

応答転送状況に基づいた P2P ネットワークのトポロジ再構築アルゴリズムの評価

中野 宏一[†] 片山 肇[†] 春本 要^{††} 西尾章治郎[†]

[†] 大阪大学大学院情報科学研究科 〒 565-0871 大阪府吹田市山田丘 1-5

^{††} 大阪大学大学院工学研究科 〒 565-0871 大阪府吹田市山田丘 2-1

E-mail: †{nakano.hirokazu,katayama.hajime,nishio}@ist.osaka-u.ac.jp, ††harumoto@eng.osaka-u.ac.jp

あらまし 近年, P2P ネットワークを利用したアプリケーションが普及している. Gnutella に代表されるフラッディングベースの P2P ネットワークは, クエリによるトラフィックの増大が大きな問題である. また, ピアのもつ情報を考慮せずに論理ネットワークを形成するため, 検索精度は低い. そこで本稿では, P2P 論理ネットワークのトポロジを再構築するアルゴリズムを提案する. 提案するアルゴリズムでは, ピアはレスポンスの転送状況を監視し, レスポンスの転送頻度からその転送経路の重要度を計算する. そして, その重要度を基に, レスポンスの転送量が多い経路のホップ数が短縮されるように, 局所的にネットワークを再構築する. これにより, ピアの要求する情報を保持するピアが近くに配置され, より検索精度の高い検索を実現できる. また本稿ではシミュレーション実験によって, 提案アルゴリズムの適用により検索精度が向上することを示す.

キーワード P2P, 情報検索, ネットワークの繋ぎ換え, 入れ換え, 再構築, 自己組織化

A Topology Re-formation Algorithm for P2P Networks Based on Response Statistics

Hirokazu NAKANO[†], Hajime KATAYAMA[†], Kaname HARUMOTO^{††}, and Shojiro NISHIO[†]

[†] Graduate School of Information Science and Technology, Osaka University

1-5 Yamadaoka, Suita, Osaka 565-0871, Japan

^{††} Graduate School of Engineering, Osaka University

2-1 Yamadaoka, Suita, Osaka 565-0871, Japan

E-mail: †{nakano.hirokazu,katayama.hajime,nishio}@ist.osaka-u.ac.jp, ††harumoto@eng.osaka-u.ac.jp

Abstract Recently, Peer-to-Peer (P2P) applications are becoming popular. The flooding-based P2P networks such as Gnutella have a problem that they generate a huge network traffic. Moreover, their recall ratio is generally not good because they are constructed regardless of information peers have. In this paper, we propose a topology re-formation algorithm for flooding-based P2P networks. It locally re-forms the topology of a P2P network based on the importance of paths so that a peer can be allocated near the peers that have information the peer often requests. By simulation experiments, we show that the proposed algorithm improves the recall ratio.

Key words Peer-to-Peer, information retrieval, topology alteration, re-formation, self-organization

1. ま え が き

近年、P2P ネットワークを利用したアプリケーションが数多く普及している。P2P ネットワークはピアと呼ばれる端末がクライアントとサーバの両方の機能を持ち、ピア自身が情報を管理し発信できる論理ネットワークアーキテクチャである。P2P ネットワークは従来のサーバ・クライアント型アーキテクチャのようにサーバの負荷が増大しない。また P2P ネットワークではあるピアがサービスを提供できない状態になった場合でも、他のピアに配置されたキャッシュを利用できる可能性があり、可用性の高いデータ共有サービスの実現に非常に有効である。

P2P ネットワークにおける代表的な検索手法として、クエリのフラッディングがある。しかしフラッディングでは、TTL を大きな値に設定するほどトラフィックが指数関数的に増加し、ネットワーク全体のパフォーマンスが低下するという問題がある。逆に、TTL を小さな値に設定すると、クエリがフラッディングされる範囲外にある情報を取得することができない。つまり、TTL の値とレスポンス数の間にトレードオフが存在する。

TTL の値を小さく抑えながら多くのレスポンス得るためには、各ピアが保持する情報や各ピアが発するクエリに注目し、クエリが届く範囲内にできるだけ多くの該当情報をもつピアが存在するように P2P ネットワークを構成すればよいと考えられる。しかし従来の P2P ネットワークのトポロジは静的であるため、これを実現するためには何らかの基準によって P2P ネットワークのトポロジを動的に変化させるアルゴリズムが必要である。

Rewiring 方式 [4] では、レスポンスによるトラフィック量の増減を考慮してリンクを繋ぎ換える手法を提案した。これにより検索精度は向上した。しかし、ピアの保持するリンク数を考慮していないため、繋ぎ換えにより一部のピアのリンク数が増加することになり、クエリがこれらのピアを経由することによるトラフィックの増大を招いていた。また、1 回の繋ぎ換えでは 1 つの経路に着目してそのホップ数の短縮を図るため、ピアの各リンクにおけるレスポンスの転送頻度に大きな偏りがない場合には繋ぎ換えが発生しないという問題があった。

