

移動計算機のための帯域の狭いネットワーク環境を考慮した情報発信機構

田頭 茂明[†] 稲田 文武[†],
最所 圭三[†] 福田 晃[†]

本論文では、移動計算機情報発信システムにおける移動計算機とアクセスポイントまでの通信帯域の問題点を述べ、その問題を解決する情報発信機構を検討する。通信帯域が狭い場合、すべてのユーザの要求を満足する情報発信はできない。本論文では通信帯域が狭いネットワークにおいても、そのネットワーク帯域を効率良く使用し、できる限りユーザの要求を満足する情報発信機構を提案する。また、提案する機構は様々なネットワークを利用する移動計算機環境を考慮し、ネットワークに依存しないアプリケーション層で実現する。具体的には通信路の数を制御することで、通信のスループットを向上させ、さらに優先度に従いデータを発信する。また、本機構のプロトタイプを実際に実装し、2種類のネットワークを用いて、発信機構で重要となる制御パラメータを解析した。その結果、通信の揺らぎを考慮しない発信と比べ、揺らぎを考慮するパラメータを最適に設定することで、性能が40%向上することを確認した。

Design and Implementation of an Announcement Mechanism from Mobile Computers for Narrow Bandwidth Networks

SHIGEAKI TAGASHIRA,[†] FUMITAKE INADA,[†] KEIZO SAISHO[†]
and AKIRA FUKUDA[†]

A mobile information announcement system has been constructed. In the system, the mobile computer can announce information at any place and any time. However, the bandwidth problem between a mobile computer and an access point is pointed out. If the bandwidth of the network is narrow, all requests from clients cannot be processed by a mobile computer because of exceeding the limit of the network. Clients' needs cannot be satisfied in the situation. Therefore, this paper proposes an announcement mechanism for a mobile computer, which can effectively announce information with a narrow bandwidth network. In addition, we implement the mechanism in only the application layer since we can apply the mechanism to many kinds of networks and operating systems. In order to realize the mechanism, traffic is controlled by limiting the number of concurrent operations for announcing information. Moreover, information can be announced in order of its priority. In this paper, in order to optimize performance of the mechanism, parameters of the mechanism are analyzed in two kinds of networks through implementation experiments. The performance of optimizing parameters improves about 40% on wireless LAN compared with the performance without consideration of jitters in communication.

1. はじめに

近年、持ち運ぶことが可能な計算機（移動計算機）が普及している。またそれらを取り巻く環境も変化し、移動先で容易に通信が可能な環境が整備されつつある。移動計算機は従来の計算機と比較して個人が占有

して使用することが多いので、ローカルな個人情報を持つことが多い。個人が移動先で取得あるいは編集した最新の情報が移動計算機上にあることを考えれば、移動計算機の利用形態として情報受信だけでなく情報発信も魅力的である。移動計算機を用いて、移動先から情報発信できるようになれば、移動計算機の携帯性の利点を活かす生中継放送、携帯電話などのアプリケーションが、個人のレベルで簡単に実現することが可能となる。我々は、すでに移動計算機からの情報発信環境のために、移動計算機の分断、移動計算機の移動、マルチメディアを考慮した情報発信の問題に対処するシステムを提案している。また同システムのプロ

[†] 奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科
Graduate School of Information Science, Nara Institute
of Science and Technology
現在、九州大学大学院システム情報科学研究科
Presently with Graduate School of Information Science
and Electrical Engineering, Kyushu University

トタイプを、現在急速に普及している WWW (World Wide Web) を基に構築し運用することにより、提案システムの有効性を確認した¹⁾。

本論文においては、移動計算機からの情報発信システムにおける移動計算機とアクセスポイントまでの通信帯域の狭さの問題に着目する。移動計算機は様々な場所へ移動し、様々なインタフェースでネットワークと接続することが可能である。しかし、インタフェースの違いはネットワークの通信帯域などに影響を与える。通信帯域が狭いネットワークに移動計算機が接続された場合、移動計算機から発信できる情報量が制限される。この限界を超える処理(多くの情報(データ)の同時発信または更新)を行うと安定したサービスを提供することは困難である。我々のシステムで従来採用していた情報発信機構は、狭帯域ネットワーク環境を考慮しておらず、このような影響を多大に受ける。

本論文では、通信帯域が狭い場合においても、上記の問題を解決する情報発信機構を提案する。また、提案する機構は、移動計算機が様々なネットワークを利用するという特長を考慮し、多くのネットワークで使用できるアプリケーション層からのアプローチをとる。提案機構は以下の方針に従い、データを発信する。

- 時間制約のあるデータはその制約を満足できるように優先して発信する。
- よくアクセスされるデータを優先して発信する。
- 情報発信における通信効率をできる限り高くする。具体的には、以下のような制御を情報発信機構に取り入れ、上記の情報発信機構を実現する。
- データを過度に発信しないために、同時に発信する数を、最適な数に動的に制御する。
- データに優先度をつけ、それに従いデータを発信する。

本発信機構のプロトタイプを我々が開発している移動計算機情報発信システムに実際に実装し、実験による評価を行った。実験では、2種類のネットワークを用いて、発信機構で重要となる制御パラメータを変化させた。また、その変化による発信機構の効率の影響を解析した。その結果、通信の揺らぎを考慮しない発信と比べ、揺らぎを考慮するパラメータを最適に設定することで、性能が40%向上することを確認した。

