

プッシュ型放送における Peer-to-Peer ネットワークを用いた 協調キャッシング方式

前田 和彦[†] 内田 渉^{††}
原 隆浩[†] 西尾 章治郎[†]

近年、有線および無線の通信技術の発展にともない、放送型通信を用いてデータを配送するプッシュ型放送に関する研究の関心が高まっている。本論文では、プッシュ型放送における複数のクライアントが、互いに接続することで構成する Peer-to-Peer ネットワークを利用して、協調的にデータアイテムのキャッシングを行う方式を提案する。提案方式では、各ピアが、自ピアのアクセス確率と、他ピアが発行するクエリ情報に基づいて、Peer-to-Peer ネットワーク全体の応答時間の利得が大きいデータアイテムをキャッシュする。さらに本論文では、シミュレーション評価によって、提案方式の有効性を検証する。

A Collaborative Caching Strategy Using a Peer-to-Peer Network in Push-based Broadcast

KAZUHIKO MAEDA,[†] WATARU UCHIDA,^{††} TAKAHIRO HARA[†]
and SHOJIRO NISHIO[†]

Recently, there has been an increasing interest in research of push-based broadcast that delivers data using broadcast in both wired and wireless environments. In this paper, we propose a new collaborative caching strategy by clients in a push-based broadcast environment where the clients construct a Peer-to-Peer network by connecting with each other. In the proposed strategy, a peer takes into account its own access probabilities and information on queries issued by other peers, and caches data items with large benefit of the response time in the whole Peer-to-Peer network. Moreover, we verify the effectiveness of the proposed strategy by simulation experiments.

1. はじめに

近年、有線および無線の通信技術の発展にともない、放送型通信を用いてクライアントにデータを配送するプッシュ型放送に関する研究の関心が高まっている。プッシュ型放送では、クライアントはデータアクセスの際、アクセス要求をサーバへ送信せずにサーバの放送帯域を監視し、そのデータが放送された時点でアクセスを完了する(図1)。クライアントからの要求に応じて個々のデータを放送するプル型情報システムとは異なり、プッシュ型放送では、サーバは各クライアントから離散的に発生する要求を一度の放送により満

たすことができるため、クライアント数が増加してもシステム全体の負担コストはほとんど変化しない。したがって、クライアント数が非常に多い環境において、データアクセスのスループットの向上が期待できる。そのためプッシュ型放送は、動画や音声、ニュースやヒットチャートなどの公共性の高い情報を、衛星や地上波の放送帯域を用いて多数のユーザに配信するサービスなどに適用される。

しかし、プッシュ型放送では所望のデータが放送されるまで待たなければならないため、一般にデータアクセスの応答時間が長いという問題がある。そこで、プッシュ型放送における平均応答時間を短縮する方法として、サーバ側でのスケジューリング戦略^{22),23),25)} や、クライアント側でのデータのキャッシング戦略^{1),2),13),24)} などがこれまでに提案されている。

キャッシング戦略の中では、Acharya らが提案した PIX 法¹⁾ や PT 法²⁾ などが著名である。これらの方式はクライアントの各データに対するアクセス確率と、

[†] 大阪大学大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻
Department of Multimedia Engineering, Graduate
School of Information Science and Technology, Osaka
University

^{††} 株式会社 NTT ドコモネットワーク研究所
Network Laboratories, NTT DoCoMo, Inc.

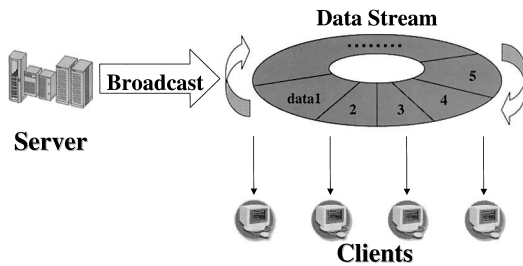


図 1 プッシュ型放送

Fig.1 Push-based broadcast.

放送周期や次回の放送時刻までの時間から、キャッシュした場合の応答時間の利得が大きくなるデータをキャッシュする。これらの研究は、クライアントが放送帯域のみからデータを取得する環境を想定している。

一方、インターネットにおける情報共有のための新たなネットワークモデルとして Peer-to-Peer (P2P) 型情報共有サービスが開始されており^{(11),(12),(18)}、これに関する研究がさかんに行われている^{(5),(7),(16),(19),(21)}。P2P 型情報共有では、各端末をピアと呼び、各ピアは複数の別のピアに接続することで、物理的なネットワークとは独立した、ピアどうして接続された論理ネットワーク (P2P ネットワーク) を構成する。ピアはデータアクセスの際、論理ネットワーク内の隣接ピアへアクセス要求に関する情報 (クエリ) を送信する。要求データを保持しない隣接ピアは、再びそのピアの隣接ピアへクエリを伝播する。クエリが要求データを保持するピアへ到達すると、要求を行ったピアとデータを保持するピアの間でデータの受け渡しが行われる。このように、P2P ネットワーク上の各ピアが、自律分散的にデータの送受信を行うことによって、スケーラビリティや可用性の高いデータ共有が行われる。

プッシュ型放送において、各クライアントがキャッシュするデータを、P2P ネットワークを用いて共有することで、データアクセスの平均応答時間をさらに短縮できるものと考えられる。しかし、筆者らの知る限り、そのような研究は、これまでには行われていない。そこで本論文では、プッシュ型放送のサービスを受ける複数のクライアント (ピア) が P2P ネットワークを構成しているような環境を想定し、協調的にキャッシングを行う方式を提案する。提案方式では、自ピアのアクセス確率に加えて、他ピアから発行されたクエリも考慮してキャッシュの置き換えを行うことで、ネットワーク全体の平均応答時間の短縮を図る。

以下では、2 章でプッシュ型放送における従来のキャッシング方式について説明する。3 章で本論文の想定環境について述べ、4 章で本論文で提案する協調

キャッシング方式について説明する。5 章で提案方式の性能評価を行い、6 章で実環境への適用の課題について述べる。7 章で関連研究について述べ、最後に 8 章で本論文のまとめを述べる。

2. 従来のキャッシング方式

プッシュ型放送における平均応答時間の短縮を考慮したキャッシング方式として、PIX 法¹⁾ および PT 法²⁾ が著名である。これらの方式は、各クライアントにおいて重要度 (応答時間の利得) が高いと判断したデータをあらかじめキャッシュに格納する。

PIX 法や PT 法では、クライアントは自身のキャッシュ、もしくはサーバの放送帯域のみからデータを取得する環境を想定している。ここで、データはデータアイテムと呼ばれる単位でサーバから放送されているものとし、各データアイテムは周期的に放送されているものとする。クライアントはあるデータアイテムに対してアクセス要求を発行する際、まず自身のキャッシュを確認する。もしキャッシュ内にそのデータアイテムが存在すれば、クライアントは即座にそのアイテムにアクセスする。それ以外の場合、そのアイテムの次の放送時刻までの時間が応答時間となる。

2.1 PIX 法

PIX 法の手順を下記に示す。

- (1) 受信開始時に、全データアイテム j ($1 \leq j \leq M$) に次式で表される評価関数 $K(j)$ を与える。

$$K(j) = p_j \cdot y_j \quad (1)$$

ただし、 M はサーバが放送している総データアイテム数、 p_j はデータアイテム j に対するアクセス確率、 y_j は j の放送周期である。

- (2) すべてのデータアイテムの中で、 $K(j)$ が高いものをキャッシュ可能な個数だけキャッシュする。

PIX 法は、クライアントのアクセス確率が高く、放送周期が大きいデータアイテムをキャッシュすることで、頻繁にアクセスされるがあまり放送されないデータアイテムの応答時間の短縮を図る。また、クライアントのアクセス確率や各アイテムの放送周期が変化しない限り、いったん必要なデータアイテムをキャッシュしてしまえば、キャッシュの置き換えは起こらない。

