

特別研究報告

題目

資源探索範囲を考慮した P4P ネットワークの性能評価

指導教員

中野 博隆 教授

報告者

野田 健

平成 21 年 2 月 16 日

大阪大学 基礎工学部 情報科学科

資源探索範囲を考慮した P4P ネットワークの性能評価

野田 健

内容梗概

近年、オーバレイネットワーク技術を利用したサービスが数多く登場している。オーバレイネットワークに用いられる技術の 1 つであるオーバレイルーチングは、必要に応じて送信ノードと受信ノード以外のオーバレイノードを中継してデータ転送を行なうことにより、効率の良いデータ転送が可能となる。オーバレイルーチングを利用すると、利用しない場合にはデータ転送に関与しなかったネットワークがトラフィックを中継することがあり、そのトラフィックがトランジットリンクを通過すると、中継されたネットワークを運営する ISP は不当にコストを支払わされる。この問題をネットワークただ乗り問題と呼ぶ。また、P2P ファイル共有ネットワークにおいて、リクエスト元のピアが所属する ISP 内に要求するコンテンツが存在しても、外部ネットワークに存在するピアをダウンロード相手として選択する場合がある。この通信で発生するトラフィックはトランジットリンクを通過する可能性が高く、ISP のコストの増大が問題となる。

P2P ファイル共有ネットワークにおけるただ乗り問題を軽減する技術として、P4P と呼ばれる技術が近年注目されている。P4P は ISP と P2P ネットワークが協調してピア選択を行なうことにより、ネットワーク資源の公平かつ効率的な利用、および ISP のトランジットコストを削減することを目的とした技術である。また、トラフィックが中継されるときに、運ばれるコンテンツを中継ノードの所属する ISP においてキャッシュすることによって、ユーザ性能の改善、および将来的なトランジットコストの低下が期待される。

そこで本報告では、P2P ファイル共有ネットワークにおけるネットワークただ乗り問題を評価するための基礎的な検討として、P4P および中継キャッシュを考慮した P2P ファイル共有ネットワークの性能評価をシミュレーションによって行なった。性能評価においては、ネットワークのトポロジや P2P アプリケーションのコンテンツ検索手法の違いによって生じる資源探索範囲の違いに着目した。シミュレーションによる評価の結果、資源探索範囲が狭い状況においては、遅延時間が最小となるピアを選択可能な場合、P4P の適用により、新しいコンテンツは 7-8%、ある程度拡散したコンテンツは 10-18% 遅延時間が小さくなることが分かった。また、ランダムにピアを選択する場合は、P4P の適用により、新しいコンテンツは 28-29%、ある程度拡散したコンテンツは 34-41% 遅延時間が小さくなることが分かった。

結論として、P4P は P2P ファイル共有ネットワークにおいて、遅延時間の短縮、およびコアネットワークを流れるトラフィック量の削減に効果があることが明らかとなった。また、中継キャッシュの効果は限定的であるが、積極的に利用することで、コアネットワークを流れるトラフィック量の削減が期待できることが明らかとなった。

目次

1	はじめに	6
2	P4P アーキテクチャ	8
2.1	P2P アーキテクチャの問題点	8
2.2	P4P アーキテクチャの概要	8
2.2.1	目的	8
2.2.2	動作	9
2.2.3	効果	10
3	評価方法	11
3.1	シミュレーション環境	11
3.2	評価対象	13
3.2.1	P2P 方式	13
3.2.2	P4P 方式	13
3.2.3	中継方式および中継キャッシュ方式	15
3.3	評価項目	17
4	評価結果	19
4.1	コンテンツ検索範囲が与える影響	19
4.2	新規コンテンツの追加間隔が与える影響	21
4.3	各方式の性能評価	22
4.3.1	P4P 方式の効果	22
4.3.2	中継キャッシュ方式の効果	24
5	まとめと今後の課題	25
	謝辞	26
	参考文献	27

目次

1	P4P の動作 (1)	9
2	P4P の動作 (2)	10
3	シミュレーションにおけるネットワークモデル	12
4	p2p_earliest 方式のモデル図	14
5	p2p_random 方式のモデル図	14
6	p4p_random 方式のモデル図	15
7	p4p_earliest 方式のモデル図	16
8	pro_normal 方式のモデル図	16
9	pro_use-cache 方式のモデル図	17
10	pro_pre-relay 方式のモデル図	18
11	p2p_earliest 方式の性能 ($\Delta_c = 20$)	20
12	p4p_random 方式の性能 ($\Delta_c = 20$)	20
13	p4p_earliest 方式の性能 ($\Delta_c = 20$)	21
14	p2p_earliest 方式の性能 ($R_s = 20\%$)	21
15	$\Delta_c = 20, R_s = 20\%$ の場合の各方式の性能	23

表目次

1	シミュレーションパラメータ	20
---	-------------------------	----

1 はじめに

近年，IP ネットワーク上に独自のアプリケーション層論理ネットワークを構築し，サービスを提供する，サービスオーバーレイネットワークが多数登場している [1-3]．オーバーレイネットワークにおいて用いられる技術の 1 つに，オーバーレイルーチングと呼ばれるものがある．これは，特定のアプリケーションを前提とせず，トラヒックのルーチングそのものを目的としてオーバーレイネットワークを用いるものである [4]．オーバーレイルーチングを利用することで，データ転送の際に必要なに応じて送信ノードと受信ノード以外のオーバーレイノードを中継してデータ転送を行なうことにより，従来の IP ネットワークのみのルーチングに比べて効率の良いデータ転送が可能となる．本報告では，このようなアプリケーション層で行なわれるトラヒックルーチングをオーバーレイルーチング，IP 層で行なわれるルーチングを IP ルーチングと呼ぶ．

オーバーレイルーチングを利用することによる問題点の 1 つとして，通常はインターネットサービスプロバイダ (Internet Service Provider: ISP) によって行なわれる IP ルーチングにおけるポリシを無視したトラヒックが発生することが挙げられる．オーバーレイルーチングにおいては，IP ルーチングのみを用いて転送される場合には関与しなかったネットワークがトラヒックを中継することがあるため，ISP が上位 ISP との接続に利用しているトランジットリンクをそのトラヒックが通過することがある．このことは，中継に使われたネットワークを運営している ISP が，オーバーレイルーチングによって不当にコストを支払わされていると見なすことができる．[5, 6] においてはこのような問題をネットワークただ乗り問題と呼んでいる．

また，P2P 技術に基づくファイル共有ネットワーク (以下，P2P ファイル共有ネットワークと呼ぶ) において，コンテンツの要求元のピアが所属する ISP 内に要求するコンテンツを持つ他のピアが存在したとしても，外部の ISP に所属するピアをダウンロード先として選択する場合がある．このとき，この通信で発生するトラヒックはトランジットリンクを通過する可能性が高く，ISP のコストが増大することが懸念される．このような問題は [5, 6] で定義しているオーバーレイルーチングによるただ乗り問題とは異なるが，近年 ISP において大きな問題となっている．

P2P ファイル共有ネットワークにおけるただ乗り問題を軽減する技術として，P4P [7, 8] と呼ばれる技術が近年注目されている．P4P は ISP と P2P ネットワークが協調してピア選択を行なうことにより，ネットワーク資源の公平かつ効率的な利用，および ISP のトランジットコストを削減することを目的とした技術である．P4P を利用することにより，P2P ユーザが体感するアプリケーション性能が向上するとともに，トランジットリンクを通るトラヒックの削減効果が期待されている．P4P アーキテクチャについては，[9-11] においてその性

能評価が行なわれているが、いずれも単一のISPに着目したものであり、多数のISPを含んだP2Pネットワーク全体に及ぼす効果についての評価は行なわれていない。また、P4PおよびP2Pの詳細な動作やパラメータ設定が性能に与える影響は明らかになっていない。

