

P2P ライブストリーミングサービスにおける 希少性と緊急性を考慮したチャンク選択手法

畠山 翔^{1,a)} 森 研太¹ 重野 寛¹

受付日 2014年5月14日, 採録日 2014年11月10日

概要: P2P ライブストリーミング・サービスでは、チャンクに分割された動画データをピアどうしで交換することにより、配信者への負荷を軽減させている。しかし、既存のピア間でのチャンク交換手法では再生途切れが多く発生してしまうという問題がある。再生途切れの発生はユーザの視聴時間の減少につながるため、再生途切れの少ない動画コンテンツの配信がコンテンツプロバイダに対して求められている。本論文では、各ピアとシステム全体における再生途切れの発生率を低減させるピア間のチャンク交換手法 RIC を提案する。RIC では、各ピアは隣人ピアとチャンク保持情報を交換し、自らの再生途切れの回避とシステムにおける希少チャンクの拡散のバランスを考慮してピア間で交換するチャンクを選択する。また、シミュレーションを行い、再生途切れの抑制という点から提案手法の有用性を既存手法との比較によって示す。

キーワード: Peer-to-Peer (P2P), ライブストリーミング, チャンク交換手法, チャンク希少性, チャンク緊急性

Rarity and Immediacy Based Chunk Scheduling Method for P2P Live Streaming

SHO HATAKEYAMA^{1,a)} KENTA MORI¹ HIROSHI SHIGENO¹

Received: May 14, 2014, Accepted: November 10, 2014

Abstract: In P2P live streaming service, video provider can reduce its load because peers exchange the video data sliced into chunks. However, existing chunk exchange method cause peers many buffering. Video provider need to decrease buffering because frequent buffering leads to a decrease of the time that each peer enjoys watching a video. In this paper, we propose RIC, a chunk scheduling method that reduces buffering. In RIC, peers exchange chunks combining use of Rarest First and Latest First. The peers select chunks which they will receive, considering the balance between avoiding the buffering and distributions of rarity chunks. We evaluate the RIC with simulation. Simulation results show that our method is effective for the P2P live streaming system in terms of suppression of buffering ratio.

Keywords: Peer-to-Peer (P2P), live streaming, chunk scheduling method, chunk rarity, chunk immediacy

1. はじめに

ライブストリーミング・サービスは、生中継の動画を配信、視聴することのできるインターネット動画配信サービスである。一般的にはクライアント・サーバ (C/S) 型の配信システムが用いられており、動画配信者は自身で用意し

た配信サーバを用いてすべての視聴ユーザへ動画データを送信する。C/S 型の配信システムでは、配信する動画データのサイズや同時視聴ユーザの数が大きくなるにつれて、配信者に求められる送信能力も高くなる。したがって、大規模な動画配信の実現のためには規模に応じた配信サーバが必要となり、コストが高くなる。そこで本論文では、エンドユーザのように高性能な配信サーバを用意できない配信者でも、動画を低コストで配信できるライブストリーミング・システムを想定する。

¹ 慶應義塾大学大学院理工学研究科
Graduate School of Science and Technology, Keio University,
Yokohama, Kanagawa 223-8522, Japan

a) hatakeyama@mos.ics.keio.ac.jp

低コストでのストリーミング動画配信を実現するため、P2P (peer-to-peer) ネットワークを利用したビデオストリーミングの研究が進められている [1], [2], [3], [4], [5]. P2P ライブストリーミング・システムでは、視聴ユーザをピアと呼び、動画データはチャンクと呼ばれるセグメントに分割されて送信される。配信サーバは一部のピアへチャンクを送信し、受信されたチャンクは同一の動画を視聴するピア間で直接交換される形でシステム上で拡散される。ここで、チャンクを交換し合うピアを互いに隣人ピアであると呼ぶ。一般ユーザであるピアが動画データの拡散に協力するため、配信サーバにかかる負荷を分散させることができる。このようなP2P ライブストリーミング・システムにおいては、ピアのチャンク送信量に応じて配信サーバの負荷が減るため、ピア間でどのようにチャンクを交換するかというチャンク交換アルゴリズムが重要となる。本論文では、各ピアは隣人ピアと互いにチャンクの保持情報を交換し、隣人ピアから受信するチャンクを分散的に選択するプル型のシステムを想定する。プル型のシステムにおける基本的なチャンク交換アルゴリズムとして、Latest First [6] と Rarest First [7] がある。Latest First では、各ピアは隣人ピアが保持しているチャンクの中から、動画視聴のために最も直近に必要なチャンクを選択する。ライブストリーミング・サービスでは再生期限までにチャンクが受信されなかった場合は画質の劣化につながってしまうため、再生期限の迫っている緊急性の高いチャンクから優先的に受信していくことで、安定した動画視聴を維持することができる。一方、Rarest First では、P2P ネットワーク上において希少性が高いチャンクが優先的に交換される。希少性が高いチャンクがシステム上で拡散されることによって、各ピアのチャンク受信率向上を実現できる。