2.2 PT 法

PT 法の手順を下記に示す。

- (1) 各データアイテムの放送開始時に、キャッシュ内のデータアイテムおよび放送されるデータアイテムに PT 値と呼ばれる値を与える。データアイテム j ($1 \leq j \leq M$) に与える PT 値は次式で表される。

$$L_j = p_j \cdot (u_j(Q) - Q) \quad (2)$$

ただし、 $u_j(Q)$ は時刻 Q におけるデータアイテム j の次回の放送時刻とする。

- (2) 放送されるデータアイテム k の PT 値 L_k が、キャッシュ内で PT 値が最小となるデータアイテム m の PT 値 L_m より大きい場合、データアイテム k と m を置き換える。キャッシュ内で PT 値が最小となるデータアイテムが複数存在する場合は、それらの中から無作為に 1 つのデータアイテムを選択する。

PT 値はそのデータアイテムをキャッシュに保持していない場合に生じる待ち時間の増加分の期待値を示している。すなわち、PT 法では、各データアイテムの放送開始時に、各々のデータアイテムをキャッシュから追い出した場合に、増加する待ち時間を比較し、最も応答時間の利得が大きいデータアイテムをプリフェッチする。そのため、放送周期を考慮して固定的にデータアイテムをキャッシュする PIX 法よりもデータアクセスの平均応答時間を短縮できる。

3. 想定環境

本論文における想定環境の概要を図 2 に示す。想定環境において、ピアどうしは P2P ネットワークを利用して互いにデータアイテムの受け渡しが可能とする。各ピアは有限個数のデータアイテムをキャッシュすることが可能であり、自ピアのキャッシュへのアクセス、放送帯域からの受信、他ピアのキャッシュからの P2P ネットワークを利用した受信のうち、要求するデータアイテムへのアクセスが可能であるものの中で最も応答時間が短い方法でデータアクセスを行うものとする。

各ピアはデータアクセスの際、アクセス要求を行うデータアイテムを自ピアのキャッシュに保持していれば、キャッシュ内のデータアイテムにアクセスを行う。ここで、キャッシュに保持しているデータアイテムに対するアクセス要求の応答時間は 0 とする。アクセス要求を行うデータアイテムを、自ピアのキャッシュに保持していない場合は、そのアイテムの次回の放送時刻までの時間と P2P ネットワーク内の他ピアからデータアイテムの受信を完了するまでの時間を比較する。もしも、次回の放送時刻までの時間の方が短ければ、そのアイテムが放送されるまで待ち、放送帯域からデータアイテムの取得を行う。

他ピアからデータアイテムの受信を完了するまでの時間の方が短い場合は、フラッディング¹⁶⁾により、要求するデータアイテムを周囲のピアに問い合わせる。

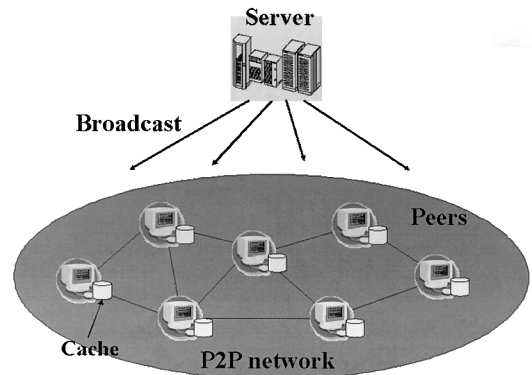


図 2 想定環境

Fig. 2 Assumed environment.

フラッディングでは、ある TTL (Time to Live) 値を定めたクエリを発行し、P2P ネットワーク内で隣接するすべてのピアにブロードキャストする。クエリを受け取った各ピアは、自ピアのキャッシュ内に要求されたアイテムがなければ、クエリを発行したピアからの論理ホップ数が設定された TTL を超えない限り、そのクエリを再び隣接するすべてのピアにブロードキャストする。自ピアのキャッシュ内にクエリで要求されたアイテムがあれば、その情報をクエリを発行したピアに返信する。このときの返信情報は、そのクエリが中継されたピアを逆向きにたどって転送される。クエリを発行したピアは、返信情報を 1 つ以上受け取った (以下では、クエリがヒットしたと表記する) なら、アクセス要求を行うデータアイテムを保持するピアのうち、自ピアからの論理ホップ数が最も少ないピアから受信を行う。この受信は、クエリを発行したピアとデータアイテムを保持するピアの間で、直接通信で行われる。同じ論理ホップ数のピアが複数存在する場合は、その中の 1 つのピアを無作為に選択する。クエリがヒットしなかった場合は、そのアイテムが次回に放送されるまで待ち、放送帯域からデータアイテムを受信する。放送帯域からアイテムを受信するときの応答時間は、アクセス要求が発行されてから、そのアイテムの次回の放送時刻までの時間とする。

ここで、想定環境では P2P ネットワーク内のピア間の帯域幅はすべて等しく、1 つのデータアイテムの他ピアからの受信に必要な時間は、どのピア間も等しいものとする。また、クエリの伝播遅延および各ピアにおけるクエリの処理時間は無視する。すなわち、クエリを発行してから、そのクエリがヒットするか否かを決定するまでの時間は、十分小さく無視できるものとする。

一方、実環境では、各ピア間の帯域幅は異なり、同

ピア間の実効帯域幅もつねに安定しているとは限らないため、受信時間にばらつきが存在する。この場合、過去の受信履歴に基づいて、他ピアからデータアイテムを受信する時間を平均値として算出し、その値を用いて受信方法を選択することで対応できる。特に、ピア間で通信速度が異なる場合には、ネットワーク全体ではなく、各ピア間の平均受信時間を用いることが有効である。この場合、クエリを送信して、対象となるアイテムを保持するピアが判明した後に、平均受信時間が最も短くなるピアを選択し、その時間を用いてアイテムの受信法を決定することになる。実環境では、ピア間の帯域幅はつねに安定したものと限らないが、ネットワーク全体で通信速度を一定と仮定している場合よりは、正確な見積りを行うことが可能である。なお、この方法を用いた場合、放送からの受信時間にもクエリの応答時間が含まれるようになるが、本論文の想定環境ではクエリの伝播遅延は無視しているので、提案方式の応答時間に影響はない。実環境では、クエリの伝播遅延は 0 とはならないが、数百ミリ秒から数秒程度であれば全体の応答時間にほとんど影響はない。

ここで、P2P ネットワークからの受信時間の平均値を用いて受信方法を選択すると、実際の受信時間が平均からずれた場合に、性能に影響することが考えられる。まず、提案方式の平均応答時間に関しては、P2P ネットワークからの実際の受信時間が、平均値より大きい場合も小さい場合もあるので、長期的には影響はない。しかし、平均値からのずれの度合い（分散）が大きいとき、計算上は放送からの受信の応答時間が小さいときでも、実際はピアからの受信時間のほうが短い場合や、その逆の場合が生じる。この場合、提案方式では最適な受信方法が選択できない。この問題は、pathchar¹⁵⁾などのツールを用いて、ピア間の実効帯域幅や伝播遅延をリアルタイムに見積もることで解決できるものと考えられる。

想定環境のその他の詳細を以下に示す。

- 放送サーバは 1 つとし、各ピアはサーバへアクセス要求を送信しない。
- 簡単のため、各データアイテムのサイズはすべて等しいものとし、1 アイテムの放送にかかる時間を 1 タイムスロットとする。
- ピアは放送プログラムを知っている。これは、たとえば、サーバが周期的にプログラム情報を放送することによって実現することができる。
- データの更新は発生しない。

4. 協調キャッシング方式

本章では、P2P ネットワークを用いた協調キャッシング方式を提案する。

4.1 他ピアからのクエリ情報

P2P ネットワークでは、各ピアへのクエリの到達頻度や検索結果などのクエリ情報から、周囲における各データアイテムの要求度を予測できる。提案方式では、この要求度と、自ピアの各データアイテムへのアクセス確率に基づいてキャッシングを行うことで、P2P ネットワーク全体の平均応答時間を短縮する。本節では、このクエリ情報の分類方法、およびその分類によって分かる周囲のピアの状況について説明する。

