や仮想共有空間の同期のような一貫性制御を必要とし、一般的にクライアント・サーバアーキテクチャで構成される。しかし、アドホックネットワークを構成する携帯電話は任意に動き回るため、ネットワークポロジの動的な変化に適応するルーティングや、サーバ選択を行うグループ通信プロトコルが必要になる。本論文の提案するアドホックコミュニティプロトコル (ACP: Ad-hoc Community Protocol) は、既存のアドホックマルチキャストルーティングプロトコル ODMRP に基づく機構に加えて、新たに開発した Gather-Scatter 方式により、動的に選択するサーバを経由して各メンバの送信するメッセージを全メンバに配送することを可能にしている。シミュレーションにより提案プロトコルと従来手法の ODMRP およびフラッディングの性能を比較した。その結果、提案プロトコルはサーバにある期間に到着したメッセージを集約してパケット化することでトラフィックを削減すること、歩行者を想定した動的なネットワークポロジ変化に適応できること、配送遅延は増大するものの許容範囲の遅延でメッセージを配送できることを確認した。

### Group Communication Protocol for Community on Ad-hoc Networks

KEN OHTA,<sup>†</sup> MOTOHIRO MACHIDA,<sup>†</sup> KIYOTAKA OTSUJI<sup>†</sup>  
and TOSHIKI SUGIMURA<sup>†</sup>

Equipping a cellular phone with a short-range radio device enables users to form local community sites on ad-hoc networks anytime anywhere. In general, community communication systems are built in the client-server architecture, as consistency control and the floor control are necessary. Since cellular phones freely move around, we should develop a group communication protocol that can adapt to dynamic network topology changes and choose a server dynamically. We propose the ad-hoc community protocol (ACP). ACP is based on one of existing ad-hoc multicast routing protocols, ODMRP to adapt to dynamic network topology changes. We developed the gather-scatter algorithm for ACP to deliver messages from each member to all members via a server chosen dynamically. We compared ACP to the conventional protocol, flooding and ODMRP by computer simulation. The results showed ACP reduced traffic by packetizing messages into a single packet at the server. It also demonstrated that ACP was able to adapt to network topology changes on the assumption that network nodes are pedestrians. Although ACP incurs large message delay, however, it is acceptable for network community such as chats and bulletin boards. We believe that ACP is suitable for ad-hoc community because of its scalability and stability.

#### 1. はじめに

ネットコミュニティの繁栄は目覚ましく、インターネット上には膨大な数のチャット、掲示板、出会いサイト、メーリングリストなどが情報交換の場、出会いの場として活動している。特に若いインターネット利

用者はコミュニティ活動に熱心で、半数がチャット、掲示板を利用し、ネットワーク上で友人を作ったり、オフラインミーティングを行ったりしている。

従来のネットコミュニティの参加は、夜、自宅のパソコンの前に座ってキーボードを打つという形態が一般的だった。しかし、いまや多くの携帯電話、PDAが

<sup>†</sup> NTTドコモマルチメディア研究所  
Multimedia Laboratories, NTT DoCoMo, Inc.

平成 11 年版通信白書  
<http://www.mpt.go.jp/policyreports/>

Webブラウザ機能を持ち、いつでもどこでもコミュニティサイトに参加することが可能になった。我々は、ユーザの位置に従って、観光地や街情報などの位置依存のトピックを持つ Web 上のコミュニティを抽出し、提示するモバイルコミュニティ通信システムを提案、開発してきた<sup>1),2)</sup>。

さらに、これからの携帯電話に標準装備されることが予想される Bluetooth<sup>3),4)</sup> のような短距離無線インタフェースを利用することにより、基地局などの固定のインフラなしにアドホックネットワークを形成し、局所的なコミュニケーションの場を構築できる。我々は、この地理的に近い人同士が動的に形成するアドホックネットワーク上のコミュニケーション空間をアドホックコミュニティと呼ぶ。

アドホックコミュニティを実現するには、各自の所有する携帯電話が自己組織的にアドホックネットワークを構築し、グループ通信を行うための通信プロトコルの開発が必要である。ネットワークのルータが任意に動き回るような動的なネットワークでは既存のユニキャスト/マルチキャストプロトコルは効率的に動作しないため、アドホックユニキャスト/マルチキャストルーチングプロトコルがいくつか提案されている<sup>5),6)</sup>。さらにコミュニティを実現するにはスムーズな会話を行うための発言権制御やメッセージログ記録、協調作業のための操作権制御や仮想共有空間の同期のようなコミュニティ制御が不可欠である。この制御がないと、複数のメンバの音声発言や操作が衝突したり、各メンバ間の仮想共有空間に不整合が起きたりするという問題がある。あるメンバノードをサーバとして集中的にコミュニティ制御を行わせるためには、すべてのメッセージをそのサーバに集め、コミュニティ制御後に全メンバにメッセージを配送するような通信形態をサポートする通信プロトコルが必要となる。

本論文は、アドホックネットワーク用のグループ通信プロトコル、アドホックコミュニティプロトコル (ACP) を提案する。ACP はアドホックマルチキャストルーチングプロトコル ODMRP<sup>7)</sup> に基づく機構により、適応的ネットワーク構築を可能にしている。また、ACP は開発した Gather-Scatter 方式に従い、各メンバの送信するメッセージを動的に選択するサーバ (リフレクタと呼ぶ) を必ず経由させ (Gather)、全メンバに配送する (Scatter)。リフレクタはある程度の期間、各メンバからのメッセージを蓄積し、小さなメッセージをまとめて 1 つのバケットに押し込めて配送することにより、トラフィック削減を図る。コンピュータシミュレーションにより、ネットワークノ