Rewiring 方式を拡張した Swapping 方式 [5] では、ピアがリンクの接続要求を受信した際に、隣接ピアの中から接続要求を送信してきたピアとリンクを入れ換えるピアを決定する。これによりピアの保持するリンク数は一定に保たれ、トラフィックの増大は軽減された。しかし、Swapping 方式では、Rewiring 方式と同じく、1 回の入れ換えでホップ数が短縮されるのは 1 つの経路だけである。そのため、レスポンスの転送頻度に偏りがない場合には入れ換えが発生しないという問題があった。加えて、入れ換えによりホップ数が延長される経路数は Rewiring 方式よりも増えるため、入れ換え 1 回あたりの効果が小さく、検索精度の向上はわずかであった。

そこで本研究では、Re-formation 方式と題し、より小さな TTL 値の設定でより多くのレスポンスを得ることができるような論理ネットワークのトポロジ再構築アルゴリズムを提案する。提案するアルゴリズムでは、ピアは自身を経由するレスポ

ンスについて、自身から 2 ホップ以内（以降エリア）の転送状況を監視する。そしてレスポンスの転送量から経路の重要度を計算し、その重要度を基に、レスポンスの転送量が多い経路のホップ数が短縮されるように、局所的にネットワークを再構築する。これにより、情報を要求するピアとその情報を保持するピアとが論理ネットワーク上の近い位置に再配置されることになる。

以下、本稿では 2. で関連研究について述べ、3. で提案アルゴリズムの詳細について述べる。4. で提案アルゴリズムについての評価を行い、5. で提案アルゴリズムの課題及び拡張案について述べる。最後に 6. で本稿をまとめる。

2. 関連研究

P2P ネットワークは一般に Hybrid 型と Pure 型とに分類される。Hybrid 型 P2P ネットワークではインデックスを一元管理するサーバが存在するという点でスケラビリティや可用性に問題があり、本稿では考慮しない。Pure 型 P2P ネットワークにおける検索手法の代表的なものとして、フラッディングによる方式と、分散ハッシュテーブル (DHT: Distributed Hash Table) による方式がある。

DHT による方法には、CAN [7]、Chord [9]、Pastry [8]、Tapestry [10] など数多くの手法が提案されている。これらの手法ではそれぞれ独自の手法で論理ネットワークが構築され、そこでは情報の識別子のハッシュ値に近いハッシュ値をもつピアに、識別子と対応する値（一般的には該当情報を保持するピアの ID）が配置される。情報の検索時には、検索する情報の識別子をハッシュ関数にかけ、各ピアが保持するルーティングテーブルを参照することによって最終的に $O(\log n)$ のホップ数で該当情報を管理するピアにクエリが転送される。このように DHT を用いれば非常に少ないメッセージ数で検索を行うことができる。しかし、DHT では検索時に情報の識別子を指定しなければならないため、一度に複数の情報を取得したい場合や、キーワードの部分一致などによる情報検索には不向きである。

フラッディングによる検索手法は、複雑な条件比較などを含む任意のクエリに対応できる反面、前章で述べたように検索トラフィックの増大の問題がある。これを解決する手法として、RI (Routing Indices) [2] や SONs (Semantic Overlay Networks) [3]、Tellagate [6] などの手法が提案されている。

RI では、クエリをフラッディングするかわりに、隣接するピアのもつ情報を考慮し、応答の期待できるピアへクエリを転送する方式を提案している。ピアは隣接するピアのもつ情報を管理し、クエリを受信すると、管理する情報をもとに隣接する各ピアから得られる応答の期待値を算出し、その期待値の一番大きいピアへそのクエリを転送する。これを繰り返すことにより、要求される情報を保持するピアへクエリを転送することができる。この手法では応答の期待できるピアにのみクエリを転送するため、不必要なクエリの発生を抑えることができる。しかし、ネットワークトポロジを動的に変更することは考慮していないため、情報をもつピアが論理ネットワーク上で離れた位置にある場合には、必ずしも情報を取得できるとは限らない。

また、クエリは深さ優先探索で転送されるため、複数のピアから情報を一度に取得したい場合には、応答時間が長くなるという問題がある。

SONs ではピアのもつ情報を考慮し、情報のジャンル別にネットワークを形成する。SONs では情報のファイル名とその情報に対応するジャンル名を格納するデータベースが存在する。このデータベースを参照することにより、情報に対応するジャンルを一意に決定することができる。なおジャンルは root, style, substyle の順に階層化されており、それぞれ SON が形成される。ピアが情報を検索する際にはまず、検索する情報の属するジャンルを決定し、そのジャンルと一致する substyle の SON, style の SON, root の SON の順に、検索に該当する情報が見つかるまでクエリが転送され、それぞれの SON 内ではフラッディングされる。この手法は、扱う情報をジャンル毎に明確に分類でき、各 SON に参加するピア数が小規模である場合には、検索精度は向上し、トラフィック量を抑えることできる。しかし、ジャンルに分類できないような情報を扱う場合にはこの手法を適用できない。

