

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

青野 正 宏[†] 田 窪 昭 夫[†]
渡 辺 尚^{††} 水 野 忠 則^{††}

データ放送のスケジュール決定において、考慮すべき事項に次の3つがある。第1は受信者が受信を開始してから、目的のデータを受信するまでの待ち時間を短くすること、第2は目的とする情報が更新されたとき、放送するまでの遅延時間を短くすること、第3に目的とする情報がいつ放送されるかを受信者が予測できること。つまり周期が固定であることが望ましい。待ち時間と遅延時間を減少させるためには、受信者の目的データ受信率とデータ更新率に応じて放送することが考えられる。各データの受信率をべき乗指数で変換し、望ましい放送配分比を求める方法を考察する。さらに二重循環法と呼ぶ周期の一定性を保ち、スケジュール決定を容易にするアルゴリズムを提案する。

A Proposal and Evaluation of "Double Cyclic Sequencing Method" for Data Broadcast

MASAHIRO AONO,[†] AKIO TAKUBO,[†] TAKASHI WATANABE^{††}
and TADANORI MIZUNO^{††}

There are three items that should be considered about a schedule plan of data broadcast. The 1st is to make the waiting time as short as possible until receivers accept purposed data after they begin to listen. The 2nd is to make latency time as short as possible to broadcasting from the time when data was updated. The 3rd is that receivers can estimate when purpose data is broadcast. In other words, it is desirable that periods are fixed. To decrease waiting time and latency time, data are broadcast according to the rate of data reception and the rate of data update. We propose a technique which rates of data reception are converted by an exponential parameter for best distribution of broadcast rate. We consider what periods we should give. Moreover, we propose an algorithm that keeps fixed period and make easy to decide the schedule. We called it Double Cyclic Sequence method.

1. はじめに

モバイル環境において端末がデータを得る有力な手段の1つにデータ放送がある。無線の覆域範囲内であれば、放送の受信者の数と必要となる帯域とは直接の関係がなく、受信者が多ければ多いほど帯域を有効活用していることになる。放送局（以下サーバと呼ぶ）は定期的に繰り返して多種類のデータを放送する。受信者は自分に必要なデータのみを受信して、自分のローカルファイルに収納して使用する。サーバのデータを無線を介して受動的に受信するという形態は、受信者にとって空中にデータベースを持っていると見な

すこともできる^{2),5)}。

このデータ放送において、サーバのデータの出力順位を定める放送スケジュールを設計するときに考慮すべき事項を以下にあげる。第1に、受信者が放送の受信を開始してから、その目的データを受信するまでの待ち時間の平均値である。第2に、放送されるデータが更新されるとき、サーバのソースデータが更新されてから、実際に放送されるまでの遅延時間の平均値である。ここで本論文で用いている用語を次のように定義する。受信者は自分が興味あるデータを受信しているものとする。あるデータを受信または受信しようとしている受信者数の受信者総数に対する比をデータの受信率とする。放送されるデータは時々更新される。一定の単位時間内にあるデータの内容が更新される確率をデータの更新率とする。データが更新されたならば、そのデータをサーバができるだけ早く放送するこ

[†] 三菱電機
Mitsubishi Electric Corporation
^{††} 静岡大学
Shizuoka University

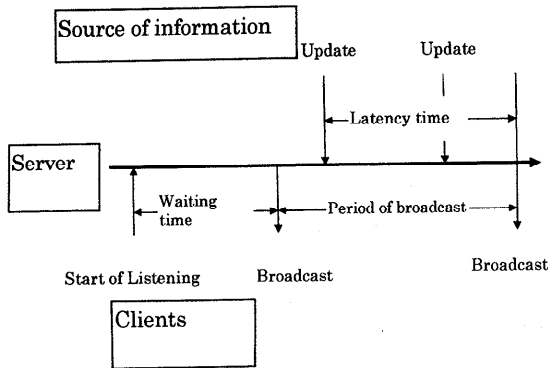


図1 待ち時間と遅延時間

Fig. 1 Waiting time and latency time.

とが、受信者にとって早く最新の情報を得られることになる。たとえば、株価の変動、交通状況など、受信者が早く情報を入手できればそれだけ早く適切な手段を講じることができる。ある項目に関する更新データが放送されないうちに、その項目の新しい更新データがサーバに入力されれば、サーバは古い更新データを捨てる。しかし、評価としては、古い更新データを受信者に知らせることができなかったで、その項目を放送後、その更新データが最初にサーバに入力されてから、最新の更新データが出力されるまでの時間を遅延時間とする。図1に待ち時間と遅延時間の概念を示す。遅延時間を最小にするため、データ更新が発生するたびに放送する考え方もあるが、それでは、受信者はいつ何が放送されるか判断できない。サーバは定期的に各データの放送を行うものとする。その場合、待ち時間と遅延時間は、データの放送周期に相関する。受信者全体における各データの受信率に相違がある場合、サーバは各データの放送頻度に差をつけ、受信率が高いデータを大きい頻度で放送し、受信率が低いデータを小さい頻度で放送すれば、平均の待ち時間や遅延時間が小さくなるのが、容易に推定できる。本論文は各データの放送頻度、すなわち、与えられた放送帯域の条件のもとでの各データの放送配分比率をどのように決めれば望ましいかについて考察し、その簡易的な決定法を提案する。

