

放送通信融合型ストリーミング配信環境における 放送スケジュールへの分割データ複数割当てによる 再生途切れ時間短縮手法

梅澤 真弘^{1,a)} 義久 智樹^{2,b)} 原 隆浩^{1,c)} 西尾 章治郎^{1,d)}

概要：放送通信融合型ストリーミング配信環境では、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。これまでの再生途切れ時間短縮手法では、放送するブロック（分割データ）を余裕時間（再生が途切れるまでの時間）に基づいて決定していたため、新たに視聴を開始した再生端末から要求があると、一番初めのブロックを放送することになって、未受信の再生端末の数が多ブロックが放送されるとは限らなかった。そこで、本稿では、一度に複数のブロックをまとめて放送スケジュールに割り当てる再生途切れ時間短縮手法を提案する。ブロックを複数個割り当てることで、視聴要求が到着しても、すぐにその再生端末が要求しているブロックが放送されず、従来手法より未受信の再生端末が多いブロックを放送できる。

キーワード：放送通信融合環境、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

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伴い、放送と通信の両方を用いてストリーミング配信を行う放送通信融合型ストリーミング配信環境が注目されている。放送とは、テレビやラジオのように放送設備から電波を放射し、放送スケジュールに従って全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。

放送通信融合型ストリーミング配信環境では、音楽や映像などのストリーミングデータを放送と同時に通信からも受信できる。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。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、再生途切れ時間を短縮する多数の研究が行われている（[3],[6]-[10]）。

これまでの手法では、データを固定長のブロックに分割し、再生が途切れるまでの時間を表す余裕時間が短い再生端末が通信から要求しているブロックを放送する手法が提案されている。しかし、これらの手法では、ブロックを放送完了する度に次に放送するブロックを余裕時間に基づいて決定していたため、新たに視聴を開始した再生端末から要求があると、その再生端末が要求している一番初めのブロックを放送することになる。他の再生端末は既に一番初めのブロックを受信しているため、これらの手法では未受信の再生端末の数が多ブロックが放送されるとは限らなかった（詳細は3.2）。放送の利点を生かして未受信の再生端末の数が多ブロックを放送することで、再生途切れ時間を効果的に短縮できる。

そこで、本稿では、一度に複数のブロックをまとめて放送スケジュールに割り当てる再生途切れ時間短縮手法を提案する。ブロックを複数個割り当てることで、再生端末が多い状況において、視聴要求が到着しても、すぐにその再生端末が要求しているブロックが放送されず、従来手法より未受信の再生端末が多いブロックを放送できる。評価の

¹ 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

² 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

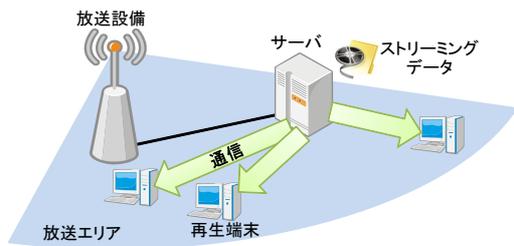


図 1 放送通信融合型ストリーミング配信環境

Fig. 1 Steaming delivery on broadcast and communication integration environments

結果、ブロックを 1 個ずつ決定する従来手法と比べて、提案手法の方が再生途切れ時間を短縮できる場合があることを確認した。

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 章で評価を行う。最後に 5 章で本論文をまとめる。

2. 関連研究

ストリーミング配信において再生途切れ時間を短縮する手法は、放送通信融合環境だけではなく、放送環境だけの場合においても研究されており ([1], [2], [4], [5], [11], [12]), 解決すべき研究テーマである。本章では、放送通信融合型ストリーミング配信環境を説明した後、放送通信融合型ストリーミング配信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 放送通信融合型ストリーミング配信環境

図 1 に放送通信融合型ストリーミング配信環境の構成を示す。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通信を用いて同時にサーバからもデータを受信できる。放送設備からは、幾つかの放送チャンネルを用いてデータが配信される。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直接データを送信できる。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繋がったテレビや無線 LAN に繋がるワンセグプレーヤー等が挙げられる。

2.2 再生途切れ時間短縮手法

文献 [6] で提案されている UVoD (Unified Video-on-Demand) では、初めの方のデータを配信するタイミングをずらして複数の放送チャンネルで同じデータを繰り返して放送する。また、放送からの受信では再生開始時刻に間に合わずに再生途切れが発生するデータがある場合、通信を用いて、サーバからその再生端末にそのデータを配信する。文献 [7] で提案されている SSVoD (Super-Scalar



