

## エリア分割によるモバイルエージェントへのメッセージ伝達法

大田 知行<sup>†a)</sup>      増田 康男<sup>†</sup>      井上 伸二<sup>†</sup>      角田 良明<sup>†</sup>  
 伊藤 篤<sup>††</sup>

A Message Delivery Method for Highly Mobile Agents Based on Clustering

Tomoyuki OHTA<sup>†a)</sup>, Yasuo MASUDA<sup>†</sup>, Shinji INOUE<sup>†</sup>, Yoshiaki KAKUDA<sup>†</sup>,  
 and Atsushi ITOH<sup>††</sup>

あらまし 本論文では、モバイルエージェント（以下、MA と呼ぶ）を生成した送信元から、移動した MA へメッセージを送信することを議論する。そのための方法として、Home-Proxy 法、Broadcast 法等がある。しかし、これらの手法はネットワーク上を頻りに動き回る MA に対して、送信されたメッセージが到達しない可能性がある。この問題を解決するための手法が、Murphy らによって提案されている（以下、Murphy 法と呼ぶ）。Murphy 法は確実にメッセージを MA へ伝達することができるが、メッセージが MA に到達するまでの到達時間については考慮されていない。この Murphy 法を改良し、ネットワーク全体を複数のエリアで分割することにより、可能な限り短い時間でメッセージ伝達を行う手法（以下、エリア分割法と呼ぶ）を提案する。本論文では、エリア分割法を厳密に、かつ詳細に定義した。更に、理論的な検証を行うことで、この手法の正当性を証明した。また、シミュレーション実験を行い、エリア分割法を Murphy 法と比較して、MA のノードでの滞在時間が短くなければ MA へのメッセージ到達時間が短縮されていること、及び、MA のノードでの滞在時間が短ければメッセージ数は少ないことを確認し、有効性を実証した。

キーワード モバイルエージェント、メッセージ伝達、エリア分割

### 1. ま え が き

モバイルエージェントとは、「ネットワーク内を移動する処理プロセスのことで、遠隔ノードで送信元の処理を実現するもの」である。また、移動する際には、プログラムコードに加え実行状態も転送される。つまり、移動先のノードで、移動元で実行していた処理を続行できる。

急速なネットワーク網の拡大、及び計算機の高性能化が進む中で、ノード間の通信量は、分散システムの性能向上のネックとなっている。モバイルエージェントを利用することにより、この通信量を低減することが可能である。例えば、ノード同士で通信する場合に、

一方のノードから他方のノードへモバイルエージェントを移動させ、そのノードで処理を実行させることで、通信を相手のノードで局所化することができ、通信量は非常に小さいものとなる。また、モバイルエージェントは、移動先において自律的、かつ、非同期に動作するので送信元の計算機との定期的な通信が必要ない。そのため、一時的な断線にも強く、常時接続でないシステムや、回線品質の悪い通信網においても有用である。

モバイルエージェントの応用例として、下記に説明する Web サーバ上のデータを検索するモバイル WWW 検索ロボット（エージェント）をアプリケーションの一つとして想定する。モバイル WWW 検索ロボットは、データを検索するために送信元から複数の Web サーバに移動し情報を収集するものである。将来的には、このようなモバイルエージェントによる WWW 検索ロボットが普及すると考えられる。ネットワーク上に数多く存在する WWW サーバから効率良く、かつ、的確に情報収集を行うためには、できるだけ短い時間でできるだけ多くの WWW サーバの間を頻りに

<sup>†</sup> 広島市立大学情報科学部，広島市  
 Faculty of Information Sciences, Hiroshima City University,  
 3-4-1 Ozuka-Higashi, Asa-Minami-ku, Hiroshima-shi, 731-  
 3194 Japan

<sup>††</sup> KDDI 株式会社，東京都  
 KDDI Corporation, Garden Air Tower, 3-10-10 Iidabashi,  
 Chiyoda-ku, Tokyo, 102-8460 Japan

a) E-mail: ohta@ce.hiroshima-cu.ac.jp

動き回る必要がある。特に、IPv6 を利用して、あらゆるものに IP アドレスが付く、ユビキタスコンピューティングが実現した場合、例えば、音楽・ビデオクリップ・個人売買情報を探す等、所望のデータを探すためには、これまでの何倍もの数の PC の間を動き回る必要がある。また、WWW 検索ロボットに対して検索条件を変更させるためのメッセージを送ることにより、モバイル WWW 検索ロボットを送信元に呼び戻すことなく新しい条件での検索が継続可能となる。

本研究では、モバイルエージェントを生成したユーザが、ネットワーク上を動き回るそのモバイルエージェントに対してメッセージを送ることを考えている。ネットワーク上を動き回るモバイルエージェントへメッセージを送信するための手法 [4] がいくつかある。また、ネットワーク上を動き回るモバイルエージェント間のメッセージ交換に対してもこれらの手法は有効である。

例えば、モバイルエージェントを生成したノードが送信元となって、メッセージをモバイルエージェントに送信する場合、モバイルエージェントが現在位置を送信元に知らせることにより、メッセージがその位置に、つまりモバイルエージェントあてに送信される。しかし、この手法ではモバイルエージェントの位置情報に従いメッセージを送信しても、既にモバイルエージェントがその位置から移動していて、そのエージェントはメッセージを受信できない。このようなことがモバイルエージェントが動き回る間繰り返し行われることにより、メッセージが到達しない可能性がある。

この問題を解決するため、モバイルエージェントの位置情報を必要とせず、メッセージがモバイルエージェントの通ったリンクを追いかけていくような手法が文献 [1] で提案されている（以下、Murphy 法と呼ぶ）。この手法ではモバイルエージェントが確実にメッセージ受信できる。しかしながら、Murphy 法では、メッセージがモバイルエージェントへ到達するまでの時間については考慮されていない。

本論文では、メッセージがモバイルエージェントに到達するまでの時間について Murphy 法より短縮したエリア分割法を提案する。また、Murphy 法との比較実験を行い有効性を実証する。エリア分割法とは、ネットワーク全体を複数のエリアに分割することにより、Murphy 法のメッセージの到達性を維持しつつ、メッセージが送信元からモバイルエージェントに到達するまでの時間を短縮する手法である。文献 [2] では、

エリア分割法の概略を示しているが、本論文では、エリア分割法を厳密かつ詳細に記述し、理論的な検証を行うことで、エリア分割法の正当性を証明している。以後、モバイルエージェントは MA と記す。

本論文の構成を以下に示す。2. にて Murphy らが文献 [1] で提案した手法について説明し、3. にてエリア分割法の説明を行い、4. で、エリア分割法の正当性の証明を行う。5. でエリア分割法と Murphy 法の比較実験を行い、考察を述べる。6. にて、関連研究について説明を行う。最後に、7. でまとめと今後の課題を述べる。

## 2. Murphy 法

### 2.1 Murphy 法

Murphy 法では、ネットワークに以下の前提条件を置く。

(a) 二つのノード間において、送信側が MA やメッセージを送った順に必ず受信側が MA やメッセージを受信することが保証される。

(b) 各ノードは、経路表をもつ。

メッセージに昇順のシリアル番号が付加されるものとする。このシリアル番号は、メッセージを発生させた送信元が付与する。MA を発生させた送信元がその MA に対してメッセージを送る前提なので、同じ MA に対してメッセージを送る異なった送信元は存在しない。つまり、送信者が複数いない。ただし、異なったそれぞれの MA に対して、それらを生成した送信元がメッセージを送ることは想定している。ノードが同じシリアル番号をもつメッセージを受信した場合でも、そのメッセージの送信元が異なれば、それに対応した処理を行うことができる。メッセージには、送信元が昇順に発生させたシリアル番号と送信元のノード ID のペアがメッセージ ID として付与される。また、MA にも同様に、MA を生成した送信元のノード ID と MA 用のシリアル番号が付与される。送信元の情報を加えることにより、MA やメッセージはそれぞれがもつ送信元の情報が一致した場合にのみ処理することで、ネットワーク上に送信元が異なる複数の MA やメッセージが存在する場合でも問題なく動作する。シリアル番号は昇順に発生させるためすべて異なる。送信元が異なった場合には、シリアル番号が同一となることがあるが、送信元の ID を加えることによって、異なる MA やメッセージと識別可能となる。

