

放送時間と再生時間を考慮した 連続メディア放送のスケジューリング手法

義久 智樹 塚本 昌彦 西尾 章治郎

大阪大学工学部情報システム工学教室

A Scheduling Strategy for Continuous Media Broadcast Considering Data Broadcasting Time and Playing Time

Tomoki YOSHIHISA Masahiko TSUKAMOTO Shojiro NISHIO

Department of Information Systems Engineering, Faculty of Engineering, Osaka University

あらまし 近年、音楽や映画といった連続メディアの放送型配信に関する研究が盛んに行われている。従来研究では、複数のチャンネルを用いたサーバの放送スケジュール作成により、クライアントの待ち時間を短縮している。しかしその場合、クライアントは複数のチャンネルから同時にデータを受信する必要があり、単一チャンネルの場合と比べて処理が複雑になる。そこで本稿では、単一チャンネルを用いてクライアントの待ち時間を短縮できるスケジューリング手法を提案する。提案手法では、圧縮された連続メディアデータの放送に要する時間が再生時間より短くなることに注目し、データを幾つかに等分割してデータの初めの部分を頻繁に放送することで、クライアントの待ち時間を短縮する。特に、データを2等分する場合に関して、平均待ち時間を最短にする放送スケジュールを示す。

キーワード 放送型配信, 連続メディア, ビデオオンデマンド, メディアオンデマンド, ストリーミング, スケジューリング

1 はじめに

近年、ストリーミングを用いたデータ配信が普及している [13]。ストリーミングを用いると、クライアントは音声や画像データファイルのダウンロード完了を待たずに、受信し始めた時からそれらを再生できる。ストリーミング配信などのデータ配信において、クライアント数が非常に多い場合には放送型配信が有力であり、放送型配信システムについての研究が盛んに行われている [1][2][3][4][5][6][7][8][9][11][12]。一般に、放送型配信では、サーバがデータを周期的に放送し、クライアントは自分に必要なデータのみ選択して取得する。データを繰り返し放送することにより、各クライアントから発生する同じデータに対する受信要求をまとめて満たせる。放送型配信システムでは、ユーザがクライアントにデータの受信要求を出してから、クライ

アントは目的のデータが放送されるまで待たなければならない。この待ち時間を短縮する様々なスケジューリング手法が提案されている [1][4][6][7][8][9][12]。

一方、サーバが放送型配信を用いて、音楽や映画といった連続メディアの配信を行う場合には、クライアントがデータを最後まで途切れずに再生できることが重要になる。従来研究では、クライアントがデータを最後まで途切れずに再生できるように考慮したうえで、サーバの効率的な放送スケジュール作成により、クライアントの待ち時間を短縮している。これらの研究では、連続メディアデータを分割し、放送チャンネルを複数用いて配信するものが多い。複数チャンネルを用いてデータを配信すると、クライアントは複数のチャンネルからデータを同時に受信し、サーバは複数のチャンネルを管理する必要がある。したがって、単一チャンネルの場合と比べて処理が複雑になり、設備コストの増加にも

つながる。システムを構築する観点から考えると、ある特定の場所に特化したコンテンツを放送するホットスポットサービスが可能な bluetooth は、同時に複数のデータチャンネルから受信できない。無線 LAN システムも同時に複数のチャンネルからデータを受信できない。デジタル放送を受信するには、セットトップボックスと呼ばれるデジタル放送受信機器が必要となるが、複数のチャンネルを同時に受信できるセットトップボックスは少ない。以上のような問題があるため、複数チャンネルを用いるよりも、単一チャンネルを用いる方が現実的であるといえる。

そこで、本稿では、単一チャンネルを用いてクライアントの待ち時間を短縮できるスケジューリング手法を提案する。提案手法では、連続メディアデータの放送に要する時間が再生時間より短くなることに注目し、データを幾つかに等分割して、データの初めの部分を頻繁に放送することでクライアントの待ち時間を短縮する。

以下、2章では、基本的なアイデアを例を用いて説明する。3章では想定環境および提案手法について述べる。提案手法では、連続メディアデータを幾つかに等分割して、データの初めの部分を頻繁に放送することでクライアントの待ち時間を短縮する。4章では、データを2等分する場合に関して解析を行い、平均待ち時間を最短にする放送スケジュールを示す。5章では3等分以上の場合に、計算機で算出したクライアントの平均待ち時間を示す。この結果から、データの放送に要する時間が再生時間より短い場合、ある条件のもとでは、分割数を増やすほど、クライアントの待ち時間を短縮できることがわかる。6章では関連研究について述べ、最後に7章で本稿のまとめを行う。

2 基本的なアイデア

5分の音楽データの放送に40秒かかる場合（MP3では5分のデータは約5Mバイトとなり、これを1Mbpsの衛星データ放送や bluetooth で放送する場合）を考える。繰り返しこの音楽データが放送され、ユーザがランダムに受信要求を出す場合、ユーザは要求を出してから曲の再生が開始されるまで平均して20秒（最大40秒、最小0秒）待つことになる（図1参照）。ただし、ここでは受信しながら再生するストリーミング型の再生を仮定する。

本稿では、このデータを幾つかに等分割してデータの初めの部分を頻繁に放送することで平均待ち時間を短縮する手法を提案する。この例では、音楽データを2.5分ずつ2分割し、図2のように前半を S_1 、後半を S_2 とし、 $S_1S_1S_2$ の順に繰り返し放送する。 S_1, S_2

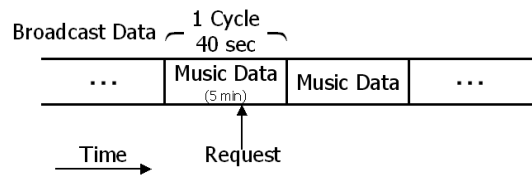


図 1: 単純繰り返し手法

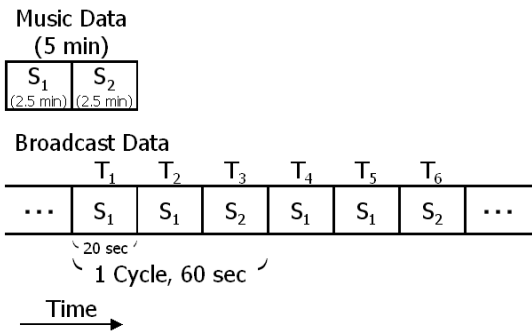


図 2: 基本的なアイデア

の放送にはそれぞれ20秒かかり、放送の周期は60秒となる。放送周期中で、最初の S_1 の放送区間を T_1 、次の S_1 の放送区間を T_2 、最後の S_2 の放送区間を T_3 と順に呼ぶ。ここで、平均待ち時間は以下のように場合分けして求めることができる。

