

P2P ネットワークにおけるスケーラブルなメディアストリーミング機構

笹部 昌弘[†] 若宮 直紀[†] 村田 正幸[†] 宮原 秀夫[†]

[†] 大阪大学 大学院情報科学研究科 〒 560-8531 大阪府豊中市待兼山町 1-3

E-mail: †{m-sasabe,wakamiya,murata,miyahara}@ist.osaka-u.ac.jp

あらまし コンピュータの高性能化, アクセス回線容量の増加を背景に, マルチメディアのストリーミング配信の利用が広がっている. 本稿では, P2P 型通信技術を用いることにより, ネットワークの負荷変動やメディアに対するユーザ要求の変化に柔軟に対応しつつ, 途切れなくスケーラブルなストリーミング配信を実現するための効果的な手法を提案する. 具体的には, 帯域やキャッシュバッファの有効利用のためブロックと呼ばれる単位に分割されたメディアを効率よく検索, 取得するためのスケーラブルなブロック検索手法とブロック取得先決定アルゴリズム, およびメディアに対する需要と供給のバランスを考慮したキャッシングアルゴリズムを提案している. シミュレーションによる評価を通して, スケーラビリティを低下させることなく途切れの少ないストリーミング配信が実現可能であることを示した. キーワード P2P (Peer-to-Peer), メディアストリーミング, スケーラビリティ

Scalable Methods for Media Streaming on Peer-to-Peer Networks

Masahiro SASABE[†], Naoki WAKAMIYA[†], Masayuki MURATA[†], and Hideo MIYAHARA[†]

[†] Graduate School of Information Science and Technology, Osaka University 1-3 Machikaneyama, Toyonaka, Osaka, 560-8531, Japan

E-mail: †{m-sasabe,wakamiya,murata,miyahara}@ist.osaka-u.ac.jp

Abstract With the growth of computing power and the proliferation of broadband access to the Internet, media streaming has widely diffused. By using the P2P communication architecture, media streaming can be expected to smoothly react to network conditions and changes in user demands for media-streams. In this paper, we propose efficient methods to achieve continuous and scalable media streaming system. In our mechanisms, a media stream is divided into blocks for efficient use of network bandwidth and storage space. We propose scalable search methods, algorithms to determine an optimum provider peer from search results, and a caching algorithm considering on the balance between supply and demand for media streams. Through several simulation experiments, it was shown that proposed mechanisms could accomplish continuous media streaming without deteriorating the system scalability.

Key words P2P (Peer-to-Peer), Media Streaming, Scalability

1. はじめに

コンピュータの高性能化やネットワークの広帯域化にともない, 動画像などマルチメディアデータのストリーミング配信の利用が広がっている. ユーザはインターネットを通してメディア配信サーバからメディアデータを受信し, 到着したデータを順次再生する. しかしながら, 現在のインターネットでは通信帯域, パケット配送遅延, パケット棄却に対する制御や保証のない, ベストエフォート型サービスしか提供されないため, 高品質で応答性が高く, 途切れのないメディア配信を提供, 享受することは困難である.

WWW システムで広く用いられているプロキシ技術は, ユーザの近傍に“プロキシサーバ”を配置することで, 遠方にある

WWW サーバとの通信で発生するパケット棄却や遅延をユーザから隠蔽し, 低遅延なデータ配信を可能とする. プロキシサーバは, ユーザが過去に利用したマルチメディアデータを“キャッシュバッファ”と呼ばれる自身のバッファに蓄積しておき, 同じデータに対する新たな要求に対してサーバに代わってキャッシュデータを提供する. ストリーミング配信においてもプロキシ技術を適用することで, システムに負荷を与えることなく, 高品質かつ低遅延な配信が実現可能であると考えられる [1]. しかしながら, メディア配信サーバやプロキシサーバはネットワークの特定の位置に固定的に配置されるため, いずれのサーバからも遠く離れたユーザは, ネットワークの負荷変動の影響を受けやすく, また遅延が大きいいため応答性の低いストリーミング配信を受けることになる. ネットワーク上のユーザの分布に従っ

適切な位置にサーバを配置したとしても、ユーザの移動、メディアに対する需要の変化に柔軟に対応することができない。また、ユーザ数の増加にともないサーバやサーバ近傍のネットワークに大きな負荷が生じる。