Murphy 法では、Home-Proxy 法で使用されている

MA の位置情報は不要である．なぜならば，Home-Proxy 法では，MA へ送信するメッセージは一つであるが，Murphy 法では MA へのメッセージのコピーを多数生成し，そのうちの 하나가 MA へ到達する仕組みを採り入れているからである．更に，各ノードで保持するメッセージのコピーを削除するタイミングが正確に定義されている．

Murphy 法の基本的な特徴は以下のとおりである．

- ( 1 ) メッセージは MA の通った後を追跡する．
- ( 2 ) メッセージがノードを通過するとき，メッセージのコピーをノードに残す．
- ( 3 ) ノードに残しておいたメッセージのコピーを消去するタイミングが正確に定義されている．

上記の ( 1 ) より，MA の位置情報を必要としない．そして，( 3 ) よりノードの記憶領域のオーバーフローが解消されている．( 3 ) のタイミングの定義については 2.3 で説明する．

Murphy 法では，Dynamic Network Graph という概念が導入されている．Dynamic Network Graph は，モバイルエージェント (MA) が通過したノードやリンクで構成するネットワークを表すグラフ (ノードとノードの接続関係を表すグラフ) と定義されている．以後，これを仮想ネットワークと呼ぶ．このグラフは，対象とするネットワークを表すグラフの部分グラフとなる．一般に，MA が動けば動くほど大きくなっていくグラフである．Murphy 法ではこの仮想ネットワーク上に対して，メッセージを送信する．以後，ノード，リンクは仮想ネットワークにおけるノード，リンクを意味する．

Murphy 法の動きについて，図 1 を用いて簡単に説明する．図 1(a) ~ (e) の順番で時刻が流れていくものとする．ノード A を送信元とする．図 1(a) に示すようなノードとリンクで構成されたネットワーク上をノード A で生成された MA が移動することを想定する．図 1(b) ~ (e) に示すように，ノードやリンクを MA が通過したとする．MA が通過したノードやリンクで対象とするネットワーク上に仮想的なネットワークを構築する．送信元が MA にメッセージを伝達するとき，Murphy 法では，この仮想ネットワーク上にメッセージを送信する．送信されたメッセージを受信したノードは，特徴 ( 2 ) で示すように，そのメッセージを保持し，MA の通過した全出力リンクへ向けてメッセージを送信する．

前述した特徴 ( 3 ) のタイミングについて簡単に説

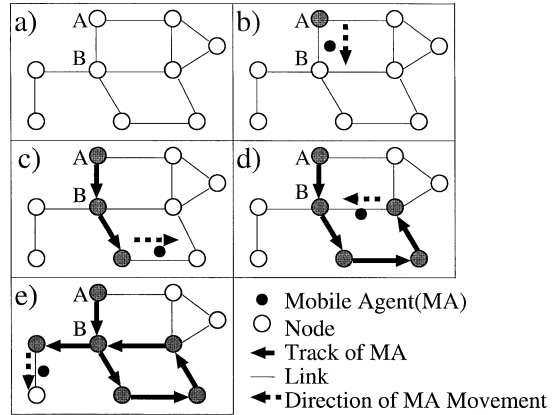


図 1 Murphy 法  
Fig. 1 Murphy method.

明する．ノードのもつすべての入力リンクを通過して同じメッセージを受信した場合，そのノードは保持しているメッセージを消去する．例を用いて説明する．図 1(e) の状態のときに，送信元がメッセージを MA に送信することを想定する．図 1(e) 中のノード B は，2 本の出カリンクと 2 本の入カリンクをもっている．まず，送信元であるノード A との間の入カリンクからメッセージを受信する．ノード B は，まだメッセージを保持していないため，2 本の出カリンクを通じて隣接ノードへメッセージを送信する．しばらくして，もう一方の入カリンクからメッセージを受信する．このとき，ノード B はすべての入力リンクからメッセージを受信したので，ノード B のもつメッセージを消去する．

次に，図 1(d) の状態のときに，送信元がメッセージを MA に送信することを想定する．その結果，メッセージがノード B を通過した後に，MA がノード B に到着する．このとき，ノード B はメッセージを一度処理しているが，MA は，メッセージを受信していない状態である．このため，ノード B は，メッセージが MA に追いついてくるまで，MA をとどめる．

## 2.2 用語の定義

Murphy 法の基本的なアイデアは三つある．この中で特に，ノードに残しておいたメッセージのコピーを消去するときのタイミングが Murphy 法の重要な要素である．本節では，このタイミングと Murphy 法によるメッセージの転送を説明するために必要となる用語とノードとリンクの状態について説明を行う．

Murphy 法は，一つの送信元によって生成される

MA に対して、その送信元がメッセージを MA に転送するために各ノードやリンクの状態を変化させる手法である。したがって、送信元が複数存在した場合、各ノードやリンクがもつ状態はその送信元ごとに設定する必要がある。ある送信元が生成するメッセージのシリアル番号を  $i$  ( $1 \leq i \leq s$ ) とする。シリアル番号が  $i$  のメッセージをメッセージ  $i$  と呼ぶ。シリアル番号は生成されるごとに、1 から昇順に付与されるものとする。

最初にノードの定義を行う。

「ノード  $N$  は EMPTY 状態である」とはノード  $N$  がいかなるメッセージのコピーももっていないことを示す。また、「ノード  $N$  はメッセージ  $i$  を有する」とはノード  $N$  がメッセージ  $i$  のコピーをもっていることを示す。

Murphy 法では、一つのノードには一つのメッセージのコピーしかもつことができないため<sup>(注1)</sup>、ノードの状態はこの 2 通りが存在する。

そして、ノードは EMPTY 状態から、あるメッセージのコピーをもつことでメッセージを有する状態に変わる。しかし、あるタイミングでそのメッセージのコピーは消去され、再び EMPTY 状態に戻る。このようにノードはメッセージのコピーの保持とその消去を繰り返す。

次に、このメッセージ処理についての状態を定義する。

「ノード  $N$  はメッセージ  $i$  まで処理している」とはノード  $N$  が最も近い過去に消去したメッセージコピーのシリアル番号が  $i$  であることを示す。なお、メッセージのシリアル番号は昇順に付加されていくので、ノード  $N$  で処理したメッセージのシリアル番号も昇順となる。

次に、入力リンクと出力リンクを定義する。

MA やメッセージがリンク  $A$  を通ってノード  $N$  に到着するとき、そのリンク  $A$  をノード  $N$  の入力リンクと呼ぶ。MA やメッセージがリンク  $B$  を通ってノード  $N$  から発信されるとき、そのリンク  $B$  をノード  $N$  の出力リンクと呼ぶ。

リンクが双方向リンクである場合、入力リンク 1 本と出力リンク 1 本の計 2 本が存在するものとする。

次に、リンクの状態を定義する。「入力リンク  $A$  がアクティブである」とは MA が入力リンク  $A$  を通過した状態を示す。逆に、入力リンク  $A$  がアクティブでない状態を CLOSED 状態と定義し、「ノード  $N$  の入

