

静岡 大学 博士 論文

無線に適したデータ放送
スケジューリング方式の研究

1999 年 12 月

大学院理工学研究科
設計科学専攻

青野 正宏

論文の要旨

近年の情報処理機器の小型化・携帯化と通信ネットワークの発展から、どこにいても情報の送受信や処理が可能なモバイルコンピューティングの隆盛を見るに至っている。どこからでも情報の送受信を可能とするためには、必然的に無線通信の利用が適している。無線通信は、その無線の覆域内であれば同時に複数の受信者が受信可能であり、放送やマルチキャストに適した媒体である。また、情報処理機器間で伝送される情報量の増大、衛星放送や地上波放送のデジタル化の傾向を鑑みるに、今後は無線を用いた映像や音楽の配信のみでなく、データ放送の重要性が増してくるものと予測できる。無線データ放送による情報提供システムを設計するうえでの課題として、放送データをどの順序で出力すべきであるかというスケジューリングが挙げられる。本研究は、無線を中心としたデータ放送において、効果的なスケジューリング方法について、考察したものである。スケジューリングを行うに際し、受信者が情報を必要としてからその情報を得るまでの待ち時間、サーバの情報が更新されてから放送出力されるまでの遅延時間、モバイル端末が電力を消費して情報を待ち受けている実受信時間をできるだけ小さくすること、放送データの信頼性、通信効率を上げること、スケジューリング決定のための放送局側の演算負荷が過大にならないことなどを目的とする。

これら目的を実現するため、本研究では次の観点から研究を行った。まず、これらの問題解決を目指した既存研究について調査を行い、これまでの研究動向の概観を纏めた。次にこれまでの研究では明示されていなかったスケジューリング上の課題と解決策を明らかにした。第1に本研究において、データの更新を放送局が検知してから受信者へ放送出力するまでの時間を遅延時間と定義し、全体としてこれを如何に小さく抑えることができるかという課題を設定し、この対応策を検討した。第2に待ち時間や遅延時間を抑えるためのスケジューリングの方法としてべき乗指数法を提案した。目的データの受信率、更新率、データの更新やデータ要求の開始時刻から現在までの経過時間などを環境条件として、出力データ選択の評価値を求める場合に、各環境条件の数値をなるべく簡単な換算式で、評価の環境条件をフレキシブルに反映させることができる方法としてこの方法を考案した。そして、どのような換算パラメータが適しているかをシミュレーションにより求め、待ち時間や遅延時間を抑える方法を考察した。第3に、放送出力のデータを選択する方法

として二重循環法を提案した。出力候補から出力データを評価値計算により決定するに際し、全てのデータの評価値を毎出力タイミング毎に計算するのは演算負荷が大きいため、類似する評価基礎データを持つページを同じグループとして、計算を簡略化する。二重循環法は、グループ化手法のなかで、計算が簡単で周期が安定し待ち時間が小さくなることを、シミュレーションにて確認した。第4に、データ更新に応じて遅延時間を小さくする手法として基準時刻法を提案した。既存のスケジュールが固定の場合の待ち時間や遅延時間最小化を目指した各手法をそのまま遅延時間を抑制する方法に応用すると処理が複雑となる。提案した基準時刻法は既存の方法の問題を補うための手法である。第5に動的な通信統合方式の提案をおこなった。データ配信方式として、プッシュ型通信の上り通信を節約する利点とプル型通信による応答性を組み合わせる方法が提案されているが、有機的な統合がなされていない。提案方式は、プッシュ型通信とプル型通信の動的統合を行うことにより、全体としての待ち時間を減少させることを示した。第6に、スケジュールのゆらぎと実受信時間との関連について検討を行った。上記の動的な通信統合方式の提案は、固定スケジュール方式と可変スケジュール方式を組み合わせた方式である。可変スケジュールを固定スケジュールより優先することにより、固定スケジュールにゆらぎが生じる。スケジューリング評価要素のひとつである実受信時間については、初期受信までの受信回数を減らすためのインデックス付与方法については既存の研究はあるが、定常受信については検討されていない。本研究では、スケジュールのゆらぎによる定常受信時の実受信時間への影響について考察を行った。第7に、同時障害を回避する冗長通信方式を提案した。無線放送においては、時間的冗長や並列放送のみでは一時的な全チャンネル同時障害などに対応できない。本研究では固定ディスクにおける RAID の概念をデータ放送に応用し、放送通信における信頼性を向上させる手法について RAID1, 4, 5 に準じた手法の提案と信頼性と通信効率の評価を行った。第8に、実受信時間と信頼性との関連について調査した。冗長性を利用した通信の信頼性を向上する方式では、直接受信者の興味の対象としないページもパリティ計算の補完のために受信を行わなければならない場合がある。そうすると実受信時間に悪影響を与える。本研究では実受信時間と信頼性との関係について考察を行い、適切なスケジューリング設定の方策を探った。以上の移動端末を対象とするデータ放送において、受信者にとり待ち時間や遅延時間が小さく、放送者の負担が小さく、信頼性の高いスケジュールリング手法を明らかにすることができた。

目 次

論文の要旨

1. 序論	1
1.1 研究の背景および目的	1
1.2 本研究の特徴	3
1.2.1 データ放送システムモデル	3
1.2.2 データ配信方式の分類	4
1.2.3 スケジューリングの目的と評価要素	6
1.2.4 スケジューリングのための環境条件	8
1.2.5 用語の定義及び前提条件	10
1.2.6 本研究におけるアプローチ方法	12
1.3 本論文の構成	15
2. 従来の研究の概観と本研究との関連	17
2.1 データ放送の概念	17
2.2 実受信時間	18
2.3 待ち時間	19
2.4 データの更新	21
2.5 プッシュ型通信とプル型通信の統合／併用	22
2.6 マルチチャンネルと高信頼通信方式	23
3. 待ち時間と遅延時間を軽減するスケジューリング方式	25
3.1 緒言	25
3.2 固定型スケジュールにおける放送ページ配分法	26
3.2.1 べき乗指数	26
3.2.2 待ち時間軽減方式	26
3.2.3 遅延時間軽減方式	27
3.3 固定型スケジュールにおける簡易スケジューリング手法	32

3.3.1	Bucket 法の紹介と DCS 法の提案	32
3.3.2	固定型スケジュール方式の評価	36
3.4	可変型スケジュールにおける遅延軽減手法	44
3.4.1	提案手法	44
3.4.2	提案手法の評価	49
3.5	遅延時間と待ち時間の関係	57
3.5.1	固定型スケジュールの場合	57
3.5.2	可変型スケジュールの場合	59
3.6	結言	63
4.	複合型通信による高効率通信方式	65
4.1	緒言	65
4.2	出力データ固定モデル	66
4.2.1	出力データのスケジュール方法	66
4.2.2	各スケジュール法比較	68
4.2.3	プッシュ型通信とプル型通信の併用方式	71
4.2.4	プル型通信における上り通信の負荷の影響	72
4.2.5	プッシュ型通信とプル型通信の動的統合方式	74
4.3	出力データ可変モデル	77
4.3.1	モデルの概要	77
4.3.2	併用型と統合型の比較	80
4.3.3	プル型通信優先への制約	84
4.3.4	プッシュ型通信の揺らぎによる出力時期の予測困難性と対策	87
4.4	結言	90
5.	高信頼並列放送方式	91
5.1	緒言	91
5.2	放送手法	93
5.2.1	無補正手法（手法 0）	95

5.2.2	1チャンネル補正手法（手法1）	96
5.2.3	2チャンネル交錯手法（手法2及び3）	96
5.2.4	2チャンネル同時並列手法（手法4）	99
5.2.5	マルチチャンネル補正放送手法（手法5）	101
5.2.6	マルチチャンネル分散配置手法（手法6）	103
5.3	各手法比較	106
5.3.1	信頼性と通信効率	106
5.3.2	連続データ受信	107
5.3.3	部分ページ受信	110
5.4	目的とするページアクセスまでの待ち時間と回数	112
5.5	結言	118
6.	結論	119
	謝辞	121
	参考文献	122
	付録	129
	筆者発表論文	130

第 1 章

序論

1.1 研究の背景および目的

情報通信システムは、その誕生以来今日に至るまでの間に格段の進歩を遂げてきた。その基本要素となる情報の処理機器であるコンピュータは、当初は専用の計算機室に設置されていた。その構成素子は、真空管から、トランジスタ、IC、LSI、超LSIと小型化、高集積化、省電力化が進み、マイクロプロセッサ技術が発達してきた。それに伴いコンピュータも、一般事務所のデスクサイドへの設置、デスクトップへの設置、さらにはカバンの中に持ち歩けるモバイルコンピュータへと発展してきており、さらには、携帯していることを普段は意識しないウェアブルコンピュータとして発展しようとしている。このように、情報処理機器の小型化・携帯化と通信ネットワークの発展から、どこにいてもコンピュータの利用環境を実現できるモバイルコンピューティングの隆盛を見るに至っている。それも単なる文章、表の作成入力機能などの事務機器やプレゼンテーションに利用するだけでなく、情報収集や発信の手段としての利用形態が大きな比重を占めるに至っている[水野 97]。今後の移動端末は、コンピュータ、電話、ページャ、GPS など位置の取得機能、時計、体温計／脈拍計／万歩計などの身体情報の収集と記録を行う身体データロガー、TV、ラジオなどの機器機能が融合した情報処理機器へと発展していくものと思われる。この移動端末の大きな機能の一つが通信である。移動端末の特性を考えると、有線通信でもある程度は任意の場所からの通信は可能であるが、自由にどこからでも通信を行おうとするためには必然的に無線通信が必要となってくる。移動端末から無線を用いて情報の発信や収集を行うことが今後のデータ通信に大きな比重を占めるであろうことが予測される。移動端末からの無線通信は有線通信とは異なったいろいろな課題をかかえている。（帯域の不安定、帯域幅の制約、移動に伴う端末認識の問題他）[Imie93], [Jabb95]

また、有線無線を問わず、情報の発信や収集を行う形態としてインターネットの利用が一般的となってきた。インターネットを用いて情報を収集する場合は、情報源に対して情報収集者から要求を行い、情報源から応答を返す。いわゆる狭義のプル型通信である。こ

の方法は通信帯域を大きく必要とする。また、情報収集側は意識して情報を集める必要がある。また、いわゆるインターネットにおける現在のプッシュ型通信は受信者側から情報を定期的に要求する疑似プッシュ型であり [谷萩 98]，実態はプル型通信である。情報収集側は意識して情報を集める必要はないが通信帯域は狭義のプル型通信よりもさらに帯域を必要とする。

ところで、無線媒体を利用することが有利な点として次の点が挙げられる。一つの情報発信者に対し受信者が無線の覆域内であれば、受信者の数と帯域の大きさが直接関係せず、受信者の数が多ければ多いほど、効率的に情報伝達ができる放送に適した媒体である。無線放送の歴史を振り返ってみると、TV・ラジオなどのアナログ情報を放送の時代が長く続いてきた。アナログ情報の放送の場合は、VTR、テープレコーダによる受信情報の蓄積と再利用は可能であるものの、情報処理システムによる有機的な情報提供やデータベースとして整理された形での情報の保存には限界がある。しかし、今後の放送デジタル化の進展により、放送データを情報処理に用いる分野の発展は、極めて大きいものと予測できる。その利用分野のひとつとして、データ放送が考えられる。放送局は端末に対してデータを放送する。端末は放送されたデータを受信し、その端末で必要な情報のみを選択して利用する。放送媒体は有線と無線の両方が存在し、端末も固定端末と移動端末の双方があるが、なかでも、無線媒体で放送し移動端末で受信するという形態の比重が大きくなると考える。この形態は移動端末がいわば空中にデータベースを持つという考え方である。これにより、無線の帯域と情報提供側の負荷を節約することが可能となる。このようなシステムは、先駆的アイデアとしては無線教室[Katz94]、旅行案内システム[Shek94]、ニュース提供システム[Giff90]、FM波を用いた文字放送システムなどが挙げられる。さらには、天気予報の案内、ドライバに対して行う道路情報提供システム、投資家などを対象とする為替レート・株価情報などの市況状況提供システム、航空機の運航支援に関する情報を提供しているATIS (Aeronautical Terminal Information Service) のデータ放送化なども適用の有力な候補として考えられる。さらにインターネットの発展により、無線と有線の階層的放送情報ネットワークも提案されている[Katz96]。その他にも多くの放送システムが提案されている[Best94b]、[Yan95]。

放送の受信者は特定または不特定の多数である。受信者は放送される全ての情報を必ずしも必要とはせず、その一部のみを必要とすることが一般的である。また、放送される情

報は、多くの受信者に必要な情報もあれば少数の受信者のみが必要とする情報もある。さらに、放送される情報もその内容が固定の場合もあるが、順次変化することもある。変化の頻度も情報により異なることもある。このような無線データ放送による情報提供システムを設計するうえでの課題として、放送データをどの順序で出力すべきであるかというスケジューリングが挙げられる。本研究は、無線を中心としたデータ放送における、効果的なスケジューリング方法について、考察するものである。

1.2 本研究の特徴

1.2.1 無線データ放送システムモデル

図 1.1 に本研究でスケジューリング方式を考察しようとしている無線データ放送システムの概念モデルを示す。

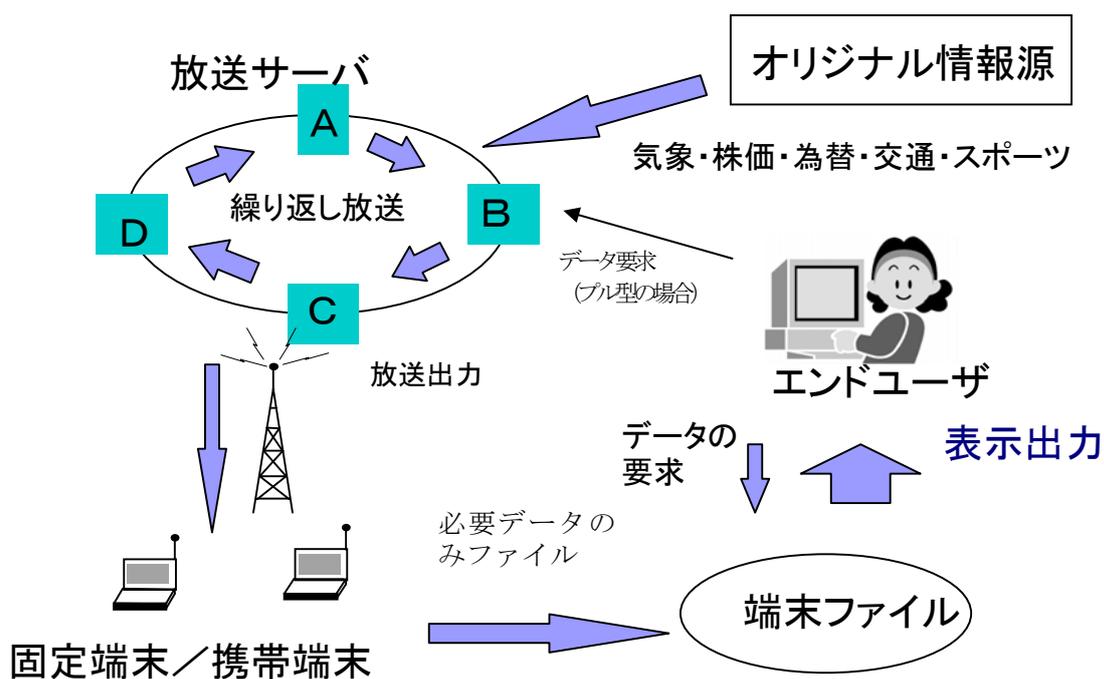


図 1.1 データ放送システムモデル

Fig. 1.1 System Model of Data Broadcast

一般の TV 放送やラジオ放送はマルチメディアのストリーム系の情報を放送出力するの

に対し、データ放送では非ストリーム系のデータを放送出力する。視聴者放送の対象となる情報は、例を挙げると、株価・為替、天気予報、交通渋滞情報、一般ニュース、プロスポーツ経過状況、商品の宣伝、時刻表である。本研究は、一般のTV放送やラジオ放送のスケジューリングにも適合する部分もあるが、考察を展開するうえでデータ放送を対象とすることを前提条件とする。データ放送で出力される情報の発生場所は様々である。ある一定の場所に限られる場合もあれば、複数の場所で情報が発生し、収集される場合もある。発生した情報は放送システムに送付される。送付の方法はオンライン・リアルタイムで送付される場合もあれば、バッチとして一度に大容量媒体で送付される場合もある。また、情報の送付は定期的送付される場合、不定期送付される場合、さらには情報の発生や更新間隔が長く、スケジューリング方式設計上、情報の内容が変わらないとみなしても良い場合がある。放送システムは、このようにいろいろな場所からいろいろなタイミングで集められた情報を出力する。データ放送出力を受信できる複数の端末が存在する。端末は放送される情報から必要とする情報のみを選択する。選択された情報は端末画面に直接表示を行う。または、端末のローカルファイルに格納し、端末を利用するユーザが必要と判断した時点でローカルファイルから画面に読み出す。放送出力の通信媒体は無線を対象とする。端末は、ユーザが必要とする情報が定期／不定期に放送されるのを受動的に待つ場合と、受信端末から放送システム側に必要とする情報を要求する場合がある。前者の場合は放送の通信経路のみが存在すれば良いが、後者の場合は端末側から放送システム側へ要求を伝える通信経路も必要となる。

なお、本研究で対象としているモデルは無線放送であるが、考察した手法などについては、有線放送でも帯域の節約や放送システムの負荷の軽減など無線放送と共通する部分も大きく、実用可能な研究成果が多い。

1.2.2 データ配信方式の分類

データ配信方式を分類するならば1対1通信と1対N通信、プッシュ型通信とプル型通信、固定スケジュールと可変スケジュールの3とおりの分類方法がある[Fran96], [Fran97], [Fran98]。本研究では放送のスケジューリングをテーマとしており、上記3分類のうち、1対1通信については、本研究の対象外である。放送に関するデータ配信方式は残る2種類の分類方法の組み合わせにより、4種類の組み合わせが考えられる。さらに、それらを統合

したスケジューリング方式が加わる。

(1) プッシュ型通信／固定スケジュール方式

放送側は受信者がどのデータを受信しようとしているかの状況がリアルタイムに把握できず、その状況は固定的で放送側が把握し、放送側の状況変化は発生しないものとの前提を置いて、放送出力のスケジューリングを行う場合に用いる方式である。また、受信端末から安定したスケジュールでデータの出力が期待されている場合も固定スケジュール方式を採用する必要がある。本研究では統計的に待ち時間や遅延時間を短くするにはどのようなアルゴリズムが良いかというテーマで検討を行っている。

(2) プッシュ型通信／可変スケジュール方式

どの情報がいつ変化したなど、状況の変化の情報により放送局側で出力スケジュールの変更が可能な場合で、受信端末が放送スケジュールの変更を許容している場合である。本研究ではデータの更新から放送出力までの時間を短くするための手法という観点で検討している。

(3) プル型通信／固定スケジュール方式

受信端末から定期的にオリジナルデータを保持している放送側に対し、情報を要求し、応答を返すプル型通信であるが、1.1 節で言及したとおり見掛け上放送側から自動的に情報を送信するプッシュ型に見える擬似プッシュ型通信である。1 対 N 通信の場合よりも、情報を保持する放送側（サーバ）が複数である N 対 N 通信が一般的である。本研究では検討の対象外としている。

(4) プル型通信／可変スケジュール方式

受信端末からの情報要求により、放送を用いて情報を出力する方式であるが、個々の受信端末に個別に応答を返すのではなく、その情報について受信の必要がない受信端末も含めて、全受信端末に応答を返す点に特徴がある。基本的検討は既存研究[Wong88b]で為されているので、本研究ではその結果を第 4 章で引用する。

(5) 統合型通信方式

プッシュ型通信とプル型通信，固定スケジュール方式と可変スケジュール方式のそれぞれの特徴を活かし，それらを統合したスケジュール方式である．本研究では第 4 章で提案と考察を行う．

1.2.3 スケジュールリンクの目的と評価要素

データ放送において，サーバの情報の出力順位を定める放送スケジュールリングを設計するときの目的と評価指標として，以下の課題を挙げる．

(1) 待ち時間

受信者がある情報のデータを放送中の情報から得ようとした時から，その目的情報の受信に成功するまでの時間である．要求された回数が多い未出力の情報，要求される頻度が大きい情報，長く待たされている情報を優先して放送出力すれば，平均的な待ち時間を減少させることができることは推定できるが，どのようなアルゴリズムを用いれば平均待ち時間を最小に抑えることができるかということが課題である．

(2) 遅延時間

放送される情報のデータが時々更新されるものとして，放送側のシステムに格納されているデータが更新されてから，そのデータが放送出力されるまでの遅延時間である．遅延時間は，以下のように定義する．受信者は自分が興味ある情報を受信しているものとする．放送される情報のデータは時々更新される．この場合，放送システムが更新されたデータをできるだけ早く放送することが，受信者にとって早く情報を得られることになる．例えば株価の変動，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放送システムに入力されれば，放送システムは古い更新データを捨てる．その後，新しい更新データを放送出力すれば，受信端末が得た情報は新鮮である．しかし，受信端末は，古い更新データを得られなかったことになる．そのため，評価指標としてその項目を放送した後，その項目の更新データが最初に放送システムに入力されてから，最新の更新データが放送出力されるまでの時間を遅延時間とする．図 1.2 に待ち時間と遅延時間の概念を示す．

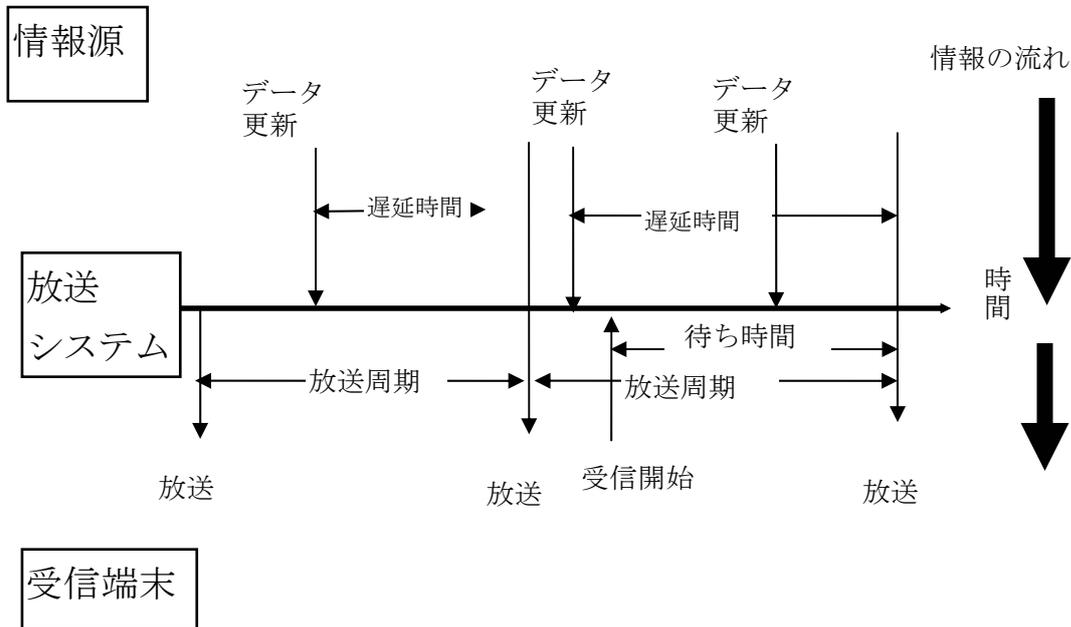


図 1.2 待ち時間と遅延時間

Fig.1.2 Waiting Time and Latency Time

(3) 実受信時間

受信端末が当該情報を受信するまでに実際に放送データを受信する時間の累計である。移動端末は、携帯性を確保するためには、電源としてバッテリーを利用しなければならない。しかし、バッテリーを用いて移動端末を利用できる時間には限度がある。また、バッテリー性能の向上は、端末のメモリ・CPU性能の向上の速度に比べて、極めて緩慢であると言われている[Imie94d]。このため、移動端末で情報の受信を行う場合、必要なときのみ電源をオンにして受信を行い、その他の時間帯は休眠とするのが望ましい。

(4) 通信信頼性

一般に送信側から受信側に対してデータの送信ができなかった場合、そのデータの再送により障害からの回復を確保する方法が一般的である。しかし、データ放送の場合は受信端末により正常受信する端末と受信に失敗する端末が混在することはあり得るので、再送による回復手段は難しく、効率が悪い。一度の送信により、正しく受信できる確率を高め

のための冗長送信を含んだスケジューリング方式が検討の課題となる。また、通信の信頼性が低い場合、同じ情報が再送されるまで受信端末は待たなければならない。待ち時間・遅延時間・実受信時間の各評価要素にも密接な関連があるが、本研究では独立の評価要素として捉える。

(5) 通信効率

この要素も待ち時間や遅延時間の要素に還元できるが、別の側面から見て評価の対象となる。上述したように、通信の信頼性を上げるためには、なんらかの形で通信の冗長化を図らざるを得ないが、冗長化を進めると、ある帯域における通信可能なデータ量は減少する。通信の信頼性と効率はトレードオフの関係にある。

(6) 演算負荷

スケジュール決定のために必要とする毎出力タイミング毎の演算負荷である。最適スケジュールを決定するための演算負荷が大きければ実用性に欠ける。昨今のプロセッサの価格性能比の向上により、演算負荷を重視する必要性は減少しているが、同時に通信や放送の伝送速度も向上しているため、相対的な重要性は変わらない。

(7) 受忍限度

理論的には受益者が多い情報の放送回数を増やしたり優先順位を上げることが、全体として統計的利益を上げることになる。しかし、優先順位が低い情報にとっても、最大の待ち時間や遅延時間がある限度を超えるとデータ放送の利用方法として役に立たないという限界がある。この要素についても配慮する必要がある。

これらの要素について全て同時に考慮してスケジューリングを行うのは極めて難しい。また、利用形態により、全ての要素について配慮を払う必要があるとは限らない。ある要素については無視してよい場合もある。本研究では、これらの要素をいろいろな側面から望ましいスケジュール方式について考察・提案・評価を行うことを目的としている。

1.2.4 スケジューリングのための環境条件

データ放送スケジューリングの評価要素を決めるための環境としては、次の条件がある。

(1) 初期データ受信率分布

放送される情報が受信者にとって興味があるかどうかは情報により差異があるのが通常である。多くの受信者にとって興味がある情報は、少ない受信者のみが興味を持つ情報よりも、放送頻度の面で重視することが、全体としての利益に適うものと考えられる。初期データ受信率は、受信者全体のなかで当該情報を初めて受信しようとしている受信者の比率を示す。放送データの内容が変化しない場合は、受信者は一度受信して情報を取り込めば、目的を達することができると思う。

(2) データ放送要求数

初期データ受信率が、受動的な受信比率を示すのに対し、データ放送要求数は受信者から、受信したい情報を放送側に要求する場合である。この場合、放送側からの一方的出力（下り通信）のみでなく、受信者から放送側の要求を伝える通信路（上り通信）も確保されているものとする。また、初期データ受信率のように確率的取り扱いでなく、そのときの状況に応じて扱いが異なる数値的な処理が必要となる。要求数が大きい情報を優先するか長く待たされている情報を優先するかが課題となる。

(3) 定常データ受信率分布

放送される情報のデータが変化する場合は、受信者は最新の情報を把握するため常時受信状態とすることがある。受信者は一度受信に成功しても受信を打ち切るのではなく、継続して受信を続ける。当該情報におけるこのような受信者の比率を示す。

(4) データ更新率分布

単位時間に当該情報のデータが、更新される比率を示す。更新率が大きい情報を優先的に出力すれば、データ更新から放送までの遅延時間を抑えることができる。

(5) データ通信障害率

放送されたデータが正しく受信者に伝わらない比率を示す。全ての受信者が一斉に受信不能となる場合と、特定の受信者のみ受信不能となる場合がある。

(6) キャッシュ容量

放送データをデータベースとして捉え、受信者端末のメモリが十分でない場合は、同じデータであっても、参照する必要がある毎に放送データを取り込まなくてはならない。ただし、メモリ（キャッシュ）がある程度確保できれば、その条件は緩和される。キャッシュ利用により、スケジューリング方式に活かすことが可能となる。

1.2.5 用語の定義及び前提条件

本研究で共通して用いる用語と前提条件について定義する。個別に議論でのみ用いる用語や条件については、個々の記述の箇所にて定義する。

(1) 用語

- ・サーバ：本研究におけるデータ放送のモデルにおいて、放送側のシステムや機器を指す。
- ・クライアント：本研究におけるデータ放送のモデルにおいて、情報の配信を受ける端末を指す。特に断りがない場合は、無線にてサーバから放送データを受信する移動端末を指す。
- ・プッシュ型通信：サーバから一方的に放送データをクライアントに出力する通信方式である。クライアントからサーバへリアルタイムで放送データの要求は行わない。クライアントがどの放送可能な情報をどの比率で要求するかについては、サーバはあらかじめ把握しているものと仮定する。
- ・プル型通信：クライアントからサーバに対して情報を要求し、サーバは要求された情報をクライアントに返す通信方式である。有線通信システムにおいては、原則として要求したクライアントのみに応答を返すが、無線放送システムにおいては、応答は域内の全クライアントに対して同時に同じ内容のデータが返される。
- ・ページ：サーバから出力し、クライアントで受信がされる情報のデータの単位であり、全て同じ大きさと仮定する。この研究の範囲内では、放送されるページの数も固定とし、ページの新規生成と消滅は考えない。
- ・ファイル：ページの集合体である。サーバが放送するデータの単位、言い換えるならば、クライアントが受信する情報のデータの大きさが可変長の場合について検討するとき、

この概念を用いる。ファイルの大きさを固定として論ずる場合は直接ページの用語を用いている。

- コンテンツ：ページのデータの内容である。
- タイムスロット：放送出力の帯域をサーバが占有できたとして、1 ページを出力するために必要な時間である。例えば、1 ページの大きさを 100KB、冗長ビットを除いた実効放送出力の帯域を 8Mbps とすれば 1 タイムスロットは 0.1 秒である。

(2) 記号

- ts ：タイムスロットを簡略化して示す。
- i ：各々のページの番号を示す。
- m ：放送出力の対象となる総ページ数を示す。 $i=1\sim m$ である。
- p_i ：定常受信率である。クライアント総数に対し、ページ i を継続して受信しようとしているクライアントの比率を示す。 $0\leq p_i\leq 1$ である。各ページの定常受信率は Zipf 分布 [Knut98] (付録参照) に従うものとする。
- q_i ：ページ i のコンテンツが $1ts$ あたりに更新される確率を示す。以下、コンテンツの更新率は単に更新率と略する。各ページの更新率は Zipf 分布に従うものとする。コンテンツの更新の単位はページとする。コンテンツの更新があった場合もページの大きさは変わらないものとする。
- q ： $1ts$ あたりコンテンツが更新される全ページの平均確率を示す。
- r_i ：初期受信率である。クライアント総数に対し、ページ i を初めて受信しようとしているクライアントの比率を示す。 $0\leq r_i\leq 1$ である。定常受信率、更新率と同様に Zipf 分布に従うものとする。
- θ ：Zipf 分布における偏度を示す。詳細は付録に示す。
- ρ ： $1ts$ あたり、初めてページを受信しようとしているクライアントの平均数である。
$$\rho = \sum_{i=1}^m r_i$$
 である。
- w_i ：帯域全体に対するページ i の放送配分率である。
- d_i ：ページ i の放送周期である。
- T_i ：ある時点において、ページ i の前回出力後に最初のコンテンツ更新が発生してからその時点までの経過時間（遅延時間）を示す。

(3) 前提条件

- ・クライアントが新たにあるページの受信を開始するタイミング及びサーバのページのコンテンツが更新されるタイミングはランダムとする。
- ・受信データの価値がファイル／ページ毎に異なる場合でも、受信率を価値で修正すれば、各ファイル／ページのデータの価値は等しいものと仮定できる。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みなす。
- ・各ページの定常受信率，更新率，初期受信率は事前に判明しており，動的にそれらの値が変化しないものとする。
- ・サーバから出力される下り通信のデータは全てのクライアントで同時に受信することができるものとする。
- ・各ページの受信障害を想定する場合，受信障害発生率は全てのページで等しいものとする。チャンネル及び時間帯の障害発生率についても同様とする。

1.2.6 本研究におけるアプローチ方法

各スケジューリング方式において評価要素をなるべく満足させるスケジューリングの手法を提案・考察し，評価を行うことが本研究の目的である。本研究は，既存の研究が十分に解明していない点や対策が不十分である点の分析や解決を主題として，スケジューリング手法の考察・評価を行った。

(1) 評価要素として遅延の概念の導入

スケジューリングに関するこれまでの研究は，待ち時間や実受信時間を抑えるためにはどのようなスケジューリングを行うべきかという観点からの研究が多くある。（概要は 2 章に記述する。）しかし，ページのコンテンツが更新されたとき，どのような順序で早く更新されたコンテンツをクライアントに伝えるべきかという観点からの研究は見当たらない。本研究はコンテンツの更新をサーバが検知してからクライアントへ放送出力するまでの時間を遅延時間と定義し，全体としてこれを如何に小さく抑えることができるかという課題を設定し，この対応策を検討した。（第 3 章）

(2) べき乗指数手法の導入

待ち時間や遅延時間を抑えるためのスケジューリングの方法として、そのページの受信率、更新率、コンテンツの更新やページ要求の開始時刻から現在までの経過時間などを評価基礎データとして、ページごとの放送出力配分率を定めたり、各ページの評価値に換算して最大評価値のページを選択したりしてスケジュールを設定することが考えられる。このとき、各パラメータの数値をどのように換算して配分率や評価値とするかが検討課題となる。なるべく簡単な換算式でかつ換算パラメータの与え方により、評価の基礎データをフレキシブルに反映させることができる方法として評価基礎データに換算パラメータでべき乗変換する方法を導入した。そして、どのような換算パラメータが適しているかをシミュレーションによる探索法にて求め、待ち時間や遅延時間を抑える方法を考察した。(第3章)

(3) グルーピング手法の提案

放送出力のページを選択する方法として、各出力候補ページの評価値を計算し、最大値または最小値を選択する方法があるが、全てのページの評価値を毎出力タイミング毎に計算すると演算負荷が大きくなる。そのため、類似する評価基礎データを持つページを同じグループとし、グループ内では先着順とすることにより出力候補を1つに絞り、各グループ一つづつからの候補ページの評価値を比較して出力ページを定めるという手法が先行研究で提案されている{Vaid96b}。本研究では、この方法を改良したグルーピング手法を提案する。(第3章)

(4) 遅延時間抑制のための基準時刻法の提案

データ更新が発生する度に遅延を小さくするためのページ選択を行う場合、各ページのスケジューリングのための環境条件にしたがって、評価計算を行わねばならない。このとき、待ち時間を小さくするための手法に準じて、選択手法がいくつか考えられるが、本研究においては、既存手法に加えて出力すべき基準時刻を放送出力したページ毎に算出し、その時刻順に出力する基準時刻法について提案と評価を行う。(第3章)

(5) 動的な通信統合方式の提案

データ配信方式として、プッシュ型通信の上り通信を節約する利点とプル型通信による応答性を組み合わせる方法が提案されている[Wong88b], [Imie94e], [箱守 97]が、有機的な統合がなされていない。本研究は、プッシュ型通信とプル型通信の動的統合を提案することにより、全体としての待ち時間を減少させる方法について提案する。(第4章)

(6) スケジュールのゆらぎと実受信時間との関連

上記の動的な通信統合方式の提案は、固定スケジュール方式と可変スケジュール方式を組み合わせた方式である。可変スケジュールを固定スケジュールより優先することにより、固定スケジュールにゆらぎが生じる。スケジューリング評価要素のひとつである実受信時間については、初期受信までの受信回数を減らすためのインデックス付与方法については既存の研究はある[Imie94e]が、定常受信については検討されていない。本研究では、スケジュールのゆらぎによる定常受信時の実受信時間への影響について考察を行う。(第4章)

(7) 同時障害を回避する冗長通信方式

無線放送においては、時間的冗長や並列放送のみではチャンネル本体が障害になった場合やシャドウィングなどによる一時的な全チャンネル同時障害などに対応できない。本研究では固定ディスクにおける RAID の概念をデータ放送に応用し、放送通信における信頼性を向上させる手法について提案と信頼性と通信効率の評価を行う。(第5章)

(8) 実受信時間と信頼性との関連

冗長性を利用した通信の信頼性を向上する方式では、直接受信者の興味の対象としないページもパリティ計算の補完のために受信を行わなければならない場合がある。そうなることと実受信時間に悪影響を与える。本研究では実受信時間と信頼性との関係について考察を行い、適切なスケジューリング設定の方策を探る。(第5章)

1.3 本論文の構成

本論文は6章から構成する。

第1章は序論であり、本研究の背景と目的、本研究で想定した放送システムのモデル、スケジューリングを行う場合に何を目的とし、評価基準とするかについて列挙し、その評価値に影響を与える環境条件を示した。さらに放送のためのデータ配信方式について考察を行った。そして、本研究で共通して用いる用語と前提条件について定義を行い、本研究の主眼となるアプローチ方法について述べた。

第2章は、第1章で挙げた研究目的について、これまでにどのような研究が行われたか既存の研究の動向と概要について述べ、本研究との関連について示す。

第3章は、データ放送のスケジューリングにおいて、遅延時間を小さくするためのスケジューリング手法について、スケジュールが固定の場合と可変の場合各々について、べき乗指数法を用いたページの出力配分ならびに候補ページの出力決定法について提案と考察を行う。次いで待ち時間を小さくする手法も含め、効率をあまり落とさずに簡易な計算でスケジューリングを行う手法について提案と評価を行う。

第4章は、まず、ページのコンテンツが固定であるとして、プッシュ型通信とプル型通信の各々のスケジューリング方式について、その特徴を検討した後、それらを組み合わせた従来の併用方式と今回提案した統合方式との比較評価を行う。次いでページのコンテンツが更新される場合のプッシュ型通信とプル型通信の統合方式について述べた後、揺らぎの問題と実受信時間の関係について考察する。

第5章は、放送における信頼性について焦点を絞る。各冗長通信方式について考察し、次いで磁気ディスクにおけるRAIDの方式を通信に応用したRAID型放送方式について述べ、各方式の信頼性を計算し、適切な通信方式を選択する一助とする。さらに通信の冗長化と信頼性と実受信時間との関連について検討を行う。

スケジューリングを行う上での評価要素についてどの章において言及しているかを表1.1に示す。

表 1.1 各章における評価要素

Table 1.1 Evaluation Factors in each chapter

	待ち時間	遅延時間	実受信時間	信頼性	効率	演算負荷	受忍限度
2章	○		○	○	○	○	
3章	○	○				○	
4章	○		○				○
5章			○	○	○		

第6章にて、全体のまとめについて述べる。

第2章

従来の研究の概観と本研究との関連

本章においては、第1章に示したデータ放送の概念やそのスケジューリングに対する課題について、従来の研究がどのように進められてきたか概観を示し、本研究との関連性について述べる。

2.1 データ放送の概念

(1) 既存研究

Bowenらは、サーバがデータをクライアントに対して定期的に繰り返し放送し、クライアントは放送されるデータのなかから自己に必要なデータのみを選択受信して利用するというアイデアをDataCycleと名付けて発表している[Bowe92]。ただし、基礎的なアイデアのみであり、スケジューリングについては、単純に全データを順次繰り返し出力するのみでクライアントの受信率を考慮するまでには至っていない。また、移動端末環境におけるクライアント・サーバという概念までは言及せず、閉じたシステムとしての取り組みとなっている。

Zdonik, Franklin, Acharyaらによる研究では、データ放送をデータベースとみなすDataCycleの研究を発展させ、待ち時間短縮も目指したデータスケジューリング方式を提案[Zdon94], [Acha96d]し、放送出力するページを放送周期が異なるいくつかのグループに分けている。ひとつのグループを捉えてみれば、循環的に同じデータを繰り返して放送していることになり、磁気ディスクにおけるひとつの円盤（ディスク）と見立てることができる。この方式をBroadcast Disksと名前を付けている。その特徴は次のとおりである。

- ・各ページをまず受信率順に並べ、受信率が大きなページは短い放送周期のグループに、受信率が小さいページは大きい放送周期のグループに分類する。
- ・グループ内の各ページの放送の放送周期は一定とする。
- ・ただし、受信率（アクセス頻度）が大きいページ群はクライアントのキャッシュメモリに格納され、利用される。そのため、これらのページ群は放送周期としては一番周期が

遅いグループに編入される。

- ・サーバが把握しているクライアントの各ページの受信率と実際の受信率には差異が生ずることもある。

この条件でクライアントのキャッシュにおけるページの入れ替えをどのように行えば効率的であるかを研究している。放送頻度に対する受信確率の比が最も小さいページをキャッシュから追い出す PIX と名付けた手法が最も望ましい手法であることを実験的に評価説明している。また、補充研究としてキャッシュに加えてプリフェッチの考え方を導入し、さらに待ち時間を減らす方策について検討を行っている [Acha95], [Acha96a]。この研究は後述する多数の派生的研究を生んでいる。また、シミュレーションによる検討からシステム試作まで進めている [Akso98b], [Alti99]。しかし、Broadcast Disks では、グループ分けをどのような基準で行うのか周期はどのようなルールに従って行うかが明確に示されていない。

キャッシュ法については、Broadcast Disks の他にもデータの参照頻度や参照時間などをキーとした入替法についていろいろと提案されている [Onei93], [Libe98]。矢島らは Broadcast Disks におけるキャッシュ法として PIX 法よりも効率が良い後ライフポイント法という手法を提案している [矢島 97]。ただし、同論文の中で認めているように選択のための計算が大きい課題がある。

(2) 本研究との関連

放送をクライアントから見てデータベースと見る概念は、本研究におけるデータ放送の基本的な考え方である。また、既存の研究ではキャッシュメモリの管理方法がひとつの大きな主題となっているが、本研究においては、何度も参照するようなデータについては、端末の固定ディスクに十分格納可能ということを想定して、キャッシュメモリ利用に関する検討は対象外とした。

2. 2 実受信時間

(1) 既存研究

Imielinski らは、データ放送のスケジュールについて、移動端末のバッテリー節約の観点

から研究を行っている [Imie94a], [Imie94b], [Imie94c], [Imie94e], [Imie96]. データ放送において移動端末が放送されるデータを受信するとき, 移動端末のバッテリーを節約するため, 移動端末が放送を受信する時間をできる限り短くして, 不要な情報が放送されている時間はなるべく休眠モードとできることを狙っている. そのため, 移動端末がいつ目的とするデータが放送されるかを知るため, 放送データ中にインデックスをいかに挿入するかという観点から, 放送スケジュールについて検討したものである. インデックスが多すぎれば実際の放送データの比率が小さくなり, 全体としての通信効率を落とす. インデックスが少なすぎれば, 目的のデータを得るまでに余計なデータを読む時間が増えるというジレンマがある. これからインデックス挿入に関する望ましい方法について述べている. このように受信時間を短くしてエネルギーの節約を図ることを研究した論文としては, 他にも Shivakumar, Su, Datta, Khanna らが研究を行っている [Shiv96], [Su96], [Datt97], [Khan98].

