アクセス要求発生頻度の時間的変化を考慮した相関データの放送スケジューリング

内田 渉† 原 隆浩† 西尾 章治郎†

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，クライアントが相関性を持つ複数のデータアイテムに対して，時間間隔をおいて連続的にアクセス要求を発行するような環境を想定し，データアクセスの応答時間短縮のためのスケジューリング方式を提案する．提案方式では，アクセス頻度およびデータアイテム間の相関性やアクセス要求発生の時間間隔などのクライアントのアクセス特性に基づいて，各時点で最適なデータアイテムを放送するヒューリスティックなアプローチによって平均応答時間を短縮する．

Broadcast Scheduling of Correlated Data Considering Access Frequencies with Temporal Variations

Wataru Uchida,† Takahiro Hara† and Shojiro Nishio†

Recently, there has been an 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 assuming an environment where clients consecutively issue access requests for multiple data items with time intervals. The proposed strategy reduces the avarage response time by broadcasting the optimal data item at present according to clients' access charactaristics such as access frequencies, correlations among data items, and time intervals between the access requests.

1. はじめに

近年，有線・無線の通信環境の発展にともない，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情報システムに関する研究の関心が高まっている．クライアントは，放送されているデータの中で必要なものにアクセス要求を発行する．その際，アクセス要求をサーバへ送信せず，放送帯域を監視し，要求を発行したアイテムが放送された時点でアクセスを完了する（**図 1**）．クライアントからの要求に応じて個別にデータを配送するプル型の情報システムとは異なり，プッシュ型情報システムでは，クライアントが発行するアクセス要求はサーバへ送信されないうえ，サーバは複数のクライアントから複数回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

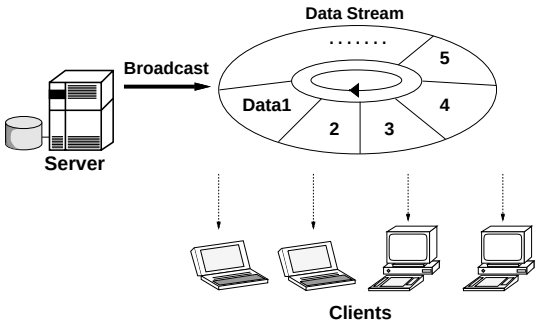

図 1 プッシュ型情報システム
Fig. 1 Push-based information system.

† 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

ループットの向上が期待できる．しかし，多種のデータアイテムを放送するような場合は，各クライアントは要求するアイテムが放送されるまで待たなければならないため，一般にデータアクセスの応答時間が長くなる．

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，サーバ側でのスケジューリング戦略[4)~6),8)~10),17)]，クライアント側でのデータアイテムのキャッシュ戦略[2),13),14)]，プッシュ型とプル型の融合戦略[3),7)]などがこれまでに提案されている．本論文では，これらのうちでサーバ側のスケジューリング戦略を対象とする．

これまでに提案されたスケジューリング戦略の中で最も代表的なものとして，Acharya らが提案した放送ディスク[1)]，Vaidya ら[15)]，Su ら[12)]が提案した方式がある．放送ディスクでは，クライアントのアクセス頻度の高いデータアイテムの放送頻度を高くし，周期的に放送することで応答時間を短縮している．一方，Vaidya らや Su らが提案した方式（以降，COP：Conventional OPtimal 方式と呼ぶ）では，データアイテムに対するアクセス頻度に基づいて，各タイムスロットにおいてクライアントの待ち時間の総和が最も大きいデータアイテムを放送することによって応答時間を短縮している．この方式によってスケジューリングされたプログラムは周期的なものとは限らないが，各データアイテムはアクセス頻度から求められる最適周期に近い時間間隔で放送される．そのため，クライアントのアクセス特性が時間的に変化しない場合，各データアイテムの放送はほぼ周期的になる．

一方，クライアントはあるデータアイテム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，データアイテム間には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持つデータアイテム集合に対して頻繁にアクセス要求するような場合には，スケジューリングの際にこれらの相関性を考慮することによって，データアクセスの応答時間を短縮することが可能である．しかし，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．

そこで筆者らは，クライアントが，相関性を持つデータアイテムの組に対し，時間間隔をもってアクセス要求を発行するような環境を想定したスケジューリング方式として，UFL 法を提案した[16)]．この方式では，各データアイテムが等しい頻度で周期的に放送される条件のもとで，相関性を持つデータアイテムの組の最適な放送時間間隔を解析的に求め，相関性の強いデータアイテムの組から順に，最適に近い時間間隔でプログラム上に配置することで応答時間の短縮を図っている．

このように，従来方式ではアクセス頻度の偏りのみを考慮し，UFL 法ではデータアイテム間の相関性のみを考慮している．しかし，アクセス頻度の偏りと相関性の両方を考慮することによって，さらに応答時間を短縮できるものと考えられる．そこで本論文では，クライアントが相関性を持つデータアイテム集合に対して時間間隔をもって連続的にアクセス要求を発生するような環境を想定し，各時点でのクライアントのアクセス要求発生頻度の偏り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する．想定環境では，クライアントのアクセス要求頻度の偏りは，従来方式で仮定されたように時間的に一定とはならず，これまでの放送履歴に依存する．そのため，放送ディスクや UFL 法などのように，固定長のプログラムをあらかじめ作成し，周期的に放送するアプローチは必ずしも有効ではない．そこで提案方式では，COP 方式と同様に，クライアントのアクセス特性に基づいて，各時点で放送するデータアイテムを逐次決定するアプローチをとる．