力リンク  $A$  が CLOSED 状態である」と呼ぶ。

アクティブである入力リンクは、更に OPEN, FLUSHED, HOLDING の三つの状態に分けられる。

「ノード  $N$  の入力リンク  $A$  が OPEN 状態である」とは、ノード  $N$  が EMPTY 状態であるか、ノード  $N$  がメッセージ  $k$  を有していたとしても、そのメッセージ  $k$  が入力リンク  $A$  以外のリンクを通過してきたものであることを示す。「ノード  $N$  の入力リンク  $A$  が FLUSHED 状態である」とは、ノード  $N$  が、入力リンク  $A$  を通過してきたメッセージ  $k$  を有している状態を示す。「ノード  $N$  の入力リンク  $A$  が HOLDING 状態である」とは、入力リンク  $A$  を通過してノード  $N$  に入ってきた MA が、ノード  $N$  によってとどめられることを示す。MA はノード  $N$  によりとどめられることにより、他のノードへ移動することができない状態となる。通過した MA が現在までに受信したメッセージのシリアル番号  $i$  とノード  $N$  が現在までに処理したメッセージのシリアル番号  $j$  を比較したとき、もし  $i < j$  なら、MA が受信していないメッセージが存在する。メッセージ  $j$  までのメッセージがノード  $N$  に到着するまでの間、MA はノード  $N$  のリンク  $A$  上でとどめられる。このとき、入力リンク  $A$  は HOLDING( $j$ ) 状態となる。

### 2.3 Murphy 法によるメッセージ伝達の流れ

本節では、伝達すべきメッセージが 1 種類しかなく、MA を生成したノードも一つしか存在しないという例を用いて Murphy 法によるメッセージ伝達の流れを説明する。

Murphy 法によるメッセージ伝達の流れは、送信元からのメッセージ送信を除いて、「ノード  $N$  の入力リンク  $A$  から MA が到着した」、「ノード  $N$  の出力リンク  $B$  から MA が出ていった」、「ノード  $N$  の入力リンク  $A$  からメッセージが到着した」というイベントがトリガとなって開始される。ここでは、それぞれの場合に分けてメッセージ伝達の流れを説明する。

「ノード  $N$  の入力リンク  $A$  から MA が到着した場合」

(1) アクティブでない入力リンク  $A$  からやってきた場合...MA が受信したメッセージのシリアル番号と  $j$  の値 (すなわちノード  $N$  が処理したメッセージ

(注1): ここで、ノード  $N$  がメッセージ  $i$  を所持している状態で他のメッセージ  $i+1$  を受信した場合、メッセージ  $i+1$  はノード  $N$  のもつバッファに保存される。ノード  $N$  がメッセージ  $i$  を処理した後に、バッファの中のメッセージ  $i+1$  を取り出して処理を行う。

のシリアル番号) が一致するまで、ノード  $N$  への到着をとどめる。

(2) 既にアクティブである入力リンク  $A$  から到着した場合...特に何もしない。

「ノード  $N$  の出力リンク  $B$  から MA が出ていった場合」

(1) アクティブでない出力リンク  $B$  から出ていった場合...その出力リンクをアクティブ出力リンクとして登録する。

(2) 既にアクティブである出力リンク  $B$  から出ていった場合...特に何もしない。

最後のイベントの説明のため、ノードの状態を以下の四つの記号で表す。

EMPTY( $N$ ): ノード  $N$  がメッセージを保持していない。

MESSAGE( $N$ ): ノード  $N$  がメッセージを保持している。

ALLFLUSHED( $N$ ): ノード  $N$  の全アクティブ入力リンクが FLUSHED である。

OPEN( $N$ ): ノード  $N$  には OPEN 状態のアクティブ入力リンクが 1 本以上存在する。

「ノード  $N$  の入力リンク  $A$  からメッセージが到着した場合」

(1) EMPTY( $N$ ) から MESSAGE( $N$ ) か ALLFLUSHED( $N$ ) になった場合...到着したメッセージをノード  $N$  のすべてのアクティブな出力リンクを通して隣接するノードに転送する。その後、ノードが所持するメッセージを削除し、再び EMPTY( $N$ ) となる。また、アクティブな入力リンクをすべて OPEN 状態になる。

(2) EMPTY( $N$ ) から MESSAGE( $N$ ) か OPEN( $N$ ) になった場合...到着したメッセージのコピーをノード  $N$  に残して、そのメッセージをノード  $N$  のすべてのアクティブな出力リンクを通して隣接するノードに転送する。

(3) MESSAGE( $N$ ) から MESSAGE( $N$ ) か OPEN( $N$ ) になった場合...到着したメッセージをまだ出力していないアクティブな出力リンクに送出する。そして、入力リンク  $A$  を FLUSHED にする。

(4) MESSAGE( $N$ ) から MESSAGE( $N$ ) か ALLFLUSHED になった場合...到着したメッセージをまだ出力していないアクティブな出力リンクに送出する。その後、ノードが所持するメッセージを削除し、再び EMPTY( $N$ ) となる。また、アクティブな入

力リンクをすべて OPEN 状態とする。

以上の手順で示すように、メッセージが到着した場合には、アクティブな出力リンクにそのメッセージを転送することにより、メッセージが MA を追跡できる。そして、すべてのアクティブな入力リンクからメッセージが到着した場合、そのメッセージのコピーを保持する必要はない。なぜなら、そのノードから出ていった MA については、そのノードのアクティブな出力リンクから既にそれら MA を追跡する形でメッセージを送出しているため、そのノードにて、そのメッセージのコピーを保持する必要はないからである。

また、既にアクティブになっている入力リンクから別の MA が、そのノードにたどり着いたとしても、メッセージが通過した後に、そのノードを通過する MA であるので、この MA は、メッセージが送信元を出発した後に生成されたものであることが分かる。したがって、この MA にそのメッセージのコピーを渡す必要もないので、そのノードにてメッセージのコピーを保持する必要はない。

最後の可能性として、今までアクティブでなかった入力リンクからそのノードにたどり着いた MA にそのメッセージのコピーを渡す場合が考えられるが、この場合には、その入力リンクが HOLDING( $j$ ) 状態となり、MA が受信したメッセージのシリアル番号と、そのノードで処理されたメッセージのシリアル番号とが等しくなるまで、この MA がノード  $N$  にたどり着くがノード  $N$  によってとどめられる。そのため、この MA にそのメッセージのコピーを渡す必要もないので、そのノードにてメッセージのコピーを保持する必要はない。

### 3. エリア分割法

エリア分割法の目的は、同じノードで生成された MA に対して、そのノードからメッセージをできるだけ短い時間で伝達することである。

エリア分割法は、Murphy 法を改良し、新たに境界エージェント (以下、BA と呼ぶ) を加えて、ネットワークを複数のエリアに分けることで、MA へのメッセージ伝達時間の短縮を図っている。エリア分割法では、Murphy 法の前提条件に加え、新たに以下の前提条件を加える。

(a) ネットワーク全体を複数のエリアに分割する。

(b) エリアとエリアの境界にいるノード上に境界エージェントを置く。

(c) MA は隣接エリアに移動するためには、境界エージェントを通過しなければならない。

(d) 同一エリア内の境界エージェント同士はお互いの最短経路情報を常にもつ。

以後、境界エージェントの機能を設置しているノードを単に境界エージェントと呼び、BA と記す。

### 3.1 メッセージ伝達の流れ

MA がエリア間を移動したとき、BA は MA の通過を知ることができる。その後、メッセージが MA に送信されたとすると、BA は MA を追跡してきたメッセージの到着を知る。そのメッセージを受信した BA は、自分が管理するエリア内に MA が存在するか判断して、エリア内に MA が存在しなければ、MA がエリアから出るときに通った BA に、最短経路を使ってメッセージを送信する。エリア内に MA が存在した場合は、同一エリアに属す他の BA に、最短経路を使ってメッセージのコピーを送信する。また、並行してエリア内で Murphy 法を行う。すべての BA にメッセージのコピーが届いた後に MA が隣のエリアに移動しようとする場合には、BA がその届けられたメッセージのコピーを MA に伝える。また、MA が隣のエリアに移動しようとしなくても、エリア内で行っている Murphy 法によって MA はそのメッセージを受信することになる。

