

ノードの地理情報を考慮した遅延の小さな 構造型 P2P オーバレイネットワークの構築法

木谷 友哉^{†1} 中村 嘉隆^{†2}

一般に構造型 P2P ネットワークは、ラベル付けされた情報を分散ハッシュ表 (DHT) などを用いて分散管理している。このとき、P2P ネットワークのトポロジ構成、および、リンクの張られたノード間距離がサービス提供時の遅延に大きな影響を与える。そこで、本稿では、各ノードの地理情報を考慮して、遅延の小さな構造型 P2P オーバレイネットワークを構築するプロトコルの提案を行う。提案手法では、ノード間のリンク遅延がそのノード間の物理的距離に比例すると仮定し、任意のノード間のリンク遅延が最小になるようにトポロジを構成する。また、このときトポロジのネットワーク直径は $O(\log N)$ (N はノード数) に抑えるようにする。

A configuration method of small-delay P2P overlay networks using geometric positions of nodes

TOMOYA KITANI ^{†1} and YOSHITAKA NAKAMURA ^{†2}

P2P networks can achieve high scalability since they distribute service contents/resources to multiple nodes in the network. In a P2P network, generally, each part of contents is labeled and dispersed in the network, and it is managed by a distributed hash table (DHT). Even in a huge network with 10,000 nodes, it is desirable that each node in the network can access to all nodes with service contents in at most 10 hops since larger hops lead longer access time. It is important to design the topology of a given P2P network because it makes a big impact on its performance such as communication delay between nodes. In this study, we will propose a topology where the network diameter is the logarithmic order of N (N denotes the number of nodes). In addition, we will consider the communication delay of each link in the topology and make it minimize under the assumption that the communication delay of links is proportional to its physical distance.

1. はじめに

近年、情報通信技術の発展に伴って、携帯電話やノートパソコンなどのモバイル端末が無線通信でネットワークに接続されることが多くなり、モバイルコンピューティング社会の実現が可能となってきている。それにより、モバイル端末のユーザは、特定の場所や時間に依存することなく、いつでもどこでもインターネットメールや画像、動画等のマルチメディアコンテンツの取得が可能になった。また、来たるユビキタスコンピューティング社会では、生活空間に埋め込まれた大量のセンサや、自動車に搭載された端末などもネットワークに接続され、莫大な量の端末によってネットワークが構成されることが予想されている。

このような大量の端末に対して高い品質のサービスを提供するためには、現在のコンピュータネットワークで主に用いられているサーバ・クライアント型のサービス提供形態ではサーバへの負荷が集中し、スケーラビリティを保つことが難しい。そのため、各端末が自律的にデータを分散管理し、他の端末と直接通信してサービスの提供を行う Peer-to-Peer (P2P) ネットワークが注目を集めている。代表的な P2P ネットワークとして Gnutella¹⁾ や大容量のフリーソフトウェアや映画コンテンツなどを配信する BitTorrent²⁾ などが挙げられる。サーバ集中型のサービス提供アーキテクチャと比較して、P2P ネットワークでは、各端末が情報を維持するためやネットワーク環境の変化に対応するための機構が必要であるが、端末ノードやネットワークの負荷を分散することで、数百万のノードで構成されたネットワークでもサービスを提供することが可能である。

^{†1} 静岡大学, Shizuoka University

^{†2} 奈良先端科学技術大学院大学 情報科学研究科,
Graduate School of Information Science, Nara Institute
of Science and Technology

一方、ユビキタスコンピューティング社会では、ユーザの地理情報を利用して適切なサービスを選択するロケーションウェアサービスや、その場に埋め込まれたセンサの状態なども考慮して適切なサービスを選択するコンテキストウェアサービスなどが利用可能となる。また、現在の携帯電話端末や車載ナビゲーションシステムの多くは GPS (Global Positioning System) を搭載しており、各ユーザの位置情報は容易に取得可能となっている。P2P オーバレイネットワークの構築に地理的情報を利用した手法としては、GeoPeer³⁾、LL-net⁴⁾ などがある。GeoPeer³⁾ は各ノードの位置情報を利用し、ドロネーネットワークを構成してオーバレイネットワークに利用する。各ノードの次数は小さく抑えられ、また、ドロネーネットワークを用いることにより、地理的に近いノードと多くリンクを持つため、局所性があり、被覆性にも優れている。ただし、ネットワークの構造が階層的ではないため、ノード数に対するネットワーク直径は大きくなるという欠点がある。LL-net⁴⁾ は地図上のエリアを階層的に 4 分割し、階層毎に異なる長さのオーバレイリンクを設定する構造型 P2P オーバレイネットワークである。LL-net では階層的なリンクの設定により、ネットワークの直径を $O(\log N)$ (N はノード数) に抑えることができている。