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 つとする．
- サーバで放送されるデータアイテムは M 種類存在し，1 から M 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すべて等しく，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．
- プル型配送は行わない．
- クライアント側でのキャッシングは行わない．この想定は，実環境では必ずしも適当ではないが，提案方式のスケジューリング方式としての性能を正当に評価するためのものである．

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 章でデータ間の相関性およびアクセス要求発生の時間間隔を考慮したスケジューリング方式の提案を行う．さらに 4 章で提案方式の性能評価を行い，最後に 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とアクセス要求

本章では，放送データアイテム間の相関性およびクライアントからのアクセス要求の発生に関する本論文での想定について述べる．

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ア

イテムは，あるデータアイテム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，互いに相関性を持つことが多い．

たとえば，サーバが静的な Web 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配信する場合を考える．つまり，ユーザからの Web 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．ここで 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配送する場合，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際は，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を発行するため，それらのアイテムは相関性を持つ．

また，サーバが HTML ファイルや画像ファイルなどの Web ページを構成する要素をまとめて 1 つのデータアイテムとして，様々な Web ページの内容を放送している場合を考える．クライアントが，ある Web サイトのページを閲覧する場合，まずはトップページにアクセス要求を発行する．トップページを取得すると，クライアントはある時間，そのページを閲覧し，そのページからリンクされる別のページにアクセス要求を発行する．したがって，各ページからリンクされている他のページは，リンク元のページと相関性を持つ．

このように，相関性を持つデータアイテム集合は，同時にアクセス要求される場合と，時間間隔をもってアクセス要求される場合の 2 通りがある．本論文では，後者のように，クライアントが配信されたデータアイテムを利用する時間が，そのデータアイテムの配信に要する時間に比べて十分大きく，相関性を持つ個々のデータアイテムが時間間隔をおいてアクセス要求される環境を想定する．また，本論文では簡単のため，各クライアントが相関性を持つデータアイテムに対して同時に発行するアクセス要求は 1 つまでとする．したがって，あるアイテムに対するアクセスが完了してから，そのアイテムと相関性を持つ別の単一のアイテムに対してアクセス要求を発行する．

相関性の強さは，クライアントがあるデータアイテムにアクセスした後の，他のデータアイテムへの連続したアクセス要求の発生確率として定義することができる．また，アクセス要求発生の時間間隔は，直前のデータアイテムに対するアクセス終了時点からの経過時間によって定義される確率密度関数に従う．

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や，アクセス要求発生の時間間隔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．分散システム全体の相関性およびアクセス要求発生の時間間隔の確率密度関数は，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 ページがデータアイテムとして放送される場合では，各ページ間のリンク状態や，コンテンツの内容などで解析的にアイテム間の相関性および確率密度関数を決定できる．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や確率密度関数を決定できる場合もある．

2.2 連鎖的なアクセス要求

前節の例のように，様々な Web ページが放送されている場合，クライアントはあるページを閲覧した後，そのページと相関性を持つ別のページにアクセスし，さらに別のページにアクセスするといったように，相関性を持つデータアイテムに連鎖的にアクセス要求を発行する．

本論文では，クライアントが，1 つ目のデータアイテムに対して，ある確率で無記憶性のアクセス要求を発行した後，それと相関性を持つデータアイテムに，ある確率密度関数に従った時間間隔をもって連鎖的にアクセスを複数回行うような環境を想定する．その一連のアクセスをプロセスと呼び，各プロセスにおいて初めにアクセスされるアイテムを先頭アイテムと呼ぶ．

各クライアントにおいて，先頭アイテムに対するアクセス要求を除くすべてのアクセス要求は，これまでのアクセス履歴に依存する．したがって，システム全体のアクセス要求発生数は，各時点で異なり，それまでの放送履歴に依存する．たとえば，サーバにおいて放送されているデータアイテム a，b，c のうち，a は b とのみ相関性を持ち，b は c とのみ相関性を持つものとする．このとき，クライアントは a をアクセスして，初めて b に対するアクセス要求を発行し，b をアクセスしなければ，c に対してアクセス要求を発行することはない．ここで，[a b c]，[a c b]，[b c a] の 3 つのスケジュールを想定し，説明の簡単化のため，アクセス要求発生の時間間隔はすべて 1 タイムスロット分とする．スケジュールの放送開始時点において，クライアントから a を先頭アイテムとするプロセスが発生すると，クライアントは 1 つ目のスケジュールでは 3 回（a，b，c）のアクセスに成功し，2 つ目のスケジュールでは 2 回（a，b），3 つ目のスケジュールでは 1 回（a）のみのアクセスに成功する．

また，システム全体のアクセス要求発生数は，アクセス要求発生の時間間隔にも依存する．ここで，データアイテム a をアクセスしたクライアントは，データ

アイテム b に対して，2 タイムスロット分の時間間隔をもってアクセス要求を発行するものとする．この場合，上記の 3 つのスケジュールのうち，1 つ目，および 3 つ目のスケジュールでは 1 回（a）のみのアクセスに成功するのに対し，2 つ目のスケジュールでは 2 回（a，b）のアクセスに成功する．

このように，クライアントが相関性を持つ複数のデータアイテムに対して，時間間隔をおいて連続的にアクセス要求を発行するような環境では，各データアイテムに対するアクセス要求発生確率は各タイムスロットで異なるため，スケジューリングの際にそれらを考慮することが有効である．