次に望ましい各データの放送配分比率が定められた後、具体的に各データを放送する順序（スケジュール）について検討する。理想的な配分比率どおりスケジュールを定めようとする、出力候補を決定するための計算負荷が大きい。また、各データの放送周期も不定となる。周期の安定は、モバイル環境においてバッテリーの電力を節約しながら必要なデータを受信し

たい受信者にとって、強く望まれる条件である。電力を節約したい受信者は、自分にとって必要なデータが放送されるときのみ受信状態とし、その他の時間帯は休眠状態とするのが望ましい。そのため、受信者が求めるデータの出力時期を予測できるような安定した周期で放送されることが望ましい。計算が容易で安定した周期でデータを放送でき、かつ待ち時間や遅延時間を最小にする理想的配分に近い手法についても提案を行う。

2. 関連研究

繰り返し出力される放送をデータベースと見なす考え方は DataCycle¹⁾ が初期の提案としてあげられるが、単一周期の基礎的なスケジュールについて述べているのみである。Imielinskiら^{2),9)} はモバイル端末において、電力節約のため受信回数を少なくするスケジュール方式について論じている。その目的は、受信を開始してから最初に望むデータを得るまでの受信回数抑制であり、放送データ中にインデックスを付す方法を提案している。本論文では、データを1度受信した後にそのデータが更新される場合に備えて、そのデータが放送されるときのみ、そのつど受信できるように放送周期を安定させることにより電力節約を図ることに焦点をおいている。

Franklinら⁶⁾ は、Broadcast Disks という概念を打ち出し、目的とするデータまでの待ち時間を小さくする手法について論じている。受信率の大きい情報は小さい周期で、小さい情報は大きい周期で放送すること、各情報の周期は一定とする概念を打ち出している。しかし、放送周期を具体的にどのように決定し、配分するかという点については触れられていない。受信率の分布に対する放送の配分率は、これまでも研究されている^{4),8),11)}。特に Vaidyaら⁸⁾ は、長さが異なるデータが混在する場合にまで拡張して、最適スケジュールと、演算負荷を軽減する bucket 法と呼ぶ手法を提案している。しかし、この手法は周期が安定していない。我々は、周期を安定させ、演算負荷を軽減しながら、待ち時間を低くおさえる一般的手法について提案している。また、Barbaraら³⁾、Acharyaら⁷⁾ は放送データの更新について研究をしているが、データの更新率と遅延時間の関係についてなされたものではない。我々は、データの受信率と更新率から平均遅延時間を最小にする手法について提案している。

3. 受信率と更新率に対する放送配分の比

本章では、望ましいデータの放送配分の比率について

て述べる。検討にあたり、以下の前提を置く。受信者が放送されるデータを受信する単位および内容が更新される単位は同じと見なし、これをファイルと呼ぶこととする。ファイルは1つまたは複数の固定長ページから成るものとする。また、1ページを放送する時間を1タイムスロット = t と呼ぶこととする。1つのファイルは1ページまたは複数ページから構成される。受信者が新たにあるファイルの受信を開始するタイミングおよびサーバのファイルの内容が更新されるタイミングはランダムと仮定する。また、ファイルの内容の更新があった場合もファイルの大きさは変わらないものとする。各データの受信の価値はファイル単位に等しいものとする。したがって、複数ページから成るファイルについては、ファイルの受信率をそのファイルのページ数で割り、その値を各ページの受信率と見なす。受信データの価値がファイルごとに異なる場合でも、受信率を価値で修正すれば、以下の議論は受信データの価値が等しいと見なすことができる。各ページの更新率はそのページが属するファイルの更新率に等しい。このように定義することにより、ファイルの大きさを一定と定義しなくても、固定長単位に変換して議論することが可能となる。なお、各ファイルの受信率は事前のオフライン調査または予測から、更新率は過去の実績値からそれぞれ判明しているものと仮定する。また、本論文の範囲内ではそれらの値の動的な変化は検討の範囲外とする。

各々のページの番号を i で表し、放送される全ファイルの総ページ数を m とすれば、 $i = 1 \sim m$ である。ここで各ページの受信率を p_i ($0 < p_i \leq 1$) と定義する。また、各ページが t (1タイムスロット) の間に更新される確率を q_i ($0 \leq q_i \leq 1$) と定義する。