本稿では、各ノードの地理情報を考慮して、遅延の小さな構造型 P2P オーバレイネットワークを構築するプロトコルの提案を行う。提案手法では、ノード間のリンク遅延がそのノード間の物理的距離に比例すると仮定し、任意のノード間のリンク遅延が最小になるようにトポロジを構成する。また、このときトポロジのネットワーク直径は $O(\log N)$ に抑えるようにする。

2. 関連研究

Peer-to-Peer 技術はアプリケーションレベルのネットワークを構成して集中サーバなしにピア間の直接通信によってルーティングや検索などを行い、リソースを分散共有する技術である。このアプリケーションレベルネットワーク (オーバレイネットワーク) は物理層ネットワークとは独立に構成され、その構造から構造化オーバレイ、非構造化オーバレイに大別される。初期の P2P には非構造化オーバレイが用いられており、Gnutella¹⁾ などが代表的な技術として挙げられる。一方、構造化オーバレイは P2P ネットワーク上でのリソース検索などを効率よく行うことができ、近年多くの研究がなされている。特に分散ハッシュテーブル (DHT: distributed hash table) を用いた技術が

代表的で、Chord⁵⁾、CAN (content addressable network)⁶⁾、Pastry⁷⁾、Tapestry⁸⁾ などが知られている。従来の非構造化 P2P オーバレイネットワークでは、情報の検索はフラッディングベースで行うが、構造化 P2P オーバレイネットワークでは、効果的にルーティングが行えるため、100%近い検索成功率を達成することができる。

また、構造化オーバレイネットワークの構築について、下層の物理リンクの状態を用いてその効率を改善しようとする試みもいくつかなされている。文献 9) では ISP 内でのオーバレイノードの配置や ISP の選択について計測ベースのヒューリスティックな方法を用いることで、オーバレイネットワークを物理層の障害から切り離すフレームワークを提案している。Laptop¹⁰⁾ は経路情報のキャッシュを利用し、また各ノードと親ノードの連結性のみを維持することでオーバレイネットワークの効率、スケラビリティ、ロバスト性を改善している。LTM¹¹⁾ は効率の悪い接続を切断し、IP アドレスに基づいて物理的な近傍ノードを論理的な隣接ノードとして選択することで、効率的なオーバレイネットワークを構築している。Mithos¹²⁾ では、DHT とともに最短経路情報を用いることで、近傍ノードとの接続性を効率的に提供し、メッセージ送信のオーバーヘッドを最小にすることを達成している。文献 14) では、Network Coordinates (NC) を用いてノード近辺を計測することで、オーバレイルーティングテーブルの更新をより効率的にできると述べている。DAPS¹⁵⁾ はオーバレイネットワークでのルーティング効率を高めるために、エンドホスト間の遅延を評価基準とし、フラッディングの枝刈りを行っている。

これに対し、我々の手法では地理的情報をノード ID と関連づけてオーバレイネットワークの構築を行う。地理的情報を利用した P2P オーバレイネットワークの構築法としては、GeoPeer³⁾、LL-net⁴⁾ などが挙げられる。GeoPeer³⁾ は各ノードの位置情報を利用してドロネーネットワークを構成する。ドロネーネットワークは、ポロノイグラフと双対関係にあるグラフであり、地理的に近いノード間でオーバレイリンクを結ぶものである。GeoPeer では各ノードの次数は小さく抑えられ、また、地理的に近いノードと多くリンクを持つため、局所性があり、また被覆性に優れている。ただし、ネットワークの構造は階層的ではないため、ノード数に対するネットワーク直径は大きくなる。LL-net⁴⁾ は地図上のエリアを階層的に 4 分割し、階層毎に異なる長さのオーバレイリンクを設定する構造型 P2P オーバレイネットワークである。LL-net では階層的なリン