ードの増加によるトラフィックの増加や配送遅延の増加、ネットワークポロジ変化がメッセージ到達率に与える影響について評価を行った。

## 2. 課題と関連研究

本論文では、個人の所有する携帯電話が Bluetooth などの短距離無線により相互に接続する形態のコミュニティを考えている。固定のサーバ装置がない環境でもコミュニティを形成することを可能にするために、各携帯電話はクライアントとサーバ両方の機能を備えていることを仮定している。

ここで、あるノードを固定的にサーバにすると、ネットワークポロジの変化によってサーバがネットワークから離れた場合、グループ通信を続行できなくなるという問題が起きる。そこで、動的にサーバを選び、各メンバがそのサーバにメッセージを送り、サーバが各メンバにマルチキャストするような Gather-Scatter 方式を開発した。ただし、各ノードはいつでもサーバの役割を引き受けることができるように、仮想空間の状態やログの記録をサーバと同様に保持するものと仮定する。サーバがネットワーク上から消滅した場合、他のメンバがサーバになることでコミュニティサービスを続行する。サーバ交代により、一時的に各メンバの状態の一貫性が失われるかもしれないが、新しくサーバになったメンバの状態に同期されるものとする。

Gather-Scatter 方式の基本的アイデアは、ノードが静止しているワイヤレス・マルチホップネットワーク上でのブロードキャスト通信の研究<sup>8)</sup> から得ている。しかしながら、本研究の対象はノードが移動し、ネットワークポロジが変化するため、動的にサーバ (リフレクタ) を選ぶ点など大きく方式が異なる。

本研究は自由に移動する携帯電話から構成されるアドホックネットワーク上でのコミュニティ通信システムを提供する。2.1 節で無線による地理的に限定されたコミュニティ通信システムの従来研究をあげるが、各端末が自由に移動するような柔軟性は与えられていない。一方、利用を想定している Bluetooth 自身、ピコネットやスキャッターネットと呼ばれるネットワーク構成機能を備えているが、動的なノードの移動や消滅に適応できるようなルーチング機能は提供されていない。2.2 節で述べるアドホックマルチキャストプロトコル ODMRP に基づく機構を備える ACP を携帯電話に組み込むことで、携帯電話が自己組織的にアドホックネットワークを構築し、ネットワークポロジの変化に動的に適応することを可能にする。

## 2.1 モバイルコミュニティ

無線による位置依存のコミュニティの例として、パーティーや学会の会議などの対面コミュニケーションを支援する赤外線利用の名前タグシステム GroupWear<sup>9)</sup>や、PHSのトランシーバ機能を利用したグループウェアシステム「なかよし」<sup>10)</sup>、無線LANを利用するチャットシステム<sup>11)</sup>などがある。無線LANのチャットシステムはアクセスポイントやコミュニティ機能を備える固定のサーバを必要とするため、いつでもどこでもコミュニティを形成することができない。GroupWearや「なかよし」は固定インフラを必要とせず、端末どうしで直接通信できる。しかし、ルーティング機能が提供されていないため、すべての端末が互いの無線通信範囲に入っていることが要求され、ユーザの移動に対する柔軟性がない。

## 2.2 アドホックマルチキャストプロトコル

ルータの役割を持つノードが任意に動き回り、ネットワークトポロジが動的に変化するネットワークはワイヤレス・モバイル・マルチホップアドホックネットワークと呼ばれる。従来のインターネット用に設計されたマルチキャストプロトコルは頻繁に起こるトポロジ変化を想定して設計されていないため、制御メッセージの大幅な増加、経路の障害による多数のパケットロスなどの問題を引き起こす。そこで、アドホック・マルチキャストプロトコルの研究がさかに行われ、IETF MANET WG で標準化が進められている<sup>12)</sup>。

最も単純なルーティング手法はフラッディングと呼ばれる。この手法は、最初にあるノードが周囲のノードにメッセージを送信し、周囲の受信ノードはさらにそのメッセージを周囲のノードに送信する、ということを繰り返す。また、メッセージの中継回数の制限 (TTL: Time To Live) や重複メッセージを転送しない機構を持つ。しかしながら、不必要な転送によりリソースを浪費するという欠点がある。

アドホックマルチキャストプロトコルは、ツリーを構築したり、フラッディングの範囲を限定したりすることで効率的なルーティングを実現させる。前者のツリー型のプロトコルとして AODV (Ad-Hoc On-Demand Distance Vector Routing Protocol) を拡張した MAODV<sup>13)</sup>があげられる。一方、ODMRP<sup>7)</sup>は後者に相当し、転送グループと呼ばれるあるノード集合のみがマルチキャストパケットの転送を行う方式である。ツリーの代わりにメッシュを構築して冗長パスを提供するため、ホストの移動に対してロバストで

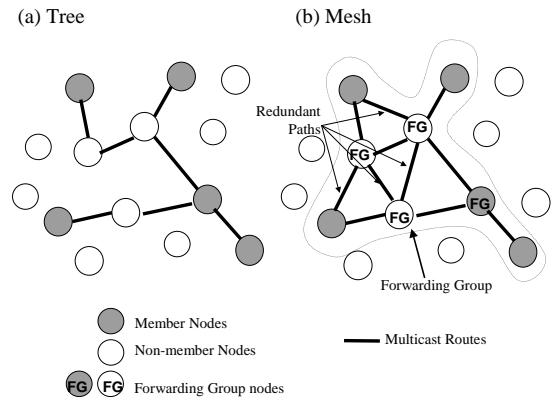


図1 転送グループ  
Fig. 1 Forwarding group concept.