図 2 余裕時間の例

Fig. 2 An example for extra time

Video-on-Demand) では、UVoD と同様に放送からデータを配信している。放送からではデータの受信が再生開始時刻に間に合わない場合、一定時間に同じデータに対して視聴要求を出した幾つかの再生端末にマルチキャストで配信を行う。文献 [8] で提案されている NBB VoD (Neighbors-Buffering Based Video-on-Demand) では、他の手法と同様に放送からデータを配信している。放送からではデータの受信が再生開始時刻に間に合わないデータがある場合、そのデータを他の再生端末が既に受信していれば、その再生端末からデータを受信する。しかし、必要なデータをどの再生端末も受信していない場合、サーバから必要なデータを受信する。しかし、これらの手法はすべてのデータを放送しているため、放送周期が長くなって再生途切れ時間を効率的に短縮できていなかった。

文献 [9] で提案されている 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) 法では、通信から受信しても再生開始に間に合うデータ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。

文献 [10] で提案されている SET-C (Shortest Extra Time per Client) 法では、再生端末の余裕時間を考慮して放送するブロックを動的に決定している。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し、再生端末の受信済データから算出される。本研究の提案手法においても余裕時間を用いている。図 2 において、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データを表す。この場合、ブロック 7 を受信中で、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となる。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と、再生途切れを防げる可能性が高まるため、再生途切れ時間の増加を防げる。このため SET-C 法では、余裕時間の最も短い再生端末の要求するブロックを放送している。しかし、SET-C 法では、ブロックを放送完了する度に次に放送するブロックを決定していたため、新たに視聴を開始した再生端末から要求があると、一番初めのブ

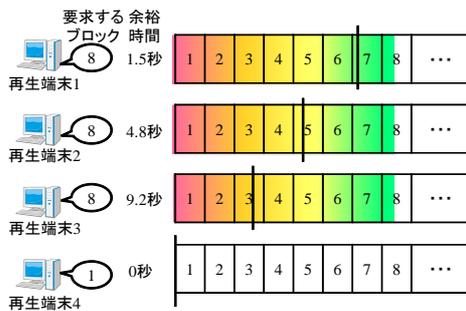


図 3 SET-C 法の問題点を説明するための図

Fig. 3 A figure to explain the problem of the SET-C method

ロックを放送することになる．他の再生端末は既に一番最初のブロックを受信しているため，これらの手法では未受信の再生端末の数が多いブロックが放送されるとは限らなかった．

3. 提案手法

本章では，提案する放送通信融合型ストリーミング配信環境における再生途切れ時間短縮のための放送スケジュールへの分割データ複数割当てによる再生途切れ時間短縮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

本稿では 2.1 節で説明した放送通信融合型ストリーミング配信環境を想定する．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もつ．放送設備は 1 個のストリーミングデータの放送に 1 個の放送チャンネルを用いる．

3.2 従来手法の問題点

文献 [10] で提案されている SET-C 法では，余裕時間の最も短い再生端末が要求するブロックを放送し続けていると，受信済みのデータが同じ再生端末が多くなって，複数の再生端末に同時にデータを配信できる放送の利点を満たしやすくなる．しかし，再生端末が新たに視聴を開始すると，その再生端末の余裕時間が最も短くなるため，再生端末が一番最初のブロックを放送することになる．他の再生端末は既に一番最初のブロックを受信しているため，未受信の再生端末が多いブロックが放送されるとは限らない．図 3 では，初めの 8 個のブロックを示しており，受信した部分

には色をつけて示している．各再生端末の再生している部分は黒い縦線で示している．図 3 の状況では，再生端末 1 から 3 が順番にデータの再生を開始し，放送と通信からブロックを受信して，再生端末 1 から 3 の受信済みのブロックが同じになっている．ここで，再生端末 4 が新たに視聴を開始した場合を考える．再生端末 1 から 3 はブロック 8 を受信中で，次に再生が途切れる可能性のある時刻までの時間はそれぞれ 1.5 秒，4.8 秒，9.2 秒である．SET-C 法では，再生端末 4 の余裕時間が 0 秒のため，再生端末 4 が要求するブロック 1 を放送することになるが，他の再生端末は既にブロック 1 を受信しているため，他の再生端末の再生途切れ時間短縮に有効なブロックを放送できていない．

