

# プッシュ型放送における同時アクセスと連続アクセスを考慮したキャッシング法

Caching Method Considering Simultaneous and Consecutive Accesses in Push-based Broadcast

内田 渉<sup>▼</sup> 原 隆浩<sup>◆</sup> 西尾 章治郎<sup>◆</sup>

Wataru UCHIDA Takahiro HARA  
Shojiro NISHIO

本論文では、相関性をもつ複数のデータアイテムに対する同時アクセス要求が、データ利用時間において複数回連続的に発行されるようなプッシュ型放送環境を想定し、データアクセスの平均応答時間短縮のためのキャッシング方式を提案する。提案方式は、データ利用時間などのクライアントのアクセス特性から、次回の同時アクセス要求に対する応答時間の利得を計算し、その値が最も大きくなるようにキャッシュ内のデータアイテムの置き換えを行う。

In this paper, to reduce the response time of data access, we propose a new caching strategy assuming a push-based broadcast environment in which clients consecutively issue simultaneous access requests for multiple data items with think time. The proposed strategy takes into account each client's access characteristics such as think-time and replaces data items to maximize benefit of expected response times for the next simultaneous access requests.

## 1. はじめに

近年、有線・無線の通信環境の発展に伴い、サーバが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放送に関する研究の関心が高まっている。プッシュ型放送では、クライアントはデータアクセスの際、アクセス要求をサーバに送信せずにサーバの放送帯域を監視し、そのデータが放送された時点でアクセスを完了する(図1)。クライアントからの要求に応じて個別にデータを配送するプル型情報システムとは異なり、プッシュ型放送では、サーバ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により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環境において、データアクセスのスループットの向上が期待できる。

プッシュ型放送では、多種のデータを放送する必要があるため、データアクセスに対するシステム全体の平均応答時間が大きくなる。そこで、平均応答時間を短縮する方法として、クライアント側での効果的なキャッシング方式[1,2,3,4]が

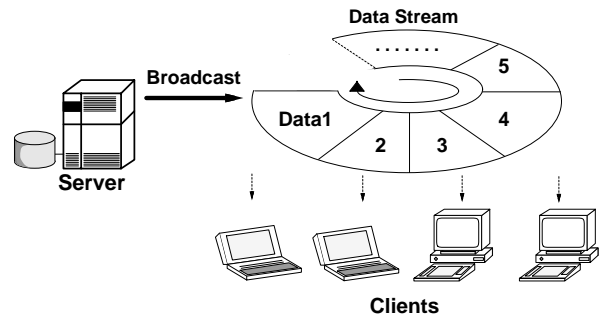


図1 プッシュ型情報システム

Fig.1 A push-based information system.

提案されている。

一方、実環境では、クライアントはあるデータ集合にまとめてアクセスすることが多いといったように、データ間に相関性が存在することが一般的である。クライアントが相関性をもつデータ集合に対して頻繁にアクセス要求する場合、スケジューリングやキャッシングの際に相関性を考慮することが有効である。

筆者らの研究グループはこれまでに、相関性をもつデータ集合に対するアクセス要求の同時発行を考慮し、システム全体の応答時間を短縮するためのキャッシング方式を、文献[6]において提案している。また、相関性をもつデータ集合に対するアクセス要求の連続発行を考慮したキャッシング方式を、文献[5]において提案している。しかし、実環境では、アクセス要求の同時発行と連続発行が組み合わさった形となることが一般的である。そこで本論文では、クライアントが相関性をもつ複数のデータ集合に対して、アクセス要求の同時発行を連続して繰り返す環境を想定し、クライアント側のキャッシング方式を提案する。

本論文では、次のようなシステム環境を想定する。

- サーバは1つとし、プル型配送は行わない。
- データはデータアイテムと呼ばれる単位で放送される。データアイテムは $M_d$ 種類存在し、 $d_1, \dots, d_{M_d}$ の識別子を用いて区別する。
- 各データアイテムのサイズは全て等しいものとし、1アイテムの放送にかかる時間を1タイムスロットとする。
- クライアントはキャッシュをもつ。キャッシュに保持しているデータに対するアクセス要求の応答時間は0とし、保持していないアイテムに対する応答時間は、アクセス要求が発行されてから、そのアイテムの次の放送時刻までの時間とする。
- クライアントは放送プログラムを知っている。
- 各クライアントにおけるデータ間の相関性などのアクセス特性は、各クライアントで異なり、これらは各クライアントにおいて既知とする。
- データの更新は発生しない。