(2) 本研究との関連

本研究では, バッテリーの節約に配慮する必要がある場合とない場合の両方の観点から検討を行っている. バッテリーの節約に配慮する場合としては, 5章においてデータ復元のために受信する余分なデータを如何に減らすかという観点から検討を行っている. また, 4章において目的とする情報の放送時刻のゆらぎを生じた場合, 目的情報の放送時刻を実受信時間 (バッテリー消費時間) を抑制して目的情報を得るかという観点から検討を行っている.

2. 3 待ち時間

(1) 既存研究

Wongらはデータ放送によるデータ配信方式を Broadcast Delivery と名づけて基本的な研究を行っている [Dyke88], [Wong88a], [Wong88b]. まず, クライアントからの個々のページ要求に対し個別に応答する方式では, 要求数が応答出力能力を越えると処理不能状態となるのに対し, データ放送では複数のクライアントからの同じデータに対する要求

は一度にまとめて応答できるため、要求数か応答出力能力を超えても出力可能であることを示している。次に、データ放送の手法についてプッシュ型通信（原文は **one-way broadcast**），プル型通信（原文は **two-way interaction**）について分け、各々の特徴について述べている。研究の前提として各ページの大きさは等しい条件をおいている。まず、プッシュ型通信においては、クライアントのページ i の要求頻度を r_i とし、各ページの出力の配分を w_i ページ総数を m とすると次の式(2.1)で示す配分が、最も平均待ち時間が小さいことを説明している。

$$w_i = \frac{\sqrt{r_i}}{\sum_{j=1}^m \sqrt{r_j}} \quad (2.1)$$

この定理は待ち時間最小化のための基本原理として、その後の研究[Su96],[Vaid96a],[Vaid96b],[Vaid96c],[Su97] で言及されており、本研究においても、データ放送スケジュール検討の基本に据えているので、Vaidya らの用語(Square Root Rule)に従い、平方根の定理と呼ぶこととする。この研究の範囲内では、単に配分について述べているだけで実際の出力ページの配分方法についてまでは言及していない。

プル型通信においては、ページの要求に対して出力ページの選択方法として、要求があったページの先着順に処理する FIFO 法（原文は FCFS 法：First-Come First-Served Scheduling），最も要求数が多いページから処理する MRF 法（Most Request First），各要求の累計待ち時間が最も大きいページを選択する LWF 法（Longest Wait First）などを挙げ、各手法のなかで LWF 法が全体として平均待ち時間が最も小さいことをシミュレーションにより示している。

Vaidya らは、プッシュ型通信における平方根の定理を拡張して、ひとつの送信単位（ファイル）が固定長の場合から、可変長の場合へと拡張して論じている。さらに、放送に障害が発生し、再送が必要な場合の法則について式(2.1)を式(2.2)に拡張している[Vaid96a]。式(2.2)において、 e_i は障害発生率を示す。

$$w_i = \frac{\sqrt{\frac{r_i + e_i}{r_i - e_i}}}{\sum_{j=1}^m \sqrt{\frac{r_j + e_j}{r_j - e_j}}} \quad (2.2)$$

そのうえで、理想的なスケジューリング方式は計算の負荷がかかるため、その方式を簡

易化した Bucket 方式の提案[Vaid96b]や周期を加算比較する方式[Vaid96c], 複数放送チャンネルへの拡張[Hamm97]などが提案されている。

Wong が提案した LWF 法はプル型通信の各手法のなかではもっとも待ち時間が小さくなるという点で効率は良いが, 出力タイミングごとに出力の優先順位が変わるため, 各ページについて全要求の待ち時間の累計を計算しなければならない。この計算は演算負荷が大きい。特に, 通信の要求が多い場合には, 特に顕著である。このため, Aksoy らは, 待ち時間累計の代替として, 各ページにおいて要求のなかで最も長い待ち時間を選択し, その待ち時間とそのページにおける要求数との積が最大であるページを選択する RxW 法を提案している[Akso98a]。しかし, そのままでは全ページについて計算すると負荷が大きいため, 待ち時間と要求数の上位からある一定の順位を限界とし, 計算を打ち切っている。

Chiueh も受信率により, 放送の重みを変えるべきという点に言及し, 放送データの複製方式を提案している[Chiu94]。Gondhalekar ら, 石川らは放送データの配置やデータの共有関係の観点から研究を行っている[Gond95], [Gond96], [石川99]

(2) 本研究との関連

本研究においては, 平方根の定理を基本に, 第3章において, Vaidya の Bucket 法を改善し, 計算容易な DCS 法を提案している。また可変長送信単位データの扱いについては, 固定長データ (ページ) の集合体 (ファイル) との概念で捉えて解析を行っている。RxW 法に関して, 本研究では, 3章においてこの考え方を応用した手法を比較のために評価している。(注: 原文は待ち時間を Wait の W, 要求数を Request の R で表している。本研究においては, 全体として統一のため待ち時間/遅延時間を T, 要求数 (率) を P で表している。) 障害発生率と配分率との関係については5章で言及している。

2. 4 データの更新

(1) 既存の研究

サーバの放送データが更新される場合のスケジューリング方式に関する研究には Barbara ら[Barb94], Acharya ら[Acha96b], Stathatas ら[Stat98]の研究がある。これら

の研究はいずれも、クライアントにキャッシュを持ってデータ取得の待ち時間を小さくするシステムにおいて、サーバの放送データの更新が行われれば、キャッシュは無効となるが、その無効化に関する研究である。

(2) 本研究との関連

本研究においては、3章においてデータの更新が発生してから放送出力するまでの遅延時間をいかに短くするかという観点を新たに打ち出し、その方法について研究を行っている。

2. 5 プッシュ型通信とプル型通信の統合／併用

(1) 既存の研究

Wong らは[Wong88b]のなかで、プッシュ型通信（原文は one-way broadcast）、プル型通信（原文は two-way interaction）について解析を行った後、両者の統合型通信（原文は hybrid one-way broadcast/two-way interaction）について解析を行っている。動的にプッシュ型通信のページを出力すべきかプル通信のページを出力すべきかを定める方式を提案しているのは先駆的であるが、サーバのディスクから出力ページを読み出して放送出力することを意識しているため、プッシュ型出力をある程度優先する方式を採用している。そのような制約を設けていない他のプッシュ型通信とプル型通信の併用／統合方式との性能面での直接の比較は困難である。Imielinski らは[Imie94c]において、プッシュ型通信とプル型通信の併用（原文は Greedy Publication）について帯域を有効利用する上で効率的であることに言及している[Imie94c]。しかし、同論文の主テーマとずれるためか、深くは述べられていない。田辺・箱守らは、要求頻度の大きいページについてはプッシュ型通信（原文は放送型通信）で送信することにより、個々の要求に直接応答して出力帯域にかかる負荷を減らし結果的に待ち時間を減らせるということと、要求頻度の小さい要求については出力帯域にかかる負荷が小さいので、プル型通信（原文はオンデマンド型通信）で個々の要求に直接応答することにより待ち時間を減らせるという各々の特徴を組み合わせることにより、全体として待ち時間を減らす方策について述べている[田辺 96]，[箱守 97]，[田辺 98]，[箱守 99]。しかし、その組み合わせ方は、出力帯域をあらかじめプ

ッシュ型通信とプル型通信に静的に割り付けた本研究の用語でいう併用方式（原文は統合方式）に過ぎず動的な統合方式について論じられていない。また，上り通信の帯域の必要性については無視している。

Stathatas らは，プッシュ型とプル型の混合型について考察を行った [Stat96] 後，出力の対象となるページが，プッシュ型通信とプル型通信を相互に移動する通信方式について研究を行っている [Stat97]。帯域の変動とは趣旨が異なる。

Acharya はプッシュ型通信とプル型通信の統合について研究を行っている [Acha97]。その研究は上述の Broadcast Disk の研究の一環でキャッシュ戦略との観点からプッシュ型通信とプル型通信について述べている。藤巻らは，プッシュ型通信（原文は放送型通信）とプル型通信（原文はオンデマンド型通信）の融合について構想を発表している [藤巻 97] が，定量的分析には至っていない。

(2) 本研究との関連

本研究においては，第 4 章において，プッシュ型通信の帯域とプル型通信の帯域を従来の静的固定的な併用方式から動的な帯域統合方式への拡張を行っている。また，プル型通信における上り通信のための帯域確保による影響について検討を行っている。さらに，動的にプッシュ型通信とプル型通信を割り付けるために生ずるゆらぎとその影響について検討を行っている。

2. 6 マルチチャネルと高信頼通信方式

(1) 既存の研究

Imielinski らは，クライアントがチャネルを切り替えることにより，目的データを得る構想を示している [Imie94d]。複数のチャネル(3 チャネル以上)が利用できる無線データ放送の環境において，そのうちのひとつをインデックスチャネルに他をデータチャネルに割り当てて出力する。サーバは，データチャネルを用いてそれぞれ異なる情報を流す。また，どのチャネルで何をいつ出力するかはインデックスチャネルで放送出力する。クライアントは，まずインデックスチャネルを受信して求める情報がどのチャネルで放送されているかを知り，そのチャネルに周波数を合わせて求めるデータを受信する。ただし，並行チャ

ネルのデータを有機的な構成とする点までは触れていない。

Koifman らはマルチキャストの高信頼通信プロトコルを提案している [Koif96]。Baruath らは Broadcast Disks に立脚し、再送が許されないリアルタイム向け放送としてデータブロックを拡散して冗長を増し、データの信頼性を上げるということについて研究を行っている。ここでは、冗長度の方向は時間軸に沿うのみである。チャンネル障害については触れられていない [Baru96a], [Baru96b], [Best94a], [Best96]。

Jain らもプッシュ型放送の周期を磁気ディスクに見立てて Airdisks と名づけて、多重ディスク構成を提案し、それを AirRAID と呼んでいる [Jain95]。Broadcast disks の多重ディスクとの相違は、Broadcast disks がひとつの出力チャンネルを複数の出力周期で構成し、その各々をディスクと呼ぶのに対し、AirRAID は多重チャンネル構成を提案している。その利点として、サーバが複数チャンネルにそれぞれ時間をずらして同じデータを放送することにより、クライアントが目的データを受信するまでの待ち時間が短くなること、バーストエラーであるチャンネルのデータを読めない場合でも、他のチャンネルから読むことにより信頼性が上がることなどである。このように信頼性について言及していること、RAID の名称を用いていることは、本研究の第 5 章に先行しているが、データの補完の方法やエラーの種類に対する対処方法など、体系的な整理には至っていない。その他高信頼マルチキャスト通信プロトコルについてもいくつかの研究がなされている [Floy96], [重野 98]。

(2) 本研究との関連

本研究においては、サーバにおいて複数のチャンネルに異なるデータを放送すること、クライアントにおいてチャンネルを切り替えつつ受信を行うこと、放送データの信頼性を高める手法として FEC を用いるが、パリティページの位置を分散させることなどの手法により、従来のシステムでは実現していなかった無線放送独自の課題に対する高信頼性実現の方式を提案した。

第3章

待ち時間と遅延時間を軽減するスケジューリング方式

本章におけるスケジューリングについての検討と提案は、クライアントからサーバへの上り通信を利用することができない環境条件下におけるデータ放送のクライアントの受信待ち時間とサーバの送信遅延時間をなるべく小さくする方式について焦点をあてる。また方式検討に際しては、リアルタイム演算負荷の軽減も評価要素に含めるものとする。

3. 1 緒言

1.2.4 節で挙げたデータ配信方式の分類で述べると、本章の対象とするのは、プッシュ型通信／固定スケジュール方式とプッシュ型通信／可変スケジュール方式である。固定スケジュールとは、予め各ページの出力順序が定まっており、サーバ及びクライアント共に、そのデータの出力順序を認識していることである。スケジュールを固定とする要件としては、以下の点が挙げられる。ひとつは、可変とする条件が存在しない場合である。放送される情報のコンテンツが変化せず、クライアントがどのページ送信を要求しているのか動的な受信率の変化が不明な場合は、クライアントの初期、定常受信率は事前に判明しているものと仮定してスケジュールを定めなければならない。もうひとつの理由は、クライアントの実受信時間を短くするためである。スケジュールが固定であれば、クライアントは求めるページの放送時刻を予測することができ、実受信時間を小さく抑えることができる。

この要件から外れる場合には、スケジュールを可変とする方法（臨機応変にスケジュールを決定する。）が、待ち時間や遅延時間を小さくするために望ましい。すなわち、クライアント端末を常時受信状態としてもバッテリーの消費その他の条件から実用可能な場合がある。あるいは、あるページを一度受信できれば、目的を達する場合もスケジュールを固定にする必要はない。スケジュールを変更するタイミングとしては、クライアントがどのページをどれだけ要求しているかを把握できる場合である。要求数の多いページを優先的に出力すれば全体としてクライアントの待ち時間を抑えることができる（プル型／可変スケジュール方式）。他のひとつは、放送するページのコンテンツが更新される場合である。

コンテンツの更新時毎にそのページを出力すれば遅延は小さくて良い。前者については Wong らが基礎的な研究結果[Wong88]を発表しているが、本研究の対象外とし、本章ではコンテンツ更新に伴うスケジュール変更の方法について取り上げるものとする。

3. 2 固定スケジュールにおける放送ページ配分法

3. 2. 1 べき乗指数

スケジュールが固定の場合は、どのページをどの比率で出力することが望ましいかを判断することが課題となるが、放送配分率を定めるための要素としてページ i に関し、 p_i (定常受信率)、 q_i (コンテンツ更新率)、 r_i (初期受信率) が与えられているとして、この3つの要素をどの程度の重みをつけるかが課題である。それぞれの重みを α 、 β 、 γ の固定値とし、全ページ数を m として、放送出力配分比を w_i を関数の形で表す。

$$w_i = \frac{f(p_i, q_i, r_i, \alpha, \beta, \gamma)}{\sum_{j=1}^m f(p_j, q_j, r_j, \alpha, \beta, \gamma)} \quad (3.1)$$

各要素に重みを課して、それぞれの要素が式に反映され、かつ、式をなるべく簡単に表現するためには、各要素の重みつき和をとる方法と重みつき積をとる方法が考えられるが、各要素はそれぞれ次元の異なる数値であり、各要素の和をとる方法は放送出力配分比率を求める方法としては不適切であり、各要素の重みつき積をとる方法が適切である。重みの付け方としては各要素をべき乗指数で変換すれば、簡便に表現が可能である。式(3.1)を次のように改める。

$$w_i = \frac{p_i^\alpha \cdot q_i^\beta \cdot r_i^\gamma}{\sum_{j=1}^m (p_j^\alpha \cdot q_j^\beta \cdot r_j^\gamma)} \quad (3.2)$$

このように各要素をべき乗指数の重みで変換を行い、各要素の積をとる方法をべき乗指数法と呼ぶこととする。この方法で全ページ平均の待ち時間や遅延時間を低減する放送配分比率をどのように定めれば良いかを検討する。例えば式(3.2)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。

3. 2. 2 待ち時間軽減方式

まず、受信開始から最初に目的データを受信するまでの待ち時間の平均を最小とする放

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、定常受信率、コンテンツ更新率は無関係であるため、 $\alpha = \beta = 0$ と置くと、ページの放送配分比は次式となる。

$$w_i = \frac{r_i^\gamma}{\sum_{j=1}^m r_j^\gamma} \quad (3.3)$$

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 $WAITTIME$ が得られる。

$$WAITTIME = \frac{\sum_{j=1}^m \frac{r_j}{w_j}}{2 \cdot \sum_{j=1}^m r_j} \quad (3.4)$$

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 r_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 [Wong88b]。つまり、 $\gamma = 0.5$ とするのが最適である。平均待ち時間に関しては、解析的に最適値を求めることが容易であるが、その他の場合は最適解を解析的に求めることは困難である。従って本章では、ヒューリスティックに最適解に準じた解を求める方法を検討する。

3. 2. 3 遅延時間軽減方式

本節では、固定スケジュールにおける平均の遅延時間を最小とする放送配分比率について検討する。遅延時間に焦点を合わせるときは、初期受信率の要素は無視する。そのため、式 3.2 において $\gamma = 0$ とおくと、式(3.5)となる。

$$w_i = \frac{p_i^\alpha \cdot q_i^\beta}{\sum_{j=1}^m (p_j^\alpha \cdot q_j^\beta)} \quad (3.5)$$

放送周期を d_i とすると

$$d_i = \left\lceil \frac{1}{w_i} + .05 \right\rceil \quad (3.6)$$

とにおいて ts (タイムスロット) 単位の整数に近似させると、 $d_i \cdot ts$ 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 $UPDATE_i$ は次の式で得られる。

$$UPDATE_i = 1 - (1 - q_i)^{d_i} \quad (3.7)$$

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

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。

$$\begin{aligned}
 LATENCY_i &= \frac{\sum_{k=0}^{d_i-1} ((d_i - k) \cdot q_i \cdot (1 - q_i)^k \cdot ts)}{UPDATE_i} \\
 &= \frac{d_i + 1 - \frac{1 - (1 - q_i)^{d_i+1}}{q_i} \cdot ts}{UPDATE_i}
 \end{aligned} \tag{3.8}$$

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定常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。

$$LATENCY = \frac{\sum_{j=1}^m (p_j \cdot LATENCY_j \cdot UPDATE_j)}{\sum_{j=1}^m (p_j \cdot UPDATE_j)} \tag{3.9}$$

$LATENCY$ を最小とする α , β を求める。この値は一律に決まらず、定常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 の分布は本研究共通に想定している Zipf 分布に従うものとする。

q 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。

与えられた受信率の分布とファイル更新率の平均及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(3.9)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。

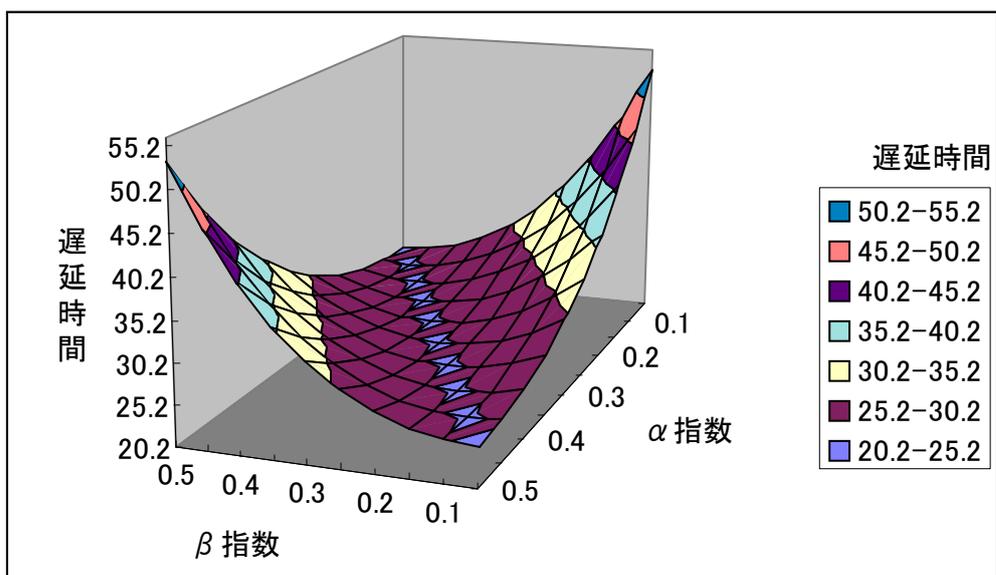


図 3.1 α , β 値による遅延時間 (ファイル数=100, 更新率= 2^{-7} , $\theta=1.0$ 同方向分布)

Fig.3.1 Latency time to α , β value (Number of files=100, update rate= 2^{-7} , $\theta=1.0$ Same Distribution)

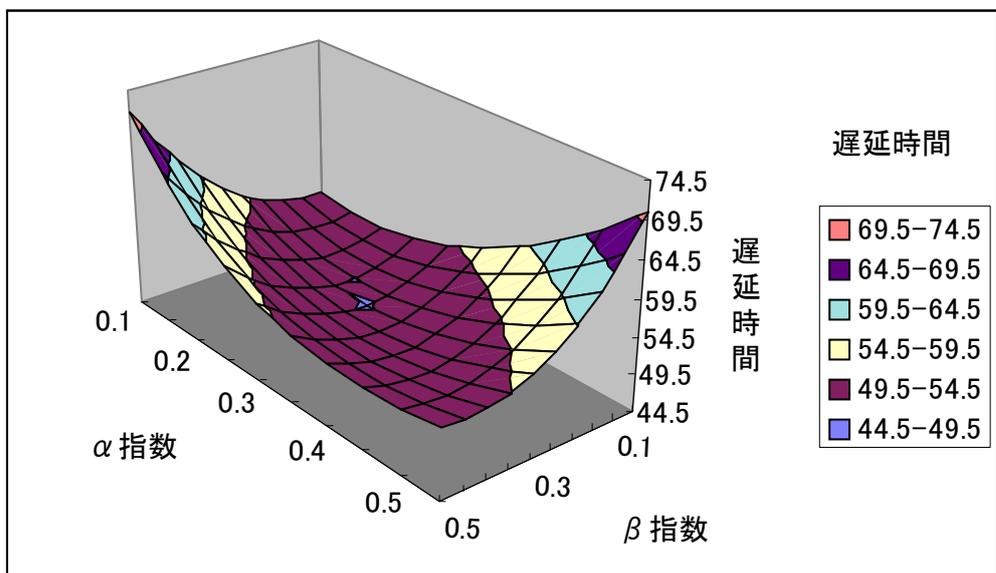


図 3.2 α , β 値による遅延時間 (ファイル数=100, 更新率= 2^{-7} , $\theta=1.0$ 逆方向分布)

Fig.3.2 Latency time to α , β value (Number of files=100, update rate= 2^{-7} , $\theta=1.0$ Reverse Distribution)

図 3.1 と図 3.2 は、ページ数 100、ページの平均更新率を $2^{-7}/ts$ 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それぞれ同じである場合と逆である場合の α 、 β を求めた例である。 α 、 β を各々 0.05 きざみに 0 から 0.5 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。図 3.1 の場合は α と β の合計が 0.55 の近傍である場合、図 3.2 の場合は最適 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も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 $\theta>0$)について観察する。この場合 β は意味を持たない。図 3.3 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。ページの更新率が極めて高ければ、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。ページの更新率が極めて低ければ、 $\alpha=0.232\sim 0.239$ とすれば最適値となる結果を示している。

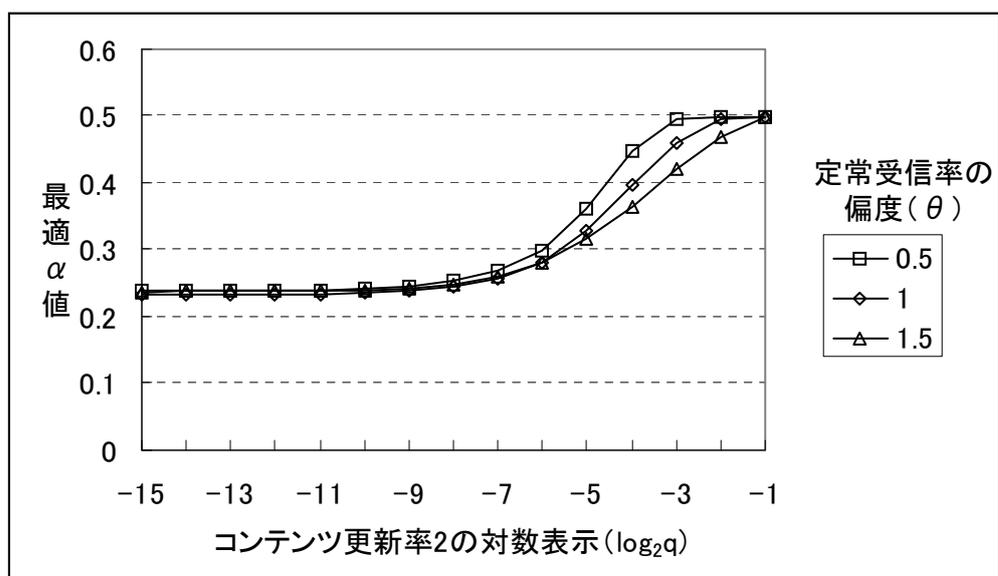


図 3.3 最適 α 値 (更新率一定: 100 ファイル)

Fig.3.3 Best α value (Update Probability is constant. 100files)

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。更新率が極めて高い場合は、 $\beta = 0$ となり、全て平等に出力すれば良い。更新率が下がれば更新率を勘案した配分 $\beta = 0.233 \sim 0.239$ 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。

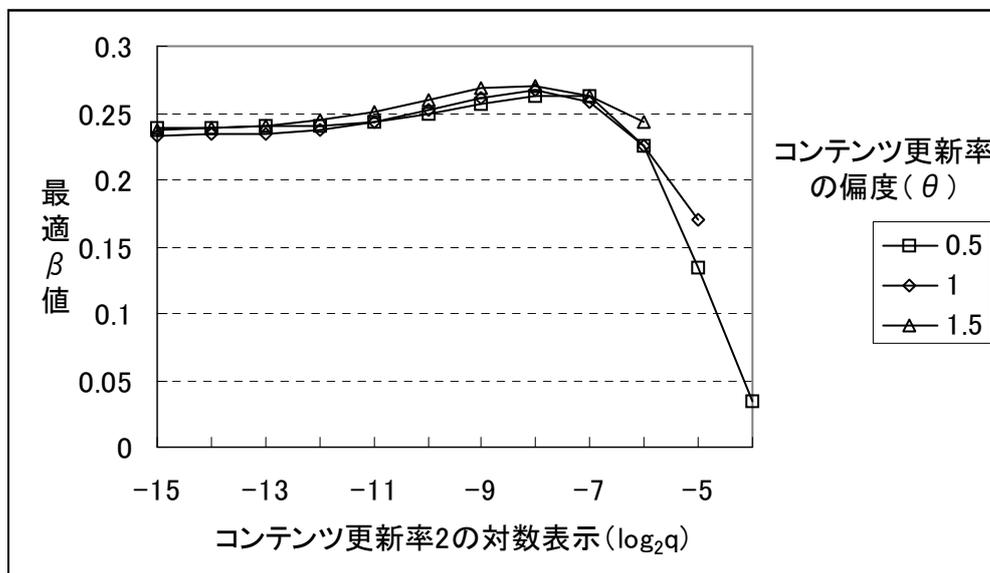


図 3.4. 最適 β 値 (受信率一様 : 100 ファイル)

Fig.3.4 Best β value (Listening rate is constant. 100files)

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。待ち時間は、初期受信率の分布により、望ましい放送配分率が定まるが、遅延時間は定常受信率とコンテンツ更新率の分布によって定まる。目的に応じて放送配分の比を定める必要がある。

3. 3 固定型スケジュールにおける簡易スケジューリング手法

3. 3. 1 Bucket 法の紹介と DCS 法の提案

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ける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評価値($SD1_i = T_i \cdot w_i$)が最大の値を持つページ (i)を選択すれば良い．しかし，毎出力タイミングごとに全ページについて評価値 $SD1_i$ を計算するのは負荷が大きい．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手法により，簡略化することはできる[Vaid96c]．その方法は次のとおりである．

step1: まず，全ページについて選択評価値 $SD2_i = 0 (\forall_i)$ とする． $SD2_i$ の大きさ順に論理的にポインタをつないで，選択順位の行列を作る．(最初は任意)

step2: 選択順位先頭のページを出力する．このページを j とすると $SD2_j = SD2_j + \frac{1}{w_j}$ を

計算して選択評価値を更新する．

step3: 出力されたページを選択順位の行列の先頭から削除し，その行列中に更新された選択評価値の値の大きさに対応して行列に挿入する．挿入を容易とするためには，検索テーブルを設けて，2分法でそのページの当該位置を検索する．選択評価値そのものの計算は1出力タイミング毎に1回で良い．

この方法を本研究では，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．クライアントは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，クライアント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，ひと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ひと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

での待ち時間や遅延時間の増加を抑えつつ、選択を簡単にすることができる。Vaidya らは、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[Vaid96b]。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 $w_1 - (g-1) * def \geq w_i > w_1 - g * def$ ($g=0 \sim numgrp$ 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($tmax_g$)のファイルをひとつずつ選択し、 $p_g \times tmax_g^2$ 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のこる。また、放送周期も安定していない。そのため、本研究で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割を行う。これを放送率等累積分割法と呼ぶこととする。

図 3.5 にグループ分割のロジックを示す。 $gid_{1 \sim numgrp}$ 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。また、図 3.6 に Bucket 法と DCS 法のグループ分割の概念図を示す。

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。簡単な具体例を挙げて説明する。Bucket 法の場合、DCS 法の場合共に、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。(図 3.7 参照)

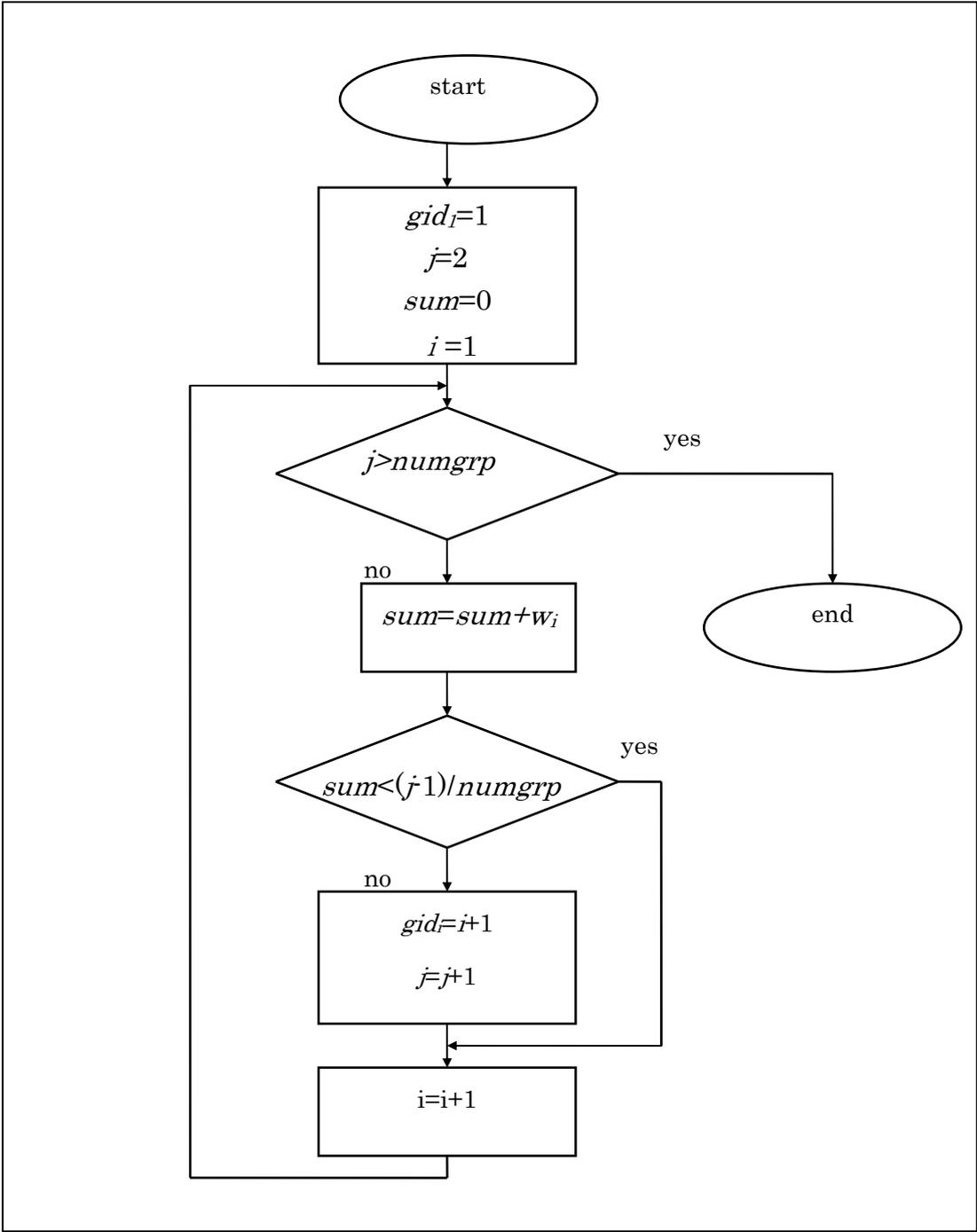


図 3.5 DCS 法におけるグループ分割フロー

Fig.3.5 Grouping Flowchart at DCS method

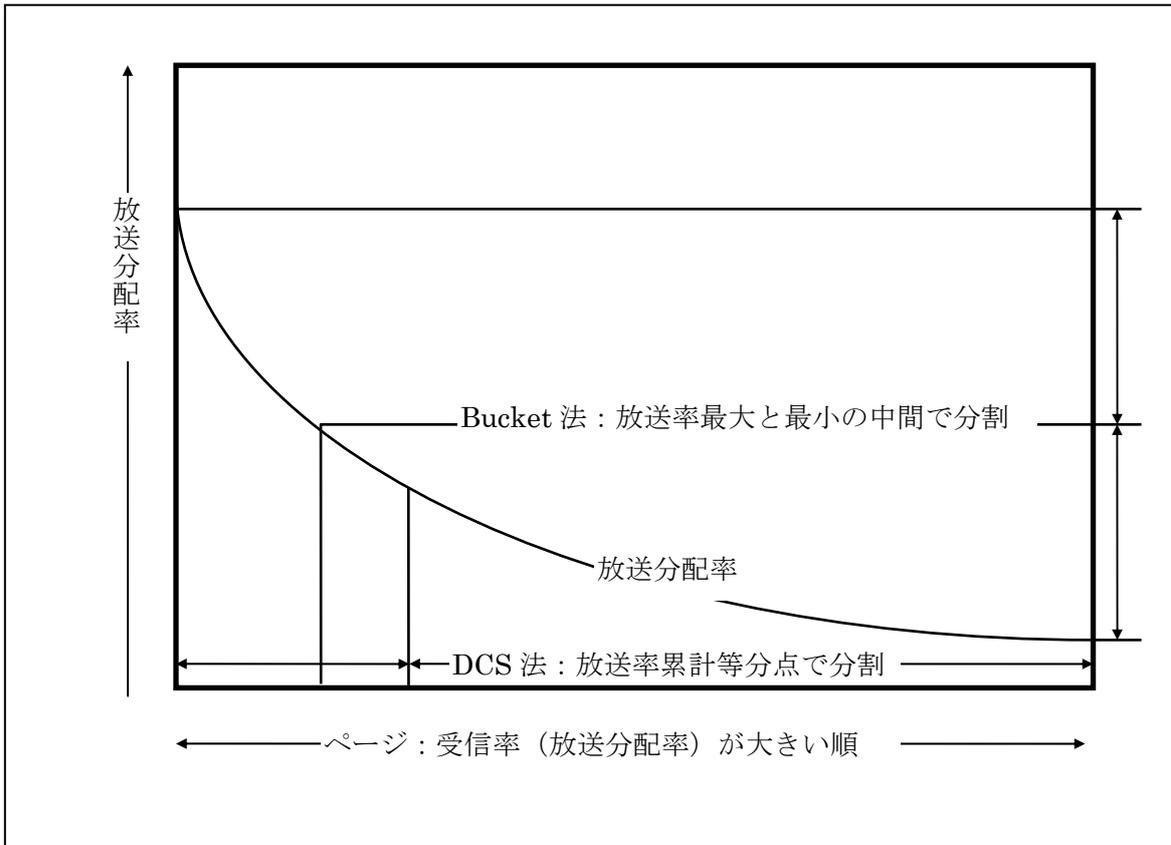


図 3.6 Bucket 法と DCS 法におけるグループ分割

Fig.3.6 An example of Grouping at Bucket method and DCS method

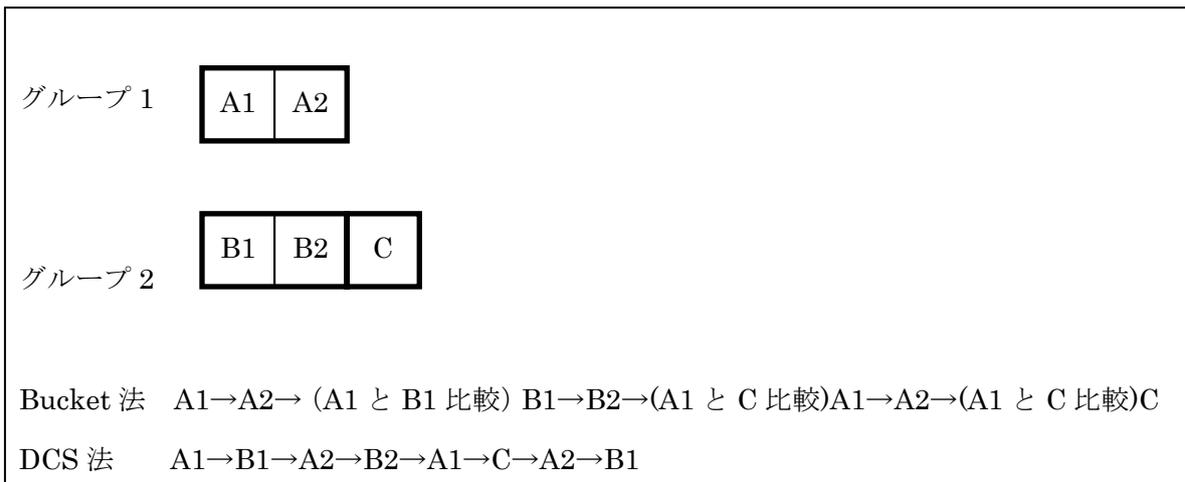


図 3.7 Bucket 法と DCS 法のページ選択

Fig.3.7 Order of output page in Bucket method and DCS method

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 **Broadcast disks**[Acha95]と類似しているが、次の点で **Broadcast disks** の手法のあいまいさをなくしている。ひとつは、**Broadcast disks** 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。もう一つは、**Broadcast disks** 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、可変長ファイルをひと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、一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し、目的ページの出力予測が可能となる。

3. 3. 2 固定型スケジュール方式の評価

3.3.1 節で提案した DCS 法の有効性を評価する。比較対象として、全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、本研究で提案する DCS 法、Bucket 法に DCS 法で示した放送率等累積分割法を取り入れた改良型 Bucket (Improved Bucket) 法を評価する。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、ここでは比較をわ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に評価する。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り確認を行う。

定常受信率は $\theta = 0.25 \sim 1.5$ の Zipf 分布に従うものとする。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、ファイル番号の順に (定常受信率が小さくなるにつれて)、ファイル長が長くなる増加型、ファイル番号の順に、ファイル長が短くな

る減少型、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 4 パターンを評価する。なお、増加型及び減少型ともに 1~10 ページの長さのファイルが等しい数だけ存在するとする。その他のパラメータとして、放送ファイルの数= $numdata$, Bucket 法, IDS 法など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 3.1 にパラメータの条件を示す。

表 3.1 パラメータの定義

Table 3.1 Parameter definition

パラメータ	定義
スケジューリング手法	FLAT, IDS, Bucket, DCS, Improved-Bucket
定常受信率の分布と偏度	Zipf 分布 ($\theta = 0.25, 0.5, 0.75, 1.0, 1.25, 1.5$)
ファイル長	固定長 (1 ページ) 及び可変長 (1~10 ページ:増加型, 減少型, ランダム型)
ファイル数	$numdata=100, 1000$
グループ数	$numgrp=2\sim 20$ (デフォルト値=5)
べき乗パラメータ	$\alpha = 0.5\sim 1$ (デフォルト値=0.5.)