P2P (Peer-to-Peer) は、サーバ-クライアント型アーキテクチャに起因するこれらの問題を解決することのできる、新しいネットワーク技術である。P2P 型通信では、ピアと呼ばれる個々のホスト (ノード) がサーバを介することなく互いに直接情報やデータを交換する。Napster や Gnutella に代表されるファイル共有アプリケーションでは、ファイルを必要とするピアは、ピアのファイル所有情報を管理するサーバへ問い合わせたり (ハイブリッド P2P)、検索メッセージをネットワーク内にブロードキャストするなどして (ピュア P2P)、ファイルを所有するピアを自ら探し出し、直接ファイルを要求し、これを取得する。そのため、ファイルが P2P ネットワーク内で十分に分散されていれば、ピアはネットワークやピアの負荷状態を考慮し、適切なピアを取得先として選択することにより、低遅延なファイル取得が可能となる。

P2P 型通信技術を用いることで、ユーザ数や位置、メディアに対する需要といったシステムの動的な変化に柔軟に対応できるストリーミング配信が実現可能であると考えられる。P2P 型ストリーミング配信に関してはこれまでにいくつかの取り組みがなされているが [2-7]、その多くはメディア配信サーバを根、ピアを節や葉としたアプリケーションレベルのマルチキャストツリーを構築し、同報型、放送型のメディア配信を行っている。したがって、多数のユーザが特定のメディアを同時に要求するライブ放送などのサービスにおいては有効であるが、複数のピアがそれぞれ異なるメディアに対してオンデマンドに要求を行う場合には、効率のよい配信木が構築できない。また、サーバ依存型のアーキテクチャであるため、根であるメディアサーバで障害が発生した場合にはストリーミング配信が停止してしまう。

本稿では、サーバの存在しないピュア P2P 型ネットワークにおけるオンデマンド型のストリーミング配信技術について検討する。ピュア P2P 型ネットワークでは、ピアの位置やメディアの情報を管理するサーバが存在しないため、ピアは検索メッセージを発行することにより所望のメディアを自分自身で発見、取得しなければならない。他のピアは検索メッセージに対して応答メッセージを返信するとともに検索メッセージを隣接ピアに中継していく。すべての隣接ピアに検索メッセージを中継していくフラッディングと呼ばれる手法は、P2P ネットワーク内で所望のデータを発見するために有効であるが、ピア数が増加すると検索のためのトラフィックによるネットワークやピアへの負荷が増大するため、ピア数に対するスケーラビリティに乏しいことが指摘されている [8]。そこで本稿では、ファイルと異なりメディアは先頭から順に取得、再生、蓄積されるという特徴を利用することによる、スケーラブルな検索手法を提案する。さらに、メディア再生が途切れないう、検索結果から最適な取得先ピアを決定する取得先決定手法、および、メディアに対する需要と供給のバランスを考慮したキャッシングアルゴリズム

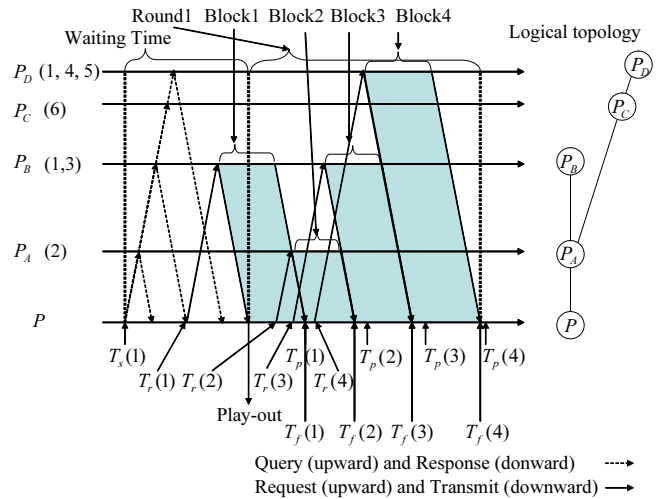


図 1 検索、取得のスケジュールの例

ムを提案する。シミュレーションにより、検索トラフィック量とメディア再生の完全性について評価し、提案手法の有効性を検証する。

以下、2 章では P2P メディアストリーミングの概要と提案手法について述べる。3 章でシミュレーションにより提案手法を評価し、最後に、4 章で本稿のまとめと今後の課題について述べる。

