

# データの相関性とアクセス頻度を考慮した放送スケジューリング

内田 渉<sup>†</sup> 原 隆浩<sup>†</sup> 塚本 昌彦<sup>†</sup>  
矢島 悦子<sup>††</sup> 西尾 章治郎<sup>†</sup>

近年、有線および無線の通信技術の発展にともない、放送通信技術を用いたプッシュ型の情報システムに関する研究の関心が高まっている。プッシュ型情報システムでは、複数のクライアントから発生したデータアクセス要求のすべてを一度の放送で満たすことができるため、クライアント数が非常に多い場合に、データアクセスのスループットの向上が期待できる。本論文では、クライアントのデータアクセスに対する応答時間の短縮のために、放送データ間の相関性とアクセス頻度を考慮した新たなスケジューリング方式を提案する。提案方式では、各データアイテムに対するクライアントのアクセス要求頻度に基づいてそのアイテムの放送頻度を決定し、相関性のあるアイテムどうしを近接して放送することで平均応答時間の短縮を図る。

## Broadcast Scheduling Considering Data Correlation and Access Frequency

WATARU UCHIDA,<sup>†</sup> TAKAHIRO HARA,<sup>†</sup> MASAHICO TSUKAMOTO,<sup>†</sup>  
ETSUKO YAJIMA<sup>††</sup> and SHOJIRO NISHIO<sup>†</sup>

Recently, there has been increasing interest in research of push-based information systems that deliver data using broadcast in both wired and wireless environments. In push-based information systems, since a server can meet all the requests pending in a system with one broadcast, a larger throughput can be expected even though a large number of clients exist. In this paper, to reduce the response time of data access, we propose a new scheduling strategy of broadcast program considering both the correlation among data items and the access frequency of each item. The proposed strategy reduces the average response time by determining broadcast frequency of each item based on its access frequency and putting data items with strong correlation next to each other in the program.

### 1. はじめに

#### 1.1 背景

近年、有線および無線の通信技術の発展にともない、放送型通信を用いてクライアントにデータを配送するプッシュ型情報システムに関する研究の関心が高まっている。プッシュ型情報システムでは、サーバは放送型通信を用いて周期的に様々なデータアイテムを配送する。クライアントは、放送されているデータアイテムのなかで、必要なものにアクセス要求を発生し、そのアイテムが放送された時点で、アクセスを完了する(図1)。クライアントの要求に応じて個別にデータ

アイテムを配送するプル型の情報システムとは異なり、プッシュ型の情報システムでは、各クライアントから離散的に発生する要求を一度の放送で満たすことができるため、クライアント数が増加してもシステム全体の負担コストはほとんど変化しない。したがって、クライアント数が非常に多い分散システムにおいて、データアクセスのスループットの向上が期待できる。

プッシュ型情報システムにおいて、データアクセスの平均応答時間を短縮する方法として、サーバ側での放送プログラムのスケジューリング戦略<sup>1),12),18)</sup>、クライアント側でのデータアイテムのキャッシュ戦略<sup>1),2)</sup>、プッシュ型とプル型の融合戦略<sup>3),11)</sup>などが提案されている。本論文では、これらのうちで放送プログラムのスケジューリングに関する研究に着目する。

プッシュ型情報システムにおける放送スケジューリングは、ディスクなどの二次記憶におけるブロック配置の問題に関する研究<sup>5),9),10),13),16)</sup>と類似性を持つ。

<sup>†</sup> 大阪大学大学院工学研究科情報システム工学専攻  
Department of Information Systems Engineering,  
Graduate School of Engineering, Osaka University

<sup>††</sup> 株式会社エフエム大阪東京支社営業部  
Sales Department, Tokyo Office, FM Osaka Co., Ltd.

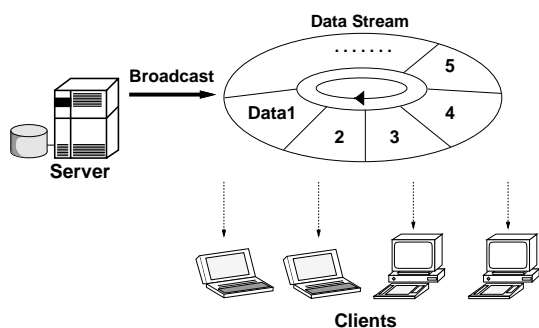


図1 プッシュ型情報システム

Fig. 1 Push-based information system.

しかし、これらの研究と比べて、放送スケジューリングは以下の点で異なる。

- 二次記憶媒体内ブロック配置の問題は、ヘッドが媒体内を自由に動けるため、媒体内でのブロック間距離を性能指標とし、これらのアクセス確率による重みづけ和を最小化することが目的である。一方、放送スケジューリングでは、サーバは定められた順序でアイテムを逐次放送するため、プログラム上の任意の点からのデータアイテムまでの片方向の距離が性能指標となる。
- 二次記憶媒体にはサイズの制限があるのに対し、放送スケジューリングでは、プログラムのサイズに制限はなく、適切な頻度であれば、放送プログラム内に同じデータアイテムを複数配置することができる。
- 一般的なブロック配置は、一次元もしくは二次元の座標系における問題であるのに対し、放送スケジューリングは、一次元の特殊な離散座標系を用いる。この座標系においては、プログラムの両端点と同じ位置を表すため、任意の座標  $z$  において、次式の関係がつねに成り立つ。

$$z = kP + z \quad (k = 0, \pm 1, \pm 2, \dots) \quad (1)$$

ここで  $P$  はプログラムのサイズである。これは一見、一定の角速度で回転するディスクの、シリンドラ内の各セクタにおけるデータ配置の問題と類似しているが、同一シリンドラ内のデータアクセスは、シリンドラをまたがるデータアクセスに比べて非常に短時間で行えるため、通常はシリンドラ内のデータ配置は重要な問題とは見なされない。

## 1.2 研究の動機

プッシュ型情報システムにおける最も代表的なスケジューリング方式として、放送ディスク (Broadcast Disks)<sup>1)</sup> が知られている。放送ディスクでは、システム全体の各データアイテムに対するアクセス頻度を考

慮して、頻繁にアクセスされるアイテムの放送頻度を高めることによって、データアクセスの平均応答時間を短縮している。具体的には、データアイテム全体をアクセス頻度の近いアイテムをまとめたディスクと呼ばれる複数の集合に分割し、各ディスクの放送頻度比を、それらに属するアイテムのアクセス頻度の平均値に基づいて決定する。次に各ディスクを、決定した放送頻度比に基づいて放送するために、各ディスクをさらにチャンクと呼ばれる小部分に分割し、これを放送の最小単位とする。各チャンクの放送頻度比は、属するディスクの放送頻度比と等しい。その結果、各アイテムは、アクセス頻度に従った放送頻度で周期的に放送される。放送ディスクでは、各アイテムが周期的に放送されているが、チャンクの配置順序やそれぞれのチャンク内でのアイテムの放送順序は特に規定されていない。