2. 移動計算機情報発信システムとその問題

本章では、我々が提案した情報発信システムの概要¹⁾を示し、そのシステムで採用していた情報発信機構について述べる。また狭帯域ネットワーク環境における問題を検討する。

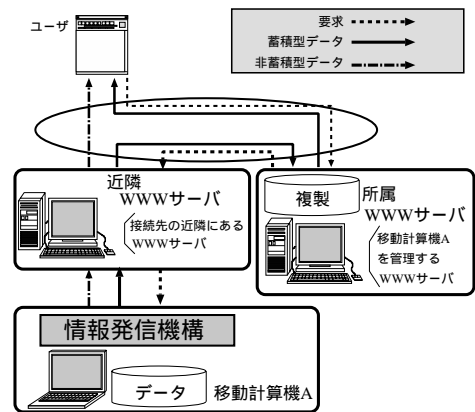


図1 情報発信システムの概要

Fig. 1 Overview of our announcement system.

2.1 情報発信システムの概要

移動計算機のための情報発信システムの概要を図1に示す。ユーザにおける移動計算機上のデータの要求は所属WWWサーバを介して移動計算機に届く。このシステムでは、発信するデータを蓄積することに意味のある蓄積型データ(テキスト文章や画像など)と、意味のない非蓄積型データ(生中継放送のための動画や対話音声など)に分類して、各データを異なる発信形態を用いて移動計算機から発信する。これは非蓄積型データには時間的制約を持つ実時間データなどが含まれるので、データの持つ蓄積性と実時間性を利用し、各データを効率良く発信するためである。データの発信は移動計算機上にある情報発信機構が行う。

蓄積型データの発信は所属WWWサーバの複製を介して行い、非蓄積型データの発信は近隣WWWサーバを通して行う。蓄積型データは、その複製を所属WWWサーバ上に持たせ、発信は所属WWWサーバを介して行う。蓄積型データにおいて複製を用いるのは、移動計算機の分断時になんらかの形で情報発信できるようにするためである。また接続時においても移動計算機との通信量を削減できる。蓄積型データに関する通信は、移動計算機上のオリジナルのデータが更新されたときに、その更新を所属WWWサーバに伝搬するときのみ発生する。

所属WWWサーバを通る経路では、通信に冗長性を含み遅延が増加する。非蓄積型データでは、実時間性を持つものが多く通信の遅延をできる限り小さくしなければならない。通信の遅延を小さくするために移動計算機にできる限り近い位置に近隣WWWサーバを導入し、経路の冗長性を削減する。この方式は、同じ要求が異なるクライアントから同時に入った場合、近隣WWWサーバでそれらを集約でき、移動計算機

との通信量の削減が期待できる。

ここで各データの特性を考察する。非蓄積型データは実時間性を持つデータを含むことが多く、データによっては時間的制約を満たさなければ、そのデータの価値がなくなる場合がある。逆に、蓄積型データにおいては、所属 WWW サーバ上に複製が存在するため、データの変更後すぐにその複製を更新できなくても、クライアントに最新ではないがデータを提供することが可能である。これから、蓄積型データは複製との間で厳密な一貫性を必要としないので、非蓄積型データに比べ時間的余裕が存在する。このことから以下のように各データを発信することでユーザの要求を満足できると考える。

非蓄積型データ 蓄積型データより優先して発信する。
蓄積型データ できるだけ最新の情報を利用者に与える確率を向上させるために、よくアクセスされるデータはできる限り早く更新する。

本システムのように、クライアントとサーバ間の通信を中継するサーバを置き、その中継するサーバを介してデータを送受信するシステムとしてプロキシシステムがある^{2),3)}。これらの多くのシステムは、キャッシュを用いることによる通信量の削減、レスポンス時間の向上や、ファイアウォールを構築するうえで外部ネットワークとの通信の中継などを主な目的として構築される。我々のシステムは移動計算機を分散環境におけるサーバとして運用するための問題（移動計算機の分断、移動、マルチメディアデータの効率の良い発信、通信帯域の考慮など）を解決する点がこれらシステムと異なる。

2.2 従来の情報発信機構

移動計算機情報発信システムにおいて従来採用していた情報発信機構を図 2 に示す。非蓄積型データ発信機構と複製の更新機構とは独立してデータを発信する。複数の複製の更新要求がある場合、1つの更新に1つのコネクション（通信路）を割り当て、移動計算機は要求の数のコネクション数を使用し同時に更新する。また、このとき非蓄積型データの発信や移動計算機が現在接続しているネットワークの帯域を考慮しない。

蓄積型データにおいて、ある程度のコネクション数を用いることによって、全体の更新時間を短くすることが可能である。しかし逆にコネクション数を多くし過ぎると、個々のコネクションに割り当てられる通信帯域が狭くなるので、個々の更新時間は長くなる。これにより実時間性を持つ非蓄積型データにとって、使用できる通信帯域が狭くなるため、実時間性を保証できなくなる。従来採用していた情報発信機構において、

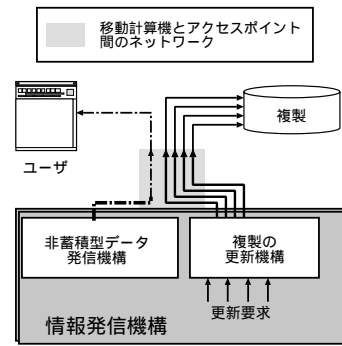


図 2 従来の情報発信機構

Fig. 2 Traditional information announcement mechanism.

