

連続メディアデータ放送における 複数データの分割放送型スケジューリング手法

義久 智樹[†] 塚本 昌彦[†] 西尾 章治郎[†]

近年、音楽や映画といった連続メディアデータの放送型配信に対する注目が高まっている。連続メディアデータ放送では、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ことが重要になる。従来研究では、この条件を考慮したうえで、クライアントがデータの再生を開始するまでの待ち時間を短縮している。これらの手法を用いる場合、クライアントは複数の放送チャンネルから同時にデータを受信しなければならない。しかし、衛星放送や無線 LAN などの受信機は、ハードウェアレベルでは複数のチャンネルから同時にデータを受信できない場合が多い。そこで本稿では、単一チャンネルを用いて複数の連続メディアデータを放送する場合に、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する。提案手法は、各データをいくつか等に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。

Scheduling Methods for Multiple Data Based on Data Division on Continuous Media Data Broadcast

TOMOKI YOSHIHISA,[†] MASAHIKO TSUKAMOTO[†] and SHOJIRO NISHIO[†]

Recently, broadcast systems of continuous media data such as music and movie have been attractive. Previous studies reduce the waiting time for clients' starting playing the data under continuity condition, i.e., to play continuous media data without any intermittences until the end of the data. These studies usually employ multiple channels to broadcast the data. However, most receivers of broadcast systems such as satellite broadcast and wireless LAN cannot receive data from multiple channels concurrently in the hardware level. In this paper, we propose scheduling methods for reducing the waiting time of clients in the case of broadcasting some data with a single channel. Our proposed methods reduce the waiting time by dividing each data into several segments and broadcasting first segment frequently.

1. はじめに

ブロードバンドの急速な進展¹⁾にともない、音楽や映画といった連続メディアデータの放送型配信に対する注目が高まっている。放送型配信では、一般に、サーバは周期的にデータを放送し、クライアントは放送されているデータの中から所望のデータを受信する。複数のクライアントに同時にデータを配信できるため、クライアントの数が増加してもシステムの負荷が変わらないという特徴がある。しかし、ユーザがデータの受信をクライアントに要求してから、クライアントは所望のデータが放送されるまで待たなくてはならない。このため、クライアントの待ち時間を短縮する研究が

さかんに行われている^{1),3)~10),14),15)}。一方、サーバが音楽や映画といった連続メディアデータを配信する場合には、クライアントがデータを初めから終わりまで途切れずに再生できることが重要になる。既存の手法では、この条件を考慮したうえで、データをいくつかに分割して複数のチャンネルを用いてそれらを放送することでクライアントの待ち時間を短縮している。

しかし、これらの手法を用いる場合、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し、サーバは複数のチャンネルを同時に管理する必要があるため、単一のチャンネルを用いて放送する場合に比べて処理が複雑になる。既存のシステムにおいても、処理の複雑さや実装面積の大きさといった理由から、複数のチャンネルから同時にデータを受信できるように複数のチューナを装備している受信機は多くない。たとえば、複数のチャンネルから同時にデータを受信できるように2個以上のチューナを装備したテレビやセットトップボッ

[†] 大阪大学大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻
Department of Multimedia Engineering, Graduate
School of Information Science and Technology, Osaka
University

クスは少ない。無線 LAN の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ない。bluetooth の受信機も複数のチャンネルから同時にデータを受信できない。これらの理由から単一のチャンネルを用いてデータを放送する方が現実的であるといえる。

これに対し、義久ら¹⁵⁾は連続メディアデータ放送において、単一のチャンネルを用いてクライアントの平均待ち時間を短縮する方式「分割放送方式」を提案している。分割放送方式では、データをいくつかのセグメントに分割し、単一のチャンネルを用いて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。あるセグメントの再生中に残りのセグメントを受信できるように放送スケジュールを作成することで、途切れない再生を可能にしている。また、分割放送方式の考え方をを用いて、1 個の連続メディアデータを単一のチャンネルで放送する場合に、クライアントの平均待ち時間を短縮する手法「セグメント挿入法」を提案している。セグメント挿入法で複数のデータを放送する場合には、サーバは放送するデータの数と同じ数のチャンネルを管理し、クライアントは必要なデータが放送されているチャンネルを選択する必要がある。しかし、処理の軽減のため、または、サーバが複数のチャンネルから同時にデータを送信できない場合や、クライアントが受信するチャンネルを変更できない場合といったシステムの制限により、複数のデータを単一のチャンネルで放送することが考えられる。本稿では、分割放送方式の考え方をを用いて、複数の連続メディアデータを単一のチャンネルで放送する場合に、クライアントの平均待ち時間を短縮する手法を提案する。提案手法ではデータの分割数によって平均待ち時間が変化するため、2 個の分割数の決定法を提案する。

以下、2 章では関連研究について述べ、3 章では想定環境を述べる。4 章で提案手法を説明し、5 章で評価を行い、6 章で議論を行う。最後に 7 章で本稿のまとめを行う。

2. 関連研究

擬似オンデマンド型の放送で連続メディアデータを配信する場合に、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、クライアントがデータの再生を開始するまでの平均待ち時間を短縮する様々な手法が提案されている。これらの研究では、ある一定の通信速度以上の帯域幅と、送信したデータがクライアントに届くことが保証できるギャランティ型の通信網を想定している。

HB (Harmonic Broadcasting) 法⁵⁾では、1 個の

連続メディアデータを N 個のセグメント S_1, \dots, S_N に等分割する。さらに i ($= 1, \dots, N$) 番目のセグメントを i 個のサブセグメントに分割し、それらを i 番目のチャンネル C_i で繰り返し放送する。サブセグメントは受信と同時に再生でき、途中から受信できず、各サブセグメントの初めから受信しなければならない。 C_i の帯域幅を再生レートの $1/i$ 倍とする。 C_1 で初めのセグメントが頻繁に放送されるため、クライアントがデータの再生を開始できる機会が多くなり、平均待ち時間を短縮できる。この場合、 C_i の再生倍率は $1/i$ となり、再生時間と放送時間の差異を考慮しているが、単一チャン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、 S_1 の受信開始と同時に再生を開始すると、最後まで途切れずに再生できない場合があるため、クライアントは最後まで途切れずにデータを再生できるようにするために S_1 の受信後も再生の開始を待つ必要があり、この待ち時間を知る必要がある。