あるクエリが各ピアに到達した場合、そのクエリは、隣接ピアに伝播したクエリの検索結果によって、次の 3 種類のクエリのうちの 1 つとしてカウントされる。

- F (Failure) クエリ：自ピアに要求データアイテムを発見することができず、隣接ピアにブロードキャストしたクエリのうち、いずれも要求データアイテムを保持するピアに到達しなかったクエリ。
- S (Success) クエリ：自ピアに要求データアイテムを発見した、もしくは隣接ピアにブロードキャストしたクエリのうち、1 つ以上の返信情報が得られたクエリ。つまり、S クエリは、クエリに返信した全ピア、およびそれらのピアとクエリを発行したピアの間の全ピア（経路上のピア）においてカウントされる。
- C (Connected) クエリ：要求データアイテムを保持するピアが受け取ったクエリのうち、実際にデータアイテムの受信が行われたもの。

それぞれの種類のクエリは、各ピアにおいて、データアイテムごとにカウントされる。

例として、ピア b, c, d の 3 つの隣接ピアを持つピア a について考える（図 3）。ピア a, b, c, d のうち、ピア d のみがキャッシュにデータアイテム i を保持しており、ピア a の隣接ピア b からデータアイテム i に対するクエリが伝播されたものとする。ピア a のキャッシュ内にはアイテム i が存在しないため、クエリは隣接ピア c, d にブロードキャストされる。隣接ピア c はアイテム i を持っていないが、隣接ピア d は要求データアイテム i を保持しているため、ピア d はそのクエリを発行したピアに対して返信情報を送信する。このとき、3 章で述べたように、返信情報はそのクエリが送信された経路を逆順にたどって返信される。したがって、ピア a はデータアイテム i を発見したクエリの伝播経路上にいるため、返信情報を受信す

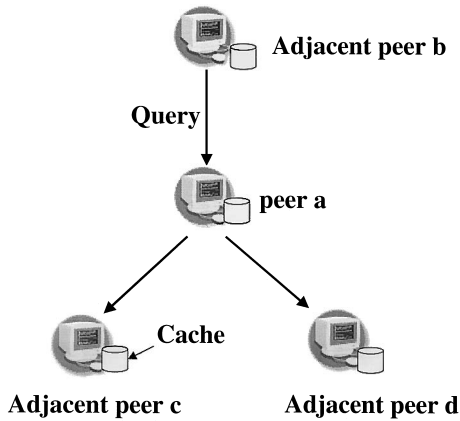


図3 クエリの伝播

Fig.3 Query propagation.

ると、ピア b から到達したそのクエリを、S クエリとしてカウントする。

一方、ピア d もアイテム i を保持していない場合についても考える。上記の例のように、ピア a の隣接ピアからデータアイテム i に対するクエリが伝播されたとき、ピア c, d にクエリをブロードキャストするが、いずれのピアにおいてもアイテム i を発見することができない。この場合、ピア a では返信情報が戻ってこないため、そのクエリを F クエリとしてカウントする。ここで実環境では、返信情報の受信までにある程度の時間を要するため、TTL から予想される一定時間内に返信情報が戻ってこない場合に F クエリとしてカウントする。予期しないネットワークの遅延などによって、上記の一定時間が経過した後に返信情報が戻ってきた場合は、F クエリとしてカウントしたクエリを S クエリとして改めてカウントし直す。

もし、そのクエリを発行したピアが、ピア d からアイテム i を取得した場合、ピア d は、S クエリの代わりに C クエリとしてカウントする。

また、同じピアから発行されたクエリが複数の経路から到達したとしても、そのクエリは 1 つしかカウントしない。その際の優先順位は、C クエリ、S クエリ、F クエリの順とする。たとえば上記の例で説明したクエリとは別に、同じピアから発行された、データアイテム i に対するクエリが異なった経路を通過してピア a に到達したとする。このクエリの TTL が 0 になったとすると、そのクエリは隣接ピア d まで到達できず、要求されるデータアイテムを発見することができないため、同じピアから発行されたクエリが、S クエリと F クエリの 2 つのクエリとしてピア a に到達することになる。しかし、上記の優先順位によりピア a において

は S クエリの 1 つしかカウントされない。

このようにクエリを分類してカウントすることにより、次のことが分かる。

- あるアイテムの F クエリが多くカウントされるピアの周辺は、そのアイテムを P2P ネットワークを用いて取得したいピアが多く存在するが、それを保持するピアが存在しない。
- あるアイテムの S クエリがカウントされるピアの周辺（そのピアも含む）には、そのアイテムを保持するピアが存在する。
- あるアイテムの C クエリが多くカウントされるピアでは、そのアイテムが実際に周辺のピアから必要とされている。

以上のようなクエリ情報は、各ピアがキャッシュしているアイテムが入れ替わったときに変化する。たとえば、あるピアの周辺においてアイテム i が存在しないと、周辺ピアのアイテム i に対する要求度が高いものとする。このときアイテム i の F クエリは多くカウントされることになる。しかし、周辺ピアのいずれかがアイテム i をキャッシュしたとすると、今まで F クエリが多くカウントされていたピアには、S クエリおよび C クエリがカウントされるようになる。その後、再びそのアイテム i が周辺ピアに存在しなくなった場合は、F クエリが多くカウントされるようになる。

4.2 提案方式

本論文で提案する協調キャッシング方式は、PIX 法を P2P ネットワーク上の他ピアからのデータアクセスを考慮するように拡張したものである。キャッシュ内のデータアイテム、および放送データアイテムそれぞれについて、それをキャッシュした場合に発生する P2P ネットワーク全体での応答時間の利得の期待値を評価値として計算し、キャッシュすべきアイテムを決定する。以下では、この方式を C-PIX (Collaborative PIX) 法と呼ぶ。

データアイテム i の評価値を U_i で表す。キャッシュ内のデータアイテム j については、それを失うことによる P2P ネットワーク全体での応答時間の増加分の期待値を評価値 U_j とし、次式を用いてこれを求める。

$$U_j = P_j \cdot y_j / 2 + C_j \cdot (y_j / 2 - l) \quad (3)$$

ここで、アイテム i の放送周期を y_i とし、ピア間でデータを受け渡すのに必要な時間を l とする。また、アイテム i に対する単位時間あたりのアクセス回数（アクセス頻度）を P_i 、単位時間あたりの F クエリ数を F_i 、S クエリ数を S_i 、C クエリ数を C_i とする。ここで、本論文では、 $P_i, F_i, S_i, C_i \ll 1$ と想定するため、それぞれは該当事象の単位時間内の発生確

率に等しくなる。

アイテム j をキャッシュしている場合、そのピアがアイテム j に対してアクセスを発行した場合の応答時間は 0 になる。しかし、仮にアイテム j をキャッシュから失ったとすると、そのピアは、アイテム j を放送から受信するか、他ピアから受信するしかない。ここで、そのピアはもともとアイテム j をキャッシュしていたため、F クエリおよび他ピアのキャッシュアイテムによる S クエリがカウントされていない。つまり、そのピアは、周辺にアイテム j をキャッシュしている他ピアが存在するかどうかを知ることができない。そこで提案方式では、簡単のため、そのピアがアイテム j をキャッシュから追い出した後、そのピアおよびそのピアからアイテム j を受信していたピアは、 j を放送から受信するものと仮定する。この場合、そのピアにおける、アイテム j に対する応答時間の増加分の期待値は $y_j/2$ となる。したがって、この値にアイテム j に対する単位時間あたりのアクセス回数（アクセス確率）をかけたものが、自ピアの応答時間の増加分の期待値になる。

