

# 放送通信融合環境における再生端末の受信済みデータを考慮したストリーミング配信手法

梅澤 真弘<sup>1,a)</sup> 義久 智樹<sup>2,b)</sup> 原 隆浩<sup>1,c)</sup> 西尾 章治郎<sup>1,d)</sup>

受付日 2013年2月13日, 採録日 2013年9月13日

**概要:** 放送通信融合環境におけるストリーミング配信では, 再生端末は音楽や映像といったストリーミングデータを受信しながら再生するため, データの再生開始時刻までに受信が間に合わない場合, 再生に途切れが発生する. そこで, あらかじめ決められた放送スケジュールに従ってデータを繰り返して放送することで, 再生端末がデータを受信できる機会を増やして再生途切れ時間を短縮する手法が提案されている. しかし, 再生端末がすでに受信したデータを考慮していなかったため, 再生途切れ時間の短縮に効果的なデータを放送しているとは限らなかった. そこで本論文では, 再生端末の受信済みデータを考慮して動的に放送するデータを決定し, 再生途切れ時間を短縮する手法を提案する.

**キーワード:** ストリーミングデータ, スケジューリング, ビデオオンデマンド

## Streaming Delivery Methods to Reduce Interruption Time considering Clients' Received Data on Broadcast and Communication Integration Environments

MASAHIRO UMEZAWA<sup>1,a)</sup> TOMOKI YOSHIHISA<sup>2,b)</sup> TAKAHIRO HARA<sup>1,c)</sup>  
SHOJIRO NISHIO<sup>1,d)</sup>

Received: February 13, 2013, Accepted: September 13, 2013

**Abstract:** In streaming delivery on broadcast and communication integration environments, interruptions occur when the time to receive streaming data such as video or audio is later than the time to play them since clients play the data while receiving them. Some methods reduce the interruption time by broadcasting the data according to predetermined broadcast schedules. However, these methods do not always broadcast the data that is effective for the interruption time reduction because they do not consider the clients' received data. In this paper, we propose streaming delivery methods to reduce interruption time by dynamically determining broadcast data considering clients' received data.

**Keywords:** streaming data, scheduling, video-on-demand

### 1. はじめに

近年の放送通信融合環境への関心の高まりにともない,

<sup>1</sup> 大阪大学大学院情報科学研究科  
Graduate School of Information Science and Technology,  
Osaka University, Suita, Osaka 565-0871, Japan

<sup>2</sup> 大阪大学サイバーメディアセンター  
Cybermedia Center, Osaka University, Suita, Osaka 565-  
0871, Japan

a) umezawa.masahiro@ist.osaka-u.ac.jp

b) yoshihisa@cmc.osaka-u.ac.jp

c) hara@ist.osaka-u.ac.jp

d) nishio@ist.osaka-u.ac.jp

放送通信融合環境におけるストリーミング配信が注目されている. 放送とは, テレビやラジオのように放送設備から電波を発射し, 放送スケジュールに従ってすべての端末にデータを送信する方式を指す. また通信とは, インターネットのようにサーバや端末が任意のタイミングでデータを送受信する方式を指す. 放送と通信を融合させることで, 両方からデータを受信できる. 放送通信融合環境におけるストリーミング配信では, 音楽や映像等のストリーミングデータが放送と同時に通信からも配信される. ストリーミングデータを再生する再生端末は, データを受信しながら

再生するため、データの再生開始時刻までに受信が間に合わない場合、再生に途切れが発生する。再生途切れ時間とは、再生を開始するまでの時間と再生が途切れている時間の和を意味する。具体例として、YouTube等のオンデマンド映像ストリーミング配信サービスにおいて、人気のある映像を視聴しようとしても長時間再生が開始されなかったり、再生中に頻繁に途切れることがある。ストリーミングデータの再生を楽しむためには再生途切れ時間が短いことが望ましく、これまで再生途切れ時間を短縮する多数の研究が行われてきた [4], [8], [9], [12], [13].

これらの手法では、再生端末がすでに受信したデータを考慮せず、あらかじめ決められた放送スケジュールに従ってデータを放送しているため、再生途切れ時間の短縮に効果的なデータを放送しているとは限らなかった。また、放送するデータを再生端末の受信済みデータを考慮して動的に決定する手法も提案されている [2], [3], [6], [7], [16]. 放送通信融合環境における放送側の手法として、これらの手法を適用できるが、基本的にはすべてのデータを順番に放送しているため、再生途切れ時間を効率的に短縮できなかった。

そこで本論文では、放送通信融合環境において、受信済みデータを考慮してより効率的に動的に放送するデータを決定する手法を提案する。提案手法は、現実のオンデマンド映像ストリーミング配信サービスに応用でき、実社会において再生途切れ時間を短縮する役に立つ。放送設備と通信と両方必要になったり、これらを連携して融合させるといった制約はあるが、後の評価で示すとおり、放送通信融合環境を想定していない既存手法を拡張して放送通信融合環境に適用した手法と比較して、提案手法は平均再生途切れ時間を75%短縮できることがあり、再生途切れ時間を短縮するうえで十分有用でメリットがある。

提案手法では、放送するデータを決定する際、すでに再生端末が受信しているデータを確認し、すべての再生端末の中で再生位置に最も近い未受信のデータを放送する。再生位置に最も近い未受信のデータを放送するため、多くの場合、ある再生端末が未受信のブロックのデータを前の方から順番に放送することになる。その再生端末が未受信のデータを放送し続けていると、他の再生端末と受信済みデータが同じになる。このため、提案手法では、他の再生端末も未受信のデータを放送でき、再生途切れ時間の短縮に効果的なデータを放送できる。評価の結果、従来手法と比べて平均再生途切れ時間を短縮できることを確認した。

以下、2章で関連研究を紹介する。3章で提案手法を説明し、4章で評価、5章で議論を行う。最後に6章で本論文をまとめる。

## 2. 関連研究

本章では、再生途切れ時間短縮のための従来研究を紹介

する。本論文の提案手法では、受信済みデータを考慮して放送するデータを動的に決定する。本研究で想定している放送通信融合環境とは異なり、通信からもデータ受信を想定していないが、放送のみを用いて動的に放送データを決定する手法がいくつか提案されているため、2.1節で紹介する。その後、2.2節で放送通信融合環境における再生途切れ時間のための手法を紹介する。

### 2.1 放送のみを用いた再生途切れ時間短縮手法

放送のみを用いた研究では、ストリーミング配信のサーバは、テレビやラジオのように、放送設備を介して放送エリア内にある再生端末にデータを配信する再生の単位をブロックと呼び、再生端末はブロックごとにデータを再生できる。ストリーミングデータには複数のブロックが含まれる。