CHB (Cautious Harmonic Broadcasting) 法⁹⁾では、この問題を考慮し、 S_1 の受信開始と同時に再生を開始しても最後まで途切れずに再生できるようにセグメントをスケジューリングしている。CHB 法では、 S_j ($j = 4, \dots, N$) を $j-1$ 個のサブセグメントに分割し、 C_1 で S_1 、 C_2 で S_2 と S_3 、 C_{j-1} で S_j のサブセグメントを繰り返し放送する。 C_1 および C_2 の帯域幅は再生レートと等しく、 C_{j-1} の帯域幅を再生レートの $1/(j-1)$ 倍とする。こうすることで、 S_i の再生開始時刻までに S_i を受信完了できるため、 S_1 の受信開始と同時に再生を開始しても最後まで途切れずに再生できる。

HB 法や CHB 法ではクライアントにバッファが必要になるが、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 (Fast Broadcasting) 法⁶⁾がある。FB 法は、データを 2^K-1 個に等分割し、 K 個のチャンネルを用いて放送する。FB 法において、使用するチャンネル数を動的に変更する手法も提案されている¹³⁾。

PB (Pagoda Broadcasting) 法^{7),8)}はサーバやクライアント側の処理を軽減するために使用するチャンネルの数を削減することに焦点を当てている。PB 法では、再生レートと等しい帯域幅のチャンネルを数個用いる。1 個のチャンネルでいくつかのセグメントを放送することで同時に受信するチャンネルの数を HB や CHB 法よりも削減できる。しかし、単一のチャンネルで平均待ち時間を短縮することはできない。

このように複数のチャンネルを用い、クライアントの

待ち時間を短縮する研究はあるが、単一チャンネルに比べ、処理やシステムが複雑になる。また、複数のチャンネルからデータを同時に受信できる受信機器は少ない。本稿は、単一チャンネルでクライアントの待ち時間を短縮している点が異なる。

3. 想定環境

連続メディアデータ $m (= 1, \dots, M)$ の再生時間を D_m 、そのデータの放送に要する時間を「放送時間」と呼び D'_m で表す。本稿ではデータの再生時間と放送時間の差異を考慮し、再生倍率 a_m を次式で定義する。

$$a_m = \frac{D_m}{D'_m} \quad (1)$$

たとえば、MP3 で符号化された再生レートが 128 kbps の 5 分の音楽データは約 5 M バイトになる。このデータを 1 Mbps の衛星放送や無線 LAN を用いて配信すると、40 秒で放送できる。この場合、再生倍率 $a_m = 300/40 = 7.5$ となる。MPEG1 で符号化された 1.5 Mbps の動画データを 10 Mbps の DSL (Digital Subscriber Line) を用いて配信する場合は、再生倍率は 6.7 となる。MPEG2 で符号化された 5 Mbps の動画データを 10 Mbps の帯域を用いて配信する場合には、再生倍率は 2 となり、100 Mbps の FTTH (Fiber To The Home) を用いる場合、再生倍率は 20 となる。さらに、MPEG4 は 384 kbps 以下の転送レートにも対応しており、10 Mbps の帯域をで配信すると、再生倍率は 26 以上になる¹²⁾。

再生倍率はデータの再生レートに依存するが、MPEG 符号化ではデータ中に再生レートが記述されているため、容易に知ることができる。また、再生倍率は使用する帯域幅にも依存する。本稿では、衛星放送や、RSVP²⁾ などの帯域保証プロトコルを用いたインターネットのように、ある一定の通信速度以上の帯域幅と、送信したデータがクライアントに届くことが保証できるギャランティ型の通信網を想定する。ネットワーク的な帯域幅の揺れによる、データ送信における到達時間の揺れが発生しても、最低限保証される帯域幅の値を使用して放送スケジュールを作成することで、途切れのない再生が可能になる。

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。次のシステム環境を想定する。

- 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できない。
- 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なければならない。
- 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。バッファには受信する連続メディアデータを保存するために十分な容量がある。
- 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。
- クライアントはフレームを途中から受信できず、初めからしか受信できない。
- クライアントは受信したデータをすぐに再生できる。
- 放送時間は再生時間より短い ($D'_m \leq D_m$)。そのため、 $a_m \geq 1$ である。ギャランティ型の通信網であるため、 a_m の値は一定。
- サーバは M 個の連続メディアデータを単一のチャンネルで放送する。
- サーバはフレームを隙間なく繰り返し放送する。
- サーバはデータ更新を行わない。

複数のデータが放送されており、ユーザが受信する連続メディアデータを予測する必要があるため、ユーザが受信要求を出す前にバッファリングすることは考えない。このようなシステムの例として、MPEG2 で符号化した動画データなどを FTTH を用いて配信する場合があげられる。

4. 提案手法

提案手法は、分割放送方式の考え方を用い、それぞれの連続メディアデータを等分割し、分割したデータの初めの部分を頻繁に放送するスケジュールを作成する。サーバがこのスケジュールに従い、分割したデータを放送することで、ユーザがデータの受信要求をクライアントに出してから、再生が開始されるまでの待ち時間を短縮する。

4.1 交替放送法

提案手法「交替放送法」について述べる。 M 個の各データを $N (= 2, 3, \dots)$ 個の部分に等分割し、データ $m (m = 1, \dots, M)$ の分割したデータを初めから順にセグメント $S_n^m (n = 1, \dots, N)$ と呼ぶ。1 個のセグメントの放送時間は D'_m/N となる (図 1)。フレームに付加されたセグメントの番号や再生開始時刻などの情報のデータサイズは小さいとし、データ m のすべてのフレームの放送時間は等しい ($= D'_m/N$) とする。1 個のフレームが放送される時間をタイムス

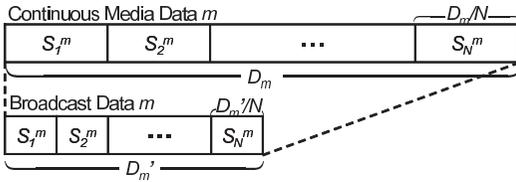


図1 連続メディアデータの分割
Fig.1 A division of a continuous media data.