- ユーザが要求を出すタイミングが T_1 内のとき 次の T_2 の開始と同時に再生が開始できる。平均10秒待つことになる。
- ユーザが要求を出すタイミングが T_2 内のとき 次の周期の T_4 の開始と同時に再生が開始できる。平均30秒待つことになる。
- ユーザが要求を出すタイミングが T_3 内のとき 次の周期の T_4 の開始と同時に再生が開始できる。平均10秒待つことになる。

結局、平均待ち時間は約17秒となり、前述のやり方より約15%短くなる。

実際にはこの場合、図3に示す $S_1S_1S_1S_1S_1S_1S_1S_2$ の順に繰り返し放送すれば、平均待ち時間が12.5秒となり、前述の単純繰り返し手法より約40%待ち時間を短くできる。

3 想定環境および提案手法

連続メディアデータの再生時間を D 、そのデータの放送に要する時間を「放送時間」と呼び D' であらわす。単位を分と仮定しているが、どのような単位でも以下の議論は成り立つ。本稿ではデータの再生時間と

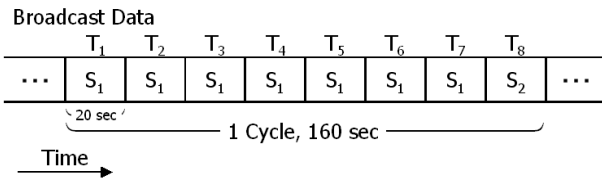


図 3: 提案手法

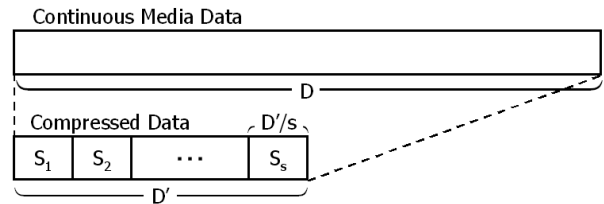


図 4: データの分割

放送時間を考慮し、再生倍率 a を次式で定義する。

$$a = \frac{D}{D'} \quad (1)$$

例えば、MPEG1 Audio Layer 3 (MP3) 規格を使用して音声ファイルを圧縮する場合、CD 並の音質で 1/10 程度に圧縮でき、1 分の音声を約 1 M バイトのファイルにできる。5 分の音楽データであれば、5 M バイトとなる。このデータを 1 Mbps の帯域を用いて配信すると、40 秒で配信できる。この場合、再生倍率 $a = 300/40 = 7.5$ となる。音声だけでなく、動画の場合も圧縮することができる。MPEG1 規格は 1 ~ 1.5 Mbps 程度の転送レートに対応しており、10 Mbps の帯域を用いて配信すると、再生倍率は 6.7 ~ 10 となる。さらに MPEG2 規格は 4 ~ 15 Mbps のデータ転送レートに対応しており、100 Mbps の帯域を用いて配信すると、再生倍率は 6.7 ~ 25 となる。さらに、MPEG4 規格は 384kbps 以下の転送レートにも対応しており、1 Mbps の無線 LAN や bluetooth で配信すると、再生倍率は 2.6 以上となる [10]。

3.1 想定環境

クライアントが連続メディアデータの再生を開始する場合には、最後まで途切れずに再生できなければならないものとする。データの送受信には「フレーム」と呼ぶ単位を用いる。フレームには、そのフレームに含まれるデータのサイズなど、データに関する情報を付加できる。本稿では次のシステム環境を想定する。

- クライアントは同時に複数のチャンネルからデータを受信できず、サーバは 1 つの連続メディアデータを 1 つのチャンネルで放送する。
- クライアントがデータの再生を開始すると、最後まで途切れずに再生できる。
- 放送時間は再生時間より短い ($D' \leq D$)。そのため、 $a \geq 1$ である。 a の値は一定。
- クライアントはバッファを持ち、受信したデータを再生している間も放送されているデータを受信し、バッファに保存できる。バッファには受信したデータを保存するために十分な容量がある。
- サーバはフレームを隙間なく繰り返し放送する。

- クライアントはフレームを途中から受信できず、始めからしか受信できない。
- クライアントは受信要求を出してから放送されているデータを受信し、受信要求を出す前に放送されたデータはバッファに保存しない。
- クライアントは受信したデータをすぐに再生できる。
- サーバはデータ更新を行わない。

このような環境の例として、無線 LAN や bluetooth システムで MPEG4 等で符号化した動画を配信する場合が挙げられる。この場合、受信機は複数のチャンネルから同時にデータを受信できず、また、再生倍率は 1 以上となる。

3.2 提案手法

単一チャンネルを用いてクライアントの待ち時間を短縮する手法「分割放送方式」を提案する。ここで、待ち時間とは、データを最後まで途切れずに再生できることを満たしたうえで、クライアントがデータの受信要求を出してから、データの再生を開始するまでの待ち時間を意味する。

分割放送方式では、放送するデータを放送時間の等しい s 個の部分に分割し、初めの部分を頻繁に放送するスケジュールを作成する。分割したデータをセグメント $S_i (i = 1, \dots, s)$ と呼ぶ。1 つのセグメントの放送時間は D'/s となり、1 つのセグメントを 1 つのフレームで放送する (図 4)。クライアントがフレームを受信し始めると、そのセグメントの番号を知ることができるものとする。例えば、セグメント S_i の番号 i をフレームの初めに付加し、すぐに i の値をアプリケーションに通知することで実現できる。サーバは 1 周期中に c 個のセグメントを放送するが、1 周期中に、同じセグメントを数回放送する場合がある。図 5 に $s = 3$, $c = 6$ の放送スケジュールの一例を示す。