一方、オーバレイルーチングの有効性に関する評価は[12–16]などで行なわれており、我々の研究グループにおいても、遅延時間や利用可能帯域を指標として行なわれるオーバレイルーチングがユーザ性能に与える影響を評価し、オーバレイルーチングによってユーザ性能が大きく改善することを明らかにした[17]。P2Pファイル共有ネットワークにおいてオーバレイルーチング技術を適用する際に、オーバレイルーチングによってトラヒックが中継されるときに運ばれるコンテンツを中継ノードの所属するISPにおいてキャッシュする(以下、これを中継キャッシュと呼ぶ)ことによって、ユーザ性能のさらなる改善が期待される。また、上述のようにオーバレイルーチングはネットワークただ乗り問題を引き起こすが、中継キャッシュを行なうことによって、中継に用いられたネットワークにおける将来的なトランジットコストの低下が期待される。すなわち、P2Pファイル共有ネットワークにおけるネットワークただ乗り問題を議論するためには、P4Pによるトランジットトラヒックの削減効果、およびオーバレイルーチングによる中継キャッシュの効果を考慮する必要がある。

そこで本報告では、P2Pファイル共有ネットワークにおけるネットワークただ乗り問題を評価するための基礎的な検討として、P4Pおよび中継キャッシュを考慮したP2Pファイル共有ネットワークの性能評価をシミュレーションによって行なう。評価においては、Scalable Sencing Service (S-cube) [18]において公開されている、PlanetLab [19]のノード間の遅延時間の計測結果を利用することによって、多数のISPを含む広域インターネット環境上にP2Pネットワークが構築される状況を想定し、P2Pファイル共有ネットワークのシミュレーションを行なう。それにより、コンテンツを要求したピアと、通信相手となるピアとの間の遅延時間や、外部ISPとの通信が発生する割合などを評価する。

以下、2章では本報告において着目するP2Pネットワークの問題点、およびP4Pアーキテクチャについて簡単に説明する。3章では、シミュレーションを行なう手法のモデル化方法を示すとともに、性能評価方法および評価項目を説明する。4章においては、シミュレーションによる性能評価結果を示し、P4Pの利用、及び中継キャッシュがP2Pファイル共有ネットワークの性能に与える影響を考察する。最後に5章で本報告のまとめと今後の課題について述べる。

2 P4P アーキテクチャ

本章では、1章で触れた P4P のアーキテクチャについて簡単に説明する。

2.1 P2P アーキテクチャの問題点

P2P アプリケーションにおけるピア選択は通常、地理的、物理的な距離の要因を考慮せず、できるだけ通信時間が最小となるピアを選択する。しかし、ラストマイル(ピアが接続されるアクセスネットワーク)のネットワーク帯域はコアネットワークに比べて小さいため、ピアのリクエストに対して、そのピアのラストマイルの帯域よりも大きな帯域のネットワークを介して接続されている複数のピアから応答が得られた場合、その中から通信相手となる適切なピアを選択するのは困難になる。これは、このような環境においては、ピア間で行なわれるパケット廃棄率、ネットワーク帯域、遅延時間などの計測結果が通信相手となるピアのネットワーク環境を反映したものとなりにくいためである。ピア間の遅延時間は比較的容易に計測することができるが、計測の結果遅延時間が最小となるピアが、コンテンツ取得のための最良のピアであるとは限らない。例えば、パケットロスなどにより正しく遅延時間が計測できない場合や、遅延時間が小さい場合であってもネットワーク帯域が小さいため、コンテンツ取得のために必要な全通信時間が増大する場合が挙げられる。また、フラッディングによってコンテンツを検索する P2P アプリケーションの場合、全てのピアに対して検索を行なうことができないため、適切なピアを発見できない場合がある。

上記のような P2P アプリケーションによるランダムなピア選択により、ピアがリクエストを出す際、要求するコンテンツを持つピアが同じ ISP 内に存在しても、他の ISP に所属するピアが選択される場合がある。この場合、それらの ISP 間のネットワーク資源を無駄に消費することになる。また、ISP の外部に対してトラフィックが発生することによって、ISP が他 ISP との接続のために維持している対外リンクのトラフィック量が増大し、ISP の運営コストが上昇するという問題もある。

また、純粋な P2P ネットワークにおいては、特別な権限を持つサーバが存在しないため、P2P ネットワークを流れるトラフィックは ISP などによって管理されない。そのため、違法なファイル共有やウィルスの蔓延が容易に発生する。

2.2 P4P アーキテクチャの概要

2.2.1 目的

P4P の目的は、主に次の 2 点である。

- P2P アプリケーションによるネットワーク資源の利用を公平かつ効果的なものとする。

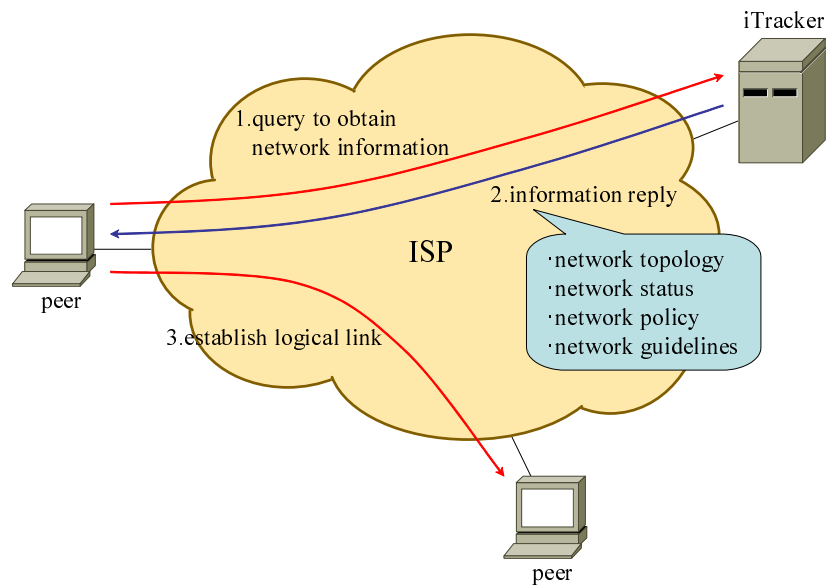


図 1: P4P の動作 (1)

- ISP が保有する資源を公平かつ効果的に活用でき，コストを削減し，収益を増大させられるようにすること．

P4P は以上の目的を達成するために，ISP と P2P アプリケーションが協調するためのフレームワークを提供する．

2.2.2 動作

P4P に参加する ISP は，iTracker と呼ばれるポータルサーバを設置する．iTracker は P2P アプリケーションに対してネットワークトポロジ，ステータス情報，およびネットワークのポリシーやガイドラインなどを提供する．P2P アプリケーションは iTracker にピア選択のために必要な情報を問い合わせ，提供された情報を基にピア選択を行なう．図 1 にこの動作の概要を示す．

P2P アプリケーションが特別な権限を持つサーバ(以降 appTracker と呼ぶ)を持つ場合，さらに効果的なピア選択が可能となる．appTracker が iTracker からトポロジ情報などを収集しておくことで，ピアからリクエストが届いたときに，通信相手として適切なピアに関する情報を提供することができる．これにより，例えばローカルネットワーク内で選択可能なピアが見つからない場合においても，トランジットリンクの利用を回避し，ピアリング関係にある ISP に所属するピアの選択が可能となる．図 2 にこの動作の概要を示す．

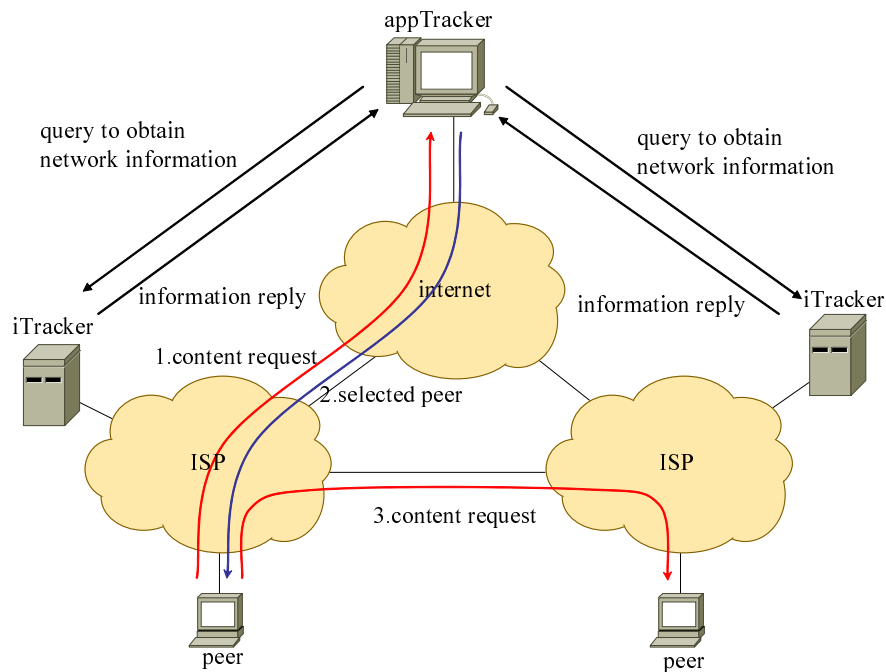


図 2: P4P の動作 (2)