以下、2章で放送アイテム間の相関性およびアクセス要求の発生に関する本論文の想定について述べる。3章で従来方式について説明し、4章で提案方式について説明する。5章で考察を行い、6章で本論文のまとめを行う。

## 2. 相関性とアクセス要求

実環境では、あるデータ集合がまとめてアクセスされることが多いといったように、データ間には相関性が存在することが一般的である。プッシュ型放送では、スケジューリング

<sup>▼</sup> 正会員 (株)NTTドコモ 人材育成部  
[uchidaw@nttdocomo.co.jp](mailto:uchidaw@nttdocomo.co.jp)

<sup>◆</sup> 正会員 大阪大学情報科学研究科マルチメディア工学専攻  
[hara.nishio@ist.osaka-u.ac.jp](mailto:hara.nishio@ist.osaka-u.ac.jp)

やキャッシングなどの管理コストを低減するために、各データの特性を考慮して、データ集合を一つのデータアイテムとして放送単位とすることが多い。データアイテムの内容によって、クライアントのデータアイテムに対するアクセス要求の発行形態が大きく変化する。

例として、デジタル放送帯域などを利用して様々なデータベースの内容を、各テーブルを1データアイテムとしてプッシュ型放送する場合を考える。通常、ユーザは複数のテーブルを取得し、結合操作などを行うため、それらに対するアクセス要求は同時に発生する。

次に、サーバが静的なWWWページを、デジタル放送帯域などを利用して多数のクライアントにプッシュ型放送する場合を考える。HTMLファイルや画像ファイルなどのWWWページを構成する個々のファイルを個別のデータアイテムとして配送する場合、クライアントは、WWW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を発行する。クライアントは、一つのWWWページを構成するすべてのデータアイテムの取得を終了すると、そのページを閲覧する時間において、リンク先のWWWページを構成する複数のデータアイテムに対するアクセス要求を、連続的に発行する。

このように、相関性をもつデータアイテムは、データアイテムの構成によって、同時にアクセス要求される場合と、順序性をもって、連続的にアクセス要求される場合がある。そこで本論文では、より一般的な環境として、相関性をもつデータアイテムに対して、アクセス要求の同時発行と連続発行が複合して行われる環境を想定する。複数のデータアイテムに対して同時に発行されるアクセス要求をクエリと呼び、クエリにおいて発行した複数のアクセス要求が全て満たされることを、クエリが満たされると表現する。以下ではこのデータアイテム集合を利用する時間を、データ利用時間と呼ぶ。

連続して発行されるクエリにおいてアクセスされるアイテム集合間の相関性の強さ(クエリ間の相関性)は、クライアントがあるクエリを発行した後の、次のクエリを連続して発行する確率として定義することができる。また、データ利用時間は、直前のクエリが満たされた時刻からの経過時間に基づく確率密度関数によって定義されるものとする。

本論文では、クライアントが、一目のデータアイテム集合に対して、ある確率で無記憶性のクエリを発行した後、その集合と相関性をもつアイテム集合に、ある確率密度関数に従ったデータ利用時間において連鎖的にクエリを複数回発行する環境を想定する。その一連のアクセスをプロセスと呼ぶ。

### 3. 従来のキャッシング方式

プッシュ型放送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方式が提案されている。これらのうちで、代表的なものとして、Acharyaらが提案したPT法[1]がある。PT法では、各データアイテムに対して、アクセス確率と次の放送までの時間の積で表される、そのデータアイテムをキャッシュする場合に発生する応答時間の利得の期待値(PT値)を計算する。そして、キャッシュ内のアイテムのPT値の合計が最も大きくなるように各放送時点でキャッシュの置き換えを決定する。PT法は、各データアイテムに対するアクセス確率のみに基づいてキャッシングを行い、データ間の相関性は考慮していない。

一方、筆者らの研究グループはこれまでに、相関性を考慮してPT法を拡張したキャッシング方式を提案している。本章では、それらのキャッシング方式について説明する。

#### 3.1 CB-PT法

筆者らは文献[6]において、相関性をもつアイテム集合に対するアクセス要求の同時発行を考慮するようにPT法を拡張したCB-PT(Correlation-Based PT)法を提案している。

CB-PT法は、相関性をもつアイテムに対して同時にアクセス要求を発行する環境において、その瞬間に生じるアクセス要求の平均応答時間を最短にするようにキャッシュを置き換える。しかし、本論文の想定環境のように、クエリ単位のアクセス要求が時間間隔において連続して発生する場合は、応答時間の利得を正確に計算できない。