そこで，未受信の再生端末が多いブロックを放送するため，新たに視聴を開始した再生端末が要求するブロックをすぐに放送しないことが考えられる．

3.3 G-SET-C 法 (Grouped SET-C)

3.3.1 放送側の配信手法

新たに視聴を開始した再生端末が要求するブロック 1 を，すぐに放送してもブロック 1 を受信済みの再生端末が多いため，すぐに放送せずいくつか他のブロックを放送した後に放送することが考えられる．そこで，これまでの手法の中で再生途切れ時間を最も短縮している SET-C 法を拡張し，放送スケジュールへブロックを複数個割り当てる手法を提案する．提案する G-SET-C 法では，SET-C 法と同じ余裕時間に基づいて，放送スケジュール作成時刻に G 個のブロックを放送スケジュールに割り当てる．放送スケジュール作成時刻とは，放送スケジュールに割り当てられたブロックをすべて放送して，次に放送スケジュールを作成する時刻を指す．各ブロックの放送開始時刻における各再生端末の余裕時間を予測して，予測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．

放送スケジュールに割り当てる G 個のブロックのうち，放送する順番に g ($= 1, \dots, G$) 番目のブロックの放送開始時刻 $S(g)$ における再生端末 i の予測の余裕時間を $E_i(g)$ で示す． $E_i(1)$ に関しては，サーバは再生端末に問い合わせることで実際の値を取得できる． g 番目のブロックの放送開始時刻において再生端末 i が要求しているブロックを受信完了すると予測されるまでの時刻を $R_i(g)$ とし，1 個のブロックの放送にかかる時間を B_b ，再生にかかる時間を P_b とする．

まず， $S(f+1) < R_i(f)$ ($f = 1, \dots, G-1$) すなわち， f 番目のブロックの放送中に再生端末 i が要求しているブロックを受信できない場合， $f+1$ 番目のブロックの放送開始時刻における余裕時間は再生した分だけ減少するため， $E_i(f+1) = E_i(f) - B_b$ となる．ただし，この値が負の場合，余裕時間の定義から $E_i(f+1) = 0$ となる．次に， $R_i(f) \leq S(f+1)$ すなわち， f 番目のブロックの放

送中に再生端末 i が要求しているブロックを受信完了できる場合を考える。受信完了までに途切れが発生する場合 ($E_i(f) < R_i(f) - S(f)$), 受信完了してから再生が始まるため, $E_i(f+1) = R_i(f) + P_b - S(f+1)$ となる。本研究の想定では放送帯域が再生レートより大きく $B_b < P_b$ となる。右辺は $R_i(f) - S(f) + P_b - B_b$ と変形でき $S(f) < R_i(f)$ であるため, この値は負にはならない。受信完了までに途切れが発生しない場合 ($R_i(f) - S(f) \leq E_i(f)$), 受信したブロックの再生時間分余裕時間は増加するため, $E_i(f+1) = E_i(f) - B_b + P_b$ となる。よって, $E_i(f+1)$ は以下で与えられる。

$$E_i(f+1) = \begin{cases} 0 & (S(f+1) < R_i(f), E_i(f) < B_b) \\ E_i(f) - B_b & (S(f+1) < R_i(f), E_i(f) \geq B_b) \\ R_i(f) + P_b - S(f+1) & (S(f+1) \geq R_i(f), E_i(f) < R_i(f) - S(f)) \\ E_i(f) - B_b + P_b & (S(f+1) \geq R_i(f), E_i(f) \geq R_i(f) - S(f)) \end{cases} \quad (1)$$

G-SET-C 法では, 放送スケジュール作成時刻に, 各 g の値において下記を満たす再生端末 j が要求するブロックを g 番目に放送するブロックとして放送スケジュールに割り当てる。 N は再生端末の集合である。余裕時間が同じ場合, 先に視聴要求を出した再生端末が要求するブロックを放送する。

$$E_j(g) = \min_{i \in N} E_i(g) \quad (2)$$

3.3.2 余裕時間の予測方法

G-SET-C 法では, 予測の余裕時間 $E_i(g)$ ($g = 1, \dots, G$) を求めるために, g 番目のブロックの放送開始時刻において再生端末 i が要求しているブロック $D_i(g)$ を受信完了すると予測されるまでの時刻 $R_i(g)$ を用いており, $R_i(g)$ を算出する必要がある。