文献 [2] で提案されている DHB (Dynamic Heuristic Broadcasting) 法では、ブロックの再生開始時刻までに受信できなかったセグメントがある場合、放送チャンネルを1個増やして、そのセグメントを放送する。セグメントは複数のブロックで構成されるデータの集合である。DHB法の放送スケジュールを図1に示す。図1では、ストリーミングデータを6個のセグメント  $S_i$  ( $i = 1, \dots, 6$ ) に等分割し、2個の放送チャンネル  $C_1, C_2$  を用いている。 $C_1$  では  $S_1, \dots, S_6$  が順番に放送される。 $S_2$  の放送中に再生端末から視聴要求があった場合、その再生端末は  $C_1$  から  $S_3, S_4, S_5, S_6$  を受信できる。 $S_1$  と  $S_2$  は、再生途切れ時間が長くないように、新しい放送チャンネル  $C_2$  を用意し、順番に放送する。

文献 [3] で提案されている DSB (Dynamic Skyscraper Broadcasting) 法では、あらかじめ決められた放送スケジュールを用いる SB (Skyscraper Broadcasting) 法を利用している [5]. SB法では、分割すると再生時間が  $D_1W$  よりも長いブロックは、再生時間が  $W$  になるように再分割する。 $W$  を変更することで、再生途切れ時間を任意に与えられる。DSB法では、この  $W$  を視聴要求の割合に応じて変更して、動的に放送スケジュールを作成している。

文献 [7] で提案されている AB (Adjustable Broadcast) 法では、セグメントの番号に応じて決まる放送周期に従って、再生が途切れないように動的に放送スケジュールが作成される。

放送通信融合環境における放送側の手法として、これら

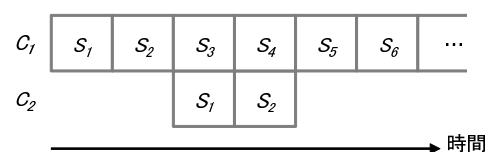


図1 DHB法における放送スケジュール

Fig. 1 A broadcast schedule under DHB method.

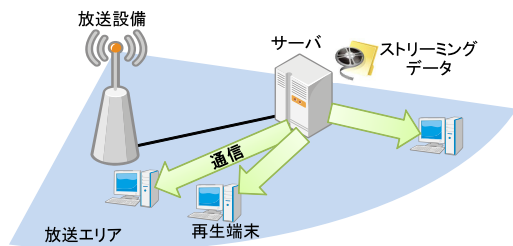


図 2 放送通信融合環境におけるストリーミング配信

Fig. 2 Streaming delivery on broadcast and communication integration environments.

の手法を適用でき、再生に間に合わなさそうなブロックを放送するアイデアは提案手法でも用いている。しかし、基本的にはすべてのブロックを放送しているため、再生途切れ時間を効率的に短縮できない。放送通信融合環境におけるストリーミング配信では、すべてのブロックを放送することなく、多くの再生端末が未受信で再生位置に近いブロックのみを放送することで、再生途切れ時間を効率的に短縮できる。

## 2.2 放送通信融合環境における再生途切れ時間短縮手法

### 2.2.1 放送通信融合環境におけるストリーミング配信

図 2 に放送通信融合環境におけるストリーミング配信の構成を示す。放送通信融合環境は、2.1 節で述べた放送と、通信を組み合わせた環境である。放送エリア内の再生端末は放送設備から配信されるデータを受信できると同時に通信を用いてサーバからもデータを受信できる。サーバはストリーミングデータを保持しており、放送設備を用いて放送からすべての再生端末にデータを配信でき、また通信から各再生端末にデータを直接送信できる。通信では、再生端末あたりに早くデータを送信するため、ユニキャストを行う。放送通信融合環境におけるストリーミング配信の例として、有線でインターネットにつながったテレビや無線 LAN につながるワンセグプレーヤー等があげられる。このような放送通信融合型ストリーミング配信環境において再生途切れ時間を短縮するいくつかの手法が提案されている。

### 2.2.2 放送通信融合環境における静的スケジューリング手法

放送通信融合環境における静的スケジューリング手法として、FC (First-segment from Communication) 法、LC (Last-segment from Communication) 法、MC-LB (Middle-segment from Communication and Last-segment from Broadcast) 法、MC-LC (Middle-segment from Communication and Last-segment from Communication) 法が文献 [13] で提案されている。これらの手法では、通信から受信しても再生開始に間に合うセグメントを除いて放送スケジュールを作成している。各手法で、放送スケジュールから除く部分が異なっている。しかし、これらの手法では、

再生端末の受信済みデータを考慮せずにデータを放送していたため、再生位置に近い未受信のブロックが放送されるとは限らなかった。後の評価において、提案手法と既存手法を比較している。

## 2.3 位置付け

映像ストリーミング配信分野で著名な研究の 1 つは、1995 年に提案された Pyramid Broadcasting (PB) [14] 法である。PB 法は放送からのみデータを受信できる放送環境における再生途切れ時間短縮手法であり、一定の割合で再生時間が長くなっていくようにデータをいくつかのセグメントに分割して、各放送チャンネルで各セグメントを繰り返して放送する。2000 年代に入ると、2.1 節で説明した映像ストリーミング配信に関する研究が多数行われる。インターネットの普及にともなって、通信からのみデータを受信できる通信環境における再生途切れ時間短縮手法も提案されている。しかし、2000 年代後半に提案された CoolStreaming [17] や PRIME [10] 以降、革新的な手法は提案されず、最近の映像ストリーミング配信分野の研究は、環境ではなくデータを異なるものにした研究が行われている。データが単純な映像データではなくなってきたため、本研究で対象としている普通の映像データの研究が近年空白になっている。たとえば、Chameleon [11] では、SVC (Scalable Video Coding) と呼ばれる、差分データのみ配信することで異なる再生レートを復号できる符号化が行われたデータのストリーミング配信手法を提案している。文献 [1] では、没入型映像と呼ばれる多視点からの視聴が可能なデータのストリーミング配信手法を提案している。

ハードウェア性能や処理速度の都合から放送と通信両方からデータを受信することが難しく、これまでのほとんどの研究では、放送か通信どちらか一方からのみデータを受信できる環境における再生途切れ時間短縮手法が提案されていた。近年になって、地上波デジタル放送を再生できてインターネットにつながるパソコンや、ワンセグを再生できてインターネットにつながるスマートフォンといった、放送通信融合環境を利用できる再生端末が実現しており、放送通信融合環境における再生途切れ時間短縮手法が提案され始めているが、2.2.2 項に記述したとおり、再生端末の受信済みデータを考慮せずにデータを放送していたため、再生位置に近い未受信のブロックが放送されるとは限らなかった。本研究の新規性は、放送通信融合環境において再生端末のデータ受信状況を考慮して放送するデータを決定する点にあり、放送通信融合環境において既存手法よりも効率的に再生途切れ時間を短縮する位置づけにある。