上記の点を考慮しないで、要求の数だけコネクション数を使用しデータの発信または更新を行うため、通信帯域の狭い環境ではこの問題はさらに深刻となる。

上記で示した問題を確かめるために、従来採用していた情報発信機構を用いて、すべての複製が更新される時間と非蓄積型データのクライアントの受信スループットを以下の条件で測定した。

- 移動計算機と所属 WWW サーバ、近隣 WWW サーバを 10 Mbps の Ethernet で接続。
- 1M バイトの大きさの蓄積型データ 10 個の複製をコネクション数を変化させて更新。
- 同時に移動計算機から非蓄積型データとして、ネットワークを飽和させるだけのデータを発信。

非蓄積型データに関しては、クライアントが 1 秒あたりに受け取ったデータ量を測定し、蓄積型データに関しては、すべての複製が更新される時間を測定した。

その結果を図 3 に示す。コネクション数が複製の更新時間と非蓄積型データのスループットに大きな影響を与えることが分かる。たとえば、非蓄積型データが毎秒 150 K バイトのスループットを要求する場合、本実験環境では複製の最適なコネクション数は 3 か 4 になることが分かる。これ以上のコネクション数では、非蓄積型データの発信に影響する。また、これ以下では蓄積型データの更新時間が長くなる。このように、蓄積型データにおける複製の更新が非蓄積型データの発信に影響を与える。従来採用していた情報発信機構では非蓄積型データの発信機構と複製の更新機構が独立しているため、この影響を考慮することができないので、効率的な発信ができない。

非蓄積型データの発信を妨げないで、限られた通信帯域を最大限に利用するためには、最適なコネクション数で発信する機構が必要である。

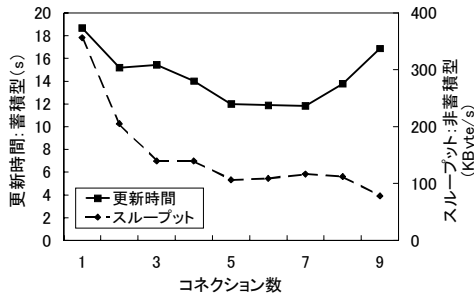


図3 コネクション数に対する複製の更新時間およびスループット
Fig. 3 Number of connections vs. update time and throughput.

3. 情報発信機構

本章では、移動計算機が狭いネットワークに接続された場合においても、できる限りユーザの要求を満足する情報発信機構を提案する。

3.1 発信方針

移動計算機からの情報発信が制限された場合において、ユーザの要求を満足するために、本論文では以下の方針で移動計算機からデータを発信または更新する。

- 非蓄積型データの発信の優先度を蓄積型データの更新より高く設定し、非蓄積型データが要求するスループットを満足させる。
- よくアクセスされる蓄積型データを優先して更新する。
- 蓄積型データの全体の更新効率をできる限り高くする。

3.2 実現機構

図3の結果から、複製の更新機構でコネクション数を制御することで非蓄積型データを優先でき、割り当てる通信帯域の制御が可能である。あるコネクション数を超えると、さらに更新要求があっても、その要求を待たせることにより実現できる。またデータに優先度をつけ、それに従い更新するデータを発信する。このとき、優先度の高いデータに対してコネクションを割り当てることにより、よくアクセスされる蓄積型データを優先して更新することができる。非蓄積型データを発信していない場合においては、蓄積型データの複製の更新のスループットが最大となるようにコネクション数を制御する。

このように蓄積型データの複製の更新機構に注目しコネクション数を制御することで3.1節で述べた方針を実現できる。提案機構は従来採用していた情報発信機構に比べて、複製の更新機構にコネクション数を制御する機能が追加され、非蓄積型データ発信機構には

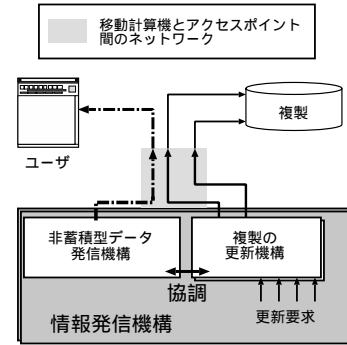


図4 提案する情報発信機構

Fig. 4 Proposed information announcement mechanism.

スループットを計測する機能が追加される。また複製の更新機構と非蓄積型データ発信機構は互いに協調することが可能である(図4)。

以上から以下に示す2つの条件に基づきコネクション数を制御する。

- (1) 非蓄積型データを発信する条件 非蓄積型データを優先して発信するために、非蓄積型データのスループットを求め、その合計があらかじめ要求されているスループットを満たすようにする。この要件を満たされない場合は、コネクション数を減らす。逆に余裕がある場合はコネクション数を増やす。
- (2) 蓄積型データを更新する条件 複製の更新のスループットの合計を求め、この合計が最大になるようにする。

(1)を満足できないときは(2)は無視する。非蓄積型データを発信しない場合においては条件(2)のみとなる。

3.3 実装方針

移動計算機の通信量を制御する実現レベルとして、以下のレベルが考えられる。

ハードウェア層:

