

## アクセス要求発生の時間間隔を考慮した放送データのキャッシング方式

原 隆浩\* 矢島 悅子\*\* 塚本 昌彦\* 西尾 章治郎\*

\*大阪大学大学院工学研究科情報システム工学専攻

\*\*エフエム大阪 東京支社営業部

{hara,etsuko,tuka,nishio}@ise.eng.osaka-u.ac.jp

有線および無線通信技術の発展に伴い、放送型通信を用いてデータを配信する情報システムに関する研究が盛んに行われるようになってきた。これまでに、このようなシステムにおいて、データアクセスに対する応答時間の短縮を図るための様々な戦略が提案されている。本稿では、放送データ間に相関性が存在し、それらに対するアクセス要求が時間間隔をもって発生する環境を想定して、放送データを効率的にキャッシングする手法を提案する。更に、提案手法の性能についての議論を行う。

## A Caching Method of Broadcast Data Considering Access Request Intervals

Takahiro HARA\* Etsuko YAJIMA\*\* Masahiko TSUKAMOTO\* Shojiro NISHIO\*

\*Dept. of Information Systems Engineering, Graduate School of Engineering, Osaka University

\*\*Sales Department, Tokyo Office, FM Osaka Co., Ltd.

{hara,etsuko,tuka,nishio}@ise.eng.osaka-u.ac.jp

Recently, there has been increasing interest in information systems that deliver data by broadcasting in both wired and wireless environments. Various methods have been studied to reduce the average response time to data requests in such systems. In this paper, we propose a method to cache broadcast data items, assuming an environment where there exist correlations among broadcast data items and access requests to these data items are issued with some intervals. Moreover, we discuss the performance of the proposed method.

### 1 はじめに

有線および無線通信環境の発展に伴い、放送型通信を用いてクライアントにデータを配信する放送型（プッシュ型）情報システムに関する研究が盛んに行われるようになってきた。クライアントからの要求に応えて個別にデータ配信を行う従来のプル型配信方式とは異なり、プッシュ型情報システムでは、サーバはクライアントへの広い帯域幅をもつ通信チャネルを利用して多種のデータを周期的に放送し、クライアントは自分の必要なデータのみを選択して取得する（図1）。データを繰り返して散布することにより、各クライアントから離散的に発生する同じデータに対するアクセス要求を、1周期放送する度にまとめて満たすことができる。

プッシュ型情報システムは、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わらないため、クライアント数が非常に多い分場合に、データアクセスに対する応答時間の短縮が期待できる。

プッシュ型情報システムの性能向上を目的として、これまでに多くの研究が報告されている。これらの研究はいくつかの分野に分けられ、主なものとして、サーバ側の放送データのスケジューリング戦略 [1, 5, 7, 8, 9, 10, 11, 12, 13]、クライアント側のキャッシング戦略 [1, 3]、データ更新の反映 [2]、プッシュ型とプル型の融合戦略 [4, 6]などを挙げることができる。

これまでに提案されているスケジューリング戦略では、頻繁にアクセスされるデータアイテム（以後、略

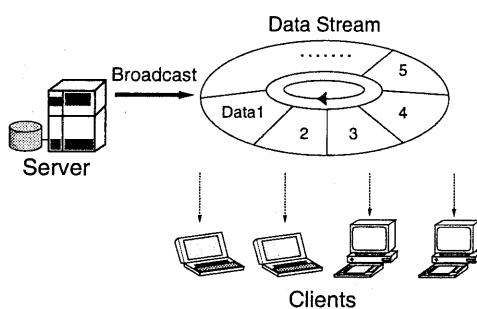


図 1: 放送型通信に基づく情報システム

してアイテムと呼ぶ)を高い頻度で放送し、ほとんどアクセスされないアイテムの放送頻度を低めるといった手法が用いられている。また、キャッシング戦略としては、各クライアントのアイテムのアクセス頻度や放送周期を考慮してキャッシングの置き換えを行う手法などが提案されている。一方、放送されるアイテム間には、あるアイテム集合をまとめてアクセスすることが多いといったように、何らかの相関関係が存在する場合が多い。クライアントが、相関性のあるアイテム集合に対してまとめてアクセスすることが多い場合には、それらの関係を考慮して放送アイテムのスケジューリングおよびキャッシングを行うことで、データアクセスに対する平均応答時間を更に短縮できる。