ここで、セグメントをどのような順序でスケジューリングすれば、クライアントの待ち時間を最短にできるかが問題となる。例えば、5 分の MP3 データ ($D = 5$) を 1 分で放送できる ($a = 5$) 場合、連続メディアデー

Broadcasted Data

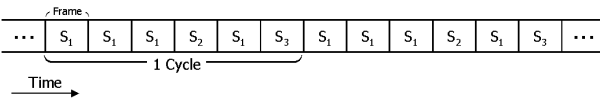


図 5: セグメントのスケジューリング

表 1: データを 2 等分し, 1 周期で 4 または 5 個のセグメントを放送するスケジュール ($D = 5$ 分, $a = 5$)

$c = 4$		$c = 5$	
スケジュール	平均待ち時間 (秒)	スケジュール	平均待ち時間 (秒)
$S_1 S_1 S_1 S_2$	23	$S_1 S_1 S_1 S_1 S_2$	21
$S_1 S_1 S_2 S_2$	38	$S_1 S_1 S_1 S_2 S_2$	33
$S_1 S_2 S_2 S_2$	60	$S_1 S_1 S_2 S_1 S_2$	27
		$S_1 S_1 S_2 S_2 S_2$	51
		$S_1 S_2 S_1 S_2 S_2$	33
		$S_1 S_2 S_2 S_2 S_2$	75

データを 2 等分し ($s = 2$), 1 周期中に 4 または 5 個のセグメントを放送する ($c = 4, 5$) と, 表 1 に示す放送スケジュールが考えられる. $c = 4$ の場合, $S_1 S_2 S_1 S_2$ は $c = 2$ とみなせるため, 表中に示していない. 表 1 の中で最短の平均待ち時間は 21 秒で, その場合の放送スケジュールは $S_1 S_1 S_1 S_1 S_2$ となる. 次に, 3 等分し, 1 周期中に 4 個のセグメントを放送すると, 表 2 に示す 9 個の放送スケジュールが考えられ, 最短の平均待ち時間は 19 秒で, その場合の放送スケジュールは $S_1 S_2 S_1 S_3$ となる. このように, a, s, c の値を定めると, 平均待ち時間を計算によって求めることができるが, これらの値は任意に選択でき, セグメントのスケジューリングが無数にあるため, 最短の平均待ち時間を与える放送スケジュールを求めることは困難である. しかし, $s = 2$ の場合では, セグメントのスケジューリングの組み合わせが少なく, 解析が容易であるため, 次章で分割数 2 の場合の解析を行い, 平均待ち時間を最短にする放送スケジュールを示す. その後, 3 等分以上の場合について, c が 10 以下の場合に, 計算機で算出したクライアントの平均待ち時間を示す.

4 分割数 2 の場合

データを分割し, データの初めのセグメントを頻繁に放送することでクライアントの平均待ち時間を短縮できる. このようにデータを分割し, 単一チャネルを用いて放送する手法を分割放送方式と呼ぶ. 本章では 2 等分する場合の解析を行う.

4.1 変数の定義

連続メディアデータを 2 等分するため, $s = 2$ である. 2 等分したデータをそれぞれ S_1, S_2 とする. 1 周

表 2: データを 3 等分し, 1 周期中に 4 個のセグメントを放送するスケジュール ($D = 5$ 分, $a = 5$)

放送スケジュール	平均待ち時間 (秒)
$S_1 S_1 S_2 S_3$	25
$S_1 S_1 S_3 S_2$	25
$S_1 S_2 S_1 S_3$	19
$S_1 S_2 S_2 S_3$	40
$S_1 S_2 S_3 S_2$	40
$S_1 S_3 S_2 S_2$	40
$S_1 S_2 S_3 S_3$	40
$S_1 S_3 S_3 S_2$	40
$S_1 S_3 S_2 S_3$	40

Broadcast Data

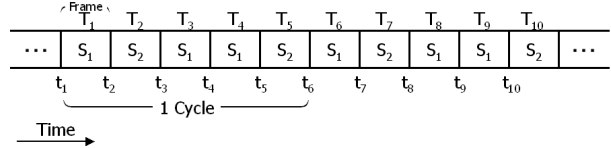


図 6: 変数の定義

期の中に S_1, S_2 が少なくとも 1 回は放送されなければならないため, c は 2 以上になる. 1 つのフレームの放送時間を Δ であらわす. フレームの付加データのサイズは小さいとみなし, $\Delta = D'/s = D'/2$ とする. セグメントの放送時間が等しいため, フレームの放送時間 Δ も等しい. フレームを用いて 1 つのセグメントが放送される時間をタイムスロット $T_i (i = 1, 2, \dots)$ と呼び, T_i が始まる時刻を t_i であらわす. 明らかに $t_i = t_1 + (i - 1)\Delta$ である. $c = 5$ におけるこれらの定義の例を図 6 に示す. さらに, T_i で放送されるセグメントを $S(T_i)$ であらわす. 例えば, 図 6 の場合, $S(T_1) = S_1, S(T_2) = S_2, S(T_3) = S_1$ となる. データを周期的に放送するため $S(T_i) = S(T_{i+c})$ である.