ATM(Asynchronous Transfer Mode)^{4)~6)}などの通信帯域を保証できるネットワークにおいては、Admission Control^{7),8)}などを用いて、使用できる通信帯域を管理し、各要求に帯域を割り当てる。これによりQoS(Quality of Service)を保証した非蓄積型データの発信が可能である。

カーネル層:

Ethernetなどの帯域を保証できないネットワークにおいても、QoSを保証する通信方式が提案されている⁹⁾。これは、あるセグメントの全体の要求量を管理し、ネットワーク層でのパケットスケ

ジューリング機構を用いることにより、要求された通信帯域での通信を可能にしている¹⁰⁾。

アプリケーション層：

アプリケーションが通信量を制御するものである。この方式は非蓄積型データの QoS を完全に保証できるわけではないが、以下のような利点を持つ。

- アプリケーション層で実装するため、多くのネットワークで適用できる。
- オペレーティングシステムを変更しないので、移植性に優れている。

移動計算機は様々な場所に移動することが考えられる。これは様々なネットワークに接続される可能性を持つ。ネットワークを選ばないことは、移動計算機においては非常に重要な項目である。このため、本研究ではアプリケーション層における制御方式を採用する。

4. 複製の更新機構の実装

4.1 更新機構の構成

3章で示した情報発信機構を実現するために、複製の更新機構を図5で示す1つのキューと5つのモジュールで構成する。

複製の更新機構について詳しく説明する。また説明においては我々が定義した以下の3つ用語を用いる。
 コネクション数 現在システムが使用しているコネクション数。

最適コネクション数 システムが推定した最適なコネクション数。

実最適コネクション数 現在の状況において最も効率良く情報を発信できる、最適なコネクション数。

図5では太実線はデータの流れを、太点線はメッ

セージ、細実線は更新要求、細点線は最適コネクション数が変化したときの処理の流れを示す。

更新キュー 複製更新の要求を保持する。また複製更新中に中断された要求も保持する。

データ優先度決定機構 蓄積型データの優先度を決定する。

更新受付機構 複製更新の要求を更新キューに入れる。更新キューには、データ優先度決定機構で決定される優先度の順に格納する。

コネクション数管理機構 通信帯域および現在の非蓄積型データの通信状況などから、最適コネクション数を決定する。

更新処理機構 更新キューに要求が存在し、かつコネクションを増すことができる場合、要求を取り出し更新実行機構に複製更新を依頼する。

更新実行機構 複製の更新を実行する。このとき、所属 WWW サーバとは 4.6 節で示す複製更新プロトコルを用いて行う。

複製の更新中に最適コネクション数が変化することがある。この場合、コネクション数決定機構が動作し、更新処理機構にそのことを知らせるメッセージを転送する。最適コネクション数が増える場合と減る場合によって、動作が異なる。

最適コネクション数が増える場合 最適コネクション数が増えることにより、更新キューに要求があれば自然にコネクション数が増加するので特別な処理は行わない。

最適コネクション数が減る場合 更新処理機構は、コネクション数が最適コネクション数より多くなっている場合、最適コネクション数にするために、現在更新中のコネクションを中断するように更新実行機構に依頼する。更新実行機構は、依頼された更新を中断する。更新処理機構は、中断した更新を更新キューに優先度順に格納する。

4.2 データ優先度決定機構

非蓄積型データは蓄積型データに比べて優先される。これは実時間データなどが含まれるからである。蓄積型データは細分化され、優先度が設定される。この優先度の順で、複製を更新する。複製の更新順序はユーザが最新のデータを取得できる可能性を変化させる。ユーザに対して、できる限り最新のデータを提供できるように優先度を決めなければならない。そのため、 A/U

$$A/U = \frac{\text{アクセス頻度}}{\text{更新頻度}}$$

を導入する。 A/U の値が大きいデータは、更新あたり

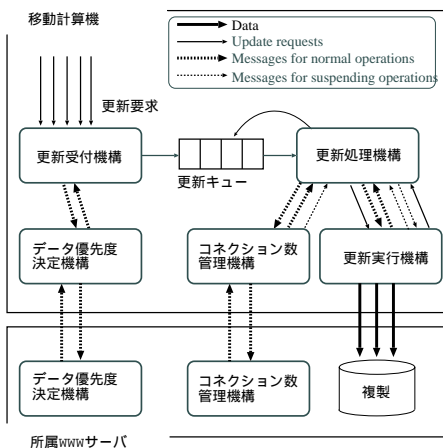


図5 複製の更新機構

Fig. 5 Structure of copy update mechanism.