Tellagate では、ピアのもつ情報を要約化したダイジェストをもとに論理ネットワークを組織化する手法を提案している。ピアは定期的に近傍のピアとダイジェストを交換し合い、自身のダイジェストと類似度が最も高いダイジェストをもつピアとのリンクを構築してゆく。これにより保持する情報が類似したピア同士が論理ネットワーク上で集合するようになり、検索時のトラフィックを抑えつつ、高い検索精度を実現することができる。しかし、Tellagate では、ピアの検索傾向については考慮していない。

本稿では一般的な条件比較などを含む任意のクエリを想定しており、また、レスポンスの転送頻度に注目することでピアの検索傾向を考慮する点で既存研究とは大きく異なる。

3. 提案アルゴリズム

本章では論理ネットワークを再構築するアルゴリズムについて述べる。

3.1 想定環境

ピアは必ず 1 つ以上のピアとのリンクをもつ。リンクは双方向であり、両端のピアが各々相手のアドレスを保持している。リンク先のピアを隣接ピアとする。そして論理ネットワークが分断しないように、全体で 1 つの論理ネットワークを形成しているものとする。各ピアは、ネットワークに参加している任意のピアとのリンクを構築できるものとし、通信範囲などによる制約はないものとする。またピアが情報を検索する際には既存の P2P ネットワークでの検索と同様に、クエリを論理ネットワーク上でフラッディングするものとする。検索に該当する情報をもつピアがクエリを受け取った場合は、クエリの発行元ピアに対してレスポンスを送信する。レスポンスには、クエリが転送されてきた経路が記録されており、その経路を逆向きに辿って発行元ピアへ転送される。また、ピアがレスポンス受信して処理したことを、レスポンスがピアを経由したと表現する。

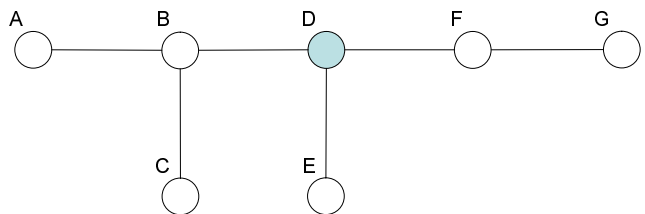


図 1 P2P ネットワークの例

Fig.1 An example of a P2P network.

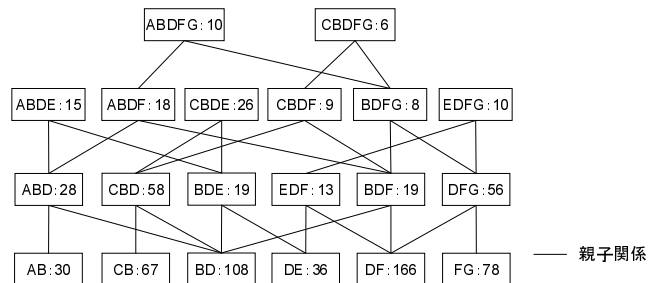


図 2 経路図の例

Fig.2 An example of a route tree.

3.2 転送履歴の参照

ピアはレスポンスの転送履歴を新しいものから順に管理する。履歴として、各レスポンスについて 2 ホップ以内の転送経路を保持する。ピアは自身のレスポンスの転送履歴を定期的に参照し、エリア内の転送経路とレスポンスの転送頻度を把握する。

3.3 経路図の作成

ピアは転送履歴を参照した後、レスポンスに記録された転送経路を基に経路図を作成し、その経路の経路長および経由したレスポンス数を算出する。経路長とは、経路のホップ数を意味する。ここで経路のうち、長さが 1 ホップの経路をリンクと呼ぶことにする。なお、経路の向きは考慮しないものとする。また、経路 β を含む別の経路で、経路 β より経路長が 1 大きい経路 α を経路 β の親経路と呼ぶ。このとき、経路 α と経路 β は親子関係にあると表現する。

図 1 において、ピア D がレスポンス転送履歴を参照した場合、ピア D が作成する経路図は図 2 のようになる。図 2 において、アルファベットの文字列はレスポンスの転送経路、数字は各経路を経由したレスポンス数を表す。経路図を作成する過程では、レスポンスに記録された転送経路を抽出し、経路の子経路を作るという作業を経路長が 1 になるまで再帰的に行いつつ、経路を経由したレスポンス数をカウントしてゆく。例えば、経路 CBD を経由したレスポンスがあった場合、経路 CBD およびリンク CB, リンク BD の経由レスポンス数としてカウントする。ただし、ピア D が把握できるのは経路の中に自身が含まれているもののみであり、経路 ABC などはピア D 経由をしていないので把握することはできない。