P2P ライブストリーミング・サービスにおいて、ユーザの視聴時間に最も影響を与える品質指標として、再生途切れの頻度があげられる [8]. システム全体における再生途切れの発生を抑制するためには、直近の再生途切れの回避および希少性の高いチャンクの拡散の両方を考慮したチャンク選択を行う必要がある。ライブストリーミングサービスにおけるユーザのコンテンツ視聴時間は、再生途切れが頻繁に発生する状況において顕著に減少する。そのため、再生途切れの発生を抑える動画コンテンツの配信が動画配信者に対して求められている。P2P ライブストリーミング・システムにおける再生途切れの発生要因としては、サーバや隣人ピアの送信帯域やピアの参加・離脱によるネットワークトポロジの変化といったものが一般的に考えられる。しかし、各ピアが取得するチャンクを分散的に決定するプル型の配信システムにおいては、各ピア間で交換するチャンクの方法が再生途切れの発生に大きく影響する。ここで、既存のチャンク交換手法には、再生途切れの発生という点で問題がある。

本論文では、ピア自らの再生途切れの回避と希少チャンクの拡散のバランスをとりながら受信するチャンクを選択する、ピア間のチャンク交換手法 RIC (Rarity and Immediacy Based Chunk Scheduling Method for Peer-to-Peer Live Streaming) を提案する。RIC の目的は、それぞれのピアが隣人ピアより受信するチャンクを適切に選択し、システム内の全ピアにおける再生途切れの発生を抑制することである。RIC では、隣人ピアとのチャンク保持情報の交換後、その時点でピア間で交換する対象となるチャンクを緊急セット (Urgency set), と希少セット (Rare set) に区分する。どちらのセットからチャンクを選択するかを状況に応じて切り替えることで、直近のチャンクを受信できない状況を回避しつつ、希少度の高いチャンクを選択も行うことにより、システム全体における再生途切れの発生を抑制する。

以下、2章で関連研究とその問題点を明らかにし、3章でその問題を解決する新方式を提案する。そして4章で性能評価を行い提案方式の有用性を示し、5章で結論を示す。

2. 関連研究

P2P ライブストリーミング・システムにおいて、動画データはチャンクと呼ばれるセグメントに分割され、動画上の再生時刻順にIDが割り振られる。一般的なP2P ファイル共有サービスではすべてのチャンクが受信できて初めてファイルが完成するため、ファイルを構成するすべてのチャンクが交換対象となる。一方、P2P ライブストリーミングでは各ピアがチャンクを受信しながら動画を再生するため、ある時刻に交換対象となるのはすでに配信されており、再生期限前のチャンクのみとなる (図1)。ピアはサーバから配信されたチャンクを集めることで、元の動画を視聴できる。また、各ピアは視聴後も一定時間チャンクを保持し、他のピアへの転送も行う。P2P ライブストリーミングにおける配信方式として、集中制御型 [2] やマルチキャストツリー方式 [9] といったものがある。しかしこれらの配信方式は、管理サーバを用意するためのコストやピアの参加離脱によるトポロジの変化への対応という点で問題がある。本論文では低コストでの動画配信を想定するため、メッシュ構造のトポロジを持つプル型のP2P ライブストリーミング・システム [3], [10] を想定環境とする。このシステムはピアの参加離脱によるトポロジ変化への耐性やス

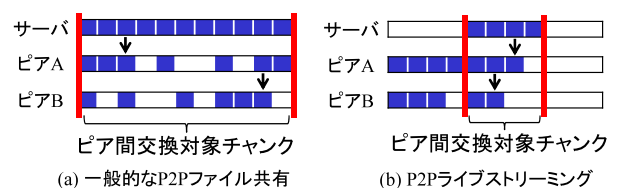


図1 P2P ライブストリーミングサービス
Fig. 1 P2P Live Streaming services.

ケーラビリティの観点から、低コストでの動画配信に適したシステムであるといえる。チャンク交換方式としては、それぞれのピアが所持するチャンクの情報を隣人間で互いに直接交換し合うものを考える。交換したチャンク所持情報を基に受信したいチャンクを隣人ピアに対して要求することで、分散的なチャンクスケジューリングを行う。

2.1 ピア間でのチャンク交換

プル型のP2Pライブストリーミング・システムでは、ピア間でどのようにチャンクを交換するかが配信性能に大きく影響する。ピア間でのチャンク交換の際、隣人ピアからのどのチャンクを受信するかを決定するチャンク選択手法に関して、いくつかの研究がなされている [10], [11], [12], [13]。文献 [11] では、ピア間で交換されるチャンクをランダムで選択させることで、システム上でのチャンク拡散の偏りを抑制している。文献 [12], [13] ではローカルな情報をベースにチャンクの普及率を推測することで、所持チャンクの重複によるチャンク送信機会の損失を防いでいる。文献 [10] は、メッシュ構造のP2Pストリーミングにおいてチャンクを全参加ピアに行き渡らせるために有効なチャンク選択手法を提案している。これらの研究では、ピア間のチャンク選択手法として用いるアルゴリズムが、ピアの再生遅延やチャンク取得率へ及ぼす影響が評価されている。基本的なチャンク選択アルゴリズムとしては、Latest First [6] と Rarest First [7] がある。図 2 にその概要を示す。

- ・ Latest First [6]
 動画の再生のために必要となる、最も再生位置に近いチャンクを優先的に受信する手法。再生期限の迫ったチャンクを優先的に隣人ピアから受信するため、安定したストリーミング動画視聴に有効であるといえる。
- ・ Rarest First [7]
 再生期限を迎えるまでの時間が長い、すなわち配信されたばかりの希少性の高いチャンクを優先的に受信する手法。希少性の高いチャンクがシステム上で早く拡散されるので、システム全体においてチャンクが行き渡らないことによる受信率低下を抑制できる。

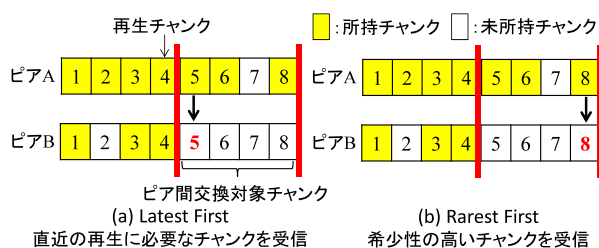


図 2 チャンク選択アルゴリズム

Fig. 2 Existing algorithms for chunk selection.