$D_i(g)$ を放送から受信できる場合, 放送スケジュールに割り当てるブロックをサーバが決定しているため, ブロックの放送開始時刻から $D_i(g)$ を算出できる。例えば, $D_i(g)$ が e 番目に放送するブロックとして割り当てられると, $R_i(g) = S(e) + B_b$ となる。

$D_i(g)$ を通信から受信する場合, 放送スケジュール作成時刻における再生端末 i の通信帯域 C_i を用いて予測する。 C_i は再生端末 i とサーバの通信帯域であり, サーバが通信速度を計測することで算出できる。まず, $D_i(1)$ に関して, 放送スケジュール作成時刻において, 再生端末 i が $D_i(1)$ を既にある程度受信している可能性があるため, 放送スケジュール作成時刻における残りのデータ量を C_i で除することで $R_i(1)$ を求められる。次に, $D_i(f+1)$ ($f = 1, \dots, G-1$) に関して, $D_i(f)$ と同じブロックであれば $R_i(f+1) = R_i(f)$ となり, 異なっていれば $R_i(f)$ に

表 1 G-SET-C 法における放送するブロックの決定例
Table 1 Example of deciding broadcasting blocks under G-SET-C method

時刻 [s]	再生 端末	現在の 再生 位置	再生位置に最 も近い未受信 のブロック	余裕 時間 [s]
1982.899	394	22	23	0
	395	22	23	0.445
	396	2	3	0
	397	1	2	0
	398	1	2	0
	399	0	1	0
1984.149	394	24	25	0.250
	395	24	25	0.250
	396	5	7	1.000
	397	3	4	0
	398	3	4	0.125
	399	2	4	0.750
1986.649	394	29	40	5.375
	395	29	30	0.500
	396	8	10	0.750
	397	6	10	1.875
	398	6	10	1.875
	399	6	10	1.875

ブロックのデータサイズを C_i で除した値を足すことで求める。

3.3.3 G の決め方

放送スケジュール作成時刻に割り当てるブロックの数 G に依存して再生途切れ時間は変化する。後に 4 章で具体的に示しているように, G を適切に設定することで最短の平均再生途切れ時間を与えられる。適切な G の値は, 平均到着間隔や再生レートといったストリーミング配信の状況に依存するため, あらかじめ求めることは困難だが, ストリーミング配信の状況を予測してシミュレーションにより適切な値に近い G を与えられる。また, ストリーミング配信中に状況に応じて再生途切れ時間を短縮するように G を調整することが考えられる。

3.3.4 放送するブロックの決定例

再生途切れ時間が収束する状況において, シミュレーションにおける再生端末の受信状況を表 1 に示す。例えば, 再生端末 395 は時刻 1982.899 秒において, ブロック 22 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 23 である。余裕時間は, 現在時刻からブロック 23 の再生開始予定時刻までの時間となり, 約 0.445 秒である。放送スケジュール作成時刻 $S(1) = 1982.899$ 秒における再生端末のブロックの受信状況を用いて, 放送するブロックの決定例を説明する。 $G = 2$ とする。 $E_i(1) = 0$ ($i = 394, 396, 397, 398, 399, 400$) であり, 余裕時間が同じ場合先に視聴要求を出した再生端末が要求するブロックを放送するため, 再生端末 394 が要求するブロック 23 が 1 番目

に放送するブロックとして放送スケジュールに割り当てられる。次に、2番目のブロックの放送開始時刻における各再生端末の余裕時間を予測する。ブロック 23 を要求していた再生端末 394 と 395 の予測余裕時間は、ブロックの再生時間 $P_b = 0.469$ 秒からブロックの放送にかかる時間 $B_b = 0.125$ 秒引いた分だけ長くなり、それぞれ $E_{394}(2) = 0.344$ 秒、 $E_{395}(2) = 0.789$ 秒になる。このシミュレーションの場合、再生端末 396 が通信からブロック 3 を受信すると予想される時刻 $R_{396}(1) = 1982.993$ 秒となっており、予測余裕時間は $E_{396}(2) = 1982.993 + 0.4690 - 1983.024 = 0.438$ 秒になる。その他の再生端末が通信から要求するブロックを受信すると予想される時刻は $S(2)$ より長く、 $E_j(2) = 0$ ($j = 397, 398, 399$) となっていた。このため、再生端末 397 が要求するブロック 2 を 2 番目に放送するブロックとして放送スケジュールに割り当てる。