クの設定により、ネットワークの直径を $O(\log N)$ に抑えることができています。先述した CAN⁶⁾ も、ハッシュ値を検索空間（ゾーン）にマッピングするのではなく、地理的な位置を 2 次元のゾーンにマッピングすることで、ユーザの地理情報を考慮することが可能である。しかし、CAN におけるサービス検索のルーティングは隣にフォワードしていくグリーディなものであり、検索に要するホップ数は大きくなってしまおうという問題点がある。

また、P2P ネットワークにおいて、実際のネットワークの近接性を考慮した座標系を分散で計算する手法として Vivaldi¹³⁾ がある。この手法は、各参加ノードが自律的に自身の座標を決定し、ばねの原理を用いてノード間のユークリッド距離と実測遅延値の差を徐々に修正することで、座標系を決定していく。実際のネットワーク遅延に最適化されたネットワーク座標系を構築するには適しているが、モバイルノードの頻繁な移動や、モバイルノード間にみられるネットワーク状況の急激な変化など、本研究が想定するような状況を考慮した場合、座標系が収束しない場合が考えられる。

3. 提案する P2P オーバレイネットワークの構築法

本章では、提案する P2P オーバレイネットワークの構築プロトコルと、そのネットワーク上での情報検索手法について説明する。

3.1 問題の仮定

3.1.1 各ノードの位置情報の取得

対象とするネットワークは、固定ノードと移動ノードの混成ネットワークであると仮定する。固定ノードは静的に与えられることにより、移動ノードは GPS 等により自分の位置が分かるものとする。なお、提案手法では、任意の 2 ノード間の物理的距離とそのリンクの通信遅延には正の相関があると仮定し、論理的に隣接するノード間の通信遅延を可能な限り小さくすることを目標とするが、

- 厳密な最小化ができないこと
- 数十 [m] の誤差は通信遅延に大きな影響を与えないこと
- 実際の通信遅延の測定により修正を行えることから、静的に与えられた固定ノードの位置や、GPS が測定した移動ノードの位置の測定誤差が 100[m] 程度存在しても問題はないとする。

3.1.2 エリアの定義

本手法では、地球上を 1[m] 四方程度のエリアに分

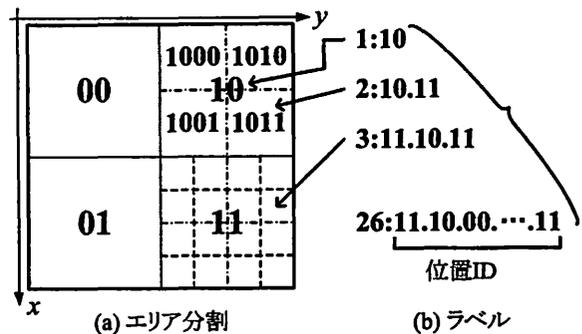


図 1 エリア分割と ID のラベリング

割する。なお、地球の表面積は、南北 4 万 [km]、東西 4 万 [km] としても、 $1.6 \times 10^{15} [m^2] (< 2^{51} [m^2])$ であり、エリアの区別には 51[bit] あれば十分である。ここではラベルとして東西方向 (x 軸方向、東が大) に 26[bit]、南北方向 (y 軸方向、南が大) に 26[bit] の計 52[bit] 確保する。エリアの分割は図 1(a) に示すように 1 つのエリアを東西に 2 分割、南北に 2 分割の計 4 分割することで、1 つ下の階層のエリアを得る。それぞれのエリアのラベルは、元のエリアのラベルを接頭辞として、左上から右回りに 00, 01, 11, 10 と後ろに付ける (同図 (a))。それぞれ、上位から見て奇数ビットが x 軸方向を、偶数ビットが y 軸方向を表すビットとなる。このラベルの長さはそのラベルが表す階層によって異なり、最上位層 (第 1 層) のラベル長は 2[bit]、第 i 層のラベル長は $2i$ [bit] となる。長さの異なるラベルを同じデータ構造で表すために、ラベルの前にそのラベルが属す階層番号を付けることにする。ここでは、階層数は最大 26 になるため、その区別のためには 5[bit] 必要となる。そこで、58[bit] の二進数を各エリアを表す ID として採用し、上位 6[bit] を階層数、残り 52[bit] を東西、南北方向の位置を表すラベルとする。また、最も細かく分割された 52[bit] の位置を表すラベルを位置 ID と呼ぶ。以降では分かりやすくするため、階層数は十進数で、位置 ID に相当する部分は 2[bit] 毎に区切った二進数で表すことにする (図 1(b))。