ある (図1)。

ODMRPは経路の構築やマルチキャストグループのメンバの募集をオンデマンドに行う。送信者は送信データを持たないときは経路のメンテナンスなどを行う必要がなく、送信データが生じたときはじめてメンバを募り、経路を構築する。通信を開始する前に遅延が発生するが、メンテナンスのための通信コストを削減できる。また、経路情報やメンバ情報は有効期間を持ち、送信者が送信データを持つ限り、周期的に更新作業を行う。これにより、グループから離れたメンバは、明示的な制御パケットを送る必要がなく、単にメンバ募集の呼びかけを無視すればよい。そのメンバまでの経路は自動的に消滅する。

文献6)は、ODMRP, AMRoute, AMRIS, CAMPの4つのマルチキャストプロトコルの性能比較を行っており、ネットワークトポロジ変化への適応性や、制御メッセージ数などのオーバーヘッドの観点から ODMRPが総合的に優れていると報告している。

## 3. アドホックコミュニティプロトコル

アドホックコミュニティのための通信プロトコルは、アドホックネットワーク上でメンバを募集し、各メンバが発生するメッセージを全メンバに配送する機能を必要とする。さらに、あるノードがサーバとして、仮想共有空間などにおけるコミュニティ制御を行うことを可能にするために、ネットワークのトポロジ変化に適応した動的なサーバ選択機能と、各メンバからのメッセージをそのサーバに送った後、サーバから全メンバにメッセージを配送する機能を必要とする。従来のマルチキャストプロトコルは、メンバ募集やメッセージの配送機能を提供するが、サーバ選択やサーバ経由の配送機能は持たない。ACPはこれらの要件を満たす

プロトコルである．なお，実際のコミュニティ制御を行うのは ACP ではなく，ACP の上に構築されるサーバアプリケーションである．

ACP は，メンバ募集および経路構築と，実際のメッセージ転送の 2 つの手順を持つ．サーバの選択は，メッセージ転送の手順に組み込まれている．以降の説明では，アドホックネットワークのノードをモバイルホスト (MH) と呼ぶ．MH はたとえば携帯電話に対応し，以下のような 3 つの状態をとる．

- 非メンバ：グループに属していない MH．すべての MH は最初は非メンバである．
- メンバ：グループに属する MH．他のメンバに (リフレクタを経由して) メッセージを送るとともに，他のメンバからのメッセージを受け取る．
- リフレクタ：特殊なメンバの MH で，グループには必ず 1 つのリフレクタが存在する．サーバとして一貫性制御などのコミュニティ制御を実行する．

ACP は図 2 に示す 4 種類の packets (Join Packet, Reply Packet, Gather Packet, Scatter Packet) を利用する．Join Packet と Reply Packet はメンバ募集と経路構築に利用され，Gather Packet と Scatter Packet は実際のメッセージ交換に利用される．packet フォーマットは ODMRP と類似しているが，Gather-Scatter 方式を実行するため，灰色と斜体で示すいくつかのフィールドが追加，修正されている．

- Join Packet (JP)：メンバの募集およびメンバからリフレクタまでの経路構築のための packet．リフレクタがアドホックネットワーク上に周期的にフラッシングする．
- Reply Packet (RP)：JP を受け取った MH がグループに参加することを示すために，応答としてリフレクタに返す packet．非メンバがメンバになる場合，あるいはメンバが引き続きメンバの状態にいるとき発行され，JP が構築する経路によってリフレクタに転送される．このとき，リフレクタからメンバまでの経路に相当する転送グループも同時に形成される．
- Gather Packet (GP)：メンバの実際のメッセージ送信に用いられる packet．JP が構築する経路により，メンバからリフレクタへ転送される．
- Scatter Packet (SP)：リフレクタがメンバにメッセージをばらまくための packet．RP により形成される転送グループに属する MH によって，リフレクタから各メンバまで転送される．

ACP は packet を転送する際，TTL を 1 減らし，Hop Count を 1 増やすなどの更新を行い， $TTL > 0$

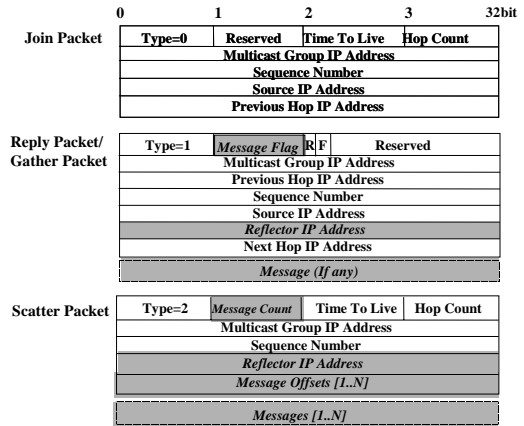


図 2 Packet header formats.  
Fig. 2 Packet header formats.