4.2 平均待ち時間の分類

平均待ち時間を求めるに当たって, クライアントが受信要求を出した後 S_1 や S_2 を初めて受信するまでの時間が重要である. 受信要求を出した時刻が含まれるタイムスロットを T_1 とし, その後, S_1 が初めて現れるタイムスロットを T_m , S_2 が初めて現れるタイムスロットを T_n とする. m, n の例を図 7 に示す. 受信要求を出した時刻に放送されているセグメントは初めから受信できないため, それは何番目のセグメントであるかは待ち時間に影響しない. そのため図 7 には受信要求を出した時刻に放送されているセグメントを示していない. m と n が同じ値となることはなく, セグメントが S_1 と S_2 の 2 個しかないため, m, n のどちらか一方は 2 となり, もう一方は 3 以上となる. こ

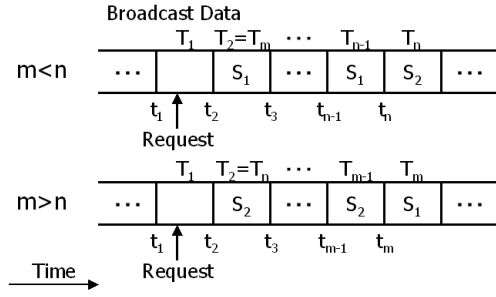


図 7: m, n の例

ここで、時刻 t_r で受信要求を出したクライアントが S_1 を受信すると、すぐにデータの再生を開始すると考える。クライアントが S_1 を再生し終える時刻を τ とする。 $\tau = t_m + a\Delta$ である。 $t_n \leq \tau$ の場合、クライアントは時刻 τ から S_1 に続けて S_2 を再生でき、 $t_n > \tau$ の場合、 S_1 を再生している間に S_2 を受信できず、 S_1 に続けて S_2 を再生できない。以下に、それぞれの場合の平均待ち時間を求める。

1. $t_n \leq \tau$ の場合

この場合、クライアントは S_1 を受信し始めるとすぐに再生を開始し、最後まで途切れずに再生でき、この条件は $t_n \leq \tau$ より $n \leq m + a$ と書ける。この場合の平均待ち時間 $W^I(m)$ は

$$\begin{aligned} W^I(m) &= \frac{1}{\Delta} \int_{t_1}^{t_2} (t_m - t_r) dt_r \\ &= \frac{\Delta}{2} + (m-2)\Delta \end{aligned} \quad (2)$$

で与えられる。

2. $t_n > \tau$ の場合

この条件は $t_n \leq \tau$ の場合と同様の議論により $n > m + a$ と書ける。この場合、クライアントは t_1 から再生を始めると、 S_1 を再生し終えた時点で S_2 を再生できないため、いくらか待つ必要がある。そこで、時刻 t_w から S_1 を再生する。 S_1 を再生し終える時刻 τ_w は、 $\tau_w = t_w + a\Delta$ となる。時刻 τ_w までに S_2 が放送されるか、 τ_w から S_2 が放送されると、クライアントはデータを最後まで途切れずに再生できるので、 $t_n \leq \tau_w$ となればよい。これより $w \geq n - a$ となる。待ち時間は $w = n - a$ の時に最短となり、この場合の平均待ち時間 $W^{II}(n)$ は、

$$W^{II}(n) = \frac{\Delta}{2} + (n - a - 2)\Delta \quad (3)$$

となる。

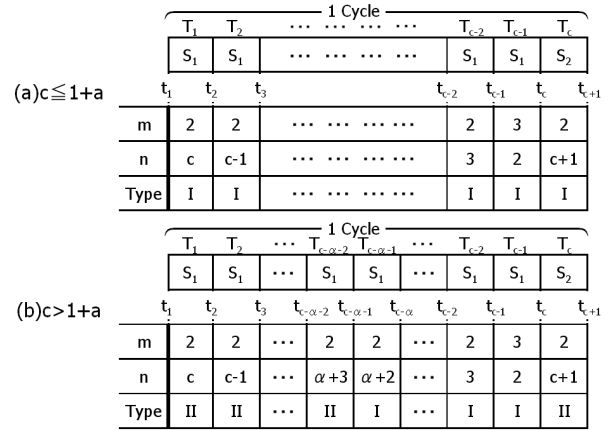


図 8: 平均待ち時間の計算例

平均待ち時間を最短にするスケジュールを求めるために、分類した平均待ち時間の大小関係を調べる。 α を a の整数部分、すなわち $\alpha = \lfloor a \rfloor$ とすると、 $\alpha + 1 > a \geq \alpha$ より次の式が成り立つ。

$$\begin{aligned} W^I(2) &< W^{II}(\alpha + 3) \leq W^I(3) \\ &< W^{II}(\alpha + 4) \leq W^I(4) \\ &< W^{II}(\alpha + 5) \leq W^I(5) < \dots \end{aligned} \quad (4)$$

この式は後に 4.5 節で用いる。

4.3 平均待ち時間の計算例

本節では、スケジューリングと平均待ち時間の関係の理解を深めるため、また、2等分する場合に平均待ち時間を最短にするスケジュールを求めるために、1周期中に S_2 を1回だけ放送し、1周期中の他のタイムスロットでは S_1 を放送するスケジュールの平均待ち時間を算出する。放送の周期性より、 S_2 をどのタイムスロットで放送しても平均待ち時間は変わらないため、図8に示すように1周期の始まる T_1 から T_{c-1} まで S_1 を放送し、 T_c で S_2 を放送する。4.1節で述べたように、 m は受信要求を出してから m 番目のタイムスロットで初めて S_1 が放送されることを示し、 n は受信要求を出してから n 番目のタイムスロットで初めて S_2 が放送されることを示す。図8に示す Type I, II は、そのタイムスロットで受信要求を出した場合の平均待ち時間が $W^I(m)$, $W^{II}(n)$ で与えられることを示す。 $\alpha = \lfloor a \rfloor$ である。この例では、1周期に放送されるセグメントの数 c と再生倍率 a の大小関係から、 $c \leq 1 + a$ と $c > 1 + a$ の2つに分類できる。以下に、それぞれの場合の平均待ち時間を求める。

1. $c \leq 1 + a$ の場合

図 8(a) に示す Type でそれぞれのタイムスロットで受信要求を出した場合の平均待ち時間が与えられる。例えば T_1 で受信要求を出す場合、初めて S_1 が放送されるタイムスロットは T_2 であるため、 $m = 2 - 1 + 1 = 2$ となり、初めて S_2 が現れるタイムスロットは T_c であるため、 $n = c - 1 + 1 = c$ となる。この場合、 $c \leq 1 + a$ なので $n \leq m + a$ となる。したがって、 T_1 で受信要求を出した場合の平均待ち時間は $W^I(2)$ で与えられる。図 8(a) より、平均待ち時間 W は次の計算で求まる。

$$\begin{aligned} W &= \frac{1}{c} \times ((c-1)W^I(2) + W^I(3)) \\ &= \frac{c+2}{2c} \Delta \end{aligned} \quad (5)$$