各ノードは GPS によって、位置 ID を得ることができる。このとき、同じ位置 ID を持つノードは他にいないとする。各ノードは、位置 ID と、それを元にしたエリア ID を持つ。各ノードのエリア ID は、そのノードの位置 ID と同じか、または、原則、位置 ID の接頭辞となっている。エリア ID のノードへの割当てについては 3.3 節で説明する。

3.1.3 任意の 2 ノード間の通信遅延時間

Chord⁵⁾ や Pastry⁷⁾ に代表される構造型 P2P オーバレイネットワークは、階層的な構造をしており、ネッ

トワークの平均ホップ数や、ネットワーク直径が、ノード数を N として $O(\log N)$ に抑えられている。また、LL-net⁴⁾ も階層的にリンクを張ることでネットワーク直径を $O(\log N)$ に抑えている。

アプリケーションレベルのオーバーレイネットワークでは、オーバーレイネットワーク上で論理的に 1 ホップの通信でも、実際は下位の IP ネットワークを通じて複数ホップ中継されていることが多く、そのホップ数は一般に距離に依存する。そのため、オーバーレイネットワークの論理ホップ数を $O(\log N)$ に抑えても、物理的なホップ数を小さく抑えなければ、ノード間の通信遅延時間を小さくすることはできない。

Vivaldi¹³⁾ は、各 2 ノード間の通信遅延を実測し、ネットワーク地図を作成することにより、遅延の小さなオーバーレイネットワークの構築を可能としている。Vivaldi では、測定した各 2 ノード間の遅延をもとに、ネットワーク地図内の座標に修正を加えながらネットワーク地図内における各ノードの位置を収束させていく。しかし、各ノードの地理情報が得られると仮定していないため、ネットワーク地図内における各ノードの初期位置はランダムであり、収束までに時間が掛かる。

従来の構造型 P2P オーバーレイネットワーク構成法では、ネットワークの論理ホップ数、および、物理的な遅延時間の両方を考慮しているものはない。本稿では、任意の 2 ノード間の通信遅延時間 (物理ホップ数) はそのノード間の物理的な距離に比例すると仮定し、ネットワークの論理ホップ数を $O(\log N)$ に保った上で、オーバーレイリンクの物理距離をできるだけ小さくするネットワーク構成法を提案する。

3.2 ノードの持つルーティングエントリ

まず、各ノードの持つルーティングエントリについて、説明する。

各ノードは、上位層のノードへのルーティングエントリを各階層 9 つずつ (図 2(a))、同一階層のノードへのエントリ 8 つ、下位層のノードへのエントリを各階層 4 つずつ持つ (同図 (b))。このエントリは、ノードの (エリア ID, 位置 ID, IP アドレス) の 3 つ組で表される。エントリ数は階層数を $H (\approx \log_4 N)$ とすると最大で $9H$ となる。 H はノード数が 100 万 ($\approx 4^{10}$) のときで 10 程度であり、エントリ数は高々 90 である。このときテーブルサイズは大きくとも 1 キロバイトであり、これを維持するコストは小さいと考えられる。エントリ数を減らすと、ネットワークの平均ホップ数が大きくなり、そのために増加する中継遅延は、このテーブルから該当の宛先を調べる時間よ