2. P2P ネットワークにおけるメディアストリーミング機構

ピアは、まず P2P メディアストリーミングのための P2P 論理ネットワークに接続する。キャッシュバッファと帯域の有効利用のため、メディアはブロックと呼ばれる単位に分割されており [9-12]、ピアはユーザの要求にしたがって他のピアのキャッシュから所望のメディアのブロックを検索、発見、取得し、ユーザに提示する。本章では、所望のブロックを発見するためのスケーラブルな検索手法、所望のブロックを持つピアの集合から適切な取得先を決定する取得先決定手法、およびキャッシュ内ブロックと取得ブロックの置き換えのためのキャッシングアルゴリズムをそれぞれ提案する。

2.1 複数ブロックを単位とした検索

提案システムでは、ピアは、ブロックを単位として他のピアからメディアデータを取得し、再生する。しかしながら、それぞれのブロックごとに検索を行うと、検索メッセージによりネットワークやピアに多大な負荷が与えられ、輻輳などによる性能低下を引き起こす。そこで、テキストや画像とは異なりメディアデータは先頭から最後まで順次再生されることを考慮し、複数のブロックを単位とした検索を行うことにより、ピア数が増加してもシステムに過度の負荷を与えない、スケーラビリティの高いメディア検索を実現する。

ピアはラウンドと呼ばれる N 個の連続したブロックごとに検索メッセージを送信する。図 1 は $N = 4$ の場合にピア P が検索メッセージの到達範囲内に存在するピア P_A, P_B, P_C, P_D に対して検索を行っている様子を示している。括弧内の数字は

それぞれのピアがキャッシュ内に蓄積しているブロックの番号を表している．ラウンド 1 では時刻 $T_s(1)$ にブロック 1 から 4 に対する検索メッセージが P から P_A に送信される． P_A はブロック 2 を所有しているため、キャッシュ情報を応答メッセージとして P に返信し、隣接ピアである P_B および P_C に検索メッセージを中継する． P_B も同様に P に応答メッセージを送信する． P_C は検索対象のブロックを所有していないため、検索メッセージを P_D に中継するが応答メッセージを返信しない、最後に、 P_D が応答メッセージを返す．ラウンド内では一回の検索に対するこれらの応答にもとづいてブロックの取得先が決定され、ブロックが取得、再生、蓄積される．検索から応答、取得要求、ブロック受信まで 2 RTT (Round Trip Time) 必要となるため、続くラウンドに対しては、検索範囲内でもっとも遠いピアとの RTT の 2 倍だけ早く検索メッセージを送信する．

2.2 検索結果を利用したブロック検索手法

いずれのピアもメディアを先頭のブロックから順に取得、蓄積するため、あるラウンドで応答メッセージを返信したピアは続くラウンドのブロックを所有している可能性が高い．提案システムでは、新たに視聴を開始したメディアに対するラウンド 1 の検索ではフラッディングを用い、以降のラウンドでは直前のラウンドの検索結果にもとづいた、より効率的な検索を行う．

検索メッセージは検索メッセージ ID、メディア ID、所望するブロックの範囲を表すブロック ID の組 $(1, N)$ 、タイムスタンプ、TTL (Time To Live) からなる．なお、検索メッセージ ID とメディア ID は本システム内でそれぞれ一意に決定される．検索メッセージを受信したピアは、検索メッセージ ID とそのメッセージを送信してきた隣接ピアの ID の組からなる表を用いて検索メッセージのループを防ぐ．指定された範囲のブロックを少なくとも一つ以上所有するピアは、置き換え順に並べられたキャッシュブロックのリスト、検索メッセージの TTL、検索メッセージのタイムスタンプに処理時間を加えた時刻からなる応答メッセージを返信する．なお、ブロックのリストはメディア ID、ブロック番号、ブロックサイズの組から構成される．応答メッセージは検索メッセージの中継経路を逆順に経由してもとのピアへ転送される．検索メッセージは、TTL が 0 でなければ 1 減らされた後、検索メッセージの送信元を除くすべての隣接ピアに中継される．検索メッセージをすべての隣接ピアに中継するフラッディングにおいても、検索メッセージの TTL を制限することで中継されるメッセージ数を抑えることができる．本稿では、TTL として例えば Gnutella で用いられている 7 といった値を固定的に用いるフラッディングを Full flooding、検索結果にもとづいて調整された TTL を用いるものを Limited flooding と呼ぶ．

