

プッシュ型放送のための同時アクセスと 連続アクセスを考慮したキャッシング方式について

内田 渉[†] 原 隆浩[†] 西尾章治郎[†]

[†] 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

〒 565-0871 吹田市山田丘 2-1

E-mail: †{wataru,hara,nishio}@ist.osaka-u.ac.jp

あらまし 近年、有線・無線の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プッシュ型放送に関する研究の関心が高まっている。本稿では、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。

キーワード プッシュ型放送、キャッシング方式、相関性、同時アクセス、連続アクセス

On a Caching Strategy Considering Simultaneous Accesses and Consecutive Accesses for Push-based Broadcast

Wataru UCHIDA[†], Takahiro HARA[†], and Shojiro NISHIO[†]

[†] Dept. of Multimedia Eng., Graduate School of Information Science and Technology, Osaka University
2-1 Yamadaoka, Suita, Osaka 565-0871, Japan

E-mail: †{wataru,hara,nishio}@ist.osaka-u.ac.jp

Abstract Recently, there has been increasing interest in research of push-based broadcast that deliver data by broadcast in both wired and wireless environments. 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.

Key words push-based broadcast, caching strategy, correlation, simultaneous access, consecutive access

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信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信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、サーバ側で効果的な放送スケジュールを作成するスケジューリング戦略 [1], [3] ~ [5], [8], [9], [13] や、クライアント側で効果的なデータをキャッシュするキャッシング方式 [1], [2], [6], [7] が提案されている。

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

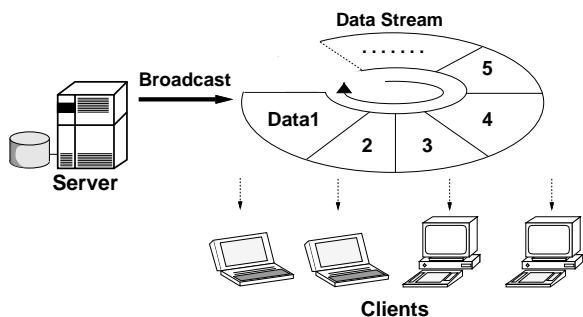


図 1 プッシュ型放送 .

Fig.1 Push-based broadcast.

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[14]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[10]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 . 筆者らの研究グループでは、そのような環境を想定し、データアクセスの平均応答時間を短縮するためのスケジューリング方式を文献[11],[12]において提案している . しかし、同様の環境を想定したキャッシング方式はこれまでに提案していない .

スケジューリング方式によって作成される放送スケジュールは、システム全体のアクセス特性に基づいているため、全体の嗜好とは異なったアクセス特性をもつクライアントは、応答時間を短縮することができない . キャッシング方式を用いて、個々のクライアントが自身のアクセス特性に従ってデータのキャッシュを行うことで、そのようなクライアントも応答時間を短縮することができる . そこで本稿では、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 .

本稿では、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 .
- 簡単化のため、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、そのアイテムの次回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 . これは、

例えば、サーバが周期的にプログラム情報を放送することによって実現できる .

- 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 .

- クライアントは放送されているデータアイテムの中から必要なデータアイテムを受動的に受信するが、クライアントの利用者は必要なデータアイテムに対するアクセス要求をクライアントに対して能動的に指示する . つまり、配送形態としてはサーバ主導のプッシュ型放送をとり、クライアントアプリケーションの利用形態としては能動的なものを想定する .

- データの更新は発生しない .

本稿では、クライアント利用者が、クライアントに対してデータアクセスの指示を行い、クライアントがキャッシュへのアクセスもしくは放送帯域の監視を開始することを、クライアントがアクセス要求を発行すると表記する .

以下、2. 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稿の想定について述べる . 3. で従来方式について説明し、4. でアクセス要求の同時発行と連続発行を考慮したキャッシング方式を提案する . 5. で提案方式について考察を行い、6. で本稿のまとめを行う .