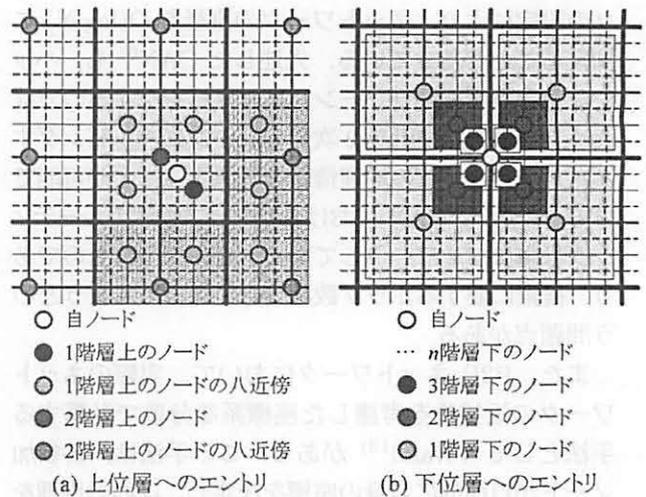


図 2 ルーティングエントリに含まれるノード群

りも大きくなると考えられる。このテーブルサイズの是非は、ノードの参加・離脱の発生によるテーブルの更新に必要なトラフィックを考慮して考察する必要があるが、今後の課題とする。

3.3 参加プロトコル

各ノードは P2P ネットワークへの参加時に、自分の位置 ID から、近隣にあるノードを探し、そのノードに参加要求を送信する。要求を送信したノードのエリア ID を 5:00.11.11.00.11 とした場合、要求を受信した近隣ノードは要求ノードの上位ノード、すなわちエリア ID が 1:00, 2:00.11, 3:00.11.11, 4:00.11.11.00 であるようなノードが存在するかどうか確認する。もし、そのようなノードが存在するならば、要求受信ノードは、それらのうち最も下位のノードを要求ノードの親ノードとして指定して返信する。

次に、参加ノードは指定された親ノードに対し参加要求を送信する。親ノード (例えばエリア ID が 2:00.11) は 2:00.00, 2:00.10, 2:00.01 のエリア ID が空いているかどうかを確認し、空いているならばそれらのうち最も地理的に近いエリア ID を参加ノードに与える。もしどのエリア ID も空いていないならば、3:00.11.11 を与える。

このとき、地理的に参加ノードと親ノードが入れ替わった方が効率がよい場合は、親ノードと指定されたエリア ID を交換し、ルーティングエントリも更新する。具体的には、参加ノードが、自身と親ノードの近傍のノードとの通信遅延時間を測定し、その平均が親ノードとそれらのノード間の遅延時間より小さければ、親ノードと入れ替わる。エリア ID の交換が起きたとき、分散して検索データを持ってるのであれば、そのデータも交換する。

エリア ID は位置 ID の接頭辞になるという原則が

あるため、移動速度が速いノードに対しては、元の位置から大きく離れ、その原則を満たさなくなれば、一度ネットワークから離脱させ、改めて参加させエリア ID を更新させる。ただし、下位層ではエリアが狭くなるため、移動ノードが原則を満たさなくなりやすい。そこで、このような移動速度が速いノードは、ネットワークの中で子を持たない葉ノードとし、かつ、できるだけ上位層のエリア ID を割り当てる。

3.4 検索プロトコル

検索対象となるノードのエリア ID の接頭辞に自分のエリア ID と一致している部分がある場合はルーティングエントリから下位ノードを探索する。ID が最も長く一致しているノードが下位ノードで対象ノードに最も近いノードである。例えば、自分のノード ID が 4:00.11.11.10, 下位層に 6:00.11.11.10.11.00, 6:00.11.11.10.11.10, 7:00.11.11.10.11.10.01 のノード ID を持つノードが存在し、検索対象のノード ID が 7:00.11.11.10.11.00.01 である場合、6:00.11.11.10.11.00 が最も近いノードとなる。このようにして発見した最も近いノードのルーティングエントリを調べ、その隣接ノードについて、エリア ID の接頭辞を調べることを繰り返して、目的の検索対象ノードのエリア ID を探索する。

一方、もし接頭辞に一致している部分がない場合は、一致している部分が現れるまで上位層に遡り、ID が最も長く一致しているノードを探して、同様の処理を繰り返す。

ID が最も長く一致しているノードを発見するためには、最長のものから順にソートし、上から一致させて発見すればよい。

3.5 離脱プロトコルおよび障害への対応

各ノードは離脱する際にルーティングエントリの各ノードに離脱メッセージを送信する。離脱ノードが葉ノードである場合は、離脱処理を終了する。離脱ノードが葉ノード以外の節点となるノードである場合は、自らの下位に属するノードの内、葉ノードであり、かつ離脱ノードのエリア ID に地理的に近いエリア ID を持っているノードを選択し、そのノードを自らの代替ノードとする。また、ルーティングエントリの各ノードに更新メッセージを送信することで各ルーティングテーブルの離脱ノードのエントリを代替ノードに更新させる。