同様に、そのピアの周辺にいて、そのピアからアイテム j を受信していたピアは、 j を放送によって受信せざるをえなくなる。そのため、周辺ピアのアイテム j に対する応答時間の増加分の期待値は $y_j/2 - l$ になる。これに単位時間あたりの C クエリの発生数（周辺ピアのアクセス確率）をかけたものが、周辺ピアの応答時間の増加分の期待値となる。このように、 U_j はアイテム j をキャッシュしているピアがアイテム j をキャッシュから追い出した際の、自ピアおよび周辺のピアの応答時間の増加分の期待値を近似的に表している。

ここで、 C_j が大きいということは、周辺のピアがそのピアが保持するアイテムを頻繁に受信していることが分かる。通常、 $y_j/2$ は l よりも十分に大きくなるため、 C_j が大きい場合は、できるだけアイテム j をキャッシュから失わないようにすることが、ネットワーク全体の応答時間の短縮につながる。

キャッシュしていない放送データアイテム k については、それを放送帯域から受信し、キャッシュすることで減少する P2P ネットワーク全体での応答時間の期待値を評価値とする。 $S_k = 0$ の場合、4.1 節で説明したとおり P2P ネットワークにおける近隣のピアの中に、データアイテム k をキャッシュに保持するピアが存在しない可能性が高いことを意味し、自ピアを含めた周辺のピアの発行するアクセス要求の応答時間は $y_k/2$ となる。また、 $S_k > 0$ の場合、近隣のピアの中

にデータアイテム k をキャッシュに保持するピアが存在することを意味し、現在はそのピアからデータアイテムの取得が可能のため、自ピアの発行するアクセス要求の応答時間は l となる。ここで、アイテム k をキャッシュするとアイテム k を要求した場合の応答時間は 0 になるので、その差分 $y_k/2$ および l が、それぞれの場合の k に対する応答時間の減少分の期待値になる。

ここで、アイテム k の F クエリが多くカウントされているとき、周辺ピアがアイテム k の要求度が高いのに、そのアイテムを保持するピアがピア k の周辺に存在しない可能性が高い。このとき、アイテム k をキャッシュすれば、周辺ピアのアイテム k を受信するときの応答時間は P2P ネットワークからの応答時間 l になる。したがって、周辺ピアのアイテム j に対する応答時間の減少分の期待値は $y_k/2 - l$ になる。以上の結果から、放送データアイテム k の評価値 U_k は次式で与えられる。

$$U_k = \begin{cases} P_k \cdot y_k/2 + F_k \cdot \alpha_k \cdot (y_k/2 - l) & (S_k = 0) \\ P_k \cdot l + F_k \cdot \alpha_k \cdot (y_k/2 - l) & (S_k > 0) \end{cases} \quad (4)$$

α_k は、単位時間あたりに F_k 個到達している F クエリのうち、アイテム k をキャッシュしたときに C クエリに変わる割合の予測値を示す。

キャッシュしているアイテムを破棄するときは、 α_i を変更前の α_i とし、次式を用いて α_i の値を変更する。

$$\alpha_i = x \cdot \alpha_i + (1 - x) \cdot C_i / \{F_i + C_i\} \quad (5)$$

ここで、 x ($0 \leq x \leq 1$) は以前の α_i の値をどの程度参考にするかを表すパラメータであり、1 に近いほど以前の α_i を重視することになる。以前の α_i を重視しすぎると、ネットワークの状況の変化に敏感に反応することができなくなる。そのため、ネットワークの特性を考慮して、適当な x の値を決定する必要がある。

C-PIX 法では、キャッシュ内で評価値が最小となるデータアイテム m の評価値 U_m と放送データアイテム k の評価値 U_k を比較し、 $U_k > U_m$ の場合、キャッシュ内のアイテム m を k に置き換える。キャッシュの置き換えが発生したとき、破棄したアイテムとキャッシュしたアイテムのクエリ情報（F クエリ、S クエリ、C クエリの数）は 0 に戻し、カウントを再開する。

また、あるデータアイテムがキャッシュされてから、ある程度の数のクエリを受け取るまでに必要なタイムスロット数を、ウォームアップ時間 T とする。データアイテム i がキャッシュされてから T タイムスロットが経過するまでは、評価値 U_i は式 (3) を用いず、次

式を用いて計算する．

$$U_i = P_i \cdot y_i/2 + \hat{F}_i \cdot (y_i/2 - l) \quad (6)$$

ここで、 \hat{F}_i は、データアイテム i がキャッシュされる前の単位時間あたりの F クエリ数を表す．

5. 性能評価

本章では、提案した手法の性能評価のために行ったシミュレーション実験の結果を示す．

5.1 シミュレーション環境

インターネットにおける各ノードの隣接ノード数は、いくつかの研究により、べき法則の性質に従うことが示されている^{4),9)}．また、インターネット上に構築された P2P ネットワークも、同様にべき法則の性質があることが報告されている³⁾．ここで、ネットワーク上のあるピア j における隣接ピアの数をピア j の次数と呼び、 d_j で表す．さらに、ピア数を次数の降順に並べたリスト内で、ピア j の位置をピア j のランクと呼び、 r_j で表す． d_j の分布が $d_j \propto r_j^{\mathcal{R}}$ ($\mathcal{R} \leq 0$) に従うとき、このネットワークはべき法則に従うという．この法則に従って、各ピアどうしをランダムに接続したネットワークは PLRG (Power-law Random Graph) と呼ばれる．本シミュレーション実験では、 $r_j = j$ とし、べき法則に基づいて、 d_j を次式を用いて与えた．

$$d_j = \lfloor w_{max} \cdot j^{\mathcal{R}} \rfloor \quad (7)$$

ここで、 w_{max} は最大隣接ピア数を示す．

本論文の性能評価では、文献 4), 9) にならって、2 つの PLRG 型 P2P ネットワークを作成した．ピア数は 500 とし、 (w_{max}, \mathcal{R}) の組み合わせとして $(30, -0.4)$ と $(240, -0.8)$ の 2 つを用いた． $\mathcal{R} = -0.4$ は各ピアの隣接ピア数が少ない、つまり疎なネットワークを想定し、 $\mathcal{R} = -0.8$ は隣接ピア数が多い、つまり密なネットワークを表している．文献 9) では、実環境のネットワークは $\mathcal{R} \approx -0.8$ と報告されている．以下では、 $\mathcal{R} = -0.4$ のネットワークを疎な P2P ネットワーク、 $\mathcal{R} = -0.8$ のネットワークを密な P2P ネットワークと記述する．

なお、本シミュレーション実験では、ピア数を 500 に設定しているが、提案方式は一般的な P2P ネットワークのように数万から数百万のユーザが存在する環境においても適用可能である．これは、提案方式において、P2P ネットワーク上のすべてのピアが協調するわけではなく、クエリの到達する範囲内の周辺ピアどうしが協調しているからである．そのため、クライアント数には基本的に依存せず、クライアント数が非常