図 3.8 は、ファイル長=固定長、 $numgrp=5$, $\alpha = 0.5$, $numdata=100$ とし、FLAT 法, IDS 法, Bucket 法, Improved Bucket 法, DCS 法の 5 手法と、 $\theta = 0\sim 1.5$ とした場合の Zipf 分布の組み合わせについて計算した結果である。図 3.9 は $numdata=1000$ とし、他の条件は図 3.8 と同様にした場合である。これから以下のことが言える。①Zipf 分布の偏りが大きいほど平均待ち時間が減少する。②IDS 法が最も効果的である。③Improved-Bucket 法が IDS 法に次ぐ。④DCS 法は、Improved-Bucket 法に次ぐ。しかし、Improved-Bucket 法と DCS 法の差はほとんどない。放送率等累積分割法を採用すれば、機械的に選択を行ってもパラメータの比較計算を行っても大差がなく、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 Improved-Bucket 法より優れており、実用可能な手法である。

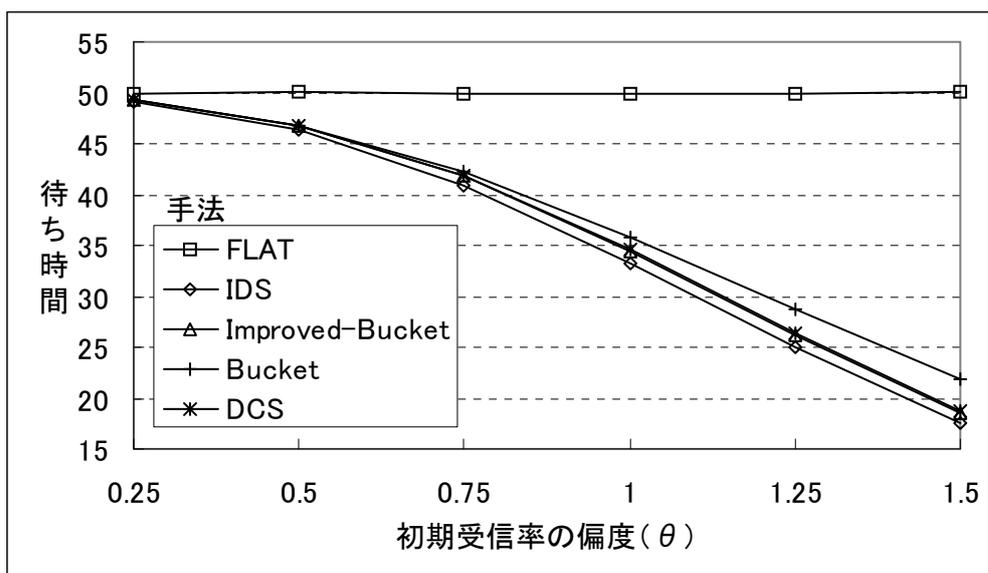


図 3.8 各手法を用いた場合の待ち時間(100 ファイル/固定長)

Fig.3.8 Waiting time by each method(100 files/Fixed Length)

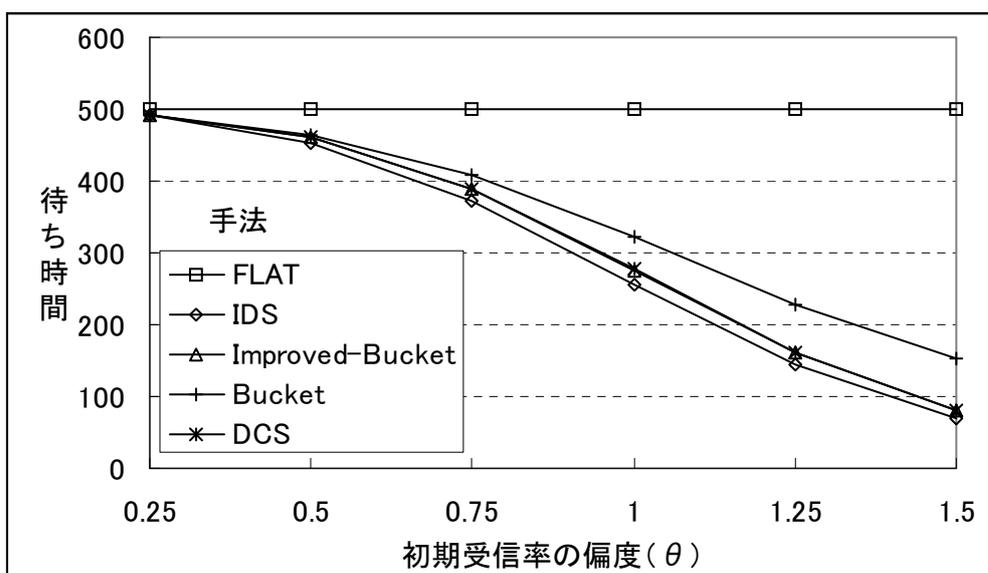


図 3.9 各手法を用いた場合の待ち時間(1000 ファイル/固定長)

Fig.3.9 Waiting time by each method(1000 files/Fixed Length)

④Bucket 法はグループ分割の方法が不十分なため、DCS 法や Improved-Bucket 法で採用した放送率等累積分割法に比べて、待ち時間が大きい。特に、ページ数が多いとき、Bucket 法は他の方法と比べて差異が大きくなる。また、分布の偏りが大きいときも差が顕著であ

る。

図 3.10 はファイルの長さが可変長でその分布が増加型の場合、図 3.11 は減少型の場合、図 3.12 はランダム型の場合の、各手法における平均待ち時間を示したものである。その他の条件は図 3.8 の場合と同じである。増加型の場合は、Improved-Bucket 法よりも DCS 法が良い結果を得ている。これは、増加型の場合は定常受信率が高い、すなわち放送配分率が高いファイルのページ数が少ないので、ファイルのなかのページ単位に間欠的に出力を行っても待ち時間増大につながらないためである。減少型の場合は、Improved-Bucket 法が DCS 法より待ち時間が小さくなる。また、DCS 法は Bucket 法とほとんど差異がなくなる。減少型の場合は放送配分率の高いファイルのページ数が多いため、DCS 法におけるファイルのページ単位の間欠的出力が不利に働くからである。ランダム型の場合はこの中間的な傾向を示している。この結果から、Bucket 法はグループ分割の方法が不十分であり、待ち時間減少の効果は不十分である。Improved-Bucket 法、DCS 法はファイル長の特長により、どちらが有利となるか結果は異なる。しかし、DCS 法はスケジューリングが機械的で周期が安定しており、クライアントの実受信時間を抑えるためには有効である。これらの特徴を表 3.2 に示す。

表 3.2 各スケジューリング手法の特徴

Table 3.2 Features of scheduling methods

	待ち時間	選択手順	周期安定性	特徴
FLAT	大	もっとも簡単	安定	単純
IDS	最小	もっとも複雑	不安定	理論的待ち時間減少最適解
Bucket	中	中	不安定	計算法として不十分
Improved-Bucket	小～中	中	不安定	待ち時間減少目的では最適解に近い。
DCS	小～中	簡単	安定	周期の安定性・計算負荷軽減重視

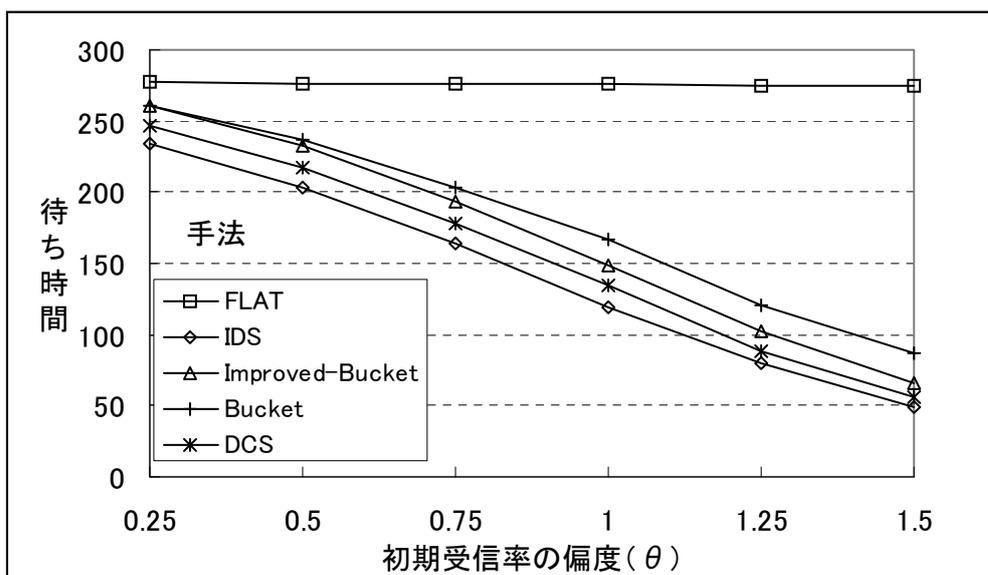


図 3.10 各手法を用いた場合の待ち時間(100 ファイル/可変長/増加型)

Fig.3.10 Waiting time by each method(100 files/Variable Length/Increase Type)

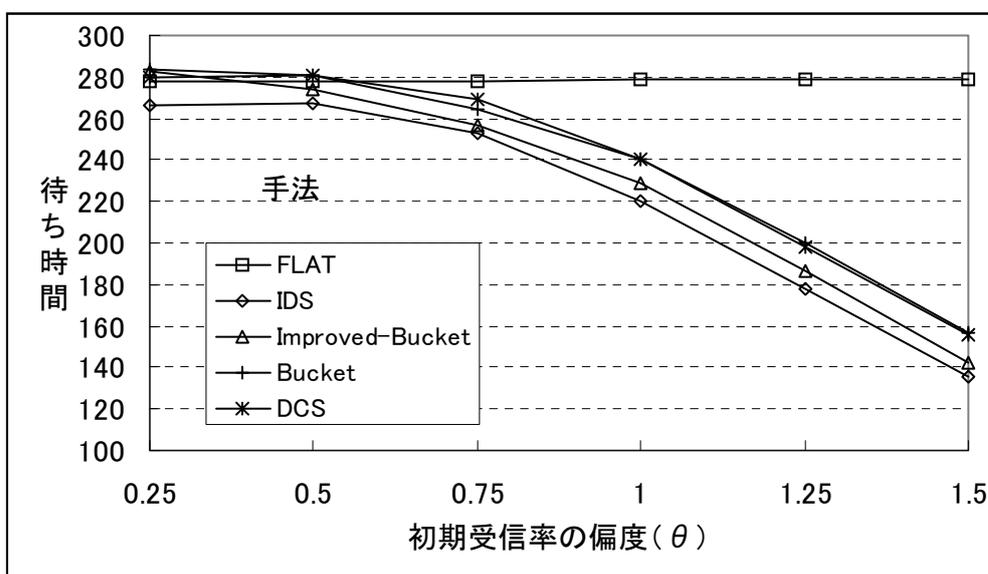


図 3.11 各手法を用いた場合の待ち時間(100 ファイル/可変長/減少型)

Fig.3.11 Waiting time by each method(100 files/Variable Length/Decrease Type)

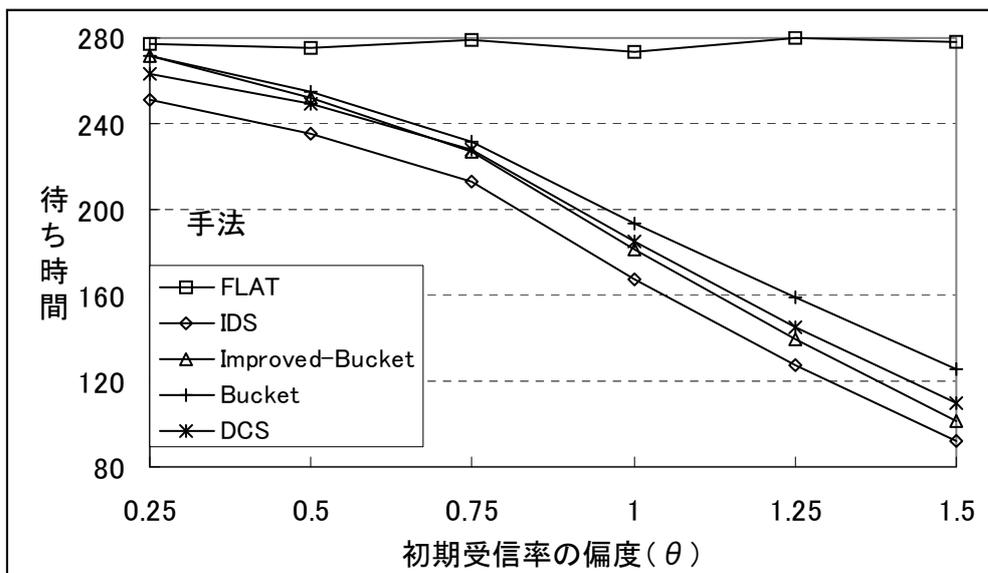


図 3.12 各手法を用いた場合の待ち時間(100 ファイル/可変長/ランダム型)

Fig.3.12 Waiting time by each method(100 files/Variable Length/Random Type)

Bucket 法, Improved-Bucket 法, DCS 法におけるグループの数と待ち時間との関係を図 3.13 に示す. $\alpha=0.5$, Zipf 分布係数 $\theta=1.5$, 1 ファイル=1 ページの固定長, ファイル数 $numdata=1000$ として, $numgrp=2\sim 20$ の値をとる. Improved-Bucket 法と DCS 法の差はほとんどない. 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 法は機械的に割り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 法に近づいて行くのに対し, 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 法に近づいて行くためである. 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.

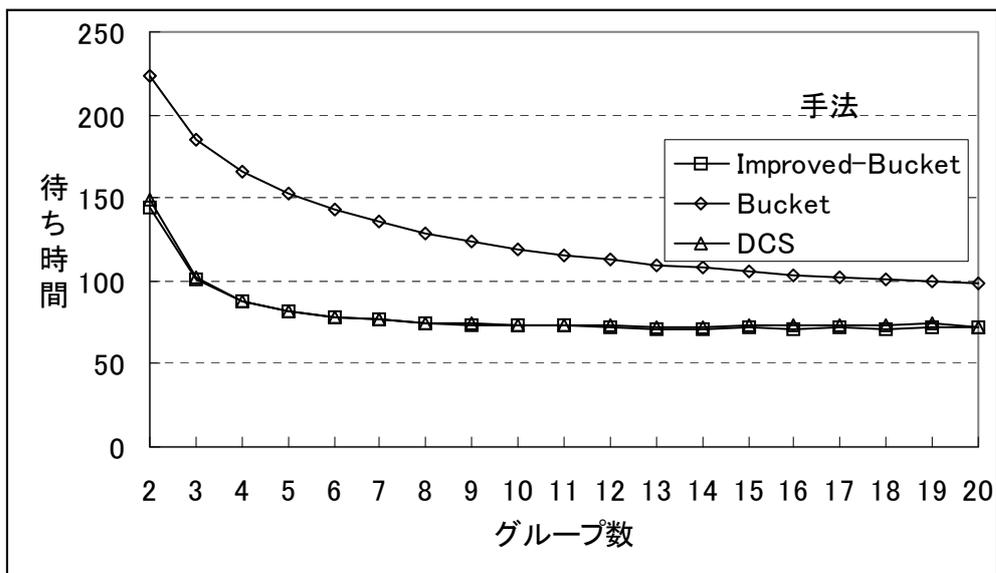


図 3.13 グループ数による待ち時間

Fig.3.13 Waiting time to number of groups

ひと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 3.3 はファイル長をランダムの変長型, 受信率分布を $\theta = 1.0$, ファイル数を 100, グループ数を 5, 1 ファイルのページ数を最小 1 ページ, 最大を各々 1, 10, 100 とした場合 (平均ページ数は, 1, 5.5, 50.5 となる.) 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 法はこの評価の範囲内では Bucket 法より効率が良いが, 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, 待ち時間が相対的に増大する. ページの単位を粗くすると, 一般に必要なデータのサイズとページのサイズの差が一般に大きくなるので通信効率が悪くなる. 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. 帯域の効率と待ち時間との関係はトレードオフである.

表 3.3 ファイル長と待ち時間

Table 3.3 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

3. 4 可変型スケジュールにおける遅延軽減手法

3. 4. 1 提案手法

本節では、スケジュールが可変な場合における出力ページ選択方法について検討する。このうち、クライアントからの要求に応じて待ち時間を最小にするため出力ページを選択する方法については、Wong [Wong88b]が、クライアントからのページ要求数とそれまでの待ち時間との関係から、適切なスケジュール手法を提案しているので、本研究では検討の対象外とし、遅延時間に着目して検討を行う。可変型スケジュール環境における遅延軽減方式とは、コンテンツが更新されたページが放送されず累積されていた場合や同時に複数のページのコンテンツが更新され、サーバから出力すべきページが複数存在するとき、全体として遅延が小さくなるページを選択出力かを定める方式のことである。そのため、ページの選択手法を検討する。

(1)基本手法 (TP 法)

まず、いくつかの基本的なページ選択手法を挙げる。第1は、コンテンツの更新時刻が古いページ順に出力すること、つまり遅延時間が最大のページを選択する手法である（先着順方式）。第2は定常要求率が最大のページを選択する手法である（要求率順方式）。第3にそれらを折衷する方法である。折衷の方法は、次のように考える。遅延時間と定常要求率の両者の要素を取り入れて選択基準値を算出し、その値が最大の値を持つページを選ぶものとする。折衷係数を k ($0 \leq k \leq 1$) とするとページ i の選択基準値 SD_i は、 T_i 、 P_i 、 k の3つの要素からなる関数として表わせる。

$$SD_i = f(T_i, p_i, k) \quad (3.10)$$

簡易な計算で遅延時間と定常要求率の両者の要素を取り込もうとすると、加算は両者のデータの性質が全く異なるため不適当であり、積算で選択基準値を選ぶ手法の方が適している。 α の値により、 SD_i において相対的に p_i の要素を無視して T_i の要素だけで決まる場合（先着順方式）から、その逆の場合（要求率順方式）までを簡易な形で表現する関数として、3.2 節と同様に、 T_i 、 p_i をそれぞれ折衷係数 k 、 $1-k$ でべき乗変換する方法を考察する。式(3.10)を、次のように改める。

$$SD_i = T_i^k \cdot p_i^{1-k} \quad (3.11)$$

$0 \leq k \leq 1$ とする。ここで $k=1$ とおくと、 p_i の要素は無視して、 T_i の要素だけで決定する

先着順方式となり、 $k=0$ とおくと、 T_i の要素は無視して、 p_i の要素だけで決める要求率順方式となるので、折衷方式は先着順方式と要求率順方式を包含することとなる。ゆえに、以下は先着順方式と要求率順方式を省略し、それらは折衷方式の両方の極限を示すものとして捉える。ところで、選択基準値は絶対的な値に意味はなく、比較のための相対値に過ぎない。 T_i と p_i の両方の要素をべき乗計算するのは計算負荷上得策でなく、いずれかをそのままとした値と他方をべき乗変換した値との積を選択基準値とすれば計算は楽になる。 T_i は計算する度に値は必ず変わるが、 p_i はリアルタイムに測定できないため一定と仮定するか、または変わるとしてもその頻度は遅延時間と同等か少ないと想定して良い。計算量削減の観点から T_i より p_i をべき乗変換の方が望ましいと判断できる。 $k>0$ のとき、

$$\alpha = (1-k)/k \quad (3.13)$$

とおき、置換評価係数 CSD_i を定義する。

$$CSD_i = SD_i^{1/k} = T_i \cdot p_i^\alpha \quad (3.14)$$

この折衷方式において、全てのページの T_i と p_i^α との積を計算し、その最大値を求め、該当するページを出力データとして選択する手法をTP法と呼ぶこととする。

(2) 選択評価対象打ち切り手法 (RxW法)

TP法の計算において、 p_i が変わらないという前提をおき、 p_i^α の値は変化しないとしても、 T_i については毎回値が変わる。ページ数が多い場合、TP法は計算負荷が大きい。

このため、TP法を簡略化した計算手法を考察する。Aksoyらは、オンデマンド型通信における出力ページ簡易選択法として、RxW法を提案し、評価を行っている[Akso98a]。 R_i をページ*i*の要求クライアント数、 W_i を最初にクライアントが要求開始してからの時間を意味するものとする、 R_i が多い順から一定数ページと W_i が大きい順から一定数ページを選び、それぞれについて R_i と W_i との積を計算し、そのなかで最大の値を持つページを選択する手法がRxW法である。我々はこの手法を更新における遅延軽減のための出力ページ選択法に応用してみる。用語の統一のため、 R_i の代わりに T_i を用い、 W_i の代わりに p_i^α を用いて $T_i \times p_i^\alpha$ が最大のページを探すものとする。図3.14にRxW法概念を示す。

最大待ち時間 (T_i) 順

要求数 (率) (P_i) 順

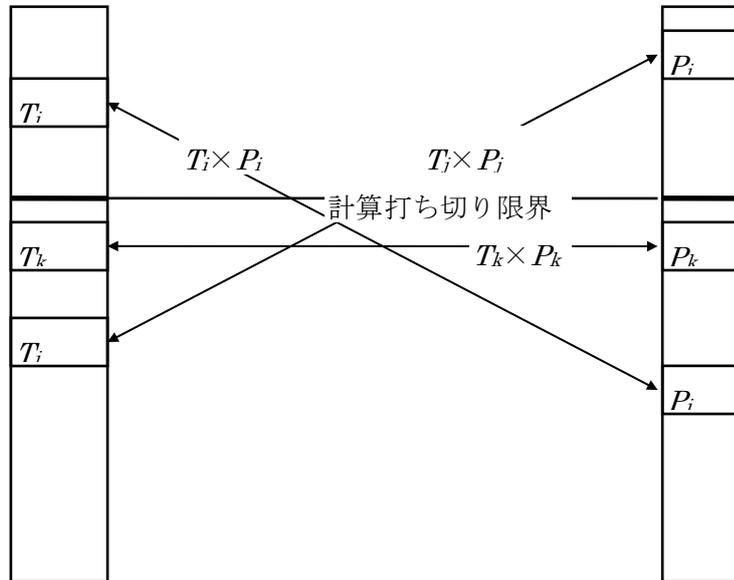


図 3.14 RxW 法

Fig. 3.14 RxW Method

(3) グループ化手法 (GP 法)

もうひとつの TP 法の計算簡略化手法として定常要求率が近似したページを集めてグループを作り，グループ単位で比較計算を行う手法を提案する．各ページの出力配分率を s_i とすると， p_i と α により，以下の式で各ページの出力配分率を定める．

$$s_i = \frac{p_i^\alpha}{\sum_{j=1}^m p_j^\alpha} \quad (3.15)$$

グループ分割の方法は，図 3.5 に示した放送率等累積分割法にて行う．オフライン処理で以上のグループ分割を行った後，オンライン時に，次の方法で出力するページを選ぶ．まず，グループ別に更新ページの先着順に待ち行列を作り，各々のグループにおける先頭順位のページの遅延時間を T_i とする．各先頭ページの中で $T_i \times p_i^\alpha$ が最大のページを選択する．この方法は定常要求率が近似するページをまとめ，グループ内では先着順方式を採用することにより，負荷の軽減を図るものである．以下，GP 法と呼ぶ．図 3.15 に GP 法の概念を示す．

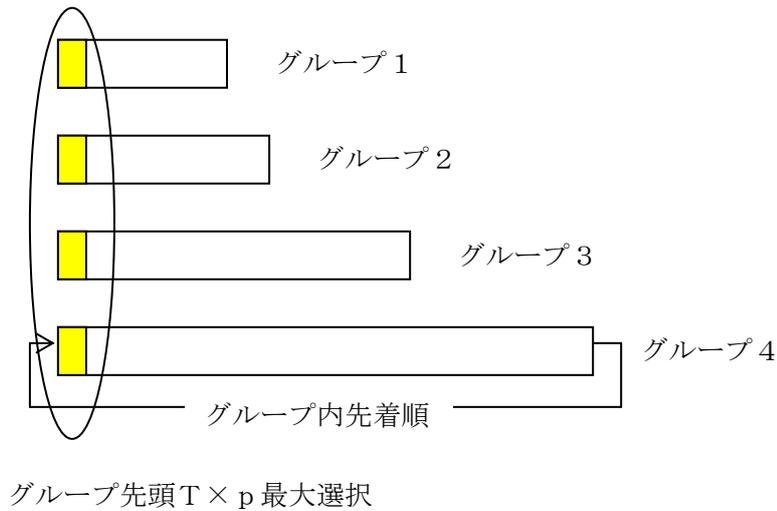


図 3.15 GP 法

Fig. 3.15 GP Method

(4) 基準時刻設定手法 (ST 法)

別の演算負荷軽減方法として、各ページに基準時刻を設定しそのもっとも早い時刻を選択する手法を提案する。まず、式(3.5)、(3.6)の方法により、最適な α 、 β を探索法により求め、そのページの更新率と定常要求率からべき乗指数法により各ページの望ましい放送周期を求める。放送周期を求める方法はべき乗指数法を用いる。

次に当該ページを放送出力する基準時刻 T_s を計算する。基準時刻を T_s とすると新たにページの更新が発生したとき、式(3.8)を変形して以下の式で求める。

$$\begin{aligned}
 T_s &= T_u + d_i \cdot \frac{d_i + 1 - \frac{1 - (1 - q_i)^{d_i + 1}}{q_i}}{d_i} - 1 + T_c \\
 &= T_u + d_i - \frac{1 - (1 - q_i)^{d_i + 1}}{q_i} + T_c
 \end{aligned} \tag{3.16}$$

T_u は基準時刻計算のときの時刻、すなわち当該ページのコンテンツが更新されたときの時刻である。更新があった時刻に固定スケジュール方式における平均遅延時間を加えて 1 を減ずる。なお、式(3.8)の場合は、当該ページの放送出力間に更新が発生しなかった場合を遅延時間の計算から除くため、当該区間の更新率で除しているが、式(3.16)の場合は更新が発生した時点で計算を行うので、更新率で除する必要がないのが異なる。1 を減ずる理由

は、最初に基準時刻を計算する可能性のある時刻は出力後 1 タイムスロット後になってからのためである。その値に調整値 T_e を加える。 T_e の初期値はゼロとし、当該ページが実際に出力された時刻 (T_{out}) と基準時刻との差異を調整用に保存するものである。 $(T_e = T_s - T_{out})$ 当該ページが基準時刻より早く出力されれば次の基準時刻設定では遅くなるよう、遅く出力されれば早くなるよう調整するのに用いられる。この手法は平均して 1 タイムスロットに 1 回以下の基準時刻設定のみで済む。基準時刻が最も小さいページを放送出力ページとして選択する。これを ST 法と呼ぶこととする。ただし、以下の提案手法の評価で、個々のページの更新率は事前に把握できないものとして、実際には更新率に差異があっても、式(3.5)において $\beta = 0$ とし、個別の更新率の要素は基準時刻設定上不明とした場合の効果について試算するものとする。図 3.16 に概念を示す。

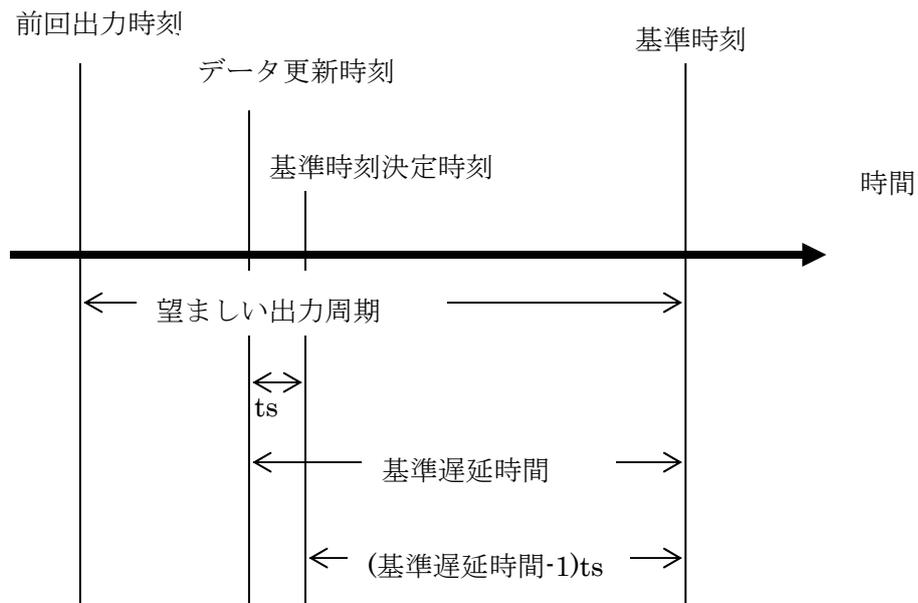


図 3.16 ST 法

Fig. 3.16 ST Method

3. 4. 2 提案手法の評価

(1)各手法比較

各手法において、 T_i の要素と p_i の要素の比重をどの程度にすれば良いか、すなわち α の値をどう設定すれば、遅延時間を低く抑えることができるか、また、TP 法, RxW 法, GP 法, ST 法の各手法を採用するといかなる遅延値となるかを、シミュレーションにより検討する。本章では Zipf 分布において、 $\theta=1$ とし、 α の値を 0 から 2 まで変化させて遅延が最小となる α を求める。各ページの 1 タイムスロットあたり平均更新率(q)が等しく、その値を 2^{-1} から 2^{-9} とした場合の各 α 値による平均遅延時間を図 3.17 (TP 法), 図 3.18(RxW 法), 図 3.19(GP 法), 図 3.20(ST 法)に示す。なお、ページ数は $2^8=256$ ページ, RxW 法における打ち切り数は T_i , p_i^α をそれぞれ上位から 8 ページ, GP 法におけるグループ数は 5 を例として用いている。

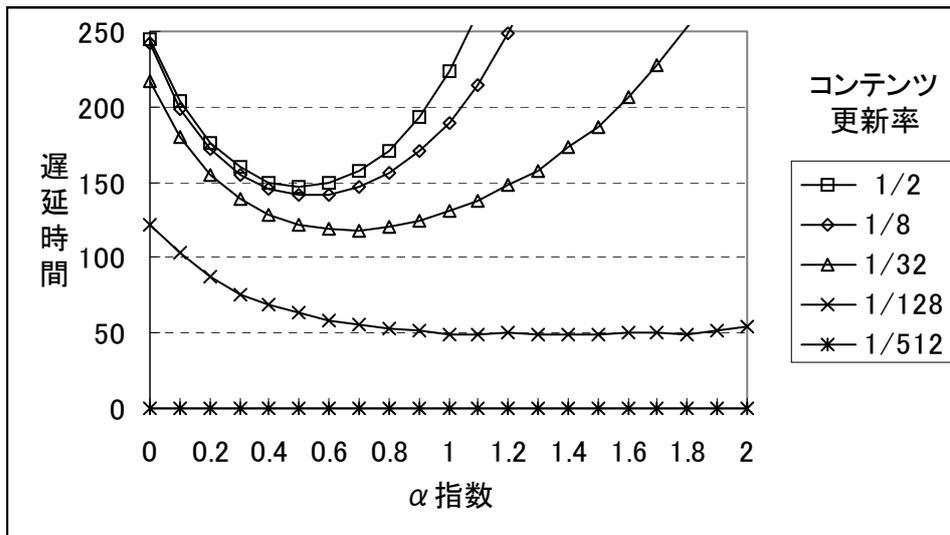


図 3.17 TP 法による遅延時間

Fig.3.17 Latency time with TP method

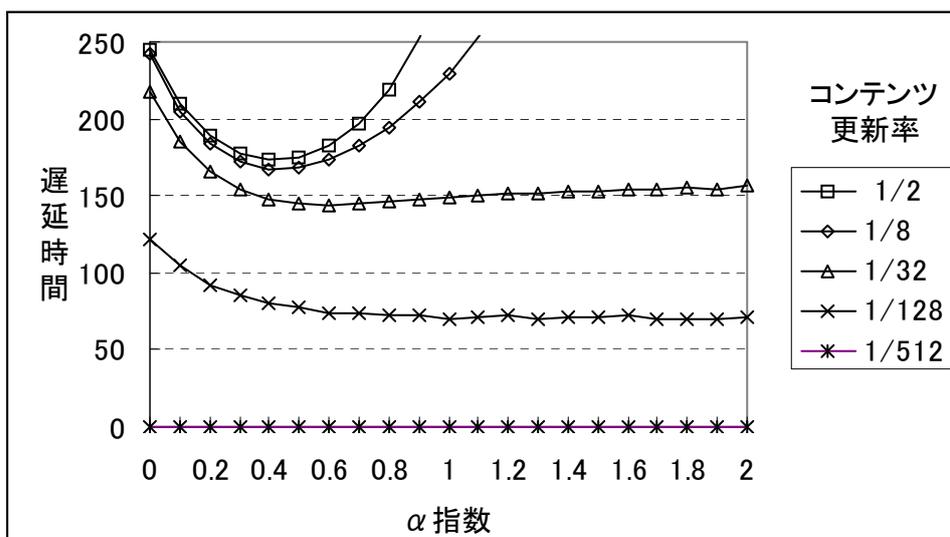


図 3.18 RxW 法による遅延時間

Fig.3.18 Latency time with RxW method

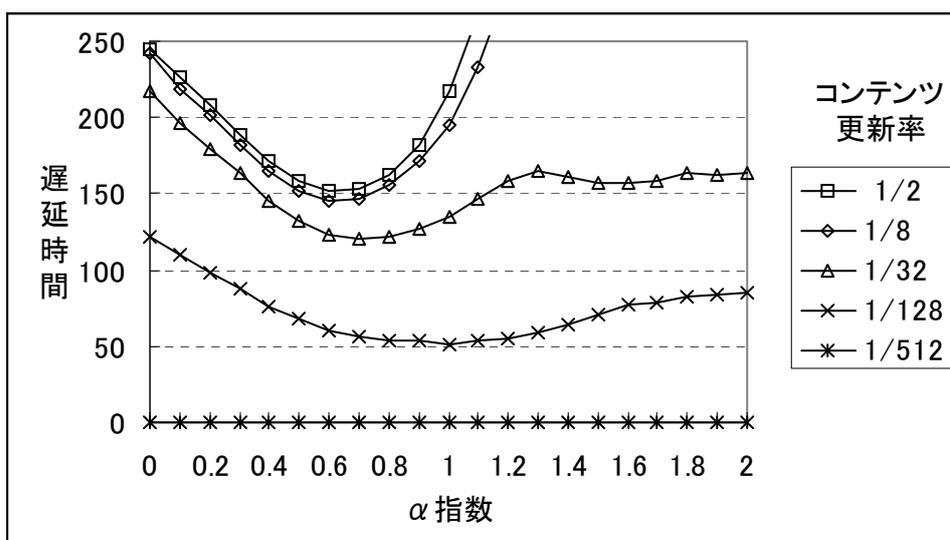


図 3.19 GP 法による遅延時間

Fig.3.19 Latency time with GP method

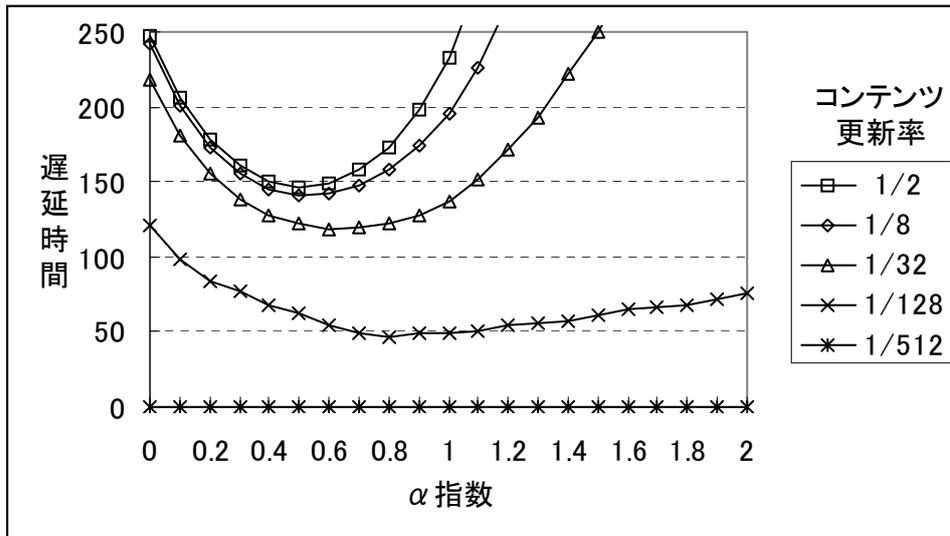


図 3.20 ST 法による遅延時間

Fig.3.20 Latency time with ST method

いずれの手法においても， q が極めて大きい場合は， $\alpha=0.5$ が最も遅延時間が少ない結果となっている．その理由は容易に証明できる．ページの更新率が非常に大きい場合，すなわち各タイムスロットにおいて常時コンテンツが更新されている場合を想定すると，ページの出力直後に更新が発生するので，ページの出力間隔と遅延時間はほぼ等しくなる．ページ i の送信間隔を d_i とする．また， $s_i=1/d_i$ とおく．以下の式が成立する．

$$\sum_{i=1}^m s_i = 1 \quad (3.17)$$

平均遅延時間 $LATENCY$ は次の式で得られる．

$$\begin{aligned}
 LATENCY &= \sum_{i=1}^m \left(\frac{\frac{P_i}{s_i}}{\sum_{j=1}^m P_j} \right) \\
 &= \frac{\sum_{i=1}^m \frac{P_i}{s_i}}{\sum_{j=1}^m P_j} = \frac{1}{\sum_{j=1}^m P_j} \left(\frac{P_1}{s_1} + \frac{P_2}{s_2} + \sum_{i=3}^m \frac{P_i}{s_i} \right) \\
 &= \frac{1}{\sum_{j=1}^m P_j} \cdot \left(\frac{P_1}{s_1} + \frac{P_2}{1-s_1-\sum_{i=3}^m s_i} + \sum_{i=3}^m \frac{P_i}{s_i} \right)
 \end{aligned} \quad (3.18)$$

$LATENCY$ を s_1 で微分し， $LATENCY$ が最小値となる s_1 を求める．

$$\frac{\partial LATENCY}{\partial \alpha_1} = \frac{1}{2 \cdot \sum_{j=1}^m p_j} \left(-\frac{p_1}{s_1^2} + \frac{p_2}{(1-s_1-\sum_{i=3}^m s_i)^2} \right) = 0 \quad (3.19)$$

$$s_1 = \frac{1 - \sum_{i=3}^m s_i}{1 + \sqrt{\frac{p_2}{p_1}}} \quad (3.20)$$

同様に $LATENCY$ が最小になる s_2 を求める.

$$s_2 = \frac{1 - \sum_{i=3}^m s_i}{1 + \sqrt{\frac{p_1}{p_2}}} \quad (3.21)$$

ここから s_1 と s_2 の最適の比を求めると

$$\frac{s_1}{s_2} = \sqrt{\frac{p_1}{p_2}} \quad (3.22)$$

が成立する. 同様に s_3 以降についても成立するので, 遅延時間を最小にするためには, 各ページの出力配分を定常要求率の平方根に比例させるのが最適である. TP 法, RxW 法, GP 法の場合, 折衷法を基本としているが, $\alpha=0.5$ とすると定常要求率の平方根に比例する結果となる. また, ST 法の場合も同様に定常要求率の平方根に比例した配分を設定基準値とすることになる. 平均更新率が低くなるにつれて, 最適 α の値は大きくなる. GP 法において α の値に対して遅延時間が複雑な曲線を示しているが, これは各ページのグループ化において配分率合計が平等に近く分割ができるか否かによるためである. 更新の頻度が極めて低い場合には, 要求率順方式で十分であることは, 容易に判断できる. しかし, 更新率が大きく過密な場合は α の値による平均遅延率の差異は大きい, 更新率が小さくなると α の値が 0.5 以上であれば, α の値による差異は小さくなる. また更新率とページ数の積が 1 未満となると, 出力すべきページが 1 タイムスロットに平均 1 つ以下となるので遅延時間は大幅に減少する.

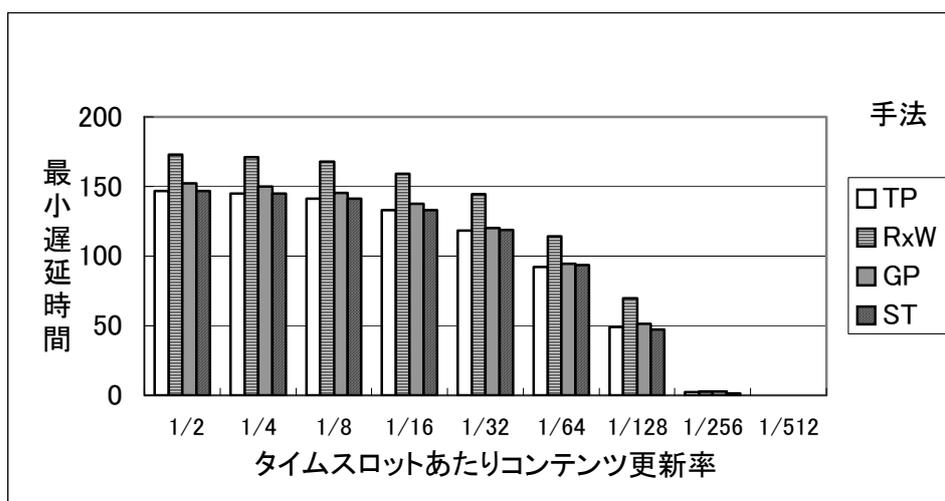


図 3.21 最小遅延時間

Fig. 3.21 Latency time for optimal α

図 3.21 に各 q の値に対して、各手法が最適の α 値をとった場合の遅延時間を示し、表 3.4 に各手法についての比較を示す。実験条件は図 3.17～図 3.20 と同じである。ST 法は TP 法とほぼ同等の遅延時間であり、遅延時間を抑えるには有効な手法である。比較の基本となる数値は平均して、1 タイムスロットに 1 回の計算で済み、TP 法に比べて計算時間が小さくて済む。しかし、出力順位保守のための計算が必要であり、この計算は 2 分探索のため、 $\log_2 m$ 回以上の大小判定が必要であるので GP 法よりは一般に計算負荷が大きい。GP 法は各グループの代表のみ選択して比較すれば良いので計算負荷はもっとも小さい。しかし、ST 法よりは遅延時間が大きい。単純に評価対象を削減した RxW 法はあまり効果が上がらず、この手法の採用は得策でない。

表 3.4 スケジューリング手法

Table 3.4 Scheduling Method

手法	手法	遅延時間	演算時間	備考
TP 法	受信率のべき乗変換値 ×経過時間の最大値を 選択.	最も小さい	最も大き い.	基本的な手法
RxW 法	TP 法の簡易型. 評価対 象を限定.	大きい	大きい.	評価対象を増やせば遅 延時間が減少し, 演算時 間が増大する.
GP 法	TP 法の簡易型. 類似受 信率をグループ化して 比較.	比較的小さい	小さい.	グループ数を増やせば 遅延時間が減少し, 演算 時間が増大する.
ST 法	出力基準時刻を設定し その大小で選択.	小さい	比較的小 さい.	更新率が判明している ことが望ましい.

(2) 定常要求率と更新率分布による差異比較

TP 法において, 各ページの定常要求率と更新率の分布傾向が異なる場合における遅延時間の傾向を確認する. そのため, 次の 2 つの端的な場合の例を示す. 図 3.22 は, 定常要求率と更新率が, 共に $\theta=1$ の Zipf 分布に従い, 各々の率の順番が一致している場合の TP 法による遅延時間を示す. 図 3.23 は図 3.20 と同様に共に $\theta=1$ の Zipf 分布に従うが, 各々の率の順番が逆転している場合を示す. 他の条件は図 3.17 の場合と同じとする. (ただし, 各ページの更新率は 1 以下である. 想定した更新率分布において更新率最大のページのページを 1 以下とするためには, 平均更新率は 2^5 未満の値としなければならない.) 図 3.22 の場合は, 最適 α の値は図 3.17 で示す更新率が等しい場合より, 小さい方向に振れ, 図 3.23 の場合は, 大きい方向に振れている.

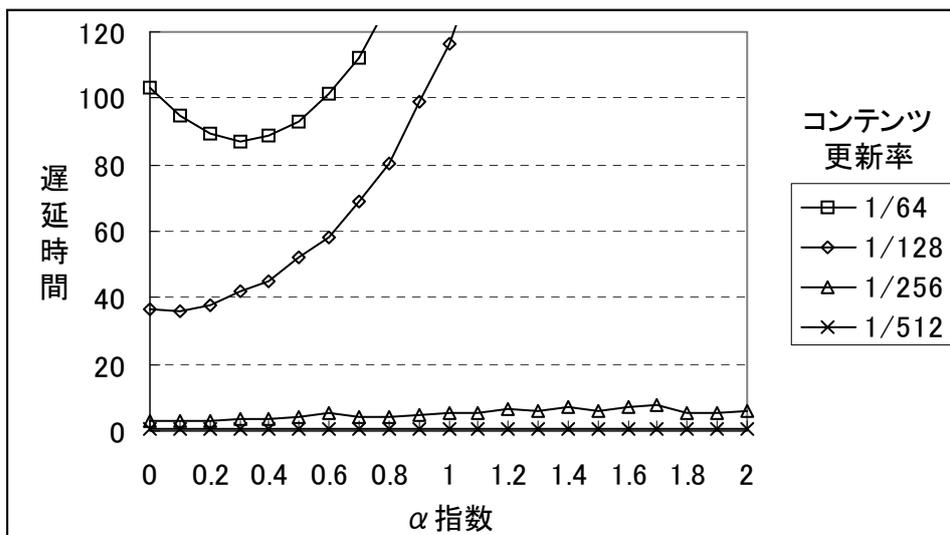


図 3.22 TP法による遅延時間（更新率順方向）

Fig.3.22 Latency time with TP method(The update probability is forward distribution.)

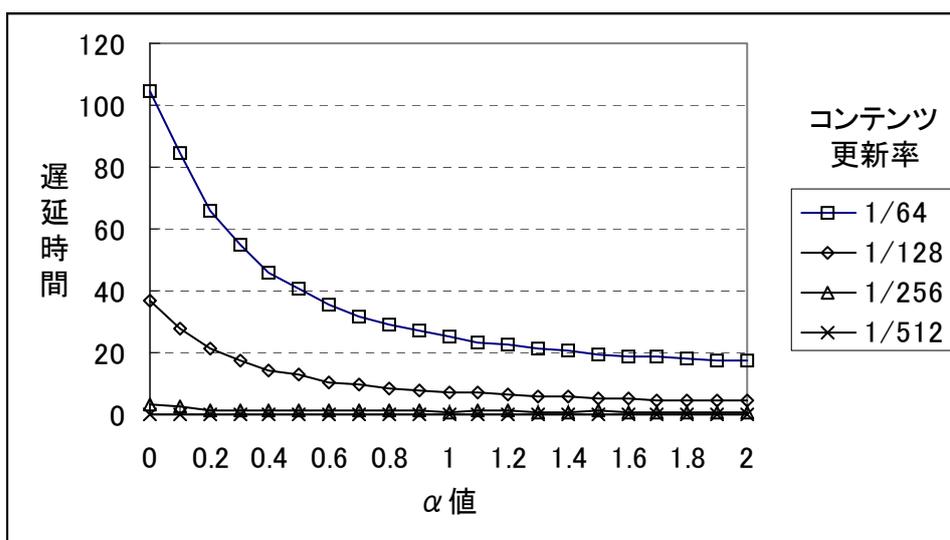


図 3.23 TP 法による遅延時間（更新率逆方向）

Fig.3.23 Latency time with TP method (The update probability is reverse distribution.)