#### 3.2 RIB-PT法

筆者らの研究グループでは、文献[5]において、相関性をもつアイテム集合に対するアクセス要求の連続発行を考慮するようにPT法を拡張したRIB-PT(Request Interval based PT)法を提案している。RIB-PT法では、アクセス要求の連続発行を考慮するようにPT値を拡張したRIB-PT値を計算し、キャッシュ内のデータアイテムのRIB-PT値の合計が最も大きくなるように各放送時点でキャッシュの置き換えを行う。

RIB-PT法は相関性をもつデータアイテム集合に対して、連続して発行されるアクセス要求を考慮するが、クライアントが一度にアクセス要求するデータアイテムは、一つと仮定している。従って、本論文の想定環境のように、クライアントがクエリ単位のアクセス要求を、連続して発行する環境では、応答時間の利得を正確に計算することができない。

## 4. キャッシング方式の提案

本章では、同時アクセスと連続アクセスを考慮したキャッシング方式であるQIB-PT(Query Interval Based PT)法を提案する。提案方式は、クエリ単位のアクセスの連続発行を考慮するようにPT法を拡張したものである。

### 4.1 モデル化

以下では、クライアントがクエリとして同時にアクセス要求を発行するデータアイテム集合は $M_q$ 種類存在するものとし( $Q_1, Q_2, \dots, Q_{M_q}$ )、それぞれを要求するクエリを $q_1$ から $q_{M_q}$ までの識別子を用いて区別する。

クライアントが、あるクエリ $q_i$ が満たされたあと、次にクエリ $q_j$ を発行する確率(クエリ $q_i$ - $q_j$ 間の相関性)を $P_{ij}$ ( $\sum_{j=1}^{M_q} P_{ij} = 1, P_{ii} = 0$ )とし、その場合のデータ利用時間 $t_i$ は、確率密度関数 $F_{ij}(t)$ ( $\int_0^{\infty} F_{ij}(t) dt = 1, F_{ij}(t) = 0 (t < 0)$ )で決定されるものと想定する。

クライアントがあるクエリ $q_i$ を発行した場合、放送帯域や自身のキャッシュから、 $Q_i$ 中の全てのデータアイテムにアクセスした時点で、それが満たされる。以下では、クエリ $q_i$ の応答時間は、 $q_i$ が発行されてから、満たされるまでに必要な時間、すなわち、 $Q_i$ 中のデータアイテムの中で、キャッシュに存在しないもののうち、最も応答時間が長いデータアイテムの応答時間とする。

### 4.2 QIB-PT法

QIB-PT法は、キャッシュ中の各データアイテム $d_i$ に対し、そのデータアイテムをキャッシュから追い出して、放送データアイテム $d_b$ をキャッシュした場合の応答時間の利得であるQIB-PT値を計算し、各放送時点で最も利得が大きくなるようにデータアイテムの置き換えを行う。

キャッシュ内容が $C$ であるクライアントが、現プロセスにおいて $d_x (\in Q_y)$ を含むクエリ $q_y$ を次回に発行する場合の、 $d_x$ をキ

キャッシュすることによる応答時間の利得の期待値を $D_{y,x,C}$ とする。放送アイテム $d_B$ とキャッシュ内のアイテム $d_i$ の入れ替えを行うと、それらをアクセス要求する可能性があるクエリを発行した場合の応答時間が変化する。例えば $d_i$ を含むクエリに対しては、 $d_i$ をキャッシュから追い出すことによる損失(負の値をとる利得)が発生する。また、 $d_B$ 、 $d_i$ 双方を含むクエリに対しては、 $d_i$ をキャッシュから追い出すことによる損失と、 $d_B$ をキャッシュすることによる利得が発生する。 $d_B$ の放送時点におけるキャッシュ内容を $C$ とすると、データアイテム $d_i$ のQIB-PT 値 $Z_i$ は、次の値を足し合わせることによって求められる。

- $d_B$ と $d_i$ のうち、 $d_B (\in Q_i)$ のみを含むクエリ $q_j$ が発行された場合の、応答時間の利得の期待値 $D_{j,B,C}$ 。
- $d_B$ と $d_i$ のうち、 $d_i (\in Q_i)$ のみを含むクエリ $q_j$ が発行された場合の、応答時間の利得の期待値 $-D_{j,i,C}$ 。
- $d_B$ および $d_i (d_B, d_i \in Q_i)$ を含むクエリ $q_j$ が発行された場合の、応答時間の利得の期待値 $-D_{j,i,C} + D_{j,B,C}$ 。