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 . つまり、ユーザは取得したい情報が得られるテーブルを選び、要求を能動的に発行するが、クライアントはサーバにアクセス要求を発行せず、そのテーブルのデータアイテムが放送されるのを待つ . 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 . つまり、ユーザからの WWW ページの要求は能動的に発生するが、クライアントはサーバにアクセス要求を送信せず、そのページが放送されるのを待つ . 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

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、互い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。一般に、クライアントは、相関性をもつ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し、それらのアクセス要求が満たされた後、直前にアクセスしたデータアイテム集合と相関性をもつ別のデータアイテム集合に対してアクセス要求を発行する。したがって、両者が複合した形が一般的である。

そこで本稿では、上記のように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。また、クライアントがクエリにおいて要求し、受信したデータアイテム集合を利用する時間は、アイテム一つ分の配信時間よりも大きいものとする。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。

本稿では、クライアントが、一つ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データアイテム集合に、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。

実環境において、各クライアントにおけるクエリ間の相関性やクエリにおいてアクセス要求するデータアイテム集合、データ利用時間を示す確率密度関数は、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。また、上記の WWW ページの例のように、ページ間のリンク関係やコンテンツの内容などから解析的に決定できる場合もある。

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、プリフェッチ型キャッシング方式は、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、プッシュ型放送に適したキャッシング方式と考えられている。

プリフェッチ型キャッシング方式のうち、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 [14] 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、各データアイテム d_i に対して、同時アクセスを考慮するように PT 値を拡張した CB-PT 値を計算し、キャッシュ内のアイテムの CB-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。

データアイテム d_i の CB-PT 値は、 d_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の、 d_i をキャッシュに格納していない場合に発生する待ち時間、すなわち d_i をキャッシュすることによる、アクセス要求の同時発行に対する応答時間の利得の期待値で与えられる。

CB-PT 法の概要を下記に示す。

CB-PT 法:

(1) 各アイテムの放送開始時に、キャッシュ内および放送中のアイテムに対して、CB-PT 値を与える。アイテム d_i に与える CB-PT 値 G_i は、次式で表される。

$$G_i = (u_i(t) - t) \sum_{d_k \in C} p_{ik} + \sum_{d_k \in Q_i} (u_i(t) - u_k(t)) p_{ik} \quad (1)$$

ここで、 p_{ik} をクライアントがアイテム d_i と d_k に一括してアクセス要求を起こす確率、 t を現在時刻、 $u_i(t)$ を時刻 t における d_i の次の放送時刻とする。また、 C は放送データのうちキャッシュ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 d_i の次の放送時刻までに放送され、かつ、 C に含まれないアイテムの集合とする。

(2) 放送されるアイテム d_i の CB-PT 値 G_i がキャッシュ内で CB-PT 値が最小となるアイテム d_j の CB-PT 値 G_j より大きい場合、アイテム d_i と d_j を置き換える。キャッシュ内で CB-PT 値が最小となるアイテムが複数存在する場合は、それらの中から無作為に一つのデータアイテムを選択する。

式 (1) の値が大きなアイテムをキャッシュに残す置き換えは、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。しかし、本稿の想定環境のように、相関性をもつアイテム集合に対する同時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

一方、筆者らの研究グループでは、文献 [10] 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。

ここで、クライアントがアイテム d_i にアクセスした後にアイテム d_j にアクセス要求を発行する確率を γ_{ij} とする ($\sum_{j=1}^{M_d} \gamma_{ij} = 1, \gamma_{ii} = 0$)。アイテム d_i のアクセス後にアイテム d_j にアクセスするといった条件の下で、データ利用時間 t で d_j へのアクセス要求を発行する確率密度関数を $h_{ij}(t)$ と表す ($\int_0^{\infty} h_{ij}(t)dt = 1, h_{ij}(t) = 0 (t < 0)$)。また、時刻 τ におけるデータアイテム d_j の次回の放送時刻を $u_j(\tau)$ で表す。

クライアントの最近のアクセス要求がアイテム d_i に対するもので、時刻 $u_j(\tau)$ にアイテム d_j が放送される場合、 d_j をキャッシュに格納しないことで生じる、次回のアクセス要求に対する平均応答時間の増加分 (期待値) である RIB-PT 値 R_j は次式のように表される。

$$R_j = \pi_j \cdot \int_{\tau}^{u_j(\tau)} h_{ij}(t - \zeta) \cdot (u_j(\tau) - t) dt \quad (2)$$

ただし、 π_j は次の式で表されるものとする。

$$\pi_j = \begin{cases} \gamma_{ij} & (\tau < \zeta) \\ \frac{\gamma_{ij}}{1 - \int_{\zeta}^{\tau} h_{ij}(t - \zeta) dt} & (\zeta \leq \tau) \end{cases} \quad (3)$$