個々のページの更新率を把握できない場合を想定する。図 3.17, 図 3.22, 図 3.23 から判断すれば, $\alpha=0.5$ とすると, 各更新率に共通してある程度遅延を小さく抑えることは可能である。図 3.17, 図 3.22, 図 3.23 と同じ条件で各ページの定常要求率と更新率が分布している場合を考える。しかし, その分布が不明であると想定して, 各ページの更新率は一定

であると仮定し、 $\alpha=0.5$ のパラメータでもって TP 法と ST 法各々を用いてスケジュールを決定した場合の遅延時間を図 3.24 に示す。TP-F、ST-F は、更新率の分布が定常受信率と同じ分布をしており、分布の傾向が更新率と定常受信率とで同じである場合、TP、ST は、更新率が各ページで同じである場合、TP-R、ST-R は更新率の分布が定常受信率と同じ分布をしており、分布の傾向が更新率と定常受信率とで逆の場合（最大の更新率を持つページが最小の定常受信率を持つ。）を示す。更新率が各ページで同じである場合は、TP、ST 両手法とも大差はないが、更新率が各ページにより差異がある場合は、TP 法より ST 法の方が良い結果を生じている。特に分布の傾向が更新率と定常受信率とで逆の場合に、その差が大きい。更新頻度がサーバの放送出力能力より小さければ、遅延時間は極めて小さくなるのでいずれの方式をとっても大差がないので、アルゴリズムを簡単にして最大の p_i 値を選択する要求率順方式、あるいは先着順方式で十分と考えられる。更新率が正確に把握できるのであれば、更新率に応じて最適に近似した α 値を定めればさらに良い結果が得られると予測できる。

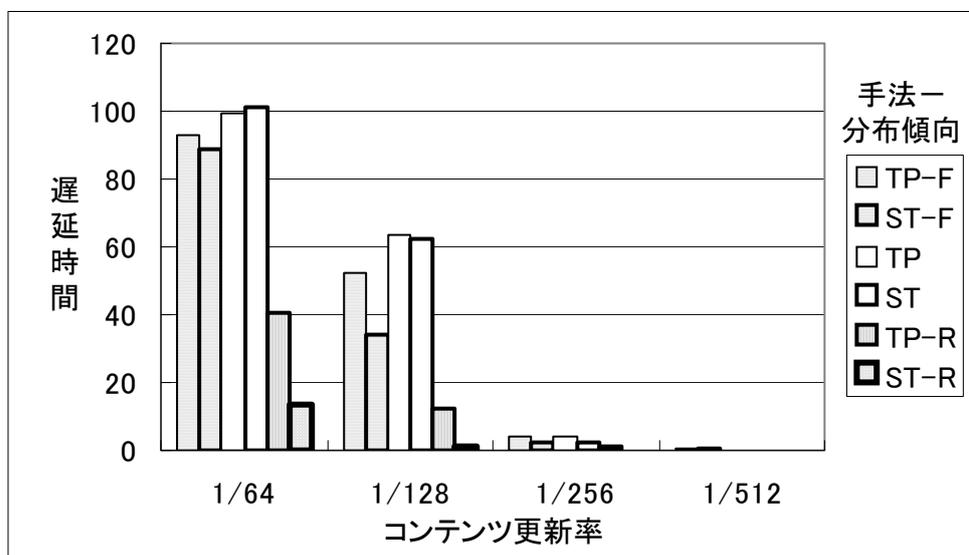


図 3.24 更新率分布別による最小遅延時間の比較

Fig.3.24 Minimum latency time at each distribution of update probability

3.5 遅延時間と待ち時間との関係

先行研究及び本研究での前節までの検討では、待ち時間の軽減に着目すれば、クライアントの各ページ初期受信の発生や初期受信率によりスケジューリング方式を検討してきた。また、遅延時間の軽減に着目すれば、各ページのコンテンツ更新の発生や更新率と、各ページの定常受信率より検討してきた。両者の一方の最適化は他方にとって必ずしも最適にはならない。両者の関係について考察を行うのが、本節の目的である。

2つの場合を想定する。ひとつは、各ページの平均受信時間の長さは異なるとした場合である。初期受信率と定常受信率は無関係とする。例として、定常受信率は $\theta=1$ のZipf分布に従うが、初期受信率は一様とした場合のケースを想定する。これをケース A とする。もうひとつは、クライアントによる各ページの平均継続受信時間の長さは等しいとした場合である。この場合、クライアントが最初に目的ページを受信する各ページ初期要求率と継続して受信を続ける定常要求率の比率は等しくなる。これをケース B とする。なお、ケース A, B の場合共に、定常受信率とコンテンツ更新率は無関係とする。

3.5.1 固定スケジュールの場合

待ち時間に着目してスケジューリングを選択するのであれば、ケース A の場合初期受信率は各ページで等しいと仮定したので各ページを平等に出力するのがもっとも望ましい。ケース B の場合はコンテンツ更新率に影響されないほうが望ましいので $\beta=0$ 、初期受信率／定常受信率は平方根の定理により $\alpha=0.5$ が望ましい。遅延時間に着目すれば、初期受信率は遅延時間の要素は最適化には無関係であるので、定常受信率とコンテンツ更新率の要素のみから、放送出力配分率を定めれば良い。図 3.25 はケース A における定常受信率へのべき乗指数 α とコンテンツ更新率 β が $0\sim 0.5$ の値をとったときの待ち時間の分布を示したものである。図 3.26 は同様にケース B について示したものである。図 3.27 は遅延時間の分布を示したものである。例えばケース B の場合は、待ち時間を重視して $\alpha=0.5$ 、 $\beta=0$ としても、遅延時間の最適値からの差異は小さい。ケース A の場合であれば、待ち時間を重視して $\alpha=\beta=0$ とすると、遅延時間が極めて大きくなるので遅延時間の最適値に近いパラメータを選択する案が望ましいといえる。しかし、評価基準の異なる2つの要素を一律の基準では定められないのでいずれを重視するかは、システム設計のポリシーによる。

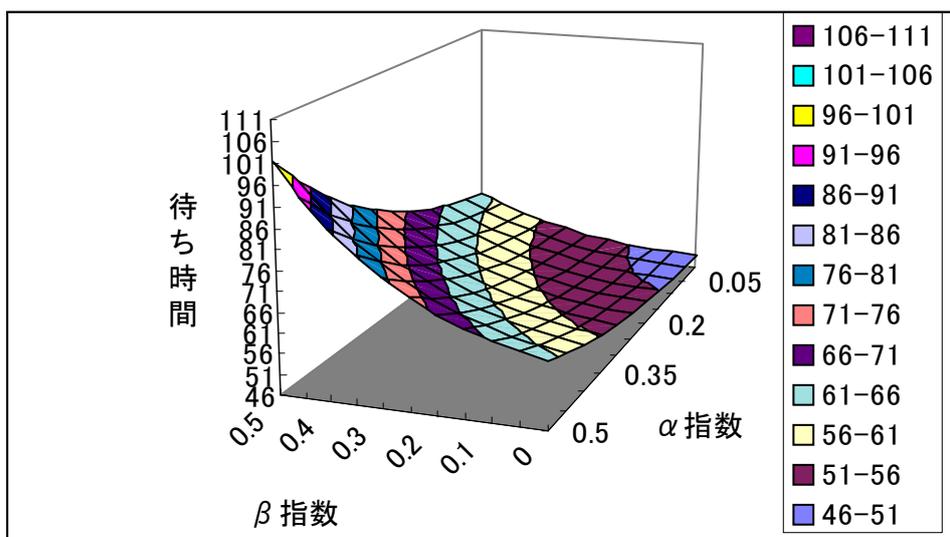


図 3.25 α , β 値による待ち時間 (ファイル数=100, $\theta=1.0$ 無相関分布 ケース A)

Fig.3.25 Waiting time to α , β value (Number of files=100, $\theta=1.0$, Non-relative Distribution Case A)

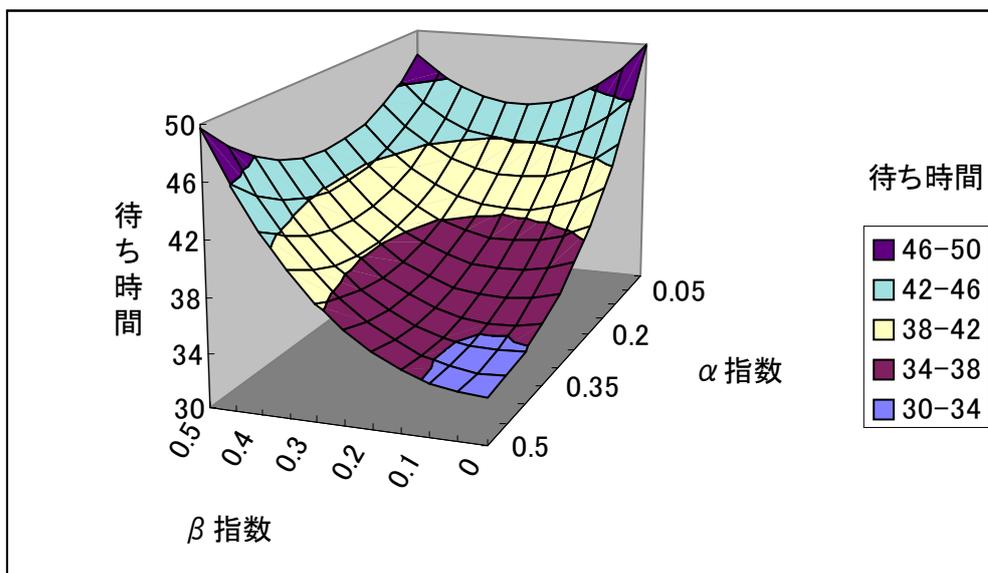


図 3.26 α , β 値による待ち時間 (ファイル数=100, $\theta=1.0$ 無相関分布 ケース B)

Fig.3.26 Waiting time to α , β value (Number of files=100, $\theta=1.0$, Non-relative Distribution Case B)

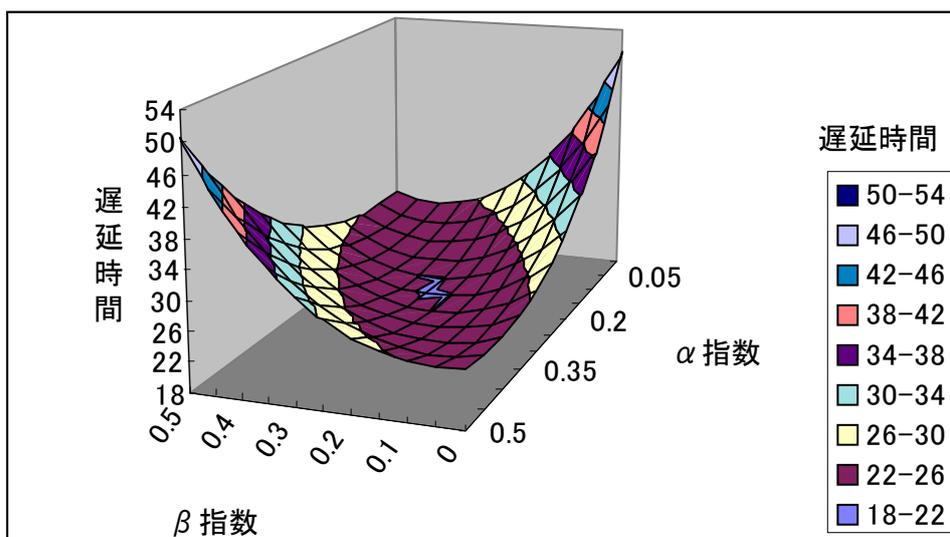


図 3.27 α , β 値による遅延時間 (ファイル数=100, 更新率= 2^{-15} , $\theta=1.0$ 無相関分布)

Fig.3.27 Latency time to α , β value (Number of files=100, update rate= 2^{-15} , $\theta=1.0$ Non-relative Distribution)

3. 5. 2 可変スケジュールの場合

(1) 遅延時間軽減無条件優先の場合

遅延時間軽減優先スケジュールとは、各タイムスロットにおいて、コンテンツの更新ページが過去からの累積も含め残っていれば、遅延時間軽減方式に従い、出力ページを選択する。コンテンツの更新による出力ページが残っていなければ、待ち時間軽減手法に従い、出力ページを選択する方式である。個々のクライアントがどのページのアクセスを開始したかをサーバが把握できないものとする。例えば、クライアントが不特定多数の携帯端末の場合である。この場合は、初期要求率が判明している前提で確率的に待ち時間を推定する。遅延時間軽減を優先して出力ページを選択した場合に、待ち時間がどうなるかをシミュレーションにより観察する。遅延時間軽減の手法として TP 法を代表として適用する。待ち時間軽減の手法として初期要求率の平方根に比例した配分率で均等周期に近くなるようスケジューリングするものとする[Vaid96c]。ページ数は 256 とし、図 3.20 より、 $\alpha=0.5$ とした場合の平均遅延時間は、必ずしも最小値ではないが、最小値との差が小さいので、便宜上 $\alpha=0.5$ に統一して計算する。全体として更新率を変化させて観察する。また、 2^{-4} から 2^{-10} まで、対数的に平均更新率を選んで実験を行う。

このシミュレーションの結果、クライアントの平均待ち時間を示したのが、図 3.28 (ケ

ース A) と図 3.29 (ケース B) のそれぞれ遅延軽減目的のページ選択連続数が無制限の場合である。更新率が極めて小さい場合は、待ち時間軽減目的のページ出力の機会が多くなるので平均待ち時間は小さい。更新率が極めて大きい場合、各々のページに対して更新による出力要求が発生し、ページの出力配分は更新率の平方根に対する比に近づく。平均待ち時間は小さい。特にケース B の場合、初期要求率と更新率を同じと仮定したので、ページの出力配分は、初期要求率の平方根に対する比に近づく。そのため、待ち時間最小化のスケジュールに近づき、更新率が極めて小さい場合と同様に待ち時間は小さい。ケース A の場合は初期要求率と更新率が異なると仮定したので、更新率が極めて大きい場合は、更新率が極めて小さい場合に比べて待ち時間は大きい。更新の発生率の中間段階でケース A, B の場合共、待ち時間のピークがある。これは次の理由がある。データ更新率が 1 タイムスロットに平均 1 ページ以上の更新が発生するのであればタイムスロットの空きが発生しない。一方、更新率が下がると確率的に更新事由によるデータ出力の要求がなかなか発生しないページが発生する。更新による出力要求がなかなか発生しないページが多くなり、待ち時間軽減目的のページ出力も期待できないという状況が発生すれば、更新の発生率の中間段階で平均待ち時間が増大する結果となる。

(2) 待ち時間軽減を配慮した場合

遅延時間軽減を第一目的としたページ選択連続してが続いた場合、待ち時間の増大を緩和するため、強制的に待ち時間軽減を優先した出力ページを定める手法を採用した場合を想定する。これを制限付き遅延軽減優先法と呼ぶこととする。図 3.28 (ケース A)、図 3.29 (ケース B) は、遅延軽減目的のページ選択連続数 (以下、選択連続数と略す。) が無制限の場合に加えて、16, 4, 1 の場合の平均待ち時間を示している。選択連続数が 1 の場合は更新によるページ選択が全体の 50%以下であることを示している。図を観察すると更新率に対する待ち時間は複雑に増減している。これは、遅延時間軽減のためのページ出力と、待ち時間軽減のためのページ出力の 2 つの要素がからみあっているためである。平均更新率が中間段階では、選択連続数を軽減した効果が、大きく現われている。また、選択連続数を軽減すると、遅延時間は増大する。図 3.30 は、図 3.28 と同じ条件でシミュレーションを実施した場合の遅延時間を示す。待ち時間と遅延時間の関係はトレードオフとなり、新規クライアントと継続クライアントの比率、更新率により、適切な制約をつけることが望

ましい。

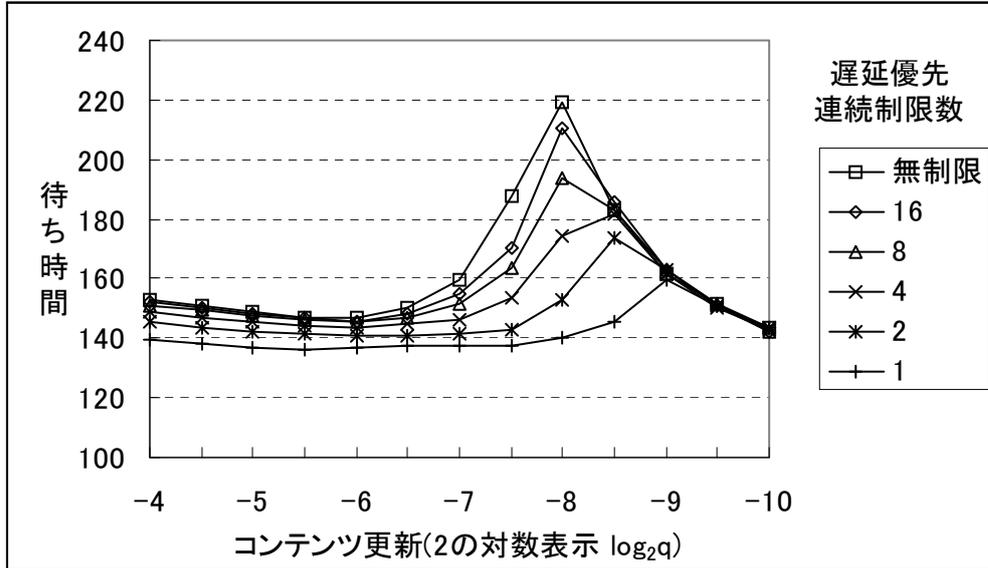


図 3.28 制限付き遅延軽減優先法における待ち時間 (ケース A)

Fig. 3.28 Waiting time in the latency reducing method with a limitation(Case A)

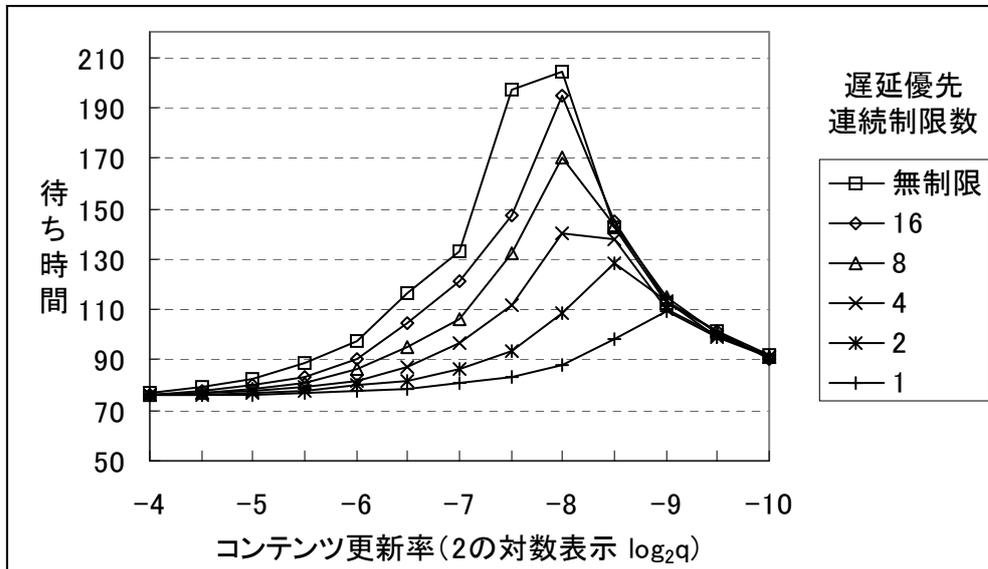


図 3.29 制限付き遅延軽減優先法における待ち時間 (ケース B)

Fig. 3.29 Waiting time in the latency reducing method with a limitation(Case B)

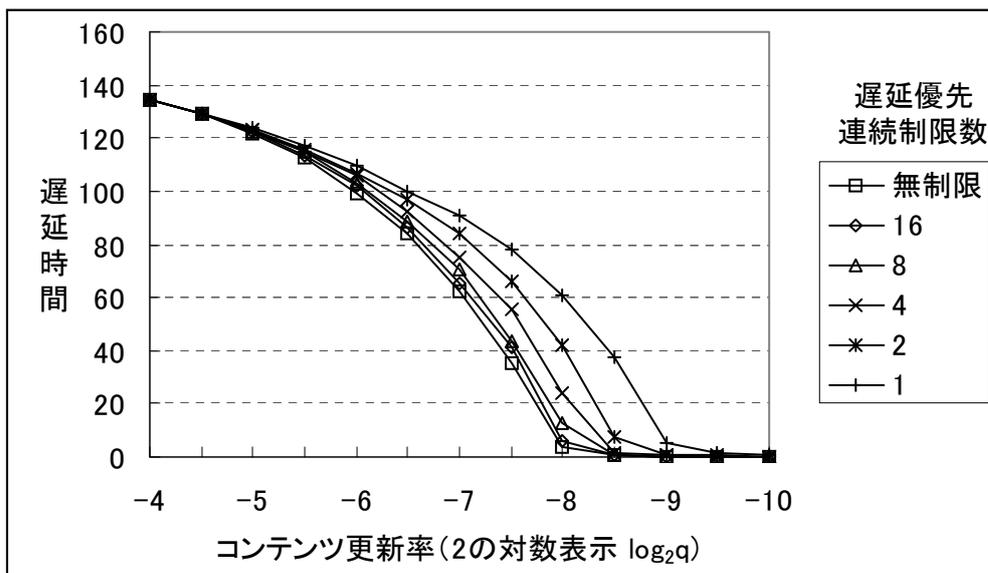


図 3.30 制限付き遅延軽減優先法における遅延時間

Fig. 3.30 Latency time in the latency reducing method with a limitation

(3) サーバがクライアントの要求を把握できる場合

クライアントがどのページの要求を開始したか把握できる場合について検討する。クライアントからの要求をサーバにアップロードするような場合である。本研究においても、初期要求のため出力を待たされているページのタイムスロットが生じたとき、LWF手法で出力ページを選択する。初期要求の密度が大きい場合は待ちページが把握できない場合と同様となるので、初期要求の密度が小さい場合についてシミュレーションを行う。実験条件は図 3.29 の場合と同じであるが、初期要求の発生密度は 2^{-10} (ページ数を 2^8 としたので 4 タイムスロットに 1 ページの出力要求) とする。シミュレーションの結果を図 3.31 に示す。傾向は図 3.28 と同様であるが、更新密度が低い場合、極端に待ち時間が小さくなる。これは実際に初期要求があったページを出力するため、更新密度が低い場合は、タイムスロットが空くと直ちに出力が可能のためである。なお、制限付き優先法は RxW 法, GP 法, TP 法の場合はそのまま用いることができるが、ST 法の場合はそのまま用いることはできない。待ち時間処理を優先したタイムスロットがどの割合で入り込むかを織り込んで、基準時刻を設定することが必要である。

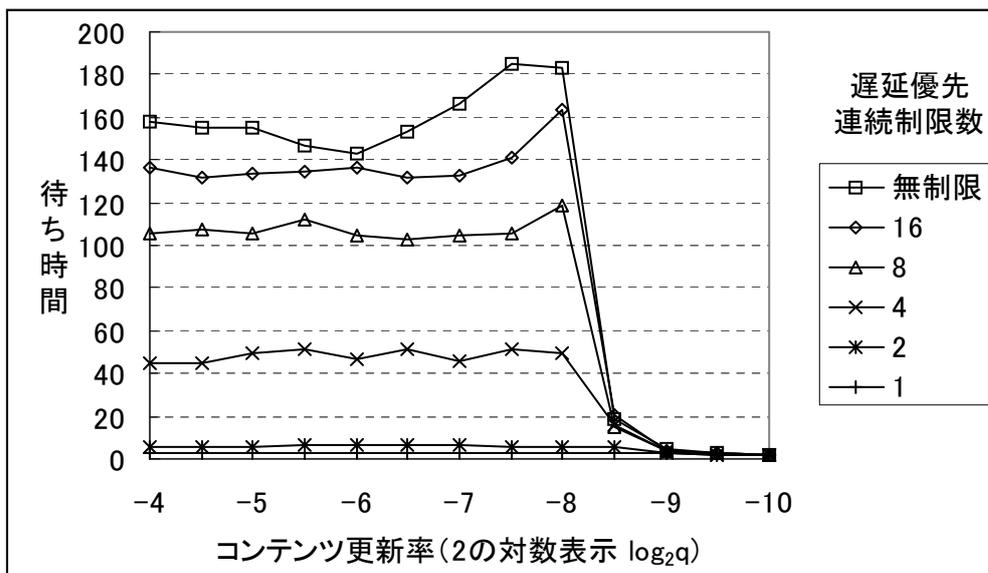


図 3.31 制限付き遅延軽減優先法における待ち時間 (サーバがクライアントの要求を把握できる場合)

Fig. 3.31 Waiting time in the latency reducing method with a limitation(When the server can get the number of requests from clients.)

3. 5 結言

本章においては、サーバからクライアントに繰り返しデータ（ページ）を放送型で提供するシステムにおいて、放送するページの種類により、その更新確率とクライアントの受信率に差異がある場合に、統計的にいかに待ち時間や遅延時間を小さくすることができるかということについて述べた。3.2 節で固定スケジュール方式についてべき乗指数をパラメータとして各ページの配分率を定める方法について提案した。待ち時間最小化のべき乗指数については従来の研究から理論的に判明しているが、遅延時間については分布状況により最適パラメータ値が変わるため、ヒューリスティックに最適近似値を求める方法を示した。3.3 節では、固定スケジュール方式において放送配分率どおり、ページを出力しようとするページ選択のための計算負荷がかかるため、簡易的に放送出力を決定する方法である二重循環法とその応用法について提案し、評価を行った。3.4 節では、可変型スケジュール環境において放送出力ページを決定する方法について各種方法を比較検討し、あらかじめ、出力基準時間を定める基準時刻設定手法について提案した。さらに、3.5 節では可変型スケ

ジャーリング方式における遅延時間と待ち時間との関係について考察した。

放送はサーバからクライアントへの情報提供手段としてユニキャスト通信と比べて通信帯域の観点から見ると効率の良い手法である。反面，サーバ側（更新された情報はなるべく早く提供する.），クライアント側（必要とした情報はなるべく早く入手したい.）との個々の要求に応えることはできない。クライアント全体に対して利益で出る方法でスケジューリングすることが課題となる。本章ではその課題に対する提案のひとつである。本章で提示した主題に対する今後の課題は，クライアントが要求するページの受信動向とサーバが想定している受信動向に差異があったときの傾向，受信障害や送信障害に対する適切な対応策の検討などが挙げられる。

第4章

複合型通信による高効率通信方式

本章は、無線の覆域内でサーバからデータを直接受信することが可能なクライアントが多く存在するシステムにおいて、どのようなデータの提供方式が帯域の利用効率が良く、敏速にクライアントにデータを提供することが可能かを検討するものである。1.2.4節で挙げたデータ配信方式の分類で述べると、統合型通信方式が本章の主題である。

4. 1 緒言

サーバは、クライアントがあるデータ（ページ）を必要とすることを事前に把握しているならば、個々のクライアントからオンデマンドで要求を受けることなく、一方的にページを放送出力する。これをプッシュ型通信という。それに対し、クライアント利用者はクライアントを通して、必要に応じてサーバにページの要求を行う（上り通信）。サーバはクライアントからの要求に対し、要求されたページをそのクライアントに対して返す（下り通信）。これをプル型通信という。プッシュ型通信では、上り通信を不要としているため、その帯域を節約することができる。しかし、サーバはどのページをどの頻度でクライアントが要求しているということを運用の前提条件として想定できても、具体的にどのページがいつ要求されたか個々の要求は把握できないため、木目細かい対応はできない。プル型通信では、クライアントからのページ要求の時刻と累計数からクライアント利用者の待ちをなるべく小さくする出力スケジュールの設定が可能となるが、その代りに上り通信の帯域が必要となる。このプッシュ型通信とプル型通信の両者の特徴を生かした通信方式について本章で検討する。

クライアントがサーバのデータ（ページ）を利用する形態として次の2つのモデルを想定する。ひとつは、サーバのページのコンテンツが変化しないかあるいは変化の頻度が小さく、クライアントは目的のページを受信して自ファイルに取り込めれば受信を完了する場合である。もうひとつは、サーバのページのコンテンツが刻々変化し、クライアントは常に最新データを監視する場合である。コンテンツが更新されたとき、サーバは更新データ

をプッシュ型通信でクライアントに送信する。クライアント利用者は最初にコンテンツをプッシュ型通信またはプル型通信で得るが、その後の更新データはプッシュ型通信でクライアントが受信し自己のローカルファイルに格納したデータを参照して得る。これらのモデルにおいて、プッシュ型通信のみ、プル型通信のみ、両者を併用する通信方式の評価を行い、さらにプッシュ型通信とプル型通信の応答通信の帯域を統合して利用し、両者の動的な割付けを行う方式を提案・評価する。なお、サーバからクライアントへの送信はプッシュ型とプル型のいずれの場合も、全クライアントで同時に受信可能なものとする。また、言及する既存論文では、プッシュ型通信を放送型通信、プル型通信をオンデマンド型通信という用語を用いている場合もあるが、本章においてはプッシュ型通信／プル型通信という用語に統一して用いている。さらに、本章ではプッシュ型通信とプル型通信の「併用」という用語と「動的統合」という用語を使い分けている。「併用」はプッシュ型通信とプル型通信の各々の帯域とその方式による通信データを静的に定めておいて両者を併用することを指すのに対し、「動的統合」は動的にプッシュ型通信とプル型通信の帯域を決定することを指す。さらに単にクライアントと記した場合はクライアント端末そのものまたはそれにクライアント利用者を含めるが、クライアント利用者と記述した場合はクライアント端末を利用する人間またはデータを利用するソフトウェアなどを指す。

4. 2 出力データ固定モデル

4. 2. 1 出力データのスケジュール方法

本節では、放送されるデータの内容が変わらない場合について検討する。クライアントは必要とするページを1回受信すればそのページの受信は終了して良い。クライアント利用者はできるかぎり早く目的ページを入手したい。つまり、このモデルにおいては、クライアント利用者がページを欲してから受信するまでの待ち時間を短くすることが、設計の評価指標となる。この要件におけるデータの提供システムを設計するため、プッシュ型通信とプル型通信をどのように利用すべきか検討する。

プッシュ型通信：クライアントはあるページの受信を開始するとサーバからそのページが出力され受信できるまで待つことになる。平均待ち時間は、出力周期の半分である。当該ページを要求するクライアント数が多くても、上り通信のために帯域を割り当てる必要が

ない。

プル型通信：クライアント利用者はクライアントを通してサーバへ目的ページを要求する。サーバは要求があったページを出力する。ページ要求頻度が小さい場合は、サーバはただちに目的ページを出力できる確率が大きいので、クライアント利用者の平均待ち時間が小さいが、ページ要求頻度が大きい場合は目的ページの出力に待ち行列ができ、平均待ち時間が大きくなる。また、要求をクライアントからサーバに伝えるための上り通信の帯域が必要である。(図 4.1 参照)

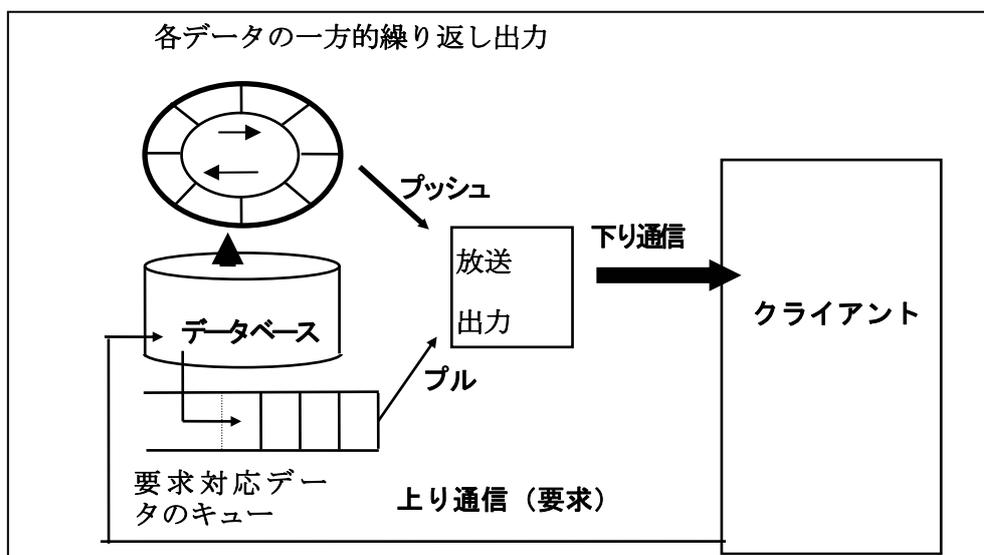


図 4.1 プッシュ型通信とプル型通信

Fig.4.1 Push-based and pull-based communications

主要なサーバのデータ出力スケジューリング手法を以下に挙げる。

- ①サーバはプッシュ型通信で各ペーを平等に順次出力する。(プッシュ型 FLAT 法)
- ②サーバはプッシュ型通信でデータを出力する。各ページの出力配分の比率は各ページの要求頻度の平方根に比例させるものとする。この方法は、Wong らにより待ち時間を最も小さくするプッシュ型スケジューリング手法として証明されている[Wong88b]。(プッシュ型 SQ [Square root] 法)
- ③サーバはプル型通信でデータを提供する。クライアントからページの要求があれば、サーバは待ち行列を作って最も古い要求ページから順次処理する。クライアント利用者は要求したページに対する応答を待つ。(プル型個別処理法：QUEUE 法)

- ④サーバはプル型通信でデータを提供する。クライアントからページの要求があったとき、サーバが先着順に要求ページを処理するのは **QUEUE** 法と同じであるが、既にそのページが出力待ちであれば、要求を無視する。クライアント利用者は要求の有無にかかわらず、目的とするページのデータを受信すれば待ちを完了する。(プル型先着順法：**FIFO** [First In First Out] 法)
- ⑤サーバはプル型通信でデータを提供する。クライアントから出力要求を受けているページに関し、各クライアントからの要求の総待ち時間を計算する。総待ち時間累計値が最も大きいページを選択して出力する。クライアント利用者は目的とするページのデータを受信すれば待ちを完了する。(プル型総待ち時間累計法：**LWF** [Longest Wait First] 法)

4. 2. 2 各スケジュール法比較

まず、プル型通信における上り通信の帯域を無視する場合を評価する。各ページの初期受信率は等しいものとする (Zipf 分布において $\theta = 0$)。ページ数は 1000 ページとする ($m=1000$)。各方法におけるクライアントが目的ページを得るまでの平均待ち時間を、シミュレーションにより求める。1 *ts* あたりの要求頻度 ρ を 0.2~5.0 まで変化させた結果を図 4.2 に示す。プッシュ型の **FLAT** 法は平均ページ要求頻度にかかわらず平均待ち時間は一定で、全て一定で周期の半分である 500 *ts* である。プッシュ型である **SQ** 法は各ページの要求頻度が等しい場合は **FLAT** 法と同じとなるため、図より省略した。プル型である **QUEUE** 法の場合は、M/D/1 型の待ち行列モデルとなるので、待ち時間は $\rho / 2(1 - \rho)$ *ts* であり、 $\rho \geq 1$ の場合は待ち時間が発散してしまう。**QUEUE** 法は個別のクライアントと 1 対 1 の通信を行うときのみ必要な考え方であるが、同時に全クライアントに同じ応答を返せる無線環境では、 $\rho \geq 1$ の場合でも有限時間で処理可能であるプル型の **FIFO** 法は、ページ要求頻度が極限まで増大すれば全てのページを順次出力することになるので、**FLAT** 法と同じとなる。プル型である **LWF** 法は、Wong により、プル型通信の他の手法より待ち時間が小さいことが紹介されている[Wong88b]。図 4.2 においても **FIFO** 法よりも、良い結果を示している。この結果から、**LWF** 法が、平均ページ要求頻度にかかわらず、提示した各手法のなかでもっとも待ち時間が小さい手法であることを示している。

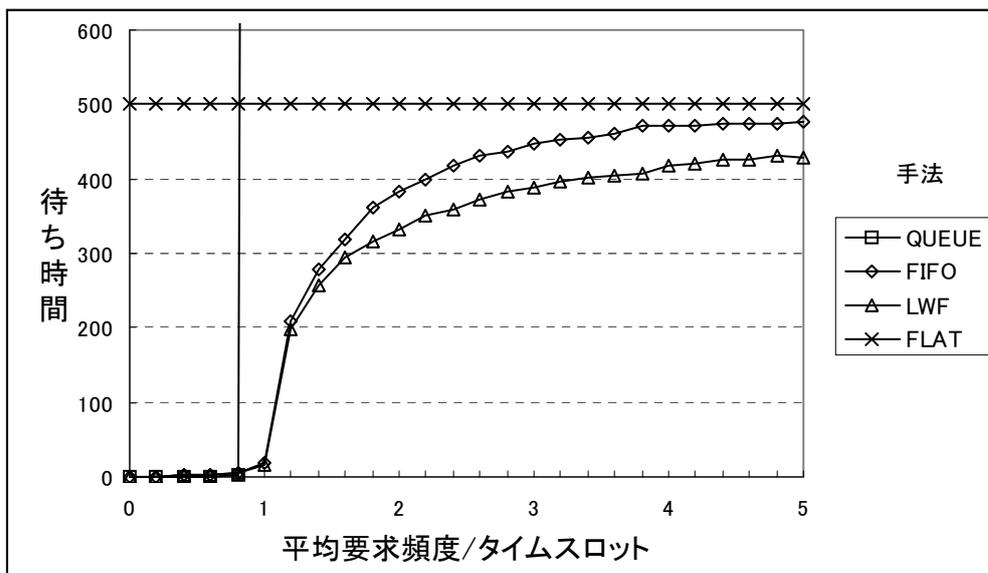


図 4.2 各方式による平均待ち時間 ($\theta = 0$)

Fig.2 Mean waiting time with each method ($\theta = 0$)

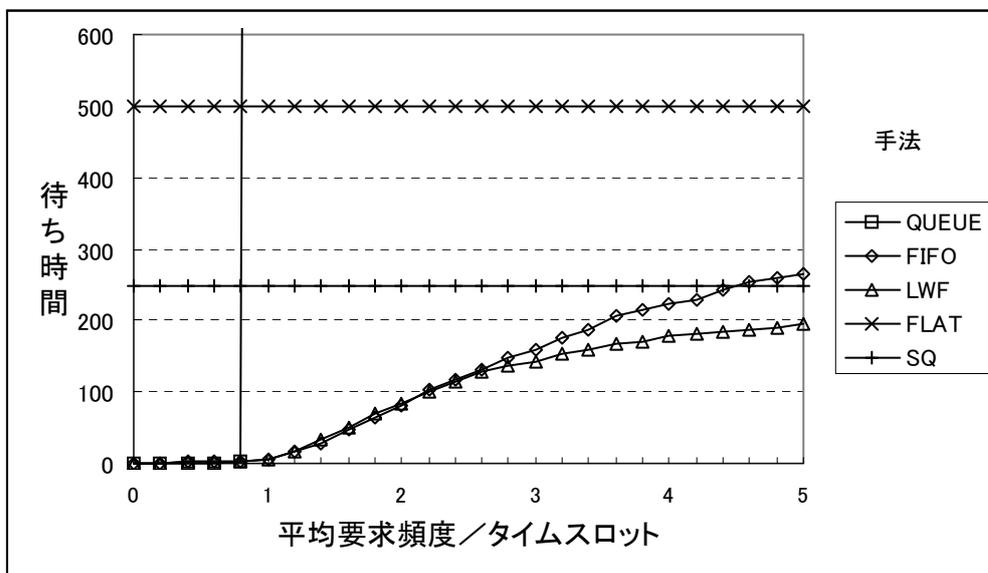


図 4.3 各方式による平均待ち時間 ($\theta = 1.0$)

Fig.3 Mean waiting time with each method ($\theta = 1.0$)

次に、各ページの平均要求頻度に偏りがあり、 $\theta=1.0$ の Zipf 分布に従うとした場合の待ち時間について検討する。各手法のシミュレーションによる結果を図 4.3 に示す。各ページの平均要求頻度に偏りのある場合が、偏りがない場合に比べて、プル型通信の各手法における待ち時間が小さくなることを示している。また、プッシュ型通信においても、FLAT 法の待ち時間は変わらないが、SQ 法の待ち時間は大きく減少している。次に、あるタイミングにおいて、ページ i における前回の出力からの時間を T_i とすると、LWF 法における平均の総待ち時間累計は、 $r_i \times T_i^2$ に比例する。(図 4.4 参照) 平均要求頻度が大きくなると毎タイミングにおける要求発生頻度は平準化されてくるので、LWF 法による出力配分は r_i の平方根に比例に近似することになり、プッシュ型通信における SQ 法に収束する。これらの状態から小さい要求頻度の条件で上り通信の負荷やページ選択のためのサーバの選択計算処理の負荷を無視すれば、FLAT 法より FIFO 法、SQ 法より LWF 法のプル型通信が優れていることが判断できる。

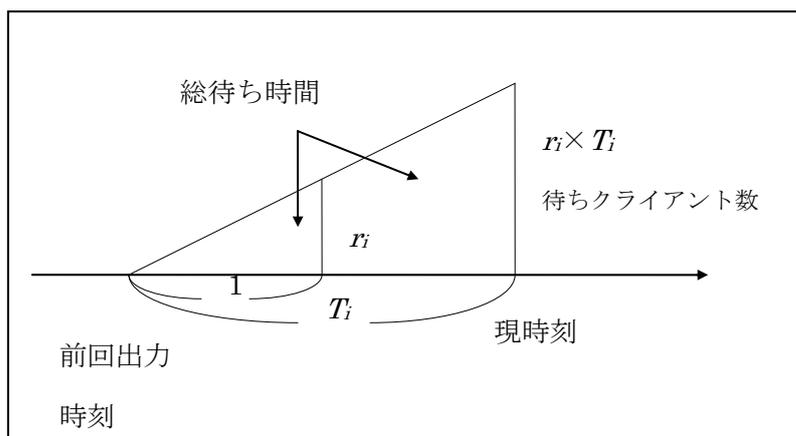


図 4.4 累積待ち時間

Fig.4.4 Total waiting time

ところで、サーバからの毎出力タイミングにおけるページ選択の演算負荷を考慮すると、プッシュ型通信のスケジュール法において、FLAT 法は順次出力ページを選択することが可能であるが、SQ 法の場合は候補ページ選択のための計算が必要である。しかし、出力配分比率が動的に変化しないので、効率をあまり落とさずに簡易的に選択計算を行うことができる (3.3 節参照)。ところが、プル型通信において FIFO 法は単に先着順に処理すれば良いのでページ選択が容易であるが、LWF 法の場合は毎出力タイミングごとに累計の待ち時

間が動的に変化するので、待ち時間累計最大のページを選択するための計算量が大きい。対象となるページが多くページ選択のための処理可能時間が短ければ、サーバにとり大きな負担となる。Aksoy らによる簡易計算法も提案されている[Akso98]が、計算負荷や性能面で十分に改善されているとは言えない。このため、LWF 法の採用を見送ると、プッシュ型通信における SQ 法とプル型通信における FIFO 法が待ち時間減少スケジュール法の候補となる。図 4.5 に示すように、平均ページ要求頻度が大きい場合は SQ 法が、小さい場合は FIFO 法が優れている。