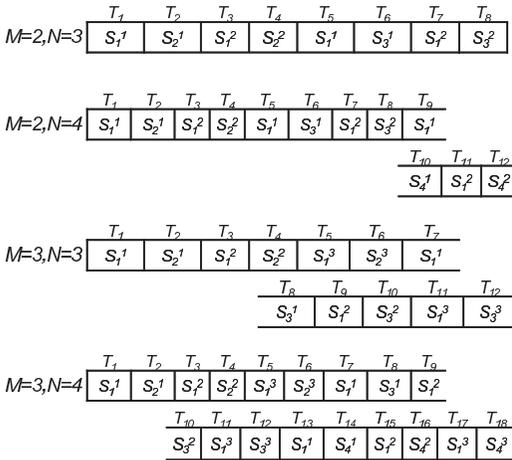


図2 交替放送法の例

Fig.2 Examples of the alternative broadcasting method.

ロット T_i ($i = 1, 2, \dots$) と呼び、 T_1 で放送周期の初めのフレームが放送されるとする。

サーバは S_n^m を以下に示すタイムスロットで放送する。

- $n = 1$ の場合
($N - 1$) 個のタイムスロット $T_{2m+2M(j-1)-1}$ ($j = 1, \dots, N - 1$) で放送する。
- $n \neq 1$ の場合
 $T_{2m+2M(n-2)}$ で放送する。

交替放送法で作成したスケジュールの例を図2に示す。交替放送法では、各データの初めのセグメントとそれ以外のセグメントが交替に放送され、初めのセグメントの次に放送されるセグメントが昇順で遷移する。1周期で放送するフレームの数は $2M(N - 1)$ となる。

4.2 導入方法

ユーザがクライアントに連続メディアデータの受信要求を出すと、クライアントは放送されている連続メディアデータの中から指定された連続メディアデータの受信を開始し、データを最後まで途切れずに再生できるようにするまで待つから再生を開始する。再生中にも放送されているデータを受信し、バッファに保

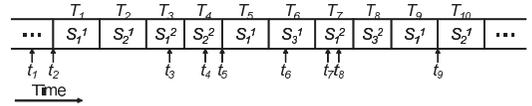


図3 交替放送法の導入例 ($a_1 = a_2 = 2.5, M = 2, N = 3$)
Fig.3 An example of implementation of the alternative broadcasting method ($a_1 = a_2 = 2.5, M = 2, N = 3$).

存する。 S_n^m ($m = 1, \dots, M, n = 1, \dots, N - 1$) の再生終了後、放送されているか、もしくは、バッファにある S_{n+1}^m を即座に続けて再生する。こうすることで、クライアントは連続メディアデータを最後まで途切れずに再生できる。たとえば、 $M = 2, N = 3$ の交替放送法(図3)において、 $a_1 = 2.5$ とし、時刻 t_1 でデータ1の受信要求を出す場合、クライアントは T_1 で放送される S_1^1 を受信する。この場合、 S_1^1 の受信と同時に再生を開始しても最後まで途切れずに再生できるため、クライアントは t_2 から再生を開始する。 S_1^1 の再生中に T_2 で放送される S_2^1 を受信し、バッファに保存する。 $a_1 = 2.5$ であるため、 S_1^1 の再生時間は放送にかかる時間より長く、 t_3 で S_1^1 の再生を終了する。 S_1^1 の再生終了と同時に、バッファにある S_2^1 を再生する。 S_2^1 の再生終了時刻は t_6 となり、 T_6 で S_3^1 が放送されているため、クライアントは続けてこれを受信し、再生する。このようにして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。

4.3 分割数の決定法

交替放送法の平均待ち時間は分割数 N に依存する。本稿では、 N の決定法を2個提案する。

- 処理重視分割数決定法
処理重視分割数決定法では、クライアントが S_1^m ($m = 1, \dots, M$) の受信と同時に再生を開始しても最後まで途切れずにデータを再生できる。そのため、クライアントはスケジュールを知らなくても、 S_1^m の受信と同時に再生を開始すればよいという利点がある。ただし、待ち時間重視分割数決定法より平均待ち時間が長くなる場合がある。
- 待ち時間重視分割数決定法
待ち時間重視分割数決定法では、処理重視分割数決定法より平均待ち時間が短くなる場合がある。ただし、クライアントが S_1^m の受信と同時に再生を開始する場合、最後まで途切れずにデータを再生できないことがある。このため、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ように、 S_1^m の受信後すぐに再生を開始せず、待つ必要があり、この待ち時間をクライアントは知る必要がある。これは、必要となる待ち時間をフレー

ムの初めに付加し、すぐにこの待ち時間をアプリケーションに通知することで実現できる。

以下、各分割数決定法の論拠と N の算出法を示す。ここで、

$$SD = \sum_{m=1}^M D_m \quad (2)$$

$$SD' = \sum_{m=1}^M D'_m = \sum_{m=1}^M \frac{D_m}{a_m} \quad (3)$$

$$A = \frac{SD}{SD'} \quad (4)$$

とする。

4.3.1 処理重視分割数決定法の論拠

クライアントが S_1^m の受信と同時に再生を開始しても最後まで途切れずに再生できる条件を求める。交替放送法では以下の定理が成立する。

定理 1 S_n^m ($n = 1, \dots, N-1$) の再生終了後、途切れることなく S_{n+1}^m の再生を開始できるためには、

- $n = 1$ の場合

$$D'_m + 2SD'(N-2) \leq D_m \quad (5)$$

- $n = 2, \dots, N-1$ の場合

$$SD' \leq D_m \quad (6)$$

となれば十分である。(証明は付録)

定理 1 より、上記条件を満たすには $N \leq (D_m - D'_m)/(2SD') + 2$ であればよいことが分かる。これがすべての m に対して成立し、平均待ち時間を短くするために N を大きくすることを考えると、

$$N = \left\lceil \frac{\min(D_m - D'_m)}{2SD'} + 2 \right\rceil \quad (7)$$

となる。

処理重視分割数決定法では式 (7) で分割数を与える。このため、クライアントは S_1^m の受信と同時に再生を開始しても必ず最後まで途切れずに再生できる。

この場合の平均待ち時間は、クライアントが S_1^m を受信するまでの平均待ち時間と等しい。 S_1^m の放送開始から、次の S_1^m が放送されるまで、 $2SD'/N$ かかるため、平均待ち時間 W は次式で与えられる。

$$W = \frac{2SD'}{2N} = \frac{SD'}{N} \quad (8)$$

4.3.2 待ち時間重視分割数決定法の論拠

まず、 $N = 2$ の場合の平均待ち時間よりも $N = 3$ の場合の平均待ち時間が短くなる再生倍率を求める。初めに、 $N = 2$ とした場合の平均待ち時間を求める。この場合、平均待ち時間 W_2 は次式で与えられる。

$$W_2 = \frac{SD'}{2} \quad (9)$$

次に、 $N = 3$ の場合の各データの平均待ち時間の平均 W_3 を求める。 $N = 2$ の平均待ち時間よりも $N = 3$ の平均待ち時間が短くなる場合を求めるために、ここではすべての m に対して $2D_m < D'_m + 2SD'$ とする。この場合の平均待ち時間は次の 4 通りに分けて求めることができる。