Limited flooding ではラウンド k に対し、ラウンド $k-1$ で受信したすべての応答メッセージをもとに、ブロック $kN+1$ から $(k+1)N$ のうち少なくとも一つ以上のブロックを所有すると考えられるピアの集合 R を求める．ただし、ラウンド k での検索から時間が経過しているため、ブロック置き換えにより、応答メッセージに含まれるブロックのいくつかが棄却された可能性がある．ピアが巻き戻しや早送り、一時停止といった操作

を行わずにメディアを取得、蓄積、再生しており、かつキャッシュバッファに空きがない場合には、キャッシュから消失するブロックの数は、応答メッセージが生成されてからの経過時間を 1 ブロック時間 B_t で割ることで推測することができる．ただし、新たにキャッシュに蓄積されたブロックについては考慮しない．Limited flooding では、このようにして求められた集合 R に含まれるピアのうち、もっとも遠いピアの TTL に合わせて検索メッセージの TTL を設定する．

フラッディングでは、TTL によって制限された範囲内のすべてのピアが検索メッセージを受信するため、新たに参加したピアやメディアを部分的、あるいは途中からのみ所有するピアなど、前のラウンドでは応答しなかったピアを新たに発見することができる．しかしながら、フラッディングによる検索メッセージ数は、TTL と隣接ピア数に対して指数的に増大するためオーバーヘッドが大きい．そこで、次のラウンドのブロックを所有すると考えられるピアが十分に見ついている場合には、検索メッセージを所望のブロックを保持すると考えられるピアに直接送信することにより効果的な検索を行う．これを Selective search と呼ぶ．

Full flooding, Limited flooding, Selective search それぞれの利点と欠点を考慮し、効率のよい検索を行うための 2 種類の組み合わせ方を提案する．

FL 手法

FL 手法は Full flooding と Limited flooding の組み合わせである．次のラウンドのブロックに対して、(1) R に含まれるピアが次のラウンドのすべてのブロックを所有していると推測される場合には Limited flooding を、(2) R に含まれるピアのキャッシュだけでは次のラウンドのすべてのブロックが見つからない場合には Full flooding を用いる．

FLS 手法

FLS 手法は Full flooding, Limited flooding, Selective search の組み合わせである．次のラウンドのブロックに対して、(1) R に含まれるピアが次のラウンドのすべてのブロックを所有していると推測される場合には Selective search を、(2) R に含まれるピアのキャッシュだけでは次のラウンドのいくつかのブロックが見つからない場合には Limited flooding を、(3) 次のラウンドのブロックが 1 つも見つからない、すなわち $R = \phi$ の場合には Full flooding を用いる．

2.3 メディア再生の連続性を考慮したブロック取得手法

ピアは新たなメディアに対しては、最初のブロックを所有するピアからの応答メッセージを受信すると他のピアからの応答を待たずにブロックを要求、取得し、受信開始とともに再生する．したがって、再生の途切れを発生させないためのブロック $j \geq 2$ の取得完了期限が次式で導出される：

$$T_p(j) = T_p(1) + (j-1)B_t. \quad (1)$$

ここで、 $T_p(1)$ は最初のブロックの再生完了時刻、 B_t は 1 ブロック時間をそれぞれ表している．

前のブロックの取得が完了してから次のブロックの取得要求を送信すると少なくとも 1 RTT の遅延が発生するため、メ

ディア再生の連続性が損なわれる可能性がある。そこで、提案するブロック取得手法では、図 1 に示すように、時刻 $T_p(j)$ までにブロック j の取得が間に合い、かつ帯域を有効に利用できる時刻 $T_r(j)$ に取得要求を送信する。式 (1) によりブロックの受信完了が当該ブロックの再生終了までに間に合わせることができ、さらに直前のブロックの受信完了とともに次のブロックの取得を開始することで、再生の連続性が保たれる。ピアは、検索メッセージと応答メッセージのやりとりやブロック転送の観測、種々の測定手法を用いるなどして通信速度や転送遅延を推定する。応答メッセージを受信するごとに、送信要求を未送信のブロックに対して、ブロックのサイズと通信速度や遅延の推定値をもとに受信完了予定時刻 $T_f(j)$ を求め、取得完了期限 $T_p(j)$ にしたがって適切な取得先ピアを決定し、取得要求を送信する時刻 $T_r(j)$ を計算する。