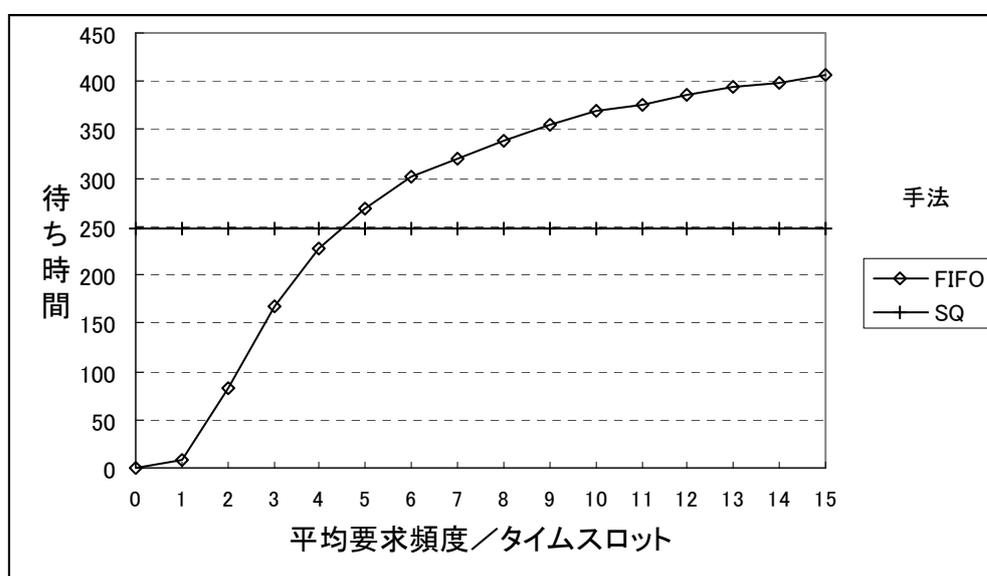


図 4.5 SQ 法と FIFO 法の待ち時間の比較

Fig.4.5 Comparison of SQ method with FIFO method

4. 2. 3 プッシュ型通信とプル型通信の併用方式

要求頻度により、適切なスケジュール方法が異なるのであれば、ページの要求頻度に応じたスケジュール手法を併用することが考えられる。平均要求頻度が大きい順に各ページを並べ、平均要求頻度が大きいページをプッシュ型通信 (SQ 法) で、小さいページをプル型通信 (FIFO 法) で送信する。下り通信の帯域をプッシュ型通信のタイムスロットとプル型通信のタイムスロットに分ける。図 4.6 は、平均ページ要求頻度が 4.5 の場合に、プッシュ型出力ページ数を 100 ページ単位に 0~1000 (プル型出力ページ数は 1000~0) に変化させ、プッシュ型通信とプル型通信の出力配分比を 0.1 単位に 0~1 に変化させた場合の

平均待ち時間を示したものである。プッシュ型通信のページ数を 100 ページ（プル型通信は 900 ページ）とし、プッシュ型通信とプル型通信の出力帯域の配分を 30%対 70%とした場合に、待ち時間が試験ケースのなかではもっとも小さいことを示している。

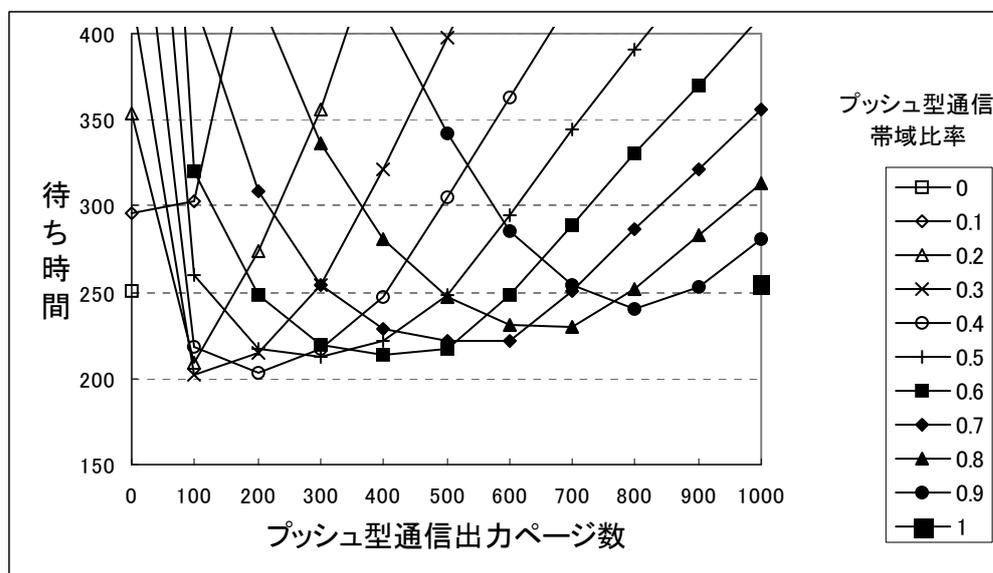


図 4.6 プッシュ型通信（SQ 法）とプル型通信（FIFO 法）との併用法による待ち時間

Fig.4.6 Waiting time with combined use of SQ method and FIFO method

4. 2. 4 プル型通信における上り通信の負荷の影響

4.2.3 節の検討ではプル型通信における上り通信の負荷については無視した。しかし、現実には上り通信の通信負荷を無視できない場合がある。また、上り通信の帯域自体を無視することができても、大きい頻度で出力されるデータをクライアントがわざわざ要求するメッセージを発信することは、クライアントにとって余分な負担となり、避けることが望ましい[Stat97]。そのため、上り通信の負荷を通信帯域を負担するという形で表し、プル型通信における上り通信の負荷の影響について検討する。単位時間あたりの要求メッセージ数から上り通信に必要な帯域を確保し、残りの帯域を下り通信に配分するものとする。現実の運用形態では上り通信と下り通信の通信メディアは通常は異なると考えられるが、上り通信帯域使用のペナルティを表わしやすくするため、この前提を置いたものである。クライアントがプル型通信で要求を発生するとき、上り通信の時間帯を確保してサーバに要求を上げる。厳密には同時に複数のクライアントからの要求の衝突が発生する事象など上り通信についても解析が必要であるが、本研究の検討範囲を絞るため、簡略的に衝突によ

る上り通信帯域の損失も含めて平均的に 1 つの要求メッセージを送信するのに必要な時間を一定と仮定し、その時間を 1 サブタイムスロットと呼ぶこととし、 $subts$ で示す。上り通信に必要な帯域を $pullband$ とすると

$$pullband = \sum_{i=push}^m p_i \cdot subts < ts \quad (4.1)$$

でなければ、プル型通信を行うことはできない。また、このとき、1 ページの出力可能時間あたりの要求頻度は $pullband/subts$ となる。さらに、プッシュ型のページ i が $period_i$ ページ毎に出力されるとすると、出力周期は $ts \times period_i / (ts - pullband)$ となる。図 4.7 は ts に対する $subts$ の比が 0, 0.2, 0.5, 1 の各々についてプル型の FIFO 法とプッシュ型の SQ 法でデータ提供を行った場合の待ち時間をシミュレーションにより算出した結果を示したものである。 ts と $subts$ との比を除き、実験条件は図 4.3 の場合と同じである。 ts に対する $subts$ の比が小さいことは、ページ要求の上り通信メッセージ長に対して下り通信のページ長が大きいことを示し、 ts に対する $subts$ の比が大きいことはその逆を示す。図より、 $subts$ が無視できない場合はプル型通信でスケジュール可能な平均要求頻度には限界があることを示している。また、 ts に対する $subts$ の比が大きくなるにつれて、プッシュ型通信 (SQ 法) とプル型通信 (FIFO 法) のいずれが有利であるかの分界点が、要求頻度の小さい方向に向かっている。

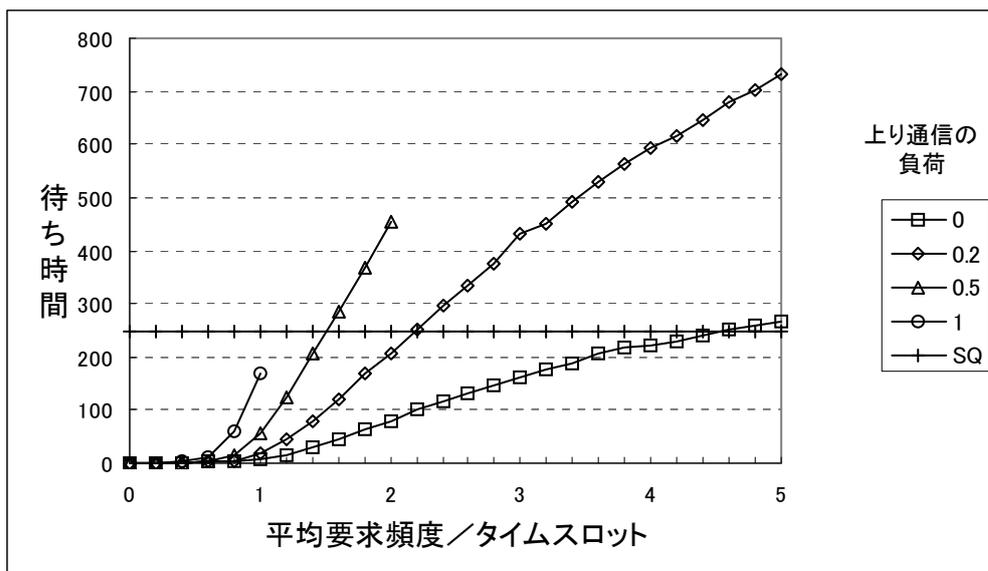


図 4.7 上り通信の負荷の負荷を考慮した場合の待ち時間 (FIFO 法/SQ 法)

Fig.4.7 Waiting time with upstream communication load (FIFO and SQ methods)

4. 2. 5 プッシュ型通信とプル型通信の動的統合方式

プッシュ型通信とプル型通信の併用方式が有効な場合で、プル型通信出力の平均要求頻度が出力帯域全体のページ出力処理能力よりある程度小さい場合は、プッシュ型通信とプル型通信の動的統合方式が有効である。併用方式がプッシュ型通信とプル型通信の帯域を予め固定的に割り付け、各々の通信はその帯域内で出力スケジュールを定めるのに対し、動的統合方式は、プル型通信に割り付けられたページの出力要求が存在する場合はプル型通信のページを出力し、プル型通信の出力ページがなくなればプッシュ型通信のページを出力するものである。図 4.8 に併用方式と統合方式の相違を示す。図 4.9 は ts と $subts$ の比が $1:0.5$ で、 $1ts$ あたりの要求頻度が 1.5 とした条件下におけるプッシュ型通信とプル型通信の併用方式と動的統合方式の待ち時間を比較したものである。併用方式の場合は 100 ページ単位でプッシュ型通信のページ数とプル型通信のページ数を割り付けた場合を試算し、プッシュ型通信とプル型通信の帯域の比を 10% 単位で変化させ、そのなかの最適値を選んでいる。図は動的統合方式が併用方式よりも効率が良いことを示している。この理由は、併用方式の場合は、与えられたプル型出力の帯域を利用してプル型通信の出力を行うのに対し、動的統合方式の場合は同じ要求頻度であっても、全帯域を利用してプル型通信の出力を行うため、待ち行列の平均的長さが短くなるためである。一方プッシュ型通信の帯域はプル型通信に必要な帯域の残りであり、併用方式と同様の帯域確保が期待できるため、待ち時間の長さは併用方式とほとんど変わらない。ただし、プル型通信出力の平均要求頻度が出力帯域全体の能力を越えるとき、併用方式の場合は、全ての要求に個別に対応することをせず、複数の要求に対してまとめて応答する形となるが、動的統合方式の場合は帯域全てをプル型通信出力に使い切ってしまう。このため、動的統合方式はプル型通信方式と同じとなってしまう、プッシュ型通信のページの出力ができなくなる。動的統合方式が併用方式より効果を上げるためには、プル型通信ページの要求がある程度小さくしなければならない。また、プル型通信の出力ページ数がある範囲内で全体出力ページ数に対して一定の比率を超えた場合は、プッシュ型を優先させる方法により、併用型の利点を残しつつ統合型を生かす方法などが考えられる。

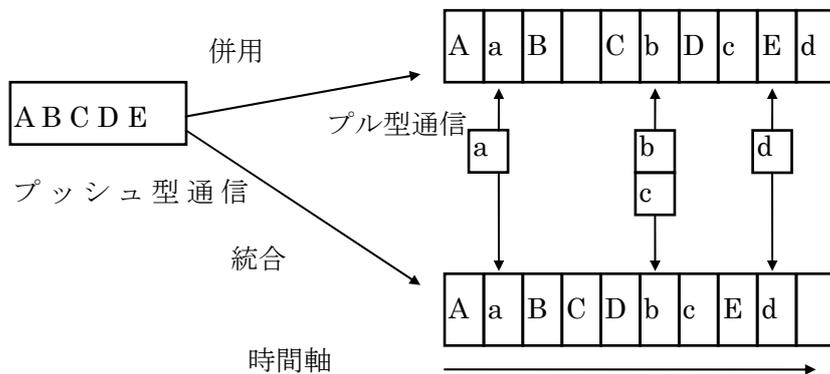


図 4.8 プッシュ型通信とプル型通信の併用型と統合型

Fig. 4.8 Combine use and Integrated use in push-pull communications

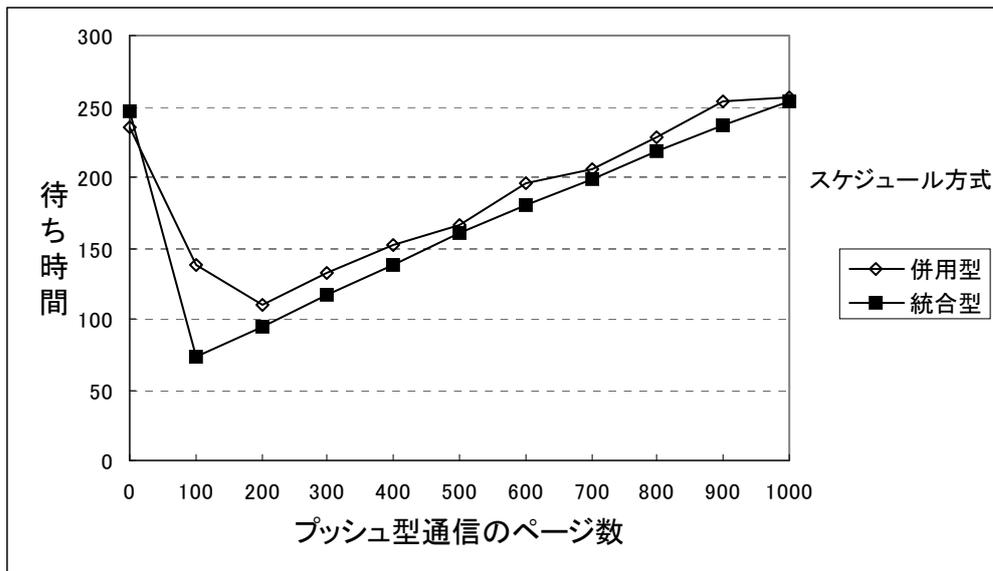


図 4.9 プッシュ型通信とプル型通信の併用法と動的統合法の比較

Fig.4.9 Comparison of combined use with integrated use in push-pull communication

なお、動的統合方式において、プッシュ型通信で出力するページ数が極めて少なく、かつプッシュ型通信の受信クライアント数が多い場合は、プッシュ型通信の平均待ち時間は単純に周期の半分と想定することができず、それよりも悪くなる。動的統合方式ではプル型通信出力を優先するため、プッシュ型通信ページの出力間隔は変動する。クライアントのデータの要求の発生はランダムであると仮定したので、ページの出力間隔が変動する

と、出力間隔が大きい場合には、その間隔の時間のデータ要求発生頻度が大きく、出力間隔の小さい場合にはデータ要求発生頻度が小さいので、平均放送間隔が同じであっても、周期が変動する場合の受信者の平均待ち時間は、固定周期の場合よりも大きい。ページ i がプッシュ型通信で出力されており、その間隔を $span_i$ とする。あるタイミング j において、間隔の変動を v_{ij} とする。平均待ち時間 $wait_i$ は以下の式で示される。

$$wait_i = \frac{\sum (span_i + v_{ij})^2}{2 \cdot span_i} = \frac{span_i^2 + 2 \cdot span_i \cdot \sum v_{ij} + \sum v_{ij}^2}{2 \cdot span_i} = \frac{span_i}{2} + \frac{\sum v_{ij}^2}{2 \cdot span_i} \quad (4.2)$$

動的統合方式の間隔の変動 v_{ij} は、プル型通信におけるチャネル利用率により影響される。シミュレーションにより、プッシュ型通信の出力間隔とプル型通信のチャネル利用率から得られるプッシュ型通信の平均待ち時間を算出した結果を示したものが、図 4.10 である。プッシュ型通信の出力間隔が固定であるとした場合の平均待ち時間を基準値としてチャネル利用率別に正規化を行う。プッシュ型通信に必要な帯域は 50% とする。X 軸は、プッシュ型通信で出力される総ページ数を示している。Y 軸は、基準値に対して、相対的遅延時間を示したものである。 ρ (プル型通信の要求頻度) が 0.25~0.45 の場合を示している。この図から、プッシュ型通信の総ページ数が多く出力間隔が長い場合には出力間隔の変動はほとんど無視できることが判明する。しかし、プル型通信のチャネル利用率が大きい場合は、プル型通信の出力が不要なタイムスロットの出現間隔のばらつきが大きくなり、そのときプッシュ型通信のページ数が少なければ、同じページの出力間隔のばらつきが大きくなる。そのため、固定周期に比べて平均待ち時間が長くなることを示している。例えば、 $\rho=0.4$ とし、プッシュ型通信のページ数を 2 とする。プッシュ型通信は平均して $5ts$ に 1 回の出力が可能であるから、あるプッシュ型出力ページに注目すれば、平均して $10ts$ に 1 回に出力されることになる。しかし、出力間隔のばらつきが大きいため、 $10ts$ 毎に固定的に出力される場合 (平均待ち時間は $5ts$) に比べて 3 倍弱の $14ts$ の平均待ち時間を生じることを意味している。このように、提供するデータの一部のみ繰り返し放送が多いシステムとして、気象情報の提供システムを例に挙げる。全般の概況的气象情報を必要とするクライアント利用者が多いので、サーバは全般の気象概況を繰り返し短い間隔でプッシュ型で出力する。一方スポット的な特定の地域気象情報は要求頻度が小さいのでプル型で出力する。このような場合に、動的な統合型通信はかえってプッシュ型の平均待ち時間を増加させてしまう。プッシュ型通信とプル型通信の帯域を固定的に分ける方が望ましい。

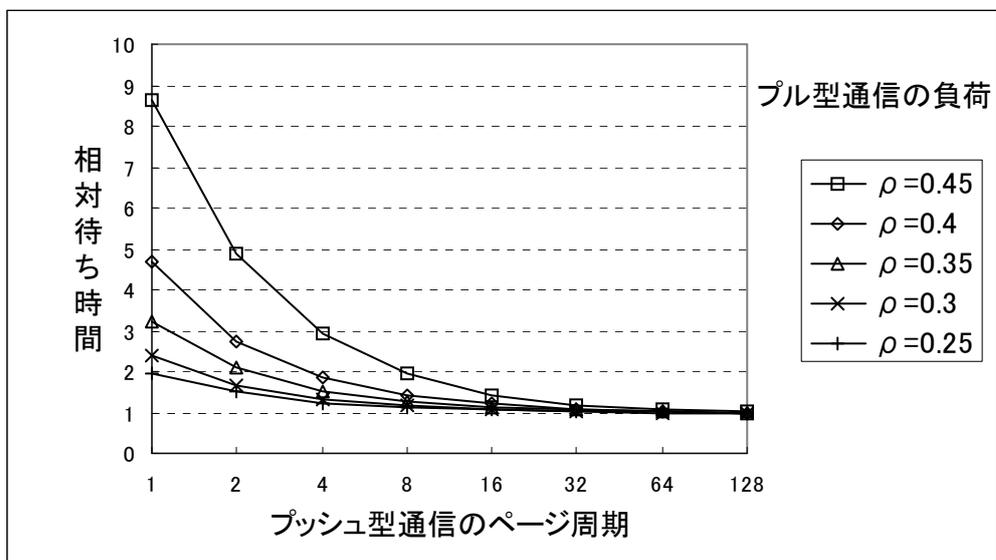


図 4.10 帯域統合におけるプッシュ型通信の相対待ち時間

Fig.4.10 Relative waiting time of the push based communication by integrated use of push-pull communications.

4. 3 出力データ可変モデル

4. 3. 1 モデルの概要

サーバからクライアントに提供するページのコンテンツが更新される場合を検討する。サーバはデータの中継局の役割を果たす。サーバは外部の情報源からオンラインないしはオフラインで最新情報を入手し、サーバ提供のページの形に編集し、域内のクライアントに放送する。更新されたコンテンツを受信するクライアントの対応には以下の 3 種類があり、それが混在することが考えられる。

- ①クライアント利用者がページのコンテンツを得ることを欲したときから、クライアントは受信を開始し、利用者は当該のデータを得るまで受信を待ち受ける。目的ページを得ればクライアントは受信を打ち切る。この場合、個々のクライアントの待ち時間は、3章で述べた出力データ固定モデルの場合と変わらない。
- ②最初の受信開始のとき、クライアントは、当該のページを得るまで受信を続けて、待ち受ける。目的ページを得れば、クライアントは待ち受けを中断する。しかしクライアン

トはその後も、そのページに関する最新コンテンツを入手するため、継続して受信を行ない、自己のローカルファイルに受信したデータを格納しておく。クライアント利用者は、コンテンツを利用するときにローカルファイルから読み出して参照する。

- ③クライアントは常時受信状態にしておいて受信した最新コンテンツの更新登録を行う。クライアント利用者は随時登録データの参照を行う。

このモデルにおいて、クライアント利用者に望ましい評価要素として2つある。ひとつは、3章と同様に待ち受け開始から目的データ受信までの待ち時間である。上り通信の帯域に余裕があれば、プル型通信により、クライアント利用者の意向を正確に反映させて出力データを選択するのが望ましい。もうひとつは、遅延時間である。クライアント利用者ができる限り新しい情報を参照できる確率を高めるためには、更新されたコンテンツは速やかに出力されることが望ましく、全体の利益を考えれば、参照頻度の大きいページは早く出力することが望ましい。また、クライアントからのページ要求に拘わらず、コンテンツ更新を契機としてページをクライアントに伝送するのであるから、サーバはプッシュ型通信でデータを伝えれば良い。

この2つの評価要素は同列に論じられない。待ち時間を短くするか遅延時間を短くするかいずれを重視するかは、利用者の価値判断により異なる。常時受信状態のクライアント数と最初の1回めのデータ受信を行おうとしているクライアント数の比によっても評価要素は異なる。しかし、ここではあえていくつかの評価係数を設定して、両者のバランスをとるプッシュ型通信とプル型通信の動的統合方式を検討する。

プッシュ型通信ページのコンテンツ更新の形態として、更新がランダムに発生する場合と定期的に発生する場合とが考えられる。このうちコンテンツ更新発生がランダムの場合には、コンテンツ更新発生によるページ要求をある評価係数で換算したクライアント数からのページ要求とみなせば、ランダムなタイミングでプル型通信によるページ要求に対して、最適ページ出力のスケジュールを設定する課題に帰着する。この課題は、3.2節で述べたように計算負荷を無視すればLWF法が優れていることが判明している。

コンテンツ更新が定期的に発生する場合で、最も遅延が少なく効率的なのは、コンテンツ更新とプッシュ型通信が同期する場合である。例えば、親局から送られてくるデータを子放送局（サーバ）が中継し、その領域に放送するようなケースである。しかし、場合により更新データが間欠的に発生するケースがある。サーバの複数のページが同時に更新さ

れる．サーバが親局から定期的に，放送よりも広い帯域やオフライン媒体でデータを受信したり，サーバが個別に収集したデータを単位時間ごとに編集して，新しい情報としてクライアントに出力したりする場合である．例えば，証券取引所から株価情報を高速回線でバッチ処理として定期的にサーバに送付してくる．サーバは低速の無線放送にて域内のクライアントに株価データを放送するといったケースである（図 4.11 参照）．本研究では典型例として，定期的に全ページが一斉に更新される場合を想定する．更新データのみを考えた場合，当該ページを受信しているクライアントの数が多きページから出力すれば，クライアント利用者が最新データを参照する確率をもっとも高くなる．定期的に各ページの更新データが外部システムよりサーバに送られてくる間隔を *cycle* とする．クライアントが自己のローカルファイルを参照したときに最新データが得られる確率を *newrate* とすると以下の式(4.3)で得られる．

$$newrate = 1 - \frac{\sum_{k=1}^m k \cdot q_k}{cycle \cdot \sum_{k=1}^m q_k} \quad (4.3)$$

なお， $cycle \geq m$ でなければ，更新データを全て出力することはできない．サーバへのデータ入力帯域より出力帯域が狭いとしても，出力帯域はできるだけ広いほど，クライアントは最新データを得られる確率が高くなる．

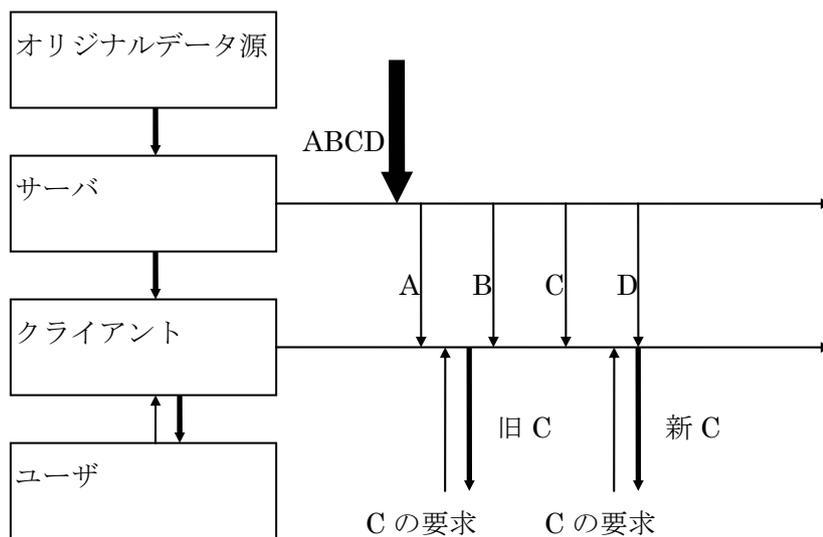


図 4.11 更新データの中継放送

Fig. 4.11 Relay broadcast of updated data

4.3.2 併用型と統合型の比較

クライアントは最初に求めるページを受信するために、そのページの出力要求をサーバに対して行い、サーバは要求に対応してページ出力をプル型通信で行う。サーバは、データ更新されたページを出力する場合はプッシュ型通信で行う。このようなモデルを想定して、出力データが可変な場合のプッシュ型通信とプル型通信の動的統合モデルについて検討する。4.2 節に述べたように最初にデータを受信する場合でもプル型通信のみでなく、意識的にプッシュ型出力を併用した場合が効率的であるケースも存在するが、省略する。全ページ数を 1000 ページとし、各ページの一斉更新間隔を $2000ts$ とする。一斉更新のデータを受け取ったサーバは、プッシュ型通信の出力時間帯に受信者数の多いページから順次出力を行う。プル型出力の各ページの平均要求頻度は $0.2/ts$ とし、 $\theta=1$ の Zipf 分布に従うとする。また、各ページの更新データを受信するクライアントの比率はプル型出力の各ページの平均要求頻度に比例するものとする。まず、出力帯域をプッシュ型通信とプル型通信に固定的に分離し、各々の帯域で対応する通信方式を利用する併用型を試算する。プッシュ型の帯域の比率を 50% から 95%、プル型の比率を 5% から 50% に変化させる。この条件にてシミュレーションを行い、プッシュ型通信の遅延時間とプル型通信の待ち時間を求める。サーバのコンテンツの一斉更新後、あるページについてプル型通信で出力された時刻がプッシュ型通信で出力される時刻よりも前であれば、そのページの遅延時間はデータ更新時からプル型通信のページ出力までの時間とみなす。プッシュ型通信で出力されたページについても、そのページを初期受信のため待ち受けているクライアント利用者にとっては、初期受信が完了したことになる。このプッシュ型通信／プル型通信の遅延時間／待ち時間の結果について、それぞれ重みを与えて加えた時間を評価係数として算出する。重みの与え方により最適配分比率は異なる。(図 4.12 参照)

この方式には改善の余地がある。プッシュ型通信の必要帯域を全体の 50% と仮定したので、50% を超えて帯域を割り当てると、残りの帯域には何も出力されない。そのため、プッシュ型通信データを一通り出力した後、次のサーバー一斉データ更新のタイミングまでの間、剰余プッシュ型通信の帯域をプル型通信に割り当てることが考えられる。次に、プッシュ型通信とプル型通信を動的に統合する方式が考えられる。併用型に比べて動的統合方式への方式変更点は以下のとおりである。

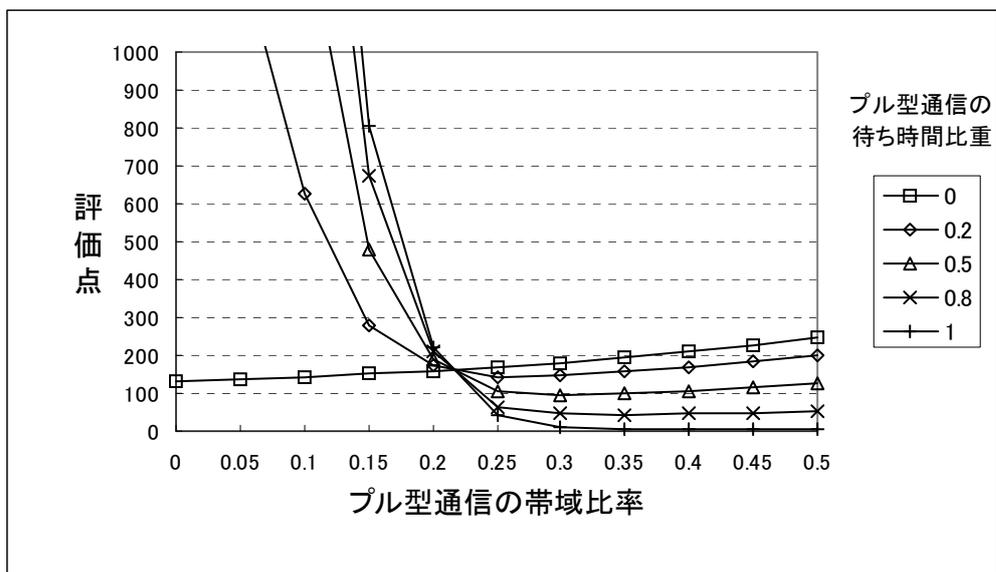


図 4.12 プッシュ型通信とプル型通信の併用方式による時間評価点

Fig.4.12 Evaluation points by combined use of push and pull based communication

- ① プッシュ型通信で出力すべきとプル型通信で出力すべきページが両方存在すればプル型通信のページを優先する.
 - ② ただし、全ページの一斉更新間隔を監視し、一斉更新の時刻までの時間が、プッシュ型通信で残る全てのページを出力する時間と等しくなったとき、プッシュ型通信を優先して出力する.
 - ③ 全ページの一斉更新間隔の間にあるページについてプッシュ型通信よりも先にプル型通信による出力が行われた場合には、そのページについてのプッシュ型通信は行わない.
- この原則の設定により、プル型通信の観点からは、プル型通信に与えられた帯域がプル型として専用に割り付けられた帯域から、全出力帯域に広がることになり、待ち行列理論の法則から、プル型通信の遅延時間は大幅に減少する. 一方、遅延時間の観点から見ると、プッシュ型通信は、プル型通信を優先することによる遅延の増大とプル型通信の余剰帯域の利用による遅延の減少の相反する要素がある. 以下の条件における遅延時間をシミュレーションにより試算する. プッシュ型通信のデータ更新頻度は均して $2ts$ に 1 ページの発生があるとする. このとき、更新データは $batch*2ts$ おきに $batch$ ページ分がまとめて発生するものとする. このとき、プッシュ型通信とプル型通信の帯域が分離されている併用型

を採用した場合と、両者の帯域を統合した場合とを比較する。 *batch* (まとめて発生するページ数) を 1~26, データの要求頻度は $\rho=0\sim0.4$ の各々の組み合わせについて試算する。この結果を図 4.13 に示す。 図において, X 軸は *batch* である。 Y 軸は併用型に比べて統合した場合のプッシュ型通信相対遅延時間をタイムスロット単位で表したものである。 データ更新がまとめて発生する場合, そのまとめの単位が大きければ, 帯域統合を行うとプッシュ型通信とプル型通信の双方に利益がある。 まとめ単位が小さく, プル型通信の負荷が高い場合は, プッシュ型通信の遅延は増大することがある。

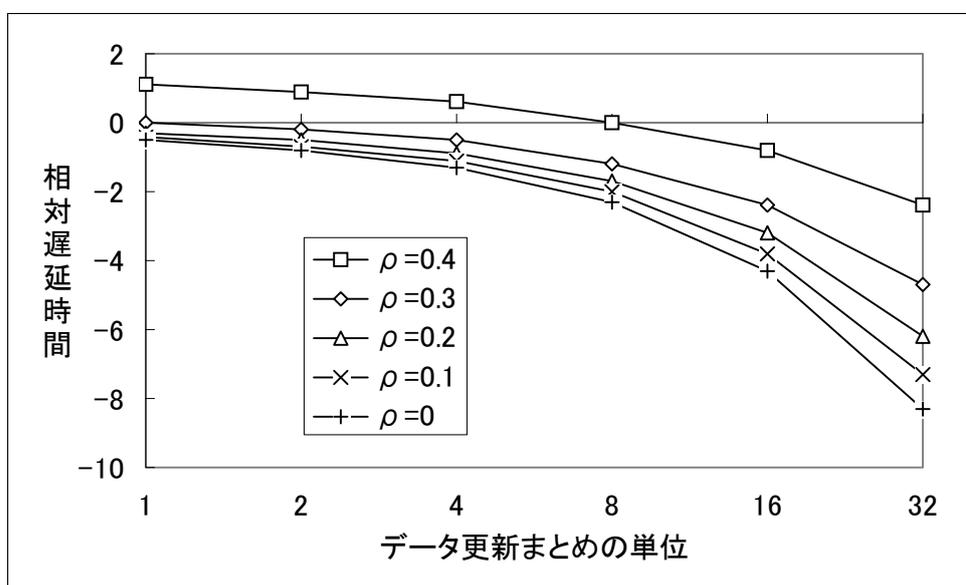


図 4.13 まとめ更新の単位による相対遅延時間

Fig.4.13 Relative latency time to batch unit

次に考えられるのは, プッシュ型通信で出力するページは受信クライアント数が多い順に出力するため, あるページ数まではプッシュ型を優先して出力すれば全体として効率が上がらないかという点である。そのため, 以下のルールを追加する。

- ④ ページの一斉更新後, 一定のページ数まではプッシュ型通信を優先して出力する。

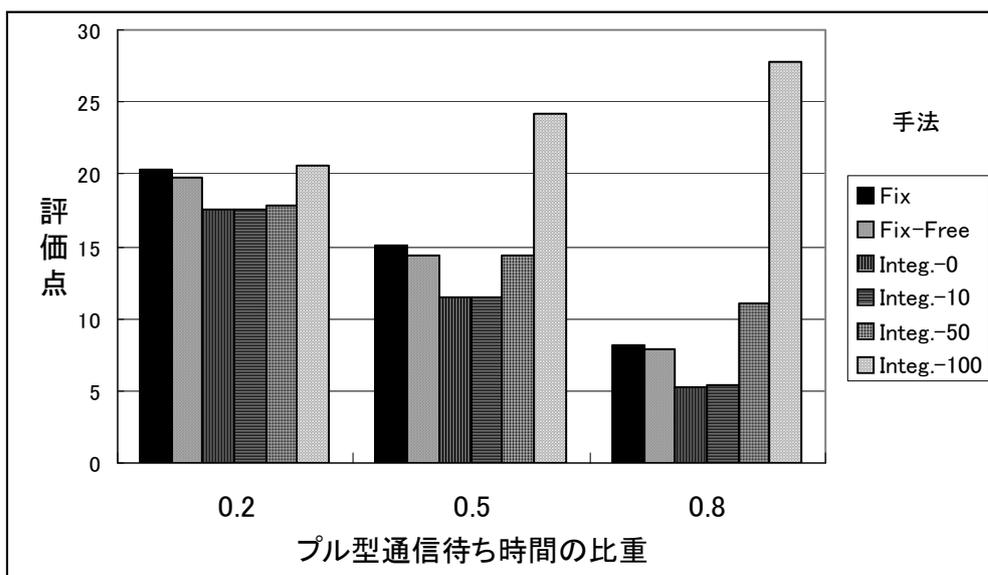


図 4.14 各方式による時間評価点 ($\rho=0.2$)

Fig.4.14 Evaluation points by each methods ($\rho=0.2$)

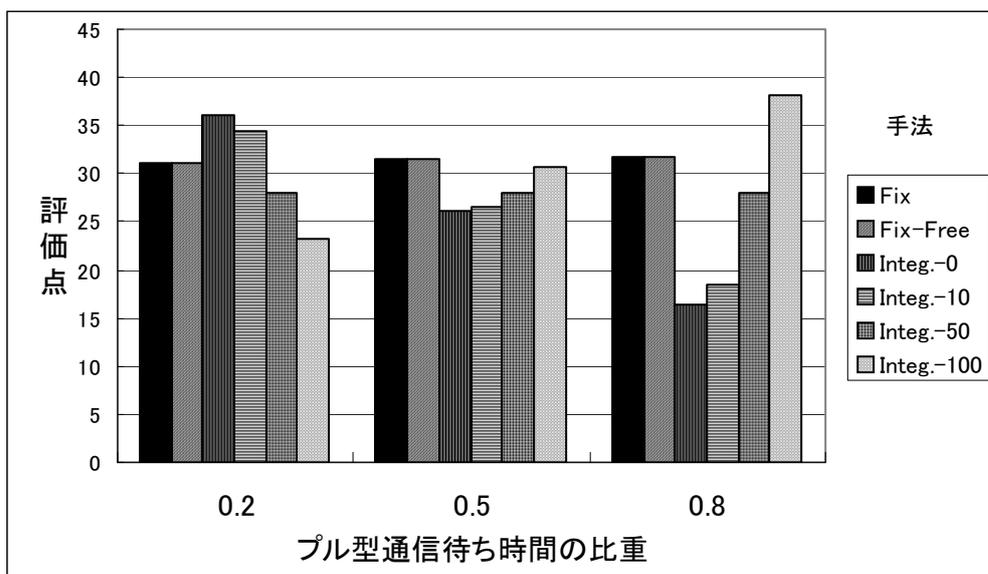


図 4.15 各方式による時間評価点 ($\rho=0.5$)

Fig.4.15 Evaluation points by each methods ($\rho=0.5$)

図 4.14 は図 4.12 における最も良いプッシュ型通信とプル型通信の帯域比の場合、同じ条件でプッシュ型通信の余剰帯域をプル型通信に割り当てた場合、動的統合方式においてプッシュ型通信を優先するページ数を 0, 10, 50, 100 とした場合を比較したものである。評

係数において、プッシュ型通信優先ページ数をゼロとした動的統合方式がもっとも優れていることが判断できる。図 4.15 はプル型出力の各ページの平均要求頻度を $1.0/ts$ とした場合の評価係数を示している。プル型通信の要求数が帯域より大きい。この場合、プッシュ型通信の比重が大きい場合は、プッシュ型通信を優先して出力する方式が、プル型通信の比重が大きい場合はプル型通信を優先する動的統合方式の効果が大きいことを示している。

4. 3. 3 プル型通信優先への制約

前節では、プッシュ型通信とプル型通信の併用型と統合型の比較において、統合型においてはバッチ周期の最初と最後を除いてプル型通信を優先した。しかし、出力データ固定モデルにおいては、図 4.10 に示したようにプッシュ型通信の間隔のばらつきは平均待ち時間の増大を招く。また、出力データ可変モデルにおいては、プッシュ型通信を受信しているクライアントにとって更新データの入手期限が保証されていなければ、計画的なデータの利用ができない場合がある。そのため、プッシュ型通信の出力間隔や遅延を、一定以内に制限をかける方式を提案する。まず、出力データ固定モデルについて考察する。

出力データを、プッシュ型通信かプル型通信のいずれから選択するか基準は次のとおりとする。

step1:プル型通信データが存在する場合、何回連続してプル型通信データを出力していたかを調べる。

step2:プル型通信ページの連続数が、プッシュ型通信の平均間隔の k (プル型通信連続出力制限定数) 倍以下であれば、プル型通信データを選択して出力する。

step3: k 倍に達していれば、プッシュ型通信データを優先して出力する。

step4:プル型通信データが存在しない場合は、プッシュ型通信データが存在すれば出力する。

step5:両方とも出力すべきデータが存在しなければ、そのタイミングでは何も出力しない。プッシュ型通信送信間隔が特に不安定になる場合を例に挙げる。帯域統合型における条件で、 $\theta=2.0$, $\rho=2.0$, $k=1\sim 5, 10$ の場合を試算した。結果が図 4.16 である。総ページ数は 100 とする。X 軸はプッシュ型で出力するページ数、Y 軸は平均待ち時間である。図からプッシュ型通信ページ数が 2 ページの場合に最も待ち時間が少ないことは判断できる。

また、図では判別困難であるがプル型通信連続出力制限定数 $k=1$ と $k=5$ の場合がほとんど

重なっている。k による差異は図 4.16 では判読困難であるので、プッシュ型通信ページ数が 2 ページの場合における k の値と待ち時間との関係を図 4.17 に示す。k=2 の場合に最も待ち時間が少ないのでプル型通信の連続出力制約の効果は存在することが判断できる。