筆者らは文献[15]において、クライアントが相関性のあるアイテム集合に対してまとめて同時に(時間間隔をあけずに)アクセス要求を起こすことを想定して、アクセスの平均応答時間を短縮するための放送プログラムのスケジューリング方式、および、クライアントでの放送アイテムのキャッシング方式を提案している。更に、文献[14]において、クライアントが相関性のあるアイテム集合に対して時間差をおいてアクセス要求を起こすといったより一般的な環境を想定して、効率的な放送プログラムのスケジューリング方式を提案している。この方式では、アクセス確率が高く相関性の強いアイテム間の放送時間間隔が最適値に近くなるように、放送プログラム内のアイテムの放送位置を決定する。

しかし、文献[14]の手法では、システムのグローバルな相関性に基づいて放送プログラムのスケジューリングを行うため、個々のクライアントのアクセスがグローバルなものとは異なる相関性をもつ場合には性能の向上が期待できない。そこで本稿では、相関性のあ

るアイテムに対するアクセス要求が時間間隔をもつて連続的に発生する場合を想定して、個々のクライアントのアクセス特性を考慮したアイテムのキャッシング方式を提案する。

本稿では、簡単のために次のようなシステム環境を想定する。

- サーバは1つとする。
- 各アイテムのサイズは全て同じものとし、1アイテムを放送するのにかかる時間を $L$ とする。
- サーバは、識別子(ID)が1から $M$ のアイテムから成る1周期分のプログラムを作成し、隙間に繰り返し放送する。
- クライアントはキャッシングをもつ。キャッシングに保持しているアイテムへの応答時間は0とし、保持していないアイテムへの応答時間はアクセス要求が発生してからそのアイテムの次回の放送までに要する時間とする。
- クライアントは放送プログラムを知っている。これは、例えば、プログラム情報を定期的に放送することによって実現できる。
- 各アイテムへのアクセス確率およびアイテム間の相関性は各クライアントで異なるものとし、それらは各クライアントで既知とする。
- データの更新はない。

以下、2章では、放送されるアイテム間の相関性および従来のキャッシング法について説明する。3章では、本稿で提案するキャッシング方式について説明し、4章で提案手法の性能についての議論を行う。最後に5章で本稿のまとめを行う。

## 2 アイテム間の相関性とこれまでのキャッシング方式

本章では、放送されるアイテム間の相関性について述べ、更に、ブッシュ型情報システムを想定してこれまでに提案された、代表的なキャッシング方式について説明する。

### 2.1 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には、その内容に関連のあるアイテム同士を含むことが多い。例えば、サーバが様々なサイトのホームページのHTMLファイルを放送している場合には、各ホームページから異なるページへのリンクが張ってあり、リンクしている複数のページに対してまとめてアクセ

スする可能性が高い。そこで筆者らは、文献[15]において、クライアントが相関性のあるアイテム集合に対して同時にアクセスする場合を想定して、アクセスの平均応答時間を短縮するための放送プログラムのスケジューリング方式および放送データのキャッシング方式を提案している。

本稿では、更に一般的な環境として、互いに相関性をもつアイテムに対して、クライアントが時間差をおいて連続してアクセス要求を起こす場合について議論する。例えば、ホームページのHTMLファイルを放送している場合には、しばらくあるページを参照した後にリンク先のページを参照することが考えられる。また、様々なツールのバイナリファイルを放送している場合には、文書整形ツールを用いた後に文書中の図を作成するために作図ツールを用いることが考えられる。

一般に、アイテム*i*にアクセスしてから、*i*と関連のあるアイテム*j*にアクセス要求を起こすまでの時間間隔*t*は特定の確率密度関数  $F_{i,j}(t)$  で与えられる。関数  $F_{i,j}(t)$  は、放送データの内容やクライアントの特性により異なる。

## 2.2 放送データに対する従来のキャッシング方式

プッシュ型情報システムの性能向上を目指す研究の一環として、これまでに様々なキャッシング法が提案されている。これらのキャッシング法は、アイテムの置き換えを行うタイミングによって、プリフェッヂ型と非プリフェッヂ型の2つに分類できる。

プリフェッヂ型キャッシング方式では、重要度が高いと判断したアイテムをあらかじめキャッシングに格納しておく。フィルタリングの手間以外のコストの増加を伴うことなく、重要なアイテムに対するヒット率を高め、平均応答時間を短縮できることから、プッシュ型通信に適したキャッシング法と考えられている[3]。代表的なプリフェッヂ型キャッシング方式として、文献[3]においてPT法と呼ばれる手法が提案されている。また、筆者らは文献[15]において、クライアントが相関性のあるアイテム集合に対して同時にアクセスを要求することを想定して、PT法を拡張したCB-PT(Correlation-Based PT)法を提案している。