- T_1 から T_{2m-2} および T_{2m+2M} から T_{4M} の間の $2M-1$ 個のタイムスロット内でユーザが受信要求を出す場合

$2D_m < D'_m + 2SD'$ であるため、 T_{2m-1} で放送される S_1^m の受信と同時に再生を開始すると、 S_3^m を続けて再生できない。このため、 S_1^m の再生開始時刻を遅らせる必要がある。この場合の平均待ち時間は $-2D_m/3 + D'_m/6 + SD'$ となる。

- T_{2m-1} 内でユーザが受信要求を出す場合

$T_{2m+2M-1}$ で初めて受信する S_1^m の受信と同時に再生を開始しても、最後まで途切れずに再生できる。平均待ち時間は $-D'_m/6 + 2SD'/3$ となる。

- T_{2m} から $T_{2m+2M-2}$ の間の $2M-1$ 個のタイムスロット内でユーザが受信要求を出す場合

$D_m < D'_m + 2SD'$ であるため、 $T_{2m+2M-1}$ で放送される S_1^m の受信と同時に再生を開始すると、 S_2^m を続けて再生できない。このため、 S_1^m の再生開始時刻を遅らせる必要がある。この場合の平均待ち時間は $-D_m/3 + D'_m/6 + SD'$ となる。

- $T_{2m+2M-1}$ 内でユーザが受信要求を出す場合
次の放送周期の T_{2m-1} で放送される S_1^m の受信と同時に再生を開始できる。平均待ち時間は $-D'_m/6 + 2SD'/3$ となる。

以上より、すべての m に対して平均することで

$$W_3 = \frac{1}{12M^2} (12M^2 SD' - 6MSD + 3SD - 2SD') \quad (10)$$

となる。 W_2 と比較すると

$$\frac{6M^2 - 2}{6M - 3} \leq A \quad (11)$$

となれば、 $N = 3$ の場合が $N = 2$ の場合より短くなる事が分かる。

さらに、 $N = 3, 4, \dots$ の場合、後の 5.1 節の評価において、分割数が N の場合よりも $N' = N + 1$ の方が平均待ち時間が短くなる場合、すべての m に対して $D'_m + 2SD'(N-2) < D_m \leq D'_m + 2SD'(N'-2)$ となっている。たとえば、 $N = 3$ より $N = 4$ の平均待ち時間が短くなる再生倍率は 9.6 となり、これは $7 < a \leq 13$ を満たす。すなわち、分割数 N の場合、

クライアントは S_1^m の受信と同時に再生を開始しても、必ず最後まで途切れずに再生でき、 N' の場合、 S_1^m の受信と同時に再生を開始すると、最後まで途切れずに再生できると限らない。そこで、この範囲における平均待ち時間を計算する。分割数 N の場合の平均待ち時間 W_N は、 $D'_m + 2SD'(N-2) \leq D_m$ を満たすため、定理 1 より、

$$W_N = \frac{SD'}{N} \tag{12}$$

で与えられる。次に分割数 N' の場合の平均待ち時間を求める。ここで以下の定理が成立する。

定理 2 $D'_m + 2SD'(N-i) \leq D_m \leq D'_m + 2SD'(N-i+1)$ ($i = 2, \dots, N-1$) のとき、データ m の平均待ち時間 W^m は

$$W^m = \frac{1}{2MN(N-1)} (D_m - 2D_m M(i-2) - D'_m + D'_m M(i-2) + 2MNSD'(2i-3) - 2MSD'(i^2-i-1) + SD'(i-2N+2)) \tag{13}$$

で与えられる。(証明は付録)

定理 2 より、すべての m に対して $D'_m + 2SD'(N-2) < D_m \leq D'_m + 2SD'(N'-2)$ 、すなわち $D'_m + 2SD'(N'-3) \leq D_m \leq D'_m + 2SD'(N'-2)$ の場合の平均待ち時間 $W_{N'}$ は、すべての m に対して平均することで

$$W_{N'} = \frac{1}{MN'(N'-1)} (3MN'SD' - 5MSD' - N'SD' - SD + 3SD' + \frac{SD - SD'}{2M}) \tag{14}$$

となる。 W_N と比較すると、

$$N \leq \frac{6M^2 + 2M(A-2) - A + 1}{2M(2M-1)} \tag{15}$$

となれば、分割数 $N+1$ の方が N の場合より短くなる。

以上より、待ち時間重視分割数決定法では分割数を以下の式で与えることで、処理重視分割数決定法より平均待ち時間を短縮する。

- 次式が成立する場合、 $N = 2$ とする。

$$1 \leq A < \frac{6M^2 - 2}{6M - 3} \tag{16}$$

- 次式が成立する場合、 $N = 3$ とする。

$$\frac{6M^2 - 2}{6M - 3} \leq A < \frac{6M^2 - 2M - 1}{2M - 1} \tag{17}$$

- 以降、 N を以下の式で与える。

$$N = \left\lceil \frac{6M^2 + 2M(A-2) - A + 1}{2M(2M-1)} \right\rceil \tag{18}$$

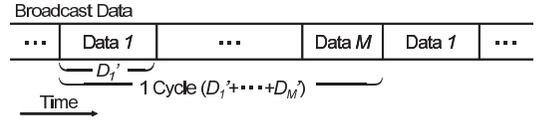


図 4 単純繰り返し手法
Fig. 4 A simple repetition method.