一方、クライアントはあるデータアイテムの集合に対してまとめてアクセス要求を発生することが多いといったように、データアイテム間には、相関性が存在するのが一般的である。クライアントが相関性のあるデータアイテム集合に対して頻繁にアクセスするような場合には、放送プログラムのスケジューリングの際にその相関性を考慮することにより、データアクセスの平均応答時間を短縮することができる。しかし、放送ディスクなどの従来のスケジューリング方式では、データアイテム間の相関性は考慮されていない。

筆者らはこれまでに、クライアントが相関性のある複数のデータアイテムに対して同時にアクセス要求を発生する環境を想定して、CBS法と呼ぶスケジューリング方式を提案した<sup>20)</sup>。この方式では、相関性の強いデータアイテムどうしを隣接して配置することによって応答時間の短縮を図っている。これは、複数のアイテムに対するアクセス要求が同時に発生する場合、それらを隣接して放送することで最も応答時間を短縮できるという事実に基づいている。さらに、筆者らはクライアントが相関性のある複数のデータアイテムに対して時間間隔を置いてアクセス要求を発生する環境を想定して、UFL法と呼ぶスケジューリング方式を提案した<sup>19)</sup>。

CBS法およびUFL法では、各データアイテムを等しい放送頻度で放送することを想定している。しかし上述のように、各アイテムが要求される頻度には偏りがあるのが一般的である。

## 1.3 アプローチ

このような背景から、本論文では、クライアントが複数のアイテムに対して同時にアクセス要求を発生す

るような環境を想定して、クライアントの各アイテムのアクセス頻度、およびアイテム間の相関性の双方を考慮したスケジューリング方式について議論する。ここで、これらを同時に考慮したスケジューリングは、アクセス頻度を考慮した放送ディスクなどの従来研究と、筆者らが提案した CBS 法を単純に組み合わせただけでは実現できず、非常に困難なものである。CBS 法では、各データアイテムは等しい頻度で放送され、プログラム上に一度ずつしか登場しないため、相関性の強いアイテムどうしを隣接することで応答時間を短縮することができる。ところが放送ディスクなどの従来研究と組み合わせることを考えた場合、相関性を持つアイテム  $a, b$  は放送プログラム上にそれぞれ複数回登場する。 $a, b$  の放送頻度が異なるとき、単純に  $\min(a, b)$  個の  $a, b$  の組を隣接すると、各アイテムの放送周期は保たれず、むしろ性能の低下を招く恐れもある。

そこで本論文の提案方式では、各アイテムの放送頻度およびディスクにおけるチャンクの分割数を放送ディスクなどの従来方式と同様に決定し、各チャンクを周期的に放送する際に、チャンクの放送順序やチャンク内でのアイテムの放送順序を、アイテムおよびチャンク間の相関性を考慮して決定するといったヒューリスティックなアプローチを用いる。従来方式では、チャンクの分割、および放送順序の決定などにおいて相関性は考慮されていない。提案方式を用いることで、アクセス頻度を考慮して、適切な頻度で各アイテムを周期的に放送しながら、相関性の強いデータアイテムどうしの放送間隔を近接させることができる。

#### 1.4 想定環境と論文構成

本論文では、次のようなシステム環境を想定する。これらの仮定は提案方式のスケジューリング方式としての正当な評価、および、議論の簡単化のためのものである。これらの仮定は、スケジューリング方式に関する多くの従来研究においても一般的に用いられているものである<sup>1)~3),15),17),18)</sup>。

- サーバは 1 つとする。
- クライアントはキャッシュを持たない。
- サーバは、ID が 1 から  $M$  までのデータアイテムからなる 1 周期分の放送プログラムを作成し、繰り返し放送する。
- 各データアイテムのサイズはすべて等しく、1 アイテムの放送にかかる時間を  $L$  とする。
- データおよび放送プログラムの更新は行わない。
- プル型配信は行わない。

以下、2 章で放送データの相関性について述べ、3 章

でスケジューリング方式を提案する。4 章で提案した方式の性能評価を行い、5 章で本論文のまとめを行う。

## 2. データアイテム間の相関性

一般に、サーバから放送されている様々なデータアイテムは、互いに相関性を持つことが多い。たとえば、サーバが HTML ファイルや画像ファイルを個別のデータアイテムとして、様々な Web ページを放送している場合を考える。このとき、クライアントが複数の画像ファイルを含む Web ページにアクセスする場合、そのページを構成する複数のデータアイテムに対して、同時にアクセス要求が発生する。相関性の強さは、アイテム集合がまとめてアクセスされる確率として定義でき、各データアイテム間で相関性の強さは異なる。

相関性のあるアイテム集合に対してのアクセス要求は、上記の例のように同時に発生する場合と、ある程度の時間差を持って発生する場合が考えられる。本論文では、連続するアクセス要求の時間間隔が 1 周期分の放送プログラムに対して無視できるほど小さい場合も含め、相関性のあるアイテム集合に対するアクセス要求は同時に発生するものと想定する。

実環境において、各クライアントにおけるアイテム間の相関性は、クライアントのアクセス履歴を調べることで決定できる。分散システム全体の相関性は、定期的あるいは不定期にサーバがクライアント各自のアクセス履歴を収集することで決定できる。また、上記の例のように Web ページにおける HTML ファイルや画像がデータアイテムとして放送される場合は、各ページの構成や画像ファイルの共有関係などで解析的にアイテム間の相関性を決定できる。このように、データアイテムの内容によっては、解析的にアイテム間の相関性を決定できる場合もある。

## 3. アクセス頻度と相関性を考慮したスケジューリング方式

本章では、クライアントの各データアイテムに対するアクセス要求頻度、および、データアイテム間の相関性を考慮したスケジューリング方式を提案する。まず、3.1 節においてスケジューリングの方針について説明し、3.2 節において提案方式の詳細について説明する。

### 3.1 スケジューリングの方針

2 つの異なるデータアイテム  $i, j$  が同時にアクセス要求される確率（相関性）を  $P_{ij}$  ( $\sum_{i=1}^M \sum_{j=i+1}^M P_{ij} = 1, P_{ij} = P_{ji}, P_{ii} = 0$ ) とする。このとき、データアイ

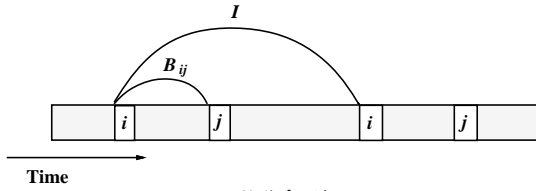


図2 放送プログラム

Fig.2 Broadcast program.