3.4 経路の経由率および重要度

トポロジの再構築により論理ネットワークの構造が変化する影響として、ホップ数が短縮される経路もあれば、一方ではホップ数が延長される経路もある。ホップ数が短縮される経路

においては検索精度が向上するが、ホップ数が延長される経路においては検索精度が低下する。

図 1 において、経路 ABDFG 間のリンクを全て切断し、ピア AG 間のリンクを構築して経路の短縮を行う場合、経路 ABDFG およびその子経路を経由したレスポンスは、再構築後に転送経路が変わりホップ数が増減する。経路 ABDFG を経由したレスポンスについてはホップ数が短縮される。一方、経路 ABDF を経由したレスポンスのうち、ピア G を経由していないレスポンスおよび経路 BDFG を経由したレスポンスのうち、ピア A を経由していないものは、ホップ数が増加する。よって、経路 ABDF および経路 BDFG を経由したレスポンスのうち経路 ABDFG を経由している割合が大きい場合には、経路 ABDFG を短縮した方がよいことになる。この割合を経由率と表現する。經由率は次の計算式により与える。

$$P_{\alpha\beta} = \frac{R_{\alpha}}{R_{\beta}}$$

α, β 経路

$P_{\alpha\beta}$ 経路 β に対する経路 α の經由率

R_{α}, R_{β} 経路を経由したレスポンス数

経路 α と経路 β とは親子関係にある。經由率 $P_{\alpha\beta}$ が高い場合は、経路 β を経由したレスポンスが経路 α も経由している割合が高いということの意味する。よって、経路 β ではなく経路 α の短縮を図った方がよいことになる。図 2 において、経路 ABDE に対する経路 ABDEG の經由率は $\frac{10}{18} = 0.56$ となる

また、経路図から短縮すべき経路の候補を選択する際の基準として、経路に重要度を設定する。重要度は以下の式により算出する。

$$Q_{\alpha\beta} = R_{\alpha} \times P_{\alpha\beta}$$

$Q_{\alpha\beta}$ 経路 β に対する経路 α 重要度

経路が複数の子経路をもつ場合には、子経路それぞれに対する重要度を計算し、その最大値を経路の重要度とする。例えば、図 2 において、経路 DFG は子経路 DF および FG をもつ。各子経路に対する經由率はそれぞれ 0.34, 0.71 となる。よって、各子経路に対する重要度はそれぞれ 18, 19, 40.21 となり、経路 DFG の重要度は 40.21 となる。重要度が大きいほど、その経路のホップ数を短縮することによる検索精度の向上が高いということの意味する。

なお、リンクは経路長が 1 であり子経路をもたないため經由率は 0 とし、重要度は以下の計算式により算出する。

$$Q_{ij} = \max\left(\frac{R_{ij} - E_i}{\sigma_i}, \frac{R_{ij} - E_j}{\sigma_j}\right)$$

i, j ピア

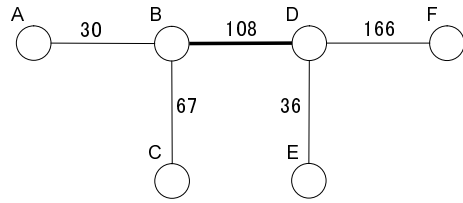
Q_{ij} リンク ij の重要度

R_{ij} リンク ij を経由したレスポンス数

E_i ピア i の各リンクを経由したレスポンス数の平均値

σ_i ピア i の各リンクを経由したレスポンス数の標準偏差

まずピア i 、ピア i それぞれにおいて保持する各リンクを経由したレスポンス数の平均値および標準偏差を計算する。そして、



| | レスポンス經由数 | | | 平均 | 分散 | 標準偏差 | 正規化値 | | |
|---|----------|-----|-----|--------|---------|-------|-------|-------|------|
| B | 30 | 108 | 67 | 68.33 | 1522.33 | 39.02 | -0.98 | -0.03 | 1.12 |
| D | 108 | 36 | 166 | 103.33 | 4241.33 | 65.13 | 0.07 | -1.03 | 0.96 |

図 3 リンクの重要度の算出例

Fig. 3 An example of link magnitude.