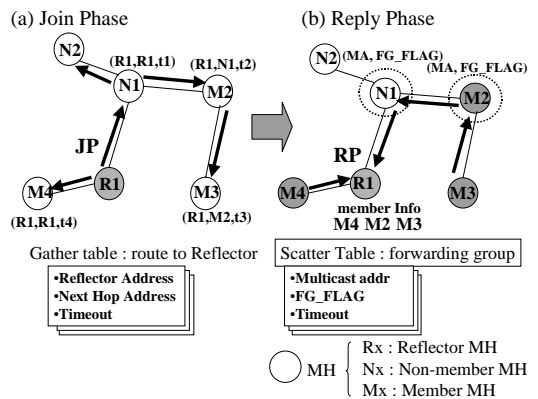


図 3 メンバ募集および経路構築手順  
Fig. 3 Membership and routing setup.

ならば周囲の MH に転送し， $TTL = 0$  ならば廃棄する．本研究では MH が packet を送信すると，周囲の通信範囲内にいるすべての MH がその packet を受信可能であると仮定している．また，各 MH は重複した packet を検出するために，packet 受信時にその型 (Type)，始点 (Source IP Address)，シーケンス番号 (Sequence Number) をキャッシュに記録する．重複 packet だと分かたらすぐに廃棄する．

### 3.1 メンバ募集および経路構築手順

メンバ募集および経路構築の手順は，図 3 に示すように，(a) Join フェーズと，(b) Reply フェーズから構成される．

#### 3.1.1 Join フェーズ

グループを新たに作りたい MH はリフレクタ (図 3 の R1) となり，メンバを募集するために JP を周囲の MH (図 3 の N1, M4) に送信する．JP を受け取った他の MH は次々に周囲の MH に再転送し，結果的

に JP はアドホックネットワーク上にフラディングされる。

JP を受信した MH は、JP 内の送信者アドレスと前のホップ（直前にこの packets を処理した MH）のアドレスの組（Source IP Address, Previous Hop IP Address）を、タイムアウト付き（たとえば 10 秒間）で Gather Table に（Reflector Address, Next Hop Address）として記録する。図 3 の例で示すと、M2 は (R1, N1, t2) を記録する。Gather Table はリフレクタへの経路を示しており、その MH が次に packets を転送すべき MH を指している。時間が経過してタイムアウトが満了すると、このアドレスの組は消去され、その MH におけるリフレクタへの経路は消滅する。このタイムアウト処理は MH 間で同期なしに独立して行われるため、短期間には誤った経路が設定される可能性がある。しかし、以下で述べる周期的リフレッシュ動作により正しい経路が設定される。

### 3.1.2 Reply フェーズ

JP を受け取った非メンバの MH はグループに加わる場合、メンバ（図 3 の M2, M3, M4）になり、グループとそれに対応するリフレクタアドレス（図 3 の R1）を内部メモリに記憶した後、RP を周囲に送信する。RP を受け取った MH は、自分がリフレクタへの経路上に位置するかを調べるため、RP に埋め込まれた次に転送されるべきアドレス（Next Hop Address）と自分のアドレスが一致するかどうか、Gather Table をスキャンする。一致する場合、この MH はリフレクタとメンバ間の経路上に存在することが分かり、Scatter Table にそのグループに対応するマルチキャストアドレスとフラグ *FG\_FLAG* をタイムアウト付きで記録する。そして、RP の Next Hop Address を Gather Table が示す Next Hop Address で書き換え、転送する。一致しない場合、この MH は経路上に位置しないため、RP を廃棄する。たとえば、図 3 の M2 は Next Hop Address が M2 に一致する RP を受け取った場合、*FG\_FLAG* をセットし、RP の Next Hop Address を M2 の Gather Table (R1, N1, t2) が示す N1 に書き換え、転送する。

このようにして RP はリフレクタまで転送され、リフレクタは誰がメンバに属するかという情報を獲得できる。また、メンバからリフレクタまでの経路（Gather Table）、リフレクタからメンバまでの経路（Scatter Table）が構築される。両者の経路情報には有効期間があるため、リフレクタは定期的に JP をフラッドして、経路情報をリフレッシュする。このリフレッシュ動作により、メンバがグループを抜けるときに明示的

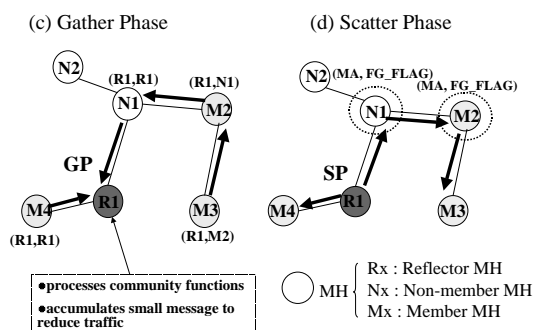


図 4 メッセージ転送手順  
Fig. 4 Message delivery.