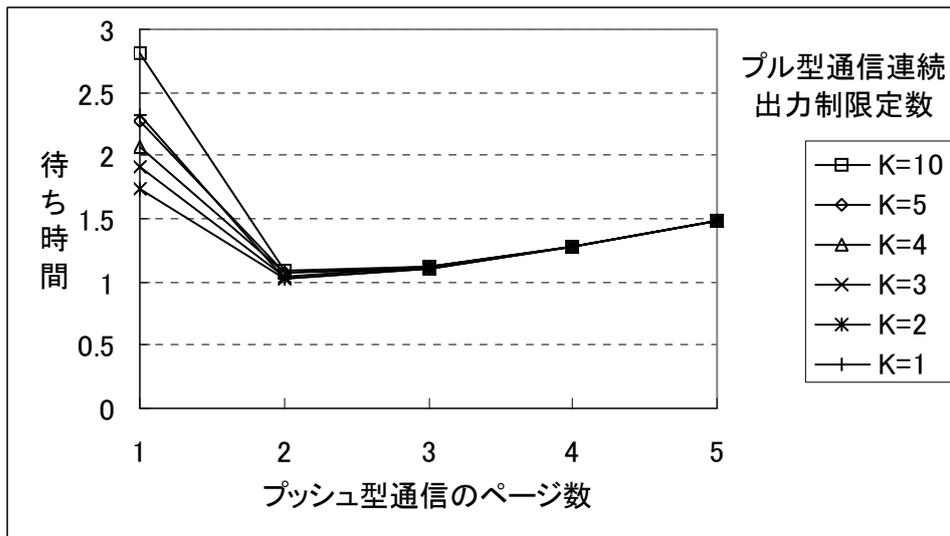
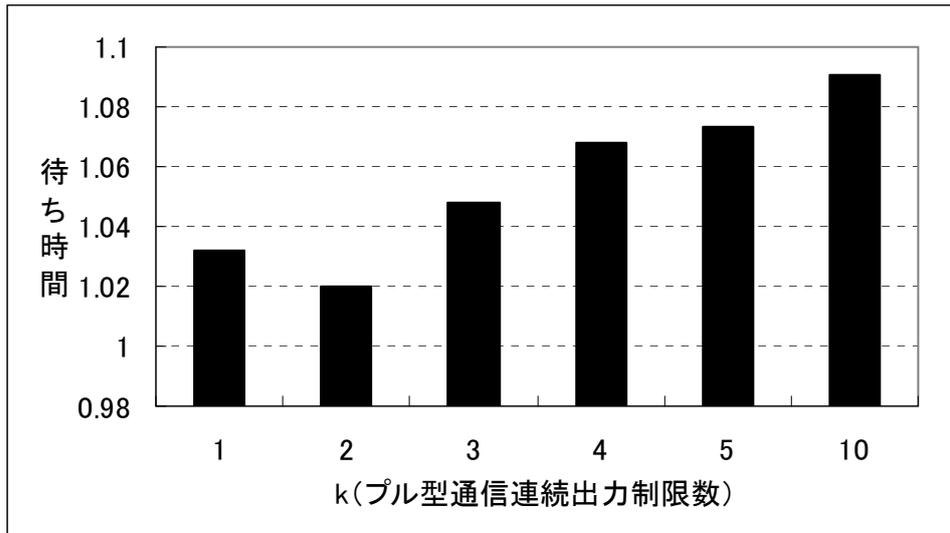


図 4.16 プル型通信に制約をかけた場合の平均待ち時間(1)

Fig.4.16 Average waiting time with limited pull priority(1)



4.17 プル型通信に制約をかけた場合の平均待ち時間(2)

Fig.4.17 Average waiting time with limited pull priority(2)

出力データ可変モデルの場合は、プッシュ型通信データの滞留数で制約する。

step1:プル型通信データが存在する場合、プッシュ型通信データが、この回の出力も含め、何ページ滞留することになるかを調べる。

step2:滞留ページ数がシステムで定めた保証値未満であれば、プル型通信データを選択して出力する。

step3:保証値に達していれば、プッシュ型通信データを優先して出力する。

step4:プル型通信データが存在しない場合は、プッシュ型通信データが存在すれば出力する。

step5:両方ともに出力すべきデータが存在しなければ、そのタイミングでは何も出力しない。

図 4.18 は、図 4.13 と同じ帯域とデータ要求頻度の条件でプッシュ型通信の滞留制限ページ数を制限した場合の、帯域分離型と比較して帯域統合型の待ちが減少する時間を示したものである。制限を加えればプッシュ型通信の最大遅延時間は小さくなるが、プル型通信の待ち時間の改善も小さくなる。どこまで制限するかはプッシュ型通信の遅延許容時間とプル型通信の待ち時間とのトレードオフで決めることとなる。

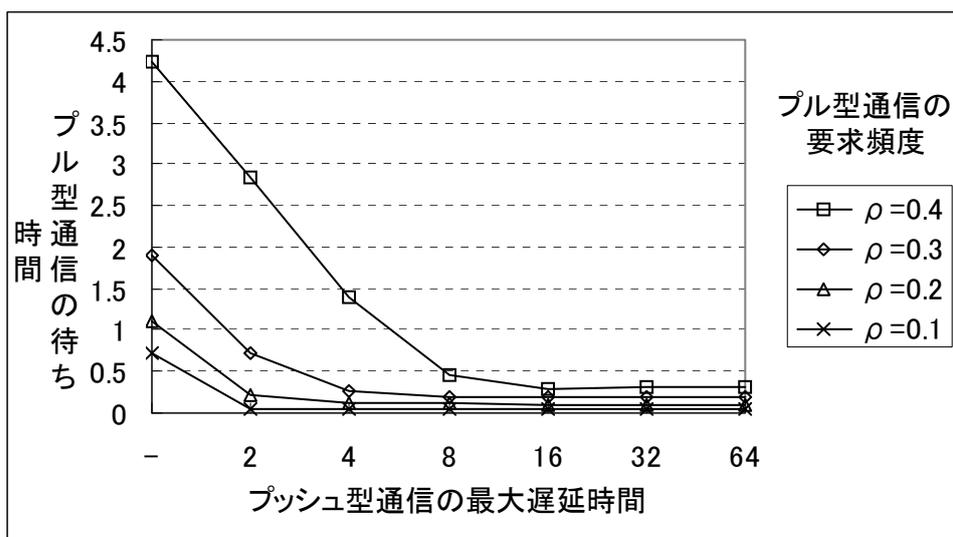


図 4.18 プッシュ型通信遅延保証時間とプル型通信待ち時間の関係

Fig.4.18 Relation of push latency assurance time and pull waiting time

4.3.4. プッシュ型通信の揺らぎによる出力時期の予測困難性と対策

プッシュ型通信とプル型通信の帯域を統合し、プル型通信をプッシュ型通信に優先させることは、プル型通信の応答時間の削減と、場合によってはプッシュ型通信の遅延時間の減少にも効果がある。しかし、帯域統合の代償としてプッシュ型通信における各ページの出力時刻が不安定になる。出力データ可変モデルにおいては、クライアントが携帯端末であり、必要とするページのみを受信しその他のデータが出力される時間帯は休眠したい場合には、プッシュ型通信における目的ページの出力時刻の揺らぎは望ましくない。

出力されるプッシュ型通信とプル型通信の各ページにプッシュ型通信の滞留ページ数 (Q_{push})とプル型通信の滞留ページ数 (Q_{pull})と、プッシュ型通信の最新ページ番号の情報を付加する。また、データ更新のページ更新周期を PD とする。また、最大滞留プッシュ型通信ページ数を M_{push} とする。

step1: 目的ページを受信したとき、次の目的ページの出力時刻で最も早いのは、遅延が吸収された場合であるので、次の目的ページまでの距離(ページ数)が最も短い場合を $WPAGE$ とすると、式(4.4)で得られる。

$$WPAGE = PD - (Q_{push} + Q_{pull}) \quad (4.4)$$

step2: その時点の目的ページまでのプッシュ型通信残ページ数を R_{push} とする。目的ペー

ジに達していなければ、 $WPAGE$ は以下のように得る。プッシュ型通信滞留ページ数の制約がない場合は、プッシュ型通信の残ページ数とプル型通信の滞留ページ数の和である。制約がある場合は、プッシュ型通信滞留ページ数が制約数に達し、以後プッシュ型通信のページが更新される毎にプッシュ型通信を優先して出力する場合が最短距離である場合もあるので式(4.5)より得る。なお、最大滞留数の制約がない場合は M_{push} を無限大と考えれば、式(4.5)が成立する。

$$WPAGE = \min\left(\frac{(M_{push} - Q_{push} + R_{push}) \cdot (B_{push} + B_{pull})}{B_{push}}, Q_{pull} + R_{push}\right) \quad (4.5)$$

これを繰り返せば目的ページに達する。 $B_{push}=B_{pull}=0.5$ ページ/タイムスロットとし、 $\rho=0.8\sim 0.2$ についてシミュレーションにて評価した結果を図 4.19 に示す。 X 軸はプッシュ型通信の最大滞留の制約数、 Y 軸は受信回数を示す。 帯域使用率の負荷が高い場合に、最大滞留ページ数の制約の影響がわずかにあるが、平均して 3 回以下の比較的少ない受信回数で目的ページに達するので、揺らぎは出力時期予測に対して大きな制約とはならないことが判明する。

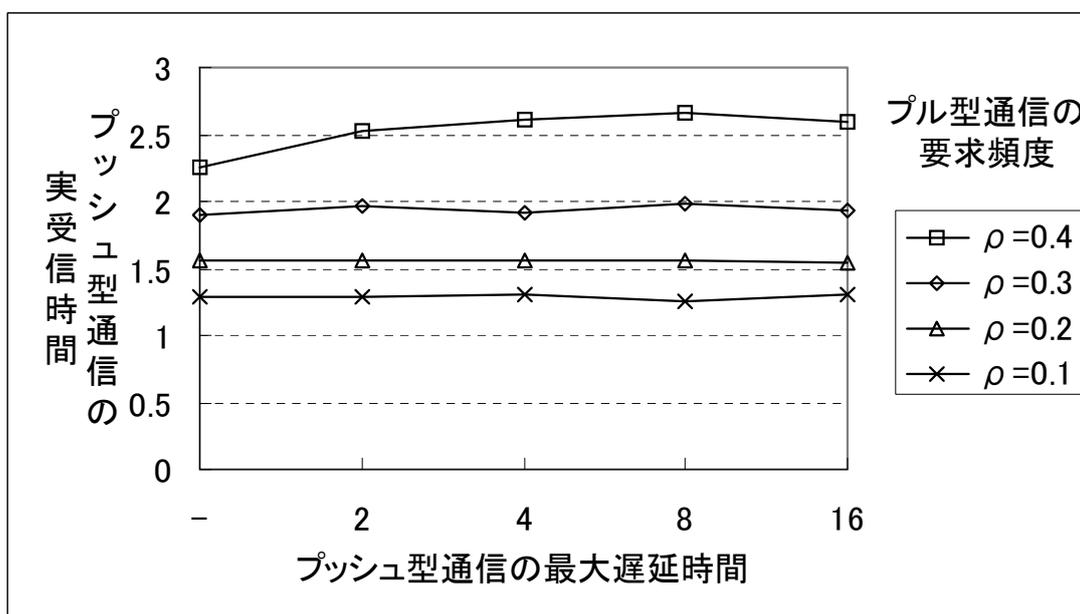


図 4.19 プッシュ型通信における遅延保証時間と受信回数

Fig.4.19 Relation of maximum push latency assurance time and access times

図 4.18, 4.19 の実験においては, プッシュ型通信の帯域に対する負荷を例として 50% の場合に限定した. プッシュ型通信がプル型通信に対する比重がいろいろと異なる場合について考察を付記する. 図 4.20 はプッシュ型通信とプル型通信の合計帯域負荷を 0.9 とし, 最大滞留数の制約はなしとし, 両者の比重を変えた場合のプル型通信の待ち時間と目的ページ取得までの平均受信回数である. X 軸はプッシュ型通信負荷である. Y 軸は受信回数ならびにプル型通信の待ち時間である. プッシュ型通信負荷の比重が小さい場合は受信回数が多い. かつ, プル型通信の待ち時間も比較的大きい. 本提案で示したプッシュ型通信とプル型通信の統合は, プッシュ型通信の比重が大きければ効果が大きく, 小さければ効果が小さいことを示している.

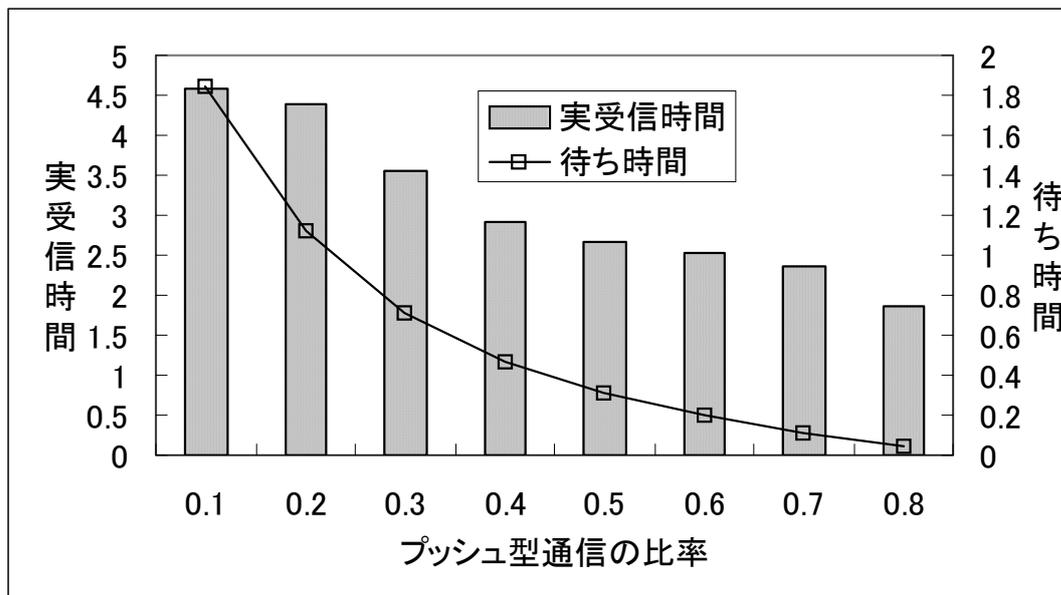


図 4.20 プッシュ型通信遅延時間比と待ち時間/受信回数

Fig.4.20 Rate of pushed type latency and waiting time/access times

4. 4 結言

サーバからクライアントにデータを提供する方法としてプッシュ型通信とプル型通信がある。無線を用いてサーバから無線覆域内のクライアントにデータを提供するとき、プッシュ型通信およびプル型の下り通信のいずれも放送として全クライアントに同じデータを同時に提供できる。サーバから提供データの内容が変化しない場合において、上り通信の負荷について考慮しないで済むときは、理論的にはプル型通信がプッシュ型通信よりも待ち時間が小さいスケジュールを組むことが可能である。しかし、プル型通信のなかで最適スケジュールを計算するための演算負荷、上り通信の帯域の必要性や上り通信の負荷を無視できないときは、プッシュ型通信が有効となる場合もある。両者の通信方式を最適な割合で組み合わせる併用方式を採用すれば、それぞれ単独の通信方式を採用するよりも全体としての待ち時間の効率が上がる。さらに、クライアントからのページ要求頻度がある範囲に入る場合に限られるが、動的にプッシュ型通信とプル型通信を統合する方式が併用方式よりもさらに効果を上げる。

また、サーバのデータをまとめて更新する場合、サーバにおける更新から出力までの遅延時間とクライアントにおける待ち受け開始から受信までの待ち時間の両方の要素があり、両者のいずれを重視するかにより結果は一律ではないが、一般に動的統合方式が優れていることを示した。

第5章

高信頼型並列放送方式

本章においては、並列放送の概念を示し、並列放送における信頼性が向上するスケジューリング手法について提案する。また、信頼性と実受信時間との関連についても検討する。

5.1 緒言

一般に機器やシステムの信頼性を上げる手法として、構成要素そのものの信頼性を上げることが必要であるが、要求される信頼性を確保するために必要な個々の構成要素の信頼性を確保することは、技術的・コスト的に難しい場合がある。その場合に信頼性を向上させる手法として構成要素を冗長化することが挙げられる [野中 90]。本章では無線データ放送における信頼性の向上の側面について検討する。個々の要素の信頼性向上策は本研究の対象外とし、系統的に冗長化手法を採用して信頼性を上げる方法について検証を行う。通信に冗長化手法による信頼性向上策を適用すると次の手法が考えられる。第1に、再送手法である。通信データをいくつかのブロックに分け、受信側で受信できなかったブロックについて送信側に再送要求を送り、送信側は要求があったページのみを再送するものである。HDLC 手順や BSC 手順など、代表的な通信手順はこの手順である。正常に送信できなかった部分のみ再送を行うので転送効率が良い。障害が発生してから代替手段（この場合は時間的冗長）を講じるのでコールドスタンバイ手法と分類することができる。第2に周波数ダイバーシティなどの並列通信手法である。同じ情報を並行して複数のルートから送信する。いずれか一方の通信に失敗しても、他方の通信に成功していれば、目的を達する。時間的に1回の通信でデータを送ることができる。結果的に必要が生じなくても常に冗長構成を動作させているのでホットスタンバイ手法に分類することができる。第3に伝送データの一部に障害が発生しても復元可能とするコードを付加して送信する前方向誤り訂正手法 (FEC: Forward Error Correcting) がある。ひとつのチャンネルのなかに復元コードを含んでいるので、再送手法のように時間遅れが発生せず、かつ並列手法のように複数のチャンネルを必要とせず、効率が良い。この手法もホットスタンバイに分類することが

できる。

しかし、無線データ放送の場合、このいずれの手法にも難点がある。第 1 に再送手法の場合に次の問題がある。クライアントから送信サーバへ上りの通信路を確保せねばならず、放送型の利点である一方的放送による簡便化と帯域の節約という目的を損ねる。また、放送を受信している多数のクライアントのうち、受信を失敗した一部のクライアントのためだけにデータを再放送することは、放送全体の効率を落とし、そのスケジュールを狂わせることになる。第 2 に並列通信手法の場合に次の問題がある。有線通信の場合、並列通信を行う経路の各チャンネル相互の相関関係を小さくすることは比較的容易であり、チャンネル効率を別にすれば並列転送は有効である。しかし、無線通信の場合、チャンネル相互間の因果関係を無視することはできない。各チャンネルの周波数が異なっても、シャドウイングなどの要因により全てのチャンネルが正常に通信ができない事態を生ずる可能性がある。第 3 に FEC 手法には次の問題点がある。単一のチャンネルを用いて通信を行う場合、そのチャンネル自体が障害となれば、通信ができなくなってしまう。また、長期間のバーストエラーが発生すれば、FEC 手法で障害回復を図るのは困難である。そのため、無線データ放送においては、送信サーバは同じ種類の情報を繰り返し放送し、放送内容を正しく受信できなかったクライアントは、再放送されるまで待つて目的とする情報を得る手法が、一般的である。しかし、この方法ではクライアントが目的データを得るまでの待ち時間が長くなる。本章では、これらの各手法の問題点を解決し、信頼性があり、かつデータの取得が早いデータ放送スケジュール手法を検討し、提案を行う。

本章で提案する手法は、複数周波数（チャンネル）を用いて複数の情報を並列に放送する。その環境において、周波数浪費を軽減しつつ放送の信頼性を上げ、再放送待ちを軽減する。本章においては、通信障害を、個々の通信チャンネルのランダム誤り、チャンネルに共通な時間的誤り、チャンネル固有のバースト誤りに分ける。時間誤り、チャンネル固有の誤りによる通信データの伝送不能を防ぐため、放送データのチャンネルと時間の組み合わせ変更により、全体として通信障害を軽減する手法を提案する。

そのため、磁気ディスクの効率的な冗長化手法である RAID (Redundant Arrays of Independent Disks) の手法を放送スケジュールに適用することを検討した。磁気ディスクにおける RAID では、RAID0 が冗長度なし、RAID1 が同じ情報を二重に持つミラーディスク手法、RAID2 はハミングコードを使用したデータ修復手法、RAID3 はデータをストラ

イプ化してパリティディスクを用いる手法, RAID4 はストライプ化するデータの単位を論理ブロックと同じとする手法, RAID5 はパリティブロックを各ディスクに分散させる手法である [平塚 95] . 放送に RAID の概念を応用する方法とし, ひとつの放送チャンネルをひとつの固定ディスクとみなし, 放送チャンネル間の補完により, 信頼性を向上させる手法を採用する. 本研究では特に RAID0, 1, 4, 5 を想定した. なお, 本章では, 送信サーバの放送スケジュールはクライアントで既知であることを前提とした. 図 5.1 に並列放送システムの構成概念を示す.

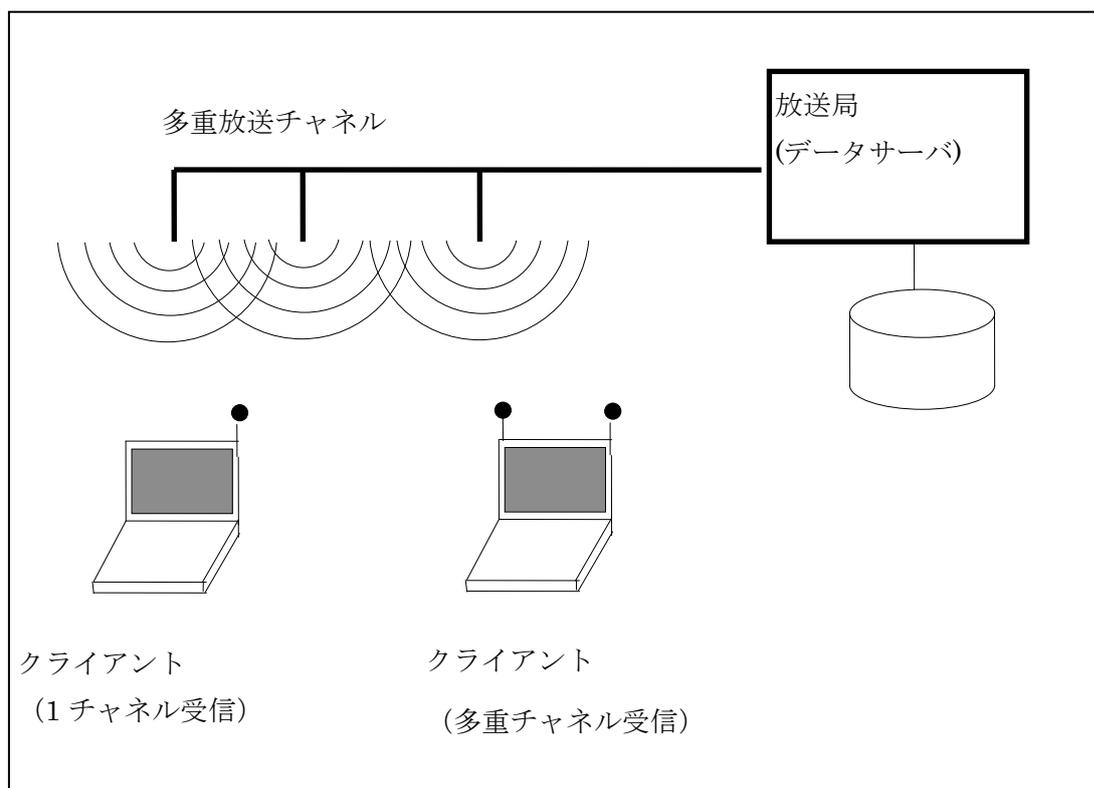


図 5.1 RAID 型放送システム

Fig.5.1 RAID type broadcast system

5. 2 放送手法

一般にクライアントが移動端末であるとする, 複数のチャンネルを同時に受信できる機能を持たせることは経済的でない. 一時点に 1 チャンネルのみを受信し, 必要に応じチャンネルを切り換えるのが適当である. しかし, 例えば, 航空機をクライアントとみなし, 地上局から運航に関する無線情報を受信する場合を想定すれば, 必ずしも同時に複数のチャネ

ルを受信することは困難ではない。従って、本研究では、クライアントが一つのチャンネルのみ受信可能なケースと複数のチャンネルが受信可能なケースの双方について検討するものとする。

放送されるデータはページ単位とする。放送データはページ単位でブロック符号、畳込み符号などの手法により、信頼性が上げられているものとする。それらの手段によってデータの復元ができない場合でも、そのページが異常であることをクライアントが検出できるものとする。この前提で、既存のデータ放送の各手法と提案する RAID 型スケジュール手法について、信頼性と通信効率を検討する。

本章で用いるパラメータを以下のとおり定義する。

- F_{ijk} : k チャンネルを同時に受信しているとして、手法 i を用いたとき、 j 回の受信を行っても、単位区間の対象データを正しく受信することに失敗する確率である。
- R_{ijk} : k チャンネルを同時に受信しているとして、手法 i を用いて j 回の受信を行ったとき、単位区間の対象データを正しく受信することに成功する確率である。 $R_{ijk}=1-F_{ijk}$
- F_c : そのチャンネル特有の障害の発生確率である。送受信機の障害、フェージングなどにより、補正不能な長期間の障害などをチャンネル特有の障害とする。
- R_c : チャンネル特有障害非発生率である。 $R_c=1-F_c$
- F_t : ページ受信単位時間帯における全チャンネルに共通の原因で障害となる確率とする。
- R_t : ページ受信単位時間帯における障害非発生率である。 $R_t=1-F_t$
- F_r : あるページ送信で他のチャンネルや時間帯と無相関に発生するランダム誤りの確率とする。
- R_r : ランダム障害非発生率である。 $R_r=1-F_r$
- CE_i : 手法 i の通信効率を示す。
- m : 評価の対象とする一連の総ページ数である。
- n : 補正を行う場合、補正の単位とするページ数である。 n ページに 1 ページのパリティページを加えて補正する。
- cc : チャンネル切り換え時間とする。 1 ページ放送に対する比で示す。
- *burst*: 本研究では複数のページから障害となったページのデータを復元する手法、または同じページのデータを再受信することにより復元する方法を提案しているが、ページをまたがりバーストエラーが発生すると、同時に複数のページが障害となる。そのため、

インターリーブ手法により，復元のためのページのグループ化の対象または，同一内容のページの配置を離す必要がある．その距離を *burst* ページおきとする．起こり得るバーストエラーの長さが *burst*-1 ページ以下となるよう *burst* を定めるものとする．例えば，バーストエラーの長さが 1 ページ以下であれば *burst*=2 とする．なお，後述する信頼性の計算において，各ページの障害発生確率は独立と仮定しているが，バーストエラーを考慮すると各ページの障害発生確率は必ずしも独立とは限らない．しかし，本章においては簡略化して信頼性計算を行うため，各ページの障害発生率は独立と仮定して計算している．

各ページを正しく受信できるか否かの信頼性の要素は R_c , R_t , R_r の 3 つから成るものとする．以下に補正の各手法を挙げる．

5. 2. 1 無補正手法 (手法 0)

特に補正を行わない．例えば，気象画像などのイメージデータを放送する場合，データの欠落は致命傷とならないので，一定以上の信頼性があれば無補正でもかまわない．また，放送周期が短ければ再放送まで待つことを許容できる場合もある．図 5.2 に概念を示す．

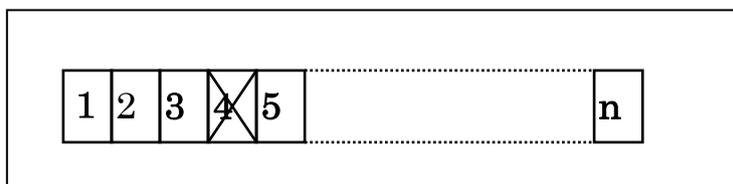


図 5.2 補正なし (手法 0)

Fig.5.2 Non Recovery Method (Method 0)

式(5.1)に 1 回目の受信に失敗する確率を，式(5.2)に 2 回連続して受信に失敗する確率を示す．

$$F_{011} = 1 - R_{011} = 1 - R_c \cdot R_t^m \cdot R_r^m \quad (5.1)$$

$$F_{021} = 1 - R_{021} = 1 - R_c (2R_t \cdot R_r - R_t^2 \cdot R_r^2)^m \quad (5.2)$$

正常に受信できれば，通信効率 CE_0 は最も良い．

$$CE_0 = 1 \quad (5.3)$$

5. 2. 2 1チャンネル補正手法（手法1）

時間的冗長を加え、 n ページにひとつのパリティページを加える FEC 手法である。チャンネル障害が無視できるなら、この手法で信頼性を保つことができる。図 5.3 に概念を示す。バーストエラーに備えてインターリーブ手法の採用が必要であるが、図からは省略してある。

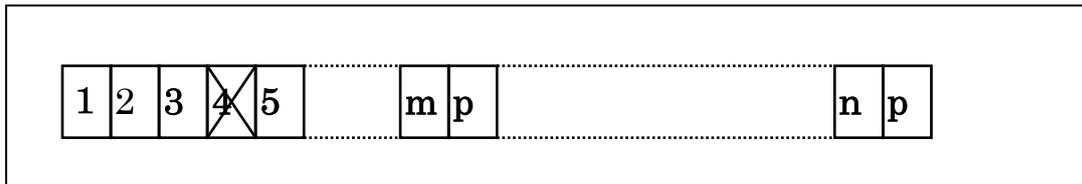


図 5.3 1チャンネル補正手法（手法1）

Fig.5.3 Forward Error Correcting Method with 1 channel (Method 1)

n ページごとに 1 ページのパリティページが付加されているとした場合、チャンネルエラーを無視した場合に 1 回で正しく受信できる確率を R_{ntr} とすると、 R_{ntr} は式(5.4)より得られる。

$$R_{ntr} = (n+1)R_c^n R_p^n - n \cdot R_c^{n+1} \cdot R_p^{n+1} \quad (5.4)$$

式(5.5)に 1 回目の受信に失敗する確率を、式(5.6)に 2 回連続して受信に失敗する確率を示す。

$$F_{111} = 1 - R_{111} = R_c \cdot R_{ntr}^{\frac{m}{n}} \quad (5.5)$$

$$F_{121} = 1 - R_{121} = 1 - R_c (2R_{ntr} - R_{ntr}^2)^{\frac{m}{n}} \quad (5.6)$$

通信効率 CE_1 はパリティページ付加の分だけ落ちる。

$$CE_1 = \frac{n}{n+1} \quad (5.7)$$

5. 2. 3 2チャンネル交錯手法（手法2及び3）

手法 1 は、チャンネル障害を無視できる場合は、有効で効率的であるが、チャンネル障害を無視できない場合には、再度受信を行っても失敗する確率を無視できない。そのため、図

5.4, 5.5 に示すように AB 2 つの相互に相関度が低い放送チャンネルを使用し、両方のチャンネルで同じ長さの異なる一連の情報を放送する。次回の放送に同じ種類の情報を放送する場合、チャンネル間で放送データの内容を交換して放送する。この手法は 1 回目の受信に対する信頼性を確保する手法でなく、最悪の事態を回避するための手法である。これにより、チャンネル障害があっても別のチャンネルで再放送されるため、2 回目の受信で正常に目的データを取得できる確率は高まる。無補正手法に対応する手法 2 と、1 チャンネル補正を行いさらに交錯を行う手法 3 がある。クライアントは、並行して流される情報のいずれか一方のみを受信すれば良いことが前提となる。

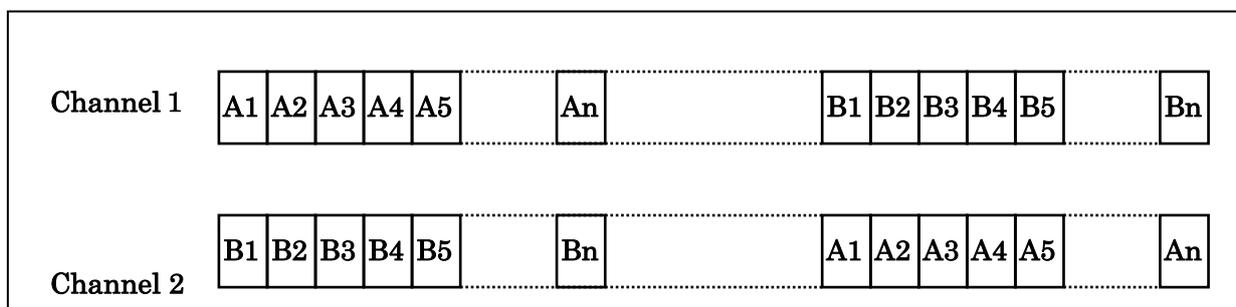


図 5.4 無補正 2 チャンネル交換手法 (手法 2)

Fig.5.4 Data Exchange Method with non recovery (Method 2)

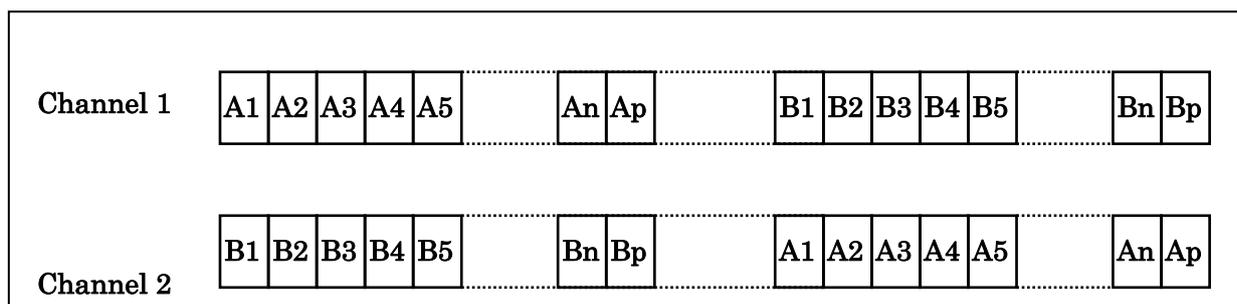


図 5.5 データ補正/チャンネル交換手法 (手法 2)

Fig.5.5 Data Exchange Method with Forward Error Correcting (Method 2)

別の観点から見れば、これらの方法は一連の放送データについて周期を半分ずらして放送し、再受信による待ち時間を半減していることにもなる。複数のチャンネルが確保できる場

合で、クライアントの目的データ受信をできるだけ短くしたい場合やチャネルの信頼性があまり高くない場合に有効な方法である。ただし、後述の手法5や6とは異なり、チャネルエラーが発生すれば、クライアントは別のチャネルに切り替え、当該データの再放送まで待たなければならない。

手法2を選択した場合について、式(5.8)に1回目の受信に失敗する確率を、式(5.9)に2回連続して受信に失敗する確率を示す。

$$F_{212} = 1 - R_{212} = 1 - R_c^2 \cdot R_r^2 \cdot R_r^m \quad (5.8)$$

$$\begin{aligned} F_{222} &= 1 - R_{222} \\ &= 1 - R_c^2 (R_r^2 (R_r^2 - 2R_r)^2 + 2R_r \cdot R_r^2 (1 - R_r))^{\frac{m}{2}} + 2R_c \cdot R_r^m \cdot R_r^m (1 - R_c) \end{aligned} \quad (5.9)$$

通信効率は下がらない。クライアントが複数チャネルを同時に受信可能であれば、有効な方法である。

$$CE_{\neq 1} \quad (5.10)$$

手法3を選択した場合の受信に失敗する確率を計算する。まず1チャネルのみで受信しているとき、 n ページに1ページのパリティページを付加した場合にランダムエラーに耐えて正常受信できる確率を R_{nr} とすると R_{nr} は式(5.11)で得られる。

$$R_{nr} = (n+1)R_r^n - n \cdot R_r^{n+1} \quad (5.11)$$

同様に2チャネル同時に受信した場合に、ランダムエラーに加えて全チャネル共通のタイミングエラーに耐えて正常受信できる確率を R_{2ntr} とすると、 R_{2ntr} はタイミングエラーが発生しなかった場合両チャネルとも受信できる確率である R_{nr} の2乗と、1回のみタイミングエラーが発生した場合両チャネルでランダムエラーが発生しない確率の和であるから、 R_{2ntr} は式(5.12)で得られる。

$$R_{2ntr} = R_r^{n+1} \cdot R_r^2 + (n+1)R_r^n \cdot R_r^{2n} (1 - R_r) \quad (5.12)$$

これから、1回目の受信に失敗する確率は式(5.13)で得られる。

$$F_{312} = 1 - R_{312} = 1 - R_c^2 \cdot R_{2ntr}^{\frac{m}{2}} \quad (5.13)$$

1回目の受信においてチャネルエラーを無視し、 n ページに1ページのパリティページに対応して、チャネル1で正常受信し、チャネル2で受信に失敗する確率を R_{1ntr} とすると、 R_{1ntr}

は式(5.14)で得られる。この値は、タイミングエラーが起きなかった場合と1回タイミングエラーが生じる場合の和として示している。

$$R_{1nr} = R_c^{n+1} \cdot R_{nr}(1 - R_{nr}) + (n+1)R_c^n \cdot R_c'(1 - R_c')(1 - R_c^n) \quad (5.14)$$

2回連続して受信に失敗する確率は式(5.15)より得られる。

$$F_{322} = 1 - R_{322} \quad (5.15)$$

$$= 1 - R_c^2(2R_{2nr} - R_{2nr}^2 + 2R_{1nr}(R_{nr} - R_{2nr}))^{2n} - 2R_c R_{nr}^n (1 - R_c)$$

式(5.12)において $2R_{2nr} - R_{2nr}^2$ は、チャンネルエラーを除き、2回繰り返しの少なくとも1回は並列正常受信できる確率であり、 $2R_{1nr}(R_{nr} - R_{2nr})$ は他のチャンネルではチャンネルエラー以外の要因で受信に失敗し、同じチャンネルで繰り返し受信して受信に成功する確率である。また、 $2R_c R_{nr}^n (1 - R_c)$ は一方のチャンネルがエラーを起こしたとき、正常受信できる確率である。

通信効率は手法1と同じである。

$$CE_3 = \frac{n}{n+1} \quad (5.16)$$

5. 2. 4 2チャンネル同種並列手法 (手法4)

2チャンネルの放送が可能であるが、クライアントは1チャンネルのみ受信可能である。一連の放送情報の全てを受信しなければならないが手法2, 3のように再放送まで待つことはできるだけ避けたい場合がある。このような状況における高信頼性放送スケジュールとして次の手法が考えられる。サーバは、マスタチャンネルにデータを出力し、*burst* ページ出力時間に相当する時間差をおいて、同じ情報をスレーブチャンネルに流す。クライアントは、マスタチャンネルから受信し、あるページの受信に失敗すれば、スレーブチャンネルに切り換える。スレーブチャンネルでは、遅れて同じデータを出力しているのので、回復を図ることが可能となる。これは同じデータを複数持つという意味で、磁気ディスクにおける RAID1 に相当する。この概念を図 5.6 に示す。

ただし、このままでは1回の受信ミスしか許されないことになるので、 n ページ放送する毎に *burst* ページのダミーページを置いて、副チャンネルから正チャンネルに戻す機会を与えるものとする。この例を図 5.7 に示す。

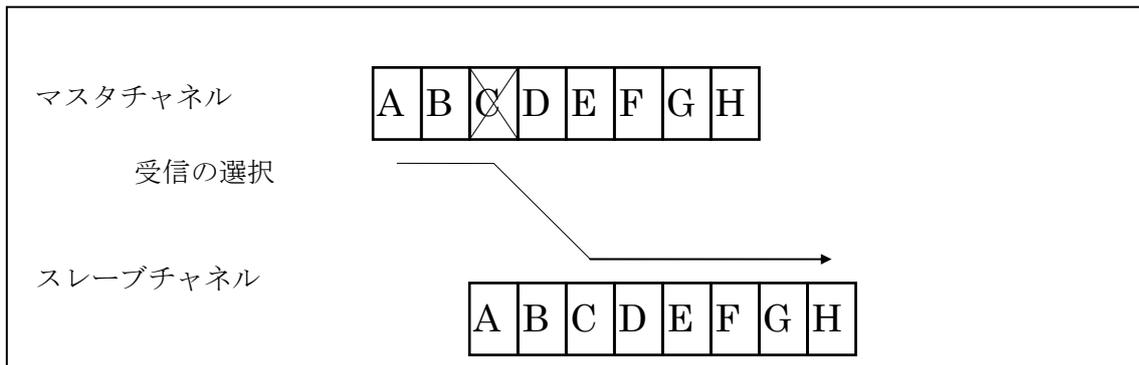


図 5.6 ダミーページなし 2 チャンネル同種並列手法 (手法 4)

Fig.5.6 Semi-parallel output method without dummy pages (Method 4)

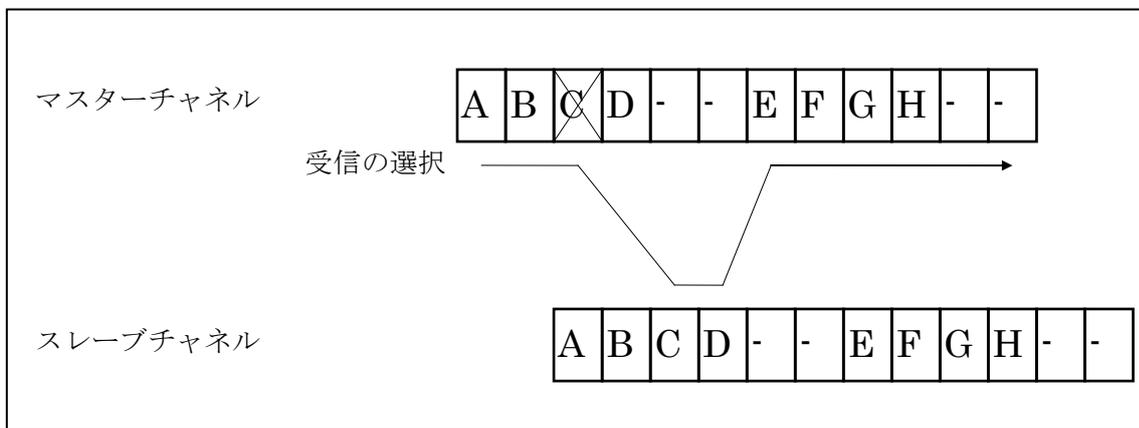


図 5.7 ダミーページ付加 2 チャンネル同種並列手法 (手法 4)

Fig.5.7 Semi-parallel output method with dummy pages (Method 4)

出力情報が障害を含むリアルタイムデータの場合、パリティページを設ける手法はパリティページを読まないと、補正対象の全てのデータが受信側で処理できない。処理の遅延が許されない場合は、それらの手法は採用できない。手法 4 は大きな遅延が許されずデータの欠損も避けたい場合に有効な手法である。

式(5.17)に 1 回目の受信に失敗する確率を示す。また、手法の目的からすれば 2 回目の受信を待つことは一般に許容できないであろうが、他の手法との比較上式(5.18)に 2 回連続して受信に失敗する確率を示す。

$$F_{411} = 1 - R_{411} = 1 - R_c^2 \cdot R_{nr}^m - 2R_{011}(1 - R_c) \quad (5.17)$$

$$\begin{aligned}
F_{421} &= 1 - R_{421} \\
&= 1 - R_c^2(2(2R_{nr} - R_{nr}^2) - (2R_{nr} - R_{nr}^2)^2)^{\frac{m}{n}} - 2R_c(1 - R_c)(2R_{nr} - R_{nr}^2)^{\frac{m}{n}} \\
&= 1 - R_c^2(4R_{nr} - 6R_{nr}^2 + 4R_{nr}^3 - R_{nr}^4)^{\frac{m}{n}} - 2R_c(1 - R_c)(2R_{nr} - R_{nr}^2)^{\frac{m}{n}}
\end{aligned} \tag{5.18}$$

通信効率は式(5.19)のとおりとなる.

$$CE_4 = \frac{crt}{2(crt + burst)} \tag{5.19}$$

5. 2. 5 マルチチャネル補正放送手法 (手法 5)

前述した手法 3 は、同時に 2 式のデータを放送し、そのいずれかまたは両方を受信する方法であるが、1 回目の受信の成功率は 1 チャネルのみの手法と変わらない。手法 3 よりも通信効率を高め、1 回目の受信の成功率を高める方法として、3 つ以上のチャネル数と放送データ数が存在することを前提に RAID4 に相当するマルチチャネル放送スケジュール手法を提案する。

($n+1$)チャネルの放送チャネルが確保可能として、サーバは($n+1$)種類の放送データを並行して流す。クライアントはそのなかから必要な 1 種類の情報を受信する。放送データにおいては、 n ページに対して 1 ページの補正用パリティページを設ける。ある一連の情報に関し、パリティページも加えて、*burst* ページを単位にして放送/受信チャネルを順次切り換えていく。

図 5.8 に $n=4$ の場合の配置例を示す。図 5.8 において、英字+数字は転送するページであり、英字+P は当該英字の各ページ全体に対する補正を行うことができるパリティページである。図 5.8 のように配置することにより、あるチャネルまたは時間帯に共通する障害が発生しても他のデータで補正することが可能となり、再放送まで待たなければならない確率が減少する。(図 5.8 ではわかりやすくするため $burst=1$ としているが、実際にはバーストエラーに対処するため $burst>1$ が必要である。後述する図 5.9 も同様である。)

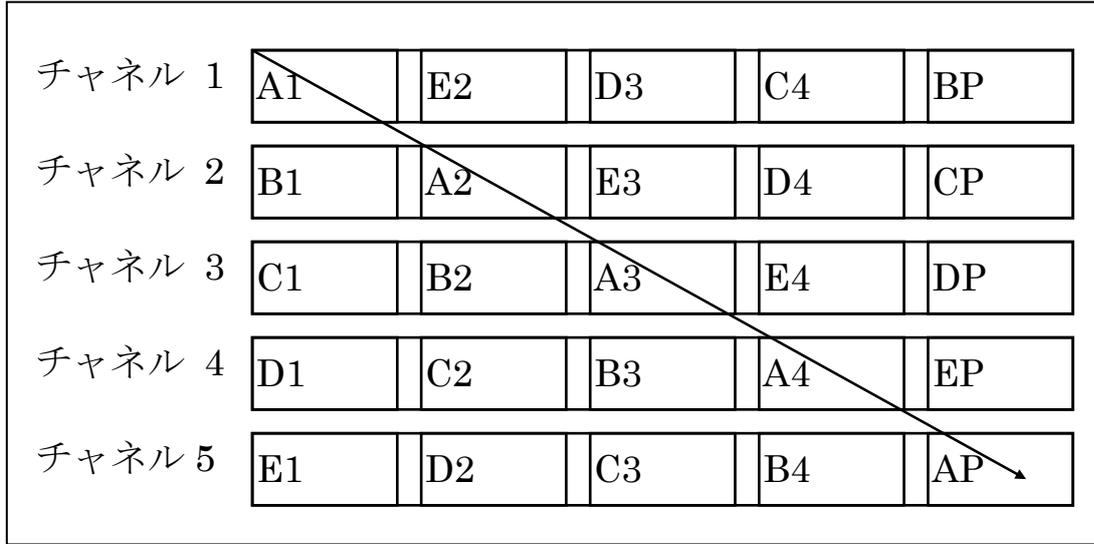


図 5.8 マルチチャンネル補正手法 (手法 5)

Fig.5.8 Multi-channels recover output method (Method 5)

クライアントが 1 チャンネルのみ受信が可能である場合, 1 チャンネルに着目すると 1 回目の受信で受信に失敗する確率は式(5.20), 2 回続けて受信に失敗する確率は式(5.21)のとおりとなる.

$$F_{511} = 1 - R_{511} = 1 - R_c^{n+1} R_{vr}^m - (n+1) R_c^n \cdot R_r^n \cdot R_r^m (1 - R_c) \quad (5.20)$$

$$F_{521} = 1 - R_{521} = 1 - R_c^{n+1} (2R_{vr}^2 - R_{vr}^2)^m - (n+1) R_c^n (2R_r^n \cdot R_r^n - R_r^{2n} \cdot R_r^{2n})^m (1 - R_c) \quad (5.21)$$

全てのチャンネルを並行して受信可能な場合, チャンネルエラーを無視できるときの 1 ブロックのデータを全て受信できる確率 R_{3ntr} は式(5.22)のとおりとなる.

$$R_{3ntr} = R_r^{n+1} \cdot R_{vr}^{n+1} + (n+1) R_r^n \cdot R_r^{n(n+1)} (1 - R_r) \quad (5.22)$$

これから, 全てのチャンネルを並行して受信できる場合, 1 回目の受信で正常受信できない確率は式(5.23), 2 回続けて受信に失敗する確率は式(5.24)のとおりとなる.

$$F_{51k} = 1 - R_{51k} = 1 - R_c^{n+1} \cdot R_{3ntr}^m - (n+1) R_c^n \cdot R_r^n \cdot R_r^m (1 - R_c) \quad (5.23)$$

$$\begin{aligned}
F_{52k} = & 1 - R_{52k} = 1 - R_c^{2n+2} (R_r^{2n+2} (2R_w - R_w^2) - 2(n+1)R_r^{2n+1} (1-R_r)(R_w + R_r^n - R_w \cdot R_r^n)) \\
& - (n+1)^2 R_r^{2n} (1-R_r)^2 R_c^{2n} - 2R_{52k} (1-R_r^{2n+1} - (n+1)R_r^n (1-R_r)) \frac{m}{n} \\
& - R_c^n (n+1)(1-R_c)(2R_r^n \cdot R_c^{n(n+1)} - R_r^{2n} \cdot R_c^{2n(n+1)}) \frac{m}{n}
\end{aligned} \tag{5.24}$$

通信効率は式(5.25)のとおりとなる.

$$CE_5 = \frac{n \cdot burst}{(n+1)(burst + cc)} \tag{5.25}$$

5. 2. 6 マルチチャネル分散配置手法 (手法 6)

受信可能なチャネル数が放送されるチャネル数よりも少ない場合を想定する. 手法 5 の配列で, 同時に必要とするデータが重ならないようにできるのは, 一次的にデータを分類する場合に限られる. しかし, 2次元の情報を放送する場合, 行の一連の情報を受信したいクライアントと列の一連の情報を受信したいクライアントとに分かれることがある. 例えば, 地域別の全ての情報を受信したい場合と, 天気予報, 交通情報といった全地域の種別情報を受信したいといった場合である.