## 3. 提案手法

本章では、提案する放送通信融合環境における受信済みデータを考慮したストリーミング配信手法について説明す

る。まず、想定環境を示し、その後放送側の配信手法、通信側の配信手法を順番に説明する。

### 3.1 想定環境

本論文では 2.2.1 項で説明した放送通信融合環境におけるストリーミング配信を想定する。サーバが保持するストリーミングデータの数が多く再生端末がどのデータを再生するか分からないため、各再生端末は視聴要求を出してからデータの受信を開始し、あらかじめ受信しておくことはしない。再生端末は、ストリーミングデータを最初から最後まで早送りや巻き戻しをせずに再生するものとする。また、再生端末は、再生するストリーミングデータのすべてのブロックを保存する十分な容量の保存領域を持つ。また、放送チャンネルは 1 個とし、放送帯域は一定で再生端末は把握しているものとする。

### 3.2 放送側の配信手法

#### 3.2.1 アプローチ

放送通信融合環境におけるストリーミング配信において、放送を活用するためには、以下の要件をとともに満たすブロックを放送することが考えられる。

**要件 1** 未受信の再生端末が多いブロック

**要件 2** 放送しなければ再生途切れの発生する可能性が高いブロック

要件 1 を満たすことで、放送の利点を活かし、複数の再生端末に同時にデータを配信できる。帯域リソース節約の観点では、最も多い端末が必要とするブロックを放送 (4.2 節の MRB 法) すべきだが、再生途切れが発生する可能性が高い再生端末が要求しているブロックを放送するとは限らず、再生途切れ時間を効率的に短縮できない。需要数の少ないブロックを通信でとると、多くの再生端末が必要なブロックを通信で要求することになって、通信帯域が分断されてブロックの受信に時間がかかり、やはり再生途切れ時間を効率的に短縮できない。このため、再生途切れ時間を短縮するためには要件 2 も求められる。要件 2 を満たすことで、将来起こりうる再生途切れを防げる。

再生途切れ時間を短くするために、再生途切れ時間が最も長い再生端末が未受信のブロックを放送する手法 (4.2 節の LTIT-C 法) や、ブロックごとに再生途切れ時間を合計して再生途切れ時間の長いブロックを放送する手法 (4.2 節の LTIT-B 法) が考えられる。しかし、現状で再生途切れ時間の長い再生端末に、今後も再生途切れが発生する可能性が高いとは限らない。

そこで、放送しなければ再生途切れの発生する可能性が高いブロックを放送するために、提案手法では、余裕時間を用いる。余裕時間とは、次に再生が途切れる可能性のある時刻までの時間を表す。余裕時間の詳細は 3.2.2 項で述べる。各再生端末に対する余裕時間の平均値が最も短い

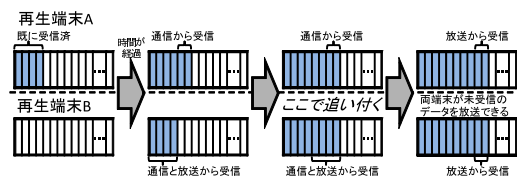


図 3 再生端末の受信済みデータが同じになる様子

Fig. 3 A situation that received blocks are being the same.

ブロックを放送することが考えられるが (4.2 節の SET-B 法), 最も余裕時間の短い再生端末が要求するブロックを放送できなくなる。そこで、提案手法では、余裕時間が最も短い再生端末が未受信のブロックを放送する。再生途切れの発生する可能性が最も高い再生端末の要求するブロックを放送できるため、要件 2 を満たしやすい。

また、余裕時間の短い再生端末が要求する前の方のブロックを放送し続けると、先に視聴要求を出していた再生端末と未受信のデータが同じになる。このため時間が経過すると、多くの再生端末が緊急を要しているブロックが放送されることになる。たとえば、図 3 の左端の時刻では、再生端末 A は 4 個のブロックを受信している。再生端末 B は視聴要求を出した直後であり、ブロックを受信していない。B の余裕時間が短いため、B が要求する前の方のブロックが放送される。時間が経過すると、B は放送からも通信からもブロックを受信できて 4 個のブロックを受信している。放送されたデータは A はすでに受信済みであり、A は通信から 2 個のブロックを受信している。さらに時間が経過すると、B の受信済みデータが A に追いつき、A と B の受信済みデータが同じになる。受信済みデータが同じになった後、新しい再生端末が視聴要求を出すまで、A または B が未受信のブロックが放送される。A と B の受信済みデータは同じになっているため、A も B も未受信のデータが放送されることになって、効率良くデータを配信できる。状況を理解しにくくなるため図には示さなかったが、A より先に視聴要求を出した再生端末がいる場合、A と B の受信済みデータが同じになった後、新しい再生端末が視聴要求を出さない限りさらにその再生端末にも A および B の受信済みデータが追いつく。複数の再生端末が未受信のデータを放送できることになるため、要件 1 を満たしやすい。

以上のため、提案手法では、再生端末ごとに余裕時間を考慮して、動的に放送するデータを決定する。

#### 3.2.2 余裕時間

余裕時間とは、次に再生が途切れる可能性のある時刻までの時間を表し、再生端末の受信済みデータから算出される。図 4 において、図中の縦線は現在の再生位置を表し、色が塗られている部分は受信済みデータを表す。この場合、ブロック 7 を次に受信しており、現在時刻からブロック 7 の再生開始予定時刻までの時間が余裕時間である。余

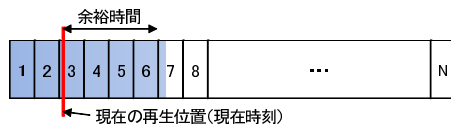


図 4 余裕時間の定義

Fig. 4 Definition of extra time.

表 1 SET-C 法における放送するブロックの決定例

Table 1 Example of deciding a broadcasting block under SET-C method.

再生端末	現在の再生位置	再生位置に最も近い未受信ブロック	余裕時間 [s]
1	109	122	6.999352
2	99	122	11.999412
3	89	122	16.874470
4	79	117	19.374530
5	69	99	15.499592
6	59	71	6.499652
7	48	66	9.124713

裕時間の短い再生端末が次に要求するブロックを放送すると、再生途切れ時間の増加を防げる。

各再生端末が通信から受信するブロックをサーバに要求する際、余裕時間もサーバに伝えることで、サーバは余裕時間を把握できる。余裕時間は数バイトの時間データである。

### 3.2.3 SET-C (Shortest Extra Time per Client) 法

受信済みデータを考慮して余裕時間に基づいて放送するブロックを決定する SET-C 法を提案する。以下の式で与えられる再生端末  $j$  が通信で要求しているブロックを放送する。再生端末  $i$  の余裕時間を  $E_i$  とし、 $N$  は再生端末の集合である。

$$E_j = \min_{i \in N} E_i \tag{1}$$

3.2.2 項で説明したとおり、サーバは余裕時間  $E_i$  を把握しており、上式により余裕時間が最も短い再生端末  $j$  を判定できる。さらに通信で  $j$  に送信しているブロック  $J$  を調べて、そのブロックを放送する。これは、3.2.1 項で説明したとおり、余裕時間が最も短い再生端末が要求するブロックを放送することで、要件 1 と 2 を満たしやすく再生途切れ時間を効率的に短縮できるためである。通信帯域を無駄に消費しないようにするため、 $J$  の放送開始と同時に、 $J$  を受信している再生端末への通信からの  $J$  の送信を中止する。