5. 評価

クライアントがデータの受信を開始する時刻は一樣に分布しているとして、平均待ち時間の理論値を算出した。単純繰り返し手法の平均待ち時間の理論式は $SD'/2$ で与えられ、処理重視分割数決定法では式 (8) で与えられる。ここで、単純繰り返し手法とは、図 4 に示すように、 M 個のデータを単一のチャンネルで順番に繰り返し放送する手法を指す。待ち時間重視分割数決定法の平均待ち時間の理論式は、再生倍率による場合分けが多く、1 つの式で表せないため、シミュレーションによる理論値を示す。

5.1, 5.2 節では a_m ($m = 1, \dots, M$)、 D_m が等しい連続メディアデータを想定し、5.3, 5.4, 5.5 節ではいずれかが異なるデータを想定して評価を行う。 a_m 、 D_m が等しいデータを想定すると、単純繰り返し手法や交替放送法では、放送するすべてのデータに対する平均待ち時間が等しくなる。たとえば、 $a_m = 20$ 、 $D_m = 30$ 分、 $M = 3$ の場合、単純繰り返し手法では、ユーザがデータ 1 の受信要求を出す場合、平均待ち時間は 2.3 分となり、データ 2 の受信要求を出す場合も平均待ち時間は 2.3 分となる。 $N = 5$ の交替放送法では、ユーザがデータ 1 の受信要求を出す場合、平均待ち時間は 54 秒となり、データ 2 の受信要求を出す場合も平均待ち時間は 54 秒となる。

5.1 分割数と平均待ち時間

$a_1 = a_2 = a_3 = a$ 、 $D_1 = D_2 = D_3$ の 3 個 ($M = 3$) のデータを交替放送法で放送する場合の、 $N = 2, \dots, 5$ の平均待ち時間を図 5 に示す。平均待ち時間は再生時間に比例するため、縦軸は平均待ち時間を再生時間で除したとし、横軸は再生倍率 a とする。 a が約 3.6 から 9.6 までは、 $N = 3$ の場合が平均待ち時間を最短にしているが、9.6 から 15.2 までは $N = 4$ の場合が平均待ち時間を最短にしている。このように、平均待ち時間を最短にする分割数は再生倍率によって異なることが分かる。

5.2 分割数決定法と平均待ち時間

$a_1 = a_2 = a_3 = a$ 、 $D_1 = D_2 = D_3 = D$ の 3 個 ($M = 3$) のデータを放送する場合の、処理重視分割数決定法、待ち時間重視分割数決定法による交替

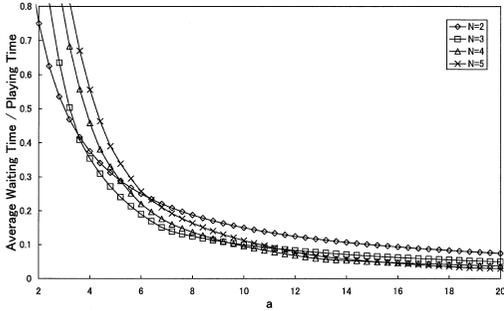


図 5 交替放送法の平均待ち時間 ($N = 2, \dots, 5$)
 Fig. 5 Average waiting time of the alternative broadcasting method ($N = 2, \dots, 5$).

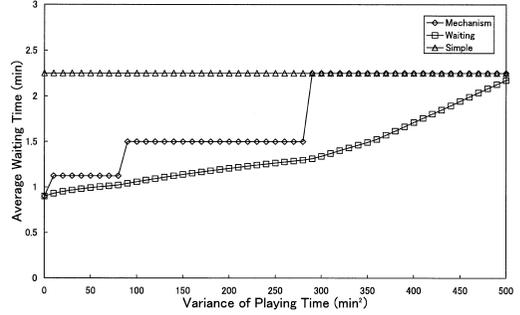


図 8 平均待ち時間と再生時間の分散
 Fig. 8 Average waiting time of the alternative broadcasting method and the variance of playing time.

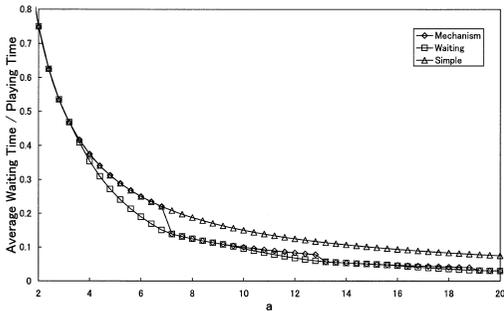


図 6 交替放送法と単純繰返し手法の平均待ち時間 ($M = 3$)
 Fig. 6 Average waiting time of the alternative broadcasting method and a simple repetition method ($M = 3$).

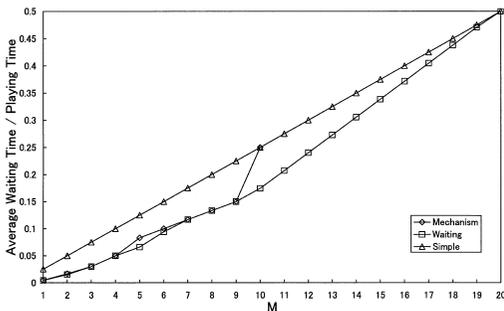


図 7 交替放送法の平均待ち時間と放送するデータの数
 Fig. 7 Average waiting time of the alternative broadcasting method and the number of broadcast data.

放送法の平均待ち時間を図 6 に示す．また， $a = 20$ ， $D = 30$ 分として，放送するデータの数 M を変化した場合の平均待ち時間を図 7 に示す．‘Mechanism’ とは処理重視分割数決定法の平均待ち時間を示し，‘Waiting’ とは待ち時間重視分割数決定法の平均待ち時間，‘Simple’ とは単純繰返し手法を用いる場合の平均待ち時間を示す．平均待ち時間の理論式は，処理重視分割数決定法では $DM/(aN)$ ，単純繰返し手法では $DM/(2a)$ で与えられる．

たとえば，MPEG2 で符号化した 5 Mbps の 30 分の番組データを FTTH を想定した 100 Mbps で放送する場合， $a = 20$ となる．サーバが人気のあるトップ 3 の番組データを放送する場合，単純繰返し手法では平均待ち時間は $0.075 \times 30 = 2.3$ 分となるが，交替放送法では $0.03 \times 30 = 0.9$ 分となり，60% 短縮できている．トップ 5 の番組データを放送する場合には，単純繰返し手法の平均待ち時間は $0.125 \times 30 = 3.8$ 分，待ち時間重視分割数決定法による交替放送法では $0.066 \times 30 = 2$ 分となり 47% 短縮できている．また， M が大きいほど平均待ち時間が長くなるのが分かる．たとえば，5 Mbps の 30 分のデータを 100 Mbps の帯域幅を用いて放送する場合，平均待ち時間を 3 分以下にするためには 6 個までのデータを提供できることが分かる．