テム  $i$  に対するクライアントのアクセス要求確率  $F_i$  は、次式で表される。

$$F_i = \sum_{j=1}^M P_{ij} \quad (2)$$

ここで、図2に示すように、データアイテム  $i, j$  が等しい頻度で周期的に放送されている場合を考える。 $I$  はデータアイテム  $i, j$  の放送周期中に放送されるデータアイテムの個数、 $B_{ij}$  は放送プログラム内で先に放送されるアイテム  $i(j)$  と後に放送されるアイテム  $j(i)$  の間に放送されるデータアイテムの個数である。したがって、アイテム  $i$  および  $j$  の放送周期は  $I \cdot L$ 、データアイテム  $i$  と  $j$  の放送時間間隔は、 $B_{ij} \cdot L$  となる。このとき、2つのデータアイテム  $i, j$  に対するアクセス要求の平均応答時間  $avg_{ij}$  は次式で表される。

$$\begin{aligned} avg_{ij} &= \frac{B_{ij}}{I} \cdot \left\{ \frac{B_{ij}}{2} + (I - B_{ij}) \right\} L \\ &\quad + \frac{I - B_{ij}}{I} \cdot \left\{ \frac{I - B_{ij}}{2} + B_{ij} \right\} L \\ &= \left\{ B_{ij} \cdot \left( 1 - \frac{B_{ij}}{I} \right) \right\} L + \frac{I}{2} L \quad (3) \end{aligned}$$

式(3)の中辺第1項は、アイテム  $i$  の放送開始から、アイテム  $j$  の放送開始までの間にアクセス要求が発生した場合の平均応答時間を表す。第2項は、アイテム  $j$  の放送開始から、アイテム  $i$  の放送開始までの間にアクセス要求が発生した場合の平均応答時間を表す。

式(3)から、平均応答時間  $avg_{ij}$  は  $B_{ij}$  および  $I$  の関数となり、放送周期  $I$  が小さいほど  $avg_{ij}$  も短くなる。しかし、アイテムの1周期中の放送頻度を高くすると、プログラム自体が大きくなるため、アクセス頻度の低いデータアイテムの放送頻度を高くすることは有効ではない。文献(6)では、アイテム  $i$  の放送頻度比  $w_i$  を次式のようにアクセス頻度の平方根に定め、各アイテムを周期的に放送することで、平均応答時間が最短になることが明らかにされている。

$$w_i = \frac{\sqrt{F_i}}{\sum_{j=1}^M \sqrt{F_j}} \quad (4)$$

また、 $I$  を定数と考えた場合、 $avg_{ij}$  を最短にする  $B_{ij}$  は、1もしくは  $I - 1$  となる。いずれの場合も2つのデータアイテムは隣接して放送される。しかし、放送プログラム内で隣接して放送できるアイテム数は限られているため、相関性を持つデータアイテムの組合せが増えた場合、相関性の強さを考慮して、最適なアイテムの配置を決定することは困難となる。

以上の議論から、放送プログラムのスケジューリングは、以下の3つの条件を満たす必要があることが分かる。

- (1) 各アイテムの放送頻度を式(4)によって決定する。
- (2) 各データアイテムを周期的に放送する。
- (3) 相関性の強いデータアイテムどうしを近い位置で放送する。

放送ディスクの方式では、上記の2の条件のみが満たされる。そこで、本論文の提案方式では、上記の3つの条件をできる限り満たすように、データアイテムの放送頻度比を式(4)に基づいて決定し、かつ相関性の強いアイテムどうしを放送プログラム内で近接して配置するように、放送ディスクの方式を改良する。

WWW ページの内容を放送する場合を例にとり、提案方式がどのようにスケジューリングを行うかについて説明する。互いにリンクされており、相関性を持つ HTML ファイルの集合が存在し、それらが共通の画像ファイルを参照している場合を考える。HTML ファイルおよび画像ファイルは、それぞれ単独のデータアイテムとして放送されているものとする。これらの HTML ファイルは画像ファイルを参照しているので、画像ファイルとも相関性を持つ。ここで、画像ファイルは多数の HTML ファイルから参照されているので、頻繁にアクセス要求が発生する。提案方式では、互いに相関性を持つ HTML ファイルの集合を1つのチャンクとし、画像ファイルはアクセス頻度が異なるので、別のチャンクに配置する。そして、放送ディスクなどの従来研究の方針に従って、アクセス頻度の高い画像ファイルを含むチャンクを放送プログラム中に多数配置する。各チャンク内では、相関性の強い HTML ファイルや画像ファイルどうしを近接させて配置する。一方、これら2つのチャンクは異なった周期で放送されるが、クライアントは画像ファイルと HTML ファイルというデータアイテムの組を頻繁にアクセスする。そこで、提案方式ではさらに、相関性の強いアイテムを含む異なるチャンクの組を、各アイテムの放送周期を崩さない範囲で、できるだけ近い位置に配置することによって応答時間を短縮する。

### 3.2 スケジューリング方式

提案方式は、放送ディスクをデータアイテム間の相関性を考慮するように拡張する．具体的には、次の手順によって放送プログラムのスケジューリングを行う．

- (1) 各データアイテム  $i$  の(暫定)放送頻度比  $w_i$  を式(4)を用いて計算し、降順に整列する． $w_i$  の最大値を  $w_{max}$ 、最小値を  $w_{min}$  とする．
- (2) 暫定放送頻度比に近いデータアイテムをまとめ、全データアイテムを  $N$  個の集合に分割する．各集合をディスクと呼び、 $D_1, D_2, \dots, D_N$  と表す． $def = (w_{max} - w_{min})/N$  とすると、 $w_i$  が  $w_{max} - (g-1) \cdot def \geq w_i \geq w_{max} - g \cdot def$  のとき、アイテム  $i$  はディスク  $D_g$  に属する．
- (3) 各ディスク  $D_i$  内に含まれる全アイテムの暫定放送頻度比の平均の値を整数で近似し、 $D_i$  の放送頻度比  $f_i$  とする．たとえば、全アイテムが2つのディスク  $D_1, D_2$  に分割され、 $f_1 = 2, f_2 = 3$  となるとき、 $D_1$  が2回放送されるごとに、 $D_2$  は3回放送される．
- (4) 各ディスクを、いくつの小部分に分割するか決定する．各々の小部分をチャンクと呼ぶ．まず、全ディスクの放送頻度比  $f_i$  の最小公倍数をとり、 $T_{max}$  とする．各ディスク  $D_i$  のチャンク分割数を  $T_i = T_{max}/f_i$  とする． $D_i$  を分割したチャンクのうち、 $j$  番目のものを  $C_{ij}$  と表す．チャンクに含まれるデータアイテム数  $N_{chunk}(C_{ij})$  は  $|D_i|/T_i$  とする．ここで、 $|D_i|$  は、ディスク  $D_i$  に含まれるデータアイテム数である．
- (5) 各ディスク  $D_i$  内のデータアイテムを、アイテム間の相関性を考慮して、 $T_i$  個のチャンクに分割する．具体的な分割方法は3.2.1項に示す．
- (6) 各チャンク内でのデータアイテムの放送順序を、アイテム間の相関性を考慮して決定する．具体的な順序の決定方法は3.2.2項に示す．
- (7) ディスクおよびチャンクの放送順序を、アイテム間の相関性を考慮して決定する．決定した順序に従って、ディスク名  $D_1, D_2, \dots, D_N$  および、各ディスク  $D_i$  におけるチャンク名  $C_{i1}, C_{i2}, \dots, C_{iT_i}$  を定め直す．具体的な順序の決定方法は、3.2.3項および3.2.4項に示す．
- (8) 放送プログラムを、手順(7)で決定した順序でディスクを選択し、ディスク内のチャンクを1つずつ配置することで決定する．詳しいアルゴリズムは次のとおりである．