ストリーミング配信サービス開始時からブロックの放送を開始し、決定したブロックの放送が終了すると、再び同様の方法で次に放送するデータを決定する。

### 3.2.4 放送するブロックの決定例

表 1 はシミュレーションのある時点における再生端末の受信状況である。各行で再生端末の受信状況を表す。たとえば、再生端末 1 はブロック 109 を再生しており、再生位置に最も近い未受信のブロックはブロック 122 である。余

裕時間は、現在時刻からブロック 122 の再生開始予定時刻までの時間となり、約 7 秒である。現在の再生位置に最も近い未受信のブロックが再生位置から遠いほど余裕時間が長くなっている。表 1 の時点では、再生端末 6 が次に受信するブロック 71 を放送する。

### 3.3 通信側の配信手法

FC 法や LC 法 [13] と同じく、再生端末は、視聴要求を出すと同時に通信からブロックの受信を開始する。以下の条件を満たすブロックを受信し、あるブロックの受信を終了、または放送開始により受信中のブロックの送信が中止されると、次の条件を満たすブロックを要求する。

- 放送完了を待っていると途切れが発生するブロック
- 放送から受信するよりも通信から受信する方が早く受信できると予想されるブロック
- 現在の再生位置により近いブロック

これらを満たすブロックがない場合、通信帯域を無駄に消費しないように、通信からの受信を終了する。なお、「より近い」の判断基準は、現在の再生位置とブロックの再生開始位置の時間差がより短いことである。

初めの条件を満たすブロックを通信から受信しても、放送から受信する方が早く受信完了できるブロックであれば、通信帯域を無駄に消費してしまうため、2 番目の条件が必要になる。また、直近で再生が途切れる可能性があるブロックを受信していくことで、再生途切れ時間を短縮できるため、3 番目の条件が必要になる。これらの条件をすべて満たすブロックを通信から受信することで、再生途切れ時間を効率的に削減できる。

図 5 にブロックを要求する疑似コードを示す。再生端末は、現在の再生位置より後で未受信のブロック群を取得し、未受信のブロックごとに各条件が満たされているか確認する。提案手法では、ブロックを放送完了するごとに次に放送するブロックを決定するため、現在放送中であれば、放送完了が間に合うか通信の方が遅いか確認する。平均通信帯域は、これまでの通信状況から取得する。最終的に、現在の再生位置に近くてすべての条件を満たすブロック  $B$  をサーバに要求する。

疑似コードに示すとおり、現在放送されているブロックの放送完了時刻よりも、このブロックの最短での再生開始時刻の方が早いことで、初めの条件の「放送完了を待っていると途切れが発生するブロック」を判定できる。再生端末は、現在放送されているブロックの放送が開始された時刻  $S_{tb}$  に、ブロックの放送にかかる時間を足すことで放送完了時刻を算出できる。ブロックの放送にかかる時間は、ブロックのデータサイズ  $D$  を放送帯域  $BB$  で除することで求まる。また、現在時刻に、現在放送されているブロックの再生開始位置と現在の再生位置の差を足すことで、このブロックの最短での再生開始時刻  $p_{tb}$  を算出できる。こ

```

D: ブロックのデータサイズ, BB: 放送帯域, BC: 平均通信帯域
1:  $p_b = \infty$ ;  $B = null$ ; //変数初期化
2: //現在の再生位置より後で未受信のブロック群を取得
3:  $SB = \text{GetUnreceivedBlocks}()$ ;
4: foreach  $Tmp.B$  in  $SB$ ; //未受信のブロックごとに
5:    $p_{tb} = \text{GetPlayTime}(Tmp.B)$ ; //再生開始時刻取得
6:   if  $\text{NowBroadcasting}(Tmp.B) == \text{true}$  then //現在放送中
7:      $s_{tb} = \text{GetBroadcastTime}(Tmp.B)$ ; //放送開始時刻取得
8:     if  $s_{tb} + D/BB < p_{tb}$  then //放送完了が間に合う
9:       next; //次の未受信のブロックへ
10:    end if
11:     $c = \text{GetCurrentTime}()$ ; //現在時刻取得
12:    if  $s_{tb} + D/BB < c + D/BC$  then //通信の方が遅い
13:      next;
14:    end if
15:  end if
16:  if  $p_{tb} < p_b$  then //現在の再生位置に近い
17:     $p_b = p_{tb}$ ;
18:     $B = Tmp.B$ ;
19:  end if
20: end foreach
21: if  $B \neq null$  then
22:   Request( $B$ ); //ブロック  $B$  をサーバに要求
23: end if

```

図5 ブロックを要求する疑似コード  
Fig. 5 Pseudo code to request blocks.

のブロックの再生開始までに再生に途切れが発生すると再生開始位置が遅くなるため、最短の再生開始時刻となる。これらの値を比較して、条件を判定できる。

条件を同時に満たしたブロックがあると、再生端末は該当するブロックをサーバに要求する。要求を受信したサーバは、要求されたブロックを要求した再生端末に送信する。

#### 4. 評価

提案手法の有効性を確かめるため、コンピュータシミュレーションによる評価を行った。本章では、評価結果を示し、考察を行う。

##### 4.1 評価環境

評価に用いたパラメタの値を表2に示す。MPEG2のLowプロファイルで符号化された25分の映像コンテンツを想定し、GOP (Group of Pictures) と呼ばれる再生の単位をブロックと考え、GOPの標準サイズである0.5秒分をブロックのデータサイズとした。地上波デジタル放送を想定し、放送帯域を8Mbpsとし1個の放送チャンネル用いた。再生端末がストリーミングデータの視聴要求を出す平均到着間隔は、一般的な到着であるポアソン過程に従うものとする。また各再生端末の通信帯域は一定とし、再生端末の通信帯域の合計がサーバの帯域を超えると、サーバの帯域を再生端末数に応じて等分割して割

表2 評価に用いた値

Table 2 Evaluation parameter values.