5.3 再生時間のばらつき

データの再生時間などは放送側の都合で決定するのではなく，番組制作側の都合によって決まるため，ばらつきが発生すると考えられる．たとえば，放送側が 30 分の番組データを 3 個放送することを予定していても，データ 1 は 29 分，データ 2 は 30 分，データ 3 は 31 分のデータであることが考えられる．そこで，配信する複数のデータ自体の再生時間にばらつきがある状況を想定して評価を行う．再生時間が異なる 5 Mbps の 3 個のデータを FTTH を想定した 100 Mbps の帯域幅を用いて交替放送法で放送する場合 ($a_1 = a_2 = a_3 = a = 20$) の，平均待ち時間と再生時間の分散を図 8 に示す．平均待ち時間の理論式は，処理重視分割数決定法では $(D_1 + D_2 + D_3)/(aN)$ ，単純繰返し手法では $(D_1 + D_2 + D_3)/(2a)$ で与えられる．縦軸は各データの平均待ち時間の平均とし，横軸は再生時間の分散とした．再生時間の分散に関してのみ評価するため，再生レートを等しくし，分散は 500 分² までと，評価を行ううえで十分大きくした．再生

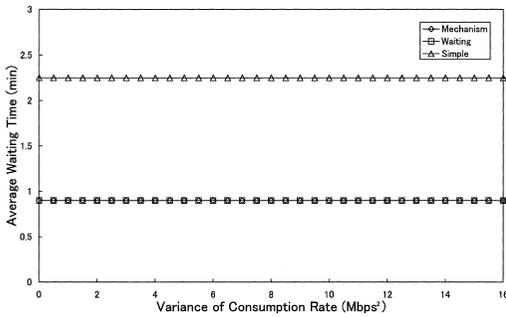


図 9 平均待ち時間と再生レートの分散

Fig. 9 Average waiting time of the alternative broadcasting method and the variance of consumption rate.

時間の平均は 30 分とした．たとえば，分散が 0 分^2 の場合， $D_1 = D_2 = D_3 = 30$ 分となり，分散が 500 分^2 の場合， $D_1 = 2.6$ 分， $D_2 = 30$ 分， $D_3 = 57.4$ 分となる．これより，交替放送法では，再生時間の分散が大きくなると，平均待ち時間が単純繰返し手法と等しくなることが分かる．

5.4 再生レートのばらつき

再生時間にばらつきが発生するのと同じ理由で，配信する複数のデータ自体の再生レートにばらつきが発生すると考えられる．たとえば，放送側が 5.0 Mbps の番組データを 3 個放送することを予定していても，データ 1 は 4.9 Mbps ，データ 2 は 5.0 Mbps ，データ 3 は 5.1 Mbps のデータであることが考えられる．そこで，再生レートが異なる $D_1 = D_2 = D_3 = D = 30$ 分の 3 個のデータを 100 Mbps の帯域幅を用いて交替放送法で放送する場合の，平均待ち時間と再生レートの分散を図 9 に示す．平均待ち時間の理論式は，使用する帯域幅を B ，各データの再生レートを R_i ($i = 1, \dots, M$) とすると，処理重視分割数決定法では $(R_1 + R_2 + R_3)/(BN)$ ，単純繰返し手法では $D(R_1 + R_2 + R_3)/(2B)$ で与えられる．再生レートの分散に関してのみ評価するため，再生時間を等しくし，分散は 16 Mbps^2 までと，評価を行ううえで十分大きくした．再生レートの平均は 5 Mbps とした．たとえば，分散が 0 Mbps^2 の場合，データ 1, 2, 3 の再生レートはすべて 5 Mbps となり，分散が 16 Mbps^2 の場合，それぞれ 100 kbps ， 5 Mbps ， 9.9 Mbps となる．これより，交替放送法では，再生レートの分散が変化しても平均が同じであれば，平均待ち時間が変化しないことが分かる．

5.5 再生倍率のばらつき

再生レートのばらつきにともない，再生倍率にばらつきが発生し，平均待ち時間が影響を受けることが考

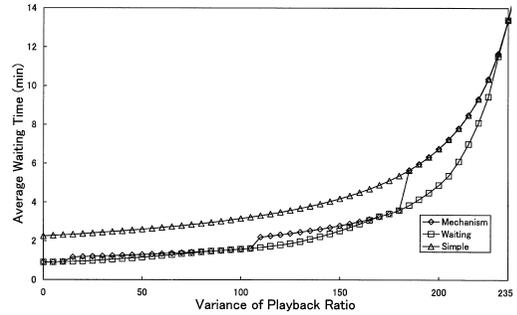


図 10 平均待ち時間と再生倍率の分散

Fig. 10 Average waiting time of the alternative broadcasting method and the variance of playback ratio.

えられる．そこで， $D_1 = D_2 = D_3 = D = 30$ 分の 3 個のデータを 100 Mbps の帯域幅を用いて交替放送法で放送する場合の，平均待ち時間と再生倍率の分散を図 10 に示す．平均待ち時間の理論式は，処理重視分割数決定法では $D(1/a_1 + 1/a_2 + 1/a_3)/N$ ，単純繰返し手法では $D(1/a_1 + 1/a_2 + 1/a_3)/2$ で与えられる．再生倍率の平均は 20 とした．たとえば，分散が 0 の場合， $a_1 = a_2 = a_3 = 20$ となり，分散が 235 の場合， $a_1 = 1.2$ ， $a_2 = 20$ ， $a_3 = 38.8$ となる．これより，交替放送法では，再生倍率の分散が大きくなると， $N = 2$ となり，平均待ち時間が単純繰返し手法と等しくなることが分かる．

6. 議 論

5.1 節から分かるように，交替放送法の平均待ち時間は分割数に依存する．そこで，本稿では処理重視分割数決定法と待ち時間重視分割数決定法の 2 個の分割数の決定法を提案した．

6.1 単純繰返し手法との比較

5.2 節より，処理重視分割数決定法，待ち時間重視分割数決定法のどちらの分割数決定法による交替放送法でも，単純繰返し手法の平均待ち時間より短くなることが分かる．ただし，同じ再生倍率でも， M が大きいほど分割数が小さくなり，平均待ち時間は長くなる．最終的に $N = 2$ となると，交替放送法の放送スケジュールは単純繰返し手法の放送スケジュールと同じになり，平均待ち時間も等しくなる． $N = 2$ となる M の値は，式 (7) や式 (16) から算出できる．たとえば，図 7 の場合，処理重視分割数決定法では M が 10 以上，待ち時間重視分割数決定法では M が 20 以上の場合に $N = 2$ となり，平均待ち時間が単純繰返し手法と等しくなる．