01 for  $i:= 1$  to  $T_{max}$

02 for  $j:= 1$  to  $N$

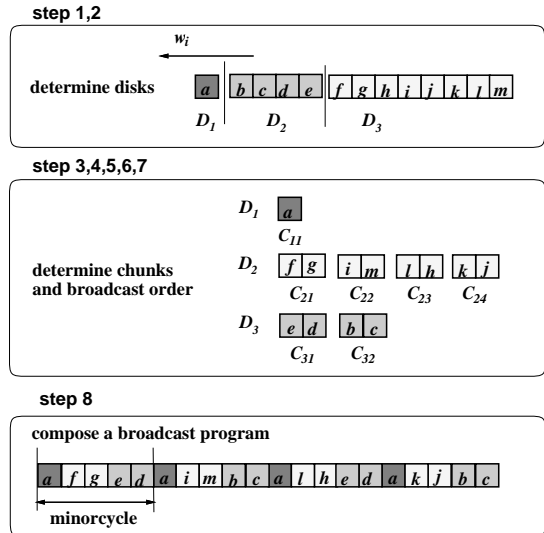


図3 提案方式の概要

Fig. 3 Outline of the proposal strategy.

03 Broadcast chunk  $C_{j(i \bmod T_j)}$

04 endfor

05 endfor

ここで、Broadcast chunk  $C_{j(i \bmod T_j)}$  とは、放送プログラム上にディスク  $D_j$  の  $i \bmod T_j$  番目のチャンクを配置することを示す．また、各ディスクから1チャンクずつ放送されるまでの期間をマイナーサイクルと呼ぶ．

提案方式において、手順(1)から手順(4)までは、放送ディスクと同様である．また、手順(2)のディスクの分割法については、二重循環法<sup>7)</sup>を参考している．ここで、放送ディスクでは  $T_i$  のみを決定し、各データアイテムは定期的に放送されるが、放送順序については特に規定していない．提案方式では、アイテム間の相関性を考慮して、ディスク、チャンク、チャンク内のアイテムの放送順序を決定することで、データアクセスの平均応答時間の短縮を図っている．提案方式の概要を図3に示す．

#### 3.2.1 チャンクの決定

提案方式では、同一チャンク内に存在するデータアイテムは連続して放送される．したがって、相関性の強いデータアイテムどうしが同じチャンクになるように各ディスクを分割することによって、平均応答時間の短縮が期待できる．そこで、提案方式の手順(5)では、各ディスク  $D_i$  内のデータアイテムを、次の手順によって複数のチャンクに分割する．

- (1) 全データアイテムからなる集合を  $A$ 、属するチャンクが決定していないデータアイテム集合を  $S$

とする．ここで  $S$  の初期状態を  $A$  とする．

(2)  $a \in A, b \in S$  となる 2 つのアイテム  $a, b$  ( $a \neq b$ ) の全組合せに対して,  $P_{ab}$  の大きい順に, 次の方針に従って所属グループを決定する．

- $a, b$  のいずれも, どのグループにも属していない場合, 新たにグループを作成し,  $a, b$  がそのグループに属するものとする．
- $a, b$  のうち, 一方があるグループに属している場合, もう一方のアイテムも, そのグループに属するものとする．
- $a, b$  のそれぞれが別のグループに属している場合, その 2 つのグループを統合する．
- $a, b$  のどちらも同じグループに属する場合, 何も操作を行わない．

ここで統合とは, 2 つのグループに属するすべてのアイテムを, 同じグループに属することとする操作である．

ただし, これらの操作後に, 次の条件を満たさない場合は, その操作を無効にする．

条件 1: グループに属するアイテム数は,  $|D_i|/T_i$  を超えてはならない．

条件 2: その操作によって更新されたグループと, そのグループを除くメンバ数が上位  $T_i$  個のグループのいずれかが, 統合後に条件 1 を満たす．

(3) 上記の手順を行った後, 必ずしもデータアイテム集合が,  $T_i$  個の集合に分割されとは限らない．その場合は, さらに次の手順を実行する．

- メンバ数上位  $T_i$  個のグループに対して, その他のグループのうち, 統合後に条件 1 を満たすものを統合する．このとき, メンバ数の多いグループから調べる．
- メンバ数上位  $T_i$  個以外のグループを解消し, それらを新たに  $S$  として, 手順 (2) に戻る．

(4) 最終的な結果となる  $T_i$  個のグループを, それぞれチャンクとする．

### 3.2.2 チャンクにおけるアイテムの放送順序の決定

前項では, 相関性の強いアイテム集合を, 放送プログラムの配置単位であるチャンクにまとめるための手法について説明した．さらに, 同一チャンク内において, 相関性の強いアイテムを近接して放送することで, 平均応答時間を短縮できるものと考えられる．そこで本項では, 提案方式の手順 (6) における, チャンク内のデータアイテムの放送順序の決定方法について説明する．

各チャンクにおいて, チャンク内の 2 つのデータアイテムに対して, 同時に発生するアクセス要求の平均

応答時間  $avgchunk(C_{ij})$  は, 次式で与えられる．

$$avgchunk(C_{ij}) = \sum_{k,l \in C_{ij}} avg_{kl} \cdot \frac{P_{kl}}{\sum_{m,n \in C_{ij}} P_{mn}} \quad (5)$$

式 (5) の値は, チャンク内でのデータアイテムの配置順序に依存する．この値を最小にするアイテムの配置が, そのチャンクにおける最適配置となる．

提案方式では, 各チャンクに含まれるデータアイテム数は, 各ディスクに属するデータアイテム数と, 各ディスクの放送頻度比によって決定する．チャンク内のデータアイテム数が多いとき, アイテム間の相関性は複雑となり, 実時間で最適配置を発見するのは困難となる．