取得先ピアの決定に際しては、ピアはまず、検索結果から当該ブロック j を所有するピアの集合 S_j を求め、次に、 S_j に含まれるピアの中で取得完了期限 $T_p(j)$ に間に合って取得が可能であるピアの集合 S'_j を求める。ただし $S'_j = \phi$ の時は次の応答メッセージの到着を待つが、取得完了期限を超過したブロックは取得先決定の対象としない。SF (Select Fastest) 手法では、 S'_j に含まれるピアの中でブロックの取得時間がもっとも早いピアをブロックの取得先として選択する。このことにより、続くブロックの取得に時間の余裕を持たせることができ、より遠いピアからのブロック取得が可能となる。一方、SR (Select Reliable) 手法では、 S'_j に含まれるピアの中でブロックに対する置き換えの可能性がもっとも低いピアを選択することで、当該ブロックに対する送信要求が取得先ピアに到着するまでにブロックが消失することを抑制する。

2.4 メディアに対する需要と供給のバランスを考慮したキャッシングアルゴリズム

ピアの有するキャッシュバッファは有限であるため、新しく取得したブロックを蓄積できるだけの空きがキャッシュにない場合がある。代表的なキャッシングアルゴリズムとしては LRU (Least Recently Used) が挙げられるが、複数のメディアに対して需要に偏りがある環境では、LRU を用いた場合にはメディア再生の完全性の観点から高い QoS を得られないことが示されている [13]。これは、P2P ネットワーク内に人気の高いメディアが過剰にキャッシュされ、人気の低いメディアが消失してしまうためである。そこで本稿ではこの問題を解決するために、メディアに対する需要と供給のバランスを考慮したキャッシングアルゴリズムを提案する。ピア P2P 型ネットワークではメタサーバが存在しないため、ピアは自身の得る情報のみから他のピアのふるまいを推測しなければならない。メディアに対する需要と供給の情報を得るためにピア間で新たに情報をやりとりすることは、制御の煩雑さやオーバーヘッドによるスケラビリティの低下を引き起こす。そこで、通常のブロック検索、応答メッセージのやりとりからネットワーク内のメディアに対する需要と供給の度合いを推測するキャッシングアルゴリズムを提案する。アルゴリズムは以下の 2 つの手順からなる。

Step1 ラウンドごとにメディアに対する需要と供給を推定す

る。前のラウンドで得られた検索結果と中継した検索 / 応答メッセージをもとに、ピアはメディア i に対する需要 $D(i)$ と供給 $S(i)$ を計算する。 $D(i)$ は、メディア i に対する自分自身の検索メッセージと中継した検索メッセージ数の合計を表し、 $S(i)$ は、検索の結果受信した応答メッセージと中継した応答メッセージに含まれる完全なメディア i の数からなる。ただし、ピア自身が検索、取得するメディアについて他のピアに中継した応答メッセージは $S(i)$ に含まない。メディアに対する需要と供給の時間的な変化に対応するため、次式で表される移動平均を用いる。

$$\overline{D(i)} = w_d D(i) + (1 - w_d) \overline{D(i)}, \quad (0 \leq w_d \leq 1) \quad (2)$$

$$\overline{S(i)} = w_s S(i) + (1 - w_s) \overline{S(i)}, \quad (0 \leq w_s \leq 1) \quad (3)$$

Step2 置き換えの対象とするメディアを決定する。次式で表される、メディア i が置き換えられた場合の、メディア i の需要に対する供給の比が最大となるメディアを置き換えの対象とする。

$$s(i) = \frac{\overline{S(i)} - 1}{\overline{D(i)}} \quad (4)$$

ただし、自分自身が再生しているメディアは置き換えの対象としない。 $s(i)$ はメディア i が置き換えられた場合にどれだけ過剰にメディア i がネットワーク内に存在しているかを示しており、 $s(i)$ が大きいメディアを置き換えることで、人気の度合によらずすべてのメディアに対して $s(i)$ が等しくなることを目指す。再生開始までの待ち時間を小さくするためにはメディアの前半部分がより多く存在することが好ましいため、メディアの最後のブロックから順に置き換えの対象とする。