3. スケジューリング方式

従来の研究では，クライアントは単一のデータアイテムに無記憶性のアクセス要求を発行し，各時点における各アイテムに対するアクセス要求発生確率は一定であると想定している．たとえば，COP 方式では，各クライアントのアクセス要求発生確率から，各データアイテムに対してアクセス要求を発行している全クライアントの待ち時間の総和を計算し，各時点で最も待ち時間の総和が大きいデータアイテムを放送することによって，最適に近いスケジュールを作成している．

しかし，前節の例のように，クライアントがプロセス単位で複数のデータアイテムにアクセスを行うような環境では，それぞれのアイテムに対するアクセス要求発生数はこれまでの放送履歴に依存し，各時点において変化する．これらのアクセス要求発生数の期待値は，サーバにおけるこれまでの放送履歴，およびデータアイテム間の相関性，アクセス要求発生の時間間隔から計算することができる．そこで本論文では，データアイテム間の相関性，およびアクセス要求発生の時間間隔から，各タイムスロットにおいて放送するデータアイテムを決定するスケジューリング方式を提案する．ここでタイムスロットは，1 章で述べたとおり，1 つのデータアイテムを放送するための時間を表し，タイムスロット n $(n = 0, 1, \ldots)$ は，$[n, n+1)$ の時区間を表すものとする．

3.1 システム全体の応答時間

データアイテム i，j 間の相関性の強さは，データアイテム i がアクセスされた場合に，次にデータアイテム j をアクセス要求する確率 c_{ij} $(\sum_{j=0}^{M} c_{ij} = 1, c_{ii} = 0)$ として定義される．また，i，j が連続してアクセス要求される場合の，i に対するアクセス時点から j に対するアクセス要求発生までの時間間隔は確率密度関数 $f_{ij}(t)$ $(\int_0^\infty f_{ij}(t)dt = 1)$ で与えられるものとする．クライアントからのプロセス発生確率 λ は時間に対して一定とし，各プロセスにおける先頭アイテムがデータアイテム i $(i = 1, 2, \ldots, M)$ である確率を q_i $(\sum_{i=1}^{M} q_i = 1)$ とする．このとき，各時刻においてデータアイテム i を先頭とするプロセスが発生する確率 λ_i は，$\lambda \cdot q_i$ となる．また，クライアントがデータアクセスを完了した際，他のデータアイテムに対してアクセス要求を発生せず，プロセスを終了する確率を ψ とする．1 プロセスにおいてアクセスされる平均のアイテム数は次式で与えられる．

$$\sum_{k=1}^{\infty} \{k \cdot (1-\psi)^{k-1} \cdot \psi\} \tag{1}$$

式 (1) より，ψ の値が小さいほど，クライアントは平均して多くのデータアイテムにアクセスすることが分かる．

データアイテム j が i からの相関性を持つ場合 $(c_{ij} > 0)$，i をアクセスしたクライアントは，c_{ij} の確率で j に対する要求を連続して発行する．タイムスロット n における放送データアイテムを $B(n)$ $(n = 1, 2, \ldots)$ とし，時刻 τ において，データアイテム i を要求しているクライアント数を $p_i(\tau)$ とすると，時刻 n で $B(n)$ をアクセスしたクライアントのうちで，プロセスを終了しないクライアント数は $p_{B(n)}(n)(1-\psi)$ で与えられる．したがって，タイムスロット n において $B(n)$ をアクセスしたクライアントのうち，次に時刻 τ までに j に対するアクセス要求を発行する平均数は，連続的にアクセス要求を発行するクライアント数 $p_{B(n)}(n) \cdot (1-\psi)$，$j$ への相関性の強さ $c_{B(n)j}$，および，時刻 $t-n$ における時間間隔の確率密度関数を用いて，次式で表される．

$$g(n, j) \cdot \int_n^{\tau} f_{B(n)j}(t-n)dt \tag{2}$$

ただし，$g(n, j) = p_{B(n)}(n) \cdot (1-\psi) \cdot c_{B(n)j}$ である．

したがって，時刻 τ までに，アイテム j に対して発生している記憶性のアクセス要求発生数は，タイムスロット $\lfloor \tau \rfloor$ までの放送履歴 $B(0), B(1), \ldots, B(\lfloor \tau \rfloor)$ から求められ，各タイムスロットにおける放送データアイテム $B(n)$ $(n = 0, 1, \ldots, \lfloor \tau \rfloor)$ から j へ連鎖的に発生するアクセス要求発生数を，$B(0), \ldots, B(\lfloor \tau \rfloor)$ について足し合わせたものとなる（**図 2**）．ここで $B(n)$ から j へ連鎖的に発生したアクセス要求発生数は，式 (2) で与えられる．ただし，タイムスロット n から $\lfloor \tau \rfloor$ までにデータアイテム j が放送されている場合，この放送開始時刻以前に発生した j に対するアクセス要求は満たされている．したがって，時刻 τ でデー

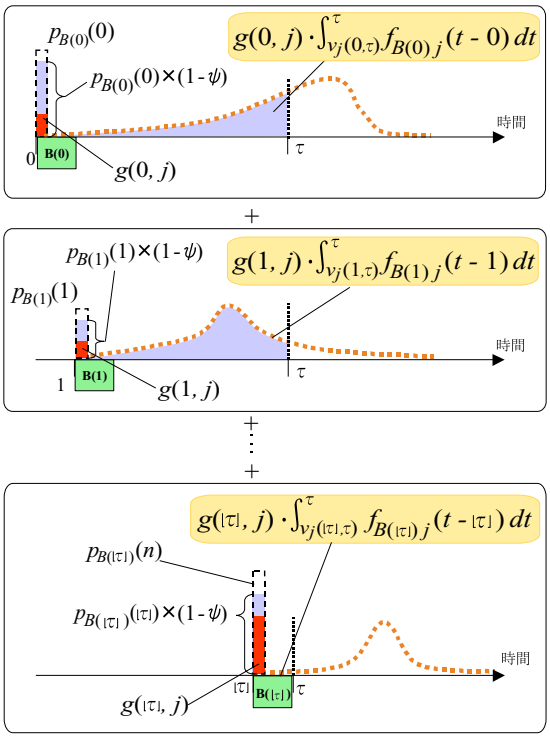

図 2 データアイテム j に対する記憶性のアクセス要求
Fig. 2 History-dependent access requests for data item j.

