

## 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

† 片山 肇 † 中野 宏一 ‡ 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: {katayama.hajime, nakano.hirokazu, nishio}@ist.osaka-u.ac.jp

‡ E-mail: {harumoto}@eng.osaka-u.ac.jp

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 ネットワークはトラフィックの増大が大きな問題である. また, ピアが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, 検索精度が低下する. 我々はピアの要求する情報を保持するピアが近くに配置されるようネットワークを繋ぎ換えるアルゴリズムを提案し, 検索精度を向上させた. しかし, アルゴリズムではピアの保持するリンク数を考慮していないため, 一部のピアにリンクが集中しトラフィックの増大を招いた. そこで本論文では, ネットワークを繋ぎ換えるアルゴリズムを改良し, P2P 論理ネットワークのリンクを入れ換えるアルゴリズムを提案する. 提案するアルゴリズムは, ピアの要求する情報を保持するピアが近くに配置されるよう, 別のピアとリンクを接続し, 隣接するピアのうち不必要なピアとのリンクを切断してリンクの入れ換えを行う. これによりフラッディングする範囲を抑え, 検索精度の高い検索を実現できるだけでなく, ネットワークトポロジが変化してもピアの保持するリンク数は変化しないため, トラフィックの増大を抑制することができる. また本論文ではシミュレーション実験によって, 提案アルゴリズムを適用することで検索精度が向上することを示す.

### Improvement of Topology Alteration Algorithm for P2P Networks Based on Response Statistics

† Hajime KATAYAMA † Hirokazu NAKANO ‡ Kaname HARUMOTO † 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: {katayama.hajime, nakano.hirokazu, nishio}@ist.osaka-u.ac.jp

‡ E-mail: {harumoto}@eng.osaka-u.ac.jp

Recently, Peer-to-Peer (P2P) applications are becoming popular. The flooding-based P2P networks such as Gnutella have a problem that they generate a large amount of network traffic. Moreover, their recall ratio is generally not good because they are constructed regardless of which peer has which information. We have proposed a topology alteration algorithm for flooding-based P2P networks, which alters the topology of a P2P network so that a peer can be allocated near the peers that have information the peer often requests. By the algorithm, the recall ratio becomes good. However, the amount of network traffic becomes large because the algorithm does not consider the number of links that each peer has. In this paper, we describe an improvement of the network-topology alteration algorithm for flooding-based P2P networks. The proposed algorithm solves the network traffic problem by keeping the number of links that each peer has as constant as possible. By simulation experiments, we show that the proposed algorithm improves the recall ratio while keeping the network traffic low.

## 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

両方の機能をもち, 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と考えられている。

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を得るためには、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だけで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 ネットワークのリンク構造を動的に変化させるアルゴリズムが必要である。

ネットワーク繋ぎ換えアルゴリズム [1] 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。これによって情報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、繋ぎ換えられることによって一部のピアが多くのリンクをもつことになり、クエリがこれらのピアを経由することによってトラフィックの増大を招いていた。

そこで本研究では、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論理ネットワークのリンク入れ換えアルゴリズムを提案する。提案するアルゴリズムでは、ピアは自身及び隣接ピアを経由するレスポンスの転送状況を監視する。リンク先のピアを隣接ピアとする。ここでリンクをもつとは相手の IP アドレスを保持することを表す。別のピアからリンク接続要求があった際、ピアは保持するリンク数を増加させないため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。決定する際は、それぞれの隣接ピアとリンクを入れ換えた後の、レスポンスによるトラフィック量をネットワークへの影響として算出する。そしてレスポンスによるトラフィック量が最小となる隣接ピアとリンクを入れ換えることにより、ピアの保持するリンク数を増加させることなく、情報を要求するピアとその情報を保

持するピア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、本論文では第 2 章で関連研究について述べ、第 3 章で提案アルゴリズムの詳細について述べる。第 4 章で提案アルゴリズムについての評価を行い、第 5 章で提案アルゴリズムの課題及び拡張案について述べる。最後に第 6 章で本論文をまとめる。