RAID4 相当に放送スケジュールを設定配列すると, 行または列のいずれかを犠牲としなければならない. 例えば行中心に受信することを優先すると同じ列の情報が同時に放送されるので, 一連の列の情報を受信したいクライアントはその行以外の情報を聞き逃すことになる. したがって再度同じ情報が放送されるまで, 待たなければならない. それを緩和するため, RAID5 に相当するスケジュール手法を提案する. 配置の方法として, チャネル別, 時間帯別にどの系列をとっても, ひとつの系列に同じ種類の行, 列の情報が複数含まないように配置し, 行, 列に対するパリティページを分散して送信する. 5チャンネルの例を図 5.9 に示す. 図 5.9 において P+数字は同じ数字のページの合計パリティであり, PP は受信する必要がないダミーページである. 他は図 5.8 と同様の意味を示している. この配置により行または列を, 順次チャネルを変えながら受信することが可能となり, かつひとつのチャネルまたは時間帯の障害に対する耐性を持つこととなる. 放送するチャネル数が奇数の場合は, 同一チャネルと時間帯に同一行, 列のアイテムを配置しない方法をとることができるが, 偶数チャンネルの場合は不可能であり, 1チャンネル分のダミーのページが必要になる. ここで, このため, ダミーページには行列のデータとは異なり, 同時受信の必

要性が低い一次元的情報を配置するなどの工夫をこらす必要がある。

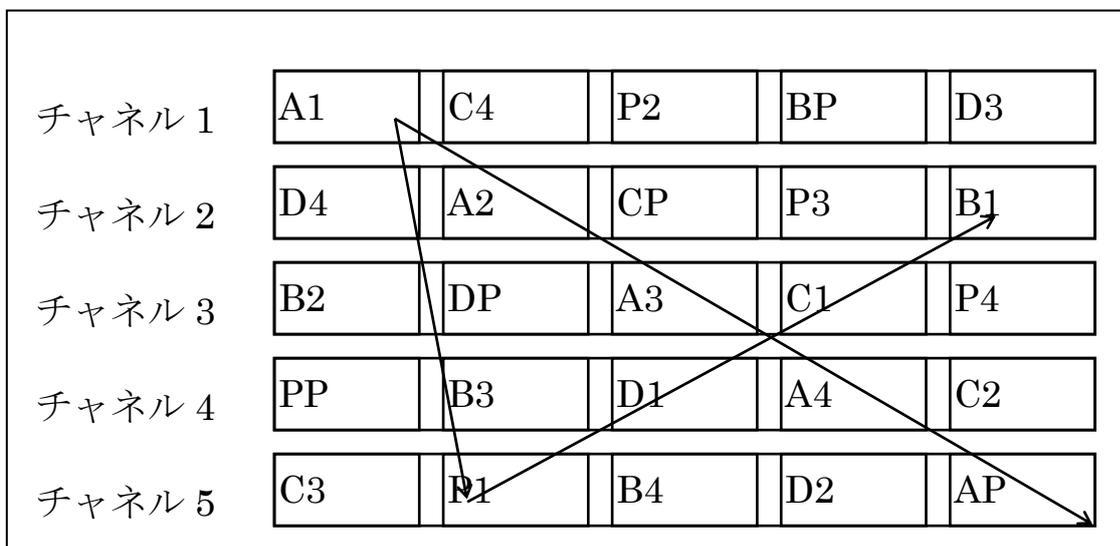


図 5.9 マルチチャンネル分散配置手法 (手法 6)

Fig.5.9 Multi-channels dispersion method (Method 6)

2次元データベースを一式の行と列に配置できない場合は、時間列上に順次配置する。図 5.8 はチャンネル数が 5 で 10 行 12 列の 2 次元テーブルを行または列単位のいずれも読めるように配置した場合の例である。一連の行と列のテーブルを 12 の組み合わせに分け、順次実行することに目的を達している。行または列の数を (チャンネル数-1) で割って剰余がでる場合は通信の効率が悪くなる。

RAID5 に対応するこの手法はチャンネル数が少ない場合は通信効率が悪く、行と列の双方から受信できるようにする効果が生きてこないが、同時に利用するチャンネル数が多くなれば、通信効率の差も RAID4 に比べて小さくなるので、有効なスケジュール決定方法となる。なお、受信成功率は n の値に対して RAID4 と同じとなる。

なお、通信効率を上げるためにはページの情報を大きくし、相対的に cc の値を小さくする必要がある。ひとつのタプルの情報量が少なく行や列の数が多い 2 次元データベースを手法 6 で放送する場合は、複数の行や列をまとめて、ひとつのページに大きな情報を含めるような設計が必要である。

A1	C4	P2	BP	D3	A5	C8	F6	FP	D7	A9	C12	P10	FP	D11	A13		P14	BP	
D4	A2	CP	B3	B1	D8	A6	CP	P7	B5	D12	A10	CP	P11	B9		A14	CP		B13
E2	DP	A3	C1	P4	B6	DP	A7	C5	F8	B10	DP	A11	C9	P12	B14	DP		C13	
FP	B3	D1	A4	C2	FP	B7	D5	A8	C6	FP	B11	D9	A12	C10	FP		D13		C14
C3	P1	B4	D2	AP	C7	F5	F8	D6	AP	C11	B9	B12	D10	AP		P13		D14	AP
E1	G4	P2	FP	H3	E5	G8	F6	FP	H7	E9	G12	P10	FP	H11	E13		P14	FP	
H4	E2	GP	B3	F1	H8	F6	GP	P7	F5	H12	E10	GP	P11	F9		E4	GP		F13
F2	HP	E3	G1	P4	F6	HP	E7	G5	F8	F10	HP	E11	G9	P12	E14	HP		G13	
FP	F3	H1	E4	C2	FP	F7	H5	B8	C6	FP	F11	H9	E12	G10	FP		H13		G14
C3	P1	F4	H2	FP	G7	F5	F8	H6	FP	G11	B9	F12	H10	FP		P13		H14	FP
I1		P2	JP		B5		F6	JP		D9		P10	JP		I13		P14	JP	
	E2		B3	J1		B6		P7	J5		I10		P11	J9		I14			J13
J2		B3		P4	J6		I7		F8	J10		I11		P12	J14				
FP	B3		H4		FP	J7		B8		FP	J11		I12		FP				
	P1	J4		FP		B5	J8		FP		B9	J12		FP		P13			FP

図 5.10 行と列がチャネル数より多い場合の手法 6 の配置

Fig5.10 Arrangement at Method 6 when the number of columns or rows is bigger than the number of channels

1 チャネル受信の場合の 1 回目の受信及び 2 回連続して受信に失敗する確率は、手法 5 と同じである。

$$F_{611} = F_{511} \quad (5.26)$$

$$F_{621} = F_{521} \quad (5.27)$$

クライアントが同時に複数チャネルで受信可能な場合は、手法 6 は無意味である。データベースの行または列を（奇数のチャネル数 - 1）で割って余りがでない最も効率が良い場合の通信効率率は式(5.28)のとおりとなる。

$$CE_6 = \frac{n^2 \cdot burst^2}{((n+1) \cdot (burst + cc))^2} \quad (5.28)$$

5. 3 各手法比較

5. 3. 1 信頼性と通信効率

信頼性と通信効率はトレードオフの関係にある。図 5.11 は手法 4 において $F_t = F_r = 10^{-3}$, 10^{-4} , 10^{-5} とそれぞれの場合において, $F_t = 10^{-4}$, $burst = 2$, $m = 128$ とおき, m の値を変化させた場合の受信失敗率と通信効率との関係を示す図である。 $burst = 2$ とおいた理由はバーストエラーへの対処とスレーブチャネルからマスタチャネルへの切り戻しの余裕を与えるためである。図では, 目標信頼性と通信効率の関係を示すために F_t , F_r がいくつかの値をとるケースについて示した。他のパラメータについては, 本特性への影響が小さいため代表的な値を選んで固定値とした。図 5.11 において, 信頼性が低いと n の値を小さくせざるを得ないが, 信頼性が高ければ通信効率が高まるよう n の値を大きくとることが可能である。

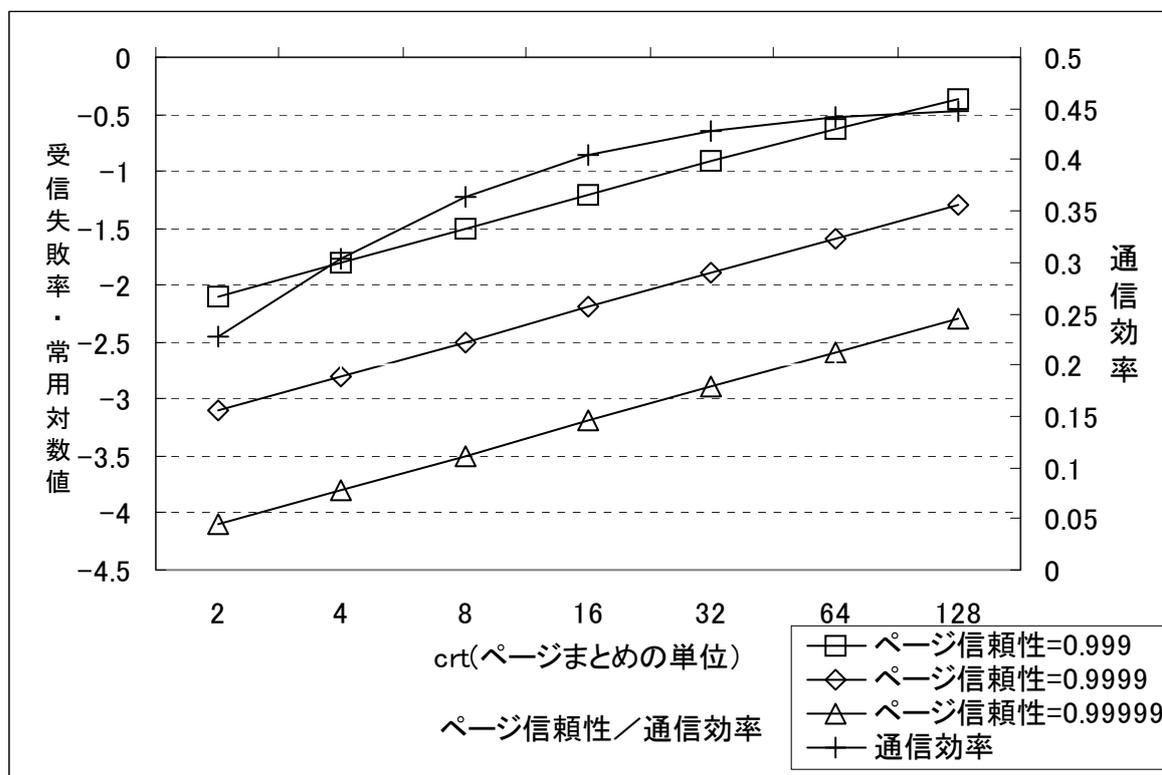


図 5.11 転送効率と障害率との関係

Fig.5.11 Relation between communication efficiency and failure rate

5. 3. 2 連続データ受信

一連の連続するページをまとめて受信する場合の各手法の通信効率と受信失敗率を比較する。（手法6は取得失敗率が手法5と同じとなるため、省略する。）その場合のページ群は周期の全てまたは、一部の区間のいずれでも良い。時間的障害やランダム障害に対するチャンネル障害の比率により、受信に失敗する確率の振る舞いを確認するため、 $m=40$, $n=4$, $burst=2$, $cc=0.1$, $F_t=F_r=10^{-3}$ とした場合の、 F_c の値による1回目の受信に失敗する確率と、2回連続して失敗する確率の分布を図5.12と図5.13に示す。各手法の通信効率は、ページ内の冗長度は無視すると、それぞれ手法0,2が100%、手法1,3が80%、手法4は33%、手法5は73%、手法6は58%となる。手法4は失敗率が最も低い但通信効率が極めて悪い。手法3は通信効率も良く、再受信の段階まで含めれば、次いで失敗率が低いが、手法2と同様に、1回目の受信ではチャンネル切替効果がないため失敗率が高い。手法5は、通信効率と失敗率のバランスをとった結果となっている。

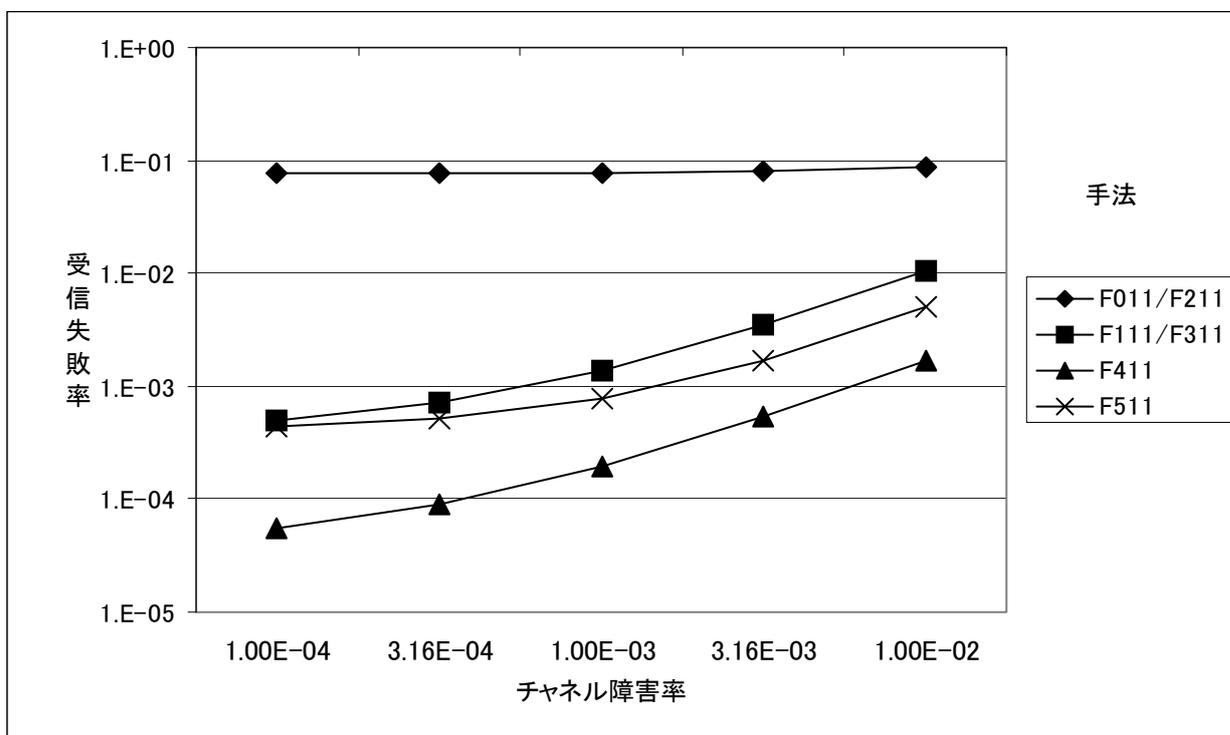


図 5.12 1チャンネル連続受信聴取不成功率（1回目）

Fig.5.12 Continuous page listening failure rate with 1 channel (First listening)

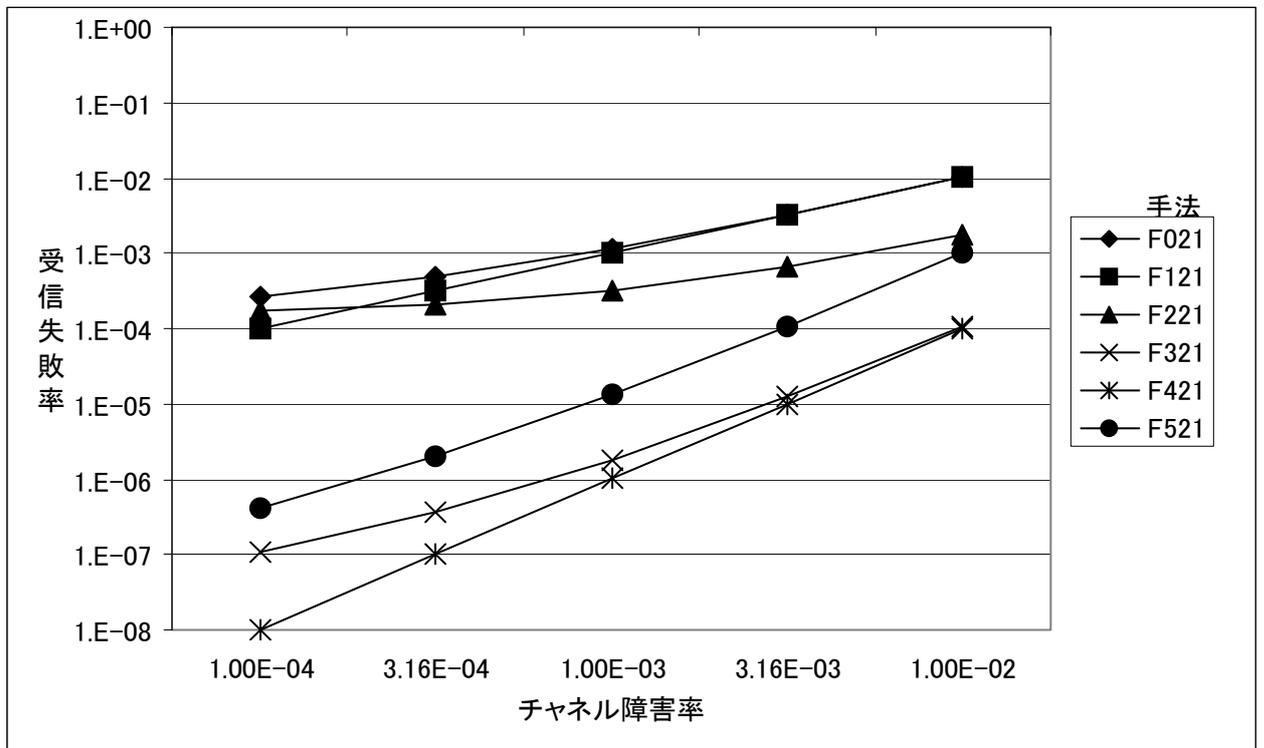


図 5.13 1 チャンネル連続受信聴取不成功率 (2 回目)

Fig.5.13 Continuous page listening failure rate with 1channel (Second listening)

なお、 $m=6$ とすると、通信効率手法 0, 2 が 100%，手法 1, 3 は 86%，手法 4 は 75%，手法 5 は 78%，手法 6 は 67%となる。まとめの単位が大きくなると通信効率は向上する。しかし、図 5.11 において手法 4 の事例で示したように受信失敗率は増加する。

端末が同時に複数チャンネルを聴取する場合、 F_t の要素が独立に聴取失敗率に影響する。 $E_c = 0$, $m=40$, $n=4$, $F_r=10^{-3}$ とおき、 F_t の値による 1 回目と 2 回目の聴取失敗率の分布を図 5.14, 図 5.15 に示す。チャンネルエラーなしとしても複数チャンネルで放送するほうが失敗率が低い。

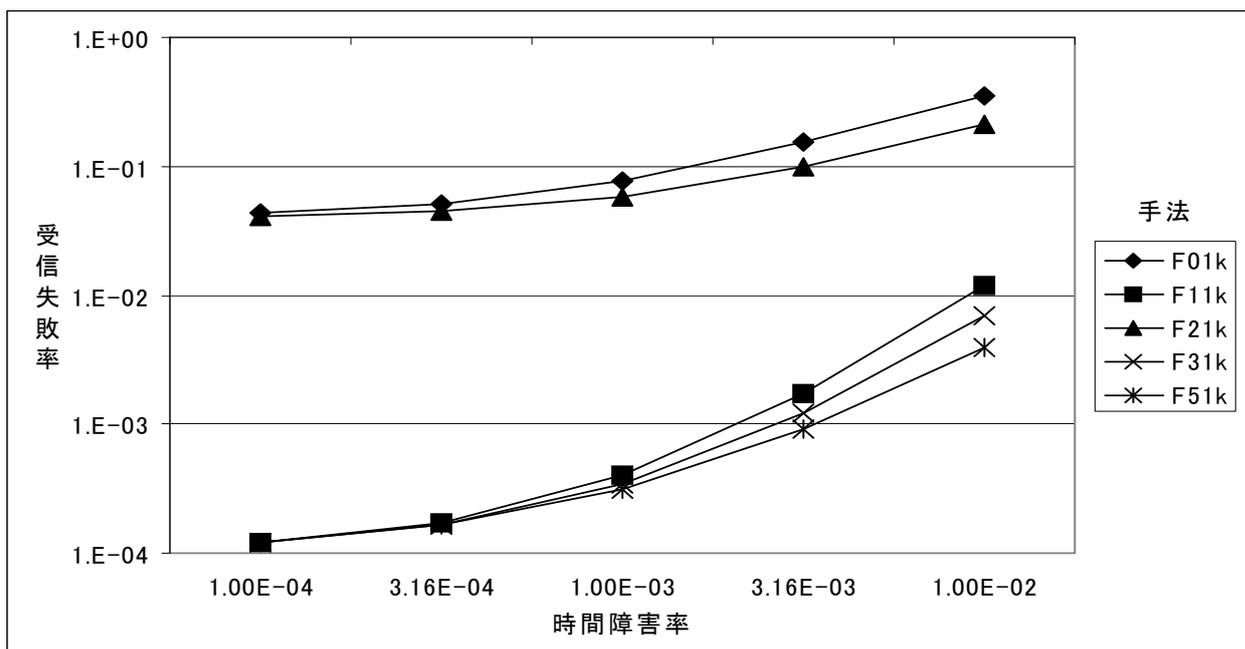


図 5.14 多重チャンネル連続受信聴取不成功率 (1 回目) Fig.5.14 Continuous page listening failure rate with multiple channels (First listening)

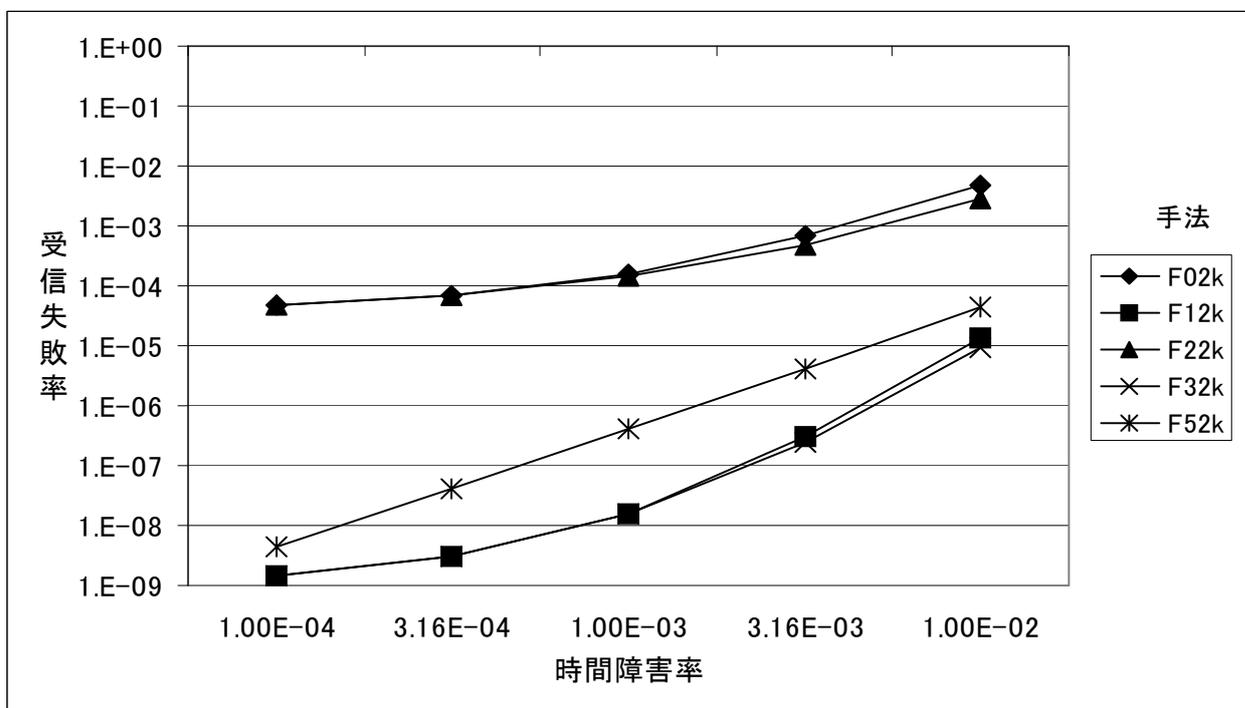


図 5.15 多重チャンネル連続受信聴取不成功率 (2 回目) Fig.5.15 Continuous page listening failure rate with multiple channels (Second listening)

5. 3. 3 部分ページ受信

次に、クライアントは関心のある1ページしか受信しない場合を考察する。受信失敗率は以下のとおりとなる。

$$F_{011} = 1 - R_c \cdot R_t \cdot R_r \quad (5.29)$$

$$F_{021} = 1 - R_c(2R_t \cdot R_r - R_t^2 \cdot R_r^2) \quad (5.30)$$

$$R_{tr1} = R_t \cdot R_r + (1 - R_t \cdot R_r) \cdot R_t^n \cdot R_r^n \quad (5.31)$$

$$F_{111} = 1 - R_c \cdot R_{tr1} \quad (5.32)$$

$$F_{121} = 1 - R_c \cdot (2R_{tr1} - R_{tr1}^2) \quad (5.33)$$

$$F_{211} = F_{011} \quad (5.34)$$

$$F_{221} = 1 - 2R_c \cdot R_t \cdot R_r + R_c^2 \cdot R_t^2 \cdot R_r^2 \quad (5.35)$$

$$F_{311} = F_{111} \quad (5.36)$$

$$F_{312} = 1 - 2R_c \cdot R_{tr1} + R_c^2 \cdot R_{tr1}^2 \quad (5.37)$$

$$R_{tm} = R_c \cdot R_t \cdot R_r + (1 - R_c \cdot R_t \cdot R_r) \cdot R_c \cdot R_t^n \cdot R_r^n \quad (5.38)$$

$$F_{511} = 1 - R_{tm} \quad (5.39)$$

$$F_{512} = 1 - 2R_{tm} + R_{tm}^2 \quad (5.40)$$

R_{tr1} , R_{tm} は計算の中間値である。

なお、手法4は、特定ページ受信のためには手法2,3と比べて利点はないので比較の対象外とする。図5.10, 図5.11と同じ条件の場合、1回目と2回目の受信失敗率を図5.16, 図5.17に示す。手法0と1は、ほとんど失敗率がチャンネルエラー率に等しくなり、図では区別できない。他は連続ページ受信の場合と同じ順だが、各々の差は大きくなる。

2回目の受信の段階では手法2,3が有利な場合もあるが、一般にチャンネルを複数確保でき、放送する情報の種類もチャンネルに応じて存在するならば、手法5,6が有利であることが示された。

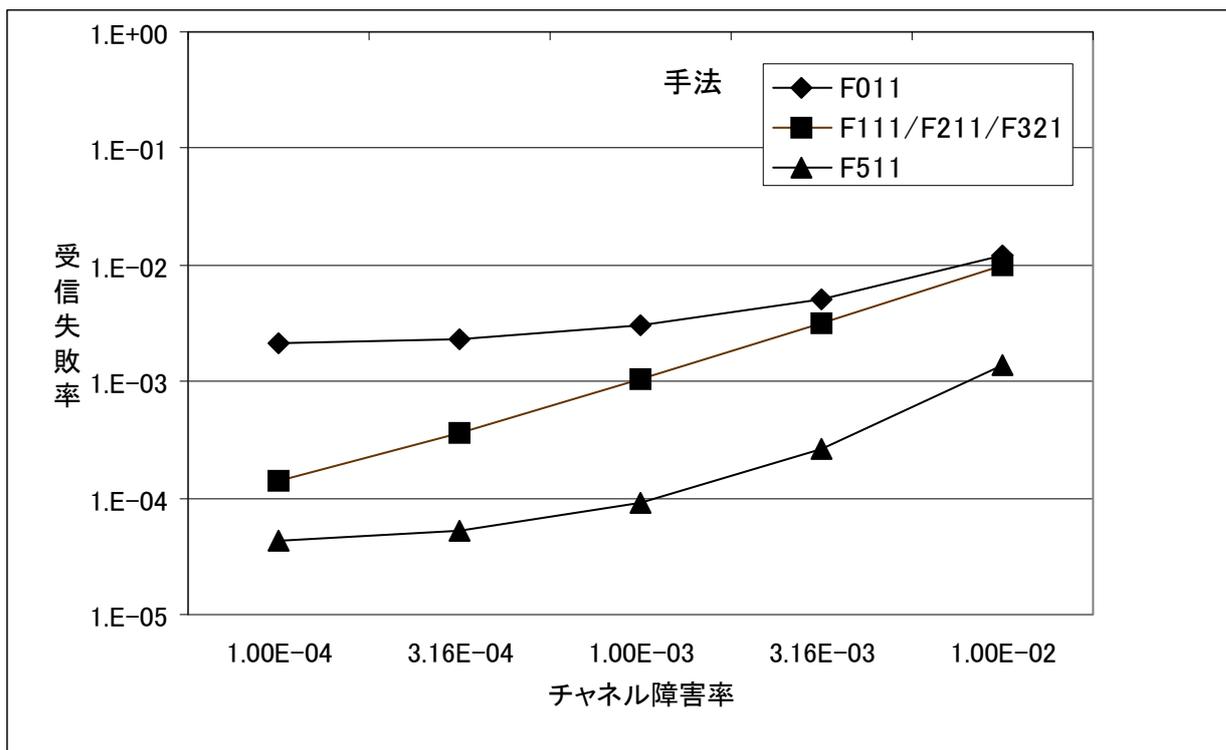


図 5.16 1 ページ聴取失敗率 (1 回目)

Fig.5.16 One page listening failure rate (First listening)

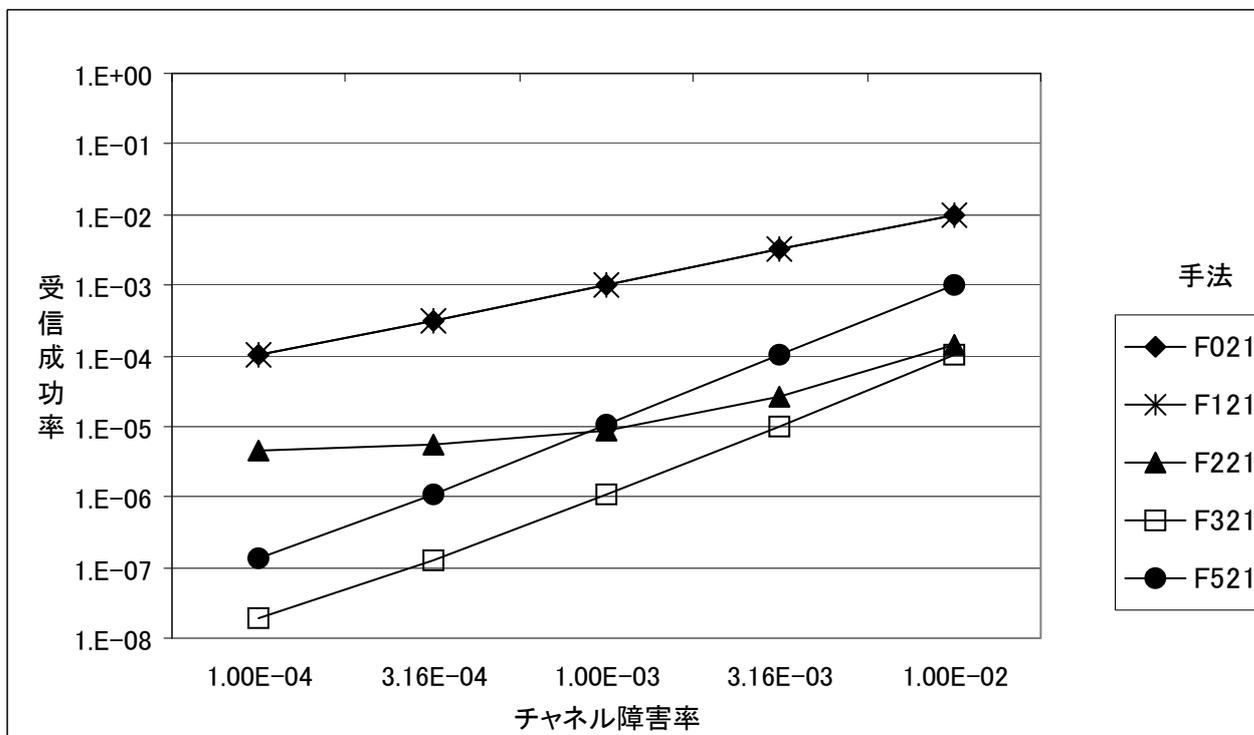


図 5.17 1 ページ聴取失敗率(2 回目)

Fig.5.17 One page listening failure rate (Second listening)

表 5.1 に送受信可能なチャンネルの条件や障害に対する耐性の条件に対して望ましい手法について示す。

表 5.1 推奨手法

Table 5.1 Recommendable Method

再放送待ち許容性	チャンネル障害無視	複数放送選択性	放送チャンネル数	聴取チャンネル数	選択手法 注 *チャンネル障害に対する対処策なし **2チャンネルで十分 Y：あり／可能 N：なし／不能
Y	Y	—	—	—	手法 0
Y	N	—	1	—	手法 0*
Y	N	—	2	—	手法 2
N	Y	—	—	—	手法 1
N	N	—	1	—	手法 1*
N	N	—	2	2	手法 3
N	N	Y	2	1	手法 3
N	N	N	2	1	手法 4
N	N	—	m	m	手法 5 または 6
N	N	Y	m	1	手法 5 または 6
N	N	N	m	1	手法 4**

5. 4 目的とするページ受信までの待ち時間と回数

1.2 節で述べたように、データ放送スケジューリングの評価要素として、信頼性・通信効率に加えて、待ち時間、遅延時間、実受信時間等がある。本章では、前節まで通信効率と信頼性の関係について考察を行ってきた。本節ではこれに加えて信頼性と密接な関係がある実受信時間との関係について検討する。

待ち時間・遅延時間については、第 3 章に検討したように、初期受信率・定常受信率・データ更新率等から適切なページ出力の配分が定められているが、補正の対象となるブロック内では、同一ページの出力はないものとする。本節では、信頼性確保の手段としては、

手法 5 を前提に検討を行う。以下検討の方法は手法 1, 3 でも同じである。(手法 2, 4 は直接の関連性はない。手法 6 は個別ページ受信の場合は無意味である。) 待ち時間, 実受信時間をなるべく小さくし, かつ手法 5 を活用して信頼性を上げるためには, 以下の方法をとる。

- ・ 式(2.1)に示した配分率に準じて各ページの出力割合を配分する。
- ・ 補正ブロックの先頭から実受信を開始する。
- ・ 正常受信を続けているならば, ページ間のパリティ計算の最新累計値の更新を行う。
- ・ 目的ページの放送/受信前に補正ブロック内のあるページが正常受信できなければ, そのページの次のページから目的ページの直前まで, 実受信を打ち切る。
- ・ 目的ページは, それまで正常に受信を続けてきたか途中で受信を打ち切ったかにかかわらず, そのページは受信する。
- ・ 目的ページが正常受信できれば, 以後の補正ブロック内のページの実受信を打ち切る。
- ・ 目的ページの受信に失敗し, 補正ブロック内の目的ページより前の全ページの受信に成功している場合は, 目的ページ受信失敗後も受信を続ける。
- ・ 目的ページの受信に失敗し, 補正ブロック内の他の 1 ページの受信に失敗すれば受信を打ち切る。

ページ i の受信回数の期待値を $TUNE_i$ とすると $i=1$ の場合は次のとおりとなる。

$$TUNE_1 = 1 + (1 - R_c \cdot R_t \cdot R_r) \sum_{k=1}^n (R_c \cdot R_t \cdot R_r)^k = 1 + (R_c \cdot R_t \cdot R_r)^n \quad (5.41)$$

$i>1$ の場合は, 次の式から得られる。

$$\begin{aligned} TUNE_i &= \sum_{k=0}^{i-1} (R_c \cdot R_t \cdot R_r)^k + 1 + (1 - R_c \cdot R_t \cdot R_r) \cdot R^i \cdot \sum_{k=0}^{n-i-1} (R_c \cdot R_t \cdot R_r)^k \\ &= \frac{2 - R_c \cdot R_t \cdot R_r - (R_c \cdot R_t \cdot R_r)^{i+1} - (R_c \cdot R_t \cdot R_r)^n + (R_c \cdot R_t \cdot R_r)^{n+1}}{1 - R_c \cdot R_t \cdot R_r} \end{aligned} \quad (5.42)$$

平均受信回数を $TUNE$, ページ i の定常受信率を p_i とすると $TUNE$ は式(5.43)式にて示される。

$$TUNE = \sum_{i=1}^n p_i \cdot TUNE_i \quad (5.43)$$

目的ページの受信に失敗し, 目的ページ前の少なくとも 1 ページの受信に失敗した場合及び目的ページの受信に失敗し, さらに後続ページの受信に失敗した場合は, そのページの

受信に失敗したという結果となる。

補正ブロック内のページ出力の順序を定常受信率の高い順に出力すれば、補正機能を生かした状態で、もっとも実受信時間が短くなる。図 5.18 は、各ページの受信率が $\theta = 0 \sim 1.5$ の Zipf 分布にしたがった場合に n (補正ブロックのページ数) = 40 の場合の平均実受信回数を示したものである。偏りが大きければ (θ が大であれば) それだけ、実受信時間が小さくなる。受信率と無関係にランダムに補正ブロックのページの配列を定めれば、実受信回数は $\theta = 0$ の場合と期待値は同じとなる。

補正ブロックのページ数が多い場合、補正ブロックの後部に位置付けられたページを読むクライアントは実受信時間が長くなり、出力されるごとに実受信を行うのは受忍限度を超えることがある。この対策を検討する。