な制御を行う必要がなくなる。単にメンバ募集の呼びかけを無視すれば、そのメンバまでの経路はタイムアウトして消滅する。

### 3.2 メッセージ転送手順

メッセージ転送の手順は、図 4 に示すように、(c) Gather フェーズと、(d) Scatter フェーズから構成される。メンバは送信するメッセージを持ったら、Gather Table 中のリフレクタまでの経路が有効期間内であるか検査し、有効ならば GP に格納して送信する。GP は、RP と同様に Gather Table に沿ってリフレクタまで転送される。一方、経路がすでに無効である場合、リフレクタのグループからの脱退や、移動、障害により周期的なリフレッシュが行われなかったことを示している。そこで、このメンバが代替のリフレクタになり、3.1 節の Join フェーズの手順を実行する。ただし、複数の MH が同時にリフレクタになることを防ぐために、JP を複数受け取った場合、各 MH は端末識別子（たとえば IP アドレス）が最も大きいリフレクタを有効にする。ACP はこの動的なリフレクタの決定手順により、リフレクタの消滅時にもグループ通信を続行することを可能にする。

リフレクタが GP を受信したら、メッセージを上位層やアプリケーションに渡し、コミュニティ制御を行う。リフレクタはメンバから送られてくるメッセージをバッファに蓄積し、周期的に SP にメッセージを入れて周囲の MH に送信する。このとき、小さなメッセージは 1 つの packets に押し込めて送信することでトラフィックを削減する。

SP を受け取った MH は、メンバである場合、メッセージを上位層やアプリケーションに渡す。また、メンバ、非メンバにかかわらず、Scatter Table を参照し、自分が転送グループに属している（*FG\_FLAG* がセットされている）場合、再転送する。属していない場合はその SP を廃棄する。

表1 シミュレーションパラメータ  
Table 1 Simulation parameters.

項目	値
フィールド	500 m 四方
MHの移動速度	1 m/sec
通信半径	50 m
実験1: MHの総数	50, 100, 200, 300
移動するMHの割合	50%
実験2: MHの総数	100
移動するMHの割合	0%, 30%, 60%, 100%

#### 4. 評価

ACPの性能を評価するため、表1で示すパラメータに従ってコンピュータシミュレーションを行い、ACPとODMRPおよびフラディングとの性能を比較した。アドホックネットワーク上の共有仮想空間におけるコミュニティ活動を想定してパラメータの設定を行った。街角のスポットやスキー場にいる人の一部が仮想世界に入り込み、仮想世界においてキャラクタを操作して歩き回ったり、仮想世界内のオブジェクトや他のキャラクタとインタラクションしたり(握手する、ドアを開ける、箱を持つなど)、テキストを打ち込んで他の参加者とリアルタイムにチャットしたりする。

MHは500メートル四方のフィールドにランダムに配置される。シミュレーション時間は1000秒である。スケーラビリティを評価するため、実験1ではMHの全体数を50から300に変化させた。また、ネットワークポロジの変化の影響を調べるため、実験2では移動するMHの割合を0%から100%まで変化させた。0%はすべてのMHが静止していること、100%はすべてのMHが移動することを示す。

MHは1m/sの速度でランダムに決定される目標地点に移動する。これは、アドホックコミュニティの参加者として歩行者を想定している。目標地点に到達したら新たな目標地点を決定して移動を続ける。このフィールドには1つのコミュニティがシミュレーション時間の最初から存在する。街角のスポットやスキー場などにいる人の5分の1がそのコミュニティに参加すると仮定して、全MHの20%をグループ通信のメンバとした。シミュレーションの開始時、すべてのメンバは1つのネットワークに接続して相互に通信可能であるが、MHの移動によりネットワークが分断されたり、再び接続されたりすることもある。その場合でも相互に通信可能なメンバ同士でグループ通信を続行するため、コミュニティは分裂したり、統合したりすることになる。ACPの場合、分裂したコミュニティにリフレクタがない場合、3.2節の手順に従って動

的にリフレクタが選ばれる。

メンバのMHは、ユーザの操作によるキャラクタの移動や動作、チャットにおけるキー入力に対応してメッセージを発生する。キャラクタの移動や動作、キー入力などのデータサイズは小さいと考えられるため、1つのメッセージのサイズはプロトコルヘッダも含めて100バイト固定とする。メッセージ発生はボアソン到着に従い、0.5メッセージ/sの割合とする。なお、実験1ではMHの増加によってパケット数がどれだけ増加するかを調べるため、発生されるメッセージ数の合計は全MHの数にかかわらず、300個とした。実験2ではシミュレーション時間の最後までメッセージは発生される。

ネットワーク層でのルーチング性能を評価するため、理想的な無線リンクを仮定しており、無線区間でのメッセージ送信の衝突、メッセージ誤りやロスはなく、あるMHが送信したメッセージはその通信半径50m内に存在するすべてのMHが受信するものとする。リンクの速度は400kbpsとし、ホストから別のホストへのメッセージの転送遅延をプロトコル処理などを含めて10msに設定する。

すべてのプロトコルでTTL(Time To Live)を300(ホップ)に設定し、中継回数制限によるパケットロスは起こらないようにした。また、ACPとODMRPの経路情報(Gather TableおよびScatter Table)のタイムアウトはそれぞれ5秒、リフレクタがJPをフラッドする周期は2.5秒に設定した。タイムアウトとJPのフラッド周期を短く設定すると制御パケットが増加し、長く設定するとパケットロスが増えるため、シミュレーションを試行してパラメータを調節した。また、ACPのメッセージの蓄積時間は、長く設定するほどリフレクタがメッセージを集約できるようになるが、遅延が増加するため100msに抑えている。これらのパラメータの最適な設定の調査は今後の課題である。

##### 4.1 スケーラビリティ

実験1ではフィールドに存在するMHの数を50から300まで変化させた。図5は、すべてのMHによって送信された全パケット数という観点で、ACPとフラディング、ODMRPを比較している。フラディングとODMRPは、MHの増加とともに、パケットの送信数も急激に増加している。一方、ACPは比較的、その増加をおさえている。これは、ACPがメッセージをリフレクタで蓄積して1つのパケットで送信しているためであり、Gather-Scatter方式によりトラフィックを大幅に削減できることを示している。MHの数が