2. $c > 1 + a$ の場合

図 8(b) に示す Type でそれぞれのタイムスロットで受信要求を出した場合の平均待ち時間が与えられる。例えば $T_{c-\alpha-2}$ で受信要求を出した場合、 $m = 2$ 、 $n = \alpha + 3$ となり、 $\alpha + 1 > a$ なので $n > m + a$ となる。したがって、 $T_{c-\alpha-2}$ で受信要求を出した場合の平均待ち時間は $W^{II}(\alpha + 3)$ で与えられる。さらに、 $T_{c-\alpha-1}$ で受信要求を出した場合、 $m = 2$ 、 $n = \alpha + 2$ となり、 $\alpha \leq a$ から $n \leq m + a$ となる。ゆえに、 $T_{c-\alpha-1}$ で受信要求を出した場合の平均待ち時間は $W^I(2)$ で与えられる。図 8(b) より、平均待ち時間 W は次の計算で求まる。

$$\begin{aligned} W &= \frac{1}{c} \times \left((\alpha-1)W^I(2) + W^I(3) + \sum_{j=\alpha+3}^{c+1} W^{II}(j) \right) \\ &= \frac{c^2 - \alpha^2 - \alpha + 2 - 2a(c - \alpha - 1)}{2c} \Delta \end{aligned} \quad (6)$$

式 (5)、(6) により、図 8 の場合の平均待ち時間が求まる。

4.4 セグメント列

スケジュールは一般に S_1 と S_2 の繰り返しで構成されるため、パターン S_2S_1 が出現する箇所、 S_2 と S_1 の間でセグメント列に分ける。すなわち、スケジュールを $U_1U_2 \cdots U_l$ とし、各セグメント列 $U_i = S_1 \cdots S_1S_2 \cdots S_2$ ($i = 1, \dots, l$) とあらわす。初めの S_1 が放送されるタイムスロットを T_{p_i} 、初めの S_2 が放送されるタイムスロットを T_{q_i} 、最後の S_2 が放送されるタイムスロットを T_{r_i} とする。ここで、 $i = 1, \dots, l-1$ に対し、 $r_i + 1 = p_{i+1}$ が成立することになる。スケジュールをセグメント列に分ける例を図 9 に示す。セ

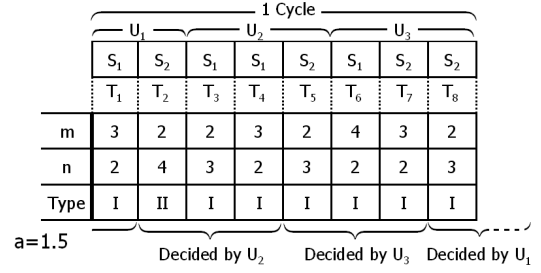


図 9: スケジュールをセグメント列に分ける例

グメント列の q_i や r_i の値が平均待ち時間に影響を及ぼすセグメントは $T_{q_i-1}, \dots, T_{r_i-1}$ で放送されるセグメントのみであり、他のセグメントには影響を及ぼさない。さらに、これらのタイムスロットで受信要求を出した場合の平均待ち時間は U_i により決定される。

1 つのセグメント列を放送スケジュールとして放送した場合に、あらゆるセグメント列の中で平均待ち時間を最短にするセグメント列を U_{min} とする。平均待ち時間を最短にする放送スケジュールは U_{min} を繰り返す放送スケジュールであることを証明する。放送スケジュールをセグメント列 $U_1 \cdots U_l$ で構成する。また、 $U_{min} \neq U_i (i = 1, \dots, l)$ とする。 U_i の平均待ち時間は U_{min} より長いことから、これらのセグメント列の中でどれか 1 つを U_{min} に変更すると、その放送スケジュールの平均待ち時間は短くなる。同様の議論を繰り返すことにより、平均待ち時間を最短にする放送スケジュールは U_{min} を繰り返す放送スケジュールであるとわかる。したがって、 U_{min} を求めることにより平均待ち時間を最短にする放送スケジュールを決定できる。

4.5 U_{min} の決定

セグメント列 U に含まれるそれぞれのタイムスロットで受信要求を出す場合の平均待ち時間を考える。平均待ち時間の分類から、表 3 のように $W^I(m), W^{II}(n)$ の個数が決定される。 U はセグメント列であるため、初めの方のセグメントは S_1 となり、後の方のセグメントは S_2 となる。初めに、表 3 の 1 行目のように、 $U = S_1S_2$ の場合を考える。この放送スケジュールは単純繰り返し手法と同じになり、 $W^I(2)$ が 1 個、 $W^I(3)$ が 1 個となる。ここで、 S_2 の数を増やすと、 U は 2 行目のようになり、 $W^I(4)$ が 1 個になる。式 (4) より $W^I(3) < W^I(4)$ であるため、 S_2 を増やしたことにより、 U の平均待ち時間は長くなる。このように S_2 の放送回数を増やすほど、平均待ち時間は長くなるた

表 3: セグメント列の平均待ち時間

	U	$W^I(2)$	$<$	$W^{II}(\alpha+3)$	\leq	$W^I(3)$	$<$	$W^{II}(\alpha+4)$	\leq	$W^I(4)$	$<$	\dots
	$S_1 S_2$	1		0		1		0		0		
	$S_1 S_2 S_2$	1		0		1		0		1		
	$S_1 S_1 S_2$	2		0		1		0		0		
(a)	$\underbrace{S_1 \cdots S_1}_{\alpha \text{個}} S_2$	α		0		1		0		0		
(b)	$\underbrace{S_1 \cdots S_1}_{\alpha+1 \text{個}} S_2$	α		1		1		0		0		
	$\underbrace{S_1 \cdots S_1}_{\alpha \text{個}} S_1 S_1 S_2$	α		1		1		1		0		