2.2.3 効果

P4P が実現されることにより、P2P アプリケーションによる非効率的なネットワーク資源の利用を改善できることが期待される。ISP からピアリングに有用な情報が提供されることで、ピアは同じ ISP に所属するピアを通信相手として選択しやすくなるため、アプリケーション性能が向上するとともに、ネットワーク資源を効率的に利用することができる。また、トランジットリンクを通るトラフィック量が減少することにより、ISP の運営コストが低減することが考えられる。しかし、遅延時間の小さいピアを積極的に選択するような P2P アプリケーションなどにおいて、同一 ISP 内のピアと通信するよりも外部 ISP に所属するピアと通信した方がネットワーク品質が良い場合などにおいては、必ずしもトランジットリンクを通るトラフィックを削減できるとは限らない。

また、P4P はピア選択のためのヒントを提供する枠組みであり、P2P アプリケーションが発生させるトラフィックを監視するものではない。また、現在考えられている P4P の適用形態においては、P2P アプリケーションは必ずしも P4P を利用する必要はない。そのため、P4P が実現したとしても、違法なファイル共有やウィルスの蔓延は防ぐことができない。

3 評価方法

本章では、2章で説明したP4Pアーキテクチャ、および中継キャッシュを考慮したP2Pファイル共有ネットワークのシミュレーションによる性能評価方法を示す。

3.1 シミュレーション環境

本報告においては、ファイル共有型のP2Pネットワークを想定したシミュレーションを行う。ネットワークモデルを図3に示す。図3におけるISPを接続するネットワークは、広域インターネット環境であるとする。ピア選択の結果、通信相手となるピアとの間の遅延時間を評価するためには、図3の環境におけるISP間の遅延時間に関する情報が必要となる。本報告においては、ISP間の遅延時間データとして、S-cubeで公開されている遅延時間に関するデータを用いる。S-cubeは、PlanetLabに参加するノード間の遅延時間や帯域などの計測結果を公開しているプロジェクトである。すなわち、PlanetLabに参加している各ノードを1つのISPとみなし、ISP間の遅延時間を、ノード間の遅延時間で代用する。PlanetLabのノードは全世界に分散して設置されているため、この手法によって広域インターネット環境におけるP2Pネットワーク環境を模擬することができる。

S-cubeのデータは、2009年2月2日に公開されたものを用いる。本データにおいて遅延時間が取得できているノード数は450であるため、シミュレーションにおいては、450個のISPが存在することになる。P2Pネットワークに参加するピアは、図3に示すように、各ISPに同数ずつ接続されているとし、ISPとピアの間の遅延時間は、ISP間の遅延時間に比べて十分小さいと考え、その大きさを無視する。

シミュレーションはタイムスロットを単位として進行する。各タイムスロットにおいては、全てのピアの中から、リクエストを発生させるピアがランダムに選択される。選択されたピアは要求するコンテンツを決定し、P2Pネットワーク上においてコンテンツ検索を行なうことによって、要求されたコンテンツを持つピアの集合を求める。次に、その中から1つピアを選択し、通信相手として決定する。最後に、決定したピアとの間の遅延時間をS-cubeのデータから抽出し、コンテンツ取得のための遅延時間とする。

各ピアは、取得したコンテンツを保存するためのキャッシュを持つ。キャッシュサイズは有限であり、一杯になった場合にはLeast Recently Used (LRU)に基づいてキャッシュされたコンテンツの管理を行なう。また、各ISPはオリジナルコンテンツを保持するために破棄されることのない特別なキャッシュを持つ。コンテンツには人気度がZipfの法則[20]に従って付与されており、ピアが要求するコンテンツは人気度に比例した確率で選択される。コンテンツ数を N とすると、ランク k の(k 番目に人気がある)コンテンツが要求される確率 $P(k)$

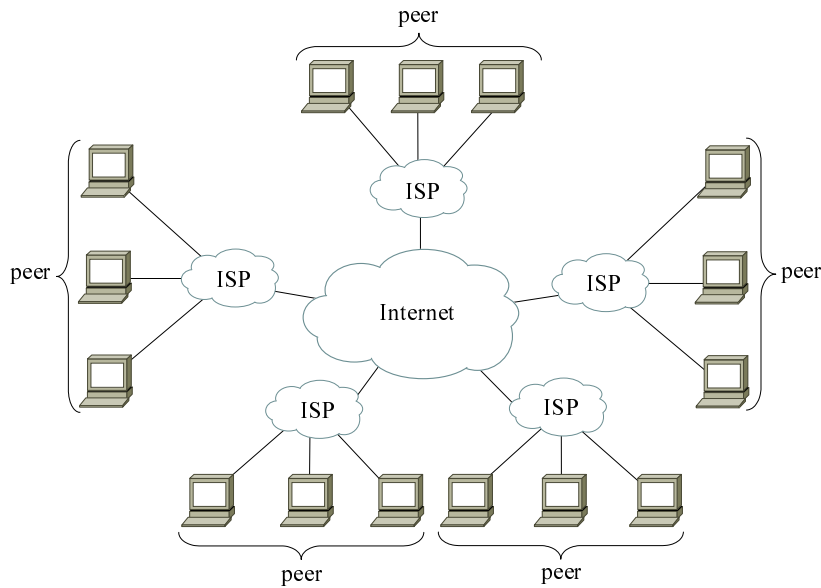


図 3: シミュレーションにおけるネットワークモデル

は,

$$P(k) = \frac{\frac{1}{k}}{\sum_{i=1}^N \frac{1}{i}} \quad (1)$$

である。

コンテンツの拡散過程が性能に与える影響を評価するため、一定のタイムスロット毎に新規コンテンツを追加する。これは、一般にコンテンツの人気度は時間の経過と共に変化し、新しいコンテンツに人気に移ることを想定している。具体的には、新規コンテンツを追加する際に、そのコンテンツの人気度のランクをランダムに決定し、それ以下のランクの既存コンテンツのランクを1ずつ下げる。コンテンツの総数は N を維持するため、最下位にあった既存コンテンツはそれ以降要求されなくなる。新規コンテンツが追加されてから経過したタイムスロット数を、そのコンテンツの古さ、と定義する。

コンテンツの検索方法は、分散ハッシュテーブル (Distributed Hash Table: DHT) [21] などを用いて全てのピアを検索可能な場合、およびフラッディングなどの手法により部分的に検索が可能な場合を考える。ただし、検索にかかる時間はここでは無視している。これは、ネットワークただ乗り問題を評価することを前提としているため、コンテンツとしてサイズの比較的大きなものを想定していること、および、本報告においては検索範囲や P4P による効率的な検索方法が与える影響を検証することが目的であるためである。検索およびピア選択の結果、同一 ISP 内にあるピアが選択された場合、遅延時間は 0 であるとする。