$D_{y,x,C}$ は、現在時刻以降の各時刻におけるクエリ $q_j$ の発行確率密度と、各時刻で $q_j$ を発行した場合の、 $d_x$ をキャッシュすることによる応答時間の利得の積を積分して得られる。まず、各時点におけるクエリの発行確率密度を求める。

現在時刻 $\tau$ において、現プロセス中で前回に発行したクエリを $q_\tau$ とする。まだこのクエリは満たされておらず、このクエリが満たされる時刻を $\zeta (\tau < \zeta)$ と仮定する。このとき、 $q_\tau$ のアクセス後に $q_j$ が発行されるといった条件の下で、時刻 $t$ に $q_j$ に対するアクセス要求が発行される確率密度関数は、データ利用時間の確率密度関数 $F_{y_j}(t)$ を用いて、と表される。

次に、最近発行したクエリ $q_\tau$ が既に時刻 $\zeta$ に満たされており( $\zeta < \tau$ )、 $q_\tau$ の発行後、一つのクエリも発行していないものと仮定する。このとき、 $q_\tau$ の発行後に $q_j$ を発行するといった条件の下で、時刻 $t$ に $q_j$ を発行する確率密度関数は、次のように表される。

$$\frac{1}{1 - \int_{\zeta}^{\tau} F_{y_j}(t - \zeta) dt} F_{y_j}(t - \zeta) \quad (1)$$

従って、現在時刻 $\tau$ 以降の各時刻 $t$ において、 $q_j$ に対してアクセス要求を発行する確率密度関数は、上で求めた確率密度関数と $P_{y_j}$ の積である、次式で求められる。

$$A_{y_j,\tau}(t) = \begin{cases} P_{y_j} \cdot F_{y_j}(t - \zeta) & (\tau < \zeta) \\ \frac{P_{y_j} \cdot F_{y_j}(t - \zeta)}{1 - \int_{\zeta}^{\tau} F_{y_j}(t - \zeta) dt} & (\zeta \leq \tau) \end{cases} \quad (2)$$

次に、キャッシュ内容が $C$ であるクライアントが、時刻 $t$ においてクエリ $q_j$ を発行した場合の、 $d_x$ をキャッシュすることによる応答時間の利得を求める。ここで、時刻 $t$ において次回にデータアイテム $d_i$ が放送される時刻を $u_i(t)$ とする。

$Q_j$ に含まれるデータアイテムのうち、キャッシュに含まれない $d_i$ 以外のデータアイテムの集合 $Q_j \cap \bar{C} \setminus \{d_i\}$ を $S_{y_j,C}$ とし、 $t$ に $q_j$ が発行されたものと仮定する。 $S_{y_j,C}$ と $d_x$ のうち、 $d_x$ が最後に放送される時、 $q_j$ に対する応答時間は、 $d_x$ をキャッシュする場合と、キャッシュしない場合で変化し、その利得は $u_x(t) - u_{\max}(t)$ となる(図2、以下では図中の四角形で囲まれたアルファベットは、各データアイテムの識別子の添字を表すものとする)。ここで、 $d_{\max}$ は $S_{y_j,C}$ の中で次の放送時刻が最も大きいデータアイテムとする。

ただし、 $S_{y_j,C} = \phi$ 、すなわち、 $Q_j$ 中のデータアイテムのうち $d_i$ 以外のデータアイテムを全てキャッシュしているとき、 $d_x$ を

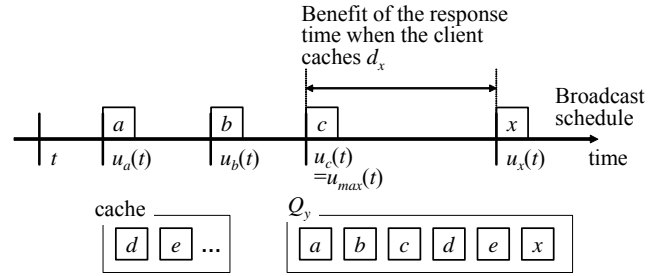


図2  $x$ をキャッシュする場合の応答時間の利得( $S_{y_j,x,C} \neq \phi$ )。 Fig.2 Benefit of response time when the client caches  $x$  ( $S_{y_j,x,C} \neq \phi$ )。