のアクセス数が多いので、更新が遅れるとその分ユーザが最新のデータを取得できない可能性が上がる。逆に A/U の値が小さいデータは更新あたりのアクセス数が少ないので、更新が遅れてもユーザが最新のデータを取得できない可能性はそれほど増加しない。

このアクセス頻度と更新頻度の情報は所属 WWW サーバが持つ。移動計算機からの要求により、この情報を移動計算機に渡す。この情報を用いてデータ優先度決定機構は各データの優先度を決定する。

4.3 更新受付機構

データ優先度決定機構で決定される優先度に従って、更新の要求を更新キューに格納する。

4.4 コネクション数管理機構

コネクション数管理機構においては、現在の通信の状況から最適コネクション数の管理、決定を行う。移動計算機のコネクション数管理機構が所属 WWW サーバのコネクション数管理機構と協調し、3.2 節で示した条件に基づいて最適コネクション数を決定する。また、最適コネクション数が変動した場合は、最適コネクション数の変動を更新処理機構に通知する。

コネクション数決定アルゴリズムを示す前に、アルゴリズムで使用するパラメータを示す。 α と M の 2 つが存在し、どちらも最適コネクション数を実最適コネクション数に近づけるために必要である。以下に詳細を示す。

α 最適コネクション数を決定する閾値である。この値は通信における揺らぎ（ジッタ）の影響を空間的に抑えるマージンである。 α を小さくすれば、実最適コネクション数に到達する可能性が高くなるが、頻繁に最適コネクション数が変動する。逆に α を大きくすれば、この影響を小さくすることが可能であるが、実最適コネクション数に到達できない場合が生じる。

M 通信における揺らぎの影響を時間的に抑える値である。 M の値が小さい場合、通信の揺らぎに影響され最適コネクション数が変動しやすい。 M の値が大きい場合、通信の揺らぎは抑えられるが最適コネクション数が変動しにくいので、実最適コネクション数に到達するまでに時間がかかる。

次に最適コネクション数を変更する条件を以下に示す。

条件 (1) 非蓄積型データ条件: $TH_R < TH_C$

ここで、 TH_R は要求されているスループット、 TH_C は現在のスループットである。

条件 (2) 蓄積型データ条件: $-\alpha < R - 1 < +\alpha$

R は、前回のスループットに対する現在のスループットの

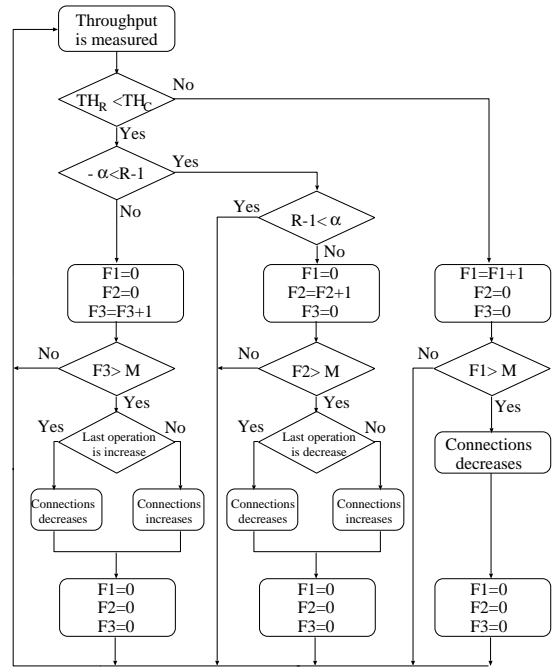


図 6 コネクション数決定アルゴリズム

Fig. 6 Decision algorithm for optimal number of connections.

プットの比率を示す。

最適コネクション数の初期値は設定された値を使用し、それ以降は図 6 に示すアルゴリズムにより最適コネクション数を変動させる。ここでは 3 つの状態が存在する。

状態 (a): 条件 (1) が満たされない。

状態 (b): 条件 (2) がスループットの増加によって満たされない。

状態 (c): 条件 (2) がスループットの減少によって満たされない。

カウンタ $F1, F2, F3$ は、それぞれ状態 (a) (b), (c) で用いられている。同じ状態が M 回繰り返されたとき、最適コネクション数は現在の状態と前回の変更の情報をもとに変更される。

4.5 更新処理機構

更新キューに格納されている更新要求を処理する。コネクション数が最適コネクション数より少ない場合に、更新キューの先頭の要求を取り出し、その要求の処理を複製更新実行機構に依頼し、コネクション数を 1 つ増やす。また、更新実行機構から終了メッセージを受け取ると、コネクション数を 1 つ減らす。

コネクション数決定機構から最適コネクション数の減少が通知され、その値がコネクション数より小さい場合は、現在更新中のデータの中から、優先度の低い

順に従って、更新中断の要求を更新実行機構に通知する。そして、その中断した要求を更新キューに優先度順に格納する。

4.6 更新実行機構

更新処理機構で決定されたデータの割当てに対し、更新を開始するメッセージを受け取り、複製の更新動作を行う。また1つ複製の更新が終了すれば、終了メッセージを返答する。

これらの複製の更新を実現するために、移動計算機と所属 WWW サーバ間で、以下で定義する複製更新プロトコルを用いる。この複製更新プロトコルは、複製更新の開始、終了、中断、再開を提供する。このプロトコルは移動計算機のような分断時が存在するものや、無線通信のような通信の品質が良くないものに対して有効である。

更新開始

- (1) 更新は移動計算機が所属 WWW サーバに START メッセージを送ることにより開始される。
- (2) START メッセージにはこれから更新するデータ名、データの大きさなどを添付する。
- (3) 所属 WWW サーバは START メッセージを受け取ると更新の準備を行う。前回の更新動作により中断されたデータが存在するかを確認する。存在するなら ACK メッセージに前回に受け取ったデータの大きさを添付する(OFFSET)。存在しないなら OFFSET として0を添付し、ACK メッセージを移動計算機に送信する。
- (4) ACK メッセージを受けた移動計算機は OFFSET からデータを転送する。

更新中断、終了

- (5) 移動計算機がデータの更新を終了および中断する場合は、コネクションを切断する。
- (6) 所属 WWW サーバはコネクションが切断されたことを検知する。データの大きさと転送された大きさを比較し、データがすべて転送されていれば複製を更新する。転送が完了していないならば転送途中のデータを作業領域に格納する。

5. 評価

本論文で提案した情報発信機構のプロトタイプを実装し、その評価を行った。評価の目的としては、4.4節で述べたコネクション数決定アルゴリズムで用いるパラメータ α と M による発信効率への影響を解析し、最適な値を設定することである。

まず、蓄積型データの更新時間の目標値を設定する

表 1 実験条件
Table 1 Parameters of experiments.