オーバレイルーティングおよび中継キャッシュの効果を評価するために、通信相手となるピ

アとの間の遅延時間として、オーバレイルーチングを用いて中継経路を使う場合も対象とする。ISP i, k に存在するピアが ISP j に存在するピアを中継して通信する場合、ISP i, j 間の遅延時間を D_{ij} 、ISP j, k 間の遅延時間を D_{jk} とすると、ISP j を中継した場合の ISP i, k 間の遅延時間 D_{ijk} は

$$D_{ijk} = D_{ij} + D_{jk} \quad (2)$$

と算出する。なお、中継経路の選択や中継処理には遅延時間はかからないと仮定する。

3.2 評価対象

本節では、性能評価対象とする方式について説明する。なお、図 4-10 において、ピアに付加されている吹き出しは、そのピアのキャッシュに存在するコンテンツを示している。また、薄く表示されているピアは、検索範囲に制限があるため、要求元のピアから検索できないピアを示している。

3.2.1 P2P 方式

本報告においては、コンテンツ検索手法として、フラッディングを用いる手法と DHT を用いる手法の 2 つを対象とする。フラッディングを用いる場合には、遅延時間を計測することは比較的容易であるが、検索クエリの生存時間による制約があるため、全ピアを検索することはできない。一方、DHT を用いる場合には、通常全てのピアに対してコンテンツ検索を行なうことができるが、DHT の特性上、遅延時間を考慮したピア選択を行なうことは困難である。以上のことから、フラッディングを用いる場合には、検索時に ISP 毎に検索できるピアの割合に制限を設け、要求されたコンテンツを持つ複数のピアの中から、遅延時間が最小となるピアを選択することができると仮定する。以下、この方式を p2p_earliest 方式と呼ぶ。一方、DHT を用いる場合には、全てのピアを検索できるが、要求するコンテンツを保持している複数のピアを発見した場合には、その中からランダムにピアを選択するものとする。以下、この方式を p2p_random 方式と呼ぶ。ただし、p2p_random 方式においても、要求したコンテンツが自分自身のキャッシュに存在する場合は、ISP 内で通信が行なわれると考える。図 4, 5 にそれぞれ p2p_earliest 方式、p2p_random 方式のモデル図を示す。

3.2.2 P4P 方式

本報告における性能評価において着目する P4P の効果は、アプリケーション性能の向上、および外部ネットワークとの間に発生するトラフィック量の削減である。この効果は iTracker

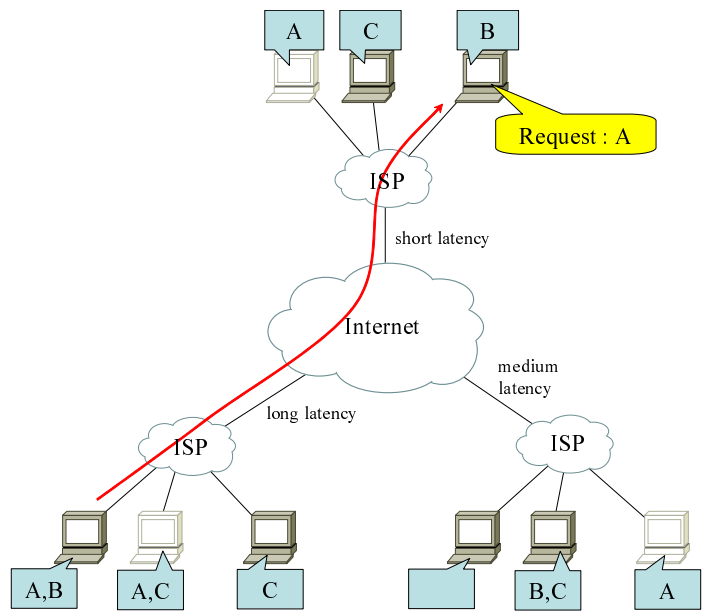


図 4: p2p_earliest 方式のモデル図

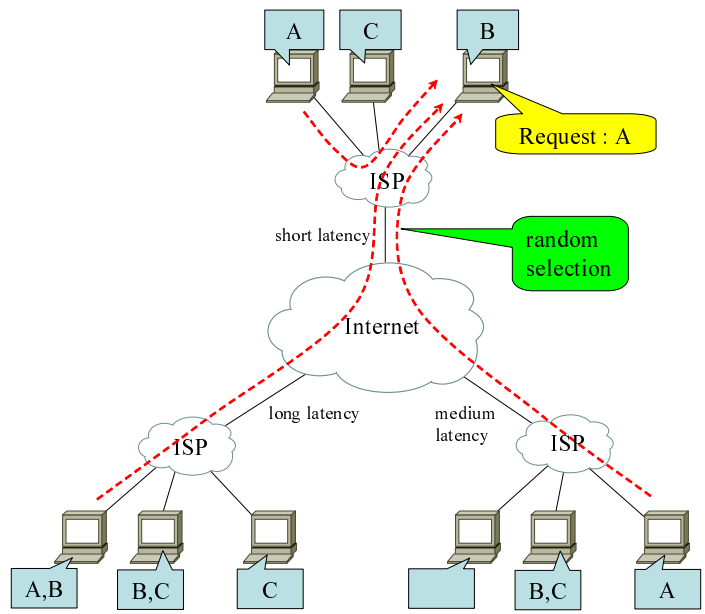


図 5: p2p_random 方式のモデル図

がピアに対して提供するヒント情報により、ピアが要求したコンテンツを持つピアを、同一ISP内において発見しやすくなることに起因する。従って、P4P方式を用いる場合には、要求元のピアが所属するISP内の全てのピアを検索可能であるとし、所属するISP内に

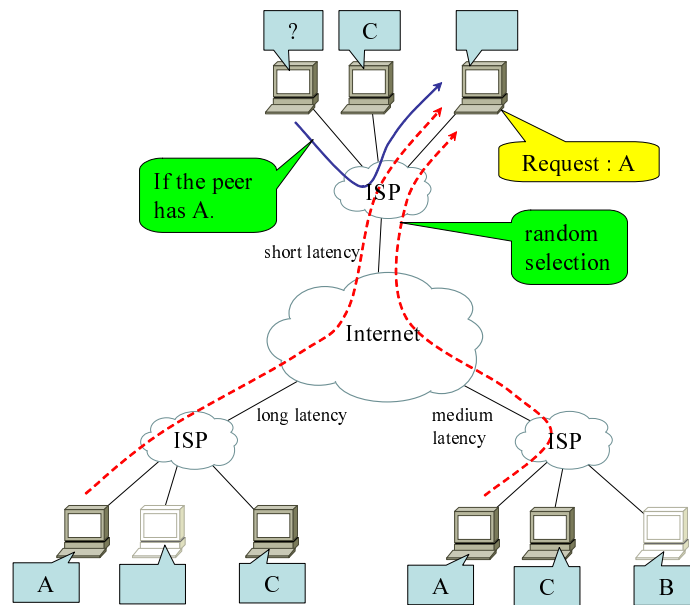


図 6: p4p_random 方式のモデル図

要求するコンテンツを持つピアが存在する場合には ISP 内で通信を行なうことができるものとする。外部の ISP のピアに対して検索およびピア選択を行なう場合には、ランダムにピアを選択する場合と遅延時間が最小となるピアを選択する場合を考える。検索範囲に関する条件は、どちらの場合においても 3.2.1 節で説明した p2p_earliest 方式と同様とする。以下、外部の ISP のピアから選択する際にランダムに選択する場合を p4p_random 方式、遅延時間が最小となるピアを選択する場合を p4p_earliest 方式と呼ぶ。図 6, 7 にそれぞれ p4p_random 方式、p4p_earliest 方式のモデル図を示す。

3.2.3 中継方式および中継キャッシュ方式

上述の P2P 方式および P4P 方式は、通信相手となるピアと直接通信することを前提としている。ここでは、P4P 方式を前提とし、オーバレイルーティングによる中継転送を考慮した方式を説明する。具体的には、要求するコンテンツを持つピアを検索する際に、要求するコンテンツを持つピアに対して直接通信する経路（以下、直接パスと呼ぶ）と他の ISP を中継して通信する経路（以下、中継パスと呼ぶ）の 2 通りの候補を検索することができる。通信相手となるピアの選択は、それらの候補の中から遅延時間が最小となるものを選択する。また、中継パスが選択された場合に、転送中のコンテンツを中継されるピアにおいてキャッシュする中継キャッシュ方式をあわせて対象とする。以下、中継キャッシュを行なわない方式を pro_normal 方式、中継キャッシュを行なう方式を pro_use-cache 方式とする。図 8, 9 に