## 2 関連研究

P2P ネットワークは主に Hybrid 型と Pure 型に分類される。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し、検索を行う際、ピアは検索したい情報をもつピアをサーバに問い合わせる。しかし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ーラビリティや可用性に問題があり、本論文では考慮しない。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、分散ハッシュテーブル (DHT: Distributed Hash Table) による方法とフラッディングによる方法がある。

DHT による方法には、CAN[2]、Chord[3]、Pastry[4]、Tapestry[5] 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、管理すべき情報のキー値のハッシュ値に近いハッシュ値をもつピアに、キー値と対応する値（一般的には該当情報を保持するピアの ID）が配置される。情報検索時には検索する情報のキー値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  $O(\log n)$  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。ただし  $n$  はピア数を表す。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 では検索時に単一のキー値しか指定できないため、例えば宿泊代金 3 万円以下という条件を満たす旅館の検索のように、一般的な条件比較などによる情報検索は不可能である。

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)[6] や SONS (Semantic Overlay Networks)[7] 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のみクエリを転送する方式を提案してい

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 RI において論理ネットワークは静的である．これにより情報を保持するピアが論理ネットワーク上の離れたところに存在する場合，ピアは情報を取得できない可能性がある．

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 ではピアは，自身が持つファイルのジャンルに該当するネットワーク (SON) に参加し，その SON 内に属する他のピアとリンクする．検索の際は，情報の分類と同様にクエリをジャンルに分類し，該当する SON へ転送する．SONs はジャンルごとにネットワークを形成するため，検索精度が非常に高い．ただしこの手法は情報が明確にジャンルに分類できる場合に限る．情報が明確に分類できない場合は，どの SON にそれを転送すればよいか判別できないため適用できない．また，SON 内においてクエリはフラッディングされるため，トラフィック増大の問題は部分的にしか解決できていない．本論文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，そのような状況で有効な方式を提案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のリンクを入れ換え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 つ以上のピアとリンクをもつものとする．ピアは全体で 1 つの論理ネットワークを形成しており，論理ネットワークが分断することはないものとする．ピアは検索を行う際に，既存の P2P ネットワークと同様に，クエリを論理ネットワーク上でフラッディングすることによって必要な情報を得る．クエリを受信したピアが要求された情報を保持する場合は，そのクエリを転送してきたピアに対してレスポンスを送信する．レスポンスは，クエリの転送されてきた経路を逆向きに転送される．

#### 3.2 転送履歴の保持

ピアは自身と隣接ピアを経由するレスポンスの転送履歴を保持する (図 1)．保持する転送履歴の情報は，転送元，転送先とする．ここでは簡単のため，自身より 2 ホップ以内においてレスポンスが最初に経由したピアを転送元とし，自身より 2 ホップ以内

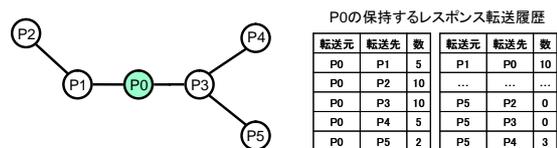


図 1: 転送履歴

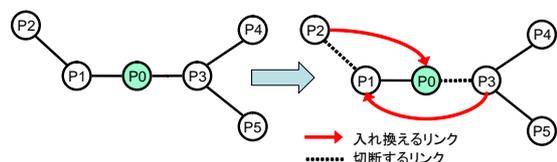


図 2: 入れ換えアルゴリズム

においてレスポンスが最後に経由したピアを転送先とする．

#### 3.3 繋ぎ換えアルゴリズムの改良

ネットワーク繋ぎ換えアルゴリズム [1] は，ピアがレスポンスの転送履歴を利用し，レスポンスによるトラフィック量の増減をネットワークへの影響の評価値として算出することによって，ピアが要求する情報を保持するピアが近くに配置されるようにリンクを繋ぎ換える手法である．しかしこの手法では，ピアはリンクを繋ぎ換える際に自身の保持するリンク数を考慮してない．そのため繋ぎ換えによって一部のピアにリンクが集中し，保持するリンク数の多いピアをクエリが経由した際にトラフィックが増大していた．