3. シミュレーション評価

本章では、検索トラヒックの総量とメディア再生の完全性を尺度として提案手法をシミュレーションにより評価する。

3.1 シミュレーション環境

パラメータ α, β をそれぞれ 0.15, 0.3 とした Waxman 手法 [14] によって生成されたピア数 100 のランダムネットワークを対象とする。シミュレーションで用いたネットワークの例を図 2 に示す。隣接するピア間の伝播遅延時間は 10 ms から 660 ms の間で Waxman 手法によりランダムな値に決定される。提案手法の理想的な特性を調べるため、任意の 2 つのピア間の利用可能な帯域はシミュレーションの間は変化せず、メディアの符号化レート 500 kbps を上回る 500 kbps から 600 kbps の間のランダムな値をとるものとする。

シミュレーション開始時には、すべてのピアが本システムに参加しており、いずれのピアもメディアを要求していないものとする。長さ 60 分の 40 種類のメディアが利用可能であり、メディアの人気は $\alpha = 1.0$ の Zip 分布に従う。なお、メディア ID は人気の高いものから順に 0 番から 39 番とした。したがってメディア 0 はメディア 39 の 40 倍の人気があることになる。

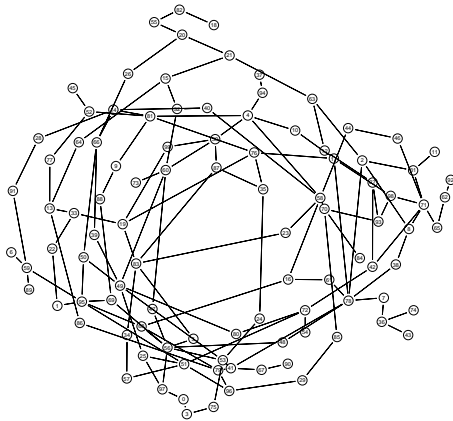


図2 ピア数100のランダムネットワーク

それぞれのピアはメディア3本に相当する675MBの容量のキャッシュバッファを有する。キャッシュバッファには、シミュレーション開始時に、40種類のメディアに対して $\alpha = 1.0$ のZip分布にしたがって選択された3本のメディアが蓄積されている。ピアは、それぞれ平均20分の指数分布に従うランダムな時刻に1本目のメディアのラウンド1の検索を開始する。ピアは巻き戻しや早送り、一時停止といった操作なしにメディアを先頭から最後まで順に再生し、メディアを見終わると次のメディアの再生を開始するまで平均20分の指数分布に従う待ち状態に入る。メディアは10秒単位の625KBのブロックに分割され、ピアは6ブロックごとに検索、取得を行う($N = 6$)。式(2)、(3)におけるパラメータ w_d と w_s はともに0.9とした。評価に際しては、キャッシュバッファの初期状態が結果に影響を与えないようにするために、すべてのピアのキャッシュバッファ内のブロックが新しく取得されたブロックで更新されてからの結果のみを利用する。

Full flooding, FL手法, FLS手法の3種類の検索手法とSF手法, SR手法の2種類の取得先決定手法に対する6通りの組み合わせについて、シミュレーションを行う。以降の結果では、6通りの手法それぞれに対して70回の実験を行った平均を用いる。なお、ラウンド1における検索メッセージの送信からブロック1の受信開始までに要する時間は、手法によらず2.6秒以内であった。

3.2 検索手法のスケラビリティの評価

P2Pストリーミング機構のスケラビリティを検索メッセージ数により評価する。図3はシミュレーション開始から終了までにピアが受信する検索メッセージ数の累計の変化を表している。図3より、FL手法ではFull floodingに対して検索メッセージ数を減らす効果は高くない。これは、Limited floodingはTTLを制限することで検索トラフィック量を抑えるが、以前のラウンドにおいてFull floodingにより遠くに位置する取得先ピアの候補が発見されると、以降のラウンドでLimited floodingを用いたとしてもTTLには大きな値が用い続けられる可能性が高いためである。一方、FLS手法では、選択的に検索メッセージを送信することにより、他の2つの手法に比べて検索トラフィック量を大きく減らすことができている。