項目	値
ストリーミングデータの再生時間	25分
再生レート	2Mbps
放送帯域	8Mbps
放送チャンネル	1個
再生端末の通信帯域	1Mbps
サーバの帯域	30Mbps
ブロックサイズ	125.012kバイト
ヘッダサイズ	12バイト

り当てる。ヘッダのサイズは、1つの情報あたり4バイトとし、ストリーミングデータのID、ブロックのID、合計ブロック数を格納するため、合計12バイトとする。ブロックはGOPとヘッダで構成され、そのデータサイズは、 $0.5[s] \times 2[Mbps] / 8 + 12[B] = 125.012[kB]$ になる。評価指標はすべての再生端末の再生途切れ時間の平均値とする。

シミュレーションでは、ポアソン過程に従った時間間隔で再生端末が順次ストリーミングの再生を開始していき、再生を開始した端末が一定数に到達した時点での結果について評価した。視聴要求の平均到着間隔が短いとき、同時に再生中の端末数が多くなる。

##### 4.2 比較手法

比較手法を以下に示す。2.1節で説明した放送のみを用いたDSB法、DHB法、AB法は放送帯域に上限を与えていないが、実環境では上限があり、これらの手法で使用する放送帯域が上限に達した時点で評価環境に適用できない。このため、比較手法として用いない。

- BCD-BE-AHB法 (Broadcast and Communication based Delivery-BE-AHB)

文献[15]で提案されているBE-AHB (Bandwidth Equivalent Asynchronous Harmonic Broadcasting)法に通信側の手法として提案手法と同じものを用いて、放送通信融合環境に適用させた手法である。BE-AHB法は、放送のみを想定した静的な放送スケジュール作成手法である。BE-AHB法では、放送帯域の等しいいくつかの放送チャンネルを用いて、各放送チャンネルで各セグメントを繰り返して放送している。

- LC (modified) 法

ストリーミングデータの後ろの部分を除いて放送スケジュールを作成する文献[13]で提案されているLC法を改良した手法である。すでに割当てたすべてのブロックの放送が終わった時点で、その時刻における通信帯域に従って放送スケジュールから除くデータ量を決定するように改良した。

また、3.2.1項で説明したアプローチに基づき、以下の手法も比較手法とする。

- MRB 法 (Most Requested Block)  
最も多くの再生端末が通信で要求しているブロックを放送する．要求している再生端末の数が等しい場合には，早く要求されているブロックを放送する．

- LTIT-C 法 (Longest Total Interruption Time per Client)  
再生途切れ時間の最も長い再生端末が通信で要求しているブロックを放送スケジュールに割当てる．再生端末  $i$  の再生途切れ時間を  $I_i$  とし，最大の  $I_i$  を与える再生端末  $j$  が通信で受信しているブロックを放送する．

$$I_j = \max_{i \in N} I_i \quad (2)$$

- LTIT-B 法 (LTIT per Block)  
複数の再生端末の再生途切れ時間を考慮するために，ブロックごとに，各ブロックを通信で要求する再生端末の再生途切れ時間の和を求め，その和が最大のブロックを放送スケジュールに割当てる．再生端末  $i$  が次に受信するブロックを  $W_i$  とする．ストリーミングデータに含まれるブロック全体の集合を  $K$  で表す．ブロック  $k$  における再生途切れ時間の合計を  $Total\_I_k$  とする．

$$Total\_I_k = \sum_{W_i=k, i \in N} I_i \quad (3)$$

以下を満たすブロック  $j$  を放送する．

$$Total\_I_j = \max_{k \in K} Total\_I_k \quad (4)$$

- SET-B 法 (SET per Block)  
ブロックごとに再生端末の余裕時間の平均値を求め，さらに，複数の再生端末にデータを配信できる放送の利点を反映させるため，平均値をそのブロックを受信する再生端末数で割る．その値が最小のブロック  $j$  を放送する． $j$  は次式を満たす．再生端末  $i$  が要求しているブロックを  $W_i$  とする．ブロック  $k$  を要求している再生端末の余裕時間の平均値を  $Avg\_E_k$  とし，ブロック  $k$  を受信する再生端末数を  $N_k$  とする．

$$Avg\_E_k = \frac{\sum_{W_i=k, i \in N} E_i}{N_k} \quad (5)$$

$$Avg\_E_j = \min_{k \in K} \frac{Avg\_E_k}{N_k} \quad (6)$$

表 1 を用いて，例を説明する．たとえば，ブロック 122 の余裕時間の平均値は 11.957744 秒である．ブロック 122 を次に受信する再生端末が 3 台のため，平均値を 3 で割ると，3.985915 秒になる．同様に，他のブロックについても算出すると，ブロック 122 の値が最も小さいため，ブロック 122 を放送する．

これらの比較手法では，式自体が提案手法よりも複雑に見える手法もあるが，3.2.1 項で議論したように，再生途切れ時間の短縮に効果的なブロックを放送できない．

### 4.3 視聴要求の影響

視聴要求の平均到着間隔が短い場合，視聴中の再生端末の数が増え，通信量が増加して再生途切れ時間が長くなると思われる．そこで視聴要求の平均到着間隔を変化させ，各手法の再生途切れ時間をシミュレーションした．本評価では，長い場合（平均到着間隔が 60 秒の場合）で，平均再生途切れ時間の変化が小さくなって 1% に収まり収束したと判断できるのが，視聴要求を出した再生端末の数が 1992 になるまでシミュレーションを行ったときとなった．平均再生途切れ時間が十分収束するまでシミュレーションを行えるさらに妥当な値として，この数の倍付近で区切りのよい 4000 になるまでシミュレーションを行った．

#### 4.3.1 平均再生途切れ時間

平均再生途切れ時間の結果を図 6 に示す．横軸は視聴要求の平均到着間隔，縦軸は再生端末の平均再生途切れ時間を表す．

提案する SET-C 法では，受信済みデータを考慮して余裕時間を用いて放送するブロックを決定することで，再生が途切れる可能性が高い再生端末が要求しているブロックを放送でき，再生途切れ時間を効率良く短縮できている．図 6 より，ほとんどの平均到着間隔において，SET-C 法は最短の再生途切れ時間を与えている．SET-B 法では，平均到着間隔が 20 秒あたりで急激に平均再生途切れ時間が短くなっている．これは，放送されるブロックを要求している再生端末の数は少ないが，平均到着間隔が短い場合と比べて通信帯域が小さくならないためである．SET-C 法と SET-B 法の比較については，後に 5.1 節で行う．視聴要求の平均到着間隔が短くなって再生端末の数が多くなると，平均再生途切れ時間が長くなる．しかし，提案手法では，余裕時間に基づいて放送するブロックを決定すること

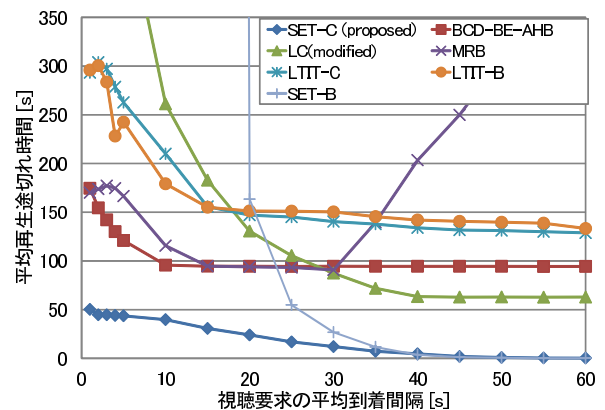


図 6 視聴要求の平均到着間隔と平均再生途切れ時間  
Fig. 6 The average request arrival interval and the average interruption time.