以下では、PT法およびCB-PT法の概要について説明する。

### 2.2.1 PT法

- 各アイテムの放送開始時に、キャッシング内のアイテムおよび放送されるアイテムにPT値と呼ばれる値を与える。アイテム*i*に与えるPT値  $L_i$  は次式で表される。

$$L_i = P_i \cdot T_i - P_i \cdot \lambda_i \quad (= P_i \cdot \tau_i) \quad (1)$$

但し、 $P_i$ はアイテム*i*に対するそのクライアントのアクセス確率、 $T_i$ はアイテム*i*が放送される周期、 $\lambda_i$ はアイテム*i*がキャッシングに格納されてから経過した時間、また、 $\tau_i$ は次にアイテム*i*が放送されるまでの時間とする。

- 放送されるアイテム*i*のPT値  $L_i$  が、キャッシング内でPT値が最小となるアイテム  $j$  のPT値  $L_j$  より大きい場合、アイテム*i*と  $j$  を置き換える。

PT値は、あるアイテムに対してアクセス要求を起こしたとき、そのアイテムをキャッシングに保持していない場合に生じる待ち時間を示している。すなわち、PT法では、各アイテムの放送開始時に、各々のアイテムをキャッシングから追い出すことにより増加する待ち時間を比較し、その値の大きなアイテムをキャッシングに残す。ここで、PT法におけるデータアイテムの置き換えは長期的に見た場合に必ずしも最適とはならない。

### 2.2.2 CB-PT法

- 各アイテムの放送開始時に、キャッシング内および放送中のアイテムに対して、PT値を相関性を考慮するように拡張したCB-PT値  $G_i$  を次式で与える。

$$G_i = \tau_i \sum_{k \in C} P_{ik} + \sum_{k \in Q_i} (\tau_i - \tau_k) P_{ik} \quad (2)$$

ここで、 $\tau_i$ はアイテム*i*の次回の放送までの時間、 $P_{ik}$ はクライアントがアイテム*i*と  $k$ に一括してアクセス要求を起こす確率とする。また、 $C$ は放送データのうちキャッシング内にあるアイテムの集合とし、 $Q_i$ は現時点からアイテム*i*の次回の放送時間までに放送され、かつ、 $C$ に含まれないアイテムの集合とする。

- 放送されるアイテム*i*のCB-PT値  $G_i$  がキャッシング内でCB-PT値が最小となるアイテム  $j$  のCB-PT値  $G_j$  より大きい場合、アイテム*i*と  $j$  を置き換える。

式(2)は、アイテム*i*と放送プログラム内の任意のアイテムの2つに同時にアクセス要求を起こしたとき、アイテム*i*をキャッシングに格納していなかった場合に増える待ち時間を示す。従って、放送中のアイテムおよびキャッシング内のアイテムのうち、式(2)の値が大きなアイテムをキャッシングに残す置き換えは、その瞬間に生じるアクセス要求に対する平均応答時間を最短にことができる。CB-PT法における置き換えも、

PT 法と同様に、長期的に見た場合に必ずしも最適とはならないが、平均応答時間を大幅に短縮できる。

### 3 アクセス要求発生の時間間隔を考慮したキャッシング法

2.2節の手法と同様に、本稿においてもプリフェッチ型キャッシング方式に着目する。CB-PT 法は、アイテム間の相関性を考慮しているが、相関性をもつ複数のアイテムに対して同時にアクセス要求が発生する環境を想定しているため、アクセス要求が時間間隔をもって発生する場合には、プリフェッチしたアイテムの利用効率が低下する可能性がある。そこで本稿では、クライアントが相関性をもつアイテムに対して時間差においてアクセス要求を発生する環境を想定した RIB-PT (Request Interval Based PT) 法を提案する。

#### 3.1 RIB-PT 法

クライアントがアイテム  $i$  にアクセスした後にアイテム  $j$  にアクセス要求を発生する確率を  $P'_{i,j}$  とする ( $\sum P'_{i,j} = 1$ )。アイテム  $i$  のアクセス後にアイテム  $j$  にアクセスするといった条件の下で、 $i$  へのアクセスから時間  $t$  後に  $j$  へのアクセス要求が発生する確率密度関数を  $F_{i,j}(t)$  と表す ( $\int_0^\infty F_{i,j}(t)dt = 1$ )。