2.2 再生途切れの考慮

P2Pライブストリーミングにおいては、再生期限までに受信できなかったチャンクをスキップすることで、余計な遅延の発生を防いでいる。このとき、一時的に動画の再生が途切れる現象を、再生途切れと呼ぶ。再生途切れが頻繁に起こる状況下において動画視聴者数は顕著に減少するといった研究結果もあり、再生途切れの抑制は動画配信者にとって大きな課題である [8]。本論文では、再生途切れの抑制という点で効果的なチャンク選択について検討する。

Latest First 手法では、直近の再生に必要となるチャンクを優先的に受信するため、自身の選択失敗による直接的な再生途切れの発生を回避することができる。しかし、P2Pネットワーク全体から見たとき、すべてのピアが再生期限の迫ったチャンクを交換し合うと、システム上でのチャンクの拡散に偏りが生じると考えられる。配信されて間もないチャンクはピア間で交換される機会が少ないためにP2Pネットワーク上で拡散されず、システム全体のチャンク受信率が低下する。一方、Rarest First 手法では希少度の高いチャンクを優先的に受信するため、P2Pネットワーク上における希少性の高いチャンクの拡散を促進できる。しかし、直近の再生に必要なのは再生期限の迫ったチャンクである。そのため、希少性の高いチャンクの拡散を優先することで直近の再生に必要なチャンクを受信できないケースが発生し、再生途切れが発生する。プル型のP2Pライブストリーミング・システム全体における再生途切れの発生を抑制するためには、直近の再生途切れの回避および希少性の高いチャンクの拡散の両方を考慮したチャンク選択が有効である。

3. 提案

本論文では、自らの再生途切れの回避と希少チャンクの拡散のバランスをとりながら受信するチャンクを選択する、ピア間のチャンク交換手法 RIC (Rarity and Immediacy Based Chunk Scheduling Method for Peer-to-Peer Live Streaming) を提案する。RICの目的は、それぞれのピアが隣人ピアより受信するチャンクを適切に選択し、システム全体における再生途切れの発生を抑制することである。RICでは、隣人ピアとのチャンク保持情報の交換後、その時点でピア間で交換する対象となるチャンクを再生に必要な順番に並べたうえで、前半の緊急セット (Urgency set)、後半の希少セット (Rare set) に区分する。まず、緊急セットに該当するチャンクの中で未所持のものがある場合、ピアはそのチャンクを優先して受信チャンクとして選択し、再生間近のチャンクの未受信による再生途切れの発生を回避する。緊急セットに該当するチャンクをすべて所持している場合においては、希少セットのチャンクを受信チャンクとして選択し、配信直後の希少性の高いチャンクの拡散に貢献する。再生間近のチャンクの未受信による再

生途切れ発生を回避しつつ、希少度の高いチャンクの選択も行うことにより、システム全体における再生途切れの発生を抑制する。

3.1 チャンク交換方式

本論文では、分散型のチャンク交換方式として、Offer Select 方式 [14] を使用する。この手法では、各ピアは自分のチャンク保持情報を隣人ピアに提示 (Offer) する。そして、隣人ピアは保持していないチャンクのうち一定数を選択 (Select) して受信する。Offer Select 方式以外では、トラックと呼ばれる管理サーバを用いることで各ピアのチャンクの所持情報を把握する手法がある。しかし、各ピアがチャンクスケジューリングを行うたびにトラックへ問い合わせるために、より大きなオーバーヘッドが発生すると考えられる。また、管理サーバに情報保持の負担が集中し、管理サーバにおいて性能の低下が発生した場合はただちに P2P ネットワーク全体に影響を及ぼす可能性がある。Offer Select 方式では分散的に情報交換を行うため、参加ピアが増加しても 1 ピアあたりの情報交換の負荷はほとんど変わらない。大規模なネットワークでの利用も考慮し、Offer Select 方式を最も適したチャンクスケジューリング手法として考える。

3.2 チャンクセットの区分

各ピアは Offer メッセージの送信によって、その時点で交換対象となるチャンクの保持情報を隣人ピアと互いに通知し合う。ここで、交換対象となっているチャンクのうち、Offer メッセージの受信により隣人ピアから受信できることが分かっているチャンクを受信可能チャンクと定義する。提案手法では、この交換対象となる一連のチャンクを緊急セット、希少セットという 2 種類のセットに区分する。図 3 に、RIC を用いたチャンクセット区分の様子を示す。まず、交換対象となるチャンクのうち、再生期限が近いものを緊急チャンクと定義する。また、配信されてから時間が経っておらず、P2P ネットワーク上での普及度の低いチャンクを希少チャンクと定義する。交換対象となるチャンクはパラメータ r ($0 \leq r \leq 1$) によって緊急チャンク

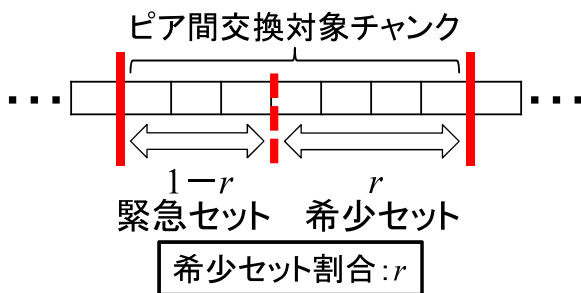


図 3 チャンクセットの区分

Fig. 3 Divided available chunks.