そこで, 提案方式の手順 (6) では, チャンク内のデータアイテム数が多いときは, ヒューリスティックにチャンク内のアイテムの配置を決定する．具体的には, 各チャンクに対して, 次の手順を実行する．

(1) チャンク内のデータアイテム数が  $t$  を超えない場合, チャンク内の全データアイテムからなる順列のすべての組合せに対して  $avgchunk(C_{ij})$  を計算し, その値が最小となる順列をそのチャンクにおけるデータアイテムの放送順序とする．

(2) チャンク内のデータアイテム数が  $t$  を超える場合, 次の手順を実行する．

(a) 全データアイテムおよび 1 つのダミーアイテムを節点とする完全グラフを作成する．完全グラフの節点  $k, l$  間の各辺の重みは,  $W_{kl} = 1 - P_{kl}$  とする．ただし, ダミーアイテムと各節点の間の辺の重みは 1 とする．

(b) すべての節点を 1 度ずつ通り, かつ, その道に含まれる辺の重みの総和が最小となる閉路を見つける．

(c) 閉路上のアイテムをダミーアイテムの次のアイテムから順に配置した順列を, そのチャンクにおけるデータアイテムの放送順序とする．

$t$  の値は, 要求される平均応答時間や計算機の性能などの条件によって設定する．上記の手順 (2) では, チャンク内で隣接するアイテム間の相関性のみを考慮しているため, 作成される放送順序は必ずしも最適とはならない．しかし, 相関性の強いアイテムを隣接させて放送することにより, 応答時間の短縮が期待できる．

上記の手順 (2) (b) は, 巡回セールスマン問題と等価である．巡回セールスマン問題は NP 完全であるため, チャンクに配置されるアイテム数が非常に多い場合, 実時間で解くことができない．しかし, 巡回セー

ルスマン問題の近似解を得るための高速なアルゴリズムがこれまでに多く提案されている。したがって、アイテム数が非常に多い場合は、これらを利用して近似的に巡回セールスマン問題を解くものとする。

### 3.2.3 ディスクの放送順序の決定

提案方式では、ある順序に従って、ディスクを循環的に選択し、ディスク内のチャンクも循環的に1つずつ選択して放送する。一般に、データアイテムは、同一チャンク内だけでなく、異なるチャンクのデータアイテムとも相関性を持つ。したがって、チャンク内のデータアイテムの放送順序だけでなく、各ディスクを選択する順序、および、ディスク内のチャンクの放送順序も考慮する必要がある。本項では、提案方式の手順(7)における、ディスクの放送順序の決定方法について説明する。

最適なディスクの選択順序を決定するためには、異なったディスクに属するデータアイテム間の相関性、およびそれらがプログラム上に配置される場合の距離を考慮して、すべての選択順序の中で最も応答時間を短縮するものとして決定する必要がある。そこで提案方式では、計算の簡単化および他の手順との独立性を保つため、ディスクにまたがるアイテム間の相関性からディスク間の相関性を定義し、それらのディスクに含まれるアイテム間の放送プログラム上での平均距離をディスク間の距離と定義することで、ディスクの選択順序決定の問題を、サイズの異なるデータアイテムの放送順序決定の問題と見なす。

まず、異なるディスク  $D_i, D_j$  に属するデータアイテムの組に対するアクセス要求確率の和  $P_{disk_{ij}}$  を、ディスク  $D_i, D_j$  間の相関性として次式のように定義する。

$$P_{disk_{ij}} = \sum_{k \in D_i, l \in D_j} P_{kl} \quad (6)$$

さらに  $d_{ij}$  を、ある順序でディスクが選択された場合の、マイナーサイクル内でのディスク  $D_i$  とディスク  $D_j$  に属するデータアイテムの平均距離とする。

このとき、クライアントがディスク  $D_i$  およびディスク  $D_j$  にそれぞれ属するデータアイテムに対してアクセス要求を発生した場合の平均応答時間  $avgdisk_{ij}$  は、次式で与えられる。

$$avgdisk_{ij} = \frac{d_{ij}}{I_{disk}} \cdot \left\{ \frac{d_{ij}}{2} + (I_{disk} - d_{ij}) \right\} + \frac{I_{disk} - d_{ij}}{I_{disk}} \cdot \left( \frac{I_{disk} - d_{ij}}{2} + d_{ij} \right) \quad (7)$$

ここで、 $I_{disk}$  はマイナーサイクルのサイズとする。式(7)を用いて、システム全体の平均応答時間は次式で

与えられる。

$$avg' = \sum_{i=1}^N \sum_{j=i+1}^N P_{disk_{ij}} \cdot avgdisk_{ij} \quad (8)$$

提案方式では、全ディスクを要素とするすべての順列に対して  $avg'$  を計算し、最小値をとる順序で各ディスクを選択して循環的に放送する。一般に、ディスク数はさほど大きくないため、すべての順列の  $avg'$  の値は短時間で計算できる。

### 3.2.4 チャンクの放送順序の決定

提案方式の手順(7)では、次のようにチャンクの放送順序を決定する。

- (1) 全チャンクに対して、優先度  $pri(C_{ij})$  を次式により計算する。

$$pri(C_{ij}) = \frac{\sqrt{\sum_{k \in C_{ij}} \sum_{l=1}^M P_{kl}}}{\sqrt{N_{chunk}(C_{ij})}} \quad (9)$$

ここで  $pri(C_{ij})$  は各チャンク内のデータアイテムの、平均アクセス確率の平方根となる。

- (2) 各チャンク  $C_{ij}, C_{kl}$  間の相関性  $P_{chunk_{C_{ij}, C_{kl}}}$  を次式により計算する。

$$P_{chunk_{C_{ij}, C_{kl}}} = \sum_{x \in C_{ij}, y \in C_{kl}} P_{xy} \quad (10)$$

- (3)  $pri(C_{ij})$  の高いチャンクから順にチャンク  $C_{ij}$  を選択し、次の方針に従って、 $C_{ij}$  のプログラム内での配置を決定する。

- (a)  $C_{ij}$  がまだ放送プログラムに配置されていないければ、3.2.3 項で決定したディスク  $D_i$  のための領域のうち、他のチャンクが配置されていない任意の場所  $a$  に  $C_{ij}$  を配置する。その結果  $C_{ij}$  は、 $mcycle(n) = a + n \cdot T_i$  ( $1 \leq mcycle(n) \leq T_{max}, n = 1, 2, \dots, f_i$ ) で表されるマイナーサイクルに配置される。

- (b) 放送プログラムにおいて、 $C_{ij}$  が放送されるマイナーサイクル  $mcycle(n)$  ( $n = 1, 2, \dots, f_i$ ) すべてについて、以下の手順を実行する。