ここで、アイテム  $i$  へのアクセス後、時間  $T$  が経過し、その間は一つのアクセス要求も発生していないものと仮定する。このとき、アイテム  $i$  のアクセス後にアイテム  $j$  のアクセス要求が発生するといった条件の下で、時刻  $t$  に  $j$  に対するアクセス要求が発生する確率密度関数は次式のように表される。

$$\frac{1}{1 - \int_0^T F_{i,j}(t)dt} F_{i,j}(t) \quad (3)$$

また、アイテム  $j$  の次回の放送時刻を  $t = T_j$  ( $T_j > T$ ) とすると、時刻  $t$  ( $T \leq t \leq T_j$ ) に発生する  $j$  へのアクセス要求の応答時間は、 $j$  がキャッシングにない場合、 $T_j - t$  となる。従って、システムの最近のアクセス ( $t = 0$ ) がアイテム  $i$  に対するもので、時刻  $T$  にアイテム  $j$  が放送される場合(図 2),  $j$  をキャッシングに格納しないことで生じるアクセスの平均応答時間の増加分  $R_j$  は次式のように表される。この値を、アイテム  $j$  の RIB-PT 値と呼ぶ。

$$R_j = \frac{P'_{i,j}}{1 - \int_0^T F_{i,j}(t)dt} \int_T^{T_j} (T_j - t) F_{i,j}(t) dt \quad (4)$$

全く同様の式により、キャッシング内のアイテムの RIB-PT 値を定義できる。但し、この場合は、RIB-PT 値は時刻  $T$  にそのアイテムをキャッシングから削除すること

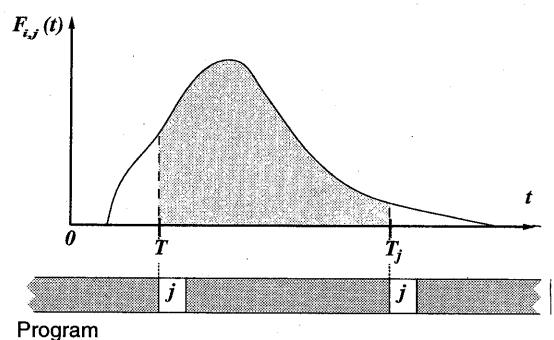


図 2:  $F_{i,j}$  と  $T, T_j$  の関係

によって生じるアクセスの平均応答時間の増加分である。

提案する RIB-PT 法では、次のような手順でキャッシングの置き換えを行う。

#### RIB-PT 法：

- 各アイテムの放送開始時に、キャッシング内および放送中のアイテムに対して、式(4)で表される RIB-PT 値を計算する。
- 放送されるアイテム  $i$  の RIB-PT 値  $R_i$  がキャッシング内で CB-PT 値が最小となるアイテム  $j$  の RIB-PT 値  $R_j$  より大きい場合、アイテム  $i$  と  $j$  を置き換える。

このように、RIB-PT 法では、あるアイテム  $i$  へのアクセスが起こった後に、次に発生するアクセス要求の応答時間を最短にするようにキャッシングの置き換えを行う。

#### 3.2 実行例

本節では、前節で提案した RIB-PT 法の動作を、例を用いて説明する。

キャッシングサイズがアイテム 2 個分のクライアントにおいて、1 単位時間前にアイテム  $a$  にアクセスが行われたものと仮定する。現時点でアイテム  $b$  の放送が開始され、キャッシングにはアイテム  $c$  と  $d$  が格納されている。

アイテム  $a$  と  $b, c, d$  との間の相関性  $F_{a,j}(t)$  ( $j = b, c, d$ ) は、いずれも次式で定義されるものとする。

$$F_{a,j}(t) = \begin{cases} 0 & t < 4, \quad t > 6 \\ t - 4 & 4 \leq t \leq 5 \\ 6 - t & 5 < t \leq 6 \end{cases} \quad (5)$$

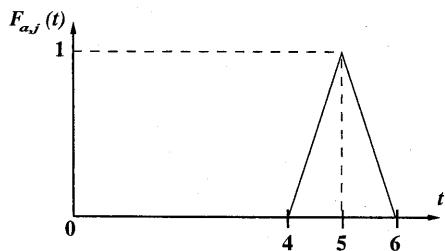


図 3:  $F_{i,j}(t)$  の概形

$F_{a,j}(t)$  の概形を図 3 に示す。また、各アイテムの次回の放送までの時間と、アイテム  $a$  にアクセス後のアクセス要求発生確率は、次のようなものとする。

$$\begin{aligned} T_b &= 8, & T_c &= 5, & T_d &= 3 \\ P_{a,b} &= 0.03, & P_{a,c} &= 0.3, & P_{a,d} &= 0.1 \end{aligned}$$