Algorithm 1 Algorithm for Division of chunks into two chunk sets

INPUT: *Available_C*: A set of chunks that are before the deadline;

INPUT: r : The ratio of the urgency set of the available chunks;
OUTPUT: *Urgency_C*: A set of chunks classified into Urgency set;

OUTPUT: *Rare_C*: A set of chunks classified into Rare set;

```

1: for all  $i \in Available\_C$  do
2:   if index of  $i < f + [(1-r)|Available\_C|]$  then
3:     Add  $i$  to Urgency_C
4:   else
5:     Add  $i$  to Rare_C
6:   end if
7: end for
    
```

クと希少チャンクに区分され、それぞれのチャンクのセットを緊急セット、希少セットと呼ぶ。この r の値はある時点で交換対象となるチャンクに占める、希少セットに含まれるチャンクの割合を意味し、システム全体で共通の値を使用する。そのため、サービスに参加するすべてのピアはこの r の値に基づき、交換対象となるチャンクの区分を行う。Algorithm 1 に、各ピアにおけるチャンクの区分のアルゴリズムを示す。

3.3 RIC のチャンク選択アルゴリズム

RIC では、それぞれのピアは自身の動画視聴における再生途切れを回避したうえで、希少チャンクの拡散のためのチャンク選択も行う。Algorithm 2 に、RIC のチャンク選択におけるアルゴリズムを示す。

3.3.1 緊急チャンクを選択

Offer メッセージ送信によるチャンク保持情報の交換により、ピアは緊急セットおよび希少セットそれぞれの受信可能チャンクを把握する。ここで、緊急セットの中に自身が未受信のチャンクが存在した場合は、緊急セット中の未受信チャンクの中で、最も再生期限が迫っているものを選択する。この選択により、自身の動画視聴の再生途切れを回避する。

3.3.2 希少チャンクを選択

緊急セットに含まれる受信可能チャンクをすべて受信している場合ピアは希少セット内の受信可能チャンクのうち、最も配信されてからの時間が短いチャンクを選択する。希少性の高いチャンクは配信されて間もないために P2P ネットワーク上における普及度が低く、他の隣人ピアへの転送機会が多い。希少性の高いチャンクの拡散へ協力することにより、システム全体のチャンク拡散率を高めることができる。

3.4 チャンクスケジューリング

図 4 に、本提案手法を用いたときのチャンクスケジュー

Algorithm 2 Algorithm for Chunk Selection at the peer

p

INPUT: C_p : A set of chunks that peer p possesses;
INPUT: C_o : A set of chunks included in the offer message which peer p received;
INPUT: M : A number of chunks a receiver peer can select per offer;
INPUT: $Urgency_C$: A set of chunks classified into Urgency set;
OUTPUT: C_{ps} : A set of chunks that peer p selected from C_o ;

```

1: ascending sort( $C_o$ )
2: count = 0
3: for all  $i \in C_o \cap \bar{C}_p$  do
4:   if  $i \in Urgency\_C$  then
5:     Add  $i$  to  $C_{ps}$ 
6:     Remove  $i$  from  $C_o$ 
7:     count = count + 1
8:   else
9:     flag = 0
10:    for all  $j \in C_o \cap \bar{C}_p$  do
11:      if  $j \in Urgency\_C$  then
12:        flag = 1
13:        break
14:      end if
15:    end for
16:    if flag = 0 then
17:      Add  $i$  to  $C_{ps}$ 
18:      Remove  $i$  from  $C_o$ 
19:      count = count + 1
20:    end if
21:  end if
22:  if count =  $M$  then
23:    break
24:  end if
25: end for
26: if count <  $M$  then
27:   for all  $k \in C_o \cap \bar{C}_p$  do
28:     Add  $k$  to  $C_{ps}$ 
29:     Remove  $k$  from  $C_o$ 
30:     count = count + 1
31:     if count =  $M$  then
32:       break
33:     end if
34:   end for
35: end if

```

リング全体の流れを示す。

3.4.1 送信ピアによるチャンク Offer

チャンクを受信したピアは配信者と同様に、受信したチャンクを隣人ピアへ転送する。送信ピアは、交換期限内のチャンク、すなわち提供可能なチャンクを保持しているときに、定期的に隣人関係にある提供先ピアに Offer メッセージを送信する。Offer メッセージには、送信したピアが所持する交換期限内のチャンクの一覧が含まれている。

3.4.2 RIC によるチャンク選択

送信ピアからの Offer メッセージ受信後、提供先ピアは提案手法によるチャンク選択を行う。交換対象となるチャンクを希少セット割合 r に基づいて緊急セットと希少セットに区分したうえで、先に述べたチャンク選択アルゴリズムに従って受信チャンク選択を行う。