に多い場合でも、本シミュレーション実験と同等の結果が得られるものと考えられる．

各ピアの各データアイテムに対するアクセス確率は、Zipf 分布²⁷⁾ に従うものとし、次の 2 種類を用いた．アクセス分布 1：

全ピアが各データアイテムを、そのデータアイテムの識別子の降順に高い確率でアクセスする．ただし、ピア間で各データアイテムに対するアクセス確率の大きさは等しくならず、多少のばらつきがあるものとする．これは、ネットワーク上のすべてのユーザが類似した嗜好を持つ環境を想定している．具体的には、ピア j のアイテム i に対するアクセス要求確率 p_{ji} を、次式のような Zipf 分布を用いて与えた．

$$p_{ji} = \frac{j^{-\theta_j}}{\sum_{k=1}^M k^{-\theta_j}} \quad (8)$$

θ_j はピア j におけるアクセス確率を決定するための Zipf 係数と呼ばれるものであり、この値が大きいくほど一部のデータアイテムが頻繁にアクセスされる．この θ_j もまた、次式のように Zipf 分布を用いて与えた．

$$\theta_j = \frac{j^{-0.8}}{\sum_{k=1}^{MAX_PEER} k^{-0.8}} \quad (9)$$

ここで、 MAX_PEER は、総ピア数を表す．

式 (9) では、 j および k のべき数を示すパラメータとして 0.8 を用いている．このパラメータを大きくするにつれて、各ピアにおける θ_j の分散が大きくなる．本研究では、このパラメータ値を決定するための予備実験を行った．結果の詳細については、紙面の都合上省略するが、このパラメータ値は提案方式および従来方式の平均応答時間にほとんど影響しなかった．これは、アクセス分布 1 では全ピアにおいてデータアイテムの人気度の順が等しい環境を想定しているため、アクセス確率のばらつきが変化したとしても、ネットワーク上でキャッシュされてるアイテムはほとんど変化しないからである．なお、この値が 0.8 のとき、 θ_j の最大値は $j = 1$ (ピア 1) において $\theta_1 = 0.078$ 、最小値は $j = 500$ (ピア 500) において $\theta_{500} = 0.000544$ となる．つまり、Zipf 係数 θ の小さい、アクセス特性偏りの少ない環境を示している．具体的には、アクセス確率の偏りが最も大きくなる θ_1 の場合でアクセス確率は、最大で 0.001581、最小で 0.000922 となる．このように、すべてのピアにおいて各アイテムのアクセス確率の偏りが小さい環境を示している．

アクセス分布 2：

データアイテムに対するアクセス確率の高さの順序が、全ピアで異なる分布である．これは、ネットワー

ク上の各ユーザが異なった嗜好を持つ環境を想定している．具体的には，ピア j のアイテム i に対するアクセス確率 p_{ji} を，次式のような Zipf 分布を用いて与えた．

$$p_{ji} = \frac{\{(i - h_j + 1) \bmod M\}^{-0.5}}{\sum_{k=1}^M k^{-0.5}} \quad (10)$$

ここで， h_j はピア j が最も頻繁にアクセスするアイテムとする．あるピア j が，データアイテム i を最も頻繁にアクセスする ($h_j = i$ とする) 確率 q_i は，次式のような Zipf 分布を用いて与えた．

$$q_i = \frac{i^{-0.8}}{\sum_{k=1}^M k^{-0.8}} \quad (11)$$

式 (10) ではべき数を示すパラメータとして 0.5，式 (11) では 0.8 を用いている．式 (10) のパラメータもアクセス分布 1 の θ_j と同様に，一部のアイテムに対して頻繁にアクセスする度合いを示している．同様の予備実験の結果，この値を変化させても，各方式の性能はほとんど変化しなかった．そこで，このパラメータの一例として，0.5 を用いた．ここで，アクセス分布 1 では，アクセス確率の偏りが小さい環境を想定したが，アクセス分布 2 では，Zipf 係数を 0.5 とし，ある程度の偏りがある環境とした．具体的には，ピアのアクセスのうち 80% が全アイテムの 60% に集中する環境を表している．一方，式 (11) のパラメータはピアの嗜好のばらつきを決定するものである．この値が小さい場合は，各ピアの嗜好がばらついていることを示し，大きい場合は，各ピアの嗜好が類似していることを示す．本研究では，この値の影響を調べるための予備実験を行った．結果の詳細については，紙面の都合上省略するが，任意のパラメータ値に対して，提案方式が最も良い性能を示した．しかし，このパラメータ値が小さくなると，提案方式の既存の方式に対する優位性が小さくなった．これは，このパラメータ値が小さいとき各ピアの嗜好が異なるため，各ピアが自身に必要なアイテムをキャッシュするだけでも，ネットワーク上に多種類のアイテムが分散されるためである．つまり，既存の方式でも，要求するアイテムを P2P ネットワークから高い確率で見つけられる．一方，提案方式はこのパラメータ値が変化しても，平均応答時間はほとんど変化しない．これは，各ユーザの嗜好のばらつきに依存せず，P2P ネットワーク上に効果的にアイテムを分散させているためである．なお，この値が 0.8 のときは，各ピアが最も頻繁にアクセスするアイテムの 80% が，全アイテムの約 40% に集中する環境を示している．つまり，各ユーザの嗜好にのばらつ

きはあるものの，人気は少数 (40%程度) のアイテムに集中している環境を想定している．

各ピアが各タイムスロットにおいてアクセスを発行する確率を 0.1 とした．よって，ピア j のデータアイテム i に対するアクセス頻度 P_{ji} は次式のようになる．

$$P_{ji} = p_{ji} \times 0.1 \quad (12)$$

サーバは，すべてのデータアイテムが 1 つずつランダムな位置に配置されたプログラムに従って，周期的に放送を行うものとした．さらに各ピアは，初期状態において PIX 法に基づいてデータアイテムをキャッシュしているものとし，各ピアのすべてのデータアイテム i に対する α_i の初期値は 1 とした．その他のパラメータは，総データアイテム数を 1000，クエリの TTL を 3，各アイテムのデータサイズを 100 Mbit (=12.5 MByte)，各ピアの P2P ネットワークにおける受信帯域を 10 Mbps と想定した．1 アイテムの放送にかかる時間を 1 タイムスロットとし，P2P からの 1 アイテムのダウンロード時間 l を 10 タイムスロットと設定した．

ここで，P2P ネットワークからアイテムを受信する時間を l と固定値に設定したが，3 章で述べたように，実環境ではこの値が固定値とはならない．この場合，過去の受信履歴から得られる P2P ネットワークからの受信時間の平均値を用いることで，提案方式の計算を行うことができる．P2P ネットワークからの実際の受信時間が，平均値からずれたとしても，提案方式の平均応答時間には影響なく，既存の方式との性能差は変わらない．このことについては，別のシミュレーション実験によって確認している．紙面の都合上，その詳細については省略する．

以上のような環境において，300,000 タイムスロットのシミュレーション実験によって，提案方式の性能評価を行った．比較対象として，各ピアが PIX 法，PT 法およびランダムにキャッシュアイテムを決定する方法 (ランダム法) を用いる場合の性能も評価した．ただし，提案方式のみが他ピアのキャッシュを利用できるという不公平さを解消するため，いずれの手法を用いた場合でも，各ピアは 3 章で示したように，放送からの受信，P2P ネットワークを利用して他ピアから受信，そして放送からの受信のうち，応答時間を最短にする受信方法を選択できるものとした．

ここで，アクセス分布 1 を用いるとき，すべてのピアでアイテムの人気度の順が等しいため，PIX 法と PT 法では，全ピアがほぼ同じアイテムをキャッシュしてしまう．そのため，アクセス分布 1 を用いた評

表 1 x と T を変化させたときの平均応答時間 (密な P2P ネットワーク, アクセス分布 1)Table 1 Average response time varying x and T (dense P2P network, access distribution 1).

直前の α_i を参考に する度合い x ウォーム アップ時間 T (タイムスロット)	0.1	0.2	0.3	0.4	0.5	0.6	0.7	0.8	0.9
100	36.7	33.8	31.9	31.5	34.6	42.6	56.8	88.4	168.4
200	29.9	38.0	51.4	69.7	94.4	128.1	180.6	258.8	306.7
300	38.2	53.1	73.0	97.2	129.0	173.1	222.4	259.7	280.0
400	50.5	69.3	93.1	123.0	162.0	193.2	209.9	220.8	218.8
500	48.8	64.2	83.1	106.0	119.9	128.1	132.4	134.9	136.5
600	63.8	91.8	122.1	106.3	205.2	231.6	249.2	263.0	265.2
700	51.7	68.2	89.5	112.9	138.2	165.9	186.9	197.6	193.4
800	44.6	56.7	72.1	88.5	108.9	134.4	161.0	167.3	159.3
900	42.7	53.7	66.8	84.2	106.2	127.1	142.8	144.5	135.5
1000	83.7	92.3	98.2	100.7	101.0	103.2	102.5	102.8	104.7

表 2 x と T を変化させたときの平均応答時間 (疎な P2P ネットワーク, アクセス分布 1)Table 2 Average response time varying x and T (nondense P2P network, access distribution 1).