ここでは入れ換えアルゴリズム実行の際，入れ換えるピアの片方を決定するための繋ぎ換えアルゴリズムの改良について述べる．以下，繋ぎ換えアルゴリズムを実行するピアを実行ピア，リンクの繋ぎ換え先となるピアをソースピアとして，アルゴリズムの内容を図 2 を例に挙げて説明する．

ピア  $P_1$  は不定期に転送履歴を参照する．その際，自身を経由したレスポンスのうち，レスポンス数の一番多い経路に注目し評価値を計算する．評価値を算出する式は次の通りである．

$$N(Q_0, Q_2) - N(Q_1, Q_2)$$

$Q_i$  は，繋ぎ換えで注目しているレスポンスの流れる経路上にあるピアを表し，ソースピアを  $Q_0$ ，評価値を算出する実行ピアを  $Q_1$ ，繋ぎ換えを促されるピアを  $Q_2$  と割り当てる．ここで  $P_0$  から  $P_2$  へ転送するレスポンスが多い場合は， $P_0$  は  $Q_0$ ， $P_1$  は

$Q_1, P_2$  は  $Q_2$  と割り当てられる． $N(Q_j, Q_k)$  は， $Q_{j-1}$  を経由せず  $Q_j, Q_k$  間を経由するレスポンスの件数を表す．

評価値算出の結果が負数の場合，繋ぎ換えによってレスポンスによるトラフィックは増加すると判断し，繋ぎ換えアルゴリズムを終了する．評価値算出の結果が正数の場合，繋ぎ換えによってレスポンスによるトラフィックは減少すると判断し，この場合  $P_1$  は  $P_2$  へ繋ぎ換え依頼メッセージを送信する．繋ぎ換え依頼メッセージは受信したピアに対して，繋ぎ換えアルゴリズムの実行ピアとのリンクを切断し，ソースピアへリンク接続するよう促すメッセージである．

繋ぎ換え依頼メッセージを受信したピア  $P_2$  は，実行ピア  $P_1$  とのリンクを切断し，ソースピアである  $P_0$  へリンク接続要求メッセージを送信し，ソースピアとリンク接続する．リンク接続要求メッセージはソースピアへリンク接続を要求するメッセージである．

### 3.4 入れ換えアルゴリズムの実行

リンクの入れ換えアルゴリズムは，お互いの保持していたリンクの入れ換えを実現するためのアルゴリズムである．以下，入れ換えのアルゴリズムを実行するピアを実行ピアとする．またリンク接続メッセージを送信したピアが繋ぎ換えアルゴリズム実行時に切断したリンク先をソースピアとして，リンクの入れ換え先とする．前節同様にアルゴリズムの内容を図 2 を例に挙げて説明する．なお初期状態として， $P_0$  が  $P_2$  からリンク接続要求メッセージを受信したとし，ピア  $P_0$  を実行ピアとする． $P_2$  が繋ぎ換えアルゴリズム実行時に切断したリンク先の  $P_1$  をソースピアとする． $P_2$  からリンク接続要求メッセージを受信した  $P_0$  は， $P_2$  とリンク接続し，さらに自身の隣接ピアの中からリンクを  $P_2$  と入れ換えるピアを決定する．

1.  $P_0$  は隣接ピア  $P_1, P_3$  とのリンクと  $P_2$  とのリンクを入れ換えると仮定し， $P_1, P_3$  それぞれについて  $P_2$  とリンクを入れ換えた後における，レスポンスによるトラフィック量を評価値として推算する．評価値の算出方法は 3.5 節の通りである． $P_0$  は得られたそれぞれの評価値を比較して評価値が最小となる隣接ピアを， $P_2$  とリンクを入れ換えるピアとして選択する．ここでは  $P_0$  は  $P_3$  を選択したとする．
2.  $P_0$  は  $P_3$  に対してリンク入れ換え要求メッセー