3.4.3 提供先ピアによる Select メッセージ送信

提供先ピアは RIC による受信チャンク選択後、送信ピアに対して Select メッセージを返信する。Select メッセージには、送信ピアに対して送信を要求するチャンクの番号が含まれる。ここで、1 回の Offer メッセージ受信につき要求できるチャンク数は 1 つとする。すなわち、本論文の中ではパラメータ M を 1 とする。これはピアが同一の送信ピアに対して複数個のチャンクを同時に要求することで、Select メッセージを受信した送信ピアが自身の提供能力を超えたチャンク転送を行わなければならない状況避けるためである。また、Offer されたチャンクの中に未所持のチャンクがなかった場合には、ネットワークリソースの利用を削減するために Select メッセージの返信は行わない。

3.4.4 チャンク転送

Select メッセージの受信によって、送信ピアは自身が提供できるチャンクのうち、提供先ピアそれぞれがどのチャンクを要求しているかを把握することができる。送信ピアは、Select メッセージを受信した順番で提供先ピアへチャンクを送信する。他の提供先ピアからの Select メッセージの受信を待っている間、送信ピアはすでに Select メッセージを返信した提供先ピアに対してチャンクを送信することができる。

Offer メッセージの送信はピアごとに非同期的に行われており、各ピアは Offer メッセージを受信するたびに上記のようなプロセスでチャンクを受信する。以上のように、RIC ではまず、各々のピアが自身の再生途切れを回避できるようなチャンク選択を行い、余裕があるときには希少性の高いチャンクを優先的に受信する。この手法によって、ピア間のチャンク交換の際に発生する再生途切れを抑制しつつ、システム全体に希少チャンクが行き渡らないことによって発生する再生途切れを低減させることができる。

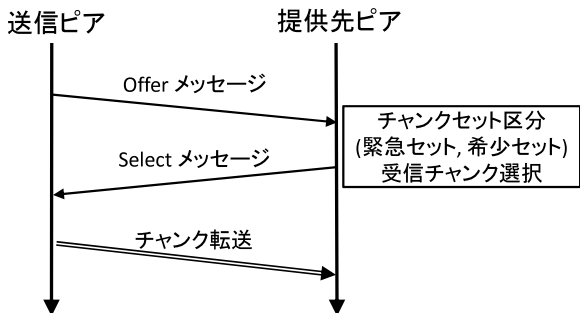


図 4 チャンクスケジューリング
 Fig. 4 The flow of chunk sending in RIC.

4. シミュレーション結果

提案手法 RIC の有用性を既存手法である Latest First および Rarest First との比較評価によって示すために、コンピュータシミュレーションを行った。評価には、オープンソースのシミュレータである P2PTV-sim [15] を用いた。

4.1 シミュレーション条件

表 1 にシミュレーションで使用した条件を示す。これらのピアの分布と動画に関するシミュレーション条件は、P2P ライブストリーミングサービスにおける実際の使用環境を考慮した条件 [14] を参考にしたものである。シミュレーションでは、初期参加ピア数は 100 とした。送信帯域の大きいピアを優先して高確率で隣人ピアに選択する帯域ベースの隣人選択手法を採用し、ピアは自身の送信帯域の大きさに応じて隣人ピア数を決定するものとした。配信サーバの送信帯域は 5Mbps とした。なお、参加ピアは表 2 のように送信帯域に応じて広帯域、中帯域、低帯域ピアとフリーライダの 4 つのクラスに分類される。フリーライダとは、システムに参加しながらもチャンクの送信は行わず、システムへの貢献をしないピアのことである。

本論文では、参加ピアの 1 つがサーバピアとして他の参加ピアに動画を配信するライブストリーミング・システムを想定する。配信する動画は 1 つで、動画配信におけるピアの参加頻度はポアソン到着に従うものとする。チャンク 1 つのサイズを 100 kbit とし、動画は 2,000 個のチャンクに分割されている。動画のビデオレートは 1.168 Mbps

表 1 シミュレーション条件
Table 1 Simulation parameter.

シミュレータ	P2PTV-sim
ピアの参加モデル	ポアソン到着
チャーン発生率 λ	0-2 ピア /sec
トポロジ	メッシュ構造
初期参加ピア数	100
ウィンドウサイズ	5 sec
配信サーバ送信帯域	5.0 Mbps
平均ピア送信帯域	1.3 Mbps
チャンク数	2000
チャンクサイズ	100 kbit
ビデオレート	1.168 Mbps
ビデオの長さ	190 sec

表 2 ピアの送信帯域
Table 2 Peer partition according to their upload bandwidth.

送信帯域	存在割合 [%]
5.00 Mbps (広帯域ピア)	10.0%
1.60 Mbps (中帯域ピア)	35.8%
0.64 Mbps (低帯域ピア)	34.2%
0.00 Mbps (フリーライダ)	20.0%

とし、したがって動画の長さは 190 秒となる。また、ウィンドウサイズは配信されてから何秒後までのチャンクを交換対象とするかを表す。たとえば、ウィンドウサイズが 5 秒の場合、ある時点で交換対象となるのはすでに配信されており、配信されてからの経過時間が 5 秒以内のチャンクのみである。

以上の環境でシミュレーションを 10 回行い、平均値を算出した。

4.2 再生途切れの抑制

提案手法と既存手法である Latest First および Rarest First それぞれの手法における、再生途切れの抑制について評価する。再生時間になってもピアがそのチャンクを受信できなかった場合、ピアはそのチャンクの再生をスキップすることで遅延の増大を防ぐ。このときスキップしたチャンクの再生時間が再生途切れ時間となる。ここで、ピアがサービスに参加してから離脱するまでにかかった時間に占める再生途切れの起こった合計時間の割合を再生途切れ時間率と定義する。この値が大きいほど、再生途切れの起きている時間が長いと判断できる。