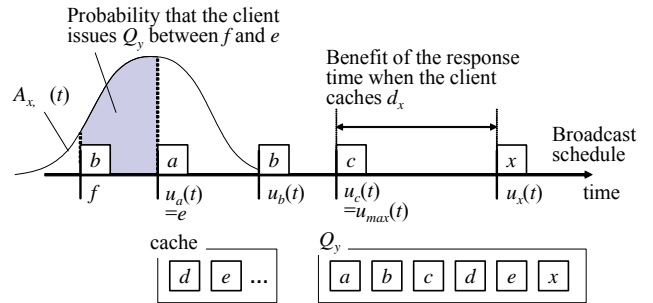


図3  $f$ と $e$ の間にクエリ $Q_j$ が発行される確立とその区間で $Q_j$ を発行する場合の応答時間の利得( $S_{y_j,x,C} \neq \phi$ )。 Fig.3 Probability that the client issues  $Q_j$  between  $f$  and  $e$  and the benefit of the response time ( $S_{y_j,x,C} \neq \phi$ )。

キャッシュする場合の応答時間の利得は $u_x(t) - t$ となる。

$S_{y_j,x,C}$ 中のアイテムおよび $d_x$ の各放送時刻の間の区間では、各アイテムの次の放送時刻は変化しないため、その区間内で発行したクエリ $q_j$ に対する応答時間の利得は等しい。従って、 $D_{y_j,x,C}$ の計算の際は、各時点でのクエリの発行確率密度と、各時点でクエリを発行した場合の応答時間の利得の積を積分するのではなく、この区間内のクエリの発行確率と、区間内でクエリを発行したときの応答時間の利得の積を、全区間について足し合わせるだけでよい。ある区間の開始時刻を $f$ 、終了時刻を $e$ とすると、その区間内でクエリ $Q_j$ が発行される確率は $\int_f^e A_{x,\tau}(t) dt$ となる(図3)。

以上の議論より、キャッシュ内容が $C$ であるクライアントが、 $d_x$ を $Q_j$ に含むクエリ $q_j$ を発行した場合の、 $d_x$ をキャッシュすることによる応答時間の利得 $D_{y_j,x,C}$ を、次の手順で計算することができる。

1.  $S_{y_j,x,C} = \phi$ の場合、次式を用いて $D_{y_j,x,C}$ を求める。
$$D_{y_j,x,C} = \int_{\max(\tau, \zeta)}^{u_x(\tau)} A_{x,\tau}(t) \cdot (u_x(\tau) - t) dt \quad (3)$$
2.  $S_{y_j,x,C} \neq \phi$ の場合、以下の手順に従って、 $D_{y_j,x,C}$ を求める。まず、 $D'_{y_j,x,C} = 0$ 、 $f = \max(\tau, \zeta)$ 、 $e$ を $S_{y_j,x,C}$ 中のデータアイテムおよび $d_x$ からなる集合のうち、 $\max(\tau, \zeta)$ 以降の次の放送時刻が最も小さいアイテムの放送時刻とする。
3.  $S_{y_j,x,C}$ 中のデータアイテムおよび $d_x$ からなる集合のうち、時刻 $f$ 以降の次の放送時刻が最も大きいデータアイテムが $d_x$ ではない場合、現在の $D'_{y_j,x,C}$ を $D_{y_j,x,C}$ とし、計算を終了する。
4. 次式で求められる値を $D'_{y_j,x,C}$ に加える。

$$\int_f^e A_{x,\tau}(t) dt \cdot (u_x(f) - u_{\max}(f)) \quad (4)$$

5.  $f = e$ とし,  $e$ を $S_{y,x,C}$ 中のデータアイテムおよび $d_x$ からなる集合のうち,時刻 $f$ 以降の次の放送時刻が最も小さいデータアイテムの放送時刻とし,手順3に戻る.

上記の手順より求められる $D_{y,x,C}$ を用いて,あるアイテム $d_i$ をキャッシュから追い出し,放送アイテム $d_B$ をキャッシュした場合の応答時間の利得である, $d_i$ のQIB-PT値を計算することができる.

提案する QIB-PT 法では,以下の手順に従って,キャッシュの入れ替えを行う.

QIB-PT 法:

1. 各アイテムの放送開始時に,キャッシュ内の各アイテムに対して,QIB-PT 値を計算する.
2. 正の値をとるQIB-PT値の中で,最も大きい値をもつデータアイテム $d_i$ と,放送データアイテム $d_B$ を置き換える.ただし,正の値のQIB-PT値をとるデータアイテムが存在しない場合は,置き換えを行わない.