直前の α_i を参考に する度合い x ウォーム アップ時間 T (タイムスロット)	0.1	0.2	0.3	0.4	0.5	0.6	0.7	0.8	0.9
100	95.3	75.8	64.0	52.8	45.0	41.5	43.4	58.0	106.3
200	54.2	47.6	47.9	51.7	58.4	68.0	83.4	111.0	189.5
300	41.2	39.7	44.2	50.7	60.0	73.9	95.7	134.5	207.4
400	42.6	45.0	51.2	59.6	70.3	84.2	104.7	133.5	166.8
500	40.2	42.7	46.6	52.2	59.7	68.7	79.8	95.8	115.8
600	37.4	41.3	49.3	52.0	70.8	84.5	101.3	116.2	128.8
700	33.6	36.4	41.6	48.6	57.1	66.7	77.7	87.1	94.8
800	30.6	32.6	36.6	41.1	46.7	52.7	60.0	66.5	69.6
900	30.0	32.3	36.6	40.9	46.5	53.1	61.7	70.9	75.1
1000	45.8	47.3	49.0	50.6	51.3	52.2	52.1	51.5	50.4

価では, 提案方式およびランダム法における他ピアのキャッシュを利用することの効果を検証できる. 一方, アクセス分布 2 を用いるとき, 全ピアでアイテムの人気度の順が異なるため, PIX 法と PT 法でも各ピアが異なるアイテムをキャッシュする. したがって, アクセス分布 2 を用いた評価では, 提案方式のキャッシュ置き換えの有効性を検証できる. 同様に, ランダム法との比較によっても, 提案方式のキャッシュ置き換えの有効性を検証できる.

5.2 x と T の影響

用意した 2 つのネットワークにおける, 適切な x と T の値を決定するために, x を 0.1 から 0.9, T を 100 から 1000 まで変化させたときの提案方式の平均応答時間を調べた. 各ピアのキャッシュに格納可能な最大データアイテム数 (以下では, キャッシュサイズと表記する) は 100 に固定し, 各ピアのアクセス確率はアクセス分布 1 に従って与えた. 疎な P2P ネットワークにおける結果を表 1, 密な P2P ネットワークにおける結果を表 2 に示す. 表中の網掛け部分は, それぞれの T の値における平均応答時間の最小値を示す.

表 1, 表 2 から, 2 つのパラメータ x と T は相関

性があることが分かる. 各表において, T が小さい場合は, x は比較的高い値の方が良い性能を示し, 逆に T を大きくするにつれて x は小さくする方が良い性能を示すことが分かる. これは, 提案方式が周辺ピアのキャッシュ状況の変化をクエリ情報によって推測し, 自ピアのキャッシュアイテムを決定することに関係している.

T の値が小さい場合は, クエリ情報を蓄える時間が少ないため, C クエリが十分にカウントされない可能性がある. 4.1 節でも触れたが, あるアイテムの C クエリが多くカウントされるとき, 周辺ピアがそのアイテムを必要としていることを示す. したがって, C クエリが十分にカウントされないと, 本来は周辺のピアから必要とされているアイテムでも必要ないと判断されてしまい, そのアイテムを破棄してしまう. また, あるアイテムをキャッシュしたが, C クエリがカウントされないと, 式 (5) よりそのアイテムに対する必要度を表す α は減少するため, キャッシュに残る可能性が低くなる. したがって, T が小さいときは, そのアイテムをキャッシュする前のクエリ情報を信頼する度合い x が大きいほうが, 不必要なキャッシュの入れ替

表 3 \mathcal{R} を変化させたときの x と T の最適値
Table 3 Optimal x and T varying \mathcal{R} .

\mathcal{R}	x	T
0.2	0.5	500
0.4	0.1	900
0.6	0.1	900
0.8	0.1	200

えを防ぐことができる。

また、 T を大きくするにつれて、 x を小さくしたほうが良い性能を示しているが、これは、クエリ情報がある程度蓄えられているので、以前の情報をあまり信頼しないほうが良いためである。さらに、 x を大きくしすぎると、各アイテムの必要度を表す α が収束しにくくなり、アイテムの必要度の決定に時間がかかる。そのため、各ピアのキャッシュが頻繁に入れ替わるので悪い結果を示してしまう。

以上から、各ピアにおけるキャッシュアイテムの変化は、適度に起こる必要があることが分かる。また、表 1 と表 2 から、用いる P2P ネットワークによっても結果が変わるため、ネットワークトポロジに応じて適切な x と T の値を設定する必要がある。疎なネットワークにおいては、 $x = 0.1$, $T = 900$ 、密なネットワークにおいては、 $x = 0.1$, $T = 200$ が最も良い性能を示した。よって以下のシミュレーションでは、これらの値を利用した。

しかし、実環境では、ネットワークの構成方法によって疎密の度合いはさらに変化する。そこで、 x および T の最適値に対する、 \mathcal{R} の値の影響を調べるため、 \mathcal{R} を変化させて本論文の表 1 や表 2 と同様のシミュレーション実験を行った。(w_{max}, \mathcal{R}) の組合せとしては (7, -0.2), (30, -0.4), (80, -0.6), そして (240, -0.8) を用いた。実験結果を表 3 に示す。表 3 から、 \mathcal{R} の値における x と T の最適値は一見すると法則性がない。そこで、各 \mathcal{R} の値における x , T を変化させたときの平均応答時間をより詳しく調べると、どの \mathcal{R} においても $x = 0.1$ のときは、平均応答時間が必ずしも最短にはならないものの、最短値との差が小さい良好な性能を示していた。この詳細については、紙面の都合上省略する。以上より、本論文のシミュレーション環境では、提案方式において、 x を 0.1 に固定し、 T をネットワークが疎になるにつれて大きく設定すれば、安定した良好な性能を保證できるものと考えられる。

5.3 TTL の影響

TTL を大きくすることにより、多くのピアまでクエリが到達し、必要とするアイテムを発見しやすくな

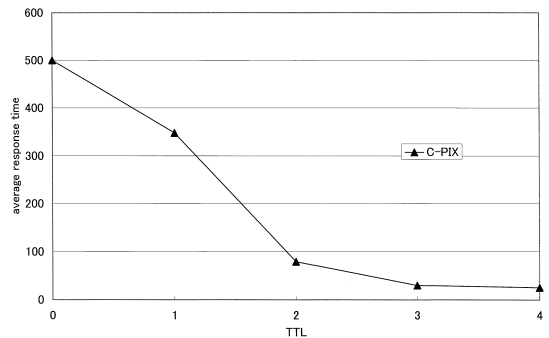


図 4 TTL と平均応答時間 (アクセス分布 1, 密なネットワーク)
Fig. 4 TTL vs. average response time (access distribution1, dense P2P network).