次に、ネットワーク中を MA が動き回っているとすると、このとき、MA へのメッセージが存在することを知っている BA に、MA がやってきた場合、MA がそのメッセージを受信しているかどうかを確認し、受信していなければ MA へメッセージを渡す。受信していれば、そのまま BA を通過させる。

### 3.2 MA と BA がもつ情報

MA は、受信した最新のメッセージ ID 及び、エリアに入るときに通った BA の ID と、そのエリアの ID を記録する。エリアに入るときに通った BA の ID とそのエリアの ID の記録は、エリア分割法特有の機能である。

BA 特有の機能は二つある。

(1) メッセージを先回りさせるための待ち伏せ用メッセージのコピーの送信。

(2) MA がエリア外へ移動したときに通過した BA を記録。

(1) は、MA がエリア内にいると考えた場合、同じエリア内の BA にメッセージを送信するだけなので、データベースを必要としない(2)は、MA がどの BA

を通過してエリア外へ移動したかという情報をデータベースで管理している。BA が送信元からの MA へのメッセージを受信したとき、このデータベース情報をもとに、MA がエリア外に移動したときに通過した BA へメッセージを最短経路で伝達することにより MA へのメッセージ到達時間を短縮している。この MA に関するデータベースは BA 特有となる。MA に関するデータベースのサイズは、送信元が発生させた MA の数に比例する。MA に関するデータベースの構造を図 2 に図示する。図 2 の要素は、エリアに存在した MA の ID、MA がエリアから出るときに通った BA の ID である。

また、メッセージに関するデータベースは、どのメッセージが BA に届いたか、また、どのメッセージまでを受信したのかというデータベースとして、Murphy 法を行うために使われるため、BA 特有のデータベースではなく、BA 以外のノードも同じデータベースをもっている、このデータベースのサイズは、送信元が発生させたメッセージの数に比例する。メッセージに関するデータベースの構造を図 3 に図示する。図 3 の要素は、BA に届いたメッセージの ID である。

### 3.3 境界エージェントアルゴリズム

はじめに、BA の動作を説明するための諸定義を行う。まず、MA、BA、メッセージ、エリアには、それぞれ ID が付加されているとし、ID が  $i$  のとき、それぞれ  $MA_i, BA_i, msg_i, Area_i$  のように記述する。ここで、メッセージの ID は生成時に昇順のシリアル番号が付加される。そして、 $MA_i$  と  $msg_i$  の送信元となるノードの ID が  $s$  のとき、それぞれ  $MA_{i,s}, msg_{i,s}$  と記述し、MA が受信したメッセージの中で最新のメッセージ ID が  $p$  のとき、 $MA_{i,s}^p$  と記述する。

また、 $MA_i$  が  $BA_j$  を通って  $Area_x$  に入り、 $BA_m$

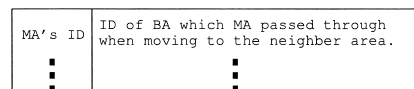


図 2 MA に関するデータベースの構造  
Fig. 2 Database structure of MA.

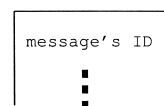


図 3 メッセージに関するデータベースの構造  
Fig. 3 Database structure of message.

から出るとき,  $BA_m$  が  $MA_i$  と自身の ID を,  $BA_j$  へ知らせるために使うメッセージを  $leave\_msg$  とする. 更に,  $msg_i$  が  $BA_j$  を通って  $Area_x$  を出るとき,  $BA_j$  が  $Area_x$  の他の BA に対して, 保持している  $msg_i$  のコピーを削除させるために使うメッセージを  $del\_msg$  とする.

BA は MA とメッセージに関して 4 種類のデータベースを有する.  $Area_x$  と  $Area_y$  の間に  $BA_i$  がある場合,  $BA_i$  は  $Area_x$  内に存在した MA を記録する  $MA\_db_x$  と,  $Area_y$  内に存在した MA を記録する  $MA\_db_y$ ,  $Area_x$  から届いたメッセージ ID を記録する  $msg\_db_x$  と,  $Area_y$  から届いたメッセージ ID を記録する  $msg\_db_y$  をもつ.

$MA_i$  が  $MA\_db_x$  に記録されている場合,  $MA_i \in MA\_db_x$  と記述し,  $msg_i$  が  $msg\_db_x$  に記録されている場合,  $msg_i \in msg\_db_x$  と記述する.

以下, BA がどのような手順でデータベースを更新し, メッセージ送信を行うのかを図 4 を使って示す. 図 4 は,  $MA_{k,s}^p$  が  $BA_i$  を通って  $Area_x$  から  $Area_y$  へ移動する場合である.

- (1)  $MA_{k,s}^p$  が  $Area_x$  から  $Area_y$  へ進む場合はじめに  $BA_i$  が  $msg_{j,s}$  を保持しているか調べる.
  - 「 $BA_i$  が  $msg_{j,s}$  を保持していた場合」
  - ( $j > p$  の場合)... $MA_{k,s}^p$  は  $msg_{j,s}$  を受信し,  $BA_i$  は  $msg\_db_x$  に  $msg_{j,s}$  を記録する. その後,  $Area_x$  内の他の BA に  $del\_msg$  を送信する.
  - ( $j \leq p$  の場合).. $BA_i$  は  $msg_{j,s}$  を破棄して,  $del\_msg$  を  $Area_x$  内の他の BA へ送信する.
- 次に,  $BA_i$  は  $msg\_db_x$  を確認する.
  - ( $(msg_{j,s} \in msg\_db_x) \cap (j > p)$  の場合)... $BA_i$  は  $MA_{k,s}^p$  をとどめておき, そのメッセージが  $BA_i$  に到

達し  $MA_{k,s}^p$  がそのメッセージを受信したら  $MA_{k,s}^p$  を解放する.

次に,  $BA_i$  は,  $MA_{k,s}^p$  から, どの BA を通って  $Area_x$  に入ったのかを教えてもらい,  $BA_i$  はその BA に  $leave\_msg$  を送信し,  $MA\_db_y$  に  $MA_{k,s}^p$  を登録する. このとき,  $MA_{k,s}^p$  はエリア ID の  $y$  と  $BA_i$  の ID の  $i$  を記録する.

- (2)  $msg_{j,s}$  が  $Area_x$  から  $Area_y$  へ進む場合まず,  $msg\_db_x$  の内容から二つの場合に分ける.

「 $msg_{j,s} \in msg\_db_x$  の場合」

このとき,  $BA_i$  での  $msg_{j,s}$  に対する処理が既に施されていることになる. そのため, 後から届いた  $msg_{j,s}$  は破棄する.

「 $msg_{j,s} \notin msg\_db_x$  の場合」

このとき,  $MA\_db_y$  の内容から以下の三つに場合分けされる.

( $MA_{k,s}^p \notin MA\_db_y$  の場合)...このとき,  $MA_{k,s}^p$  はまだ  $Area_x$  に存在することになる. そのため,  $BA_i$  はいずれ到達することが予想される  $MA_{k,s}^p$  のために  $msg_{j,s}$  を保持する.

( $(MA_{k,s}^p \in MA\_db_y) \cap leave\_msg$  が到着している場合)...このとき,  $MA_{k,s}^p$  は既に  $Area_y$  から別のエリアへ出ていったことになる. そのため,  $BA_i$  は,  $MA_{k,s}^p$  が出ていった BA に最短経路を使って  $msg_{j,s}$  を送信する. その後,  $msg\_db_x$  に  $msg_{j,s}$  の ID の  $j$  を登録して,  $Area_x$  内の他の BA に  $del\_msg$  を送信する.