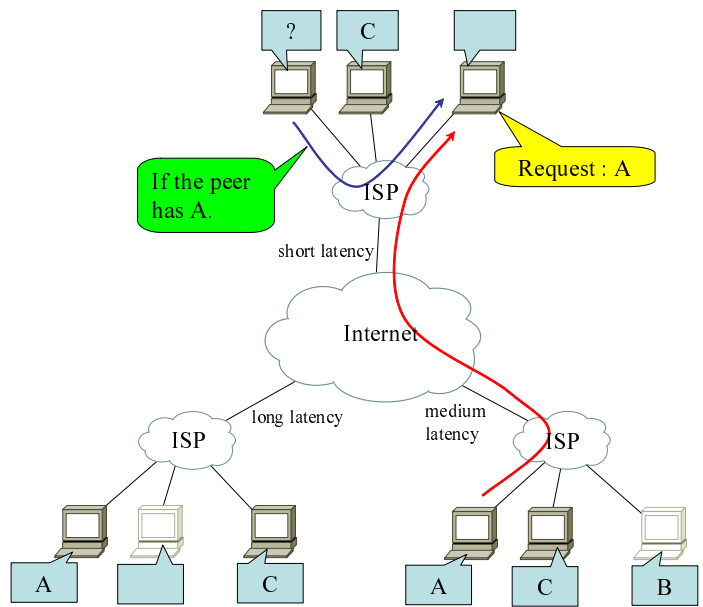


図 7: p4p_earliest 方式のモデル図

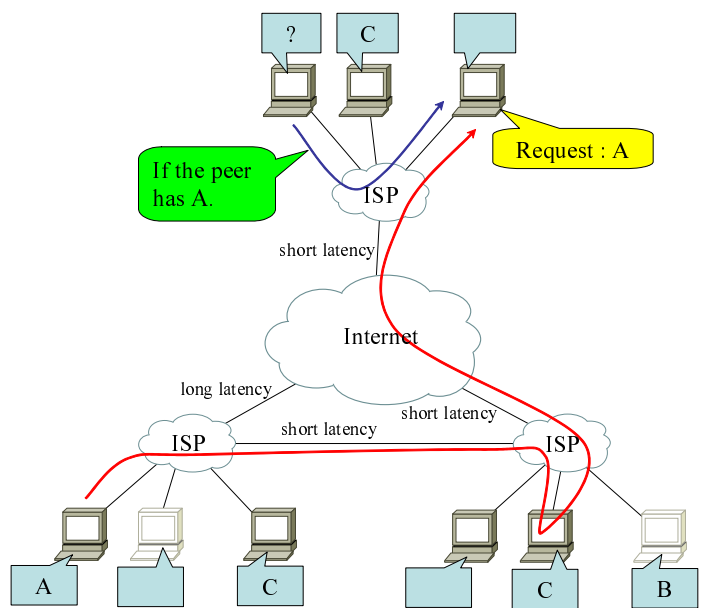


図 8: pro_normal 方式のモデル図

それぞれ pro_normal 方式，pro_use-cache 方式のモデル図を示す。

さらに，中継キャッシュを積極的に利用することによって，コンテンツの早期拡散を促す方式を対象とする。すなわち，通信相手となるピアを選択する際に，中継パスを用いる場合に

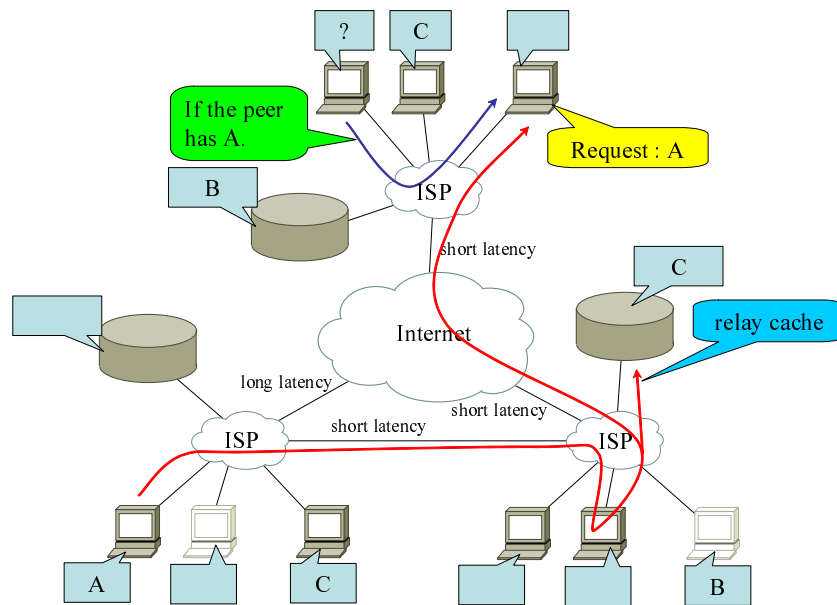


図 9: pro_use-cache 方式のモデル図

最小となる遅延時間が、直接パスにおいて最小となる遅延時間の $\alpha (> 1)$ 倍以内であるときに、中継パスを用いて転送を行い、中継キャッシュを行なう。以下、この方式を pro_pre-relay 方式とし、図 10 にモデル図を示す。

なお、図 9, 10 において ISP につながるデータベースは中継キャッシュのためのサーバを示し、これに付加されている吹き出しはそこに存在するコンテンツを示している。

3.3 評価項目

性能評価項目は下記の通りである。

遅延時間

ピアがコンテンツを要求し、通信相手となるピアが決定された際に、相手ピアへの遅延時間を評価する。また、コンテンツの古さによる遅延時間の変化を評価することによって、新規コンテンツの追加間隔や拡散の度合いが遅延時間に与える影響を考察する。

外部通信割合

通信相手となるピアが決定された際に、それが自 ISP 内のピアであるか否かを評価することによって、各方式において外部 ISP との通信がどの程度発生するかを評価する。これにより、ネットワークただ乗り問題に対して有効な手法の検討や、検索可能範囲などのパラメータが与える影響に関する考察を行なう。

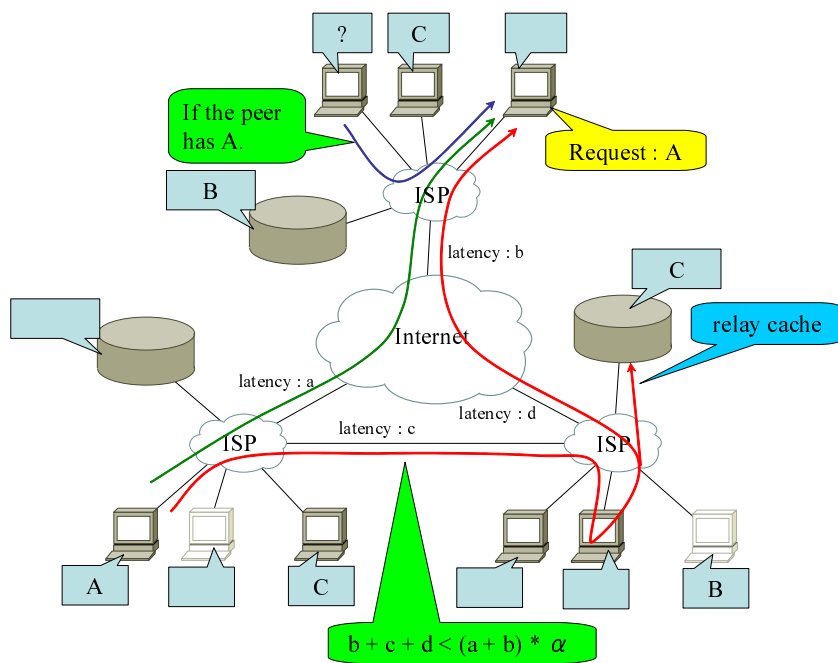


図 10: pro-pre-relay 方式のモデル図

4 評価結果

本章では、シミュレーションによる性能評価の結果を示す。シミュレーションは、表1に示すパラメータを用いて行なった。以下で示すグラフにおいては、それぞれのパラメータにおいて5回のシミュレーションにおける平均値を用いている。