め、 S_2 を 1 回だけ放送する方が平均待ち時間をより短くする。そこで、 S_2 を 1 回放送し、 S_1 を 2 回放送する場合を考える。 U は表 3 の 3 行目のようになる。こうすると、 $W^I(2)$ が 2 個になり、式 (4) において $W^I(2)$ が最短であることを考えると、平均待ち時間は短くなる。 S_1 を α 回放送するまで、 $W^I(2)$ の数は増え、 S_1 を α 回放送する場合、 U は表 3 の (a) のようになる。さらに S_1 を増やすと、 $W^{II}(\alpha+3)$ の数が 1 となり、 U は (b) のようになる。(a) の平均待ち時間が $W^{II}(\alpha+3)$ より短い場合には、(b) よりも (a) の平均待ち時間の方が短く、そうでない場合は、(b) の方が短い。 U が (b) の場合からさらに S_1 の放送回数を増やすと、 $W^{II}(\alpha+4)$ の数が 1 となり、式 (4) より $W^{II}(\alpha+3) < W^{II}(\alpha+4)$ であるため、平均待ち時間は長くなる。よって、 U_{min} 、すなわち連続メディアデータを 2 等分する場合に平均待ち時間を最短にする放送スケジュールは表 3 の (a) または (b) のどちらかである。(a) の場合の平均待ち時間 W_a は式 (5) において $c = \alpha + 1$ を代入することにより

$$W_a = \frac{\alpha + 3}{2\alpha + 2} \Delta \quad (7)$$

となり、(b) の場合の平均待ち時間 W_b は式 (6) に $c = \alpha + 2$ を代入することにより

$$W_b = \frac{3\alpha - 2a + 6}{2\alpha + 4} \Delta \quad (8)$$

と求まる。式 (7), (8) より (a) の場合と、(b) の場合の平均待ち時間の大小関係を調べると、

$$\begin{aligned} W_a - W_b &= \frac{\alpha + 3}{2\alpha + 2} \Delta - \frac{3\alpha - 2a + 6}{2\alpha + 4} \Delta \\ &= \frac{(\alpha + 1)(a - \alpha) - \alpha}{(\alpha + 1)(\alpha + 2)} \Delta \end{aligned} \quad (9)$$

となる。式 (9) の分子を A とする。すなわち、

$$\begin{aligned} A &= (a \text{ より大きい最小の整数}) \\ &\times (a \text{ の小数部分} - (a \text{ の整数部分})) \end{aligned} \quad (10)$$

とすると、平均待ち時間を最短にする放送スケジュールに関して、次のことがいえる。

- $A < 0$ の場合

平均待ち時間を最短にするスケジュールは

$$\underbrace{S_1 \cdots S_1}_{\alpha \text{個}} S_2 \quad (11)$$

で与えられ、その時の平均待ち時間は式 (7) で与えられる。

- $A > 0$ の場合

平均待ち時間を最短にするスケジュールは

$$\underbrace{S_1 S_1 \cdots S_1}_{\alpha+1 \text{個}} S_2 \quad (12)$$

で与えられ、その時の平均待ち時間は式 (8) で与えられる。

- $A = 0$ の場合

上記 2 つの放送スケジュールの平均待ち時間は等しく、平均待ち時間を最短にする。

図 10 に平均待ち時間の計算結果を示す。平均待ち時間の最小値を D で除した値を縦軸にとり、横軸は再生倍率 a とした。グラフ中で ‘Simple’ とは、2 章で初めに述べた単純繰り返し手法を意味し、‘Optimal(s=2)’ とは本章で解析した分割数 2 の場合の平均待ち時間の最小値を意味する。384 kbps の MPEG4 データを 5Mbps で放送する場合、 $a = 13$ となり、43% 平均待ち時間を短縮でき、2 等分するだけでも十分な短縮が期待できる。以上で、クライアントがデータを最後まで途切れずに再生できることを前提として、データを 2 等分して放送する場合に、平均待ち時間を最短にする放送スケジュールが示せた。

5 分割数 3 以上の場合

本章では、連続メディアデータを 3 個以上の部分に等分割し、分割放送方式を用いる場合について、計算機で算出したクライアントの平均待ち時間を示す。

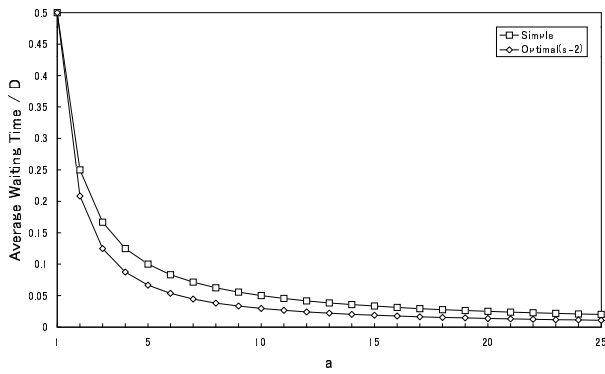


図 10: 分割数 2 の場合の平均待ち時間の最小値

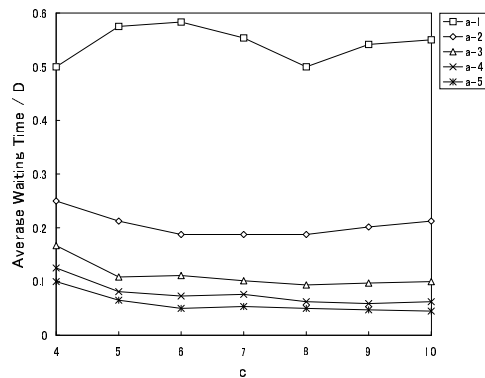


図 12: 1 周期に放送されるセグメントの数に対する平均待ち時間の最小値 ($s = 4$)

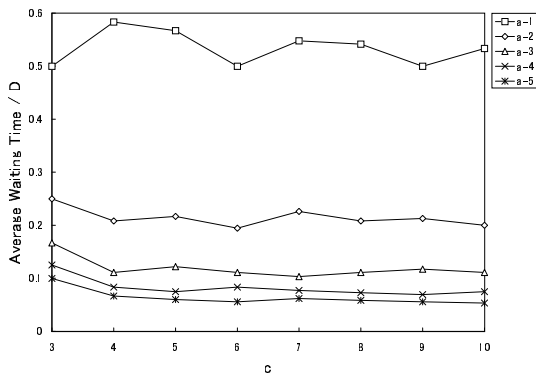


図 11: 1 周期に放送されるセグメントの数に対する平均待ち時間の最小値 ($s = 3$)