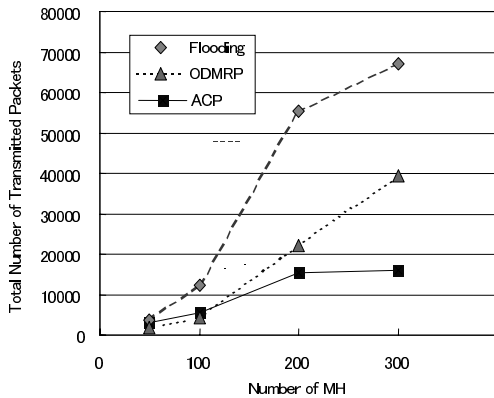


図5 パケットの総送信数とノード数

Fig. 5 Total packets vs. number of nodes.

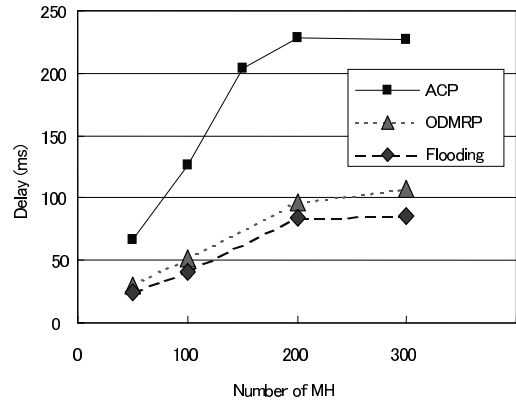


図6 メッセージ遅延とノード数

Fig. 6 Delay vs. number of nodes.

表2 制御パケットの割合 (%)

Table 2 Percentage of control packets.

MHの総数	50	100	200	300
ODMRP	24.4	22.8	14.7	9.3
ACP	21.7	24.2	23.6	24.4

50, 100, 200, 300 と増えるに従って, SP に集約される平均メッセージ数も 1.1, 1.3, 2.2, 3.3 個と増加していることが確認された. また, リフレクタに流入するパケット (制御パケットおよびデータパケット) の速度も測定した. MH の総数が 50, 100 のとき, リフレクタに流入するパケットがそれぞれ 16.1 パケット/s, 35.4 パケット/s の速度であったのに対し, MH の総数が 200, 300 に増加すると, それぞれ 63.6 パケット/s, 102.7 パケット/s の速度になった.

次に, 全パケット数に対するプロトコル制御パケット (JP および RP) の割合を表 2 に示す. フラディングは制御パケットを発生しないため, MH が増加してもつねに 0% である. ACP が MH の増加に対して, 制御パケットの割合をほぼ変えずに総パケット数を増やしていくのに対して, ODMRP は制御パケットの割合を減らす一方で, メッセージを含むデータパケットを増加させることが分かった.

図 6 は平均のメッセージ遅延を示している. メッセージ遅延とはあるメンバの MH がメッセージを発行してから, 他のメンバがそれを受信するまでの経過時間を指す. フラディングおよび ODMRP は少ない遅延でパケットを運ぶのに対し, ACP は大きな遅延を被っている. この理由は, ODMRP とフラディングは最短経路でメッセージを運ぶのに対し, ACP ではすべてのメッセージが必ずリフレクタを経由してメンバに配送されるためである. また, リフレクタで蓄積される時間もこのメッセージ遅延に含まれている.

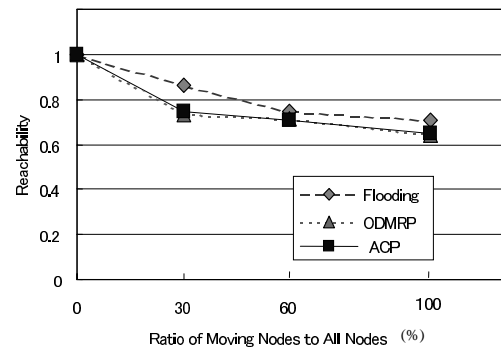


図7 ノードの移動とメッセージ到達率

Fig. 7 Effect of mobility on reachability.

本実験で想定するようなインタラクティブな仮想共有空間の場合, 許容遅延は 200 ms 以下であるという研究<sup>14)</sup>に基づき, 全 MH が 150 (メンバ数 30) の場合の ACP の平均遅延も測定したところ, 許容遅延とほぼ同じ 204 ms であった.

#### 4.2 トポロジ変化への適応性

実験 2 では MH の総数 100 に対する移動ホストの割合を 0% から 100% に変化させた. 図 7 は MH の移動によるネットワークトポロジの変化が, メッセージの到達率に与える影響を示している. すべての MH が静止していた場合に, 受信できたメッセージの総数を 1 として, ある割合の MH が移動する条件におけるメッセージ受信率をプロットしている.