RIB-PT 法の概要を下記に示す。

RIB-PT 法：

(1) 各アイテムの放送開始時に、キャッシュ内および放送中のアイテムに対して、式 (2) で表される RIB-PT 値を計算する。

(2) 放送されるアイテム d_i の RIB-PT 値 R_i がキャッシュ内で RIB-PT 値が最小となるアイテム d_j の RIB-PT 値 R_j より大きい場合、アイテム d_i と d_j を置き換える。キャッシュ内で RIB-PT 値が最小となるアイテムが複数存在する場合は、それらの中から無作為に一つのデータアイテムを選択する。

このように、RIB-PT 法では、最近にアクセス要求を発行したアイテムのアクセス (予定) 時刻に基づいて、そのアイテムと相関性をもつデータアイテムに対する次回のアクセス要求の応答時間を最短にするように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、本稿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. 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

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、クライアントによる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り、次回に発行するクエリに対する応答時間の期待値の利得が最も大きくなるように、データアイテムの入れ替えを行う。

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 (q_i を発行するまでの時間間隔) 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。また Q_i に含まれるデータアイテムに対するアクセス要求が満たされた場合、そのデータアイテムはクライアントの別の記憶領域に複製され、これらのデータアイテムを利用するアプリケーションは今後、その複製を使用するものと想定する。すなわち、アクセス済みのデータアイテムは、キャッシュに存在する必要はない。

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、 $d_B (\in Q_j)$ 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、 $d_i (\in Q_j)$ 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 $d_i (d_B, d_i \in Q_j)$ 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 $-D_{j,i,C'} + D_{j,B,C' - \{d_i\}}$ 。

$D_{y,x,C}$ は、現在時刻以降の各時刻におけるクエリ q_y の発行確率密度と、各時刻で q_y を発行した場合の、 d_x をキャッシュ

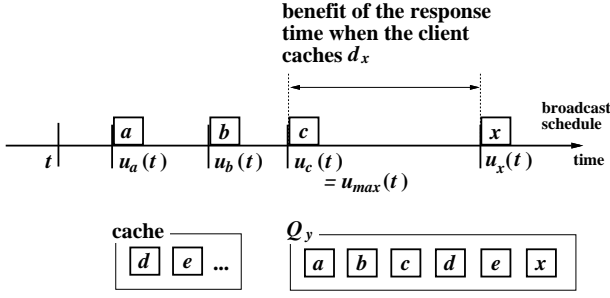


図 2 x をキャッシュする場合の応答時間の利得 ($S_{y,x,C} \neq \phi$) .
Fig.2 Benefit of the response time when the client caches x ($S_{y,x,C} \neq \phi$).

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 τ において，現プロセス中で前に発行したクエリを q_z 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 ζ ($\tau < \zeta$) と仮定する．このとき， q_z のアクセス後に q_y が発行されるといった条件の下で，時刻 t に q_y 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を用いて， $F_{zy}(t - \zeta)$ と表される．

次に，最近発行したクエリ q_z が既に時刻 ζ に満たされており ($\zeta \leq \tau$)， q_z 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_z の発行後に q_y を発行するといった条件の下で，時刻 t に q_y を発行する確率密度関数 $A_{y,\tau}(t)$ は次式のように表される．

$$\frac{1}{1 - \int_{\zeta}^{\tau} F_{zy}(t - \zeta) dt} F_{zy}(t - \zeta) \quad (4)$$

従って，現在時刻 τ 以降の各時刻 t において， q_y 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_{zy} の積である，次式で求められる．

$$A_{y,\tau}(t) = \begin{cases} P_{zy} \cdot F_{zy}(t - \zeta) & (\tau < \zeta) \\ \frac{P_{zy} \cdot F_{zy}(t - \zeta)}{1 - \int_{\zeta}^{\tau} F_{zy}(t - \zeta) dt} & (\zeta \leq \tau) \end{cases} \quad (5)$$

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_y 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．3. と同様に，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_y 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_x 以外のデータアイテムの集合 $Q_y \cap \bar{C} \cap \{\bar{d}_x\}$ を $S_{y,x,C}$ とし，時刻 t に q_y が発行されたものと仮定する． $S_{y,x,C}$ と d_x のうち， d_x が最も後に放送されるとき， q_y 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 $S_{y,x,C}$ の中で次回の放送時刻が最も大きいデータアイテムとする．

ただし， $S_{y,x,C} = \phi$ ，すなわち， Q_y 中のデータアイテムのうち d_x 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．