## 5. 考察

### 5.1 QIB-PT 法の短所

前章で述べたように,QIB-PT 法は,現プロセスにおいて,前回発行したクエリが満たされた(満たされる予定の)時刻に基づいて,次回に発行するクエリの応答時間の利得が最も大きくなるように,各放送時点でキャッシュの入れ替えを行う.しかし,QIB-PT 法は,2 回以上キャッシュを置き換えた場合に初めて発生する応答時間の利得を予測することができない.したがって,長期的に見た場合,その置き換えは必ずしも最適とは限らない.

### 5.2 計算量

応答時間の利得の計算に要する積分計算は,予め不定積分の形で求めておけば,定数オーダで終了する.従って,放送時刻で区切られた区間の数を $k$ とすると,QIB-PT値の計算に要する計算量は $O(kM_q)$ となる.QIB-PT法は,キャッシュ内のデータアイテム全てに対して,QIB-PT値を計算するので,クライアントがキャッシュ可能なデータアイテム数を $|C|$ とすると,QIB-PT法の計算量は, $O(kM_q|C|)$ となる.

### 5.3 データアイテムのサイズを考慮した拡張

本論文では議論の簡単化のため,データアイテムのサイズは全て等しいものと想定した.実環境ではデータアイテムのサイズは等しくない場合が一般的であるため,それらを考慮して,QIB-PT 法を拡張する必要がある.

具体的な方法としては,QIB-PT 値の計算の際に,放送アイテムより大きい合計サイズのデータアイテム集合それぞれに対して,それらをキャッシュから追い出し,放送アイテムをキャッシュする場合の応答時間の利得を計算することなどが考えられる.

## 6. おわりに

本論文では,プッシュ型放送において,クライアントが相関性をもつデータアイテム集合に対して,連続してクエリ単位のアクセス要求を発行する環境を想定し,平均応答時間短縮のためのキャッシング方式を提案した.提案方式は,次回に発行するクエリに対する応答時間の利得を計算し,その値が最も大きくなるようにキャッシュの置き換えを行う.

今後は,既存の方式との比較評価によって,提案方式の有効性を検証する予定である.また,5.1 節で述べたように,データアイテムの置き換えを 2 回以上行ったときに初めて利得が発生する場合にも応答時間の短縮が可能な方式について,

検討する予定である.

### [謝辞]

本研究は,文部科学省 21 世紀 COE プログラム(研究拠点形成費補助)および特定領域研究(16016260)の研究助成によるものである.ここに記して謝意を表す.

### [文献]

- [1] Acharya, S., Alonso, R., Franklin, M., and Zdonik, S.: "Broadcast Disks: Data Management for Asymmetric Communication Environments", Proceedings of ACM SIGMOD'95, pp. 199-210 (1995).
- [2] Acharya, S., Franklin, M., and Zdonik, S.: "Prefetching from a Broadcast Disk", Proceedings of ICDE '96, pp. 276-285 (1996).
- [3] Su, C.J. and Tassioulas, L.: "Joint Broadcast Scheduling and User's Cache Management for Efficient Information Delivery", Wireless Networks, Vol. 6, No. 4, pp. 279-288 (2000).
- [4] Tassioulas, L. and Su, C.J.: "Optimal Memory Management Strategies For a Mobile User in a Broadcast Data Delivery System", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 15, No. 7, pp. 1226-1238 (1997).
- [5] 内田渉,原隆浩,西尾章治郎:"プッシュ型放送される相関データの能動的利用のためのデータ利用時間を考慮したキャッシング方式",情報処理学会論文誌:データベース,Vol. 44, No. SIG 8 (TOD 18), pp. 114-125 (2003).
- [6] 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).

### 内田 渉 Wataru UCHIDA

2004 年大阪大学大学院情報科学研究科博士後期課程修了.同年,(株)NTT ドコモ入社,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もつ.日本データベース学会正会員.

### 原 隆浩 Takahiro HARA

1997 年大阪大学大学院工学研究科博士前期課程修了.同年,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.2002 年同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻助手となり,現在に至る.工学博士.データベースシステム,モバイルコンピューティングなどの研究に従事.IEEE,電子情報通信学会,情報処理学会,日本データベース学会の各会員.

### 西尾 章治郎 Shojiro NISHIO

1980 年京都大学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教授を経て,2002 年より同大学院情報科学研究科教授となり,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.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,ACM Trans. on Internet Technology などの論文誌編集委員.本学会理事,情報処理学会フェロー含め,9 学会の会員.