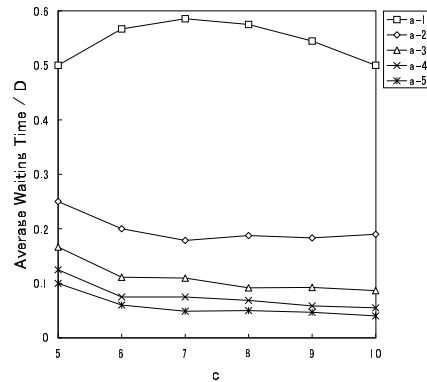


図 13: 1 周期に放送されるセグメントの数に対する平均待ち時間の最小値 ($s = 5$)

分割数 s , 再生倍率 a が与えられた場合に, 1 周期中に c 個のセグメントを放送するあらゆる放送スケジュールを考え, その平均待ち時間を計算機で算出した. 計算時間は $O(s^c)$ となり, すべての c の値に対して平均待ち時間の最小値を計算することは現実的でないため, c が 10 以下の場合のみ算出した. 図 11 に $s = 3$ の場合の, それぞれの c ($= 3, \dots, 10$) における平均待ち時間の最小値を示す. また, $s = 4, s = 5$ のグラフを図 12, 13 に示す. 平均待ち時間は D に比例するため, 縦軸は平均待ち時間を D で除した値をとり, c を横軸とした. 例えば, 表 2 の場合, 最短の平均待ち時間は 19 秒となる. したがって, 図 11 で $a = 5, c = 4$ の値は $19/300 = 0.063$ となっている.

図 11 では周期的に平均待ち時間の最小値が等しくなっている部分がある. 例えば, $a = 2$ の場合, $c = 4$ での平均待ち時間の最小値と $c = 8$ での平均待ち時間の最小値は等しい. この平均待ち時間の最小値は 0.21 である. 最小の平均待ち時間を与える放送スケジュールは $c = 4$ の場合 $S_1 S_2 S_1 S_3$, $c = 8$ の場合 $S_1 S_2 S_1 S_3 S_1 S_2 S_1 S_3$

である. すなわち, 最小の平均待ち時間を与える $c = 8$ での放送スケジュールと $c = 4$ での放送スケジュールは等しくなっている. このように, c が異なっても最小値が等しくなる場合があるが, c が 10 以下の場合の放送スケジュールのみ調べたため, これらの最小値がすべての c において最小であると限らない. そこで, s, a が与えられた場合に, 1 周期中に s から 10 個のセグメントを放送するあらゆるスケジュールの平均待ち時間を算出し, それらの中でのクライアントの平均待ち時間の最小値を求めた. 図 14 で $s = i$ ($c = i, \dots, 10$) ($i = 3, 4, 5$) がこの値を示す. 例えば, $s = 3, a = 5$ の場合, 図 11 において, 平均待ち時間の最小値は $c = 10$ における 0.053 である. したがって, 図 14 では, $a = 5$ で $s = 3$ の場合, 0.053 となっている. このグラフより, c が 10 以下の場合では, s が大きいほど平均待ち時間を短縮できていることが分かる. 例えば, 4 分の MP3 データを 1 Mbps の無線 LAN で放送する場合 ($a = 7.5$), 単純繰り返し手法の平均待ち時間は 16

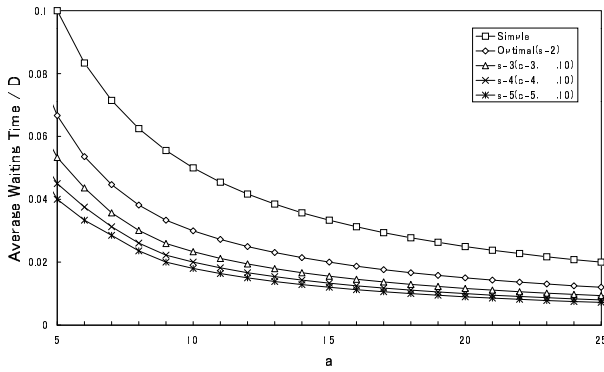


図 14: 平均待ち時間の最小値 ($c = s, \dots, 10$)

秒となるが、2 等分して放送すると 10 秒になる。さらに、5 等分して放送すると 6 秒になり、単純繰り返し手法に比べて 63% 短縮できる。一般に、放送スケジュールにおける S_1 の放送頻度が大きいほど平均待ち時間は短縮できると考えられるが、放送頻度が大きすぎると、他のセグメントを受信するまでの時間が長くなる。そのため、クライアントはデータを最後まで途切れずに再生できるために、再生開始時刻を遅らせなければならない。 S_1 の放送時間が、1 周期の時間に比べて短かければ、この相互作用を細かく調整できるため、分割数が大きいほど平均待ち時間を短縮できると考えられる。

6 関連研究

連続メディア放送において、クライアントの待ち時間を短縮する様々な手法が提案されている。

Pyramid Broadcasting (PB) 法 [12] では M 個のデータを K 個に分割し、 K 個のチャネルを用いる。分割したデータをセグメントと呼ぶ。初めのセグメントの再生時間を D_1 とすると、 i 番目のセグメントの再生時間 D_i が $\alpha D_1 \times (i-1)$ となるように分割する。ここで $\alpha \geq 1$ である。このように分割し、 i 番目のチャネルでは M 個のデータの i 番目のセグメントを隙間なく繰り返し放送する。初めのセグメントの再生時間は短く、頻繁に放送されるため、クライアントの待ち時間を短縮できる。しかし、この手法を用いると、分割数が多くなるほど後のセグメントの再生時間が長くなるため、クライアントに必要なバッファ容量が大きくなる。

Skyscraper Broadcasting (SB) 法 [6] では、この問題を考慮し、分割すると再生時間が $D_1 \times W$ より長くなるセグメントは再生時間が $D_1 \times W$ になるように分割する。 W を変更することで、必要なバッファの容量や、待ち時間を任意に与えられる。