6.2 処理重視分割数決定法と待ち時間重視分割数決定法

待ち時間重視分割数決定法では、平均待ち時間ができるだけ短くなるように分割数を決定している。たとえば、図 6 の各再生倍率における待ち時間重視分割数決定法の平均待ち時間は 図 5 の平均待ち時間の最小値と等しいことが分かる。ただし、クライアントは最後まで途切れずにデータを再生できるようにするために S_1^m ($m = 1, \dots, M$) の受信後すぐに再生を開始せず待つ場合があり、この待ち時間を知る必要がある。たとえば、 $a_1 = a_2 = 2.5$, $M = 2$ の待ち時間重視分割数決定法による交替放送法 (図 3) において、時刻 t_4 でデータ 1 の受信要求を出す場合を考える。クライアントが T_5 で放送される S_1^1 の受信と同時に t_5 から再生を開始すると、 S_1^1 の再生終了時刻は t_8 となり、それまでに S_2^1 が放送されておらず、また、 t_8 から S_2^1 が放送されていないため、続けて S_2^1 を再生できない。この場合、 S_1^1 をバッファに保存しておき、 t_7 まで待ってから S_1^1 を再生すると、 S_1^1 の再生終了時刻は t_9 となり、続けて S_2^1 を再生できる。

処理重視分割数決定法では、 S_1^m の受信と同時に再生を開始しても最後まで途切れずにデータを再生できるが、待ち時間重視分割数決定法より平均待ち時間が長くなる可能性がある。たとえば、図 6 では $3.6 \leq a \leq 6.8$ などで平均待ち時間が長くなっている。処理を単純化する場合には処理重視分割数決定法を選択し、平均待ち時間の短縮を重視する場合には待ち時間重視分割数決定法を選択することが考えられる。

6.3 各種ばらつきと平均待ち時間

5.3 節より、再生時間の分散が大きい場合平均待ち時間の短縮率が小さいことが分かる。これは、再生時間の比較的短いデータが含まれる場合、そのデータを途切れなく再生できるようにするために分割数が小さくなるためである。また、5.4 節より、再生レートの分散が変化しても平均待ち時間が変わらないことが分かる。これは、再生時間が等しく ($= D$)、再生レートの平均が一定で総和が等しいと想定したため、平均待ち時間も変化しないためである。処理重視分割数決定法では式からも容易に理解できる。この場合の処理重視分割数決定法の平均待ち時間は

$$\frac{SD'}{N} = \frac{D}{BN} \sum_{m=1}^M R_m \quad (19)$$

で与えられ、再生レートの総和が等しければ、分散が変化しても平均待ち時間が変わらないことが分かる。さらに、5.5 節より、再生倍率の分散が大きい場合平

均待ち時間の短縮率が小さいことが分かる。これも、再生倍率の小さいデータが含まれる場合、そのデータを途切れなく再生できるようにするために分割数が小さくなるためである。これらより、再生時間、再生倍率のばらつきは小さいほど平均待ち時間を短縮できることが分かる。

7. 結 論

本稿では、単一チャネルを用いて複数の連続メディアデータを放送する際に、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「交替放送法」を提案した。

交替放送法は、分割放送方式の考え方を用い、データを等分割し、データの初めの部分を頻繁に配信する放送スケジュールを作成する。サーバはこのスケジュールに従い、データを放送することで、クライアントの待ち時間を短縮できる。この場合、データの分割数が平均待ち時間に影響を与えるため、分割数の決定法として、処理重視分割数決定法と待ち時間重視分割数決定法を提案した。処理重視分割数決定法では、クライアントは放送されるデータのスケジュールを知る必要はなく、分割したデータの初めのデータの受信と同時に再生し、最後まで途切れずに再生できる。待ち時間重視分割数決定法では、クライアントはスケジュールを知る必要があるが、処理重視分割数決定法より平均待ち時間を短くできる。処理を単純化する場合には処理重視分割数決定法を選択し、平均待ち時間の短縮を重視する場合には待ち時間重視分割数決定法を選択することが考えられる。これらの手法を用いた場合の平均待ち時間を算出した結果、データを分割せずに繰り返し放送する手法よりも平均待ち時間を必ず短縮できることが分かった。

今後の課題として、再生倍率が動的に変化する場合や、ジャンルが同じデータを複数個放送する場合のように、データ間に相関性がある場合について検討することがあげられる。

謝辞 本研究は、文部科学省 21 世紀 COE プログラム「ネットワーク共生環境を築く情報技術の創出」、文部科学省科学技術振興調整費「モバイル環境向 P2P 型情報共有基盤の確立」、および文部科学省特定領域研究 (C)「Grid 技術を適応した新しい研究手法とデータ管理技術の研究」(課題番号: 13224059) 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) Aggarwal, C.C., Wolf, J.L. and Yu, P.S.: A permutation-based pyramid broadcasting scheme for Video-on-demand system, *Proc. IEEE Int. Conf. on Multimedia Computing and Systems (ICMCS '96)*, pp.118–126 (1996).
- 2) Braden, R., et al.: Resource reservation protocol (RSVP), RFC 2205 (1997).
- 3) Eager, D.L. and Vernon, M.K.: Dynamic skyscraper broadcasts for video-on-demand, *Proc. 4th Int. Workshop on Multimedia Information Systems (MIS '98)*, pp.18–32 (1998).
- 4) 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).
- 5) Juhn, L.-S. and Tseng, L.M.: Harmonic broadcasting for video-on-demand service, *IEEE Trans. Broadcasting*, Vol.43, No.3, pp.268–271 (1997).
- 6) Juhn, L.-S. and Tseng, L.M.: Fast data broadcasting and receiving scheme for popular video service, *IEEE Trans. Broadcasting*, Vol.44, No.1, pp.100–105 (1998).
- 7) Paris, J.-F.: A simple low-bandwidth broadcasting protocol for video-on-demand, *Proc. Int. Conf. on Computer Communications and Networks (IC3N '99)*, pp.118–123 (1999).
- 8) Paris, J.-F., Carter, S.W. and Long, D.D.E.: A hybrid broadcasting protocol for video on demand, *Proc. Multimedia Computing and Networking Conference (MMCN '99)*, pp.317–326 (1999).
- 9) Paris, J.-F., Carter, S.W. and Long, D.D.E.: Efficient broadcasting protocols for video on demand, *Proc. Int. Symposium on Modeling, Analysis and Simulation of Computer and Telecommunication Systems (MASCOTS '98)*, pp.127–132 (1998).
- 10) Paris, J.-F., Carter, S.W. and Mantey, P.E.: Zero-delay broadcasting protocols for video-on-demand, *Proc. ACM Int. Multimedia Conference (MULTIMEDIA '99)*, pp.189–197 (1999).
- 11) 総務省：情報通信白書平成 14 年版 (2002). <http://www.johotsusintokei.soumu.go.jp/whitepaper/ja/h14/pdf/index.html>
- 12) 高橋政雄：一目で分かる MP3 の概要, INTER-FACE, pp.70–77, CQ 出版, 東京 (2000).
- 13) Tseng, Y.-C., Hsieh, C.-M., Yand, M.-H., Liao, W.-H. and Sheu, J.-P.: Data broadcasting and seamless channel transition for highly-demanded videos, *Proc. IEEE INFOCOM '00*, pp.727–736 (2000).