RIC では、パラメータ r の値によって、交換対象となるチャンクを緊急セットと希少セットに区分する。 r の値が 0 のとき、ウィンドウ内のすべてのチャンクは緊急チャンクとして扱われるため、Latest First 手法による評価となる。一方 r の値が 1 のときは、ウィンドウ内のチャンクはすべて希少セットとして扱われ、つねに配信後経過時間の短いチャンクが優先的に選択される。すなわち、Rarest First 手法による評価であることを意味する。

図 5 に、既存手法および r の値を変化させた場合の RIC における再生途切れ時間率の評価を示す。 λ は 1 秒あたりのピアの急な離脱 (チャーン) の発生率を表す。まず注目すべきは、 $r = 0$ (Latest First 手法) に比較して、 $r = 1$ (Rarest First 手法) における再生途切れ時間率が小さいという点である。この結果から、希少チャンクの拡散が再生途切れの抑制に対して効果的であることが分かる。Rarest

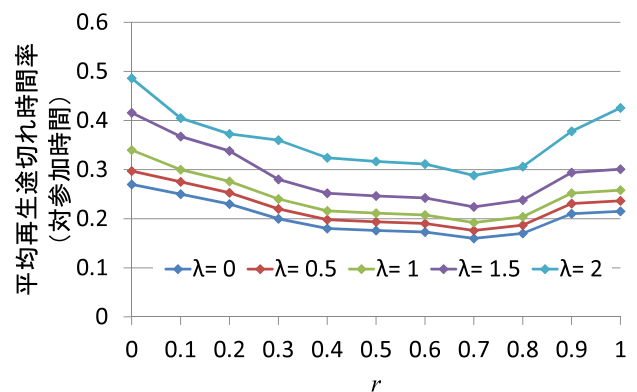


図 5 ピアの参加離脱頻度の再生途切れ時間率への影響
Fig. 5 Impact on the Buffering ratio of the peer churning.

First 手法を用いることにより、P2P ネットワーク上にあまり拡散されていないチャンクが優先的にピア間で交換されるようになる。その結果、隣人ピアが希少チャンクを保持していないためにそのチャンクを受信できないという機会が減少し、再生途切れの発生を抑制することができると考えられる。図 5 において、提案手法は $r = 0.7$ で再生途切れの発生を最も抑制している。比較対象を 100 としたときの改善率は Latest First 手法に対して最大 40 ポイント、Rarest First に対して最大 30 ポイントである。この改善率をビデオ時間で表すと、既存手法 Latest First では視聴時間に対して半分しか観ることのできなかつたビデオが、提案手法により 7 割は通常に視聴できている状況となる。システムの配信性能向上のための設備投資を行っていないことを考えると、シミュレーションによって得られた改善率は十分に大きなものであるといえる。

続いて、再生途切れの発生回数の測定を行った。図 6 に、 r の値ごとの平均の再生途切れ発生回数の測定結果を示す。再生途切れ時間率の評価とは異なり、 $r = 0$ (Latest First 手法) に比較して、 $r = 1$ (Rarest First 手法) における再生途切れ発生回数が多くなっている。Rarest First 手法では、配信されて間もない希少チャンクを優先的に配信することで、システム上でのチャンク拡散に貢献する。しかし一方で、再生期限の迫った未受信チャンクを Offer されても選択できない場合があり、それが再生途切れ回数の増加につながっていると考えられる。また、図 6 によると、 $r = 0.6$ のとき、RIC では再生途切れ回数を最も抑制できている。比較対象を 100 としたときの改善率は、Latest First 手法に対して最大 20 ポイント、Rarest First に対して最大 35 ポイントである。また、チャーンが大きいほど再生途切れ時間率および再生途切れ発生回数は大きくなる。なお、図 6 によると再生途切れ発生回数は既存手法でもおよそ 10 回以内に収まっている。しかしこれはサービスに参加したすべてのピアにおける平均値であるため、実際にはさらに多くの再生途切れが発生しているピアも存在する。再生途切

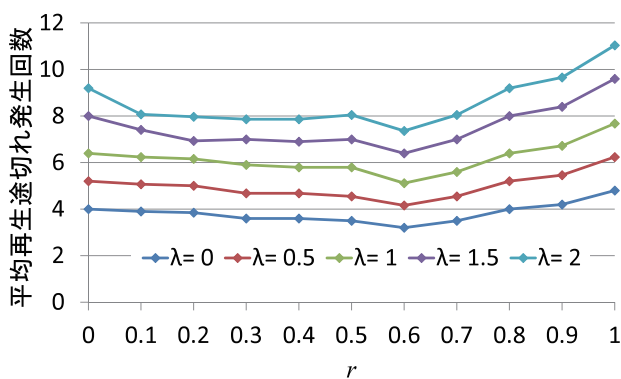


図 6 ピアの参加離脱頻度の再生途切れ発生回数への影響

Fig. 6 Impact on the number of the Buffering occurrences of the peer churning.