ネットワーク	Ethernet	無線 LAN
帯域 (bps)	10 M	1 M
蓄積型データのサイズ (bytes)	1 M	50 K
蓄積型データの数	40	
非蓄積型データの スループット (bytes/s)	8,000	
コネクション数の初期値	1	

ために、発信機構のコネクション数を固定してデータを発信した。移動計算機を Ethernet、無線 LAN で接続した2つの場合について実験を行った。実験条件を表1に示す。実験では、表で示す蓄積型データと非蓄積型データを同時に発信し、その時の蓄積型データにおける複製の更新時間と非蓄積型データのスループットを計測した。結果を図7に示す。Ethernet ではおよそ65秒が目標値となり、無線 LAN においては97秒となった。

5.1 蓄積型データにおける更新時間

提案する機構において、蓄積型データの更新時間を計測した結果を図8に示す。実験では、4.4節で示したコネクション数決定アルゴリズムで用いるパラメータの M と、 α を変化させた。また実験における最適コネクション数が変動した回数を図9に示す。

Ethernet Ethernet においては、 α の最適値は0.2であることが確認できる。この値より α が小さいときには、通信の揺らぎにより最適コネクション数が頻繁に変更している。逆に α の値が最適値より大きい場合、最適コネクション数は変更されないので最適コネクション数に到達できない。また α が最適値において M の影響は少ないことから、更新時間は M の値より α が大きく影響していることが分かる。 α と M の最適値において更新時間はおよそ67秒となり、この値は目標値に近い値を示している。

無線 LAN 無線 LAN においては、 α と M が大きく更新時間に影響を与えている。 α の最適値は0.3であり、 M の最適値は5である。 α に対する振舞いは Ethernet と同様な振舞いを示している。しかし M に対する振舞いは Ethernet における振舞いとは大きく異なる。これは無線 LAN における通信の揺らぎの影響が大きく、 α と M の両方を用いることで、その揺らぎを抑えなければならない。 α と M の最適値における更新時間はおよそ100秒となり、この値は目標値に近い値を示している。揺らぎを考慮しない ($\alpha = 0.0, M = 1$) のときに比べ、パラメータを最適にすることによ

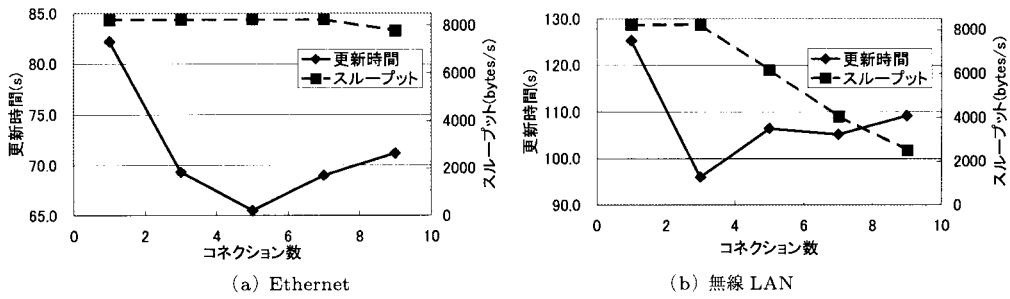


図 7 固定コネクション数に対する更新時間とスループット
Fig. 7 Fixed number of connections vs. total update time and throughput.

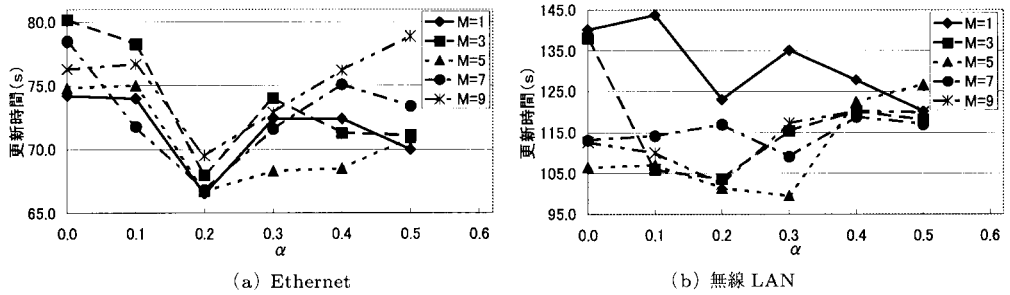


図 8 α と M に対する更新時間
Fig. 8 α and M vs. total update time.