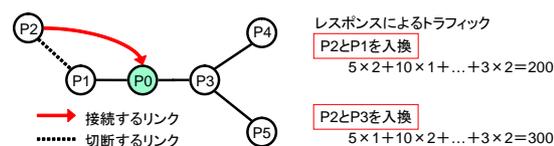


図 3: 評価値の算出

ジを送信する．リンク入れ換え要求メッセージは受信したピアに対して，実行ピアとのリンクを切断しソースピアとリンク接続するよう促すメッセージである．

3. リンク入れ換え要求メッセージを受信した  $P_3$  は， $P_0$  とのリンクを切断し， $P_1$  とリンク接続する．

### 3.5 評価値の算出

リンクの入れ換えが行われると論理ネットワークのトポロジが変化する．ネットワークトポロジの変化によって，ホップ数が短縮される経路においては，小さいホップ数で検索できるが，ホップ数が延長される経路においては，検索時に大きなホップ数が必要となる．そこでリンクを入れ換える相手のピアを決定するために，ピア  $P$  とリンクを入れ換えると仮定した場合におけるレスポンスによるトラフィック量をピア  $P$  の評価値として算出する．ピアはリンクを入れ換える際にそれぞれの評価値を比較し，リンクを入れ換えるピアを決定する．評価値は次の式で計算する．

$$Rep(P) = \sum_Q (N_{ij} \times H_{ij})$$

$Rep(P)$  はピア  $P$  とのリンクを入れ換え際における評価値を表す． $Q$  は経路を表す． $i, j$  は  $P$  から 2 ホップ以内に存在するピアを表す． $N_{ij}$  は経路  $ij$  を流れたレスポンス数を表す． $H_{ij}$  は経路  $ij$  間のホップ数を表す．そして  $N_{ij}$  と  $H_{ij}$  の積をとり，レスポンスが経路  $ij$  間を流れることによって発生するトラフィック量を得る．最後に全経路での総和をとることでリンク先入れ換えにおけるレスポンスによる予想トラフィック量を得て，この値を評価値とする．評価値が小さい値であることは，レスポンスによるトラフィックが小さいことを意味する．

例えば図 3 のように， $P_2$  が  $P_0$  へ接続し， $P_0$  が  $P_2$  とリンクを入れ換えるピアを選択する場合を考える．図 1 をもとにして，まず  $P_2$  と  $P_1$  と入れ換えたと仮定し，評価値を算出すると， $5 \times 2 + 10$

表 1: 評価環境

ピア数	10000
情報の種類	400
情報のグループ数	20
保有可能な情報の種類数	10
クエリの発行確率	0.003
TTL	5~7
管理するレスポンスの転送履歴数	100
レスポンス転送履歴のチェック確率	0.003
シミュレーション時間	20000

$\times 1 + \dots + 3 \times 2 = 300$  となり、また  $P_2$  と  $P_3$  と入れ換えたと仮定し、同様に評価値を算出すると、 $5 \times 1 + 10 \times 2 + \dots + 3 \times 2 = 200$  となるとする。よってこの場合  $P_0$  はリンクを  $P_2$  と入れ換えるピアとして  $P_3$  を選択する。

## 4 評価

本章では、提案アルゴリズムの性能を評価するためのシミュレーション実験結果を示す。

### 4.1 評価環境

シミュレーション実験における主な評価環境を表 1 に示す。まずピアおよびピアの保持する情報についての評価環境を述べる。ピアの保持する情報や検索する情報に偏りをもたせるために、ピアおよび情報を 20 のグループに分類した。各グループに属する情報数は 25 とし、グループ  $i$  に属する情報のうち 5 つはグループ  $i+1$  にも属する。 $i$  はグループ ID を表す。ピアの保持する情報は次のようにして決定する。ピアは 20 のグループの一つをランダムに選択する。ピアが保有可能な情報の種類数を 10 種類とし、そのうち 80% をピアの属するグループからランダムに選択する。残りは他のグループからランダムに選択する。ネットワーク内では、ピアは必ず一つ以上の隣接ピアをもつものとする。ネットワーク内では、予めピアが一つの大きな論理ネットワークをランダムに形成しているものとする。またピアのネットワークへの参加、ネットワークからの退出、ピアの故障は考慮しない。