れの発生回数を抑制することで平均値よりも高い頻度で再生途切れが発生しているピアの割合も減少するため、数回分の抑制であっても効果はあるといえる。

4.3 r の最適値の決定方法

本論文におけるシミュレーションでは、 $r = 0.7$ において再生途切れ時間率を、 $r = 0.6$ で再生途切れ発生回数を最も抑制している。しかし、実際のシステムで提案手法を用いて最大のパフォーマンスを得るためには、下記のような方法で r の最適値を決定する必要がある。

(1) モデル化による最適値の決定

評価結果から再生途切れの抑制率について定式化を行う。この式を用いることで、再生途切れの抑制率が極小となるような r の値を求め、その値を最適値とする。

(2) シミュレーションによる決定再生途切れがユーザに及ぼす影響について調査を行い、再生途切れの継続時間と回数のどちらが優先すべき指標であるかを明らかにする。そのうえでシミュレーション結果から、 r の最適値を決定する。

(1) の方法に関しては、 r を変数とする式になることは分かっているが、実験では固定値としたその他のパラメータ (ピア数、ビデオサイズ、トポロジなど) による結果への影響も調査する必要がある。(2) の方法では、まず再生途切れ時間率と回数が視聴者へ与える影響を調査する必要があるが、関連研究の中でもこの 2 つの指標の比較はなされていない。これらの手法による r の最適値導出に関しては、本研究における今後の課題である。

4.4 ピアの送信帯域による影響

ピアの平均送信帯域の大きさによる影響について考える。ピアの平均帯域の大きさは P で表され、この値を 1 Mbps から 3 Mbps の範囲で変化させ、再生途切れ発生回数を測定した。評価結果を図 7 に示す。ピアの平均送信帯域がビデオレートに比較して十分大きい場合 ($P = 3$ Mbps) に

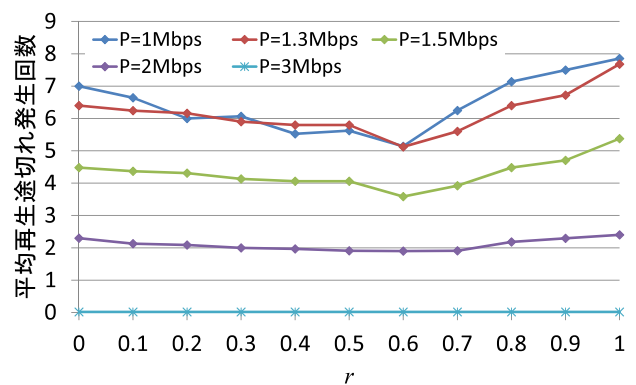


図 7 ピアの平均送信帯域による影響

Fig. 7 Impact on the number of the Buffering occurrences of the peers' average upload bandwidth.

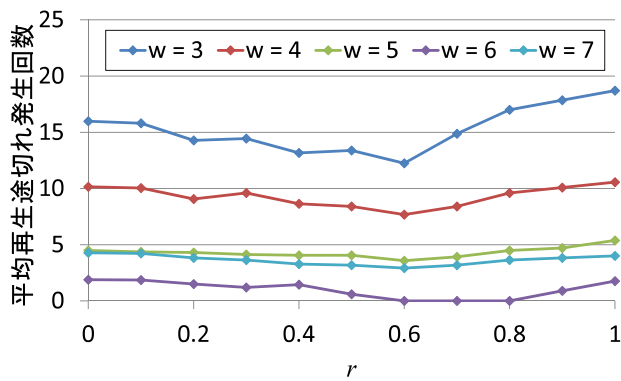


図 8 チャンクの交換期間の長さによる影響

Fig. 8 Impact on the number of the Buffering occurrences of the parameter w.

は、ほぼすべてのチャンクが再生期限を過ぎることなく拡散されるため、RICによる改善はほとんど見られない。RICが高い効果を発揮するのは、ピアの平均送信帯域がビデオレートに等しい、もしくはそれ以下のような状況であることが分かる。このような状況はP2Pライブストリーミング・システムにおいてはよく起こりうるため、有用性は高いといえる。

4.5 チャンクの交換期間の長さによる影響

それぞれのチャンクは、配信されてから再生期限を迎えるまでが交換期間となる。この交換期間は、各ピアのウィンドウサイズによって定められており、シミュレーションパラメータとして与えられる。ここで、チャンクの交換期間の長さによる影響について考える。図 8 に、ウィンドウサイズごとの再生途切れ発生回数の測定結果を示す。Wはウィンドウサイズであり、3秒から7秒まで変化させた。交換期間が短い場合、多くのチャンクはシステム全体に行き渡る前に再生期限を迎えるため、再生途切れの発生回数は多くなる。交換期間を長くすることで再生途切れ発生回数は減少していくが、ウィンドウサイズが7秒になると再び再生途切れ発生回数は増加している。これは、交換対象となるチャンクが増えることによってピアへのチャンク送信要求機会が増加したためである。送信帯域に余裕のないピアに対してチャンク送信要求が集中した場合、パケットロスや遅延の発生によって再生途切れが発生してしまう。

5. おわりに

本論文では、ピア自らの再生途切れの回避と希少チャンクの拡散のバランスをとりながら受信するチャンクを選択する、ピア間のチャンク交換手法を提案した。RICでは、隣人ピアとのチャンク保持情報の交換後、その時点でピア間で交換する対象となるチャンクを緊急セットと希少セットに区分する。どちらのセットからチャンクを選択するかを状況に応じて切り替えることで、直近のチャンクを受信