望ましいページ i の放送出力配分比は、 p_i と q_i の大きさに応じて定めればよいと判断できる。しかし、どこまで p_i と q_i を放送出力配分比に反映させるかは不明である。そのため、 p_i と q_i にそれぞれべき乗指数を定義し、以下の式(1)で放送出力配分比を求め方式(べき乗指数法と呼ぶ)を提案する。

$$w_i = \frac{p_i^\alpha \cdot q_i^\beta}{\sum_{j=1}^m p_j^\alpha \cdot q_j^\beta} \quad (1)$$

α は p_i に関するべき乗指数、 β は q_i に関するべき乗指数、 w_i は帯域全体に対するページ i の放送比率である。この方式で全ページ平均の待ち時間や遅延時間を最小とする放送配分比となるよう α と β をどのように設定すればよいかを検討する。たとえば、式(1)において $\alpha = 0$ であれば、 p_i の要素の影響はな

いことになり、 $\alpha = 1$ であれば、 p_i に比例していることになる。

まず、平均待ち時間を最小とする放送配分比 w_i を求める。待ち時間のみに着目する場合には、データの更新率は無関係であるため、 $\beta = 0$ と置き、ページの放送配分比は次式となる。

$$w_i = \frac{p_i^\alpha}{\sum_{j=1}^m p_j^\alpha} \quad (2)$$

受信者の受信開始時刻をランダムとすると、各ページの平均待ち時間は周期の半分であり、周期は放送配分比の逆数で得られる。各ページの平均待ち時間について受信率の重みつき平均を求めると、全体の平均待ち時間が得られる。

$$WAITTIME = \frac{\sum_{j=1}^m \frac{p_j}{w_j}}{2 \sum_{j=1}^m p_j} \quad (3)$$

平均待ち時間を最小にするためには、各ページの放送配分比を p_i の平方根に比例させるのが最適であることが、既存の研究で明らかにされている^{8),11)}。つまり、 $\alpha = 0.5$ とするのが最適である。

次に、平均の遅延時間を最小とする放送配分比について検討する。 $d_i = [1/w_i]$ とおいてタイムスロット単位の整数に近似させると、 $d_i \cdot t$ はページ i の放送周期となる。ページ i の1放送周期における更新の確率 $UPDATE_i$ は次式で得られる。

$$UPDATE_i = 1 - (1 - q_i)^{d_i} \quad (4)$$

各タイムスロットにおいてその時刻から次の当該ページ放送時刻までの時間を、そのタイムスロットで初めてデータ更新がなされる確率を乗じた値を計算して、周期における各タイムスロットの総和を求める。その値はデータ更新がない場合を待ち時間ゼロとして計算した場合の平均遅延時間であるので、周期の更新確率で除することにより、そのページ更新時の平均遅延時間が得られる。 i のデータ更新から出力までの平均時間 $LATENCY_i$ は、次の式で与えられる。

$$\begin{aligned} LATENCY_i &= \frac{\sum_{k=0}^{d_i-1} ((d_i - k) \cdot q_i \cdot (1 - q_i)^k \cdot t)}{UPDATE_i} \\ &= \frac{d_i + 1 - \frac{1 - (1 - q_i)^{d_i+1}}{q_i} \cdot t}{UPDATE_i} \end{aligned} \quad (5)$$

全体としての総平均遅延時間 $LATENCY$ は、各ページの平均遅延時間に受信率と周期あたりのデータ更新率の積を重みとして平均を求めると得られる。

$$LATENCY = \frac{\sum_{j=1}^m (p_j \cdot LATENCY_j \cdot UPDATE_j)}{\sum_{j=1}^m (p_j \cdot UPDATE_j)} \quad (6)$$

$LATENCY$ を最小とする α, β を求める。この値は一律に決まらず、受信率と更新率の分布やその平均値によっても変わってくる。ここでは、仮定をおいていくつかのケースを試算する。試算に用いる p_i や q_i の分布は次の Zipf 分布に従うものとする。

$$p_i = \frac{1}{i^\theta \cdot \sum_{j=1}^m (1/j^\theta)} \quad (7)$$

$$q_i = \frac{r \cdot m}{i^\theta \cdot \sum_{j=1}^m (1/j^\theta)} \quad (8)$$

r は、1 タイムスロットにおいてページが更新される確率の全ページの平均値であり、平均更新率と呼ぶこととする。なお、 p_i に関して平均値は意味を持たないので、この例では受信率の合計値を 1 としている。この分布は、比較的現実に近い分布の一例である。また θ をべき乗値として分布の偏りを定量的に表すことができる。 θ の値が大きくなるほど、受信率の偏りは大きくなる。