算出した平均値および標準偏差によりリンク ij を経由したレスポンス数を正規化し、二つの値のうち最大のものをリンク ij の重要度とする。

リンク BD の重要度を算出する例を図 3 に示す。レスポンス經由数および正規化値の欄には、各ピアが保持する各リンクについての対応する値を反時計回りの順に記載した。リンク BD を経由したレスポンス数は 108 であり、ピア B、ピア D それぞれにおいて保持する各リンクを経由したレスポンス数を、その平均値および標準偏差により正規化する。リンク BD 間を経由したリンクの正規化値は、ピア B においては -1.03、ピア D においては 0.96 となる。よってリンク BD の重要度は 0.96 である。

3.5 ネットワーク再構築の手順

ピアは定期的にレスポンスの転送履歴を参照し、トポロジ再構築アルゴリズムを実行する。以下にその手順を示す。

(1) ピアはレスポンスの転送履歴の情報を基に経路図の作成およびエリア内のトポロジ情報を把握し、各経路について經由率および重要度を算出する。

(2) N を自身を含めエリア以内に存在するピア数とした場合、エリア内でループおよび分断のないスパニング木を構成するのに必要なリンク数は $N - 1$ 本である。 $N - 1$ 本の 4 割の経路を重要度が高いもの順に選択する。ここで経路を選択するとは、再構築後のネットワークにおいてその経路の両端のピア間にリンクを構築することを意味する。

(3) 選択された経路について、經由率がより大きい親経路が存在するかどうかを調べる。

(4) 經由率がより大きい親経路が存在する場合には、その経路の選択を解除して新たにその親経路を選択し、手順 3 に戻る。存在しなければ、手順 5 に進む。

(5) 手順 2, 3, 4 で選択された経路数と同数のリンクを重要度が高い順に選択する。

(6) スパニング木となるまで、経路図中にあるリンクとは無関係にリンクをランダムに設定する。

(7) 経路図中の全ての経路に対して、再構築によるレスポンスのトラフィックの増減を計算し、その総和を評価値とする。

(8) 手順 6, 7 を数回繰り返し、評価値が最小となるネットワークを再構築の候補とする。

(9) 評価値が正である場合は、ネットワークの再構築により検索精度が低下すると判断し、2 に戻る。評価値が負の場合

は、そのネットワークを再構築後のネットワークとして決定する。

(10) アルゴリズムを実行したピアから3ホップ以内のピアに対して、再構築後のトポロジ情報を付与したメッセージを送信する。これは、自身から3ホップの位置に存在するピアが、トポロジが変更されたことを知らずに再構築アルゴリズムを実行し、ネットワークが分断してしまうことを防止するためである。メッセージを受け取ったピアは、トポロジ情報をもとに隣接ピアの情報を更新し、転送履歴を全消去する。

本稿では優先的に選択する経路およびリンクの数は、必要なリンク数の8割としたが、ランダムに設定する残り2割のリンクは、再構築後のネットワークトポロジをスパニング木とするためのものである。予備実験でエリア内のピア数を測定した結果、ピア数は高々10数個であったため、8割を優先的に選択すれば、ランダムにリンクを設定することによる悪影響は小さいと考えた。また、経路長が2以上の経路とリンクは重要度の算出方法が異なるため、経路とリンクはそれぞれ同数選択するものとした。

3.6 評価値の算出

トポロジの再構築によるネットワークに対する影響として評価値を算出する。ピアの検索傾向が変わらない場合、現在のレスポンスのトラフィックからレスポンスによるトラフィックを評価値として用い、次の式により算出する。

$$E = \sum R_i \times (L_{i_After} - L_{i_Before})$$

E 評価値

R'_i 転送経路が変わるレスポンス数

L_{After_i} 再構築後の最短ホップ数

L_{Before_i} 再構築前のホップ数

i は経路図中の経路であり、その両端のピアを a, b とする。 R'_i は経路 i を選択してピア a, b 間にリンクを構築することで転送経路が変わるレスポンス数であり、経路 i を経由したレスポンス数から、親経路を經由したレスポンス数の総和を減じたものである。そして、再構築によるピア a からピア b への最短ホップ数の増減を計算する。経路図中の全ての経路について、転送経路が変わるレスポンス数とホップ数の増減との積を求め、その総和を評価値とする。

評価値が負の場合は、エリア内のネットワークにおいて全体的に、情報を保持するピアとその情報を頻繁に要求するピア間のホップ数が短縮され、検索精度が向上すると判断する。反対に、評価値が正の場合は検索精度が低下すると判断する。

4. 評価

本章では、Re-formation方式の評価のために行ったシミュレーション実験の結果を示す。

4.1 評価環境

Re-formation方式について2種類の評価を行う。評価項目は以下の通りである。

評価1 ネットワークトポロジの変化

評価2 提案アルゴリズムの性能

表1 評価環境

Table 1 Simulation parameters.

| | 評価1 | 評価2 |
|------------|-------|-------|
| ピア数 | 500 | 5000 |
| 情報の種類 | 5 | 10 |
| クエリの発行確率 | 0.005 | 0.001 |
| TTL | 4 | 5~6 |
| 転送履歴の参照確率 | 0.005 | 0.001 |
| 転送履歴の保持期間 | 20 | 20 |
| シミュレーション時間 | 500 | 1000 |