また、ネットワーク障害などが原因で、あるノードからの KeepAlive メッセージの受信が途切れた場合（例えば 2 回連続で受信できなかった場合）、そ

の KeepAlive メッセージの該当ノード（すなわち障害ノード）の親ノードは自らの下位ノードの内、葉ノードであり、かつ障害ノードのエリア ID に近い位置 ID を持つノードを選択し、障害ノードの代替ノードとする。この場合も同様に、ルーティングエントリの各ノードに更新メッセージを送信することでそれぞれの持つルーティングエントリのうち、障害ノードのエントリを代替ノードに更新させる。

4. 性能評価

まず、提案したオーバレイネットワークのネットワーク直径について計算する。

各ノードが持つルーティングエントリより、任意のノードは 1 ホップで最上位層のノードへ到達可能である。ネットワーク内の任意の 2 ノード間のうち、最もホップ数が大きいものは、その後、最下位層のノードへ至るような場合である。図 2(b) では、中心のノードに当たる最上位層のノードから、そのエリアの四隅に当たる最下位層のノードまで到達する経路が最も長いものとなる。エリア内では、中央のノードは、4 つに分割されたサブエリアの各中心のノードへのエントリを持つ。そのため、四隅のノードまでのホップ数は、このエリアの一辺のサイズを L とすると、 $\log_2 L$ となる。このエリアは最上位層の 1 つのエリアとなるため、このときのネットワークの最大ノード数 N は、

$$N = 4 \times \left\{ L^2 \left(1 + \frac{1}{4} + \frac{1}{4^2} + \frac{1}{4^3} + \dots + \frac{1}{L^2} \right) \right\} \approx 6L^2$$

であり、このとき、ネットワーク径 N_d は $1 + \lceil \log_2 L \rceil$ となる。つまり、ノード数 N のときの、ネットワーク径 $N_d(N)$ は以下で表される。

$$N_d(N) = 1 + \left\lceil \frac{1}{2} \log_2 \frac{N}{3} \right\rceil \quad (1)$$

式 (1) のグラフを図 3 に示す。このグラフより無駄なく全てのノードが地理的に一様に分布する場合、約 1000 ノードでネットワーク径は 5、約 100 万ノードでネットワーク径は 10 となる。また、ノードの参加に地理的な偏りがあり、トポロジに充填されるノード数が 1% 程度しかない場合でも、14,000 ノードでネットワーク径は高々 10 程度に抑えられる（図 3 のノード数 140 万での値）。さらに、参加プロトコルで示したように、実際の通信遅延を適宜測定し、ノードのエリア ID を付け替えることで、さらに遅延の小さなオーバレイネットワークを実現することが可能となる。

また、各エリア ID を持つノードの位置は、それらのノードの位置 ID を元に決めているため、ある論理

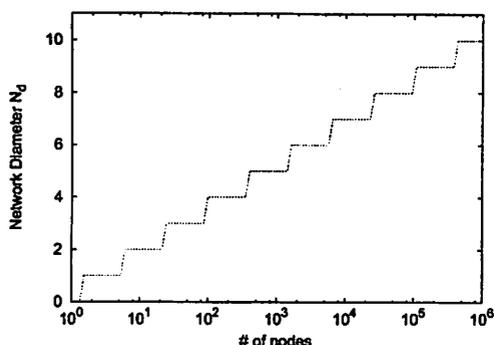


図3 ネットワーク径

2 ホップを取ったときに、物理的な距離が大きく遠回りしてしまうことはない。提案するプロトコルでは、各ノードが持つルーティングエントリにより、任意の連続する論理 2 ホップのノード間の物理的距離は、平均でそのノード間のマンハッタン距離に比例する。そのため、平均で最短距離の約 1.5 倍、最も遠回りを強いられる図 4 の場合でも最短距離の高々 3 倍に物理的なリンク長を抑えることができる。