( $(MA_{k,s}^p \in MA\_db_y) \cap leave\_msg$  がまだ到着していない場合)...このとき  $MA_{k,s}^p$  は  $Area_y$  に存在することになる. そのため,  $BA_i$  は  $Area_y$  の全 BA に  $msg_{j,s}$  のコピーを送信し,  $Area_y$  で Murphy 法を開始する. その後,  $msg\_db_x$  に  $msg_{j,s}$  の ID の  $j$  を登録して,  $Area_x$  内の他の全 BA に  $del\_msg$  を送信する.

- (3)  $BA_i$  が  $MA_{k,s}^p$  の  $leave\_msg$  を  $Area_y$  側から受信した場合

$MA\_db_y$  の  $MA_{k,s}^p$  についての項目に,  $MA_{k,s}^p$  が  $Area_y$  のどの BA から出たかを記録する.

- (4)  $BA_i$  が  $msg_{j,s}$  の  $del\_msg$  を  $Area_y$  側から受信した場合

$BA_i$  は  $msg_{j,s}$  のコピーを保持していれば, コピーを破棄する. 保持していなければ何もしない.

最後に, BA が使用するデータベースのデータや各ノードがもつ状態は MA がその MA を生成した送信元に戻ったときに, 送信元がアクティブリンクに沿って制御メッセージをブロードキャストすることにより

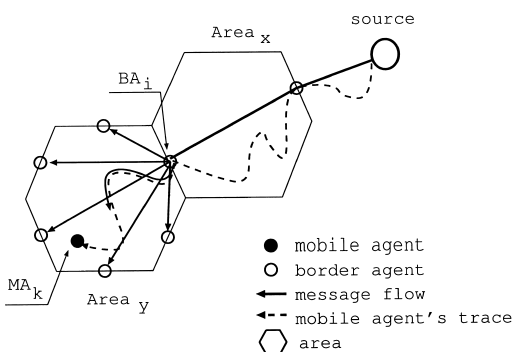


図 4 メッセージの送信方法  
Fig. 4 Message delivery method.

消去する .

#### 4. 正当性の証明

本章では、エリア分割法がメッセージを確実に MA へ伝達することを証明する .

MA<sub>c</sub> が図 5 のように移動する場合、次の四つの処理に注目する .

- (1) MA<sub>c</sub> が Area<sub>y</sub> から Area<sub>z</sub> へ移動する .
- (2) BA<sub>i</sub> が BA<sub>j</sub> から MA<sub>c</sub> の leave\_msg を受信する .
- (3) BA<sub>i</sub> に MA<sub>c</sub> へのメッセージが届く .
- (4) BA<sub>j</sub> が BA<sub>i</sub> から最短経路でメッセージを受信する .

図 6 は 1, 2, 3, 4 の発生する順番によって、case1 から case6 の 6 個の場合が存在することを示している . これは、エリア分割法により 3 は必ず 4 より早く発生し、1 は必ず 2 より早く発生するためである .

case1 : 3, 4, 1, 2 の順で起きる場合

このとき、MA<sub>c</sub> が Area<sub>y</sub> から Area<sub>z</sub> へ移動する前に、BA<sub>j</sub> を含む Area<sub>y</sub> の各 BA にメッセージのコピーが最短経路を通して送信されるので、MA は BA<sub>j</sub> に到達したとき必ずメッセージを受信する .

case2 : 3, 1, 4, 2 の順で起きる場合

このとき、Area<sub>y</sub> の各 BA にメッセージのコピーが

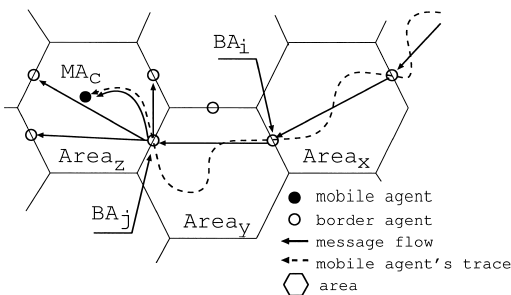


図 5 MA<sub>c</sub> の移動  
Fig.5 Movement of MA<sub>c</sub>.

	1	2	
case1	3 4		→
case2	3	4	→
case3	3		→ 4
case4		3 4	→
case5		3	→ 4
case6			→ 3 4

図 6 場合分け  
Fig.6 Cases.

最短経路を通して送信される . しかし、コピーが BA<sub>j</sub> に届く前に MA<sub>c</sub> が Area<sub>y</sub> から Area<sub>z</sub> へ移動する . そのため、MA<sub>c</sub> へのメッセージ伝達は Area<sub>z</sub> に依頼する .

case3 : 3, 1, 2, 4 の順で起きる場合

この場合の処理は case2 と同様である .

case4 : 1, 3, 4, 2 の順で起きる場合

この場合の処理は case2 と同様である .

case5 : 1, 3, 2, 4 の順で起きる場合

この場合の処理は case2 と同様である .

case6 : 1, 2, 3, 4 の順で起きる場合

このとき、BA<sub>i</sub> にメッセージが届く前に、BA<sub>j</sub> から MA<sub>c</sub> の leave\_msg が届いているので、BA<sub>i</sub> はメッセージを最短経路を使って BA<sub>j</sub> に送信する . MA<sub>c</sub> へのメッセージ伝達は Area<sub>z</sub> に依頼する .

以上のことから、case1 の場合、メッセージは Area<sub>y</sub> 内で確実に MA<sub>c</sub> へ伝達される . 一方、case2 から case6 の場合、メッセージは Area<sub>y</sub> 内で MA<sub>c</sub> へ伝達されず、メッセージ伝達は Area<sub>z</sub> に任される . エリア分割法では、送信元から MA へのメッセージ伝達の間、case2 から case6 の場合が繰り返し発生する . 通常、MA は各ノードで、送信元に代わって何らかの処理を行うため、メッセージ伝達は MA の移動よりも早いので、最終的に、case1 の場合が発生し、MA がメッセージを受信する .

次に、MA がメッセージ伝達と同じ早さで移動する場合を考える . ネットワーク中を動き回る MA に、その MA を生成したノードからメッセージが送出されたとする . ワorstケースとして、MA がメッセージを受信しないままネットワーク上のすべての BA を通過し、メッセージも MA を追跡してすべての BA を通過したとする . このとき、ネットワーク上のすべての BA の msg\_db にメッセージが記録されたことになるので、次に MA が BA に移動した場合、3.3 の (1) で記述されているように、BA はメッセージが追い付くまで MA をとどめる . そのため、メッセージがその BA の所属するエリアに到着したとき、そのエリアは case1 となるので MA はメッセージを受信する .

また、MA がネットワーク上のすべての BA を通過した後、今いるエリアから出ない場合、このとき、いずれそのエリアにメッセージが到達し case1 となるので、MA はメッセージを受信する .

よって、エリア分割法は確実にメッセージを MA に伝達する .