で、他の手法と比べて各再生端末は再生開始時刻までにブロックを受信完了できる割合が高くなる。このため、再生端末の数が増えても、他の手法に比べて平均再生途切れ時間を短く抑えられ、スケーラビリティの問題を軽減できることが分かる。

LTIT-C 法や LTIT-B 法は、再生途切れ時間の長い再生端末の再生途切れ時間を短縮できる。しかし、再生の途切れている他の再生端末が通信で要求しているブロックを放送できず、他の再生端末の再生途切れ時間が長くなる。放送の利点を満たしながら再生の途切れを防げるブロックを放送できない場合があるため、提案手法と比べて再生途切れ時間を短縮できない。

LC (modified) 法は、平均到着間隔が 30 秒以上のとき、BCD-BE-AHB 法より平均再生途切れ時間は短い。これは、放送スケジュールからデータを除くことで、データの放送周期が短くなり、再生端末のデータを受信する機会が増加するためである。複数の再生端末が要求しているブロックを放送しているとは限らず、提案手法より再生途切れ時間を短縮できていない。

MRB 法では、平均到着間隔が 30 秒以下であれば、平均到着間隔が長くなるほど、平均再生途切れ時間は短くなっている。これは、平均到着間隔が短いとき、再生の途切れていない再生端末の要求するブロックを放送し、他の再生端末で再生が途切れる場合が多いためである。また、30 秒を超えると、平均再生途切れ時間は長くなる。平均到着間隔が長い状況では、データを再生中の再生端末の数が少なくなり、放送されるブロックを要求している再生端末の数が少なく、効率的に再生途切れ時間を短縮できないためである。

具体例として、視聴者の平均到着間隔が 20 秒の場合、既存手法の中で最も平均再生途切れ時間を短縮する BCD-BE-AHB 法の平均再生途切れ時間は 95 秒であり、提案する SET-C 法では 24 秒であることから、75%短縮できる。同じ再生途切れ時間を条件とすると提案手法は既存手法より映像の品質を向上させることもできる。

4.3.2 最大再生途切れ時間

平均到着間隔が短い状況では、再生端末 1 台あたりの通信帯域が小さくなり、再生端末は多くのブロックを放送から受信する。BCD-BE-AHB 法ではすべてのブロックを繰り返し放送しているため、再生途切れ時間はある一定の範囲内で収まる。しかし、提案する SET-C 法では放送回数少ないブロックがあるため、平均到着間隔が短い状況では再生途切れ時間が長くなる場合がある。そこで、4.3 節のシミュレーション結果における、BCD-BE-AHB 法と SET-C 法の最大再生途切れ時間を表 3 に示す。

平均到着間隔が 10 秒以下のとき、BCD-BE-AHB 法の方が最大再生途切れ時間は短いことが分かる。これは、SET-C 法では、受信済みデータを考慮しているため、再生

表 3 視聴要求の平均到着間隔と最大再生途切れ時間

Table 3 The average request arrival interval and the maximum interruption time.

平均到着間隔 [s]	1	5	10	15	20
BCD-BE-AHB	326.28	291.96	190.16	188.50	188.50
SET-C	358.89	332.15	203.02	157.71	140.00

単位 [s]

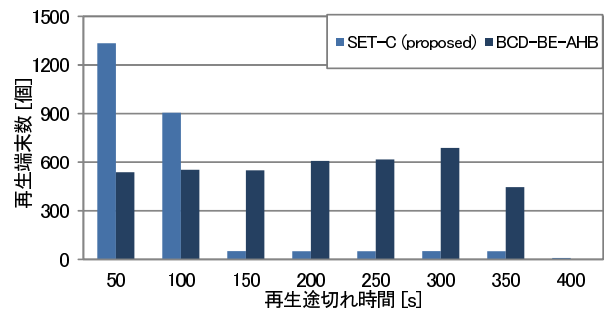


図 7 再生端末の再生途切れ時間の分布 (平均到着間隔 1 秒)

Fig. 7 The distribution of interruption time (the average request arrival interval is 1 sec.).

途切れ時間が長くても、再生途切れの原因となっているブロックが放送されず、さらに再生途切れ時間が長くなるためである。BCD-BE-AHB 法ではブロックを繰り返し放送しているため、このような現象は起こらない。

4.3.3 再生途切れ時間の分布

表 3 より、平均到着間隔が 1 秒の場合、SET-C 法より BCD-BE-AHB 法の最大再生途切れ時間が短くなっているが、平均再生途切れ時間は長くなっているため、その分布を調べた。平均到着間隔が 1 秒のときの再生途切れ時間の分布を図 7 に示す。BCD-BE-AHB 法では、再生端末の再生途切れ時間は放送周期に依存するため、再生途切れ時間はある範囲内で様に分布している。一方、SET-C 法では、多くの再生端末が再生途切れ時間が 50 秒以下である。これは、余裕時間の短い再生端末が要求しているブロックが他の再生端末が要求しているブロックと同じになりやすく、複数の再生端末にブロックを放送できるためである。

4.4 通信帯域の影響

視聴要求の平均到着間隔が短い状況と長い状況のそれぞれにおいて、通信帯域を変化させて評価を行った。視聴要求が平均到着間隔が 1 秒のときの結果を図 8 に、60 秒のときの結果を図 9 に示す。他のパラメータは 4.3 節と同じである。

図 8 より、平均到着間隔が比較的短い 1 秒の場合、通信帯域が変化しても、平均再生途切れ時間はほぼ変わらないことが分かる。通信速度は、サーバ側の通信帯域と再生端末側の通信帯域で小さい方の通信帯域によって決まる。サーバ側の総通信帯域は再生端末ごとに等分割されるため、平均到着間隔が短く、映像を再生している再生端末の数が



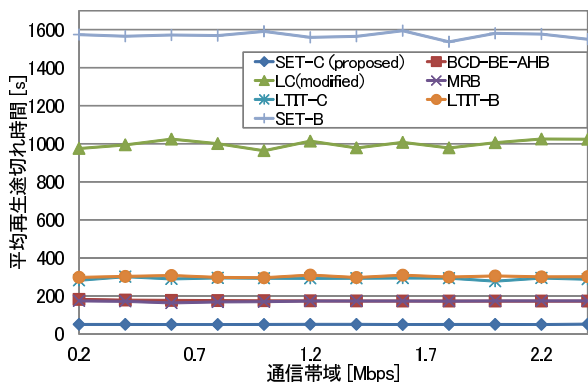


図 8 通信帯域と平均再生途切れ時間 (平均到着間隔 1 秒)

Fig. 8 The communication bandwidth and the average request arrival interval (the average request arrival interval is 1 sec.).