また、時刻 1982.899 秒では、再生端末 399 が視聴要求を出した直後であり、視聴開始に必要なブロック 1 を要求している。時刻 1984.149 秒では、再生端末 399 の受信済ブロックが再生端末 397, 398 と同じになって、これらの再生端末は同じブロック 4 を要求している。さらに、時刻 1986.649 秒では、これらの再生端末の受信済ブロックが再生端末 396 と同じになって、ブロック 10 を要求している。このような状況では、ブロック 10 を放送することで、まとめて複数の再生端末が要求しているブロックを配信でき、余裕時間に基いて放送するブロックを割り当てることで、放送の利点を活用できる状況に変化していることが分かる。

3.4 通信側の配信手法

G-SET-C 法では、SET-C 法 ([10]) 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すると、次に条件を満たすブロックを受信する。

- 放送されるの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。

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

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	125.012kB
ヘッダサイズ	12B

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り当てる。ヘッダのサイズは、一つの情報あたり 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。ブロックのサイズは、GOP を想定したデータサイズとヘッダのサイズの合計で表すため、 $0.5s \times 2Mbps / 8 + 12B = 125.012kB$ とする。割り当てるブロックの数を G で表す。

4.2 比較手法

提案する G-SET-C 法における G が 1 個の場合が、文献 [10] で提案されている SET-C 法に相当する。その他の比較手法を以下に示す。

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

文献 [11] で提案されている BE-AHB 法に通信側の手法として提案手法と同じものを用いて、放送通信融合型ストリーミング配信環境に適用させた手法である。あらかじめ作成した放送スケジュールに従って繰り返してすべてのデータを順番に放送する静的なスケジューリング手法であり、提案手法は動的に放送するブロックを割り当てている点が異なる。

- G-MRB (Grouped-Most Requested Block) 法
放送スケジュール作成時刻において、多くの再生端末が要求している上位 G 個のブロックを放送スケジュールに割り当てる。文献 [10] の評価で比較手法として用いられている MRB 法で、複数のブロックを放送スケジュールに割り当てるように拡張した手法に相当する。要求している再生端末の数が等しい場合には、先

に視聴要求を出した再生端末が要求するブロックを上位とみなす．要求されているブロックの種類が G 個以下の場合には，それらすべてを放送し，放送終了時点で次の放送スケジュールを作成する．

- G-LTIT-C (Grouped-Longest Total Interruption Time per Client) 法

放送スケジュール作成時刻において，各ブロックの放送開始時に再生途切れ時間が最も長いと予測される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り当てる．文献 [10] の評価で比較手法として用いられている LTIT-C 法で，複数のブロックを放送スケジュールに割り当てるように拡張した手法に相当する．

放送スケジュールに割り当てる G 個のブロックのうち，放送する順番に $g (= 1, \dots, G)$ 番目のブロックの放送開始時刻 $S(g)$ における再生端末 i の予測の再生途切れ時間を $I_i(g)$ で示す． $I_i(1)$ に関しては，サーバは再生端末に問い合わせることで実際の値を取得できる．3.3.1 節と同様の議論で， $I_i(f+1)$ ($f = 1, \dots, G-1$) は以下で与えられる．

$$I_i(f+1) =$$

$$\begin{cases} I_i(f) + B_b - E_i(f) & (S(f+1) < R_i(f), E_i(f) < B_b) \\ I_i(f) & (S(f+1) < R_i(f), E_i(f) \geq B_b) \\ I_i(f) + R_i(f) - S(f) - E_i(f) & (S(f+1) \geq R_i(f), E_i(f) < R_i(f) - S(f)) \\ I_i(f) & (S(f+1) \geq R_i(f), E_i(f) \geq R_i(f) - S(f)) \end{cases} \quad (3)$$

G-LTIT-C 法では，放送スケジュール作成時刻に，各 g の値において下記を満たす再生端末 j が要求するブロックを g 番目に放送するブロックとして放送スケジュールに割り当てる．再生途切れ時間が同じ場合，先に視聴要求を出した再生端末が要求するブロックを放送する．

$$I_j(g) = \max_{i \in N} I_i(g) \quad (4)$$

4.3 再生端末の再生途切れ時間

提案手法において，各再生端末の再生途切れ時間をコンピュータシミュレーションにより求めた．視聴要求の平均到着間隔が 1 秒，30 秒，60 秒の場合をシミュレーションし，その結果を図 4 に示す．横軸は，到着順に割り当てた再生端末の ID，縦軸は再生途切れ時間を表す．再生途切れ時間にばらつきはあるものの，ある範囲内に収まっていることが分かる．そこで，以降の評価では，平均再生途切れ時間を評価指標として用いる．