タアイテム j に対して発生している要求発生数の総和の期待値は，各タイムスロット 0 から $\lfloor\tau\rfloor$ までの放送データアイテムにアクセスしたクライアントから連鎖的に発行されるアクセス要求の発生数，および各時刻においてデータアイテム j を先頭アイテムとするプロセスの発生数の和となり，次式で与えられる．

$$p_j(\tau) = \int_{v_j(0,\tau)}^{\tau} \lambda \cdot q_j dt + \sum_{n=0}^{\lfloor\tau\rfloor} \left\{ g(n,j) \cdot \int_{v_j(n,\tau)}^{\tau} f_{B(n)j}(t-n) dt \right\} \quad (3)$$

ただし，$p_i(0)$ はスケジュールの先頭時点における，アイテム i に対するアクセス要求発生数である．また，$v_j(n,\tau)$ は，時刻 τ におけるアイテム j の前回の放送時刻と，時刻 n を比較して，大きい方の値を返す関数である．

各時刻でのアクセス要求発生数 $p_j(t)$ を，時刻 $v_j(0,\tau)$ から τ まで積分すると，時刻 τ でのデータアイテム j に対するアクセス要求の待ち時間の和の期待値 w_j が求められる．

$$w_j(\tau) = \int_{v_j(0,\tau)}^{\tau} p_j(t) dt \quad (4)$$

各タイムスロット n でデータアイテム $B(n)$ を放送した場合，$B(n)$ に対する要求の応答時間の和の期待値 $R_{B(n)}(n)$ は，$w_{B(n)}(n)$ となる．

また，タイムスロット T_1 から T_2 までのシステム全体の平均スループットは，式 (3) を用いて次式で与えられる．

$$\mathrm{MTP}(T_1, T_2) = \sum_{n=T_1}^{T_2} p_{B(n)} \quad (5)$$

したがって，タイムスロット T_1 から T_2 までのシステム全体の平均応答時間 $\mathrm{MRT}(T_1, T_2)$ は，次式のようになる．

$$\mathrm{MRT}(T_1, T_2) = \frac{\sum_{n=T_1}^{T_2} R_{B(n)}(n)}{MTP(T_1, T_2)} \quad (6)$$

3.2 MTW 方式

クライアントがプロセスを単位とするアクセス要求を発行する場合，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の問題は，q_i，c_{ij}，$f_{ij}(t)$，λ，ψ が与えられた場合に，式 (6) の値を最短とする放送スケジュール **B** を求める問題となる．

しかし，上に示したスケジューリング問題において，候補として考えられるスケジュール **B** は，M^{T_2} 通り存在するため，その中で最も応答時間を短縮するスケジュールを，実時間で計算することは困難である．そこで本論文では，各タイムスロットにおいて，各データアイテムを要求するクライアントの待ち時間の総和を，これまでの放送スケジュールおよび q_i，c_{ij}，$f_{ij}(t)$，λ，ψ を用いて計算し，その値を最も大きくするアイテムを放送するヒューリスティックなスケジューリング方式を提案する．この提案方式を MTW（Maximum Total Waiting time）と呼ぶ．

ここで，データアイテム j を要求するクライアントの待ち時間の総和 w_j は，式 (4) を用いて求めることができるが，各タイムスロットにおいて，すべてのデータアイテムの w_j を求めるために積分計算を必要とするため，計算量が大きくなる．一方，一般に放送帯域は広帯域であるため，実環境では，1 つのデータアイテムの放送に要する時間が，$f_{ij}(t) > 0$ となる区間に比べて十分に小さいことが多い．そこで本論文では，タイムスロット $\lfloor\tau\rfloor$（時区間 $[\lfloor\tau\rfloor, \lfloor\tau\rfloor + 1)$）におけるアクセス要求発生数は一定であると見なし，p_j，w_j を次の式を用いて近似的に計算する．

$$p_j(\lfloor\tau\rfloor) = \sum_{t=v_j(0,\tau)}^{\lfloor\tau\rfloor} \lambda \cdot q_i + \sum_{n=0}^{\lfloor\tau\rfloor}\left\{g(n,j)\cdot \sum_{k=v_j(n,\tau)}^{\lfloor\tau\rfloor} f_{B(n)j}(k-n)\right\} \tag{7}$$

$$w_j(\lfloor\tau\rfloor) = \sum_{l=v_j(0,\tau)}^{\lfloor\tau\rfloor} p_j(l) \tag{8}$$

実環境では，時間間隔の確率密度関数は，クライアントのアクセス履歴などに基づいて，統計的に計算される．その場合，確率密度関数は，各タイムスロットにおけるアクセス要求発生数などの離散的な値から関数近似により求められることが多い．そのため，統計的に得られた離散的な値を用いる方が，より正確にアクセス要求発生数を求められる場合もある．