与えられた受信率の分布とファイル更新率の平均および分布に対して遅延を最小とする α, β を求める。その求め方は次のとおりである。 α, β を 0 から 1 の間に適当な間隔をおいて値を選び、平均遅延時間を式 (6) に従って算出し、最も小さな値をとる α, β を選ぶ。その α, β の近傍の値を最初より小さな間隔で値を選んで平均遅延時間を最小にする α, β を探す。このようにして望ましい α, β の精度を上げて求めていく。計算時間を多少必要とするが、オフラインでの計算であり、大きな障壁とはならない。図 2 は、ページ数 100、ページの平均更新率を $2^{-7}/t$ とし、各ページの受信率と更新率が各々 $\theta = 1$ の分布をなしており、各ページの受信率と更新率の大きさの順が逆である場合の α, β を求めた例である。 α, β を各々 0.1 きざみに 0 から 1 まで値を設定したときの、平均遅延時間を計算したものを図に表したものである。X 軸、Y 軸は α, β の値を Z 軸はタイムスロット単位の平均遅延時間を示している（後述する図 5, 6, 7, 8, 表 2 の待ち時間の単位も同様である）。この分布における最適 α, β がそれぞれ 0.2 の近傍であることが判断できる。

この方法で求めた望ましい α, β がどのような傾向を持つかを典型的な例について観察する。例では、1 ファイル = 1 ページとする。まず、各ページの更新率が等しく（更新率分布において $\theta = 0$ ）、受信率に差異がある場合（受信率分布において $\theta > 0$ ）について

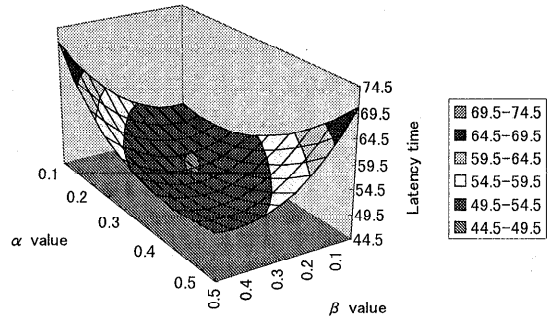


図 2 α, β 値による遅延時間（ファイル数 = 100, 更新率 = 2^{-7} , $\theta = 1.0$ ）

Fig. 2 Latency time to α, β value (number of files = 100, update rate = 2^{-7} , $\theta = 1.0$).

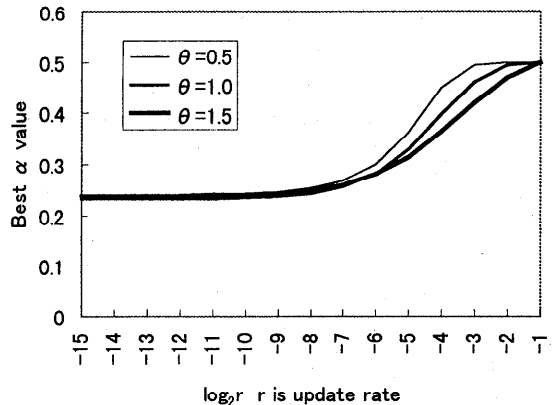


図 3 最適 α 値（更新率一定：100 ファイル）

Fig. 3 Best α value (update rate is constant. 100 files).

観察する。この場合 β は意味を持たない。図 3 は、この状況において、ページの更新率に対して最適 α がどのようなになるかをいくつかの受信率分布に対して示したものである。ページの更新率が中間値の場合は分布の形状により差異がある。ファイルの更新率がきわめて高ければ、遅延時間は更新間隔に近づき、平均待ち時間の 2 倍に比例することになるので、平均待ち時間を最小とする最適値と同様に遅延時間を最小とする最適値は、 $\alpha = 0.5$ となる。ファイルの更新率がきわめて低ければ、 $\alpha = 0.232 \sim 0.239$ とすれば最適値となる結果を示している。

次に、各ページの更新率が異なり（更新率分布において $\theta > 0$ ）、受信率が等しい場合（受信率分布において $\theta = 0$ ）について観察する。この場合 α は意味を持たない。図 4 は、この状況において、ページの平均更新率に対して最適 β がどのようなになるかをいくつかの更新率分布に対して示したものである。更新率がきわめて高い場合は、 $\beta = 0$ となり、すべて平等に出力すればよい。更新率が下がれば更新率を勘案した

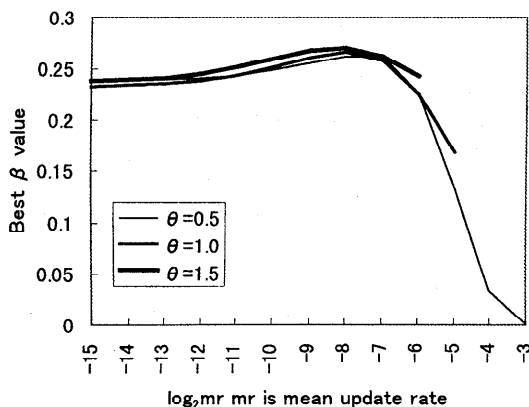


図4 最適 β 値 (受信率一定: 100 ファイル)

Fig. 4 Best β value (listening rate is constant. 100 files).