- 放送プログラム上の  $C_{ij}$  の前(後)に、まだチャンクが配置されていないとき、その  $D_{i-1}$  ( $D_{i+1}$ ) のための領域に、未配置のチャンクのうち、 $P_{chunk_{C_{ij}, C_{(i-1)l}}}$  ( $P_{chunk_{C_{ij}, C_{(i+1)l}}$ ) が最も大きいチャンクを配置する。このチャンク  $C_{(i-1)l}$  ( $C_{(i+1)l}$ ) はディスク内では  $b = mcycle(n) \bmod T_{i-1}$  ( $T_{i+1}$ ) の位置に放送する。放送プログラム上では、 $mcycle'(n') = b + n' \cdot T_{i-1}$  ( $T_{i+1}$ ) ( $1 \leq mcycle'(n') \leq T_{max}, n = 1, 2, \dots, f_{i-1}$  ( $f_{i+1}$ )) で表される

マイナーサイクルに配置される。

以上の手順でチャンクを配置することによって、頻繁にアクセスされるチャンクから順に、互いに相関性の強いチャンクと近い位置に配置することができる。

### 3.2.5 提案方式の計算量

本項では提案方式のプログラムの作成に要する時間について議論する。各手順における計算量は以下のとおりである。

#### ● チャンクの決定

3.2.1 項のチャンクの決定の際は、アイテムの組を相関性の強い順にとりだし、グループを決定しているため、計算量は  $O(M^2)$  となる。

#### ● チャンクにおけるアイテムの放送順序の決定

3.2.2 項の手順においてすべての順列を計算する場合の計算量は、チャンク内のデータアイテム数を  $R$  とすると、 $O(R^R)$  である。巡回セールスマン問題として解く場合は、用いる解法によって計算量が異なる。高速近似解法を用いるとき、速いものは多項式時間の計算量となる<sup>8)</sup>。

#### ● ディスクの放送順序の決定

ディスク数は、通常は 1 桁程度であり、さほど大きな値とはならないので、最適な順序発見にともなう時間は無視できるほど小さい。

#### ● チャンクの放送順序の決定

チャンクの数  $M_{chunk}$  とすると、3.2.4 項の手順は、優先度の順にチャンクを整列する部分が支配的となり、 $O(M_{chunk} \log(M_{chunk}))$  の計算量となる。

このように、提案方式の計算量は、3.2.2 項の手順が支配的となる。しかし、前述のように巡回セールスマン問題について多くの高速近似解法が提案されているため、データアイテム数に応じて用いる近似解法を決定することで、提案方式は、大規模なシステムにも適用可能である。後述の性能評価では、データアイテムが 500 個の場合に、指数オーダの計算量の近似解法を用いることで、数分で計算が終了した。また、いったん放送プログラムを決定すれば、大きくアクセス特性が変化しない限りは同じプログラムを使用可能であるため、通常は計算時間は大きな問題とはならない。

## 4. 性能評価

本章では、提案したスケジューリング方式の性能評価を行う。評価モデルとしては、一般的なブッシュ型情報配信サービスである ADAMS<sup>4)</sup> を想定したものをを用いる。ADAMS は、約 5,000 のアイテムから成る

情報を 10 メニューにわけて放送している (2000 年 1 月時点)。性能評価では、そのうちの 1 メニュー分に注目する。一方、実環境では、個々のクライアントのデータアクセスのうち 80% が、放送されている全アイテムの 20% という限られたアイテムに対するものであるという事実が、文献 14) において報告されている。以上のことから、性能評価では、次のようにパラメータを設定する。

- 放送されるアイテム数は 500 とし、1 アイテムの放送にかかる時間は 10 単位時間とする。
- 簡単のために、クライアントは、相関性を持つ 2 つのアイテムに対して同時にアクセス要求を発生する。
- クライアントがアイテム  $i$  と  $j$  に対して同時にアクセス要求を発生する確率  $P_{ij}$  は  $500 \times 500$  の正方行列の  $i$ - $j$  要素で与える。行列の各要素の与え方として、次の 2 種類を用いる。

#### 行列 1

– 全アイテムをアイテム数が 100 と 400 の 2 つのグループ (グループ 1, 2) に分割し、さらにグループ 2 をアイテム数 100 の 4 つの小グループに分割する。グループ 1 およびグループ 2 の 4 つの小グループに属するアイテムは、同一 (小) グループに属するアイテムのうち、 $q\%$  のアイテムと相関性を持ち、相関性の強さは (グループ 1 内の相関性):(グループ 2 内の相関性) = 16:1 とする。ここで、アイテム間の相関性は 2 つのアイテムが同時にアクセス要求される確率で定義されるため、全アイテム間の相関性の和はつねに 1 となる。その結果、 $q$  の値が小さいほど、相関性の存在するアイテムの組数が少なくなり、個々の相関性は強くなる。

– 各グループに属するアイテムは、さらに、他のグループおよび小グループに属するアイテムと、 $s\%$  の確率で相関性を持つ。その相関性の大きさは、グループ 2 内のものと等しい。

#### 行列 2

– 全アイテムを、アイテム数が 40, 80, 380 の 3 つのグループ (グループ 1, 2, 3) に分割する。グループ 2 は 2 つ、グループ 3 は 4 つの小グループにさらに分割する。グループ 1 およびその他の小グループに属するアイテムは、同一グループに属するアイテムのうち、 $q\%$  のアイテムと相関性を持つこととする。ここで各相関性の強さは (グループ 1 内の相関性):(グループ 2 内の相関性):(グループ 3 内の相関性) = 16:4:1 とする。



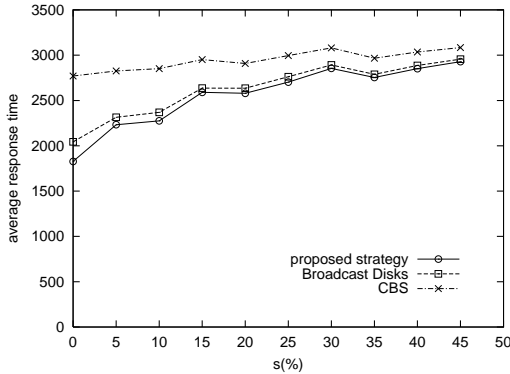


図4 行列1,  $q = 80(\%)$  の場合の平均応答時間

Fig. 4 Average response time (matrix 1,  $q = 80(\%)$ ).