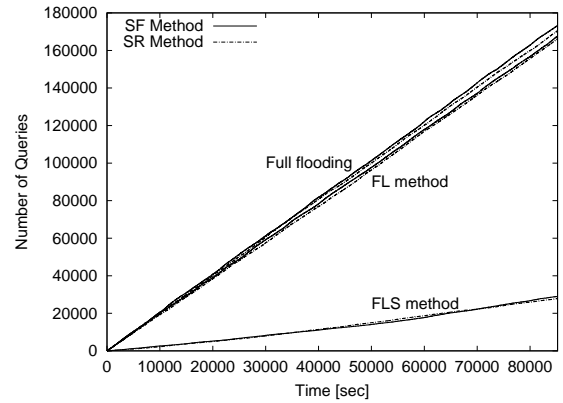


図3 検索メッセージ数

表1 ユーザの満足度

	Full flooding	FL手法	FLS手法
LRU	3.902	3.889	3.870
提案手法	3.853	3.838	3.851

3.3 メディア再生の完全性の評価

メディア再生の完全性を評価するため、メディア内のブロック数に対する再生時刻に間に合って取得されたブロック数の比をCompletenessと定義する。図4から図7は、LRUと提案手法について、信頼区間を95%とした場合のCompletenessをそれぞれ表している。なお、横軸はメディアIDを表しており、右に位置するメディアほど人気が高い。図4と図6、図5と図7をそれぞれ比較すると、LRUに比べて提案手法の方がメディアの人気低下に対するCompletenessの減少が小さく、人気の低いメディアに対するCompletenessが0.2程度向上している。一方、人気の高いメディアに対してはLRUに比べてCompletenessが最大0.1程度低下している。

メディアはZip分布にしたがって選択されるため、人気の高いメディアのCompletenessが高いほどシステム全体としてのユーザの満足度は高くなると考えられる。そこで、Zip分布に従ったメディアの人気を加味したWeighted completenessを次式で定義する。

$$W(i) = C(i) \times \frac{1}{i} \quad (5)$$

ここで、 $C(i)$ はメディア i のCompletenessを表す。図4と図6におけるシステム全体としてのユーザの満足度 $\sum_i W(i)$ は表1のようになり、LRUと提案手法の差は小さい。したがって、提案手法を用いることでシステム全体としてのユーザの満足度を低下させることなく、人気の低いメディアに対しても高いCompletenessを得ることができるといえる。

4. おわりに

本稿では、P2Pネットワークにおけるスケラブルなメディアストリーミング配信のための、ブロック検索手法、取得先決定手法、およびメディアに対する需要と供給のバランスを考慮したキャッシングアルゴリズムを提案した。シミュレーションを通して、FLS手法を用いることでFull floodingに比べて発

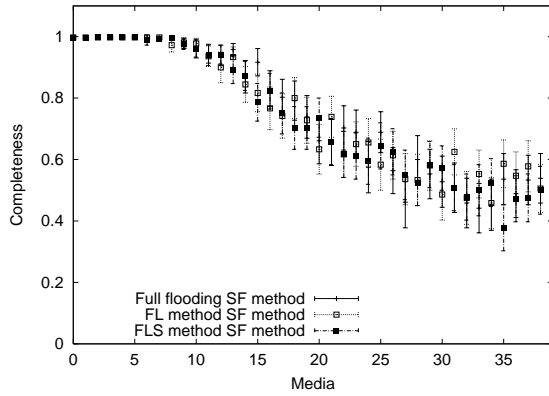


図 4 Completeness (SF 手法, LRU)

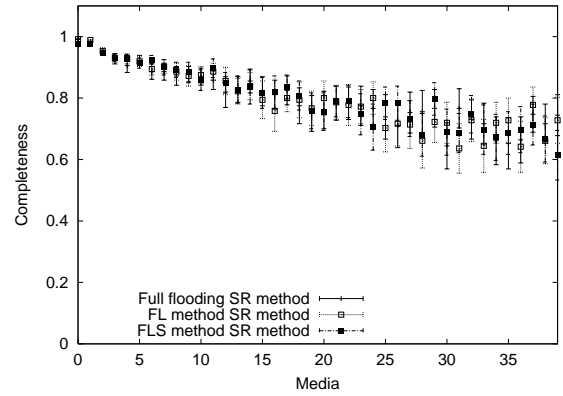


図 7 Completeness (SR 手法, 提案キャッシングアルゴリズム)

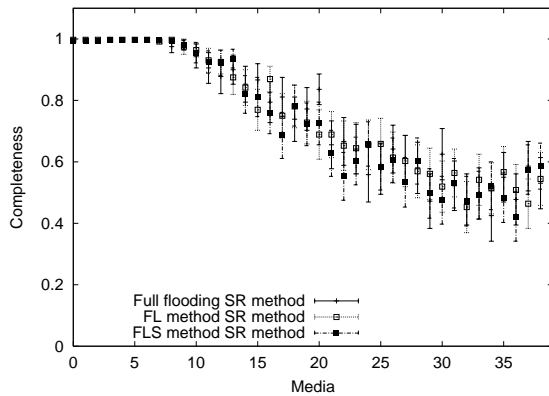


図 5 Completeness (SR 手法, LRU)