配分 $\beta = 0.233 \sim 0.239$ とすれば遅延時間は最適となる結果を示している。なお、ページの更新率が低い場合の α , β の最適値は受信率分布や更新率分布の形状やページの数によって異なる。

また、待ち時間を最小にするための放送配分率と遅延時間を最小にするための放送配分率は必ずしも一致しない。目的に応じて放送配分の比を定める必要がある。

4. スケジュールの設定

各ページの出力配分比率を定めた後、なるべく出力配分比率に近づく具体的なファイルまたはページの出力決定方式としては、各ファイルまたはページが最後に放送されてから現在までの時間に出力配分率を乗じた値が最大の値を持つページを選択すればよい。この計算は選択したファイルまたはページにのみに周期相当のペナルティを加算する方式により、簡略化することができる¹⁰⁾。この方法を本論文では、周期個別選択 (IDS: Individual Selecting Method) 法と呼ぶこととする。IDS 法は、ページ数が多くなると順位関係を維持するため、索引の保守の計算負荷が大きくなる。また周期も不安定となる。受信者が必要とするファイルまたはページが放送される時刻を正確に予測することが困難である。サーバから放送するページの情報に次回放送予定時刻を含めて放送するという手法も考えられるが、受信ミスが発生した場合に、受信者はその次に受信すべき時刻が不明となる。なお、ファイル単位で計算することは、1つのファイルの各ページを連続して放送することになり、ページ単位で計算すると1つのファイルの各ページが異なるタイミングで出力される可能性がある。

近似した配分率が与えられたファイルを、同じ配分率

にまとめることにより、全体としての待ち時間や遅延時間の増加をおさえつつ、選択を簡単にすることができる。Vaidyaら⁸⁾は、待ち時間抑制の手法として bucket 法と名づけた手法を提案している。この手法ではページ単位でなくファイル単位で処理している。放送ファイルをいくつかのグループ (その数を $numgrp$ とする) に分け、各グループ内では順次放送することにより、出力ファイル選択の判断対象を絞るものである。グループ分けの手法は次のとおりである。 $w_1 \geq w_2 \geq \dots \geq w_m$ とし、 $def = (w_1 - w_m)/numgrp$ とする。 w_i が $w_1 - (g-1) \times def \geq w_i > w_1 - g \times def$ ($g = 0 \sim numgrp$ の整数) の場合、グループ g に属するとする。また、 w_m はグループ $numgrp$ に属するとする。グループ g の平均データ受信率を p_g とする。各グループからそのグループにおける前回出力からの経過時間が最大 ($tmax_g$) のファイルを1つずつ選択し、 $p_g \times tmax_g$ が最大のファイルを選択する。選択されたファイルはそのグループ内で次の出力候補としては最後尾に回される。

この方法で出力候補を選択する計算は簡略化できる。しかし、毎回の出力判断が必要という問題が残る。そのため、我々はより簡易な手法として、二重循環法 (DCS: Double Cyclic Sequencing Method) と名づけた手法を提案する。この手法は以下のとおりである。放送データをいくつかのグループに分ける点は Bucket 法と同じであるが、各グループに属するファイルの w_i の和がなるべく等しくなるようグループ分けを行う。

以下にロジックを示す。 $gid_1 \sim numgrp$ は各グループの先頭ページを指すものである。 i, j, sum は計算のための一時的な使用値である。なお、Bucket 法の場合と同様に、 $w_1 \geq w_2 \geq \dots \geq w_m$ とする。

- step1: $gid_1 = 1, j = 2, sum = 0, i = 1$ とする。
- step2: j が $numgrp$ を超えなければ step3~6 を実行し step2 に戻る。超えればグループ分けは完了である。
- step3: sum に w_i を加算する。
- step4: sum が $(j-1)/numgrp$ より小であれば step5 を省略する。
- step5: gid_j を $i+1$ とする。 j をカウントアップする。
- step6: i をカウントアップする。

各グループ内の出力順序は固定とし、ページ単位で循環的に選択していく。また、グループ選択の順位も各グループ間で循環させる。簡単な具体例をあげて説明する。Bucket 法の場合、DCS 法の場合ともに、 g

グループ 1 が A1, A2 の 1 ファイル 2 ページ, グループ 2 が B1, B2, C の 2 ファイル 3 ページから成るとする。Bucket 法の場合, まず A と B のファイルと比較し, $p_g \times tmax_g^2$ が最大のファイルを選択する。それが A とすると A1, A2 と出力し, その後再び A, B を比較する。B を選択すれば, B1, B2 と出力し, 次に A と C を比較するというように進める。DCS 法の場合は機械的に A1, B1, A2, B2, A1, C, A2, B1, ... と選択していく。