ここで，データアイテムがビデオデータなどのように，非常にサイズが大きなものの場合，式 (7)，式 (8) を用いた近似では誤差が大きくなり，MTW 方式の性能が劣化する可能性がある．このようなデータアイテムに対しては，式 (3)，式 (4) をそのまま用いて計算を行う．このとき，1 つのデータアイテムの送信時間が長いため，積分計算は 1 タイムスロット内で終了するものと考えられる．したがって，タイムスロットごとに積分計算を行っても，特に問題は生じない．

MTW 方式の手順は次のとおりである．

(1) タイムスロット n を 0 に初期化する．また，各データアイテム i に対して，$w_i(0) = p_i(0)$ に初期化する．

(2) 以下の手順に従って，タイムスロット n での放送アイテムを決定する．

(3) 全データアイテムのうちで，$w_i(n)$ が最大となるアイテム $max(n)$ を発見する．そのような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 1 つのアイテムを選択する．

(4) タイムスロット n の放送データアイテム $B(n)$ を $max(n)$ に決定する．$max(n)$ に対するアクセス要求発生数 $p_{max(n)}(n)$，待ち時間の総和 $w_{max(n)}(n)$ を 0 にリセットする．

(5) 次のタイムスロット $n+1$ の先頭時点における，各データアイテム i に対するアクセス要求の発生数を，次式のように計算する．

$$p_i(n+1) = p_i(n) + \lambda q_i + \sum_{m=0}^{n}\left\{g(m,i)\cdot f_{B(m)i}(n-m)\right\} \tag{9}$$

(6) $w_i(n+1) = w_i(n) + p_i(n+1)$，$n = n+1$ とし，手順 (2) に戻る．

手順 (5)，(6) によって，現在のタイムスロットにおける $p_i(n)$，$w_i(n)$ の値を使用して，次のタイムスロットにおける式 (7)，式 (8) の値を求めることができる．

このように提案方式では，クライアントの待ち時間の総和が最も大きいデータアイテムを各時点で放送する．したがって，各アイテムの放送時には最適なアイテムを選択することができる．ただし，この選択は，長期的には最適な選択とは限らない．

MTW 方式の計算量は，各タイムスロットにおいて $p_i(n)$ を計算する部分が支配的であり，$O(M \cdot n)$ となる．したがって，タイムスロット n の値が大きくなるにつれて増大する．しかし実環境では，相関性を持つデータアイテムに対するアクセス要求発生の時間間隔は有限なため，ある程度最近の放送履歴以外は無視できることが多い．その場合，n が大きくなっても，放送履歴が有効な一定区間のみを計算すればよいため，計算量はさほど大きくはならない．

4. 性能評価

本章では，提案方式の性能評価を行う．評価では，サーバが様々な Web ページを，1 つの Web ページを 1 データアイテムとして放送する環境を想定した．サーバが放送する内容は，主に 5 つのサイトからなり，各 Web ページは，同じサイトの Web ページにリンクしており，クライアントは同じサイトの Web ページを続けて要求する可能性が高いものとする．また，クライアントは低い確率で他サイトのページを要求することもあるが，どのページを要求するかを予想するのは困難とする．さらに，各サイトの規模は等しいが，クライアントからの人気が高い 1 つのサイトのみ，プロセスの先頭においてアクセスされる確率が高いものとする．

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 11) において報告されている．そこで，このような事実に基づいて，想定環境を表現するパラメータ設定を以下のように行った．

まずデータアイテム数を 500 とし，全データアイ

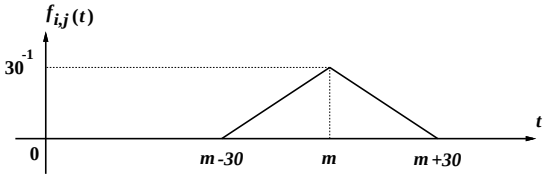

図 3 $f_{ij}(t)$
Fig. 3 $f_{ij}(t)$.

テムをアイテム数 100 の 5 つのグループ（グループ $G_1, G_2, .., G_5$）に分割した．c_{ij}（データアイテム間の相関性の強さ）は，乱数を用いて与え，$i, j \in G_k$ $(1 \leq k \leq 5)$ の場合は $e\%$，$i \in G_k$，$j \in G_l$ $(1 \leq k,\ l \leq 5,\ k \neq l)$ の場合は 10%の確率で $c_{ij} > 0$ とした．つまり，各データアイテムは同じグループのデータアイテムとはそれぞれ $e\%$，別のグループのデータアイテムとはそれぞれ 10%の確率で相関性を持つ．ここで，それぞれの c_{ij} の値は，グループ内，グループ間でそれぞれ等しいものとし，$\sum_{i,j \in G_k} c_{ij} = 0.8$，$\sum_{i \in G_k \cap j \in G_l \cap k \neq l} c_{ij} = 0.2$ とした．このように c_{ij} を与えることによって，クライアントはあるデータアイテムにアクセスを行った後，0.8 の確率で，同じグループの約 e 個のデータアイテムの中の 1 つに対してアクセス要求を発行し，0.2 の確率で，異なったグループの約 40 個のデータアイテムの中の 1 つに対してアクセス要求を発行する環境を表している．

さらに，プロセス発生時の先頭アイテムがデータアイテム i である確率 q_i は，グループ 1 に属するデータアイテムのみ高いものとし，他のグループに属するデータアイテムの 16 倍とした．初期状態におけるプロセス発生数を 10,000（$p_i(0) = 10,000 \cdot q_i$）とした．