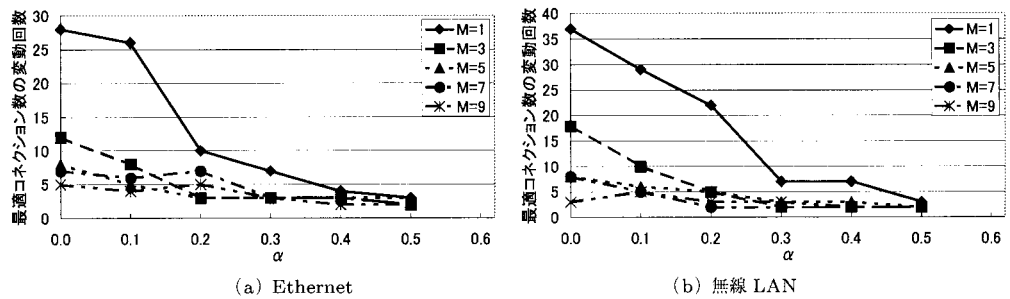


図 9 α と M に対する最適コネクション数の変動回数
Fig. 9 α and M vs. number of changing connections.

り 40%の性能の向上が確認できる。

結果として、Ethernet において α は 0.2, M は 5 が最適値となり、無線 LAN では α は 0.2 から 0.3, M は 5 の値が最適値となった。

5.2 非蓄積型データにおけるスループット

非蓄積型データのスループットを計測した結果を図 10 に示す。Ethernet においては、 α と M に関係なく、要求されたスループットが満たされている。この場合、コネクション数を 4 で発信していたので、1 つのコネクションに割り当てられるスループットは 75 K (bytes/s) である。要求されたスループットは 8 K (bytes/s) であることから十分な帯域が確保されている。これから安定していると推測できる。無線 LAN

においては、 α が大きいとき、要求されたスループットは満たされている。しかし、 α が小さくなると、最適コネクション数変動の影響によりそのスループットを満たすことができない。この α の影響を確かめるために、最適コネクション数の変動の遷移を計測した。結果を図 11 に示す。この図における M の値は 5 である。 α が最適 (0.3) のとき、最適コネクション数は実最適コネクション数に収束している。 α が 0.5 のとき、実最適コネクション数に収束していないが、最適コネクション数は安定して遷移している。したがって、要求されたスループットを満たすことが可能である。しかし、 α が 0.0 のとき、最適コネクション数は頻繁に変動し不安定である。また、実最適コネクシ

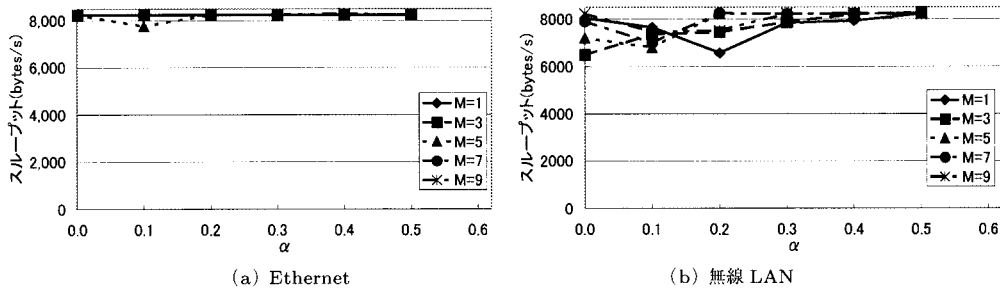


図 10 α と M に対するスループット
Fig. 10 α and M vs. throughput.

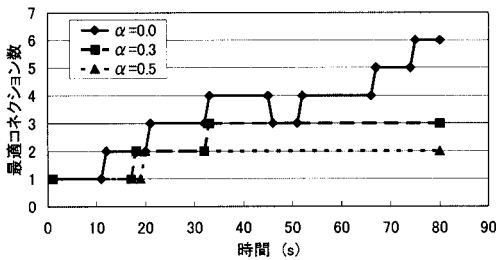


図 11 最適コネクション数の遷移 ($M=5$)
Fig. 11 Transition of optimal number of connections in wireless LAN ($M=5$).

ン数を超えている．これから，要求スループットを満たすことができない．

6. おわりに

移動計算機情報発信システムにおける移動計算機とアクセスポイント間の通信帯域の問題点を検討し，その問題を解決する情報発信機構を提案した．本発信機構は，移動計算機の通信帯域が狭い場合においても，その帯域を効率良く使用し，ユーザの要求をできる限り満足して情報を発信する．また，提案する機構は様々なネットワークを利用する移動計算機環境を考慮しネットワークに依存しないアプリケーション層で実現可能である．具体的にはコネクションの数を最適に通信できるよう制御し，データに設定された優先度に従い情報を発信をする．本提案方式のプロトタイプを実装し，その有効性を実験により示した．実験では Ethernet と無線 LAN の 2 種類のネットワークを用いて，発信機構で重要となる制御パラメータ (α と M) を解析した．結果を以下に示す．

- 蓄積型データの更新時間は，Ethernet では M の値が，無線 LAN では α と M の値が大きく影響する．また，Ethernet と無線 LAN における α と M の最適値を確認し，無線 LAN では， α と M の値を考慮しないときに比べ， α と M の値を

最適にすることにより性能が 40% 向上した．

- 非蓄積型データのスループットにおいては，Ethernet では， α と M に関係なく，要求されたスループットは満たされている．無線 LAN では， α が大きい場合，要求されたスループットは満たされるが， α が小さくなると，最適コネクション数が頻繁に変動するオーバーヘッドにより，そのスループットを満たすことができない．