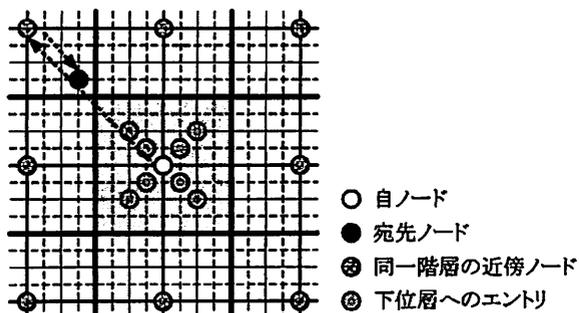


図4 最も物理的に遠回りを強いられる論理 2 ホップ

5. まとめ

本稿では、ピアとなる各端末ノードの地理情報を考慮した ID の割り当てを行うことによって、遅延の小さな構造型 P2P オーバレイネットワークを構築するプロトコルの提案を行った。提案手法は、GPS などによって得られたノードの位置情報を利用してオーバレイリンクの物理的距離を小さく保つことで、既存の方法と比較して低遅延のネットワークの構築が短時間でできると考えられる。今後の課題としては、偏りのあるノード分布における提案するネットワークの性能評価、および、さらに性能を向上させるため各ノードの持つルーティングエントリについての再検討が必要である。

参考文献

1) "Gnutella," <http://gnutella.wego.com>.

2) "BitTorrent," <http://bittorrent.com/>.
 3) F. Araujo and L. Rodrigues: "GeoPeer: A location-aware peer-to-peer system," *Proc. of NCA'04*, pp. 39–46, 2004.
 4) 金子雄, 春本要, 福村真哉, 下條真司, 西尾章治郎: "ユビキタス環境における端末の位置情報に基づく P2P ネットワーク," *情報処理学会論文誌: データベース*, Vol. 46, No. SIG18 (TOD28), pp. 1–15, 2005.
 5) I. Stoica, R. Morris, D. Karger, M. F. Kaashoek, and Hari Balakrishnan: "Chord: A Scalable Peer-to-peer Lookup Service for Internet Applications," *Proc. of ACM SIGCOMM 2001*, pp. 149–160, 2001.
 6) S. Ratnasamy, P. Francis, M. Handley, R. Karp and S. Schenker: "A scalable content-addressable network," *Proc. of ACM SIGCOMM 2001*, pp. 161–172, 2001.
 7) A. I. T. Rowstron and P. Druschel: "Pastry: Scalable, decentralized object location, and routing for large-scale peer-to-peer systems," *Middleware*, pp. 329–350, 2001.
 8) B. Y. Zhao, J. Kubiatowicz, and A. D. Joseph: "Tapestry: An Infrastructure for Fault-tolerant Wide-area Location and Routing," *Tech. Rep. UCB/CSD-01-114*, Computer Science Division, U. C. Berkeley, 2001.
 9) J. Han and D. Watson and F. Jahanian: "Topology Aware Overlay Networks," *Proc. of IEEE INFOCOM 2005*, pp. 2554–2565, 2005.
 10) C.-J. Wu, D.-K. Liu and R.-H. Hwang: "A location-aware peer-to-peer overlay network," *Int'l Journal of Communication Systems*, vol.20, issue 1, pp. 83–102, 2007.
 11) Y. Liu, X. Liu, L. Xiao, L. M Ni, and X. Zhang: "Location-Aware Topology Matching in P2P Systems," *Proc. of IEEE INFOCOM 2004*, pp. 2220–2230, 2004.
 12) M. Waldvogel and R. Rinaldi: "Efficient Topology-Aware Overlay Network," *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, Vol. 33, No.1, pp.101–106, 2003.
 13) F. Dabek, R. Cox and R. Morris: "Vivaldi: A Decentralized Network Coordinate System," *Proc. of ACM SIGCOMM 2004*, pp.15–26, 2004.
 14) P. Pietzuch, J. Ledlie, M. Mitzenmacher and M. Seltzer: "Network-Aware Overlays with Network Coordinates," *Proc. of IWDDs'06*, p. 12, 2006.
 15) D. Zhang and C. Lin: "Efficient Delay Aware Peer-to-Peer Overlay Network," *Proc. of WAIM 2005*, pp. 682–687, 2005.