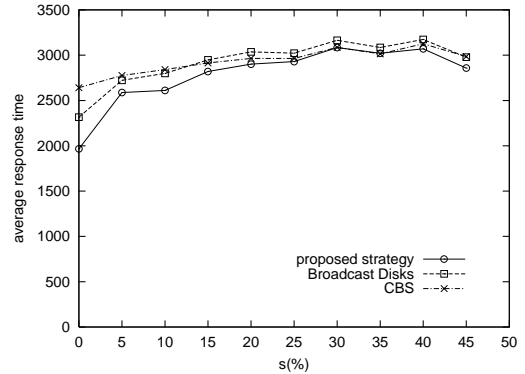


図6 行列2,  $q = 40(\%)$  の場合の平均応答時間

Fig. 6 Average response time (matrix 2,  $q = 40(\%)$ ).

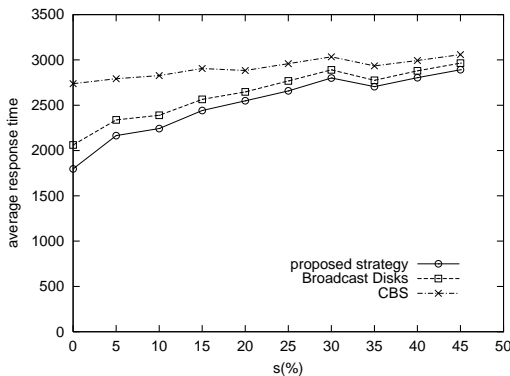


図5 行列1,  $q = 10(\%)$  の場合の平均応答時間

Fig. 5 Average response time (matrix 1,  $q = 10(\%)$ ).

- 各グループに属するアイテムは、他のグループに属するアイテムと、 $s\%$  の確率で相関性を持つ。相関性の強さは、グループ3内のものと等しい。

これらの2つの行列を用いて、提案方式によりスケジューリングした放送プログラムに対して、アクセス要求の平均応答時間を計算した。ここで、応答時間は、要求する2つのアイテムの放送が完了するまでの時間とした。比較対象として、放送ディスクとCBS法によってスケジューリングされたプログラムの平均応答時間を計算した。

評価結果を図4, 図5, 図6に示す。図中では、横軸が  $s(\%)$ 、縦軸が平均応答時間を表している。‘proposed strategy’は提案方式、‘CBS’はCBS法、‘Broadcast Disks’は放送ディスクの各手法の結果をそれぞれ示している。

図4は、行列1を用いて、ディスク数  $N$  を2, 3, 2, 2項の  $t$  を10,  $q$  を80%とした場合の平均応答時間を示している。図5は、図4と同様の条件で、 $q$  を10%とした場合の平均応答時間を示している。両方の場合で、提案方式が最も良い結果を示している。ま

た、図4と図5を比較すると、図5の方がCBS法および提案方式が良い性能を示している。これは  $q$  の値が小さいほど、グループ内での相関性を持つデータアイテムの組数が少なくなり、アイテム間の個々の相関性が強くなるため、相関性を考慮して配置を決定する提案方式およびCBS法の優位性が増すためである。

また、図4, 図5ともに、 $s$  の値が大きくなると、提案方式、および放送ディスクの性能が低下している。これは、 $s$  の値が大きくなると、行列1において最初にグループ間で16:1と差をつけて与えていたアクセス頻度に加えて、他のグループのデータアイテムと相関性を持つ分のアクセス頻度が加わり、その結果、グループ間のアクセス頻度の差が小さくなるため、各アイテムのアクセス頻度を考慮して放送頻度を決定する効果が減少しているためである。

提案方式および放送ディスクでは、各ディスクのチャンク分割数を、ディスクに含まれるデータアイテムの平均アクセス頻度の平方根で定義される、ディスクの放送頻度比によって決定しているため、 $s$  の値はチャンク分割数に影響する。行列1において、 $s = 0$  のとき、グループ間のアクセス頻度の比が16:1なので、ディスクに分割した後の放送頻度比は4:1となり、チャンク分割数は1と4になる。ところが  $s$  の値が大きくなると、グループ間のアクセス頻度の比は16:1ではなくなり、49:4といったような比になる。この場合ディスクの放送頻度比は7:2、チャンク分割数は2と7になり、 $s = 0$  の場合に比べて各チャンクに含まれるデータアイテムの数が小さくなる。チャンクに含まれるアイテム数が小さくなると、同じチャンクに配置できる、相関性を持つデータアイテムの組数や、チャンク内のデータアイテムの配置の自由度が低下するため、相関性を考慮する提案方式の効果が小さくなり、放送ディスクの性能に近づく。行列1で

は、 $s = 0$  のときに、チャンクの分割数が小さくなるような小さい整数比で頻度を与えているため、 $s$  が大きくなると図 4、図 5 とともに提案方式の性能が低下している。

図 6 は、行列 2 を用いて、ディスク数  $N$  を 3、 $t$  を 10、 $q$  を 10% とした場合の平均応答時間を示している。上述と同様に、 $s$  の値が大きくなると、各グループ間のアクセス頻度の比が  $s = 0$  の場合に与えた小さな整数比から変化するため、提案方式の性能が放送ディスクの性能に近づく。ディスク数が 2 である図 4、図 5 に比べて、ディスク数が 3 である図 6 の方が、3.2 節の手順 (4) における放送頻度比の最小公倍数の値が大きくなりやすいため、チャンクの分割数も増加する傾向がある。その結果、 $s$  の値が大きくなるにつれて、相関性を持つデータアイテムの組を隣接させる自由度が急激に小さくなるため、行列 2 を用いた図 6 の方が、提案方式が放送ディスクの性能に急速に近づいている。

さらに、行列 1 と比較して行列 2 は、 $q \times$  (グループ内のアイテム数)<sup>2</sup> で与えられる、相関性を持つアイテムの組数が少なく、個々の相関性が強い。つまり図 4、5 はアクセス頻度の差が大きく、放送ディスクに有利な状況、図 6 は相関性が強く、CBS 法に有利な状況の結果を示している。それらのどちらにおいても、提案方式は最良の結果を示している。図 6 の一部では CBS 法が提案方式よりもわずかに良い結果を示しているが、これはアイテム間のアクセス頻度の差が小さいにもかかわらず提案方式がディスク数を 3 と定め、データアイテムの配置の自由度を小さくしてしまっただけと考えられる。提案方式はディスク数を 1 と設定するとほぼ CBS 法と同様になるので、実環境では、各アイテムのアクセス頻度の偏りや相関性の分布に応じて適切なディスク数を設定することが有効である。

相関性の存在するデータアイテムの組数は、アプリケーションによって大きく左右されるうえ、放送プログラムを作成する際に、データアイテムの単位をどのように定義するのかによっても、大きく変化する。たとえば同じ Web ページを放送する場合でも、ページ集合をデータアイテムにする場合と、各ファイル (HTML ファイル、画像ファイルなど) をデータアイテムとして放送する場合とは、大きく構成が異なる。このように、典型的な相関性の例を一概には表すことはできない。ここで、提案方式は、 $q$  の値が大きな場合と小さな場合の両極端な場合 (図 4、図 5) のいずれも良い性能を示すため、あらゆる環境において有効である