今回，外部トラフィックのない環境下で実験を行い評価した．本発信機構は，与えられた通信帯域を最大限に活かす情報発信を行うので，外部トラフィックが存在しても，与えられる通信帯域が変化するだけなのでその帯域を最大限に活かすことができる．

今後の課題としては，以下のものがある．

- 本論文においては，実装を優先したため TCP の Keep Alive の機能を用いていない．TCP に Keep Alive を設定した場合においても，本発信機構を用いて通信量を制御できると思われるが，今後，実験を行い検討しなければならない．
- 本発信機構に発信方針をユーザが決定できる柔軟な機構を追加する．発信者によっては非蓄積型データよりも蓄積型データを優先したい場合が存在し，柔軟なポリシーに適用できるように拡張する．しかし，すべてのデータに最も高い優先度を設定すると従来採用していた発信機構と同じ問題が生じるので，ユーザの要求を調停する機構を検討しなければならない．
- 本方式のコネクション数管理部分と通信部分を分離しライブラリとして提供する．このライブラリを使用することにより，現在は情報発信における通信量しか考慮していないが，移動計算機における全般の通信量を考慮することが可能になる．
- 提案した機構を用いたアプリケーションを構築する．

参 考 文 献

- 1) Tagashira, S., Nagatomo, K., Saisho, K. and Fukuda, A.: An Information Announcement System based on WWW for Mobile Computers, *IEICE Trans. Fundamentals*, Vol.E81-A, No.7, pp.1387-1395 (1998).
- 2) Squid Internet Object Cache, <http://squid.nlanr.net>.
- 3) Yeager, J.N. and McGrath, E.R.(著), 藤本 (訳): Webサーバ完全技術解説, 日経BP (1997).
- 4) 富永, 石川: 標準ATM教科書, アスキー (1995).
- 5) Saito, H.: *Teletraffic Technologies in ATM Networks*, Artech House (1994).
- 6) Prycker, M.: *Asynchronous Transfer Mode-resolution for broadband ISDN*, Ellis Horwood (1991).
- 7) Pitsillides, A., Ioannou, P. and Tipper, D.: Integrated Control of Connection Admission, Flow Rate, and Bandwidth for ATM based Networks, *Proc. INFOCOM '96*, pp.785-794 (1996).
- 8) Jamin, S., Shenker, J.S. and Danzig, P.B.: Comparison of Measurement-based Admission Control Algorithms for Controlled-Load Service, *Proc. INFOCOM '97*, pp.973-980 (1997).
- 9) 中野, 岩崎, 中原, 竹内: Ethernet上でQoSを保証する通信方式の設計と実装, 情報処理学会コンピュータシステムシンポジウム, pp.35-42 (1997).
- 10) Floyd, S. and Jacobson, V.: Link-sharing and Resource Management Models for Packet Networks, *IEEE/ACM Trans. on Networking*, Vol.3, No.4, pp.365-386 (1995).

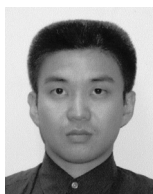
(平成 11 年 4 月 28 日受付)

(平成 11 年 12 月 2 日採録)



田頭 茂明 (学生会員)

1973 年生 . 1996 年龍谷大学理工学部卒業 . 1998 年奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科博士前期課程修了 . 1998 年同大学博士後期課程入学 . 現在に至る . モバイルコンピューティング , マルチメディアシステムの研究に従事 . 1999 年第 14 回電気通信普及財団賞テレコムシステム技術学生賞入賞 .



稲田 文武

1973 年生 . 1997 年九州大学工学部卒業 . 1999 年奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科博士前期課程修了 . 1999 年九州大学システム情報科学研究科博士後期課程入学 . 現在に至る . マルチメディアシステム , モバイルコンピューティングの研究に従事 .



最所 圭三 (正会員)

1959 年生 . 1982 年九州大学工学部情報工学科卒業 . 1984 年同大学院工学研究科修士課程修了 . 同年同大学工学部助手 . 1991 年同大学工学部講師 . 1993 年同大学大型計算機センター助教授 . 1994 年奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科助教授 , 現在に至る . 工学博士 . 高信頼性システム , 並列/分散処理 , モバイルシステム , 並行処理等の研究に従事 . 1998 年情報処理学会全国大会大会優秀賞受賞 . 電子情報通信学会会員 .



福田 晃 (正会員)

1954 年生 . 1977 年九州大学工学部情報工学科卒業 . 1979 年同大学院工学研究科修士課程修了 . 同年 NTT 研究所入所 . 1983 年九州大学大学院総合理工学研究科助手 . 1989 年同大学助教授 . 1994 年より奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科教授 , 工学博士 . オペレーティング・システム , 並列化コンパイラ , 計算機アーキテクチャ , 並列/分散処理 , 性能評価等の研究に従事 . 本学会平成 2 年度研究賞 , 平成 5 年度 Best Author 賞受賞 . 著書「並列オペレーティングシステム」(コロナ社) , 訳書「オペレーティングシステムの概念」(共訳 , 培風館) . AMC , IEEE Computer Society , 電子情報通信学会 , 日本 OR 学会各会員 .