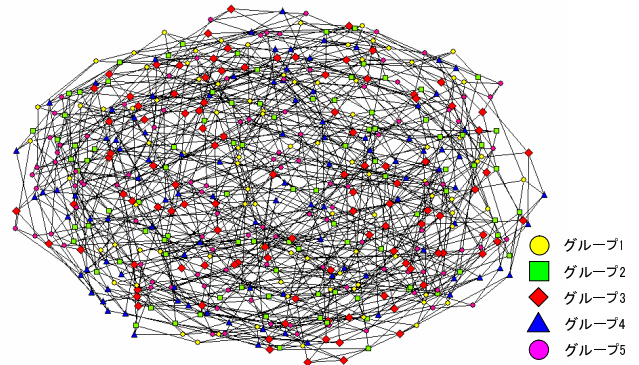


図4 初期状態のネットワークトポロジ

Fig. 4 The initial network topology.

評価1では、小規模なネットワークにおいて提案アルゴリズムを適用し、論理ネットワークのトポロジの変化を確認する。評価2では大規模なネットワークにおいて、Rewiring方式、Swapping方式、Re-formation方式それぞれのアルゴリズムを適用することによる、1検索あたりの平均リコール率および、ピアのもつリンク数を比較、評価する。シミュレーション評価における評価環境を表1に示す。

ピアは必ず1つ以上の隣接ピアをもつ。これらのピアが集まり、予め1つの大きな論理ネットワークがランダムに形成されているものとする。ピアは情報を1つもち、自身のもつ情報と同じ情報に対するクエリを頻繁に発行する。同じ情報をもつピアは同じグループに属していると表現する。クエリを発行する確率は全てのピアで一定とし、検索手法にはフラッディングを用いる。ピアが受信したメッセージは1タイムスロットで処理および隣接ピアへと転送される。またピアがレスポンスを転送する際に、レスポンス転送先へのリンクが切断されていた場合、ピアはそのレスポンスに対応するクエリを発行したピアへレスポンスを直接転送する。ピアは過去20タイムスロット内に受信したレスポンスを転送履歴として管理する。ピアのネットワークへの途中参加、ネットワークからの退出および故障は発生しないものとした。

以上のようなシステム環境において、提案方式の性能評価を行った。以下では、シミュレーション実験の結果を示し、考察を行う。

4.2 ネットワークトポロジの変化

評価1の環境において、初期状態のネットワークトポロジお

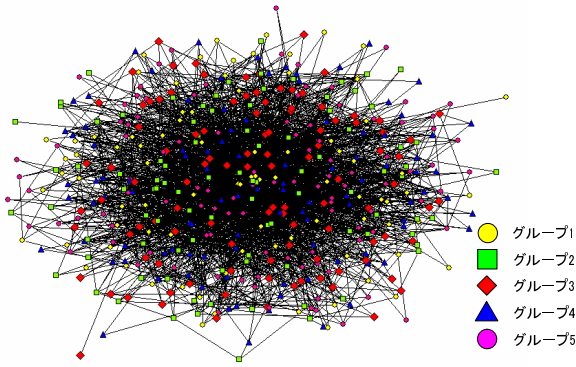


図 5 Re-formation 方式を適用した後のネットワークポロジ
Fig.5 The network topology after application of Re-formation algorithm.

表 2 同一グループのピア同士のリンク数の変化

Table 2 The transit of total links between peers belonging to the same group.

| グループ | ピア数 | 適用前 | 適用後 |
|------|-----|-----|-----|
| 1 | 90 | 27 | 98 |
| 2 | 96 | 32 | 134 |
| 3 | 105 | 45 | 163 |
| 4 | 102 | 36 | 140 |
| 5 | 107 | 39 | 148 |

よび Re-formation 方式を適用した後のネットワークポロジを、それぞれ図 4、図 5 に示す。ネットワークポロジの描画には Pajek [1] を利用した。また、それぞれのネットワークポロジにおいて、2 つのピア間の最短経路の中で最長のもののホップ数を測定したところ、初期状態では 8、Re-formation 方式の適用後では 5 であった。このことから、Re-formation 方式の適用によりネットワークの直径が小さくなっている。

表 2 はグループ別のピア数および、同じグループに属するピア同士で接続されているリンク数の変化を示したものである。5 グループ全てにおいて大幅なリンク数の増加が見られることから、Re-formation 方式の適用により、ランダムに構成されていた論理ネットワークのトポロジが変化し、同じグループのピア同士が論理ネットワーク上の近くに配置されるようにネットワークが組織化されていることが分かる。