できない状況を回避しつつ、希少度の高いチャンクを選択も行うことにより、システム全体における再生途切れの発生を抑制する。

提案手法の有用性を示すために、シミュレーションにより提案手法を評価した。その結果、本提案手法は再生途切れ時間を Latest First 手法に対して最大 40 ポイント、Rarest First に対して最大 30 ポイント低減させることができることが分かった ($r = 0.7$, 比較対象を 100 とした場合)。提案手法により、それぞれのピアにおける再生途切れ発生の回避と希少チャンクの拡散のバランスをとることで、システム全体における再生途切れの発生を抑制することができた。また、この改善率は P2P ライブストリーミング・サービスにおいて一般的なシナリオである、ピアの平均送信帯域がビデオレートに近い値のときに大きくなることから、本提案手法の有用性を示した。

参考文献

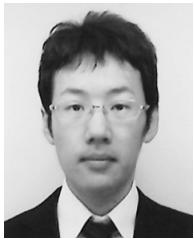
- [1] Bonald, T., Massoulié, L., Mathieu, F., Perino, D. and Twigg, A.: Epidemic live streaming: Optimal performance trade-offs, *Proc. ACM SIGMETRICS*, pp.325-336 (2008).
- [2] Zhang, X.Y., Li, B., Liu, J.C. and Yum, T.S.P.: Cool-Streaming/DONet: A data-driven overlay network for peer-to-peer live media streaming, *the 24th IEEE Annual Joint Conference on Computer and Communications Societies (INFOCOM 2005)*, pp.2102-2111 (Mar. 2005).
- [3] Magharei, N. and Rejaie, R.: Prime: Peer-to-peer receiver-driven meshbased streaming, *IEEE/ACM Trans. Networking*, Vol.17, No.4, pp.1052-1065 (2009).
- [4] Endo, R., Takayama, K. and Shigeno, H.: Piece Lending Scheme Using Benefit Value for Incentivized P2P VoD Streaming, *IPSS Journal*, Vol.54, No.2, pp.529-537 (2013).
- [5] Fujimoto, T., Endo, R. and Shigeno, H.: P2P Video-on-Demand Streaming Using Caching and Reservation Scheme Based on Video Popularity, *International Journal of Grid and Utility Computing (IJGUC)*, Vol.3, No.2/3, pp.188-199 (2012).
- [6] Shah, P. and Paris, J.: Peer-to-Peer Multimedia Streaming Using BitTorrent, *Proc. IEEE IPCCC* (2007).
- [7] Yuliya, G. and Andrey, S.: Analytical Modeling of Playback Continuity in P2P Streaming Network with Latest First Download Strategy, *Internet of Things, Smart Spaces, and Next Generation Networking* (2013).
- [8] Dobrian, F., Awan, A., Joseph, D., Ganjam, A., Zhan, J., Sekar, V., Stoica, I. and Zhang, H.: Understanding the Impact of Video Quality on User Engagement, *Proc. ACM SIGCOMM*, pp.362-373 (2011).
- [9] Chu, Y.-H., Rao, S., Seshan, S. and Zhang, H.: A case for end system multicast, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol.20, No.8, pp.1456-1471 (2002).
- [10] Abeni, L., Kiraly, C. and Lo Cigno, R.: On the optimal scheduling of streaming applications in unstructured meshes, *IFIP Networking*, pp.117-130 (2009).
- [11] Massoulié, L., Twigg, A., Gkantsidis, C. and Rodriguez, P.: Randomized Decentralized Broadcasting Algorithms, *Proc. IEEE INFOCOM*, pp.1073-1081 (2007).
- [12] Sakata, Y., Hatakeyama, S. and Shigeno, H.: A Chunk

- Scheduling based on Chunk Diffusion Ratio on P2P Live Streaming, *IPSSJ Journal*, Vol.55, No.6, pp.1-8 (2014).
- [13] Sakata, Y., Takayama, K. and Shigeno, H.: A Chunk Scheduling based on Chunk Diffusion Ratio on P2P Live Streaming, *The 15th International Conference on Network-Based Information Systems (NBIS2012)*, pp.74-81 (Sep. 2012).
- [14] Fortuna, R., Leonardi, E., Mellia, M., Meo, M. and Traverso, S.: QoE in Pull Based P2P-TV Systems: Overlay Topology Design Tradeoffs, *Proc. IEEE 10th International Conference on P2P*, pp.1-10 (2010).
- [15] [Online], available from <http://www.napa-wine.eu>.



梶山 翔 (学生会員)

2013年慶應義塾大学理工学部情報工学科卒業。現在、同大学大学院理工学研究科修士課程在学中。P2Pやモバイル端末間の協調を利用したライブストリーミング・サービスの研究に従事。



森 研太 (学生会員)

2014年慶應義塾大学理工学部情報工学科卒業。現在、同大学大学院理工学研究科修士課程在学中。モバイル端末間の協調を利用したライブストリーミング・サービスの研究に従事。



重野 寛 (正会員)

1990年慶應義塾大学理工学部計測工学科卒業。1997年同大学大学院理工学研究科博士課程修了。現在、同大学理工学部教授。博士(工学)。情報処理学会学論文誌編集委員、同高度交通システム研究会幹事等を歴任。現在、情報処理学会マルチメディア通信と分散処理研究会主査、電子情報通信学会英文論文誌B編集委員、Vice Chair of IEEE ComSoc APB TAC。ネットワーク・プロトコル、ITS等の研究に従事。著書『ユビキタスコンピューティング』(オーム社)、『情報学基礎第2版』(共立出版)等。電子情報通信学会、IEEE、ACM各会員。