ここで、アイテム  $b$  の放送開始時における各アイテムの RIB-PT 値は、次のように計算できる。

$$\begin{aligned} R_b &= \frac{0.03}{1-0} \int_1^8 (8-t)F_{i,j}(t)dt \\ &= 0.03 \times \left\{ \int_4^5 (8-t)(t-4)dt + \int_5^6 (8-t)(6-t)dt \right\} \\ &= 0.05 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} R_c &= 0.3 \times \int_1^5 (5-t)F_{i,j}(t)dt \\ &= 0.3 \times \int_4^5 (5-t)(t-4)dt \\ &= 0.05 \end{aligned}$$

$$R_d = 0.1 \times \int_1^3 (3-t)F_{i,j}(t)dt = 0$$

従って、放送を開始するアイテム  $b$  の RIB-PT 値  $R_b$  が、キャッシュ内のアイテム  $d$  の RIB-PT 値  $R_d$  より大きいため、アイテム  $d$  をキャッシュから削除し、アイテム  $b$  をキャッシュに格納する。

#### 4 考察

本章では、RIB-PT 法の特徴について、実用上の問題点を中心に考察を行う。

まず、RIB-PT 法における式 (4) の値に基づいたキャッシュの置き換えは、直前にアクセスされたアイテムとの相関性が強く、次回の放送までにアクセス要求が発生する確率の高いアイテムをプリフェッчすると

いうものである。この確率は、そのアイテムに対するアクセス要求の発生と時間間隔の関係を表した確率密度関数  $F_{i,j}(t)$ 、および、そのアイテムの次回の放送までの時間がから計算される。従って、次回の放送までの時間が長く、その間にアクセス要求が発生する可能性が高いアイテムを優先的にプリフェッチする。

RIB-PT 法におけるキャッシュ置き換え時の計算量は、次の二つの理由から、PT 法と CB-PT 法に比べるとかなり大きくなる。

1. RIB-PT 値の計算に積分を要する。 $F_{i,j}(t)$  が一般的な関数で表される場合には、積分結果が  $T$  および  $T_j$  ( $j$  は次に放送されるアイテム) の関数になることが多いため、リアルタイムに積分の計算を行う必要はない。しかし、この場合も、アクセス確率と放送までの時間の積やその級数和の計算を要する PT 法や CB-PT 法と比べて、計算時間が長くなることが多いものと考えられる。
2. アイテムへのアクセスが発生する度に RIB-PT 値を計算し直す必要がある。PT 法や CB-PT 法では、アクセス確率と次回の放送までの時間から PT 値と CB-PT 値を計算するため、アクセス確率や放送プログラムに変化がない限り、キャッシュの置き換えは一周期単位で固定的なものとなる。従って、これらの手法では、キャッシュを置き換えるタイミングだけを記録しておけば、リアルタイムに計算する必要はない。

このように、RIB-PT 法のキャッシュ置き換えの計算量は、その他の手法に比べて大きくなる。一方、クライアントの受信オーバヘッドを小さくするために 1 アイテムはある程度大きくすることが一般的である。また、マルチメディアアプリケーションなどでは、大きなデータ単位が放送される。このような場合、1 アイテムの放送時間が平均で数百ミリ秒から数秒程度かかるため、キャッシュ置き換えの計算に要する時間は性能上問題はないものと考えられる。

次に、RIB-PT 法の効果について考察する。RIB-PT 法では、あるアイテムへのアクセス要求が満たされると、その次にアクセス要求が出される確率の高いアイテムを、相関性に基づいてプリフェッチする。先述のように、RIB-PT 法のキャッシュの置き換えは、与えられたキャッシュ内のアイテム集合に対して、次に発生するアクセスの応答時間を最短にする。従って、次のアクセス要求以降のアクセス要求については全く考慮しないため、RIB-PT におけるキャッシュの置き換えは、長期的に見た場合は必ずしも最適とはならない。しか