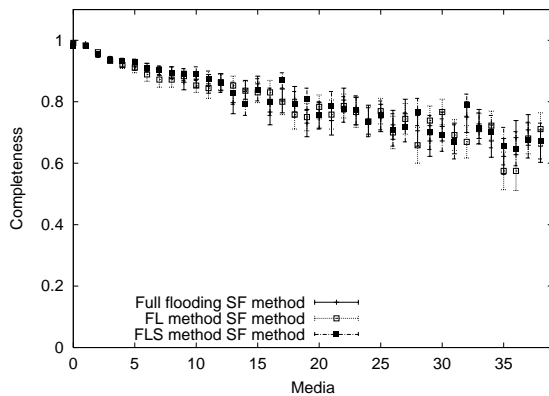


図 6 Completeness (SF 手法, 提案キャッシングアルゴリズム)

生ずる検索トラフィック量を 6 分の 1 程度に抑えることができることを示した。さらに、提案キャッシングアルゴリズムを用いることでシステム全体としてのユーザの満足度を低下させることなく、人気の低いメディアに対しても途切れの少ないメディア再生が可能であることも示した。

今後の課題としては、ネットワークの負荷変動やピアの移動、消失といった動的なシステム環境の変化のあるネットワーク環境での提案手法の評価が挙げられる。

謝 辞

本研究の一部は、文部科学省 21 世紀 COE プログラム (研究拠点形成費補助金)、文部科学省科学技術振興調整費先導的研

究等の推進、および通信・放送機構創造的情報通信技術研究開発推進制度によっている。ここに記して謝意を表す。

文 献

- [1] M. Sasabe, Y. Taniguchi, N. Wakamiya, M. Murata, and H. Miyahara, "Proxy caching mechanisms with quality adjustment for video streaming services," *IEICE Transactions on Communications Special Issue on Content Delivery Networks*, vol. E86-B, pp. 1849–1858, June 2003.
- [2] AllCast. available at <http://www.allcast.com>.
- [3] vTrails. available at <http://www.vtrails.com>.
- [4] Share Cast. available at <http://www.scast.tv>.
- [5] D. A. Tran, K. A. Hua, and T. T. Do, "ZIGZAG: An efficient peer-to-peer scheme for media streaming," in *Proceedings of IEEE INFOCOM2003*, (San Francisco), Mar. 2003.
- [6] D. Xu, M. Hefeeda, S. Hambruch, and B. Bhargava, "On peer-to-peer media streaming," in *Proceedings of ICDCS2002*, vol. 1, (Vienna), pp. 363–371, July 2002.
- [7] V. N. Padmanabhan, H. J. Wang, and P. A. Chou, "Resilient peer-to-peer streaming," *Microsoft Research Technical Report MSR-TR-2003-11*, Mar. 2003.
- [8] R. Schollmeier and G. Schollmeier, "Why peer-to-peer (P2P) does scale: An analysis of P2P traffic patterns," in *Proceedings of P2P2002*, (Linkoping), Sept. 2002.
- [9] K.-L. Wu, P. S. Yu, and J. L. Wolf, "Segment-based proxy caching of multimedia streams," in *Proceedings of the 10th International WWW Conference*, pp. 36–44, 2001.
- [10] J. Shudong, B. Azer, and I. Arun, "Accelerating internet streaming media delivery using network-aware partial caching," *Technical Report BUCS-TR-2001-023*, October 2001.
- [11] B. Wang, S. Sen, M. Adler, and D. Towsley, "Optimal proxy cache allocation for efficient streaming media distribution," in *Proceedings of IEEE INFOCOM 2002*, (New York), June 2002.
- [12] W. Jeon and K. Nahrstedt, "Peer-to-peer multimedia streaming and caching service," in *Proceedings of ICME2002*, (Lausanne), Aug. 2002.
- [13] M. Sasabe, N. Wakamiya, M. Murata, and H. Miyahara, "Scalable and continuous media streaming on peer-to-peer networks," in *Proceedings of P2P2003*, (Linkoping), Sept. 2003.
- [14] B. M. Waxman, "Routing of multipoint connections," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 6, pp. 1617–1622, Dec. 1988.