この手法は, 放送するファイルを放送頻度別にグループ分けする点と各ファイルの放送間隔を固定とする点で Multidisk⁵⁾ と類似しているが, 次の点で Multidisk の手法のあいまいさをなくしている。1 つは, Multidisk ではグループ分けの基準について明示していないが, 本手法では, その基準を定めている。もう 1 つは, Multidisk では, どのグループをどの順序で出力するかを明らかにしていないが, 本手法は必ず 1 タイムスロットごとに放送するページのグループを順次移していくというルールを定めている。

bucket 法では, 可変長ファイルを 1 つの出力単位として扱っており, 途中で分割することはしないが, DCS 法はファイルが複数のページから成る場合, 1 つのファイルの各ページを連続して出力するのではなく, 間を置いて出力することを意味している。周期のグループ数が $numc$, 可変長ファイルが $nump$ ページあるとすると, 当該ファイルの 1 ページを受信するためには $numc$ ページの出力を必要とするため, 全ページ受信には $(numc \times (nump - 1) + 1) \times t$ の時間を必要とし, 連続受信の $nump$ 単位時間の場合よりも, $(numc - 1) \times (nump - 1) \times t$ だけ, 余計に時間がかかる。これは DCS 法の方法の短所である。しかし, その代わりに各ファイルの各ページ単位で周期が安定する。

5. 方式評価

4 章で提案した DCS 法の有効性を評価する。比較対象として, すべてのファイルやページを平等に出力する方法 (FLAT 法と呼ぶこととする), 待ち時間や遅延時間を最小とするためには理想的方法である IDS 法, 先行研究で提案されている bucket 法を選択する。評価指標として, 遅延時間を対象にしても同様の解析を行うことができるが, ここでは比較を分かりやすくするため先行研究と同様に $\alpha = 0.5$ である待ち時間を最小にする配分比のスケジュールを対象とする。各手法により決定された放送スケジュールにおける平均待ち時間を, 確率計算もしくはシミュレーションによ

表 1 パラメータの定義
Table 1 Parameter definition.

Parameter	Definition
Scheduling method	FLAT, IDS, bucket, DCS
Distribution of receive rate	Zipf distribution ($\theta = 0.25, 0.5, 0.75, 1.0, 1.25, 1.5$)
File length	Fixed length, Variable length
No. of files	numdata = 100, 1000
No. of groups	numgrp = 2~20 (Default value is 5.)
Exponential parameter	$\alpha = 0.5 \sim 1$ (Default value is 0.5.)

り確認を行う。

ファイルの長さについては, すべてのファイルを 1 ページとした固定長型, 各ファイルの長さを 1~10 ページの一樣乱数で与えた可変長型の 2 パターンを準備する。

その他のパラメータとして, 放送ファイルの数 = $numdata$, bucket 法, IDS 法で採用したファイルのグループの数 = $numgrp$, ファイルの分布密度から遅延時間係数を求めるべき乗パラメータ = α , 更新ファイルの発生密度を使用する。表 1 にパラメータの条件を示す。

図 5 と図 6 は, ファイル長 = 固定長, $numgrp = 5$, $\alpha = 0.5$ とし, $numdata = 100, 1000$ の両ケースと, FLAT 法, IDS 法, bucket 法, DCS 法の 4 手法と, $\theta = 0 \sim 1.5$ とした場合の Zipf 分布の組合せについて計算した結果である。これから以下のことがいえる。
① Zipf 分布の偏りが大きいほど平均待ち時間が減少する。
② IDS 法が最も効果的である。しかし, 演算負荷とスケジュールの安定性を考慮すれば, 一般に DCS 法が bucket 法より効果的であり, IDS 法と待ち時間の大きな差異がないので, 最も実用可能な手法である。
③ ファイル数が多いとき, DCS 法が IDS 法との差異が小さいのに対し, bucket 法は差異が大きくなる。とくに分布の偏りが大きいときに顕著である。

bucket 法と DCS 法におけるグループの数と待ち時間との関係を図 7 に示す。 $\alpha = 0.5$, Zipf 分布係数 $\theta = 1.5$, ファイル数 $numdata = 1000$ として, $numgrp = 2 \sim 20$ の値をとる。グループの数を増やせば待ち時間は漸減する。しかし, DCS 法ではグループの数を増やすと飽和状態に達するが, bucket 法は漸減を続けている。これは, DCS 法は機械的に割当てを循環させており, グループの数を増やすと, グループ間の配分のアンバランスが増大し, FLAT 法に近づいていくのに対し, bucket 法は各グループの比較を毎回行うので, グループの数を増やせば IDS 法に近づ

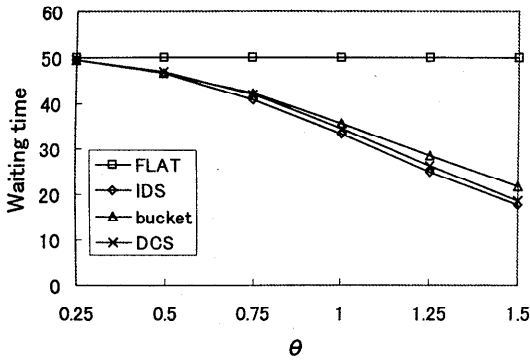


図5 各手法を用いた場合の待ち時間 (100 ファイル)
Fig. 5 Waiting time with each method (100 files).