フラディングは最も高いパケット到達性を達成している. フラディングは経路を構築せず, とにかく重複していないパケットすべてを転送する. このため, MH の移動により, 一部のリンクが切れても代替のパスが提供される可能性が高い. 一方, ACP はリフレクタを必ず経由して転送するという方式をとっているが, ODMRP と同程度の到達性を確保している. こ

れは、ACP が動的なネットワークポロジの変化に  
適応できていることを示している。また、移動ホス  
トの割合が 100% まで増加しても、メンバが発生さ  
せる全メッセージの 85% がリフレクタによって受信さ  
れたことを確認し、コミュニティ制御のためにリフレ  
クタ経由の配送を行うという ACP の目的が達成され  
ていることを確かめた。また、シミュレーション時間  
1000 秒間のリフレクタの交代回数は、移動ホスの  
割合が 0% のときは交代は起こらず 0 回、30% の  
ときは 24 回、60% のときは 34 回、100% のときは 40  
回であった。移動する MH が多いほどリフレクタの交  
交代回数が増えること、平均 25 秒から 40 秒程度でリ  
フレクタが交代したことが分かった。

#### 4.3 議 論

シミュレーション結果は、ACP がフラディングや  
ODMRP に比べ、大きな遅延を被るかわりに、パケッ  
トの総送信数を減らしていることを示している。こ  
れは、低速の無線リンクを利用し、バッテリー駆動であ  
るモバイルホストにとって有効な特徴である。コミュ  
ニティ参加者の増加とともに送信すべきパケットが増  
えてネットワークが溢れ、バッテリーの消費も速くなる  
が、ACP はこの問題を緩和することができる。ただ  
し、4.1 節で示した、リフレクタに流入するパケッ  
トの速度に対して、リフレクタのメッセージ処理速度や  
バッファ容量が不十分である場合、あるいは無線区  
間において衝突や干渉が頻繁に起きる場合には、リ  
フレクタがボトルネックとなる可能性がある。今後、ホ  
ストの能力や無線リンクまで含めたシミュレーション  
により評価する必要がある。

ODMRP では最短経路でメッセージが運ばれるの  
に対し、ACP ではすべてのメッセージが必ずリフレ  
クタを経由し、リフレクタで蓄積されるため遅延が大  
きくなる。しかし、コミュニティ制御をサーバで行  
うには、このような通信方式が不可欠である。ACP の  
場合、仮想共有空間における許容遅延の 200 ms を満  
足させる限界は、全 MH 数が 150、メンバ数が 30 以  
下であることが分かった。一方、チャットや掲示板な  
どのネットワークコミュニティはさらに大きな遅延を  
被るインターネット上で運用されているため、その種  
のコミュニティに対しては ACP の被る遅延は許容範  
囲であると考えられる。なお、本実験では平均遅延の  
みを測定したが、仮想共有空間も含めて音声、映像を  
扱う場合、ジッタや最大遅延も重要であり、リフレ  
クタにおける蓄積時間の調節や各ノードにおけるパケ  
ットスケジューリング、帯域の予約などの機構が必要に  
なる。このようなアドホックネットワーク上でのマル

チメディア通信は今後の研究課題である。

一方、ACP はネットワークポロジの変化に対して  
ある一定の適応性を示している。ACP において、リ  
フレクタから各メンバへのメッセージ配送 (Scatter) は、  
ODMRP と同様に転送グループによってメッシュ上  
で行われるが、各メンバからリフレクタへのメッセ  
ージ配送 (Gather) はツリーで行われている。しかし  
ながら、歩行を仮定した移動環境下では、ODMRP  
と同程度の到達率を達成し、最もロバスタな手法であ  
るフラディングと比べても大きく到達率を落として  
はいない。ただし、シミュレーションでは各ノードの  
パケット送信の衝突、誤り、ノードにおけるバッファ  
オーバーフローなどが無いものと仮定しているため、実  
際の到達率はさらに低いものとなる。

実際、コミュニティでは通信の信頼性保証が必要と  
されるため、プロトコルに再送や反復転送の仕組みを  
組み込む必要がある。ACP はメッセージ転送が必ず  
リフレクタを経由するという構成をとっていることか  
ら、リフレクタに再送や反復転送をさせることができ  
る。メッセージの効率的な再送の仕組みは今後の課題  
である。

#### 5. ま と め

本論文では、短距離無線機能を有する携帯電話に  
よって構成されるアドホックコミュニティのためのグ  
ループ通信プロトコル、アドホックコミュニティプロ  
トコル ACP を提案した。ACP は、アドホックマル  
チキャストルーチングプロトコル ODMRP の機構を  
取り入れ、ネットワークノードの移動に適応する。ま  
た、Gather-Scatter 方式により、コミュニティ制御を  
行うサーバを動的に決定し、各メンバが送信するメ  
ッセージをそのサーバ経由で他のメンバに配送するこ  
とを可能にしている。

コンピュータシミュレーションにより、従来のマル  
チキャスト方式に比べ、遅延を被る代わりに全体のト  
ラフィックを削減すること、人の歩行速度程度のネッ  
トワークノードの移動に適応できることを確認した。  
既存の方式に比べてより多くの参加者を収容でき、携  
帯電話を持つ人が動き回ってもグループ通信を続行可  
能である。本実験では駅や街角、あるいはスキー場  
における数十人規模の仮想共有空間コミュニティを扱  
ったが、スタジアムなどの数百人以上の参加者がいる  
場合には、階層的なクラスタリング手法など、さらなる  
スケーラビリティの向上が必要だと考えられる。