4.1 コンテンツ検索範囲が与える影響

図11に、p2p_earliest方式において $\Delta_c = 20$ とし、検索範囲を変化させた時の、コンテンツの古さと平均遅延時間および外部通信割合との関係を示す。図から、p2p_earliest方式においては、検索範囲を大きくすることによって、遅延時間が小さくなっていることが分かる。これは、検索範囲を大きくすることにより選択可能となるピアの候補が増加するため、より遅延時間の小さいピアを選択できる可能性が高くなるためである。また、検索範囲が大きくなると、外部通信割合が低下していることがわかる。これは、検索範囲が大きくなるにつれて、自ISP内に要求したコンテンツを持つピアを発見できる割合が高くなるためである。

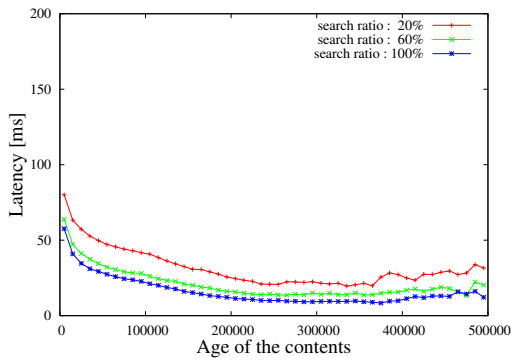
図12は、p4p_random方式において、 $\Delta_c = 20$ とし、検索範囲を変化させた時の、コンテンツの古さと平均遅延時間および外部通信割合との関係を示している。図から、p4p_random方式においては、検索範囲の違いによる明確な性能の改善は見られないことが分かる。これは、p4p_random方式は自ISP内の全てのピアを検索し、要求するコンテンツを持つピアが存在する場合には優先的にそのピアを選択するのに対して、自ISP内に要求するコンテンツを持つピアが存在しない場合には、外部に対して検索を行なうが、その場合に要求するコンテンツを持つピアからランダムにピアを選択するため、検索範囲の大きさが大きな影響を与えないためである。

図13は、p4p_earliest方式において、 $\Delta_c = 20$ とし、検索範囲を変化させた時の、コンテンツの古さと平均遅延時間および外部通信割合との関係を示している。図から、p4p_earliest方式においては、検索範囲を大きくすることによって、遅延時間が小さくなっているが、外部通信割合には改善が見られないことが分かる。外部通信割合が改善されないのは、p4p_earliest方式は自ISP内の全てのピアを検索し、要求するコンテンツを持つピアが存在する場合には優先的にそのピアを選択するため、検索範囲の違いによる影響を受けないためである。遅延時間が小さくなるのは、自ISP内に要求するコンテンツを持つピアが存在しない場合には、外部に対して検索を行い、要求するコンテンツを持つピアから遅延時間が最小となるピアを選択するため、検索範囲が大きくなると、選択できるピアの候補が増加し、より遅延時間の小さいピアを選択できる可能性が高くなるためである。

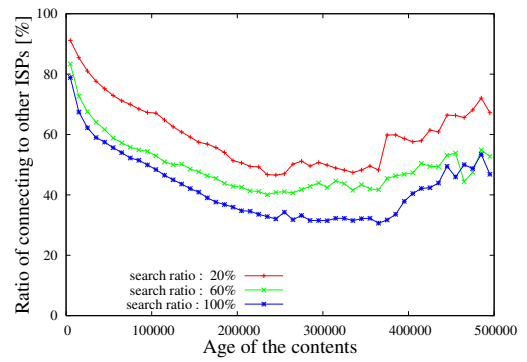
また、図11-13の全てにおいて、古いコンテンツの評価結果にばらつきが出ていることが分かる。これは、コンテンツが古くなるにつれて人気度が下がり、要求される頻度が減ることに起因している。

表 1: シミュレーションパラメータ

コンテンツ数	10,000 個
既存コンテンツ通信回数	100,000 回
新規コンテンツ配置開始後の通信回数	500,000 回
ピア数	ISP 毎に 10 個
キャッシュサイズ	ピア毎にコンテンツ数の 0.5%
資源探索範囲 (R_s)	ISP 毎に 20, 60, 100%
新規コンテンツの追加間隔 (Δ_c)	20, 40, 60 回
中継パスの優先度合い (α)	3

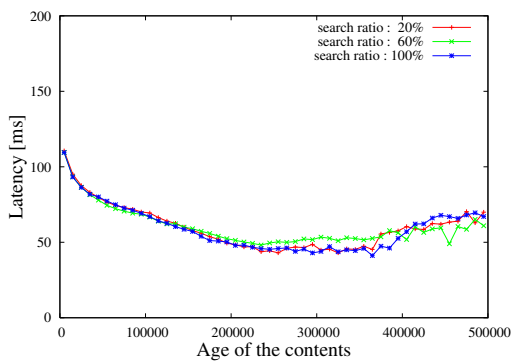


(a) 平均遅延時間

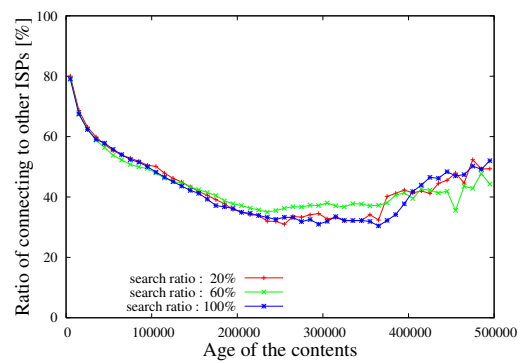


(b) 外部通信割合

図 11: p2p_earliest 方式の性能 ($\Delta_c = 20$)



(a) 平均遅延時間



(b) 外部通信割合

図 12: p4p_random 方式の性能 ($\Delta_c = 20$)

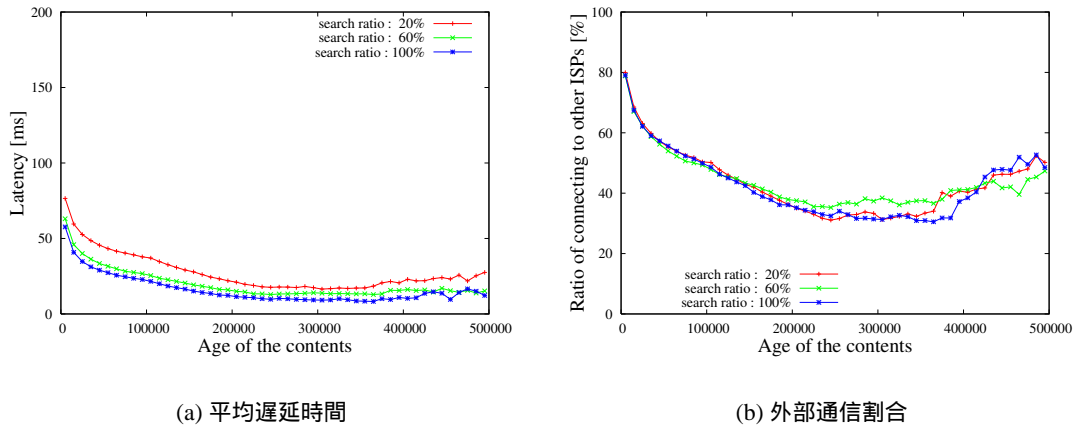


図 13: p4p_earliest 方式の性能 ($\Delta_c = 20$)