なお、Murphy 法の特性は、メッセージが追い付くまで BA が MA をとどめるときに使用される。MA をとどめるためには、MA が通過したリンクが、Murphy 法の holding 状態となる必要がある。この特性があるためメッセージの到達が保証される。

### 5. 実験的評価

本章では、エリア分割法を、Murphy 法と比較してメッセージ到達時間及びメッセージ数に関する評価のために行ったシミュレーション実験について述べる。

#### 5.1 実験方法

ネットワークの構成方法を以下に示す。まず最初に、10000 個のノードを 500 × 500 のフィールドにランダムに配置する。Murphy 法では、各ノードのもつリンク数が 2~6 本の範囲で平均 4 本になるようにノード間をリンクで接続する。また、このリンクの遅延時間はすべて 5 とする。以上の方法でネットワークを構成する。

一方、エリア分割法では、このネットワークをエリアに分割する必要がある。MA あるいはメッセージが隣接エリア間で移動するときには必ず通過するリンクを境界リンクと呼ぶ。必然的に境界リンクの両端は境界ノードとなる。こちらの二つの境界ノード上にそれぞれ BA を置くものとする。今回、一つのエリアのノード数を 50 個、100 個、200 個、250 個、500 個、1000 個とした。

エリアに分割したネットワークの構成方法をノード数 50 個の場合を例にして説明する。10000 個のノードをノード数 50 個のグループに分ける。各グループに 1~200 のエリア ID を割り当てる。エリア ID が同じノード間で一つのエリアを構成する。各エリアに対して、各ノードのもつリンク数が 2~6 本の範囲で平均 4 本になるようにノード間をリンクで接続する。また、このリンクの遅延時間はすべて 5 とする。50 個の場合は、エリアが全部で 200 個生成される。次に、各エリアの隣接エリア数を平均 4、つまり、各エリアの BA の数が平均 4 となるように隣接エリア間を境界リンクで接続する。このとき、同じエリア内の異なる BA 間の直結的接続がないようにエリア内のノードを接続する。以上の方法でネットワークを構成する。

100~1000 個の場合も同様にネットワークを構成する。ただし、各ノードのもつリンク数 2~6 本の範囲で平均 4 本、リンクの遅延時間 5、各エリアの隣接エリア数平均 4 はエリアのノード数にかかわらず同じで

ある。

次に、各 MA の動かし方を以下に示す。

1. 乱数により MA の目的地ノードを決める。
2. 現在位置から目的地まで、各ノードのもつ経路表をもとに最短経路で移動する。
3. 目的地に到着すると、与えられた時間そのノードに滞在する。
4. 目的地において、与えられた時間滞在后、再び 1 に戻る。

ここで、MA の目的地ノードにおける滞在時間を 0, 25, 50, 75, 100, 125, 150, 175, 200 の 9 通りとする。また、この滞在時間はそのノードで送信元から与えられたタスクを処理するための時間を意味している。つまり、この滞在時間が短いほど、頻りにネットワーク中を移動する MA だといえることができる。

これまでに述べたネットワークの構成方法と MA の動かし方により実験を行う。実験では、ネットワーク中から一つのノードを選び、そのノードを MA の生成元とし、このノードから生成した 5 個の MA をネットワーク中に送出する。MA を 20000 時間動かした後、それらの MA に対して送信元からメッセージを送信する。

#### 5.2 MA の移動時間の設定

実験では、MA を 20000 時間移動させた後、送信元からメッセージを送信する。この 20000 という時間を定めるため次のことを行った。これは、リンクの遅延時間を 5、MA のノードでの滞在時間を 0 としておいて、はじめに 5 個の MA を決められたホップ数だけ移動させて、停止させた後、送信元から MA に向けてメッセージを送信して、メッセージ到達時間を計測するというものである。図 7 に結果を示す。

本論文で紹介している Murphy 法とエリア分割法

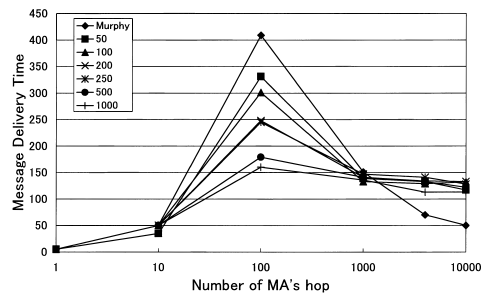


図 7 MA のホップ数と到達時間の関係  
Fig. 7 The relation between MA's hop and message delivery time.

は、ネットワーク中を頻繁に移動する MA に対してメッセージを送信することを目的としている。そのため、MA のホップ数が 1~10 の場合は対象外となる。図 7 を見ても、このとき、二つの手法の結果に差はないことが分かる。次に、ホップ数が 100~10000 の場合を考える。図 7 より、ホップ数が 100 の場合を境に、Murphy 法、エリア分割法ともに、メッセージ到達時間が減少し始める。またこのとき、エリア分割法は Murphy 法と比較して、メッセージ到達時間が短縮されており、エリア分割法の効果が現れている。次に、ホップ数が 1000~4000 のあたりでは、Murphy 法とエリア分割法のグラフが交差し、その後、Murphy 法とエリア分割法のメッセージ到達時間の関係が逆転している。つまり、ホップ数が 1000~4000 のあたりは、エリア分割法の有効性の可否を決める分岐点といえる。そのため、実験では、MA のホップ数が 1000~4000 となる範囲を中心に解析を行った。

MA が 1000~4000 ホップ移動するためには、リンクの遅延時間が 5 であることから、5000~20000 時間が必要となる。そのため、実験では MA を 20000 時間移動させた後にメッセージを送信することとした。

### 5.3 実験結果

すべてのグラフにおいて、「Murphy」は Murphy 法を示している。また、それ以外の数字はエリア分割法でのエリア内のノードの個数を示している。例えば、「50」はエリア内のノード数が 50 個を意味する。横軸は、MA の目的地ノードにおける滞在時間を示している。実験結果は、各パラメータにおいて、実験を 10 回繰り返しその平均を示している。

図 8 にメッセージ到達時間を示す。これは、送信元が五つの MA へメッセージを送信してから、五つすべての MA がメッセージを受信するまでにかかった時間

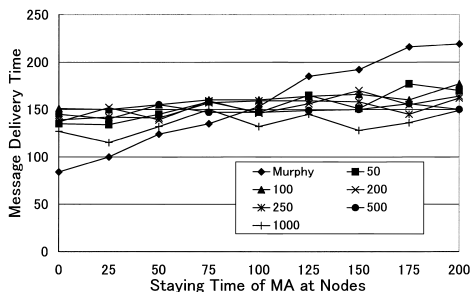


図 8 メッセージ到達時間  
Fig. 8 Message delivery time.

を示している。この図から、Murphy 法の場合は、MA の滞在時間が長くなるにつれて、メッセージ到達時間も遅くなるという傾向がある。一方、エリア分割法では、MA の滞在時間が長くなっても、メッセージ到達時間はあまり変化していない。つまり、エリア分割法では、メッセージの到達時間が MA の滞在時間に依存しないことが分かる。

今回の実験では、頻繁に動く MA を想定している。MA がメッセージに到達するまでの間に MA がノードによりとどめられてしまう時間は、Murphy 法、エリア分割法のどの場合においても 10 以下の時間となった。これは、MA の動きを制限することなくメッセージを伝達できていることを意味する。

図 9 に総メッセージ数を示す。送信元が MA にメッセージを伝達したときに、必要としたすべてのメッセージの数を示している。また、エリア分割法については、BA 間で必要とした制御メッセージの数も含んでいる。メッセージが単にノードを通過した場合においても、MA へメッセージを到達させるために必要としたメッセージの数としてカウントを行っている。ここで、メッセージがノードを通過した場合、つまり、BA 間で制御メッセージを交換した場合や待ち伏せメッセージを BA からエリア内のその他の全 BA に対して送信した場合には、メッセージのカウントを行っていない。その理由は、以下のとおりである。エリア分割法において、エリア内で使用している Murphy 法では、メッセージによりノードやリンクの状態が変更される。しかしながら、このメッセージがノードを通過した場合では、BA を除いて、メッセージによるノードやリンクの状態の変更の必要がない。したがって、BA 間でトンネリングのように送るので、メッセージ数のカウントを行わなかった。ただし、シミュレーション

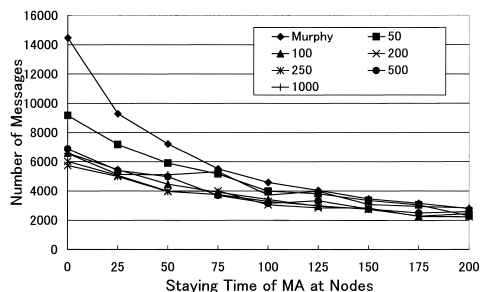


図 9 総メッセージ数  
Fig. 9 Total number of messages.