要求発生の時間間隔の確率密度関数は，すべてのデータアイテム間で等しいものとし，次式で与えた．

$$f_{ij}(t) = \begin{cases} 30^{-2}(t-m)+30^{-1} & (m-30 \leq t < m) \\ -30^{-2}(t-m)+30^{-1} & (m \leq t \leq m+30) \\ 0 & (t < m-30,\ t > m+30) \end{cases} \tag{10}$$

これは，t-$f_{ij}(t)$ 平面上では，**図 3** に示すように，$(m-30, 0)$，$(m, 30^{-1})$，$(m+30, 0)$ を結ぶ突起型となる．また，m は相関性に基づいた要求発生の時間間隔の平均を表す．

以上のような環境で，タイムスロット $[T_1, T_2]$ の期間の平均応答時間を，式 (6) を用いて計算した．計算の際は式 (7)，(8) の近似を用いた．

システム内のプロセス数を大きく変化させないため，

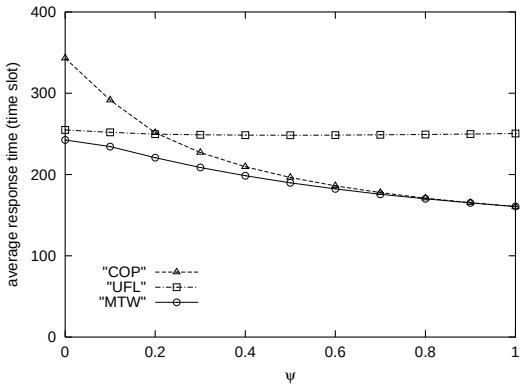

図 4 ψ と平均応答時間（$e = 10(\%)$，$m = 40$）
Fig. 4 ψ vs. average response time ($e = 10(\%), m = 40$).

$\lambda = \psi$ とした．開始タイムスロットを T_1 $(T_1 \neq 0)$ としたのは，定常状態に近い状態での応答時間を算出するためである．MTW 方式の比較対象としては，UFL 法および COP 方式の 2 つの方式を用いた．

UFL 法でスケジューリングを行う際の，データアイテム間の相関性の値は，$c_{ij} \cdot q_i$ で与え，COP 方式でスケジューリングを行う際の各データアイテムのアクセス要求頻度は，q_i で与えた．

4.1 プロセス消滅確率の影響

$e = 10(\%)$，$m = 40$，$T_1 = 10,000$，$T_2 = 100,000$ とし，アクセスが終了した時点でプロセスが消滅する確率 ψ を変化させたときの，各方式を用いた放送スケジュールの平均応答時間を**図 4** に示す．ここで，ψ が小さいほど，クライアントが連続して多くのデータアイテムにアクセス要求を発行し，1 に近づくほど，少数のデータアイテムにのみアクセス要求を発生してプロセスを終了することを表している．$\psi = 1$ の場合，クライアントは連続してアクセス要求を発行せず，すべてのアクセス要求は無記憶性のものとなる．

図 4 の結果から，提案方式がつねに最も良い性能を示している．また，ψ の値が 1 に近づくにつれ，つまり，アクセス要求が無記憶性に近くなるにつれて，提案方式の性能は COP 方式の性能に近づいている．しかし，$\psi = 1$ の場合でも，MTW 方式は COP 方式と等しい性能を示している．一方，ψ の値が 0 に近づくにつれ，つまり，クライアントが多数のデータアイテムに連続してアクセスを要求し，相関性に基づいて発生したアクセス要求の割合が大きくなるにつれ，相関性を考慮する UFL 法，MTW 方式と，COP 方式の応答時間の差が大きくなっている．

次に，時間間隔の平均値 m を 400 とし，$e = 10$，30(%) のそれぞれの場合について，ψ を変化させたと

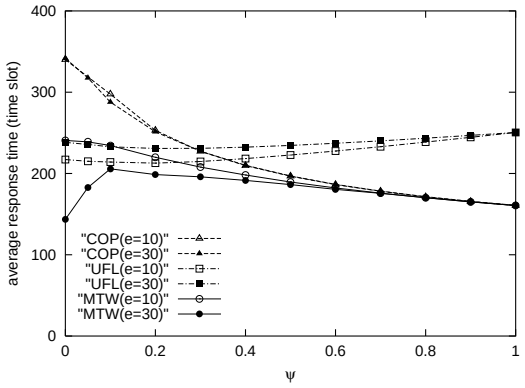

図 5 ψ と平均応答時間（$e = 10, 30(\%)$，$m = 400$）
Fig. 5 ψ vs. average response time ($e = 10, 30(\%), m = 400$).

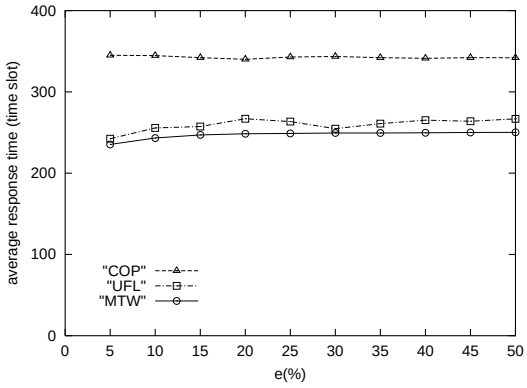

図 6 $e(\%)$ と平均応答時間（$\psi = 0.01$，$m = 40$）
Fig. 6 $e(\%)$ vs. average response time ($\psi = 0.01, m = 40$).