4.3 1 検索あたりの平均リコール率の評価

1 検索あたりの平均リコール率は、ピアが 1 度の検索で得たレスポンス数と、検索に該当するネットワーク全体の情報数との商の平均によって得ることができ、検索に該当する情報の取得率を表す。各評価対象における 1 検索あたりの平均リコール率の変化についての評価結果を図 6 に示す。Rewiring 方式、Swapping 方式では、平均リコール率の増加は僅かであるのに対し、Re-formation 方式では、TTL が 5 の場合では約 1.7 倍、TTL が 6 の場合では約 2.4 倍と、大幅な増加が見られる。

この要因としては、Rewiring 方式および Swapping 方式は 1 回の実行につきレスポンスの転送頻度が高い経路を 1 つ短縮することを目的としているため、リコール率が向上するまでに長

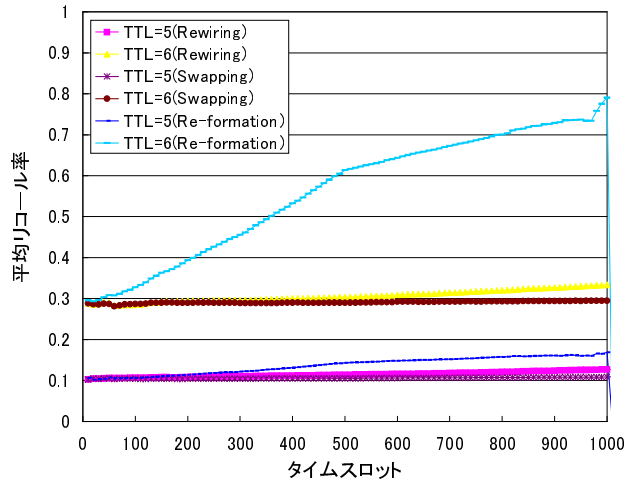


図 6 1 検索あたりの平均リコール率
Fig.6 Average recall ration per retrieval.

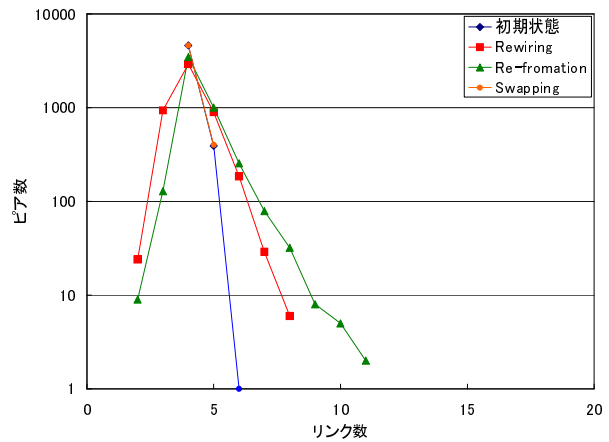


図 7 ピアの保持するリンク数の分布
Fig.7 Distribution of links peers have.

時間を要するのに対し、Re-formation では一度に複数の経路を短縮でき、短時間で効果が現れるということが考えられる。

4.4 ピアの保持するリンク数の分布

シミュレーション開始時および Rewiring 方式、Swapping 方式、Re-formation 方式のそれぞれを適用して 1000 タイムスロット経過後における、ピアの保持するリンク数の分布を図 7 に示す。図 7 より、Rewiring 方式、Re-formation 方式ともに、一部のピアにリンクが集中するべき法則 (Power-law) の傾向が見られ、特に Re-formation 方式ではその傾向が強いことがわかる。このことから、Re-formation 方式では、Rewiring 方式に比べ、短時間でネットワークの直径を短縮する効果があると考えられる。

5. 提案アルゴリズムの拡張

本章では Re-formation 方式の拡張案について述べる。

5.1 経路図の正確性

Re-formation 方式では、ピアが管理しているレスポンス転送履歴の情報を基に、エリア内のネットワークポロジを把握

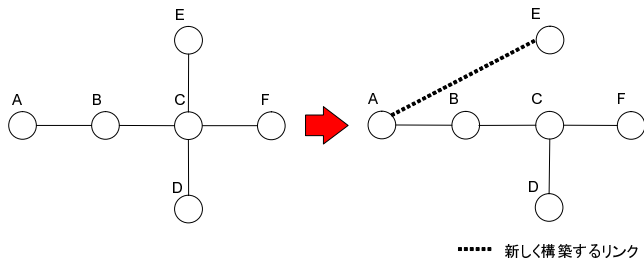


図 8 リンクの転送例

Fig. 8 An example of transfer of a link.