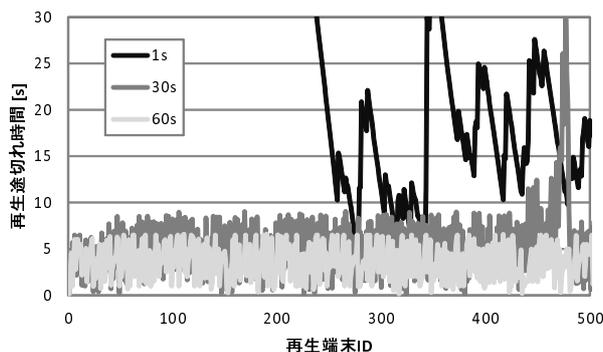


図 4 再生端末の再生途切れ時間の分布
Fig. 4 The distribution of interruption time

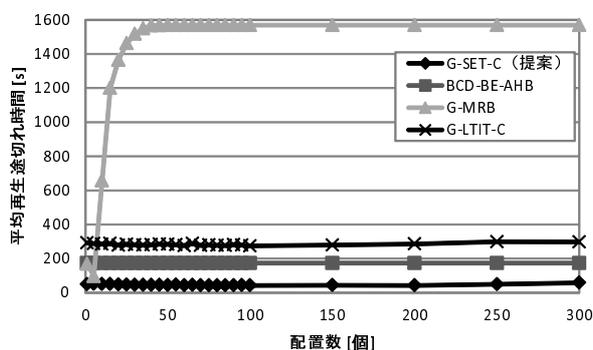


図 5 G と平均再生途切れ時間 (平均到着間隔 1 秒)
Fig. 5 G and the average interruption time (the average request arrival interval is 1 sec.)

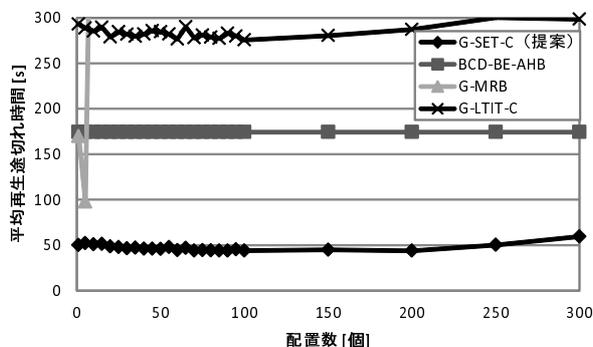


図 6 G と平均再生途切れ時間の拡大図 (平均到着間隔 1 秒)
Fig. 6 Enlarged view for G and the average interruption time (the average request arrival interval is 1 sec.)

4.4 割り当てるブロックの数の影響

放送スケジュールに割り当てるブロックの数 G に依存して放送スケジュール作成時刻が変わる．放送スケジュール作成時刻の間隔が短いほど，新たに視聴を開始した再生端末が要求する最初のブロックが放送されやすくなると思われる．そこで， G を変化させて，シミュレーションを行った．平均到着間隔によって挙動が異なるため，平均到着間隔が 1 秒，30 秒，60 秒の場合に分けて説明する．

4.4.1 平均到着間隔が1秒の場合

視聴要求の平均到着間隔が1秒のときの結果を図5に示す。Gが数百個の部分が見えにくいいため、拡大図を図6に示す。

両図より、多くのGにおいて、提案するG-SET-C法の平均再生途切れ時間が最も短いことが分かる。これは、G-SET-C法では、複数のブロックを放送スケジュールに割り当てることにより、新たに視聴を開始した再生端末が要求するブロックをすぐに放送しなくなって、未受信の再生端末が多いブロックを放送しやすくなったためと考えられる。以下で各手法の考察を行う。

4.4.1.1 G-SET-C法

Gが90以下の場合には大きくなるほど、平均再生途切れ時間が短くなっている。この状況では、Gが大きくなるほど、新たに視聴を開始した再生端末が要求するブロック以外のブロックを多く放送でき、最初のブロックの放送を遅らせている間に、多くの再生端末が要求するブロックを放送できる機会が増えるためである。Gが90以上のとき、G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。この状況では、新たに視聴を開始した再生端末が要求するブロックが放送されるまでの時間が長くなりすぎて、平均再生途切れ時間が長くなるためである。Gがさらに大きくなると、放送スケジュールに割り当てられたブロックを放送している間に、新たに視聴を開始した再生端末は最初のブロックを通信から受信することになって、平均再生途切れ時間が大きく変わらない。