きの，各方式によるスケジュールの平均応答時間を**図 5** に示す．評価において $T_1 = 20,000$，$T_2 = 200,000$ とした．$m = 40$ である図 4 と図 5 における $e = 10(\%)$ の結果を比較して，$m = 400$ の場合の方が UFL 法の性能が改善しているのに対し，MTW 方式はほとんど m の値の影響を受けていないことが分かる．UFL 法は時間間隔の平均値 m の値によって，最適に近い間隔で放送できるデータアイテムの数が変化し，応答時間に大きく影響する．

また，$e = 10(\%)$ の場合よりも，$e = 30(\%)$ の場合の方が，UFL 法の性能は劣化しているのに対して，提案方式は応答時間を短縮していることが分かる．グループ内の個々の相関性の強さの和は 0.8 と固定しており，相関性が存在する確率 e が大きな場合は個々の相関性は弱くなる．UFL 法は最適な位置で放送されるデータアイテムの組数が限られているため，e の値が大きい場合に性能が劣化する．一方，提案方式では，相関性の存在する組数が多い方が応答時間を短縮している．提案方式を用いたスケジュールは，各タイムスロットで最も要求の高まっているアイテムを放送するため，相関性を持つ個々のデータアイテムの組に注目した場合，それらは必ずしも最適な間隔で放送されるとは限らない．相関性が存在する確率 e が小さく，個々の相関性が強い場合は，相関性を持つ個々のデータアイテムの組の最適な放送間隔からのずれが性能に大きく影響するため，さほど応答時間を短縮することができない．一方，e の値が大きく，多数のデータアイテムに対して相関性が存在するような場合，あるデータアイテムを放送した後，約 400 タイムスロットの時間間隔をおいて，そのデータアイテムと相関性を持つ，同じグループに属する多くのアイテムに対する要求が

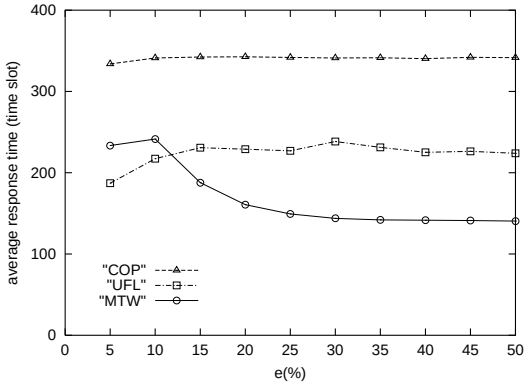

図 7 $e(\%)$ と平均応答時間（$\psi = 0.01$，$m = 400$）
Fig. 7 $e(\%)$ vs. average response time ($\psi = 0.01, m = 400$).

高まる．アクセス要求発生の時間間隔が平均 400 タイムスロットと大きいため，他のグループのデータアイテムが放送されている間は連続したアクセス要求が発生せず，提案する MTW 方式では主にグループ単位で固まってデータアイテムの放送が行われることになる．個々の相関性を持つデータアイテムの組のみに注目すると，放送間隔は最適ではないが，ほとんどの組が最適に近い間隔で放送されるため，システム全体としての応答時間を短縮している．特に ψ の値が小さい，すなわちシステム内に存在する，相関性に基づいて発生したアクセス要求の割合が大きい場合は相関性を考慮する効果が大きく，他の 2 方式との性能の差が大きくなっている．

4.2 相関性の強さの影響

$\psi = \lambda = 0.01$，$m = 40$ および 400 とし，データ間の相関性の強さ e を変化させたときの各方式の平均

応答時間を**図 6**，**図 7** に示す．図 6 は $T_1 = 10,000$，$T_2 = 100,000$ とし，図 7 は $T_1 = 20,000$，$T_2 = 200,000$ とした．$\psi = \lambda = 0.01$ のとき，クライアントは平均 100 個のデータアイテムに，連続してアクセス要求を発行するため，システム内に存在するアクセス要求は，ほとんどが相関性に基づいて発生したものとなる．ここで，$m = 40$ の場合，$e(\%)$ の値が小さいほど，クライアントは直前にアクセスしたデータアイテムと同じグループ内の，少数のデータアイテムにアクセス要求を発行する．グループ内のデータアイテムにアクセス要求を発行する確率は，合計で 0.8 と固定しているため，相関性を持つデータアイテムの数が小さいほど，個々の相関性は強くなる．

この結果から，提案方式がつねに最も良い性能を示している．また，e の値が小さいほど，わずかではあるが，相関性を考慮する提案方式および UFL 法の性能が向上している．これは，少数のデータアイテム間の相関性が強いほど，最適に近い時間間隔で放送できる効果が現れているためである．一方，$m = 400$ の場合，提案方式は，$e(\%)$ の値が大きい方が応答時間を短縮し，$e = 30(\%)$ 以上の場合は UFL 法と比較して，40%近く応答時間を短縮している．これは前節で述べたとおり，相関性が多数のデータアイテムの組に存在するため，提案方式ではグループ単位で順に放送され，相関性を持つほとんどのデータアイテムの組が最適に近い間隔で放送されるためである．