し、経路図を作成する。しかし、自身を経由したレスポンスの転送経路しか把握することができないため、把握したトポロジ情報が実際のトポロジ情報と異なり、経路の選択や評価値の計算時に影響を及ぼすことが考えられる。そこで、経路図を作成する前に、各隣接ピアに対してそれぞれの隣接ピアを問い合わせることで実際のトポロジ情報を把握し、それとレスポンスの転送履歴とを照合することにより、より正確な経路図を作成することができる。

5.2 リンク数の増大の軽減

Re-formation 方式では、レスポンスの転送頻度が高い経路に注目し、その経路の両端のピア間にリンクを構築してホップ数が短縮されるように再構築後のネットワークトポロジを決定する。しかし、ピアのもつリンク数については考慮していないため、4.4 で述べたように、一部のピアにリンクが集中する結果となった。よってクエリがこれらのピアを経由した際にトラフィックが増大することになる。そこで、ピアのリンク数の増大を軽減する方法としては、ピアは保持する各リンクのレスポンス転送頻度を調べ、転送頻度が低いリンクを他のピアに転送する方法が考えられる。図 8 において、ピア C のリンク数が増大してきた際にリンク CE のレスポンス転送頻度が低いと判断した場合、エリア内のピア中からランダムに選ばれたピア A へ接続するようにピア E に促す。これにより、ピア D のリンクは 1 減少し、リンク数の増大を軽減できる。

また、再構築後のネットワークトポロジの候補を作成する際に、エリア内のピアに対してリンク数を問い合わせ、各ピアのリンク数に増減がないようにトポロジを決定する方法も考えられる。

5.3 クエリの頻度に対するレスポンスの割合

本稿ではレスポンスの転送数のみに着目し、得られた経路の重要度に基づいて論理ネットワークの組織化を図ったが、ネットワークの規模が大きくなり、検索精度が著しく低い環境では、レスポンスがほとんど発行されないため、アルゴリズムが動作しない。そこで、更なる性能向上のためにはクエリの頻度にも着目し、クエリの頻度に対するレスポンスの頻度を考慮する必要があると考えられる。例えば、クエリの頻度に対してレスポンス数が小さい経路がある場合には、その経路を短縮することで、次の検索時に取得レスポンス数の向上が期待できる。

6. ま と め

本稿では Re-formation 方式と題し、レスポンスの転送状況を監視し、転送頻度の高い経路のホップ数が短縮されるように周辺の論理ネットワークのトポロジを再構築するアルゴリズムを提案した。またシミュレーション実験による評価を行った。その結果から、Re-formation 方式では、Rewiring 方式、Swapping 方式に比べ、平均リコール率が大きく向上することを確認した。今後は、ピアの参加、退出および故障時のアルゴリズムの考案や、リンク数の増大の軽減によるトラフィックの削減を考慮したアルゴリズムへの拡張を行う予定である。

謝 辞

本研究の一部は、平成 15 年度総務省「ユビキタスネットワーク認証・エージェント技術の研究開発」の研究助成によるものである。また、本研究の一部は、文部科学省 21 世紀 COE プログラム「ネットワーク共生環境を築く情報技術の創出」(研究拠点形成費補助金)の研究助成によるものである。ここに記して謝意を表す。

文 献

- [1] V. Batagelj, A. Mrvar: "Pajek - Analysis and Visualization of Large Networks," in Junger, M., Mutzel, P., (Eds.) Graph Drawing Software. Springer, Berlin 2003. p. 77-103
- [2] A. Crespo and H. Garcia-Molina, "Routing indices for peer-to-peer systems," In *ICDCS*, 2002.
- [3] A. Crespo and H. Garcia-Molina: "Semantic overlay networks for p2p systems", Technical report, Computer Science Department, Stanford University, 2002.
- [4] 片山 肇, 中野 宏一, 春本 要, 西尾 章治郎: "応答転送状況を用いた P2P ネットワークの繋ぎ換えアルゴリズムの評価," 日本データベース学会 Letters Vol.4, No.1, pp.69-72.
- [5] 片山 肇, 中野 宏一, 春本 要, 西尾 章治郎: "応答転送状況に基づく P2P ネットワークトポロジ変更手法の改善," 日本データベース学会 Letters Vol.4, No.2, pp.33-36.
- [6] Kazuhiro Kojima, "Self-Organizable P2P Document Search Engine for Knowledge Management," P2PKM, August 2004.
- [7] S. Ratnasamy, P. Francis, M. Handley, R. Karp, and S. Shenker, "A scalable content-addressable network," in Proceedings of ACM SIGCOMM, San Diego, 2001.
- [8] A. Rowstron, and P. Druschel: "Pastry: Scalable, distributed object location and routing for large-scale peer-to-peer systems," in *Proc. Middleware 2001*.
- [9] I. Stoica, R. Morris, D. Karger, M. F. Kaashoek, and H. Balakrishnan: "Chord: A scalable peer-to-peer lookup service for internet applications," in *Proc. SIGCOMM '01*.
- [10] B. Y. Zhao, J. D. Kubiatowicz, and A. D. Joseph: "Tapestry: An infrastructure for wide-area fault-tolerant location and routing," *U. C. Berkeley Technical Report UCB//CSD-01-1141*.