実受信時間抑制対策の第 1 は補正ブロックの単位を小さくすることである。全体として実受信時間は短くなり、受信の信頼性も向上する。しかし、通信効率は低下する。実受信時間抑制対策の第 2 は許容限度を超える位置に割り付けられたページについては、補正準備のための事前実受信を行わないことである。当該ページの受信に失敗すれば、そのページが再放送されるまで待たなければならない。受信率の高い順にページを配列するものと

する。事前受信を行わないページ数を u とすると手法 5 における平均受信失敗率 \bar{F}_{511} は式 5.44 のとおりとなる。

$$\bar{F}_{511} = \sum_{i=1}^{n-u} (p_i \cdot F_{511}) + \sum_{i=n-u+1}^n (p_i \cdot (1 - R_c \cdot R_t \cdot R_r)) \quad (5.44)$$

また、実受信時間 $TUNE$ は式 5.45 のとおりとなる。

$$TUNE = \sum_{i=1}^{n-u} (p_i \cdot TUNE_i) + \sum_{i=n-u+1}^n p_i \quad (5.45)$$

全体の通信信頼性、実受信時間との関係を図 5.19、図 5.20 に示す。障害を含めた場合の平均待ち時間を最小とするページの出力配分は式(2.2)に示すとおりであるが、極度に通信信頼性が悪くない限りは、たとえば 10^{-2} 以下の受信失敗率であれば、出力配分に関して障害は無視して良い。実受信時間抑制対策の第 3 は事前受信を行わないページを受信率の大きいページとし、これを補正ブロックの後部に配置することである。事前受信を行うページは前部に配置し、そのなかでは受信率の大きい順に配列する。この場合の平均受信失敗

率 \bar{F}_{511} は式(5.46)のとおりとなる。

$$\bar{F}_{511} = \sum_{i=1}^{n-u} (p_{i+u} \cdot F_{511}) + \sum_{i=1}^u (p_i \cdot (1 - R_c \cdot R_i \cdot R_r)) \quad (5.46)$$

また、実受信時間は $TUNE$ は式(5.47)のとおりとなる。

$$TUNE = \sum_{i=1}^{n-u} (p_{i+u} \cdot TUNE_i) + \sum_{i=n-u+1}^n p_{i-n+u} \quad (5.47)$$

図 5.21 及び図 5.22 は事前受信を行わないページ数と全体の通信信頼性, 実受信時間との関係を示したものである。第 2 の配列法に比べると、受信率の偏度が大きい場合に、信頼性が低くなっているが実受信回数が小さくなっている。第 2 の配列方法は信頼性を重視した方法であり、第 3 の配列方法は受信率が大きいページは放送頻度も大きいので、受信に失敗しても待ち時間は受忍限度内であるという考え方にたつて実受信時間抑制を重視した考え方である。

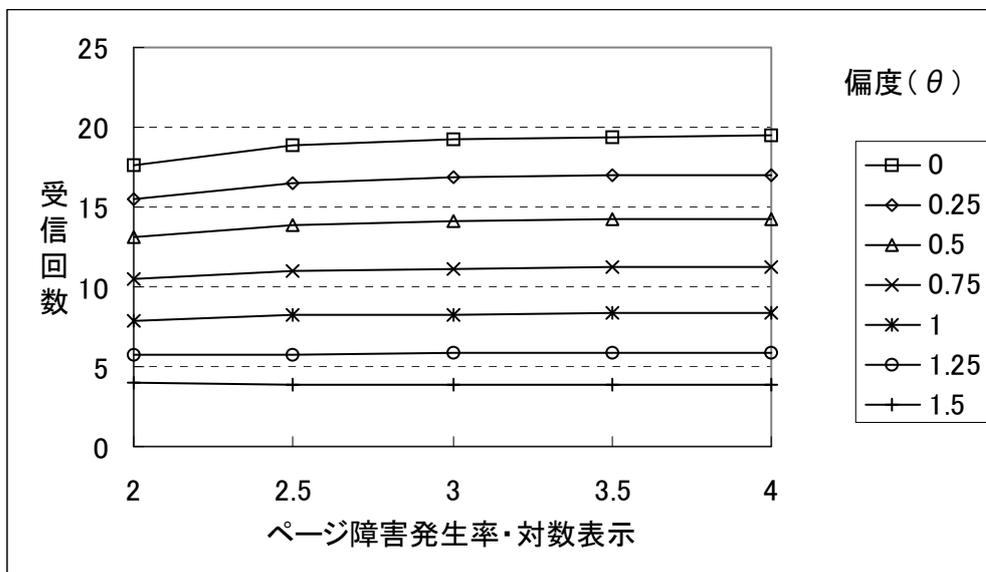


図 5.18 偏度とページ障害発生率による受信回数

Fig. 5.18 Tuning time with deviation factor and fault rate of page

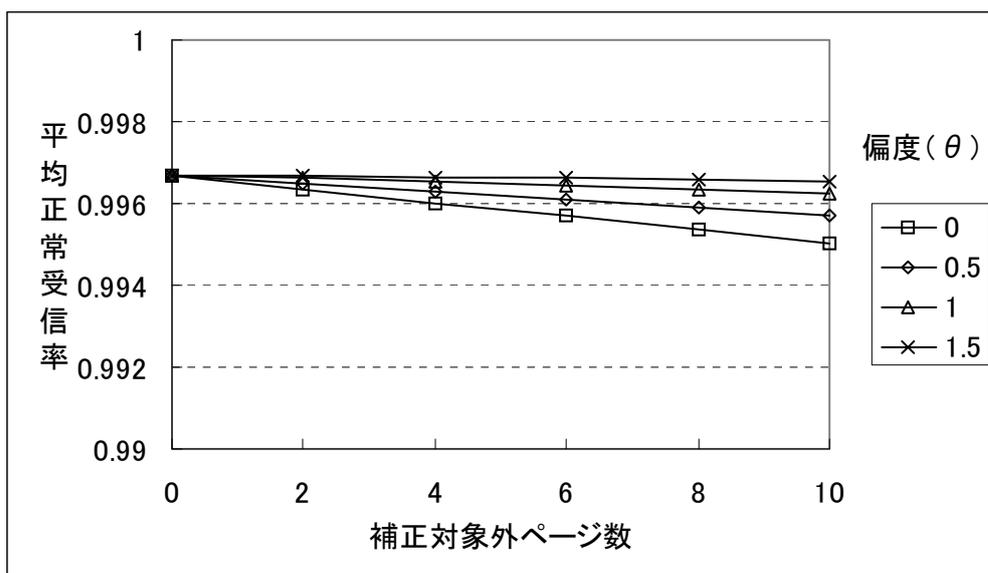


図 5.19 補正対象外ページ数と正常受信率 (第 2 の配列法)

Fig.19 Relation between number of uncorrectable pages and acceptable rate (Second Arrangement)

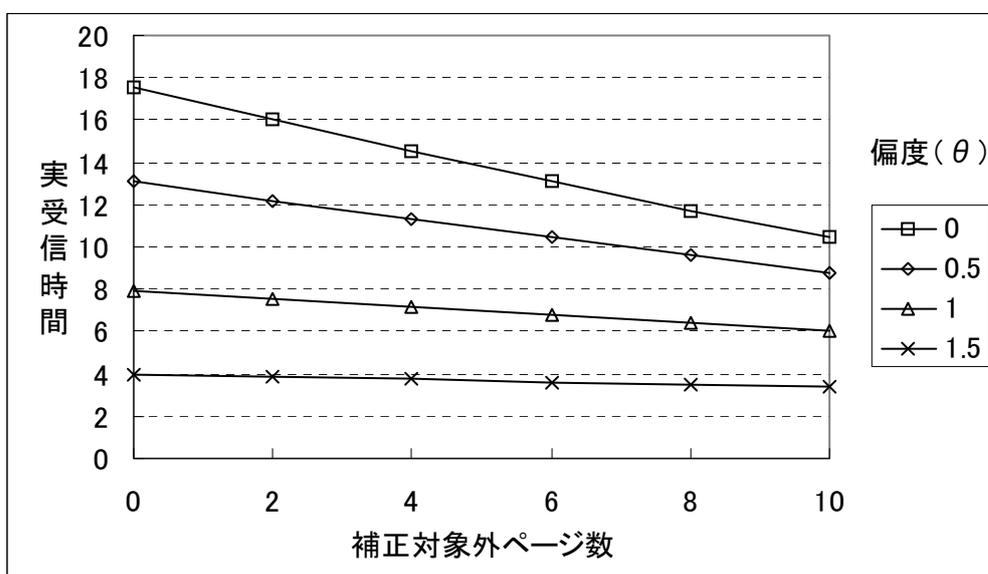


図 5.20 補正対象外ページ数と実受信時間 (第 2 の配列法)

Fig.19 Relation between number of uncorrectable pages and tuning time (Second Arrangement)

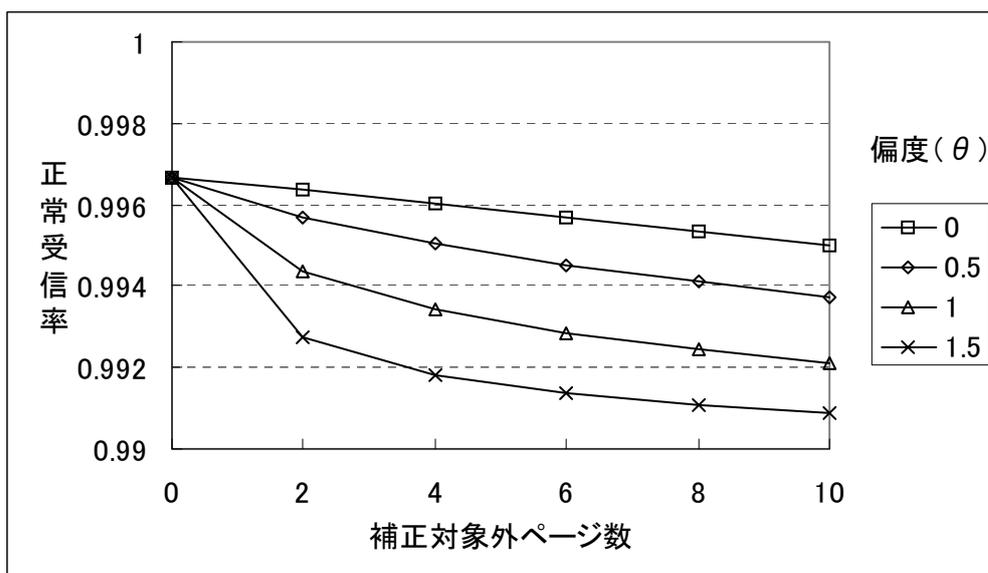


図 5.21 補正対象ページ数と正常受信率 (第 3 の配列法)

Fig.5.21 Relation between number of uncorrectable pages and acceptable rate (Third Arrangement)

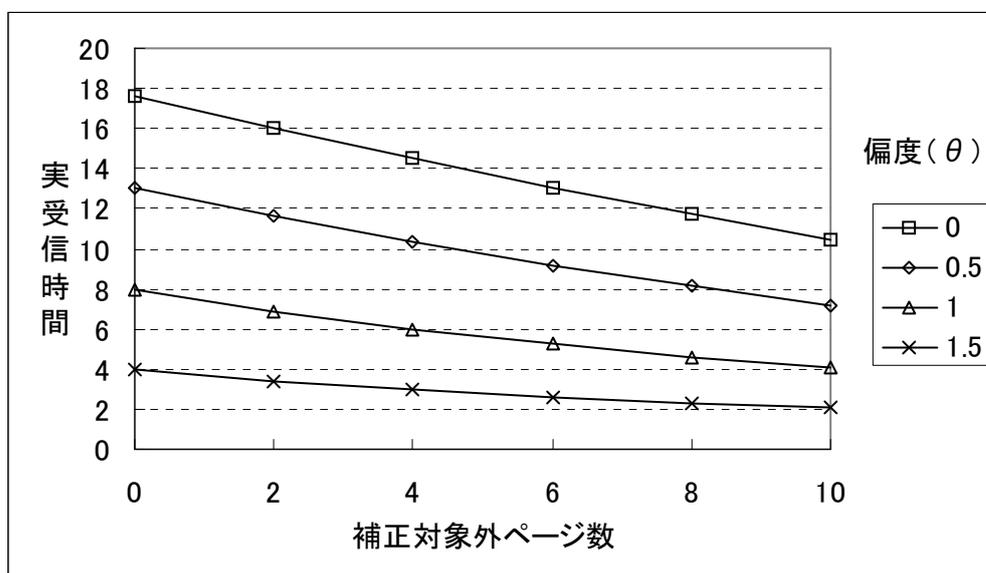


図 5.22 補正対象外ページ数と実受信時間 (第 3 の配列法)

Fig.5.21 Relation between number of uncorrectable pages and tuning time (Third Arrangement)

5. 5 結言

無線通信は有線通信と異なり、回線に冗長性があっても、必ずしも有効に作用するとは限らない。なぜなら、無線環境においては、各回線が同時に障害を起こす可能性が有線環境に比べて極めて高いからである。

本章において、時間的冗長性とチャンネルの冗長性を持った放送スケジュールの信頼性とデータ取得待ち時間及び受信回数について考察し、磁気ディスクにおける RAID1,4,5 の手法に準じたマルチチャンネル放送スケジュールの手法について提案した。手法 0 と 1 は、1 チャンネルのみで放送しなければならない場合の手法であり、画像転送のようにデータの完全性を重視しない場合は手法 0、通信効率よりもなるべく 1 回の放送で受信することを重視する場合は手法 1 が適している。手法 2 と 3 は放送に 2 チャンネルの確保が可能な場合で、チャンネルの信頼性に不安がある場合に有効な手法である。手法 2 と 3 の相違は手法 0 と 1 の相違に準ずる。手法 5 は放送に 3 チャンネル以上確保が可能な場合で、クライアントの情報受信の興味が多種類に分かれており、複数の情報を並行して放送できるような環境において特徴を発揮する。手法 6 は手法 5 の特殊な場合で、放送される情報が 2 次元に分類できる情報で、クライアントにより受信する情報がいずれかの次元に分かれるような場合に効果を発する。これら手法 4 を除く提案した手法は、各ページに異常が検出されれば、クライアントはパリティページを受信するまでデータを蓄積し、パリティページの受信や再送受信により、データを補完するので、リアルタイムでデータを再現しなければならないマルチメディア情報の転送には適しておらず、各手法は、非リアルタイムのデータ放送に適している。一方、手法 4 はリアルタイムデータの転送に適している。

データサーバが複数のチャンネルでいろいろな情報を定期的な放送で提供するような環境において、各ユーザクライアントが自己の必要としている情報のみを選択して、確実に早く取得する手段として、複数のチャンネルを順次切り替えながら放送し、受信する手法の有効性を示した。同時にそのような放送スケジュール設定の場合、考慮しなければならないいくつかの問題と対処策の方向を示した。

第6章

結論

本研究はデータ放送のスケジューリングを課題として取り組んだ。

第1章では本研究の背景及び目的と、本研究の特徴、構成について述べた。まず、本研究の前提となるデータ放送のシステムモデルとデータ配信方式について説明し、本研究の主題であるスケジューリングについて研究の目的と研究成果を示す評価項目を挙げ、それが環境条件によってどのように変わるかを示すため、環境パラメータを列記した。

また、本研究に関連する分野では、基準となる用語が確立されておらず、発表される論文の用語が統一されていない。そのため第1章において本研究で用いた用語の定義を行った。さらに、本研究の目的を達成するため、どのようなアプローチを行ったかということについて述べた。

第2章では本研究に関する従来の研究動向について、その概観と本研究との関連について述べた。従来のデータ放送スケジュールの研究には、データ放送の概念そのものについて提案したもの、バッテリー節約（実受信時間の短縮）に焦点を合わせたもの、データ更新を主題としたもの、統合化通信方式を研究したもの、信頼性について検討したもの、その他に分類できるが、それぞれの研究が本研究にどのようにかかわっているかについて述べた。

第3章、第4章、第5章においては、本研究における個々の分野において提案評価した方式とその評価について具体的に記述した。

第3章において、サーバにおけるページのコンテンツ更新から放送出力までの時間を遅延時間と定義し、従来から研究されているページの要求開始から受信までの時間を示す待ち時間と合わせてそれらをできる限り小さくするためには、ページの要求や更新の分布からどのようにスケジューリングすれば良いかを考察した。ページの出力配分を定めるため、べき乗指数をパラメータとして用いる方法を提案し、計算を容易に行う手法として二重循環法、基準時刻法などの手法を他の手法とあわせて比較評価を行った。また、待ち時間と遅延時間の相互関係についても考察し、待ち時間と遅延時間のバランスについても言及した。

第4章において、プッシュ型（放送型）通信とプル型（オンデマンド型）通信の動的統

合について研究を行った。サーバからクライアントへの帯域のみに着目すれば、一般にプル型通信がプッシュ型通信より、待ち時間の面で効率が良い。しかし、プル型通信において最適に近いページを候補ページとして選択しようとする、選択のための演算負荷が大きい。また、上り通信に必要な帯域が無視できず、ページ要求数が多い場合にはプッシュ型通信が有利となる場合がある。そのため、両者を統合する方式において従来の静的な割付けとは異なる動的な割付け方を提案した。

第 5 章においては放送データの信頼性を確保するための冗長化方式について研究した。放送チャンネルの多重化による信頼性の向上や FEC 方式による信頼性向上のみでは、特に無線放送において、時間的一斉障害やチャンネル障害に対して無効である。両者を組み合わせ、分散配置する RAID に準じた方法を提案し、全体として信頼性を上げる方法を示した。

これらの研究を通じて、データ放送に関し、データの更新率や受信率その他の要素に対応して、それぞれ適切な手法で放送スケジュールを定めれば、サーバのデータを効率的・高信頼で配信できることが判明した。

従来の TV、ラジオ、新聞といったメディアを通じた情報についてもこれまで情報洪水といえるほど、大量に情報が氾濫している事態は、日常のものになっている。しかし、西暦 2000 年を迎え、インターネット、携帯電話の革新的な普及、止むことのない情報処理機器の高性能化、小型化などにより、通信の世界では、ここ 10 年間で、まさに隔世の感があるほど大きく変貌を遂げている。個々人が大量に情報の発信を行い受信を行っている。また、今後 TV のデジタル化も開始され、デジタルデータ放送も急速に拡大していくものと予測される。従来は受信した情報の加工や保存の手段や容量は極めて限られたものであった。発信される情報のデジタル化の進展に伴い、情報受信の選択や受信の速度、処理方法や保存についてますます重要となってくる。情報受信・発信・処理が可能な携帯端末の普及は、どこからでも情報処理ができるというだけでなく、どこにいても加工可能なユーザが欲する最新のデジタルデータ受信が可能であるべきであるということになる。それは、ユービキタスデータベースというべきものである。それには、個別通信方式のみでは追いつかず、必然的にプッシュ型通信（放送型通信）の発展を伴ってくる。

本研究は、今後大きな発展が予測されるデータ放送に対し、時間的ロスを軽減し、信頼性を向上させたスケジューリング方式について、提案評価できたと信ずるものである。

謝 辞

本研究において、直接種々懇切なるご指導とご鞭撻を頂いた静岡大学教授 水野忠則博士に深く感謝申し上げます。また、懇切なるご指導とご鞭撻をいただいた静岡大学助教授 渡辺尚博士に深く感謝申し上げます。

本論文をまとめる過程で、種々適切なるご指導とご鞭撻を頂いた、静岡大学助教授 佐藤文明博士、静岡大学教授 中谷広正博士、静岡大学教授 福田明博士、愛知県立大学教授 井手口哲夫博士に深く感謝申し上げます。

長年先輩・上司として薫陶を受け、本研究の契機を直接啓発して頂くとともに静岡大学大学院博士課程入学の機会を得られるよう働きかけて頂いた三菱電機情報システム製作所 林博之氏、研究の機会を与えていただいた前三菱電機情報システム製作所長 長沢一嘉氏、三菱電機情報システム製作所長 香取和之氏、三菱電機取締役官公 CCV 事業推進本部長 小林浩一氏に深く感謝申し上げます。

三菱電機情報システム製作所からの静岡大学社会人学生の先輩として種々助言と指導を頂いた三菱電機情報システム製作所 田窪昭夫博士、三菱電機情報システム製作所 宮西洋太郎博士に深く感謝申し上げます。

研究を進めるにあたり、ご意見ご討論をいただいた三菱電機情報システム製作所 横山繁盛氏、三菱電機通信システム開発センター 上田尚純氏、三菱電機技術研修所 吉田幸二氏、放送・通信機構新川崎リサーチセンタ 辻順一郎氏、三菱電機情報通信総合研究所 黒田正博氏他の三菱電機から社会人学生の諸氏、現 NTT 移動通信網 太田賢博士、現 NTT 武蔵野研究センター 峰野博史氏、静岡大学大学院 増田彰久氏他の静岡大学水野研究室の学生諸氏に深く感謝申し上げます。

最後に、在宅の研究作業に協力を強いた家族に感謝する。

参考文献

[Acha95]S. Acharya, M. Franklin, S. Zdonik, “Dissemination-based Data Delivery Using broadcast Disks”, IEEE Personal communications Vol. 12. No6. December 1995

[Acha96a]S. Acharya, M. Franklin, S. Zdonik, “Prefetching from a Broadcast Disks”, 12th International Conference on Data Engineering (ICDE 96), New Orleans, LA, February 1996

[Acha96b]S. Acharya, M. Franklin, S. Zdonik, “Disseminating Updates on Broadcast Disks”, 22nd International Confelence on Very Large Data Bases (VLDB96) Bombay, India, 1996

[Acha97] S. Acharya, M. Franklin, S. Zdonik, “Balancing Push and Pull for Data Broadcast”, Proceedings of ACM SIGMOD conference, Tuscon, Arizona, May, 1997

[Acha96d]S. Acharya, R.Alonso, M.Franklin, S. Zdonik, “BROADCAST DISKS: MANAGEMENT FOR ASYMMETRIC COMMUNICATION ENVIROMENTS”, MOBILE COMPUTING KLUWER ACADEMIC PUBLISHERS, pp.321-361, 1996

[Akso98a]D. Aksoy, M. Franklin, “Scheduling for Large-Scale On -Demand Data Broadcasting”, Proc. IEEE INFOCOM Conf., San Francisco, CA, March 1998

[Akso98b]D. Aksoy, M. Altimel, R. Bose, U. Cetintemel, M. Franklin, J.Wang and S. Zdonik , “Reseach in Data Broadcast and Dissemination”, Proc. 1st Int’l Conf. On Advanced Multimedia Content Proceeding, Osaka University, Osaka, Japan, November 1998

[Alti99]M. Altinel, D. Aksoy, T. Baby, M. Franklin, W. Shapiro and S. Zdonik, “DBIS-Toolkit: Adaptable Middleware For Large Scale Data Delivery”, Demo description for the ACM SIGMOD Conference, Philadelphia, PA, 1999

[Barb94]D. Barbara, T. Imielinski, “Sleepers and Workholics: Caching Strategies in Mobile Enviroments”, Proc. ACM SIGMOD Conf., Minneapolis, MN, May, 1994

[Baru96a]S. Baruath, A. Bestavros, “Pinwheel scheduling for fault tolerant broadcast disks

in real time data base systems”, Proceedings of the IEEE International Conference on Data Engineering, Birmingham, UK, April 1997

[Baru96b]S. Barua, A. Bestavros, “Real- Time Mutable Broadcast Disks”, The Second international Workshop Real Time Database RTDB97, Burlington, Vermont, USA, September 19

[Best94a] Azer Bestavros, “An Adaptive Information Dispersal Algorithm for Time-Critical Reliable Communication “, Network Management and Control, Vol. II pp.423-438, Plenum Publishing Co., NY,NY, February 1994

[Best94b] Azer Bestavros, Carlos Cunha, “ Server-initiated Document Dissemination for the WWW”, IEEE Data Engineering Bulletin 19(3):3-11, September 1996

[Best96]Azer Bestavros, “AIDA-based Real- Time Fault Tolerant Broadcast Disks”, Proceedings of IEEE RTAS'96: The Real- Time Technology and Applications Symposium, Boston, MA, June 1996

[Bowe92] T.F.Bowen, G.Gopal, G.Herman, T.Hickey, K.C. Lee, W. H. Mansfield, J.Railz, A. Weinrib, “ The Databycle Architecture”, Communications of ACM, Vol.35, No12, pp.71-81, December 1992

[Chiu94]T. Chiueh, “Scheduling for Broadcast-based File Systems”, In Proc. MOBIDATA Workshop Rutgers University, November 1994

[Datt97]A. Datta, D. E. VanderMeer, A. Celik, V. Kumar, “Adaptive Broadcast Protocols to Support Efficient And Energy Conserving Retrieval from Databases in Mobile Computing Enviroments”, Proceedings of the 13th International Conference on Data Engineering Birmingham U.K.,April 1997

[Dyke88]H.D.Dykeman, M.H.Ammar, J.W.Wong “Scheduling algorithms for videotex systems under broadcast delivery”, In Proc. International Conf. On communications, Toronto, Canada, pp.1847-1851, 1996

[Floy96]S. Floyd, V. Jacobson, C. Liu, S. McCanne, L. Zhang, “A Reliable Multicast Framework for Light-weight Sessions and Application Level Framing”, IEEE/ACM

Transactions on Networking, November 1996

[Fran96]M. Franklin, S. Zdonik, “Dissemination-Based Information Systems”, IEEE Data Engineering Bulletin, Vol.19, No.3, September 1996

[Fran97]M. Franklin, S. Zdonik, “ A Framework for Scalable Dissemination-Based Systems”, International Conference Object Oriented Programming Languages Systems Atlanta, GA, October 1997

[Fran98]M. Franklin, S. Zdonik “Data In Yore Face”: Push Technology in Perspective”, ACM SIGMOD Intl. Conference on Management of Data(SIGMOD98), Seattle, WA, June 1998

[Giff90]D. K. Gifford “Polychannel Systems for Mass Digital Communication”, Communications of the ACM, Vol. 33 No.2, February 1990

[Gond95]V. A. Gondhalekar, “Scheduling Periodic Wireless Data Broadcast”, M.S. Thesis, The University of Texas at Austin, December 1995

[Gond96]V. A. Gondhalekar, R. Jain, J. Werth, “Scheduling on Airdisks: Efficient Access to Personalized Information Services via Periodic Wireless Data Broadcast” CS-TR-96-25

[Hamm97]S. Hameed, N. H. Vaidya, “Log-time Algorithms for Scheduling Single and Multiple Channel Data Broadcast”, Proc. of the Third Annual Int. Conf. on Mobile Computing and Networking (MOBICOM97) ACM, pp.90-99, 1997

[Imie93]T. Imielinski, B. R. Badrinath, “ Data Management for Mobile Computing”, SIGMOD RECORD Vol.22 No.1 March, 1993 pp.34-39

[Imie94a]T. Imielinski, B. R. Badrinath, “Power Efficient Filtering of Data on Air”, Proc. of 4th International Conference on EDBT (Extending DataBase Technology), Cambridge- U. K. pp.248-258, March 1994

[Imie94b]T. imielinski , S. Viswanathan, B. R. Badrinath, “ENERGY EFFICIENT INDEXING ON AIR”, Proc. of ACM-SIGMOD”, International Coference on Data Management, Minnesota, pp.25-36, May 1994

[Imie94c]T.Imielinski, S.Viswanathan, “Adaptive Wireless Information System”, Proc. of SIGDBS(Special Interest Group in DataBase Systems) Conference, pp.19-41, Tokyo, Japan, October 1994

[Imie94d]T. Imielinski , B.R.Badrinath, “MOBILE WIRELESS COMPUTING”, COMMUNICATIONS OF ACM, Vol. 37, No10, pp.18-28, September 1994

[Imie95]T. Imielinski, S. Viswanathan, B. R. Badrinath , “DATA ON AIR: ORGANIZATION AND ACCESS”, “IEEE Transactions in Data and Knowledge Engineering, 1995

[Imie96]T. Imielinski, S. Visuwanathan, “WIRELESS PUBLISHING: ISSUES AND SOLUTIONS”, MOBILE COMPUTING KLUWER ACADEMIC PUBLISHERS pp.299-329, 1996

[Jabb95]Bijan Jabbari, Giovanni Colombo, Akihisa Nakajima, Jayant Kulkarni, “Network Issues for Wireless Communications”, IEEE Communication Magazine January pp.18-28, 1995

[Jain95]R. Jain, J. Werth, “Airdisks and AirRAID: Modeling and scheduling periodic wireless data broadcast”, DIMACS Technical Report 95-11, May 1995

[Khan98]S.khanna, S.Zhou, “On Indexd Data Broadcast”, Proc. of the 30th Annual Symp. On Theory of the Computing, 1998

[Katz94]R. H. Katz, “Adaptation and Mobility in Wireless Information Systems”, IEEE Personal Communications, First Quarter Vol.1, Number 1994

[Katz96]R. H.Katz, E. A. Brewer, “ The Case for Wireless Overlay Networks”, In SPIE Multimedia and Networking Conference, San Jose, CA, January 1996

[Knut98]D.E.Knuth, “The Art of Computer Programming Vol. 3, Sorting and Searching Second Edition”, Addison Wesley, 1998

[Koif96]A. Koifman, S. Zabele, “ RAMP: A Reliable multicast Protocol” The Proceeding of

the IEEE INFOCOM '96, March 1996

[Libe98]V. Liberatore, "Broadcast Disk Paging with a small Cache",DIMACS Technical Report 98-36, September 1998

[Onei93]E. J. O'Neil, P. E. O'Neil, G. Weikum, "The LRU-K Page Replacement Algorithm For Database Disk Buffering", Proc. ACM SIGMOD Conference, pp.297-306, 1993

[Shek94]S.Shekhar, D.Liu, "Genesis and Advanced Traveler Information Systems (ATIS): Killer Applications for Mobile Computing", MOBIDATA Workshop, Rutgers University, NJ , 1994

[Stat96]K. Stathatos, N. Roussopoulos, J. S. Baras "Adaptive Data Broadcasting Using Air-Cache", First International Workshop on Satellite-based Information Services (WOSBIS), Rye, New York, November 1996

[Stat97]K. Stathatos, N. Roussopoulos, J. S. Baras, "Adaptive Data Broadcast in Hybrid Networks", Proceedings of the 23rd VLDB Conference, Athens, Greece, 1997

[Stat98] K. Stathatos, N. Roussopoulos, J. S. Baras, "Disseminating Updates to Mobile Clients", Center for Satellite and Hybrid Communication Networks Technical Research Report T.R.98-16

[Shiv96]N. Shivakumar, S. Venkatsubramanian, "Energy-Efficient Indexing For Information Dissemination In Wireless System", Mobile Networks and Applications Vol. 1 No.4, 1996

[Su96]C. J. Su, L.tassiulas, and V.Tsotras, "A New Method to Design Broadcast Schedules in a Wireless Communication Enviroment", Technical report, Institute For Systems Research, University of Maryland, College Park, 1996

[Su97] C. J. Su, L. Tassiulas, "Broadcast Scheduling for Information Distribution", IEEE INFOCOM, Kobe, Japan, 1997

[Vaid96a]N. H. Vaidya, S. Hameed, "Data Broadcast Scheduling : On-line and Off-line Algorithms", Texas A&M University Technical Report 96-017,July 1996

[Vaid96b]]N. H. Vaidya, S. Hameed, “Scheduling Data Broadcast in Asymmetric Communication Environments”, Texas A&M University Technical Report 96-022, November 1996

[Vaid96c]]N. H. Vaidya, S. Hameed, “Improved Algorithms for Scheduling Data Broadcast”, Texas A&M University Technical Report 96-029, December 1996

[Wong88a] J. W. Wong, H.D.Dykeman, “Architecture and performance of large scale information delivery networks”, In Proc. 12th International Teletraffic Congress, Torino, Italy, 1988.

[Wong88b] J. W. Wong, “Broadcast Delivery”, Proceedings of the IEEE, Vol. 76, No.12, December 1988

[Yan95]T. W. Yan, H. G. Molina, “ SIFT - A Tool for Wide - Area Information Dissemination”, Proceedings of the 1995 USENIX technical conference pp.177-189, 1995

[Zdon94]S. Zdonik, M. Franklin, R. Alonso, S. Acharya, “Are “Disks in the Air” Just Pie in the Sky?”, IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, Santa Cruz, December 1994

[石川 99] 石川裕治, 田辺雅則, 箱守聡, 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, July 1999

[重野 98]重野寛, 藤巻貴宏, 岡田謙一, 松下温, “モバイル・コンピューティングのための信頼性のあるマルチキャスト通信プロトコル”, 情報処理学会 DoCoMo ワークショップ pp.523-529, July 1998

[田辺 96]田辺雅則, 箱守聡, 井上潮, “モバイル環境における放送とオンデマンドを組み合わせた情報提供方式”, 情処研報 Vol. 96 No.MBL-3, November 1996

[田辺 98]田辺雅則, 石川裕治, 箱守聡, 井上潮, “放送／オンデマンド型情報提供システム MobiCaster におけるデータ提供方法の決定方式”, 情報処理学会 DoCoMo ワークショップ pp.499-506, July 1998

[谷萩 98]谷萩祐之, “プッシュ型インターネット技術入門”, ソフトリサーチセンタ July 1998

[野中 90]野中保雄, 島岡淳, “冗長系—理論と実際—”, 日科技連出版社, July 1990

[箱守 97]箱守聡, 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”, 情報処理学会 DoCoMo ワークショップ pp.55-60, July 1997

[箱守 99]箱守聡, 田辺雅則, 石川裕治 井上潮, ”放送型通信とオンデマンド型通信を統合した情報提供システム”, 情報処理学会論文誌 Vol.40 No.10, October 1999

[平塚 95]平塚康哲, “RAID 複数ディスクで高速・高信頼に”, 日経コンピュータ 1995. 10. 30 号 pp.128-132, October 1995

[藤巻 97]藤巻貴宏, 重野寛, 大森博雄, 岡田謙一, 松下温, ”放送型通信とオンデマンド型通信を融合したモバイル・グループウェア構想”, 情処研報 97-GW-24, September 1997

[水野 97] 水野忠則, 太田賢, ”モバイルコンピューティングの現状と将来像”, 電子情報学会学会誌 Vol80. No.4 pp.318-323, April 1997

[矢島 97]矢島 原 塚本 西尾, “ライフポイントを用いた周期的放送データのキャッシング法”, 情処研報 Vol.97 No.104 97-DPS-85, November 1997

付録

Zipf 分布

本論文において、対象となるデータ（ページ）の受信率や更新率の分布には、Zipf 分布を仮定している。対象となるページの集まりをページ 1, 2, 3, …ののように順に番号を振り、 i で示す。最大ページ番号つまりページ総数を m で示す。全ページ集合の合計を 1 とした場合のページ i の分布値の比率を P_i とすると、Zipf 分布は式(付. 1)で表される。

$$P_i = \frac{1}{i^\theta \cdot \sum_{j=1}^m (1/j^\theta)} \quad (\text{付. 1})$$

式 (付. 1) において、 θ は分布の偏在を示す係数である。 $\theta=0$ の場合、全てのページは同じ値となり、分布は平坦であることを示す。 θ の値が大きくなるほど、分布の傾きは大きくなる。図付録 1 に $m=100$ の場合の Zipf 分布を示す。 P_i の値は対数で示している

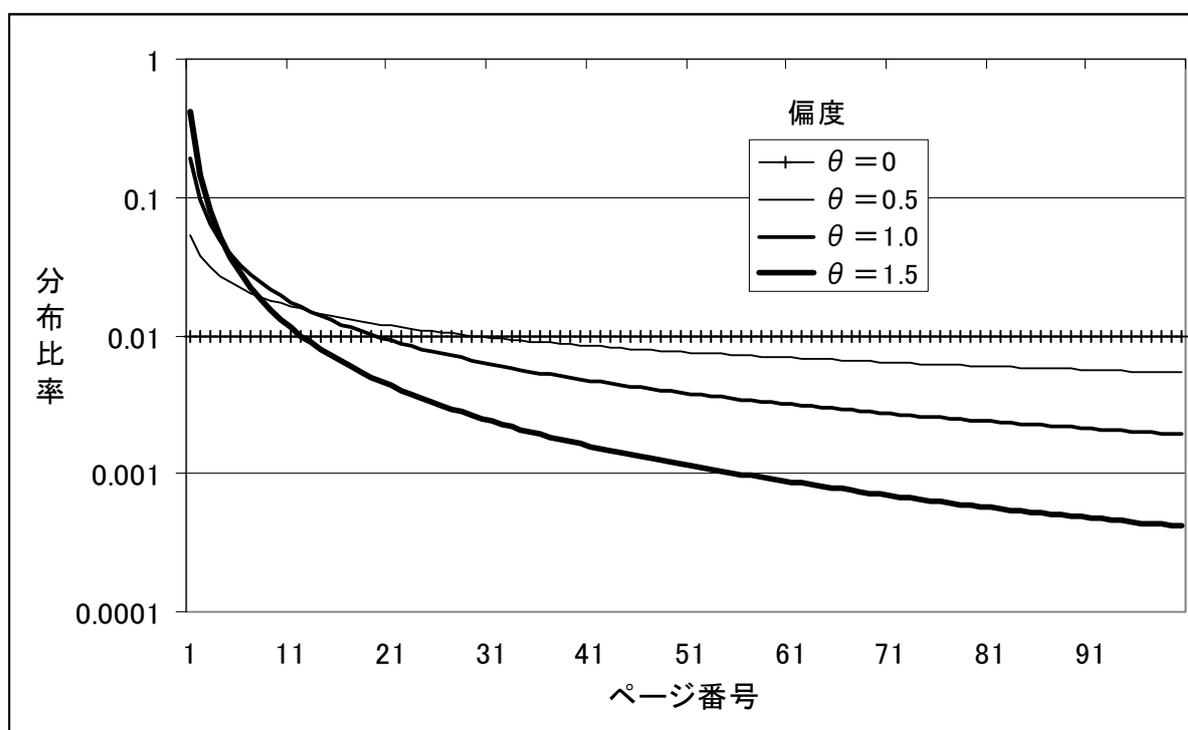


図 付 1 Zipf 分布

Fig. Appendix 1 Zipf. Distribution

筆者発表論文

1. 論文誌への発表

- [1] 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.39 No.3 pp.1267-1275, (1999年3月)

- [2] 辻順一郎, 青野正宏, 佐藤文明, 水野忠則, “WWW 向けモバイルプロキシサーバの開発”, 情報処理学会論文誌 Vol.40 No.5 pp.2478-2486, (1999年5月)

- [3] 青野正宏, 辻順一郎, 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年7月)

- [4] 青野正宏, 上田尚純, 田窪昭夫, 渡辺尚, 水野忠則, “データ放送における遅延軽減を目指したスケジューリング方式”, 電子情報通信学会論文誌 Vol. 82-B No.12 pp.2248-2256, (1999年12月)

- [5] Mineno, S. Ishihara, K. Ohta, M. Aono, T. Ideguchi, T. Mizuno, "Multiple paths protocol for a cluster type network," International Journal of Communication Systems, Vol. 12, pp.391-403, 1999

- [6] 峰野博史, 青野正宏, 太田賢, 井手口哲夫, 水野忠則, “クラスタ型ネットワークにおける通信回線共有方式”, 情報処理学会論文誌採録決定

2. 国際会議への発表

- [7] Masahiro Aono, Takashi Watanabe, Tadanori Mizuno, “A proposal of multi-channel redundant broadcast system” Joint International Conference on Advanced Science and Technology and Joint Conference Photonic Science and Technology pp294-299 August 1998

- [8] Hiroshi Mineno, Ken Ohta, Masahiro Aono and Tadanori Mizuno, "Proposal of Protocol for Sharing Multiple Paths in Cluster type Network", to be appeared in Proceedings of 5th International Workshop on Mobile Multimedia Communications MoMuC'98 October 1998
- [9] Masahiro Aono, Takashi Watanabe and Tadanori Mizuno, "RAID type broadcast schedule", The 13th International Conference on Information Networking(ICOIN-13) 9B-4.1-4.6 January 1999
- [10] Hiroshi Mineno, Lu Junshu, Ken Ohta, Masahiro Aono, Tetsuo Ideguchi and Tadanori Mizuno, "Multiple Paths Protocol for a Cluster Type Network", 18th IEEE International Performance, Computing, and Communications Conference(IPCCC 1999) 150-156, Phoenix/Scottsdale, Arizona, U.S.A February 1999

3. 研究会／全国大会等への発表

- [11] 河野隆一, 苅田正雄, 林博之, 青野正宏, "ARTS-M のソフトウェア", 電子通信学会 宇宙航行エレクトロニクス研究会 SANE74 (1975年3月)
- [12] 苅田正雄, 小西秀俊, 青野正宏, 鶴澤清, "ターミナルレーダー情報処理システム (ARTS)", 三菱電機技報 pp557-560 (1982年8月)
- [13] 青野正宏, 田中康幸, 徳丸芳孝, 楠本一秀 "ターミナルレーダー情報処理システム ARTS", 三菱電機技報 pp847-851 (1994年10月)
- [14] 青野正宏, 渡辺尚, 水野忠則, "クラスタ型モバイル通信の提案", 情処研報 Vol.97 No.MBL-1 (1997年5月)
- [15] 青野正宏, 渡辺尚, 水野忠則, "プッシュ型通信とプル型通信の混合モデルについて",

情処研報情処研報 Vol.97-DPS-84 (1997 年 9 月)

- [16] 峰野博史, 太田賢, 青野正宏, 水野忠則, ”クラスタ型ネットワークにおける通信回線共有プロトコルの提案”, 情報処理 55 回全国大会講演集(3), pp.3¥616-617(1997 年 9 月)
- [17] 青野正宏, 峰野博史, 太田賢, 渡辺尚, 水野忠則, “クラスタ型モバイル通信の効果”, 情処研報 Vol.97 No.MBL-3 (1997 年 12 月)
- [18] 青野正宏, 渡辺尚, 水野忠則, “RAID 型空中データベースの提案” 情処研報 Vol.97 No.MBL-4 (1998 年 2 月)
- [19] 青野正宏, 渡辺尚, 水野忠則, “待ちと遅延のバランスをとったデータ放送スケジュール”, 情報処理学会第 56 回全国大会 pp581-582(1998 年 3 月)
- [20] 青野正宏, 渡辺尚, 水野忠則, “二重循環法を用いたデータ放送スケジュール”, 情処研報 Vol.98 No.MBL-5 (1998.5)
- [21] 峰野博史, 青野正宏, 太田賢, 水野忠則, ”クラスタ型ネットワークにおける通信回線共有方式の実装”, 情処シンポジウムシリーズ Vol98, No.8, pp.677-684 (1998 年 7 月)
- [22] 青野正宏, 上田尚純, 田窪昭夫, 渡辺尚, 水野忠則, ”プッシュ型データ配信における遅延軽減のためのデータ配信方式 “, 情処研報 Vol.99 No.MBL-9 (1999 年 5 月)
- [23] 上田尚純, 青野正宏, 田窪昭夫, 水野忠則, ”先読みバッファを利用した蓄積ビデオ転送の解析 “, 情処研報 Vol.99 No.MBL-9 (1999 年 5 月)
- [24] 青野正宏, 渡辺尚, 水野忠則, “プッシュ型とプル型の動的統合による応答時間の短縮”, 情処研報 Vol.99 No.MBL-10 (1999 年 10 月)