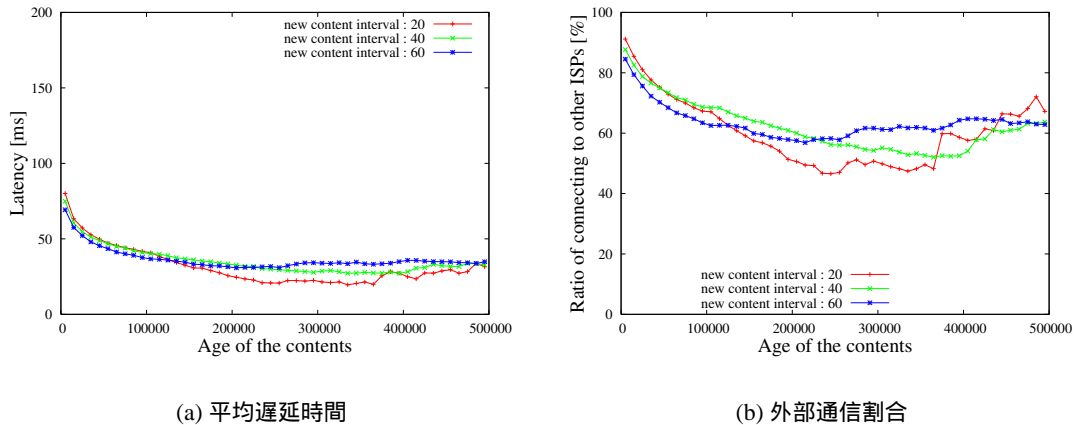


図 14: p2p_earliest 方式の性能 ($R_s = 20\%$)

4.2 新規コンテンツの追加間隔が与える影響

図 14 に p2p_earliest 方式において、 $R_s = 20\%$ とし、新規コンテンツの追加間隔を変化させた時の、コンテンツの古さと平均遅延時間および外部通信割合との関係を示す。図 14(a) より、追加直後のコンテンツの遅延時間は新規コンテンツの追加間隔が長い方が若干小さいが、遅延時間が最も小さくなる区間(図 14(a) における $\Delta_c = 20$ の場合、コンテンツの古さが 300,000 付近)では、追加間隔が短い方が遅延時間が小さくなっていることが分かる。図 14(b) から、追加直後のコンテンツの外部通信割合は追加間隔が長い方が少ないが、外部通信割合が最も少なくなる区間では、追加間隔が短い方が少ないことが分かる。この傾向は、どの方式においても確認することができ、下記の理由によるものと考えられる。新規コンテンツの追加間隔が短い場合、人気度が上位のコンテンツが頻繁に更新されるため、既存

コンテンツの人気度が低下しやすく、コンテンツ1つあたりの要求回数が少なくなる。そのため、コンテンツの拡散が遅れ、遅延時間が大きくなる。一方、コンテンツが1つの人気度に留まる時間が短くなるため、その間に破棄されるキャッシュの数が追加間隔が長い場合に比べて少なくなる。その結果、ネットワーク全体のキャッシュ量が少ない状態(遅延時間が大きくなりやすい状態)で要求されることが比較的少なくなるため、遅延時間が最も小さくなる区間での性能は良くなる。

また、図 14(a) より、コンテンツの追加間隔が短いほど遅延時間が小さくなっている区間が狭い(遅延時間の増加開始が早い)ことが分かる。古いコンテンツの遅延時間が大きくなるのは、人気度が下がり、キャッシュから破棄されていくことによって、リクエスト時に遅延時間の小さいピアを選択できる確率が下がるためである。また、コンテンツの追加間隔が短いと人気度が低下しやすいため、キャッシュから破棄される速度が速いため、追加間隔が短いほど遅延時間が増加に転ずるのが早いと考えられる。

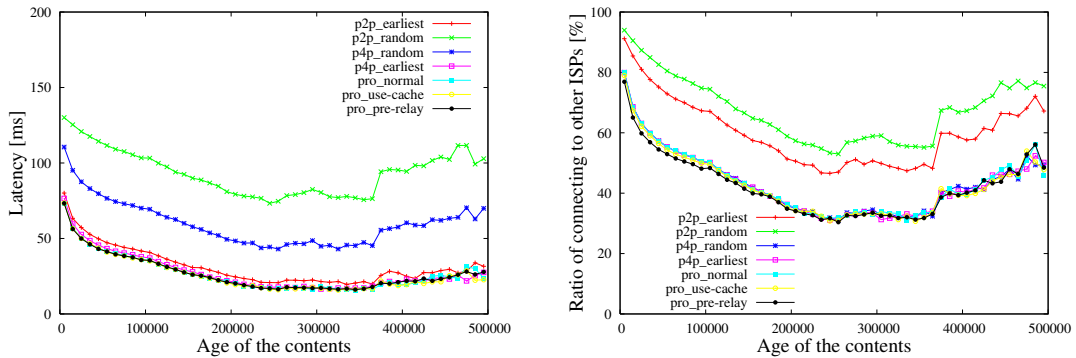
4.3 各方式の性能評価

4.3.1 P4P 方式の効果

図 15 に $\Delta_c = 20$, $R_s = 20\%$ とした場合の、各方式におけるコンテンツの古さと平均遅延時間および外部通信割合との関係、遅延時間分布を示す。図 15(a) より、各手法の遅延時間を比較すると、p2p_random 方式が最も大きく、次いで p4p_random 方式であるが、その差は非常に大きい。具体的には、新しいコンテンツにおいては 28-29% 程度、ある程度拡散したコンテンツにおいては 34-41% 程度の差が確認できる。この結果より、要求するコンテンツを持つピアが複数発見された場合に、遅延時間に基づいてピアを選択できない場合においては、全てのピアを検索できることよりも、自分の所属する ISP 内のピアを全て検索し、自 ISP 内で要求するコンテンツを持つピアを発見できた場合に、そのピアを優先して選択することの方が遅延時間の短縮に対する効果が高いとすることができる。これは、P4P を導入する効果が高いことを意味する。

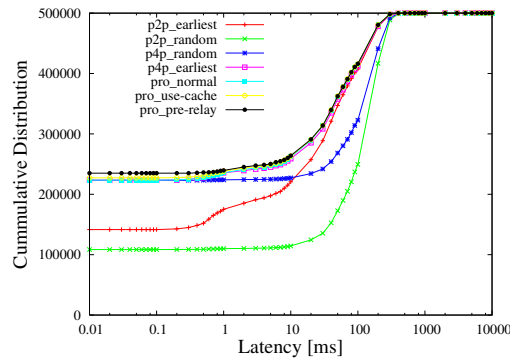
また、図 15(a) より、p4p_random 方式と比べて p2p_earliest 方式の遅延時間が大きく短縮されていることがわかる。具体的には、新しいコンテンツにおいては 36-37% 程度、ある程度拡散したコンテンツにおいては 46-53% 程度の差が確認された。この結果より、自分の所属する ISP 内の全てのピアを検索できることよりも、検索範囲が限定されていても、要求するコンテンツを持つピアの中から遅延時間が最小となるピアを選択できることが遅延時間の短縮に効果が高いとすることができる。

さらに、p4p_earliest 方式, pro_normal 方式, pro_use-cache 方式, および pro_pre-relay 方式の遅延時間はほぼ同等であり、他の方式に比べて小さい遅延時間を与えるが、p2p_earliest 方式



(a) 平均遅延時間

(b) 外部との通信割合



(c) 遅延時間分布

図 15: $\Delta_c = 20, R_s = 20\%$ の場合の各方式の性能

との差は小さい．具体的には，新しいコンテンツにおいては7-8%程度，ある程度拡散したコンテンツにおいては10-18%程度の差が確認できる．この差は検索範囲が広がるほど縮まり，検索範囲が100%になると同等の遅延時間になる．以上の結果より，P4Pの適用により，自ISP内のピアを全て検索できると遅延時間は小さくなるが，要求されたコンテンツを持つピアの中から遅延時間が最小となるピアを選択可能な場合においては，その効果は限定的であり，特に検索範囲が広い場合においてはほとんど効果がないことが分かった．

図 15(b) より，各手法の外部通信割合を比較すると，p2p_random方式が最も大きく，次いでp2p_earliest方式となっていることが分かる．また，p4p_random方式とp4p_earliest方式はほぼ同等の割合であることが分かる．p4p_random方式はp4p_earliestに比べて遅延時間が大きいにも関わらず，外部通信割合に関しては差が見られないのは，両方式は共に自ISP内のピアを全て検索可能であり，自ISP内にコンテンツが存在する場合は優先的にISP内で通信を行なうためである．また，P4Pを適用する方式はp2p_earliest方式と比べると外部通信割