ピアは検索の際、検索するグループを選択し、そのグループからランダムに検索する情報を決定する。クエリの伝搬には、既存の Pure 型 P2P ネットワークにおける代表的な検索手法のフラッディン

グを用いる。ピアの発行するメッセージが 1 ホップ流れる時間を 1 タイムスロットとし、受信したメッセージは 1 タイムスロットの間に処理される。ピアは検索するグループを選択する際、80% の確率で自身の属するグループを選択し、残り 20% で他のグループを選択するよう相関性をもたせた。ピアの検索する情報がピアの保持する情報に関連付けられていることから、実世界の想定により近い環境といえる。

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。レスポンスを直接転送するために、レスポンスには対応するクエリを発行したピアのアドレスが予め付加されているものとする。レスポンスを受信したピアは、転送するレスポンスの情報を転送履歴として管理する。ピアは履歴として転送元、転送先、情報の種類を管理する。

評価対象は以下に示すとおりである。

- 評価対象 1: ネットワーク繋ぎ換えアルゴリズム [1] を適用するネットワーク
- 評価対象 2: 提案アルゴリズムを適用するネットワーク

以上の環境において 20000 タイムスロットのシミュレーション実験を行い、提案方式の性能評価を行った。

なお評価項目は次のとおりである。

- ピアの保持するリンク数
- 1 レスポンスあたりに必要なメッセージ数
- 1 検索あたりの平均被覆率

### 4.2 ピアの保持するリンク数

各評価対象に対応するアルゴリズムを適用して 20000 タイムスロット経過した後における、ピアの保持するリンク数の分布を図 4 に示す。図 4 より評価対象 1 では 20 以上のリンク数をもつピアが 127 個あるのに対し、評価対象 2 では 10 以上のピアが 3 個しかなく、リンク入れ換えアルゴリズムの適用によって特定のピアへのリンクの集中を回避することを確認した。

### 4.3 1 レスポンスあたりに必要なメッセージ数

提案アルゴリズムを適用した際における 1 レスポンス辺りに必要なメッセージ数の分布を図 5 に示

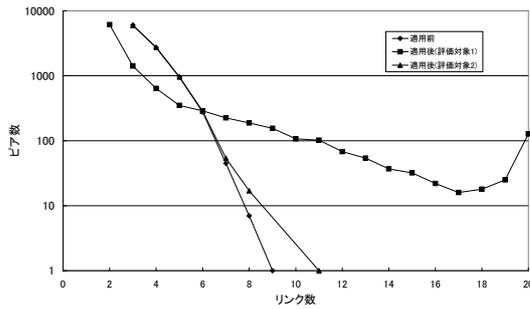


図 4: ピアの保持するリンク数

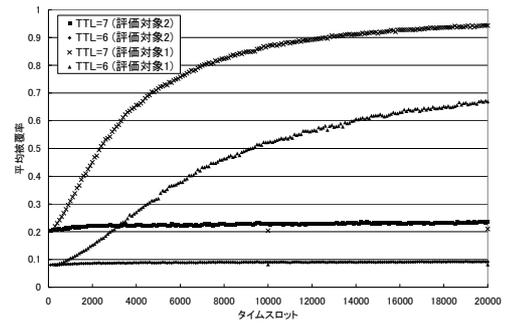


図 6: 1 検索あたりの平均被覆率

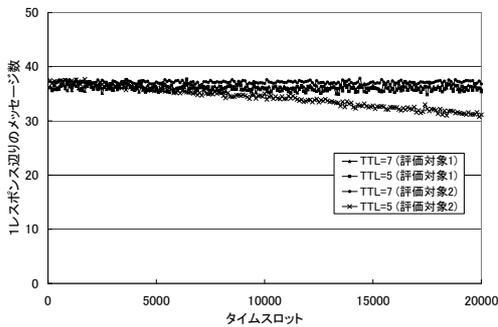


図 5: 1 レスポンスあたりに必要なメッセージ数

す．図 5 より，検索時にフラッディングする範囲を TTL=5 と設定し，提案アルゴリズムを適用した際，1 レスポンス辺りに必要なメッセージ数が減少していることがわかる．そして前節の図 4 と合わせて考察すると，リンク数の多いピアが減少したことにより，ネットワーク繋ぎ換えアルゴリズムを適用した場合に比べてトラフィックが削減されたといえる．