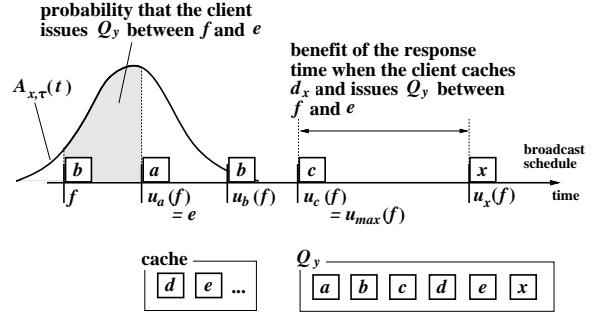


図 3 f と e の間にクエリ Q_y が発行される確率とその区間で Q_y を発行する場合の応答時間の利得 ($S_{y,x,C} \neq \phi$) .
Fig.3 Probability that the client issues Q_y between f and e and the benefit of the response time ($S_{y,x,C} \neq \phi$).

$S_{y,x,C}$ 中のアイテムおよび d_x の各放送時刻の間の区間では，各アイテムの次回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_y に対する応答時間の利得は等しい．従って， $D_{y,x,C}$ 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，この区間内で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_y 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_y に含むクエリ q_y 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 $D_{y,x,C}$ を，次の手順で計算することができる．

- (1) $S_{y,x,C} = \phi$ の場合，次式を用いて $D_{y,x,C}$ を求める．

$$D_{y,x,C} = \int_{\max(\tau, \zeta)}^{u_x(\tau)} A_{x,\tau}(t) \cdot (u_x(\tau) - t) dt \quad (6)$$

ここで， $\max(\tau, \zeta)$ は， τ と ζ のうち，大きい方の値を返す関数である．

- (2) $S_{y,x,C} \neq \phi$ の場合，以下の手順に従って， $D_{y,x,C}$ を求める．まず， $D'_{y,x,C} = 0$ ， f を $\max(\tau, \zeta)$ ， 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， $\max(\tau, \zeta)$ 以降の次回の放送時刻が最も小さいデータアイテムの放送時刻とする．

- (3) $S_{y,x,C}$ 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 以降の次回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 $D'_{y,x,C}$ を $D_{y,x,C}$ とし，計算を終了する．

- (4) 次式で求められる値を $D'_{y,x,C}$ に加える．

$$\int_f^e A_{x,\tau}(t) dt \cdot (u_x(f) - u_{max}(f)) \quad (7)$$

- (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 以降の次回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

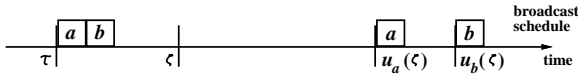


図 4 放送スケジュールの例.

Fig. 4 Example of a broadcast schedule.

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、次のような手順に従って、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。キャッシュ内で QIB-PT 値が最大となるアイテムが複数存在する場合は、それらの中から無作為に一つのデータアイテムを選択する。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

本章では、提案した QIB-PT 法について考察を行う。

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、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。

例として、図 4 のような放送スケジュールに従ってデータアイテムが放送され、時刻 ζ に前回発行したクエリが満たされる場合を想定する。簡単のため、時刻 ζ にクエリが満たされたクライアントは、即座に次のクエリ q_y を発行するものとする。また、 $Q_y = \{d_a, d_b\}$ とし、現在時刻 τ において、 d_a と d_b は共にキャッシュに存在しないものとする。QIB-PT 法は、時刻 τ の時点で、 d_a をキャッシュした場合の利得のみを計算する。現在、 d_b はキャッシュに存在しないため、 d_a をキャッシュしても、応答時間の利得は 0 となる。したがって、QIB-PT 法は d_a を不要なデータアイテムとみなし、キャッシュしない。次のタイムスロットで放送される d_b をキャッシュしたとしても、 d_a がキャッシュに存在しないため、応答時間の利得は $u_b(\zeta) - u_a(\zeta)$ と小さな値になる。もし、時刻 τ でデータアイテム d_a をキャッシュしておき、次のタイムスロットで d_b をキャッシュするようなキャッシング方式を用いていた場合、応答時間の利得は $u_b(\zeta) - \zeta$ と、時刻 τ で d_a をキャッシュしない場合に比べて大幅に大きくなる。

このように、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ため、上記のような状況では応答時間を短縮することができない。