また、Gが大きくなるほど、G-SET-C法の平均再生途切れ時間はBCD-BE-AHB法の平均再生途切れ時間に近づいている。Gが大きくなると、放送スケジュールに割り当てられるブロックの中で、複数の再生端末が未受信のブロックの割合が少なくなり、1台の再生端末しか要求していないブロックが割り当てられる割合が大きくなる。1台の再生端末しか要求していないブロックに対しては、先に視聴要求を出した再生端末が要求するブロックが放送スケジュールに割り当てられる。結局、順番に放送するBCD-BE-AHB法と放送スケジュールが大きく変わらなくなり、平均再生途切れ時間が等しくなる。

4.4.1.2 BCD-BE-AHB法

BCD-BE-AHB法は、動的に放送スケジュールを作成しない手法であり、Gに依存しない。再生端末の受信済みのデータを考慮して動的に放送スケジュールを作成する提案手法よりも平均再生途切れ時間が長くなっている。

4.4.1.3 G-MRB法

Gが2のとき、平均再生途切れ時間が最も短くなっている。これは、Gが2以下であれば、再生途切れ時間の長さが上位の複数の再生端末が要求するブロックを放送スケジュールに割り当てられるが、2以上になると、放送スケジュール作成時刻の間隔が長くなり、各再生端末が要求し

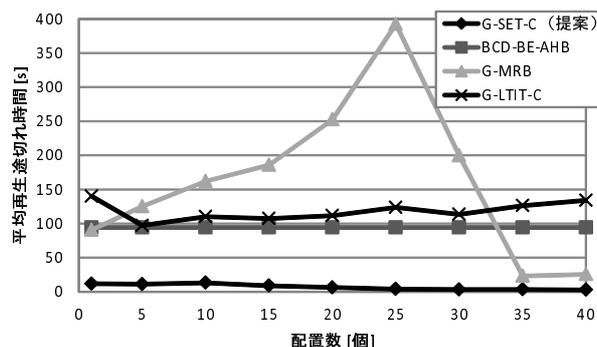


図7 Gと平均再生途切れ時間(平均到着間隔30秒)

Fig. 7 G and the average interruption time (the average request arrival interval is 30 sec.)

ているブロックが放送される機会が少なくなって、再生途切れ時間が長くなるためと考えられる。

また、Gが50以上のとき、平均再生途切れ時間に変化がないことが分かる。これは、再生端末が要求しているブロックの種類数がG個以下になって、Gを変えても放送スケジュールが変化していないためである。

4.4.1.4 G-LTIT-C法

Gが85のとき、平均再生途切れ時間が最も短くなっている。これは、G-SET-C法と同じく、Gが85以下であれば新たに視聴を開始した再生端末が要求するブロック以外のブロックを多く放送できるが、これよりさらに大きくなると最初のブロックの放送を遅らせている時間が長くなりすぎるためである。原因が同じであるため、G-SET-C法で最短の平均再生途切れ時間を与えるGの値とほぼ同じになっている。

4.4.2 平均到着間隔が30秒の場合

視聴要求の平均到着間隔が30秒のときの結果を図7に示す。

図7より、すべてのGにおいて提案するG-SET-C法が最短の再生途切れ時間を与えていることが分かる。平均到着間隔が1秒のときと同様に、新たに視聴を開始した再生端末が要求するブロックをすぐに放送しなくなって、未受信の再生端末が多いブロックを放送しやすくなったためと考えられる。

平均到着間隔が1秒の場合と比べて、G-MRB法の挙動が大きく異なっている。これは、平均到着間隔が長くなって、放送スケジュール作成時刻において複数の再生端末が同じブロックを要求する確率が低くなるためである。G-MRB法ではブロックの要求数を考慮しているため、他の手法に比べて同じブロックを要求している再生端末の数が再生途切れ時間に与える影響が大きい。Gが25以下の場合、G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。Gが大きくなるほど放送スケジュール作成時刻の間隔が長くなって、放送スケジュールに割り当てられたブロックを

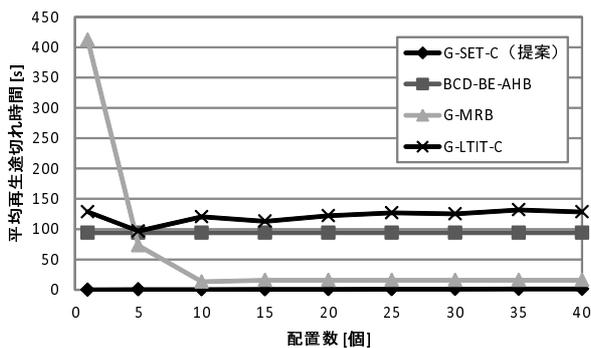


図 8 G と平均再生途切れ時間 (平均到着間隔 60 秒)

Fig. 8 G and the average interruption time (the average request arrival interval is 60 sec.)