#### 4.4 1 検索あたりの平均被覆率

1 検索あたりの平均被覆率は，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 検索あたりの平均被覆率の変化についての評価結果を図 6 に示す．評価対象 1 と比較して，提案アルゴリズムを適用することにより平均被覆率は低下した．平均被覆率が低下した要因としては，リンクを入れ換えることによってリンク数をほぼ一定に保つことがあげられる．一度リンクを接続すると繋ぎ換え以外でリンクは切断されないネットワーク繋ぎ換えアルゴリズムと比較すると，提案アルゴリズムではネットワーク全体の直径，つま

りネットワークトポロジの大きさは明らかに大きくなってしまふ．

## 5 提案アルゴリズムの拡張

提案アルゴリズムにおいて，現状では様々な問題が発生する．本章では，それらの問題を解決するための提案アルゴリズムの拡張案について考察する．

### 5.1 繋ぎ換えによるホップ数増減の決定方法

評価値の算出において，リンクの入れ換え後レスポンスは転送数が最大の経路，および繋ぎ換えによって接続されるリンクを経由するという前提でピア間のホップ数増減を決定する．しかし実際は，レスポンスをその経路以外の経路に転送することによって，レスポンスを転送するホップ数がさらに抑えられる場合がある．このような経路を迂回経路とする．図 3 で例を挙げると， $P_2$  と  $P_3$  を入れ換えたと仮定すると  $P_2$  から  $P_4$  へレスポンスを送信する場合，4 ホップ必要としている．ところが  $P_2$  が  $P_1$  以外の隣接ピアへレスポンスを転送することにより，2 ホップで  $P_4$  へ転送できる可能性がある．もし迂回経路へ転送することによって 2 ホップで転送できる場合は， $P_0$  が評価値を算出する際に，リンク入れ換え後の  $P_2P_4$  間のホップ数は 2 とする必要があったと考える．そこでピアはより正確な評価値を算出するために，ピア周辺のネットワークトポロジを予め把握しておくことが必要である．

拡張案としては，評価値を算出する際に，評価値を算出するピアが，迂回経路を考慮しない場合における特定のピアとのホップ数増減の値を TTL に設定し，メッセージをフラッディングすることを検討している．そのメッセージが，特定のピアへ指定し

た TTL 未満で到達した場合は、迂回経路を考慮する必要があると判断し、ホップ数増減の値を迂回経路経由時の値に更新する。これによってより正確な評価値の算出が可能となる。

## 5.2 転送履歴チェックの処理

ピアは不定期にレスポンスの転送履歴をチェックし、転送されたレスポンス数が最大の経路に関してネットワーク繋ぎ換えアルゴリズムが実行され、入れ換えアルゴリズムによってリンクを入れ換えられる片方のピアを決定する。ただしピアはレスポンスの転送数が最大の経路に関して、その数については考慮しない。他の経路との転送数の差が微少の場合でも、ピアはネットワーク繋ぎ換えアルゴリズムを実行し、リンクを入れ換える片方のピアを決定する。そのため他の経路との転送数の差が微少な場合は、レスポンスによるトラフィックが入れ換え前と比較して増大する可能性がある。

そこで拡張案として、転送数が最大の経路と他の経路について、それぞれの転送数を統計的に検討する。まずレスポンスの転送される経路は等確率で選択されるものと仮定する。このときピアの管理するレスポンス 100 件について、各転送経路を経由するレスポンス数は正規分布に依存する。これを利用して転送経路を選択する確率の確からしさを算出する。確からしさが否定された場合、転送数が最大の経路は他の経路と比較して過剰であると判断する。これによって従来と比較して、より効果的なリンクの入換を行うことができる。