5.2 計 算 量

データアイテム d_i の QIB-PT 値は、 d_i もしくは d_B を含むクエリに対して $D_{y,x,C}$ を計算することで求められる。 $D_{y,x,C}$ は、 $\max(\tau, \zeta)$ から $u_x(\tau)$ までにおける、 $S_{y,x,C}$ 中のアイテムおよび d_x の各放送時刻で区切られた区間に対し、その区間で q_y を発行する場合の応答時間の利得の期待値を計算することで求められる。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 $O(k \cdot M_q)$ 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、 $O(k \cdot M_q \cdot |C|)$ となる。

5.3 データアイテムのサイズを考慮した拡張

本稿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、キャッシュ内の各データアイテムそれぞれに対し、放送アイテムとの置き換えを行った場合の応答時間の利得を計算するのではなく、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. ま と め

本稿では、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、各データアイテムをキャッシュから追い出し、放送データアイテムをキャッシュした場合の、次回に発行するクエリに対する応答時間の利得を各放送時点で計算し、最もその値が大きくなるようにキャッシュの置き換えを行う。

今後は、同時アクセスのみを考慮する CB-PT 法や、連続アクセスのみを考慮する RIB-PT 法などの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、提案方式はデータアイテムの置き換えによって発生する、各時点における応答時間の利得のみを考慮するため、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は適切にキャッシュの置き換えを行うことができない。今後はそのような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「ネットワーク共生環境を築く情報技術の創出」、特定領域研究 (15017262) および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」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] S. Acharya, R. Alonso, M. Franklin, and S. Zdonik, "Broadcast Disks: Data Management for Asymmetric Communication Environments," Proc. ACM SIGMOD'95, pp. 199–210, 1995.
- [2] S. Acharya, M. Franklin, and S. Zdonik, "Prefetching from a Broadcast Disk," Proc. Int'l Conf. on Database Engineering, pp. 276–285, 1996.
- [3] S. Hameed and N. H. Vaidya, "Efficient Algorithms for Scheduling Data Broadcast," ACM-Baltzer Journal of Wireless Networks, vol. 5, no. 3, pp. 183–193, 1999.
- [4] カン ギョウビ, 浅田 一繁, 飯沢 篤志, 古瀬 一隆, "2次元的な放送モデルにおける配信間隔と配信スケジューリング," 情報処理学会論文誌: データベース, vol. 42, no. SIG 10(TOD 11), pp. 54–63, 2001.
- [5] C. J. Su, L. Tassiulas, and V. J. Tsotras, "Broadcast Scheduling for Information Distribution," ACM-Baltzer Journal of Wireless Networks, vol. 5, no. 2, pp. 137–147, 1999.
- [6] C. J. Su and L. Tassiulas, "Joint Broadcast Scheduling and User's Cache Management for Efficient Information Delivery," ACM-Baltzer Journal of Wireless Networks, vol. 6, no. 4, pp. 279–288, 2000.
- [7] L. Tassiulas and C. J. Su, "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.
- [8] 内田 渉, 原隆浩, 塚本昌彦, 矢島悦子, 西尾章治郎, "データ間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," 情報処理学会論文誌: データベース, vol. 43, no. SIG 2 (TOD 13), pp. 146–157, 2002.
- [9] 内田 渉, 原隆浩, 西尾章治郎, "アクセス要求発生頻度の時間的変化を考慮した関連データの放送スケジューリング," 情報処理学会論文誌: データベース, vol. 43, no. SIG 9 (TOD 15), pp. 28–38, 2002.
- [10] 内田 渉, 原隆浩, 西尾章治郎, "プッシュ型放送される関連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.
- [11] 内田 渉, 原隆浩, 西尾章治郎, "プッシュ型情報システムにおける同時アクセスと連続アクセスを考慮した関連データの放送スケジューリングについて," 情報処理学会マルチメディア通信と分散処理ワークショップ論文集, pp. 115–120, 2003.
- [12] 内田 渉, 原隆浩, 西尾章治郎, "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スケジューリング方式の評価," 情報処理学会データベースシステム研究会報告 (2003-DBS-132), pp. 112–119, 2004.
- [13] N. H. Vaidya and S. Hameed, "Scheduling Data Broadcast in Asymmetric Communication Environments," ACM-Baltzer Journal of Wireless Networks, vol. 5, no. 3, pp. 171–182, 1999.
- [14] 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.