放送している間に各再生端末が要求しているブロックが放送される機会が少なくなるためである。しかし、 G が 25 以上になると、放送スケジュール作成時刻において要求されている多くのブロックを放送でき、 G が大きくなるほど平均再生途切れ時間が短くなっている。

4.4.3 平均到着間隔が 60 秒の場合

視聴要求の平均到着間隔が 60 秒のときの結果を図 8 に示す。平均要求到着間隔が 60 秒のときにおいても、提案する G-SET-C 法が最短の再生途切れ時間を与えていることが分かる。

他の平均到着間隔の場合と比べて、G-MRB 法の挙動が大きく異なり、 G が大きくなるほど常に平均再生途切れ時間が短くなっている。これは、平均到着間隔が長い場合、放送スケジュールに割り当てられたブロックを放送している間に各再生端末が要求しているブロックが放送されなくても通信から受信できるためである。放送スケジュール作成時刻において要求されているブロックを多く放送できることになって、 G が大きくなるほど平均再生途切れ時間が短くなっている。 G が 10 以上になると再生端末が要求しているブロックの種類数が G 個以下になるため、平均再生途切れ時間に変化がない。

5. おわりに

本稿では、放送通信融合型ストリーミング配信環境における放送スケジュールへの分割データ複数割当てによる再生途切れ時間短縮手法を提案した。提案手法では、次に再生が途切れるまでの時間を表す余裕時間を考慮し、放送するブロックを複数個放送スケジュールに割り当てている。ブロックを複数個割り当てることで、再生端末が多い状況において、視聴要求が到着しても、すぐにその再生端末が要求しているブロックが放送されず、従来手法より未受信の再生端末が多いブロックを放送できる。評価を行い、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。

今後、再生端末の視聴中止を考慮することや、通信側に再生端末間でブロックを送受信する P2P 技術を応用することを考えている。

謝辞 本稿の一部は、科学研究費補助金 (若手研究 (A)) 「次世代オンデマンド型視聴形態のためのコンテンツ配信方式」 (課題番号: 23680007) による成果である。ここに記して謝意を表す。

参考文献

- [1] 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).
- [2] Eager D. L. and Vernon M. K.: *Dynamic skyscraper broadcast for video-on-demand*, Proc. of Int. Workshop on Advances in Multimedia Systems, pp. 18–32 (1998).
- [3] Gopalakrishnan V., Bhattacharjee B., Ramakrishnan K., Jana R. and Vernon M. K.: *CPM: Adaptive video-on-demand with cooperative peer assists and multicast*, IEEE INFOCOM 2009, pp.91–99 (2009).
- [4] 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).
- [5] 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).
- [6] Lee J. Y. B.: *UVoD: An unified architecture for video-on-demand services*, IEEE Communication Letters, vol. 3, no. 9, pp. 277–279 (1999).
- [7] Lee J. Y. B. and Lee C. H.: *Design, performance analysis, and implementation of a super-scalar video-on-demand system*, IEEE Transactions on Circuits and Systems for Video Technology, vol. 12, Issue 11, pp. 983–997 (2002).
- [8] Taleb T. Kato N. and Nemoto Y.: *Neighbors-buffering-based video-on-demand architecture*, Signal Processing: Image Communication, vol. 18, Issue 7, pp. 515–526 (2003).
- [9] 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. of IEEE Pacific Rim Conference Communications, Computers and Signal Processing, pp. 185–190 (2011).
- [10] 梅澤真弘, 義久智樹, 原隆浩, 西尾章治郎: 放送通信融合型ストリーミング配信環境における再生途切れ時間短縮のための動的なスケジューリング手法, 電子情報通信学会技術研究報告 (インターネットアーキテクチャ研究会 IA2012-52), vol. 112, no. 302, pp. 1–6 (2012).
- [11] 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).
- [12] 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).