- 14) Viswanathan, S. and Imielinski, T.: Pyramid broadcasting for video on demand service, *Proc. SPIE Multimedia Computing and Networking Conference (MMCN '95)*, pp.66–77 (1995).
- 15) 義久智樹, 塚本昌彦, 西尾章治郎: 連続メディアデータ放送における待ち時間短縮のための分割放送方式, 情報処理学会論文誌, Vol.44, No.6, pp.1558–1569 (2003).

付 録

A.1 定理 1 の証明

図 11 のように, S_n^m ($n = 1, \dots, N - 1$) の放送開始から, 次に S_{n+1}^m が放送されるまでの時間 l_n^m を考えると, 次のようになる.

- $n = 1$ の場合

$T_{2m+2M(i-1)-1}$ ($i = 1, \dots, N - 1$) で放送される S_1^m と, 次に S_2^m が放送されるまでの時間を $l_1^m(i)$ とする.

$$l_1^m(i) = \begin{cases} \frac{D'_m}{N} & (i = 1) \\ \frac{D'_m}{N} + \frac{2SD'(N-i)}{N} & (i = 2, \dots, N - 1) \end{cases} \quad (20)$$

- $n = 2, \dots, N - 1$ の場合

$$l_n^m = \frac{SD'}{N} \quad (21)$$

S_n^m の再生終了後, 途切れることなく S_{n+1}^m の再生を開始できるためには, $l_n^m \leq D_m/N$ となれば十分である ($n = 1$ の場合は $l_1^m(2)$ が最大).

A.2 定理 2 の証明

$D'_m + 2SD'(N - i) \leq D_m \leq D'_m + 2SD'(N - i + 1)$ ($i = 2, \dots, N - 1$) の場合, 式 (6) はつねに成立する. このため, 定理 1 より, S_1^m の再生終了後続けて S_2^m を再生できれば, 最後まで途切れずに再生できる. この場合の平均待ち時間は次の 3 通りに分けて求めることができる.

- T_1 から T_{2m-2} および $T_{2m+2M(i-2)-1}$ から $T_{2M(N-1)}$ の間の $2M(N - i + 1)$ 個のタイム

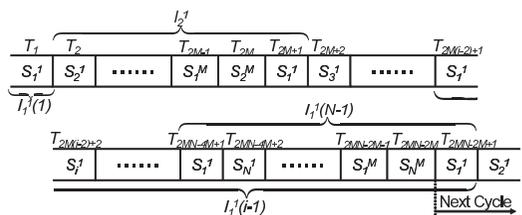


図 11 l_i^m の例

Fig. 11 An example of l_i^m .

スロット内でユーザが受信要求を出す場合 S_1^m の受信と同時に再生を開始しても必ず最後まで途切れずに再生できる．平均待ち時間は SD'/N で与えられる．

- T_{2m-1} 内でユーザが受信要求を出す場合 T_{2m} で放送される S_2^m をバッファに保存できるため， $T_{2m+2M-1}$ で初めて受信する S_1^m の受信と同時に再生を開始しても，最後まで途切れずに再生できる．平均待ち時間は $-D'_m/(2N) + SD'/N$ で与えられる．
- T_{2m} から $T_{2m+2M(i-2)-2}$ の間の $2M(i-2)-1$ 個のタイムスロット内でユーザが受信要求を出す場合 S_1^m の受信と同時に再生を開始すると， S_1^m の再生終了後，途切れずに S_2^m を再生できない．このため， S_1^m の再生開始時刻を遅らせる必要がある．この場合の平均待ち時間は $-D_m/N + D'_m/(2N) + SD'(2N-i)/N$ となる．

以上より，平均待ち時間 W^m は，

$$W^m = \frac{1}{2MN(N-1)} (D_m - 2D_m M(i-2) - D'_m + D'_m M(i-2) + 2MNSD'(2i-3) - 2MSD'(i^2 - i - 1) + SD'(i - 2N + 2)) \quad (22)$$

で与えられる．

(平成 15 年 5 月 9 日受付)

(平成 15 年 12 月 2 日採録)



義久 智樹

1979 年生．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修了．現在，同専攻博士後期課程在

学中．ブロードバンドネットワークに興味を持つ．



塚本 昌彦 (正会員)

1987 年京都大学工学部数理工学科卒業．1989 年同大学院工学研究科博士前期課程修了．同年，シャープ(株)入社．1995 年大阪大学大学院工学研究科情報システム工学専攻講師を経て，1996 年同専攻助教授．2002 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助教授となり，現在に至る．工学博士．ウェアラブルコンピューティング・ユビキタスコンピューティングに興味を持つ．ACM，IEEE 等 8 学会の会員．



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 年同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，大阪大学大学院工学研究科情報システム工学専攻教授を経て，2002 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教授となり，現在に至る．2000 年より大阪大学サイバーメディアセンター長，2003 年より大阪大学大学院情報科学研究科長を併任．この間，カナダ・ウォータールー大学，ピクトリア大学客員．データベース，マルチメディアシステムの研究に従事．現在，Data & Knowledge Engineering，Data Mining and Knowledge Discovery 等の論文誌編集委員．情報処理学会フェローを含め，ACM，IEEE 等 9 学会の会員．