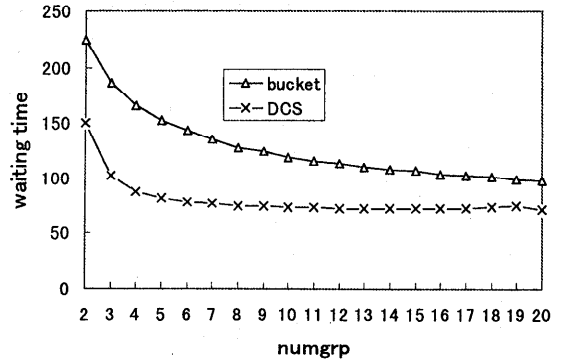


図7 グループ数による待ち時間
Fig. 7 Waiting time to number of groups.

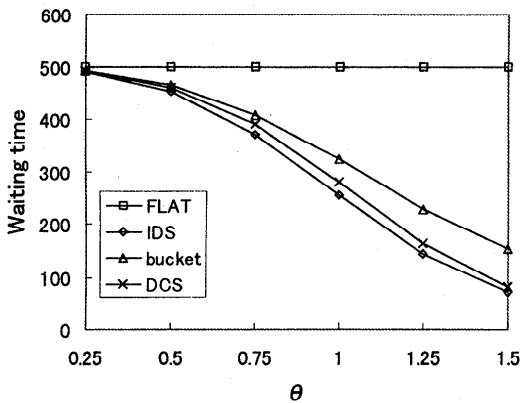


図6 各手法を用いた場合の待ち時間 (1000 ファイル)
Fig. 6 Waiting time with each method (1000 files).

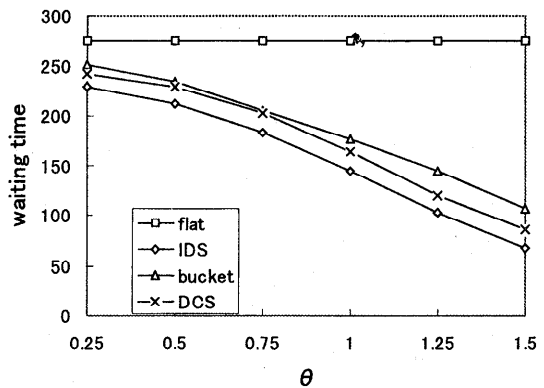


図8 ファイル長が可変長型の場合の待ち時間
Fig. 8 Waiting time with variable file length.

いていくためである。上記の例では、DCS法でせいぜい6~7グループで十分であるといえる。また、グループの数を増やすことは演算負荷に悪影響を与えることはいうまでもない。

ファイル長が可変の場合について計算する。図8は、 $numgrp = 5$, $\alpha = 0.5$ とした場合、受信率の各分布、 $numdata = 100$, FLAT法, IDS法, bucket法, DCS法の4手法について示したものである。固定長の場合と同様にIDS法の待ち時間が最も小さく、DCS法, bucket法, FLAT法の順となっている。DCS法における1つのファイルを間欠的に出力するという不利な点はこの程度のページ数では問題にならないことを示している。

それでは、1つのファイルのページ数を増やせばどうなるであろうか。表2はファイル長を可変長型、受信率分布を $\theta = 1.0$, $numdata = 100$, $numgrp = 5$, ページ数1, 10, 100の各々について、IDS法, bucket法, DCS法の3手法について示したものである。ページ数を多くしてもDCS法はbucket法より効率が良い

表2 ファイル長と待ち時間
Table 2 File length vs. waiting time.

Average file length	IDS	bucket	DCS
1 (fix)	33.3	35.8	34.5
5.5 (variable)	274	363	326
50.5 (variable)	2,386	3,341	3,045

が、理想値との乖離は大きくなる。ファイル中のページを間欠的にしか出力しないため、待ち時間は相対的に不利になる。ページの単位を細かく定めると帯域上のロスは少なくなるが、ページ数が増え、待ち時間上では不利益となるので、帯域の効率と待ち時間との関係はトレードオフとなる。

6. まとめ

本論文では、データ放送において、受信者が目的ファイルを得るまでの待ち時間を最短にする既存の研究に加えて、サーバのファイルが更新されたときからそのファイルが放送されるまでの遅延時間という概念を示し、遅延時間を短くする手法を検討した。そのため、