るため、応答時間を短縮することができる。しかし、TTL が大きすぎると検索のためのトラフィックが大きくなり、ネットワークに負荷をかけてしまう。そこで、本論文では予備実験を行い、平均応答時間をある程度短縮できる最小の TTL を選択した。予備実験の結果を図 4 に示す。図 4 では、密なネットワークにおいて $x = 0.1$, $T = 200$ 、また各ピアのアクセス確率をアクセス分布 1 に設定した。グラフの横軸が TTL、縦軸が平均応答時間を表す。この結果から、TTL が 3 において性能が安定し始めていることが分かる。そこで、本論文のシミュレーションでは TTL を 3 とした。

実環境において、適当な TTL の値は、ネットワークトポロジや各ピアのアクセス確率、およびキャッシュサイズなどに依存して変化する。そのため、代表的な P2P アプリケーションである gnutella では、アクセス要求クエリの TTL をユーザが自由に変更できるように実装されている。したがって、本論文の提案方式を実環境で用いる際には、アプリケーションにおいて TTL を自由に変更できるように実装すればよい。

5.4 キャッシュサイズの影響

キャッシュサイズを 0 から 1,000 まで変化させた場合の P2P ネットワーク全体での平均応答時間を図 5, 図 6, 図 7, 図 8 に示す。図 5 と図 6 は密な P2P ネットワークを用い、図 7 と図 8 は疎な P2P ネットワークを用いた。また、図 5 と図 7 は、各ピアのアクセス確率をアクセス分布 1 に、図 6 と図 8 は、アクセス分布 2 に従って与えた場合の結果を表す。

図 5, 図 6, 図 7, 図 8 すべてにおいて、PIX 法および PT 法と比較して、提案方式 C-PIX 法が最も良い結果を示している。また、ランダム法と比較しても、C-PIX 法はキャッシュサイズが 200 未満のときには大幅に良い性能を示し、200 以上のときでも、ほぼ同等の性能を示している。

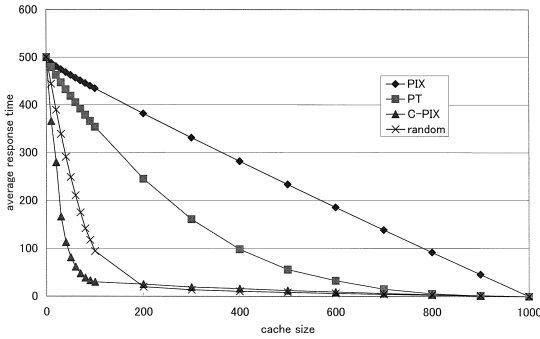


図 5 キャッシュサイズと平均応答時間（アクセス分布 1，密な P2P ネットワーク）

Fig. 5 Cache size vs. average response time (access distribution 1, dense P2P network).

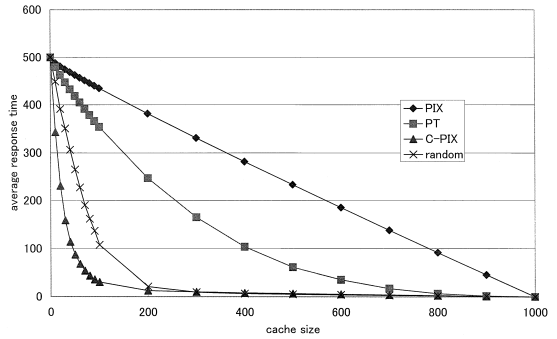


図 7 キャッシュサイズと平均応答時間（アクセス分布 1，疎な P2P ネットワーク）

Fig. 7 Cache size vs. average response time (access distribution 1, nondense P2P network).

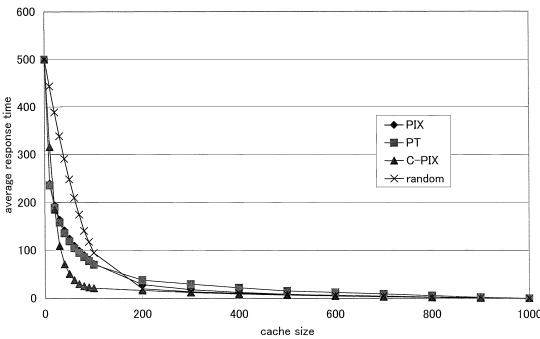


図 6 キャッシュサイズと平均応答時間（アクセス分布 2，密な P2P ネットワーク）

Fig. 6 Cache size vs. average response time (access distribution 2, dense P2P network).

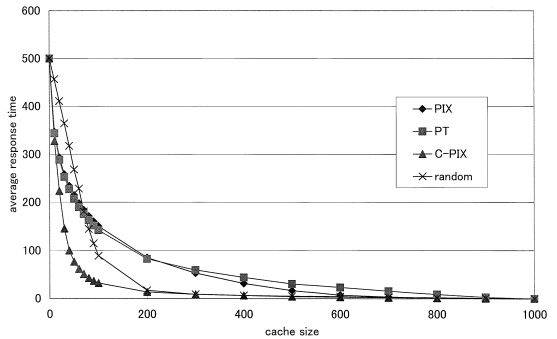


図 8 キャッシュサイズと平均応答時間（アクセス分布 2，疎な P2P ネットワーク）

Fig. 8 Cache size vs. average response time (access distribution 2, nondense P2P network).

疎な P2P ネットワーク、密な P2P ネットワークのいずれの場合も、アクセス分布 1 を用いたときに、PIX 法および PT 法と、C-PIX 法およびランダム法との性能差が大きい。これは、アクセス分布 1 においては、各ピアのデータアイテムに対するアクセス確率が類似しているためである。アクセス分布 1 に従ってアクセスを行うピアが PIX 法や PT 法を用いた場合、自ピアのアクセス確率しか考慮せずにキャッシングを行うため、各ピアがほぼ同じアイテムをキャッシュしてしまう。したがって、自ピアのキャッシュに存在しないアイテムを、P2P ネットワーク上の他ピアから取得可能な場合がほとんどない。一方、C-PIX 法を用いれば、近くのピアどうしが協調してキャッシングを行うため、それぞれのキャッシュを有効に活用できる。また、ランダム法では、周辺ピアどうしてキャッシングしているアイテムの種類が多いため、結果として周辺のピアのキャッシュアイテムにアクセスできることが多く、PIX 法や PT 法よりも平均応答時間が短くなる。

ランダム法では、キャッシュサイズが 200 未満の場合、C-PIX 法よりも大幅に平均応答時間が長くなっている。ランダム法は、他の手法と比較して、自ピアに有益なアイテムをキャッシュしないため、自ピアが要求アイテムをキャッシュしていることが少なくなる。したがって、キャッシュサイズが小さいときは、自ピアや周辺ピアのアクセス特性を考慮しないことの影響が大きくなり、頻繁に要求されるアイテムをキャッシュできず、放送から受信することが多くなってしまふ。一方、C-PIX 法では周辺の要求も考慮しつつ、自ピアにとって必要なアイテムをキャッシュするため、キャッシュサイズが小さい場合でも、効果的に平均応答時間を短縮できている。C-PIX 法のキャッシュ置き換えが有効であることは、アイテムの人気度の順が各アイテムで異なるアクセス分布 2 を用いた場合でも、C-PIX 法が PIX 法や PT 法よりも応答時間を短縮していることから確認できる。

一方、キャッシュサイズが 200 以上の場合は、図 5、

図 6, 図 7, および 図 8 すべてにおいて, ランダム法が C-PIX 法とほぼ同等の性能を示している. 特に, 図 5 では C-PIX 法よりもわずかに良い性能を示している. これは, ランダム法ではより多種類のアイテムを周辺ピアが保持できるため, これらがほぼ全種類のアイテムをキャッシュしているからである.

上述の議論を検証するために, 図 5 の結果において, 各ピアがデータアイテムを要求した場合における, 自ピアのキャッシュにアクセスする割合, 他ピアから P2P ネットワークを用いて受信する割合, および放送から受信する割合を調べた. その結果を図 9, 図 10, 図 11 に示す. 図 9 では, 自身のキャッシュにアクセスする割合が, すべての手法でほぼ同じとなっている. これは, アクセス分布 1 では多くのピアが, すべてのアイテムにほぼ様な確率で要求するためであると考えられる. しかし, 一部のピアにおいて, アイテムに対する要求に偏りがあるため, それらのピアが必要なアイテムをキャッシュしているか否かがわずかな差の要因になっているものと考えられる. また, 図 10 から, 提案方式はキャッシュサイズが小さい場合でも, P2P ネットワークを用いてデータアイテムを利用する比率が高い. これは, 提案方式では, 各ピアは周辺のピアの要求を考慮したキャッシングを行うため, アクセス対象のアイテムを自ピアに保持していない場合でも, P2P ネットワークから受信できることが多いからである. 以上のように, 提案方式ではピアどうしの協調により, キャッシュを有効に活用していることを確認できる.