我々は、人々がスポーツや旅行、趣味、買い物、ボ  
ランティアなどの活動中に、持ち歩いている携帯電話



を使ってアドホックコミュニティを形成し、近くの興味を共有する人と出会い、会話し、体験や感動を共有できると期待している。今後、携帯電話には JavaVM が搭載され、より高機能化されるが、対戦ゲーム、工場や工事などの協調作業なども一貫性を強く必要とするアドホックコミュニティの応用であり、提案方式を適用可能である。今後の課題は、マルチメディア通信のための QoS サポート、再送制御による信頼性の保証である。

### 参考文献

- 1) 太田 賢, 町田基宏, 大辻清太, 杉村利明: 実世界コミュニティプラットフォームの提案. マルチメディア, 分散, 協調とモバイル ( DICO2000 ) シンポジウム論文集, pp.601-606. 情報処理学会 (2000).
- 2) Ohta, K., Machida, M., Otsuji, K. and Sugimura, T.: A Proposal of Mobile Community Communication System, *Proc. Wireless Personal Multimedia Communication (WPMC) 2000*, pp.875-880 (Nov. 2000).
- 3) The official bluetooth sig website.  
<http://www.bluetooth.com/>
- 4) Haartsen, J.: Bluetooth — the universal radio interface for ad hoc, wireless connectivity. *Ericsson Review*, No.3, pp.110-117 (1998).
- 5) Royer, E.M. and Toh, C.: A review of current routing protocols for ad hoc mobile wireless networks, *IEEE Personal Communications*, pp.46-55 (Apr. 1999).
- 6) Lee, S., Su, W., Hsu, J., Gerla, M. and Bagrodia, R.: A performance comparison study of ad hoc wireless multicast protocols, *Proc. IEEE INFOCOM 2000*, pp.875-880 (Mar. 2000).
- 7) Bae, S.H., Lee, S.-J., Su, W. and Gerla, M.: The design, implementation, and performance evaluation of the on-demand multicast routing protocol in multihop wireless networks, *IEEE Network*, Vol.14, No.1, pp.70-77 (2000).
- 8) Gupta, N. and Manjunath, D.: Gossiping in multihop radio networks, *ICPWC'99*, pp.78-82 (Mar. 1999).
- 9) Borovy, R., Martin, F., Resnick, M. and Silverman, B.: Groupwear: Nametags that tell about relationships, *CHI'98 summary*, New York, pp.329-330, ACM Press (1998).
- 10) 倉島顕尚, 市村重博, 田頭 繁, 前野和俊, 武次将徳, 永田善紀: 集まったその場での共同作業を支援するモバイルグループウェアシステム「なかよし」, 情報処理学会ワークショップ論文集, Vol.97, No.2, pp.233-238 (1997).
- 11) 平川正人, 吉高淳夫: 位置情報利用による偶発的コミュニケーション支援, 安村通晃 ( 編 ), *インタラクティブシステムとソフトウェア 6*, pp.17-22, 近代科学社 (1998).
- 12) Corson, S., Macker, J. and Postel, J.: Mobile ad hoc networking (manet): Routing protocol performance issues and evaluation considerations, RFC2501, (Jan. 1999).
- 13) Royer, E.M. and Perkins, C.E.: Multicast operation of the ad-hoc on-demand distance vector routing protocol, *Mobile Computing and Networking*, pp.207-218 (1999).
- 14) Park, K.S. and Kenyon, R.V.: Effects of network characteristics on human performance in a collaborative virtual environment, *IEEE International Conference on Virtual Reality (VR '99)*, Houston, Texas (Mar. 1999).

(平成 12 年 12 月 18 日受付)

(平成 13 年 5 月 10 日採録)



太田 賢 (正会員)

昭和 46 年生。平成 6 年静岡大学工学部情報知識工学科卒業。平成 8 年同大学大学院修士課程修了。平成 10 年同大学院博士課程修了。博士 (工学)。平成 11 年 NTT 移動通信網 (株) 入社。現在 (株) NTT ドコモマルチメディア研究所勤務。平成 9 年度日本学術振興会特別研究会特別研究員。モバイルコンピューティング, マルチメディア通信, グループウェア, 分散システムに関する研究に従事。訳書「コンピュータネットワーク第 3 版」(プレントイスホール出版) 等。電子情報通信学会会員。



町田 基宏

昭和 42 年生。平成 2 年慶應義塾大学理工学部応用科学科卒業。平成 4 年同大学大学院修士課程修了。同年日本電信電話 (株) 入社。現在 (株) NTT ドコモマルチメディア研究所勤務。文字認識, ファクシミリ通信, 画像処理, ヒューマンインタフェース, 位置測位, 歩行者ナビゲーション, モバイルコンピューティング等の研究開発に従事。画像電子学会, 電子情報通信学会各会員。



大辻 清太

昭和 39 年生．昭和 62 年大阪大学基礎工学部物性物理工学科卒業．平成元年同大学大学院修士課程修了．同年日本電信電話(株)入社．現在(株)NTTドコモマルチメディア研究所勤務．画像処理，映像通信，医用画像，ヒューマンインタフェース，状況認識，音声認識等の研究開発に従事．電子情報通信学会，日本物理学会各会員．



杉村 利明(正会員)

昭和 30 年生．昭和 53 年東京工業大学理学部情報科学科卒業．昭和 55 年同大学大学院修士課程修了．同年電電公社(現 NTT)入社．現在 NTTドコモマルチメディア研究所勤務．主に自然言語処理，文字認識の知識処理，知識処理計算機，通信処理システム，位置姿勢獲得利用等の研究開発に従事．電子情報通信学会，ACM 各会員．