し、アクセス要求発生の時間間隔がある程度長い場合は、応答時間を大幅に短縮できるものと考えられる。

一方、アクセス要求の発生間隔が放送プログラム全体の放送に要する時間に比べて非常に小さい場合（例えば、1アイテムの放送に要する時間と同等の場合）には、手法の効果はほとんどなく、CB-PT法の方が良い性能を示すものと考えられる。また、アイテム間の相関性が小さく、ほとんどのアクセス要求がアクセス確率のみに基づいてランダムに発生するような場合には、PT法の方が良い性能を示すものと考えられる。従って、RIB-PT法の効果は、アクセス要求発生の特性に依存する。システムの特性が一様ではなく、時間に応じて変化するような環境では、RIB-PT法とPT法やCB-PT法などを適応的に選択するような手法や、これらを組み合わせてアイテムのプリフェッチを行うようなハイブリッドな手法が有効と考えられる。

## 5 おわりに

本稿では、クライアントが相関性をもつアイテムに対して時間差においてアクセス要求を発生する環境を想定し、RIB-PT法と呼ぶプリフェッチ型キャッシング方式を提案した。RIB-PT法では、相関性をもつアイテムへのアクセス要求の発生時間間隔が特定の確率密度関数で表される場合に、それに基づいてプリフェッチするアイテムを決定する。RIB-PT法によるキャッシングの置き換えは、次に発生するアクセス要求に対する応答時間を最短にことができる。更に本稿では、提案したRIB-PT法の性能を定性的に考察した。RIB-PT法は、これまでのPT法やCB-PT法に比べて、キャッシングの置き換えの計算量は大きいが、各アイテムの放送時間がある程度大きい場合には性能上問題はないものと考えられる。

今後は、シミュレーションなどにより、様々な確率密度関数に基づく相関性の特性に対して、提案したRIB-PT法の性能を定量的に評価する必要がある。更に、システムの特性に応じてPT法、CB-PT法、RIB-PT法を組み合わせてアイテムのプリフェッチを行いうような、ハイブリッドな手法について検討する必要がある。

## 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」（Project No. JSPSRFTF97P00501）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 Conference, pp.199–210 (1995)
- [2] Acharya, S., Franklin, M., and Zdonik, S.: Disseminating Updates on Broadcast Disks, Proc. VLDB Conference, pp.354–365 (1996)
- [3] Acharya, S., Franklin, M., and Zdonik, S.: Prefetching from a Broadcast Disks, Proc. Int'l Conference on Data Engineering, pp.276–285 (1996)
- [4] Acharya, S., Franklin, M., and Zdonik, S.: Balancing Push and Pull for Data Broadcast, Proc. ACM SIGMOD Conference, pp.183–194 (1997)
- [5] Gondhalekar, V., Jain, R., and Werth, J.: Scheduling on Airdisks: Efficient Access to Personalized Information Services via Periodic Wireless Data Broadcast, Technical Report CS-TR-96-25, Univ. Texas at Austin, Dept. of Comp. Sci. (1996)
- [6] 箱守聰, 田辺雅則, 石川裕治, 井上潮: 放送型通信／オンライン型通信を統合した情報提供システム, 情処研報, Vol. 34, No. 8, pp.55–60 (1997)
- [7] Hameed, S. and Vaidya, Nitin H.: Log-time Algorithms for Scheduling Single and Multiple Channel Data Broadcast, Proc. MOBICOM 97, pp.90–99 (1997)
- [8] Imielinski, T., Viswanathan, S., and Badrinath, B.R.: Energy Efficient Indexing On Air, Proc. ACM SIGMOD Conference, pp.25–36 (1994)
- [9] 石川裕治, 田辺雅則, 箱守聰, 井上潮: ハイパーテキスト間のデータ共有を考慮した放送型情報提供方式, 信学技報, Vol.97, No.160, pp.121–126 (1997)
- [10] Jain, R. and Werth, J.: Airdisks and AirRAID: Modelling and Scheduling Periodic Wireless Data Broadcast (Extended Abstract), DIMACS Tech. Report 95-11, Rutgers University (1995)
- [11] Lin, L. and Xingming, Z.: Heuristic MultiDisk Scheduling for Data Broadcasting, Proc. Int'l Workshop on Satellite-Based Information Services (WOS-BIS'97), pp.1–5 (1997)
- [12] Su, C.J., Tassiulas, L., and Tsotras, V.J.: Broadcast Scheduling for Information Distribution, Wireless Networks, Vol.5, No.2, pp.137–147 (1999)
- [13] Vaidya, Nitin H. and Hameed, S.: Improved Algorithms for Scheduling Data Broadcast, Tech. Report 96-029, Comp. Sc. Dept., Texas A&M University (1997)
- [14] 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, 情処論, Vo.40, No.1, pp.188–196 (1999)
- [15] 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, 情処論, 掲載決定 (1999)