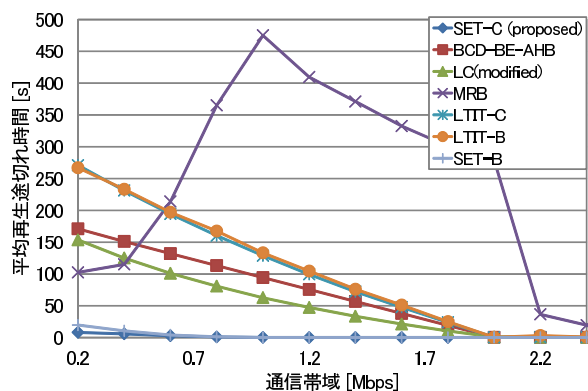


図 9 通信帯域と平均再生途切れ時間 (平均到着間隔 60 秒)

Fig. 9 The communication bandwidth and the average request arrival interval (the average request arrival interval is 60 sec.).

多い場合、サーバ側の帯域によって通信速度が決まる。このため、再生端末側の通信帯域が変化しても、平均再生途切れ時間が大きく変化しない。

図 9 より、平均到着間隔が長い場合、多くの手法において、通信帯域が大きくなると、速くデータを受信できるため、平均再生途切れ時間が短くなっている。また、すべての手法において、通信帯域が 2 Mbps 以上のとき、急激に平均再生途切れ時間は短くなっている。これは、通信帯域が再生レートよりも大きくなって、再生に途切れが起これにくくなるためである。MRB 法の挙動については 5.3 節で議論する。

#### 4.5 放送帯域の影響

視聴要求の平均到着間隔が短い状況と長い状況のそれぞれにおいて、放送帯域を変化させて評価を行った。視聴要求の平均到着間隔が 1 秒のときの結果を図 10 に、60 秒のときの結果を図 11 に示す。パラメタは 4.3 節と同じである。

図 10 より、すべての手法において、ほとんどの場合に

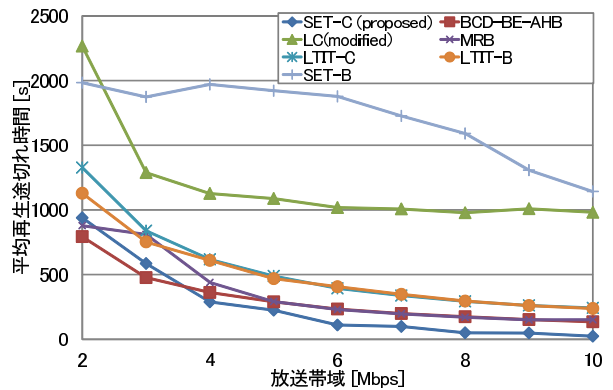


図 10 放送帯域と平均再生途切れ時間 (平均到着間隔 1 秒)

Fig. 10 The broadcast bandwidth and the average request arrival interval (the average request arrival interval is 1 sec.).

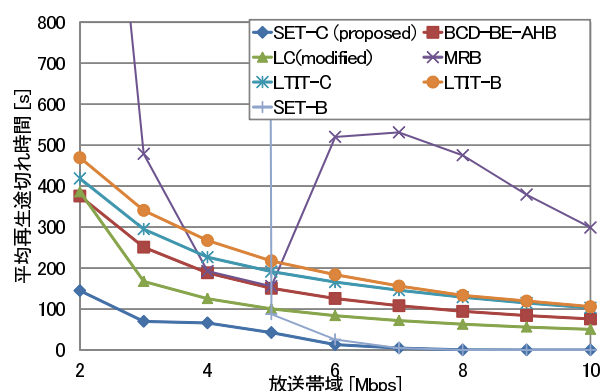


図 11 放送帯域と平均再生途切れ時間 (平均到着間隔 60 秒)

Fig. 11 The broadcast bandwidth and the average request arrival interval (the average request arrival interval is 60 sec.).

放送帯域が大きくなると平均再生途切れ時間が短くなっている。これは、放送帯域が大きくなると、ブロックを放送する回数が増え、再生途切れ時間の短縮に効果的なデータを放送できる機会が増えるためである。図 11 より、多くの手法において、放送帯域が大きくなると平均再生途切れ時間が短くなっていることが分かる。

## 5. 議論

### 5.1 余裕時間の計算方法について

余裕時間に基づいて放送するブロックを決定する SET-C 法と SET-B 法について議論する。SET-C 法は各再生端末の余裕時間を用い、SET-B 法では各ブロックごとの余裕時間の平均値を用いている点が異なる。図 6 より、平均到着間隔が 20 秒未満のとき、SET-B 法の再生途切れ時間が非常に長い。これは、SET-B 法では、それぞれの余裕時間が長くてもブロックごとの余裕時間の平均値が短くなり、余裕時間の短い再生端末が要求するブロックを放送するとは限らないためである。また、平均到着間隔が 20 秒以上のとき、平均再生途切れ時間に大きな違いがない。これは、

通信で同じブロックを要求する再生端末の数が少なく、両手法で放送されるブロックの違いが少ないためである。

## 5.2 計算量

提案手法では、1個のブロックの放送が終了するたびに放送するブロックを決定する。決定には、すべての再生端末の受信状況を計算する必要がある、このための計算時間がかかる。シミュレーションを行った結果、この計算時間は最大100マイクロ秒程度であり、再生途切れ時間と比べて非常に短く、問題にはならないと考える。

## 5.3 MRB法に関する考察

4.4節では、MRB法のみ他の手法と大きく異なる挙動をしている。MRB法では、通信帯域が1Mbps以下のとき、通信帯域が大きくなるほど、平均再生途切れ時間が長くなっている。ある再生端末Aが初めにデータの受信を開始したとき、すでにデータを受信している再生端末Bが初めのブロックから連続して受信しているブロックの数（連続受信済みブロック数）は、通信帯域が大きくなるほど多くなる。通信帯域が小さくなるにつれ、通信からのデータの受信に時間がかかるが、連続受信済みブロック数の差が小さいため、その差は埋まりやすく、再生端末AとBの未受信のブロックが同じになり、再生途切れ時間が短くなっている。一方、通信帯域が1Mbps以上であれば、MRB法の平均再生途切れ時間は短くなる。これは、他の手法同様、通信帯域が大きいため、データを速く受信でき、連続受信済みブロック数の差を埋めることができるためである。

4.5節においても同様に、MRB法の挙動が大きく異なる。MRB法では、放送帯域が5Mbps以下の場合、放送帯域が大きくなるほど、再生途切れ時間は短くなっている。これは、放送するデータの数は少ないが、再生端末は通信からもデータを受信できるためである。しかし、放送帯域が6, 7Mbpsのとき、再生途切れ時間が長くなっている。これは、4.4節でMRB法の平均到着間隔が長くなる理由と同様に、連続受信済みブロック数の差を埋めにくいいためである。