実験において BA 間で使用するメッセージは経路表に沿って最短経路で送り、その遅延時間は考慮している。

この図から、Murphy 法と比べてエリア分割法は、滞在時間が短い場合には、メッセージの量が少なくなることが分かる。このことから、滞在時間が短い場合には、エリア分割法はメッセージ量を少なく抑えているといえる。

図 10 に境界エージェント以外のノードが所持したメッセージ数を示す。送信元が MA にメッセージを伝達したときに、必要としたすべてのメッセージのコピーの数の中で、境界エージェント以外のノードが所持したメッセージ数を示している。

図 11 に境界エージェントが所持したメッセージ数を示す。この図から、エリア内のノードの個数が少なくなるに連れてメッセージ数が多くなっていることが分かる。

ここで、各パラメータごとに、関係式、図 9 の結果 = 図 10 の結果 + 図 11 の結果が成り立つ。

BA にかかる負荷を評価する。図 12 に一つの境界エージェントが処理したメッセージ数を示す。図 13 に

一つの境界エージェント以外のノードが処理したメッセージ数を示す。いうまでもなく、エリア分割法では、ほぼすべてのメッセージを境界エージェントで扱うためエリアが大きくなるに伴い境界エージェントの負荷が大きくなっている。逆に、図 13 に示すように、エリア分割法での境界エージェント以外の各ノードの負荷はほぼ 0 に近い値となっている。エリア分割法での各ノードの負荷と比較すると、Murphy 法での各ノードの負荷は最大で 6 倍の開きがある。

### 5.4 考 察

ノードにおける MA の滞在時間が 125 を超えると、送信元から MA へのメッセージ到達時間がエリア分割法の方が Murphy 法と比べて、エリアサイズにかかわらず短い。これは、メッセージがあるエリアに到達したときに行われるメッセージ先回り、つまり、そのエリアのすべての BA にメッセージを送ることにより、そのエリア内に MA を閉じ込める方法が有効に作用しているからである。また、メッセージの先回りにより、MA が向かっている目的地への移動中に通過する BA でメッセージを受信することが多いため、ノードにおける MA の滞在時間に依存していない結果となってい

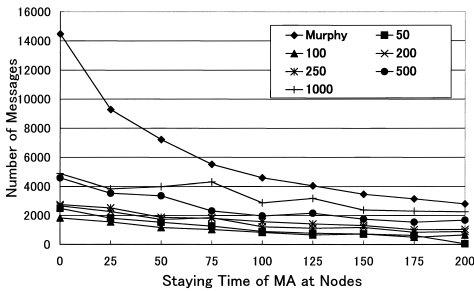


図 10 境界エージェント以外のノードが所持したメッセージ数  
Fig. 10 Number of messages which nodes except for BA had.

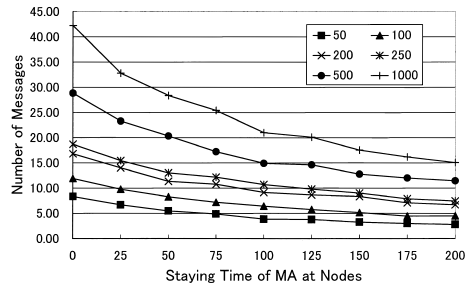


図 12 一つの境界エージェントが処理したメッセージ数  
Fig. 12 Number of messages which each BA handled.

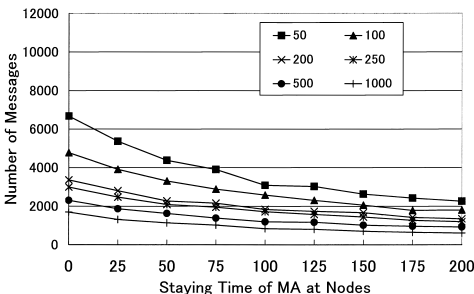


図 11 境界エージェントが所持したメッセージ数  
Fig. 11 Number of messages which BA had.

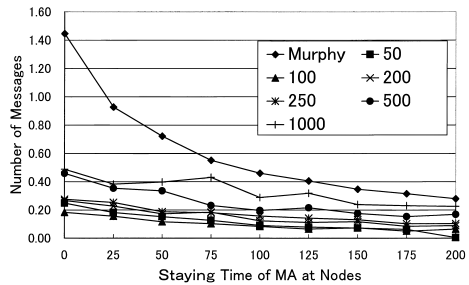


図 13 一つの境界エージェント以外のノードが処理したメッセージ数  
Fig. 13 Number of messages which each node except for BA handled.

る。これは、MA がノードでとどめられる時間が常に 10 以下ということも MA が先回りによるメッセージの受信が多いことを示している。

一方、ノードにおける MA の滞在時間が 75 より短い場合は、Murphy 法の方が、エリア分割法よりもメッセージ到達時間が短い。これは、今回の実験では、メッセージを送信元から送出する前に、MA を一定時間ランダムに移動させている。MA の滞在時間が短ければ、MA は頻繁に移動することになる。つまり、MA が頻繁に移動するとそれだけ多くのリンクを通ることになる。MA がネットワーク中のほとんどのリンクを通った場合、Murphy 法は、Broadcast 法に近い状態となる。その結果として、短時間でメッセージを伝達することが可能となる。しかしながら、総メッセージ数の点から見るとエリア分割法と比べて、Murphy 法の総メッセージ数が非常に多くなっている。

図 10 から BA 以外のノードが所持したメッセージ数がエリア内のノード数が 50 個の場合が最も少なく、1000 個の場合が最も多い。これは、エリアのノード数が少ない場合において、BA でのメッセージの待ち伏せによるメッセージ伝達が多いことが原因であると考えられる。すべてのノードの数に対して BA の数の割合が高いため、MA が移動するにつれ通過する BA の数が増える。この結果として、数多くの BA に対してメッセージが配られることになり、メッセージをもつ BA を MA が通過する確率が高くなることにより、待ち伏せによりメッセージが渡されるからである。このとき、境界エージェントアルゴリズムにより、MA がメッセージを逆転順に受信することを防いでいる。

エリアのノード数が多い場合では、総メッセージ数に対して、BA 以外のノードが所持したメッセージ数の割合がかなり高い。BA 以外のノードが所持したメッセージ数の割合が高いということは、Murphy 法が頻繁に起きていることを意味する。つまり、あるエリアで MA が活動しているときに、そのエリアの BA にメッセージが到達することが多い。この結果、その BA から同一エリア内のすべての BA に対してのメッセージの伝達と Murphy 法によるエリア内での MA への追跡が並行して行われるからである。

Murphy 法の到達時間について考察する。MA の滞在時間が長い場合、MA がネットワーク中を動き回る頻度が下がる。そのため、MA の移動によって構築される仮想ネットワークのサイズが小さくなる。仮想ネットワークが小さいため、送信元から MA までの

メッセージを伝達するための経路が制限され、対象とするネットワークと比較して、仮想ネットワークでの送信元とメッセージを受信した MA が滞在していたノード間の最短経路のホップ数が長くなるため、到達時間が長くなる。

滞在時間が短い場合では、MA は頻繁に移動するため、多くのノードやリンクを通過する。結果として、MA の移動によって構築される仮想ネットワークが大きくなり、送信元と MA の間の最短経路のホップ数が対象とするネットワーク上の最短経路のホップ数に近いホップ数となるため、到達時間が短くなる。

## 6. 関連研究

MA へのメッセージ伝達方法として、Home-Proxy 法 [3]、E-mail 法 [5]、Blackboard 法 [6]、Broadcast 法 [1] がある。本章では、この中から Home-Proxy 法、Broadcast 法、E-mail 法について説明する。これらの手法は、送信元がメッセージを伝達すべき MA の名前を知っているという前提で提案されている手法である。一方、Blackboard 法は、送信元がメッセージを伝達すべき MA の名前を知らないという前提で提案された手法である。