4.3 アクセス要求発生の時間間隔の影響

$\psi = \lambda = 0.01$，$e = 30(\%)$ とし，アクセス要求発生の発生間隔の平均 m を変化させたときの平均応答時間を**図 8** に示す．$T_1 = 20,000$，$T_2 = 200,000$ とした．提案方式は，$m = 150$ の付近では性能が劣化し，$m = 400$ の付近では大幅に性能が向上していることが分かる．$m = 400$ の付近で性能が向上しているのは前述のとおり，グループ単位の放送で，ほとんどのデータアイテムが最適に近い間隔で放送されているためである．また，想定環境では，あるデータアイテムを放送した場合，そのデータアイテムをアクセスしたクライアントは，一定の時間間隔をおいてそのデータアイテムと相関性を持つデータアイテムに対してアクセス要求を発行する．時間間隔の平均が 150 といった場合には，あるグループに属する全データアイテムがいったん放送されたあと，再び同じグループに属するデータアイテムに対するアクセス要求が高まり，一部のデータアイテムが偏って放送されることになる．ここでは $\psi = \lambda = 0.01$ としており，システム内に存在するアクセス要求は，ほとんどが相関性に基づいて発生したものとなるため，一部のグループに属するデータアイテムが偏って放送され，他のグループに属するデータアイテムに対するアクセスの応答時間が非常に長くなってしまう．したがって，提案方式では，あるデータアイテムを放送した場合の，他のアイテムの応答時間に対する影響を考慮するように拡張する必要がある．

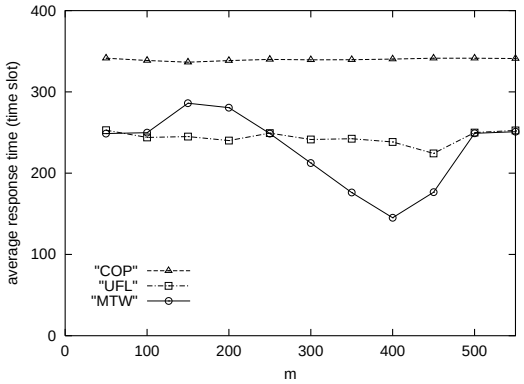

図 8 m と平均応答時間（$\psi = 0.01$，$e = 30(\%)$）
Fig. 8 m vs. average response time ($\psi = 0.01, e = 30(\%)$).

5. おわりに

本論文では，クライアントのアクセス要求が，相関性を持つデータアイテムに対して，時間間隔をもって連続的に発生するような環境を想定して，システム全体の平均応答時間を短縮するスケジューリング方式を提案した．提案方式は，これまでの放送履歴，データアイテム間の相関性，およびアクセス要求発生の時間間隔を考慮して，各タイムスロットにおけるアクセス要求頻度の偏りを計算し，最も待ち時間の和が大きいアイテムを放送することによって応答時間を短縮している．性能評価の結果，既存の方式と比較して，多くの場合で提案方式が良い性能を示すことを確認した．

また，時間間隔の平均値によってはデータアイテムが適切な放送頻度で放送されず，性能が著しく劣化してしまう場合があるため，今後は，あるデータアイテムを放送した場合の，他のデータアイテムの応答時間に与える影響などを考慮するように提案方式を拡張する必要がある．

さらに，本論文ではアクセス要求発生の時間間隔の確率密度関数が一定である環境において性能を評価したが，データアイテムのコンテンツによって，要求発生の時間間隔は大きく変化するものと思われる．そこで確率密度関数を変化させるなど，様々な環境におい

て提案方式を評価する必要がある．さらに，本論文のような連続したアクセス要求が発生する環境を想定したクライアント側でのキャッシング方式についても検討する必要がある．

謝辞 本研究は，文部科学省特定領域研究（14019063）および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」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.: Prefetching from a Broadcast Disk, *Proc. Int'l Conf. on Database Engineering*, pp.276–285 (1996).
3) Acharya, S., Franklin, M. and Zdonik, S.: Balancing Push and Pull for Data Broadcast, *Proc. ACM SIGMOD'97*, pp.183–194 (1997).
4) 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).
5) 青野正宏，田窪昭夫，渡辺　尚，水野忠則：RAID 型放送システムの提案，情報処理学会論文誌，Vol.40, No.7, pp.3043–3050 (1999).
6) Erçetin, Ö. and Tassiulas, L.: Push-Based Information Delivery in Two Stage Satellite-Terrestrial Wireless Systems, *IEEE Trans. Comput.*, Vol.50, No.5, pp.506–518 (2001).
7) 箱守　聰，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).
8) Hameed, S. and Vaidya, N.H.: Efficient Algorithms for Scheduling Data Broadcast, *ACM-Baltzer Journal of Wireless Networks*, Vol.5, No.3, pp.183–193 (1999).
9) 石川裕治，田辺雅則，箱守　聰，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).
10) 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).
11) 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).
12) 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).
13) Su, C.J. and Tassiulas, L.: 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).
14) Tassiulas, 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).
15) Vaidya, N.H. and Hameed, S.: Scheduling Data Broadcast in Asymmetric Communication Environments, *ACM-Baltzer Journal of Wireless Networks*, Vol.5, No.3, pp.171–182 (1999).
16) 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).
17) 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 14 年 3 月 20 日受付)
(平成 14 年 6 月 30 日採録)

（担当編集委員　掛下 哲郎）

内田　　渉

2001 年大阪大学工学部情報システム工学教室卒業．2002 年同大学院工学研究科博士前期課程修了．同年同大学院情報科学研究科博士後期課程入学，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．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．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，モバイルコンピューティング等の研究に従事．IEEE，電子情報通信学会各会員．

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，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，ACM Trans. on Internet Technology，Data & Knowledge Engineering，DataMining and Knowledge Discovery，The VLDB Journal 等の論文誌編集委員．本学会フェロー含め，ACM，IEEE 等 8 学会の会員．