各ページの受信率と更新率にべき乗指数を導入して変換し、データ放送のページ（ファイル）の出力配分比を定める手法について提案した。次いで、放送配分比に対するスケジューリング決定法として理想的配分比に近い二重循環法の提案を行った。提案した方法によるスケジューリングは、先行研究で提案されている手法と比べて、待ち時間/遅延時間の減少に効果的であり、他の手法にない周期の安定性とオンライン時の機械的選択によるサーバの演算負荷軽減を実現している。特に可変長のファイルでもページ単位に区切ってスケジューリングすることにより、周期性を保てることを示した。

参 考 文 献

- 1) Bowen, T.F., Gopal, G., Herman, G., Hickey, T., Lee, K.C., Mansfield, W.H., Railz, J. and Weinrib, A.: The Datacycle Architecture, *Comm. ACM*, Vol.35, No12, pp71-81 (1992).
- 2) Imielinski, T., Viswanathan, S. and Badrinath, B.R.: ENERGY EFFICIENT INDEXING ON AIR, *Proc. ACM-SIGMOD, International Conference on Data Management*, Minnesota, pp25-36 (May, 1994).
- 3) Barbara, D. and Imielinski, T.: Sleepers and Workholics: Caching Strategies in Mobile Environments, *Proc. ACM SIGMOD Conf.*, Minneapolis, MN (May, 1994).
- 4) Imielinski, T. and Viswanathan, S.: Adaptive Wireless Information System, *Proc. SIGDBS (Special Interest Group in DataBase Systems) Conference*, Tokyo, Japan, pp.19-41 (Oct. 1994).
- 5) Zdonik, S., Franklin, M., Alonso, R. and Acharya, S.: Are Disks in the Air Just Pie in the Sky? *IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*, Santa Cruz, CA (Dec. 1994).
- 6) Franklin, M. and Zdonik, S.: Dissemination-Based Information Systems, *IEEE Data Engineering Bulletin*, Vol.19, No.3 (1996).
- 7) Acharya, S., Franklin, M. and Zdonik, S.: Disseminating Updates on Broadcast Disks, Source: 22nd International Conference on Very Large Data Bases (VLDB96), Bombay, India (1996).
- 8) Vaidya, N.H. and Hameed, S.: Scheduling Data Broadcast in Asymmetric Communication, *Proc. Workshop on Satellite-based Information Services (WOSBIS)*, New York (Nov. 1996).
- 9) Shivakumar, N. and Venkatsubramanian, S.: Energy-Efficient Indexing For Information Dissemination In Wireless System, *Journal of*

Mobile Network and Nomadic Applications, pp.433-446, ACM-Baltzer (Dec. 1996).

- 10) Vaidya, N.H. and Hameed, S.: Improved Algorithms for Scheduling Data Broadcast, Texas A & M University Technical Report 96-029 (Dec. 1996).
- 11) Su, C.-J. and Tassioulas, L.: Broadcast Scheduling for Information Distribution, *IEEE INFOCOM*, Kobe, Japan (1997).

(平成 10 年 9 月 11 日受付)

(平成 10 年 12 月 7 日採録)



青野 正宏 (正会員)

昭和 21 年生。昭和 44 年名古屋工業大学経営工学科卒業。同年三菱電機入社。航空管制システム等のシステム開発に従事し現在に至る。平成 9 年静岡大学理工学研究科博士後期課程に社会人学生として入学、在学中。技術士（情報工学部門）。電子情報通信学会会員。



田窪 昭夫 (正会員)

昭和 17 年生。昭和 41 年早稲田大学理工学部電子工学科卒業。昭和 43 年同大学大学院修士課程修了。同年三菱電機入社。平成 10 年静岡大学大学院博士後期課程修了。博士（工学）。モバイルコンピューティング、ネットワークセキュリティ等に興味を持つ。電子情報通信学会、IEEE 各会員。



渡辺 尚 (正会員)

昭和 57 年大阪大学工学部通信学科卒業。昭和 59 年同大学大学院博士前期課程修了。昭和 62 年同大学院博士後期課程修了。工学博士。同年徳島大学工学部情報工学科助手。平成 2 年静岡大学工学部情報知識学科助教授。現在同大学情報学部情報科学科助教授。平成 7 年文部省在外研究員（カルフォルニア大学アーバイン校）。計算機ネットワーク、分散システム、マルチエージェントシステムに関する研究等に従事。訳書「計算機設計技法」（トッパン）、「コンピュータネットワークとインターネット」（プレントイスホール）等。電子情報通信学会、IEEE 各会員。

**水野 忠則（正会員）**

昭和 20 年生。昭和 43 年名古屋工業大学経営工学科卒業。同年三菱電機入社。平成 5 年静岡大学工学部情報知識工学科教授。現在、情報学部情報科学科教授。工学博士。情報

ネットワーク、プロトコル工学、モバイルコンピューティングに関する研究に従事。著書「プロトコル言語」（カットシステム）、「分散システム コンセプトとデザイン」（電気書院）、「MAP/TOP と生産システム」（オーム社）、「分散システム入門」（近代科学社）等。電子情報通信学会、IEEE、ACM 各会員。