### 6.1 Home-Proxy 法

Home-Proxy 法における、メッセージ伝達の基本的な仕組みは、文献 [3] で述べられている。この手法では、MA の位置情報を記録する home place というものがある。MA は、ノードに到着したとき、この home place に対して、「自分は今このノードに滞在している」ということを通知する。この通知によって、home place は MA の位置情報を更新する。

また、この手法には以下の前提が存在する。

- 送信元は MA の名前を知っている。
- 各 MA の名前と位置を保持する home place がある。
- MA は home place の位置を知っている。
- MA は別のノードに移動したとき、home place にその位置を知らせる。
- 送信元は home place の位置を知っている。

図 14 は送信元から、ネットワーク中を移動する MA に対して、メッセージを送信する場合である。最初に送信元は home place へメッセージを送信する。もし、MA がその home place が示す位置にいれば、すぐにメッセージは MA に伝達される。しかし、MA は自由に移動するため、別の場所にある可能性もある。そ

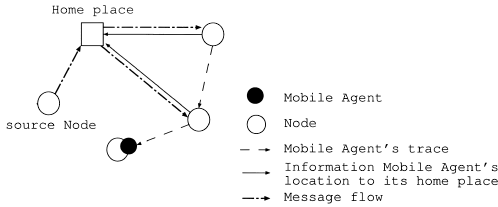


図 14 Home-Proxy 法  
Fig.14 Home-Proxy method.

の場合、home place は保持している MA の位置情報から、MA が存在するノードを特定し、そのノードへメッセージを転送する。

次に、この手法の問題点について述べる。MA がある時刻にノード A にいることを home place に通知することを考える。その時刻から時間  $\Delta t$  が経過したのち、送信元がこの MA にメッセージを送信するために、home place にメッセージを送信する。しかし、MA は頻繁に移動するので、時間  $\Delta t$  の間にノード A から別のノードへ移動している可能性がある。この場合のメッセージ送信は失敗となる。そして、MA が次に移動した先から home place に、現在の位置情報を通知することを考える。このとき、送信元がその新しい位置情報を用いて、再度メッセージが送信されることになる。しかし、この時点でも同様なことが発生し得るので、いつまでもメッセージが MA に伝達されない状況が発生する可能性がある。

Home-Proxy 法と比較して、本論文で提案するエリア分割法では、本文中 4. で示すように頻りに動き回る MA に対してもメッセージを伝達することを保証している。

### 6.2 Broadcast 法

Broadcast 法における、メッセージ伝達の基本的な仕組みは、文献 [1] で述べられている。この手法では、メッセージを受信したノードは、すべての出力リンクに、受信したメッセージのコピーを送出する。そして、MA が存在するノードにメッセージが届いたとき、MA がメッセージを受信する。

この手法は Home-Proxy 法と異なり、メッセージ伝達の際に、MA の位置情報を必要としない。しかし、メッセージ数が爆発的に増大してしまうことや、生成したメッセージを削除するタイミングが定義されていないので、メッセージをノードに保持させる場合は、ノードの記憶領域を消費し、オーバフローを引き起こす可能性もある。

Broadcast 法と比較して、本論文で提案するエリア分割法では、エリア内に限定してメッセージを送信しているためメッセージ数が少なくなる。

### 6.3 E-mail 法

E-mail 法における、メッセージ伝達の基本的な仕組みは、文献 [5] で述べられている。この手法では、MA は home node をもつ。送信元は、MA の home node へメッセージを送信する。MA は、この home node にメッセージがあるかどうかをチェックして、メッセージがあれば home node からメッセージを受信する。

この手法では、home node にメッセージが存在しない場合でも、メッセージのチェックをしなければならない。また、送信元が MA へ送信したメッセージを受信するのに非常に時間のかかる場合が起こり得る。

E-mail 法と比較して、本論文で提案するエリア分割法では、メッセージ到達時間を短縮できる。

## 7. むすび

本論文では、エリア分割法を提案し、厳密かつ詳細に記述し、正当性の証明を与えた。更に、エリア分割法の有効性を検証するための実験を行った。その結果、エリア分割法は、Murphy 法と比べて MA のノードでの滞在時間が短くなれば、メッセージ到達時間を短縮でき、更に、MA のノードでの滞在時間が短い場合にはメッセージ数が削減できることが確認された。

今後はネットワーク上のノードやリンクで故障が発生した場合のメッセージ伝達方法についても検討していく予定である。

謝辞 本研究の一部は、文部科学省研究費補助金（基盤研究 (C) 課題番号 15500049）、(財)電気通信普及財団研究調査助成金、及び広島市立大学特定研究費（一般研究費）のもとに実施したものである。ここに記して謝意を表す。

## 文 献

- [1] A.L. Murphy and G.P. Picco, "Reliable communication for highly mobile agents," Proc. IEEE 1st Int'l. Symp. on Agent Systems and Applications and 3rd Int'l. Symp. on Mobile Agents, pp.141-150, 1999.
- [2] 大田知行, 井上伸二, 角田良明, "モバイルエージェントへのメッセージ到達時間短縮のための一検討," 2000 信学ソ大 (通信), B-7-66, Sept. 2000.
- [3] D. Lange and M. Oshima, Programming and Deploying Java Mobile Agents with Aglets, Addison Wesley, 1998.
- [4] D. Deugo, "Mobile agent messaging models," Proc. IEEE 5th Int'l. Symp. on Autonomous Decentralized

Systems (ISADS01), pp.278-286, 2001.

- [5] A. Lingnau and O. Drobnik, "Agent-user communications: Requests, results, interactions," Lecture Notes in Computer Sciences (1477), pp.209-221, Springer, 1998.
- [6] L. Cardelli and D. Gordon, "Mobile ambients," Foundations of Software Science and Computational Structures, LNCS, no.1378, pp.140-155, Springer, 1998.

(平成 15 年 7 月 4 日受付, 10 月 20 日再受付)



伊藤 篤 (正員)

昭 56 名大・工卒。昭 58 同大学院工学研究科情報工学専攻了。同年国際電信電話(株)入社。昭 60-平 11 KDD 研究所にて仕様記述言語, 通信ソフトウェア開発環境, IN, インターネット等の研究に従事。平 3-平 4 スタンフォード大学 CSLI 客員研究員。現在, 技術開発本部開発推進部及び KDDI 研究所技術企画グループ所属。アドホックネットワーク, ビデオ会議システム等の研究開発に従事。



大田 知行 (正員)

平 10 広島市立大・情報科学卒。平 12 同大学院情報科学研究科修士課程了。平 14 同大学院情報科学研究科博士後期課程中途退学。同年広島市立大・情報科学・助手。アドホックネットワーク, P2P ネットワーク, モバイルエージェントに関する研究に

従事。IEEE 会員。



増田 康男 (学生員)

平 14 広島市立大・情報科学卒。平 16 同大学院情報科学研究科博士前期課程了。在学中は, モバイルエージェントや P2P ネットワークに興味をもち, その研究に従事。



井上 伸二 (正員)

昭 61 広島大・総合科学卒。昭 63 同大学院工学研究科修士課程了。同年(株)沖電気工業入社。現在, 広島市立大・情報科学・助手。ネットワークソフトウェア, フォールトトレランスシステムの研究に従事。



角田 良明 (正員)

昭 53 広島大・工卒。昭 58 同大学院工学研究科博士課程了。同年国際電信電話(株)入社。平 3 阪大・基礎工・助教授。平 10 広島市立大・情報科学・教授。ネットワークソフトウェア, アシユアランスシステム, アドホックネットワークの研究に従事。

平元電気通信普及財団賞, 平 4 本会情報ネットワーク研究賞授賞。工博。情報処理学会, IEEE 各会員。