合が小さくなっている。この差は検索範囲が広がるほど縮まり、100%ではほぼ同等になる。これは、p2p_earliest方式においても検索範囲が100%になると自ISP内の全てのピアを検索可能になるためである。p2p_random方式とp2p_earliest方式の2つとP4Pを利用する2方式の差は、p2p_random方式とP4Pを利用する方式は23%程度、p2p_earliest方式とP4Pを利用する方式は16%程度であった。これらの結果より、P4Pの適用により、外部通信割合が小さくなるため、コアネットワークを流れるトラフィック量の削減に効果があると言える。

4.3.2 中継キャッシュ方式の効果

前節において、p4p_earliest方式、pro_normal方式、およびpro_use-cache方式の性能がほぼ同等であることを述べた。このことから、オーバレイルーティングによる中継パスの利用、および中継キャッシュの効果が限定的であることがわかる。これは、コンテンツを持つピアの中から遅延時間が最小となるピアを選択可能であれば、その候補に中継パスが含まれている場合と、直接パスだけから選ぶ場合でほとんど差が出ないためと考えられる。すなわち、直接パスと中継パスの遅延時間の差が小さいため、中継パスが選択される割合が低く、結果として中継キャッシュが行なわれる頻度が低くなる。

中継キャッシュを積極的に利用するpro_pre-relay方式についても平均遅延時間はほとんど改善されていないが、図15(b)、および図15(c)を見ると、わずかではあるが性能が改善されている部分があることが分かる。具体的には、外部通信割合については、新しいコンテンツにおいては2%程度他の方式に比べて改善されている。図15(c)に示す遅延時間分布については、遅延時間が非常に小さい部分に比較的多く結果が分布していることが分かる。これらは中継キャッシュの積極的な利用による効果と考えられる。中継パスを使用する頻度が高くなると、ISP内で一度も要求されていないコンテンツが中継キャッシュに存在する確率が高くなるため、ISP内で初めて要求されるコンテンツにおいてもISP内で通信が可能となるためである。特に、新規に追加された直後のコンテンツにおいては自ISP内に存在する割合が低いいため、外部と通信を行なう割合が高くなり、その際に中継パスを優先的に用いることによって、コンテンツの拡散を促進する効果が現れる。

5 まとめと今後の課題

本報告では、P2P ファイル共有ネットワークを想定し、P4P および中継キャッシュがコンテンツ取得の際の遅延時間、および ISP の外部との通信割合に与える影響に関するシミュレーション評価を行った。

シミュレーション結果から、P4P を適用することにより、遅延時間および外部との通信割合が大きく改善されることが分かった。ただし、要求されたコンテンツを複数の外部ネットワークのピアが保持している際に、遅延時間が最小となる相手を選択可能な場合には、P4P の効果は限定的であることも明らかとなった。一方、オーバレイルーチングの際に中継ノードの所属する ISP においてキャッシュを行なう中継キャッシュ方式は、遅延時間が最小となるピアを選択可能である場合には、オーバレイルーチングによって中継パスが選択される割合が小さいため、その効果は小さいことがわかった。しかし、中継キャッシュをより積極的に利用することで、特に新しいコンテンツにおいては外部との通信割合が若干改善されることも明らかとなった。

今後の課題として、ネットワーク帯域、オーバレイルーチングによる中継時のただ乗り量などのネットワーク性能、および P4P に参加する ISP の割合などが性能に与える影響を明らかにすることが挙げられる。また、複数のピアから 1 つのコンテンツを分割してダウンロードする場合の評価も、P2P ファイル共有ネットワークの性能評価のために重要である。

謝辞

本報告を終えるにあたり，御指導，御教授を頂きました中野博隆教授，村田正幸教授に深く感謝致します．また，本報告を作成するにあたり，日頃から熱心かつ的確な指導および助言をして頂きました長谷川剛准教授に心より感謝致します．的確な助言を頂きました谷口義明助教，大阪大学大学院工学研究科笹部昌弘助教に心より感謝致します．最後に，日頃から様々な相談に答えて頂きました児玉瑞穂氏，橋本匡史氏，堀江拓郎氏，および松田一仁氏をはじめとする中野研究室の皆様方に心より御礼申し上げます．

参考文献

- [1] Skype. available at <http://www.skype.com/>.
- [2] BitTorrent. available at <http://www.bittorrent.com/>.
- [3] Veoh. available at <http://www.veoh.com/>.
- [4] D. G. Andersen, H. Balakrishnan, M. F. Kaashoek, and R. Morris, “Resilient overlay networks,” in *Proceedings of 18th ACM Symposium on Operating Systems Principles*, Oct. 2001.
- [5] G. Hasegawa, M. Kobayashi, M. Murata, and T. Murase, “Free-riding traffic problem in routing overlay networks,” in *Proceedings of ICON 2007*, Nov. 2007.
- [6] 平岡佑一朗, 長谷川剛, 村田正幸, “オーバレイルーティングによるネットワークただ乗り問題の評価とその緩和手法に関する一検討,” 電子情報通信学会技術研究報告 (IN2007-204), vol. 107, pp. 271–276, Mar. 2008.
- [7] H. Xie, A. Krishnamurthy, A. Silberschatz, and Y. R. Yang, “P4P: Explicit communications for cooperative control between P2P and network providers.” available at http://www.dcia.info/documents/P4P_Overview.pdf.
- [8] H. Xie, Y. R. Yan, A. Krishnamurthy, Y. Liu, and A. Silberschatz, “P4P: Provider portal for applications,” in *Proceedings of ACM SIGCOMM2008*, Aug. 2008.
- [9] Open P4P, “P4P field tests: Yale - Pando - Verizon,” 2008. available at <http://www.openp4p.net/front/fieldtests>.
- [10] 亀井聡, 川原亮一, 長谷川治久, 吉野秀明, 三宅功, “網内制御による P2P トラヒック転送効率の評価,” 電子情報通信学会技術研究報告 (NS2008-33), vol. 108, pp. 43–48, July 2008.
- [11] 亀井聡, “P2P 技術とインフラの融和を目指して ~ P2P ネットワーク実験協議会・P4P 等の取り組み解説 ~,” 電子情報通信学会技術研究報告 (NS2008-130), vol. 108, pp. 27–32, Jan. 2009.
- [12] C. L. T. Man, G. Hasegawa, and M. Murata, “Inferring available bandwidth of overlay network paths based on inline network measurement,” in *Proceedings of ICIMP 2007*, July 2007.

- [13] M. Uchida, S. Kamei, and R. Kawahara, "Performance evaluation of QoS-aware routing in overlay network," in *Proceedings of ICOIN 2006*, Jan. 2006.
- [14] Y. Zhu, C. Dovrolis, and M. Ammar, "Dynamic overlay routing based on available bandwidth estimation: A simulation study," *Computer Networks Journal*, pp. 739–876, Apr. 2006.
- [15] D. G. Andersen, A. C. Snoeren, and H. Balakrishnan, "Best-path vs. multi-path overlay routing," in *Proceedings of ACM SIGCOMM conference on Internet measurement*, Oct. 2003.
- [16] S. Banerjee, C. Kommareddy, K. Kar, B. Bhattacharjee, and S. Khuller, "Construction of an efficient overlay multicast infrastructure for real-time applications," in *Proceedings of IEEE INFOCOM 2003*, Apr. 2003.
- [17] G. Hasegawa, Y. Hiraoka, and M. Murata, "Effectiveness of overlay routing based on delay and bandwidth information," *to appear in IEICE Transactions on Communications*, 2009.
- [18] Scalable Sensing Service. available at <http://networking.hpl.hp.com/s-cube/>.
- [19] PlanetLab. available at <http://www.planet-lab.org/>.
- [20] G. K. Zipf, *Human behavior and the principle of least effort*. Addison-Wesley, 1949.
- [21] K. P. Gummadi, R. Gummadi, S. D. Gribble, S. Ratnasamy, S. Shenker, and I. Stoica, "The impact of DHT routing geometry on resilience and proximity," in *Proceedings of ACM SIGCOMM2003*, Aug. 2003.