Permutation-based pyramid broadcasting (PPB) 法 [1] では、 K 個のチャネルをさらに p 個のサブチャネルに分ける。 i 番目のセグメントを p 個のサブチャネルで放送する。 p 個のサブチャネルの 1 周期が始まる時刻をずらすことで、PB 法より待ち時間を短縮できる。PPB 法では単一のチャネルで連続メディアデータを配信する時分割多重を提案しているが、クライアントの待ち時間を単一チャネルで短縮する手法について詳しく述べていない。

待ち時間をさらに短縮する Harmonic Broadcasting (HB) 法 [7] がある。HB 法では、データを N 個のセグメントに等分割し、さらに i 番目のセグメントを i 個のサブセグメントに分割して放送する。 i 番目のセグメントの i 個のセグメントを i 番目のチャネルで放送する。 i 番目のチャネルの帯域幅は、1 番目のチャネルの $1/i$ とする。1 番目のチャネルの帯域幅は、データのビットレートと等しい。したがって、 i 番目のチャネルの再生倍率は $1/i$ となる。このように HB 法では再生時間と放送時間の差異を考慮しているが、単一チャネルでクライアントの待ち時間を短縮する手法について述べていない。

HB 法では、クライアントにバッファが必要になる。そこで、Fast Broadcasting (FB) 法 [8] では、バッファがある場合より長く待つことで、バッファがなくてもデータを再生できる。FB 法は、データを $2^K - 1$ 個に等分割し、 K 個のチャネルで放送する。FB 法において、使用するチャネル数を動的に変更する手法も提案されている [11]。

このようにクライアントの待ち時間を短縮する研究はあるが、複数チャネルを用いるため、実際のシステムを構成するうえではハードウェアおよびソフトウェアの構成が複雑になる。本稿では、単一チャネルでクライアントの待ち時間を短縮する手法を提案している点が異なる。

7 おわりに

本稿では、単一チャネルを用いてクライアントの待ち時間を短縮するスケジューリング手法を提案した。提案手法では、MP3 規格などで圧縮された連続メディアデータの放送に要する時間が、再生時間より短くなることに注目し、データを幾つかに等分割してデータの初めの部分を頻繁に放送することで、クライアントの待ち時間を短縮する。特にデータを 2 等分した場合に関して解析を行い、平均待ち時間を最短にする放送スケジュールを示した。今後、データを異なるサイズに分割する場合について議論する必要がある。さらに、3 等分以上の場合について平均待ち時間を短くす

るヒューリスティックなスケジューリング手法を考える必要がある。

謝辞

本研究は、日本学術振興会未来開拓学術研究推進事業における研究プロジェクト「マルチメディア・コンテンツの高次処理の研究」(プロジェクト番号: JSPS-RFTF97P00501), 文部科学省科学技術振興調整費研究課題「モバイル環境向 P2P 型情報共有基盤の確立」, 文部科学省特定領域研究(C)「広帯域放送通信を有効利用した分散システム上のデータ管理技術に関する研究」(課題番号: 13224064), および、日本学術振興会基盤研究(B)(2)「デジタル放送環境における放送データの効率的な送受信方式に関する研究」(12480095)の研究助成によるものである。ここに記して謝意を表す。

参考文献

- [1] C. C. Aggarwal, J. L. Wolf, and P. S. Yu: "A permutation-based pyramid broadcasting scheme for video-on-demand system," in *Proc. of the IEEE Int. Conf. on Multimedia Computing and Systems (ICMCS '96)*, pp. 118-126 (June 1996).
- [2] D. Aksoy and M. Franklin: "Scheduling for large-scale on-demand broadcast scheduling," in *Proc. of the IEEE INFOCOM '98* pp. 651-659 (Mar. 1998).
- [3] A. Dan, D. Sitaram, and P. Shahabuddin: "Scheduling policies for an on-demand video server with batching," in *Proc. of the ACM Int. Multimedia Conf. (Multimedia '94)*, pp. 15-23 (Oct. 1994).
- [4] D. L. Eager and M. K. Vernon: "Dynamic skyscraper broadcasts for video-on-demand," in *Proc. of the 4th Int. Workshop on Multimedia Information Systems (MIS '98)*, pp. 18-32 (Sep. 1998).
- [5] G. B. Horn and J. E. Rasmussen: "A scalable and reliable paradigm for media on demand," *IEEE Computer*, Vol. 34, No. 9, pp. 40-45 (Sep. 2001).
- [6] K. A. Hua and S. Sheu: "Skyscraper broadcasting: a new broadcasting scheme for metropolitan video-on-demand systems," in *Proc. of the ACM SIGCOMM*, pp. 89-100 (Sep. 1997).
- [7] L.-S. Juhn and L. M. Tseng: "Harmonic broadcasting for video-on-demand service," *IEEE Trans. on Broadcasting*, Vol. 43, No. 3, pp. 268-271 (Sep. 1997).
- [8] L.-S. Juhn and L. M. Tseng: "Fast data broadcasting and receiving scheme for popular video service," *IEEE Trans. on Broadcasting*, Vol. 44, No. 1, pp. 100-105 (Mar. 1998).
- [9] J.-F. Paris, D. D. E. Long, and P. E. Mantey: "Zero-delay broadcasting protocols for video-on-demand," in *Proc. of the ACM Int. Multimedia Conf. (Multimedia '99)*, pp. 189-197 (Nov. 1999).
- [10] 高橋政雄, "一目で分かる MP3 の概要," INTERFACE, CQ 出版, 東京, pp. 70-77, August 200.
- [11] Y.-C Tseng, C.-M Hsieh, M.-H Yang, W.-H Liao, and J.-P Sheu: "Data broadcasting and seamless channel transition for highly-demanded videos," in *Proc. of the IEEE INFOCOM '00* pp. 727-736 (Mar. 2000).
- [12] S. Viswanathan and T. Imilelinski: "Pyramid broadcasting for video on demand service," in *Proc. of the SPIE*

Multimedia Computing and Networking Conf. (MMCN '95), pp. 66-77 (Feb. 1995).

- [13] 次世代放送コンテンツの振興に関する調査研究会: "デジタル放送新時代への挑戦," http://www.soumu.go.jp/joho_tsusin/pressrelease/japanese/housou/000718j702.html (2000).