## 5.3 評価値の算出に必要なレスポンスの取得方法

提案アルゴリズムでは、ピアは自身と隣接ピアを経由するレスポンスの転送履歴を保持し、リンクの入れ換えた後における、レスポンスによるトラフィックを評価値として算出する。そのため評価値を算出するピアは、自身を中心に 2 ホップ以内のピアを経由するレスポンスの転送履歴を必要とする。図 3 を例に挙げると、ピア  $P_0$  は評価値を算出する際、 $P_0$ 、 $P_1$  を経由して  $P_2$  に転送されるレスポンス数や、 $P_4$ 、 $P_3$  を経由して  $P_5$  に転送されるレスポンス数を取得する必要がある。しかし現状では、提案アルゴリズムにおいてそれらの情報の取得方法は考慮されていない。ピアはレスポンスの転送経路の情報を予め取得しているという前提のもとで提案アルゴリズムを実行している。

そこで拡張案として、レスポンスの転送経路情報を取得する方法について検討する。取得方法として、レスポンスを転送する際に、レスポンスの転送元に対してレスポンスの転送先を通知する方法が考えられる。図 1 で例を挙げると、 $P_1$  は、 $P_0$  から転送されてきたレスポンスを  $P_2$  に転送する場合、 $P_1$  はレスポンスを転送してきた  $P_0$  に対して、そのレスポンスを  $P_2$  に転送することを通知する。これによって、通知を受けたピアは、自身の転送したレスポンスがさらにどのピアへ転送されたかを知ることができる。またレスポンスには過去 2 ホップ以内の転送履歴を付加する。これによってピアはレスポンスがどの経路を転送されてきたかを知ることができる。以下上記の処理を繰り返すことによってピアはレスポンスの転送されてきた経路とその転送数を得ることができ、評価値を計算できる。

## 5.4 平均被覆率の向上

提案アルゴリズムを適用することによって、ネットワーク繋ぎ換えアルゴリズムと比較して平均被覆率が低下した。主な要因は 4.4 節でも述べたとおり、リンクを入れ換えることによってリンク数が静的になることである。そこで被覆率を向上させるためにリンク数を動的に変化させることを検討する。これによってネットワーク繋ぎ換えアルゴリズムとリンク入れ換えアルゴリズムを併用することができ、高い被覆率とトラフィックの減少を実現できると考える。

## 6 まとめ

本論文ではレスポンスの転送状況を監視し、トラフィックの増大を抑え、かつピアの要求する情報を保持するピアが近くに配置されるよう、リンクを入れ換えるアルゴリズムを提案し、シミュレーションによる評価を行った。その結果から、提案アルゴリズムを適用することにより、ネットワーク繋ぎ換えアルゴリズムを適用した場合と比較してトラフィックを抑制することを確認した。しかし、検索時に得られる情報数は減少した。なお提案アルゴリズムはまだ初期的なアルゴリズムであり、今後は迂回経路の考慮による評価値算出方法の改良、リンク数を動的に変化させネットワーク繋ぎ換えアルゴリズムとリンク入れ換えアルゴリズムの併用を実現する予定である。

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。

## 参考文献

- [1] 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, June 2005 (掲載予定)。
- [2] S. Ratnasamy, P. Francis, M. Handley, R. Karp, and S. Shenker: “CAN: A scalable content-addressable network,” in *Proc. SIGCOMM '01*, pp. 161-172.
- [3] 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*, pp. 149-160.
- [4] A. Rowstron, and P. Druschel: “Pastry: Scalable, distributed object location and routing for large-scale peer-to-peer systems,” in *Proc. Middleware 2001*, pp. 329-350.
- [5] 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*.
- [6] A. Crespo and H. Garcia-Molina, Routing indices for peer-to-peer systems, In *ICDCS*, 2002, pp. 23-33.
- [7] A. Crespo and H. Garcia-Molina: Semantic overlay networks for p2p systems, Technical report, Computer Science Department, Stanford University, 2002.