## 6. まとめ

本論文では、放送通信融合環境における再生端末の受信済みデータを考慮したストリーミング配信手法を提案した。提案手法では、再生端末の受信済みデータを考慮して、動的に放送するブロックを決定する。次に再生の途切れが発生するまでの時間を示す余裕時間の短い再生端末が要求しているブロックを放送することで、再生端末の再生が途切れる確率を小さくし、平均再生途切れ時間を短縮できる。評価の結果、提案手法が従来手法より再生途切れ時間を短縮できることを確認した。

今後、複数の放送チャネルを用いて動的に放送スケジュー

ルを作成する場合や、放送スケジュール作成における通信量削減のための手法を考案する。

**謝辞** 本論文の一部は、総務省戦略的情報通信研究開発推進事業 (SCOPE) および、科学研究費補助金若手研究 (A) (課題番号: 23680007), 基盤研究 (S) (課題番号: 21220002) の研究助成による成果である。ここに記して謝意を表す。

## 参考文献

- [1] Brandenburg, R., Niamut, O., Prins, M. and Stokking, H.: Spatial segmentation for immersive media delivery, *Proc. IEEE Int. Conf. on Intelligence in Next Generation Networks*, pp.151–156 (2011).
- [2] Carter, S.W., Paris, J.F., Mohan, S. and Long, D.D.E.: A dynamic heuristic broadcasting protocol for video-on-demand, *Proc. IEEE Int. Conf. on Distributed Computing Systems*, pp.657–664 (2001).
- [3] Eager, D.L. and Vernon, M.K.: Dynamic skyscraper broadcast for video-on-demand, *Proc. Int. Workshop on Advances in Multimedia Systems*, pp.18–32 (1998).
- [4] Gopalakrishnan, V., Bhattacharjee, B., Ramakrishnan, K., Jana, R. and Srivastava, D.: CPM: Adaptive video-on-demand with cooperative peer assists and multicast, *Proc. IEEE INFOCOM*, pp.91–99 (2009).
- [5] Hua, K.A. and Sheu, S.: Skyscraper broadcasting: A new broadcasting scheme for metropolitan video-on-demand systems, *Proc. ACM SIGCOMM*, pp.89–100 (1997).
- [6] Kim, H. and Yeom, H.Y.: Dynamic scheme transition adaptable to variable video popularity in a digital broadcast network, *IEEE Trans. on Multimedia*, Vol.11, No.3, pp.486–493 (2009).
- [7] Kwon, J.B. and Yeom, H.Y.: Adjustable broadcast protocol for large-scale near-video-on-demand systems, *Computer Communications*, Vol.28, No.11, pp.1303–1316 (2005).
- [8] Lee, J.Y.B.: UVoD: An unified architecture for video-on-demand services, *IEEE Communication Letters*, Vol.3, No.9, pp.277–279 (1999).
- [9] Lee, J.Y.B. and Lee, C.H.: Design, performance analysis, and implementation of a super-scalar video-on-demand system, *IEEE Trans. Circuits and Systems for Video Technology*, Vol.12, No.11, pp.983–997 (2002).
- [10] Magharei, N. and Rejaie, R.: PRIME: Peer-to-peer receiver-driven mesh-based streaming, *Proc. IEEE INFOCOM 2007*, pp.1415–1423 (2007).
- [11] Nguyen, A.T., Li, B. and Eliassen, F.: Chameleon: Adaptive peer-to-peer streaming with network coding, *Proc. IEEE INFOCOM 2010*, pp.1–9 (2010).
- [12] Taleb, T., Kato, N. and Nemoto, Y.: Neighbors-buffering-based video-on-demand architecture, *Signal Processing: Image Communication*, Vol.18, No.7, pp.515–526 (2003).
- [13] Umezawa, M., Yoshihisa, T., Hara, T. and Nishio, S.: Interruption time reduction methods by predicting data reception for streaming delivery on hybrid broadcasting environments, *Proc. IEEE Pacific Rim Conference Communications, Computers and Signal Processing*, pp.185–190 (2011).
- [14] Viswanathan, S. and Imielinski, T.: Pyramid broadcasting for video on demand service, *Proc. SPIE Conference on Multimedia Computing and Networking*, pp.66–77 (1995).

- [15] 義久智樹, 塚本昌彦, 西尾章治郎: 再生単位を考慮したスケジューリング手法における使用チャンネル数について, 日本データベース学会 Letters, Vol.4, No.3, pp.5-8 (2005).
- [16] Zhang, Q. and Paris, J.F.: A channel-based heuristic distribution protocol for video-on-demand, *Proc. IEEE Int. Conf. on Multimedia and Expo*, Vol.1, pp.245-248 (2002).
- [17] Zhang, X., Liu, J., Li, B. and Yum, T.-S.P.: Cool-Streaming/DoNet: A data-driven overlay network for efficient live media streaming, *Proc. IEEE INFOCOM 2005*, Vol.3, pp.2102-2111 (2005).



梅澤 真弘 (学生会員)

2011年大阪大学工学部電子情報工学科卒業。同大学大学院情報科学研究科博士前期課程在学中に本論文を執筆。放送スケジューリングに興味を持つ。



義久 智樹 (正会員)

2002年大阪大学工学部電子情報エネルギー工学科卒業。2003年同大学大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻博士前期課程を修了し、2005年同専攻博士後期課程修了。博士(情報科学)。2005年京都大学学術情報メディアセンター助教。2008年大阪大学サイバーメディアセンター講師を経て2009年より同准教授となり、現在に至る。この間、カリフォルニア大学アーバイン校客員研究員。インターネット放送およびセンサネットワークに興味を持つ。電子情報通信学会、IEEE 各会員。



原 隆浩 (正会員)

1995年大阪大学工学部情報システム工学科卒業。1997年同大学大学院工学研究科博士前期課程修了。同年同大学院工学研究科博士後期課程中退後、同大学院工学研究科情報システム工学専攻助手、2002年同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻助手、2004年より同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻准教授となり、現在に至る。工学博士。1996年本学会山下記念研究賞受賞。2000年電気通信普及財団テレコムシステム技術賞受賞。2003年本学会研究開発奨励賞受賞。2008年、2009年本学会論文賞受賞。モバイルコンピューティング、ネットワーク環境におけるデータ管理技術に関する研究に従事。IEEE, ACM, 電子情報通信学会, 日本データベース学会の各会員。



西尾 章治郎 (フェロー)

1975年京都大学工学部数理工学科卒業。1980年京都大学大学院工学研究科博士後期課程修了。工学博士。京都大学工学部助手、大阪大学基礎工学部および情報処理教育センター助教授を経て、1992年大阪大学工学部教授、2002年大学院情報科学研究科教授となり、現在に至る。その間、大阪大学サイバーメディアセンター長、大学院情報科学研究科長、理事・副学長を歴任。データベースシステムにおけるデータおよび知識管理に関する研究に従事し、紫綬褒章、立石賞功績賞等を授与される。日本学術会議会員。本会では理事を歴任し、論文賞、功績賞を受賞。IEEE, 電子情報通信学会フェロー。