と思われる。

## 5. おわりに

本論文では、データアイテム間の相関性およびデータアイテムの要求頻度を考慮した放送プログラムのスケジューリング方式を提案した。さらに、提案方式の性能評価を行い、有効性を確認した。

本論文の性能評価では、クライアントのアクセス要求が、相関性を持つ 2 つのデータアイテムに対して同時に発生する環境を想定した。クライアントが相関性を持つ 3 つ以上のデータアイテムに対してアクセス要求を発生するような場合は、提案方式の効果がさらに顕著に現れるものと考えられる。今後、そのような場合も含め、提案方式の詳細な評価を行う予定である。

また、本論文では、複数のデータアイテムに対するアクセス要求が同時に発生することを想定した。今後は、さらに一般的な場合として、複数のデータアイテムに対して、時間間隔を置いてアクセス要求が発生するような場合のスケジューリング方式を検討する予定である。

謝辞 本研究は、文部科学省特定領域研究 (C) (13224064)、日本学術振興会基盤研究 (B) (2) (12480095)、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」(Project No.JSPS-RFTF97P00501) 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) Acharya, S., Alonso, R., Franklin, M. and Zdonik, S.: Broadcast Disks: Data Management for Asymmetric Communication Environments, *Proc. ACM SIGMOD'95*, pp.199-210 (1995).
- 2) Acharya, S., Franklin, M. and Zdonik, S.: Disseminating Updates on Broadcast Disks, *Proc. VLDB'95*, pp.354-365 (1995).
- 3) Acharya, S., Franklin, M. and Zdonik, S.: Balancing Push and Pull for Data Broadcast, *Proc. ACM SIGMOD'97*, pp.183-194 (1997).
- 4) ADAMS tv-asahi data, <URL:http://www.tv-asahidata.com/>.
- 5) Akyürek, S. and Salem, K.: Adaptive Block Rearrangement, *ACM Trans. Comput. Syst.*, Vol.13, No.2, pp.89-121 (1995).
- 6) Ammar, M.H. and Wong, J.W.: On the Optimality of Cyclic Transmission in Teletext Systems, *IEEE Trans. Communications*, Vol.35, No.1, pp.68-73 (1987).

- 7) 青野正宏, 田窪昭夫, 渡辺 尚, 水野忠則: データ放送におけるスケジュール決定法「二重循環法」の提案と評価, 情報処理学会論文誌, Vol.40, No.3, pp.1267-1275 (1999).
- 8) Arora, S.: Polynomial Time Approximation Schemes for Euclidean Traveling Salesman and Other Geometric Problems, *J. ACM*, Vol.45, No.5, pp.753-782 (1998).
- 9) Gold, D.E. and Kuck, D.J.: A Model for Masking Rotational Latency by Dynamic Disk Allocation, *Comm. ACM*, Vol.17, No.5, pp.278-288 (1974).
- 10) Gotlieb, C.C. and Macewen, G.H.: Performance of Movable-Head Disk Storage Devices, *Journal of the Association for Computing Machinery*, Vol.20, No.4, pp.604-623 (1973).
- 11) 箱守 聡, 田辺雅則, 石川裕治, 井上 潮: 放送型通信/オンデマンド型通信を統合した情報提供システム, 情報処理学会研究報告, Vol.34, No.8, pp.55-60 (1997).
- 12) 石川裕治, 田辺雅則, 箱守 聡, 井上 潮: HTML 文書間のデータ共有を考慮した放送型情報提供方式, 情報処理学会論文誌, Vol.40, No.7, pp.3051-3062 (1999).
- 13) King, R. P.: Disk Arm Movement in Anticipation of Future Requests, *ACM Trans. Comput. Syst.*, Vol.8, No.3, pp.214-229 (1990).
- 14) Lin, L. and Xingming, Z.: Heuristic MultiDisk Scheduling for Data Broadcasting, *Proc. Int'l Workshop on Satellite-Based Information Services (WOSBIS'97)*, pp.1-5 (1997).
- 15) Prabhakara, K., Hua, K.A., and Oh, J.-H.: Multi-Level Multi-Channel Air Cache Designs for Broadcasting in a Mobile Environment, *Proc. ICDE 2000*, pp.167-176 (2000).
- 16) Wong, C.K.: Minimizing Expected Head Movement in One-Dimensional and Two-Dimensional Mass Storage Systems, *Computing Surveys*, Vol.12, No.2, pp.167-178 (1980).
- 17) Su, C.J., Tassiulas, L. and Tsotras, V.J.: Broadcast Scheduling for Information Distribution, *ACM-Baltzer Journal of Wireless Networks*, Vol.5, No.2, pp.137-147 (1999).
- 18) Vaidya, N. H. and Hameed, S.: Scheduling Data Broadcast in Asymmetric Communication Environments, *Wireless Networks*, Vol.5, No.3, pp.171-182 (1999).
- 19) 矢島悦子, 原 隆浩, 塚本昌彦, 西尾章治郎: 相関性をもつデータ間の放送時間間隔について, 情報処理学会論文誌, Vol.40, No.1, pp.188-196 (1999).
- 20) 矢島悦子, 原 隆浩, 塚本昌彦, 西尾章治郎: データ間の相関性を考慮した放送データのスケジューリング法およびキャッシング法, 情報処理学会論文誌, Vol.40, No.9, pp.3577-3585 (1999). (平成 13 年 8 月 31 日受付)  
(平成 14 年 1 月 7 日採録)

(担当編集委員 角谷 和俊)



内田 渉

2001 年大阪大学工学部情報システム工学教室卒業。同年同大学院工学研究科博士前期課程入学, 現在に至る。データベースシステムおよび放送型通信に興味を持つ。



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。データベースシステム, 分散処理に興味を持つ。IEEE, 電子情報通信学会各会員。



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修士課程修了。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, 1996 年より同大学院工学研究科情報システム工学専攻助教授, 現在に至る。工学博士。時空間データベースおよびモバイルコンピューティングに興味を持つ。ACM, IEEE 等 7 学会の会員。



矢島 悦子 (正会員)

1998 年大阪大学工学部情報システム工学科卒業。同年(株)エフエム大阪入社, 現在に至る。データベースシステムおよび放送型通信に興味を持つ。



西尾章治郎 (正会員)

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年より大阪大学大学院工学研究科情報システム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を併任。この間、カナダ・ウォータールー大学、ビクトリア大学客員。データベース、知識ベース、分散システムの研究に従事。現在、Data & Knowledge Engineering, DataMining and Knowledge Discovery, The VLDB Journal等の論文誌編集委員。ACM, IEEE等8学会の会員。

---