性能評価では, 一部の中心となるピアが多くのピアに接続している PLRG 型 P2P ネットワークを用いているため, クエリの TTL が 3 と少ない場合でも, 多くのピアにクエリが伝播する. そのため, キャッシュサイズが小さい場合でも多くのクエリがヒットし, 平均応答時間を短縮できている.

また, 同じアクセス分布を用いている場合は, 疎な P2P ネットワークにおける結果よりも密な P2P ネットワークにおける結果の方が, 短い平均応答時間を示している. これは, 密な P2P ネットワークでは, アイテムに対する要求クエリが多くのピアに伝播するため, 必要とするアイテムを発見しやすいからである.

6. 実環境への適用の課題

6.1 ピアの離脱・参加

実環境では, ピアの離脱や参加が生じることが一般的である. 提案方式では, 周辺ピアおよびそれらがキャッシュしているデータアイテムに関する情報を厳

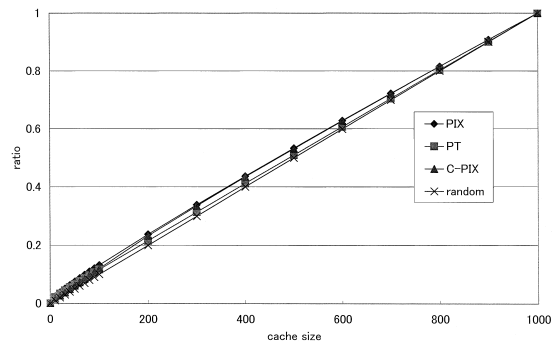


図 9 キャッシュサイズと自キャッシュ利用率 (アクセス分布 1, 密なネットワーク)

Fig. 9 Cache size vs. ratio of using own cache (access distribution1, dense P2P network).

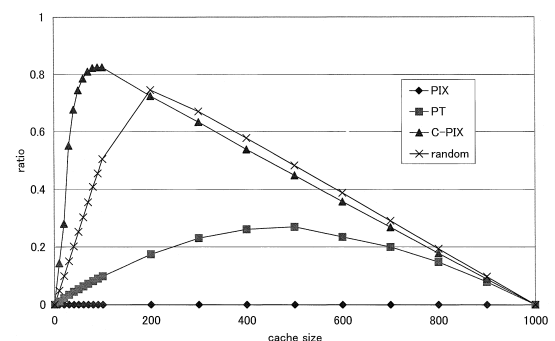


図 10 キャッシュサイズと P2P ネットワーク利用率 (アクセス分布 1, 密なネットワーク)

Fig. 10 Cache size vs. ratio of using P2P network (access distribution1, dense P2P network).

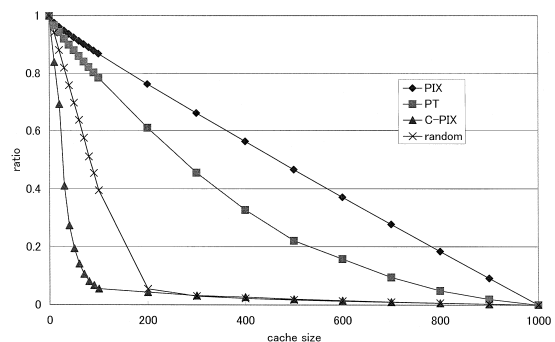


図 11 キャッシュサイズと放送データアイテム利用率 (アクセス分布 1, 密なネットワーク)

Fig. 11 Cache size vs. ratio of using broadcast data item (access distribution1, dense P2P network).

密に管理するものではないため, 周辺にピアの参加や離脱が発生しても, 問題なく動作する. 具体的には, 送られてくるクエリ情報の変化から, 周辺のピアがあるアイテムをキャッシュした, もしくはキャッシュから破棄したと認識するのみである. このように, 提案方式では, ピアの離脱・参加がクエリ情報に反映する

ため、ピアの離脱・参加に適応したキャッシングを行うことが可能である。しかし、ピアの離脱・参加によるクエリ情報の変化は、統計情報として徐々にキャッシュの置き換えに反映されるため、即座に適応できるわけではない。そのためピアの離脱・参加が頻繁に発生する環境では、性能が低下することが予想される。ピアの離脱・参加が発生する環境におけるシミュレーション評価などは今後の課題である。

6.2 放送スケジュール・アイテムの変更

放送アイテムの追加・削除や放送順序の変更などのスケジュールの変化、およびアイテムの内容に変更が起きた場合、提案方式では次のような影響が生じる。

- 放送スケジュールの変化が生じた場合、データアクセスの際に、要求アイテムの次回放送時刻が変更されるため、待ち時間の推測値が不正確となる。さらに、各アイテムの放送周期が変更されると、提案方式のキャッシュの置き換えの効果が低下する可能性がある。また、放送アイテムが削除された場合は、そのアイテムをキャッシュしていることが無意味となる。
- 放送アイテムの内容に変更が生じた場合、各ピアがキャッシュしているアイテムが古いものになるため、場合によっては無効となる。

これらの問題の解決法としては、放送サーバから各ピアへ、放送スケジュールやアイテムの内容の変更などに関する情報を、各アイテムの放送の合間に送信することが考えられる。これにより、各ピアはアイテムの放送周期の把握や、変更・削除されたアイテムがキャッシュ内に存在した場合の無効化などが可能となる。

7. 関連研究

7.1 P2P 型情報共有に関する研究

P2P 型データ共有ネットワークは、本研究のようにネットワーク構成やデータ配置に関してネットワーク全体で厳密な方針を用いない非構造型 (Unstructured)^{5),7),16)} と、厳密な方針を用いる構造型 (Structured)^{9),21)} の2つに分類される。非構造型のデータ検索ネットワークでは、ネットワーク全体での制御を必要としないため、システムを構築しやすいという利点がある。しかし、ランダムにネットワークが構築されるため、必要とする情報 (ピアやデータの配置) の検索はフラディングなどの無作為的なものが用いられ、トラヒックや遅延が大きいという問題もある。一方、構造型のデータ検索ネットワークでは、各ピアやデータ検索キーの識別子をハッシュ関数を用いて座標系の1点に対応付けし、座標系における位置が近いピアに

検索キーを配置する。あるピアがクエリを受け取った場合、検索キーをハッシュ関数を用いて変換し、座標系内の最も近い位置の隣接ピアにクエリを転送する。このように、クエリの伝搬ネットワークの構成や伝搬方向を明確に定義することにより、ネットワークの負荷や検索遅延を減少させられる。しかし、現状において実運用されているサービスのほとんどが、非構造型のデータ検索ネットワークを用いており^{11),12)}、構造型のデータ検索ネットワークを用いた場合の、故障などに対するネットワーク耐性の検証が完全とはいえない。そのため、本研究では非構造型ネットワークを用いている。今後は、構造型のデータ検索ネットワークを用いる環境を想定した協調キャッシング方式についても検討する予定である。

7.2 協調キャッシングに関する研究

本研究では、プッシュ型放送されるデータアイテムを、P2P ネットワークを構成するピアが協調的にキャッシングする方式を提案した。一方、Webキャッシングや分散ファイルシステムなど、他のさまざまな分野においても協調キャッシングに関する研究が行われている。

Webキャッシングの分野では、小規模な組織内に存在する複数のプロキシサーバによる Web コンテンツの協調キャッシングに関する研究が行われてきた^{8),10),26)}。これらの研究は、オリジナルコンテンツを保持する Web サーバの処理負荷の減少や、ネットワークトラヒックの負荷分散を目的としている。これを実現するために、DNS (Domain Name System)¹⁷⁾ のように各プロキシが階層的に管理される。ここで、階層の最高位はオリジナルコンテンツを保持するサーバである。ある端末がコンテンツの要求を行う場合、まずはその端末が属する組織内のプロキシにコンテンツをキャッシュしているかどうかを問い合わせる。そのプロキシが要求コンテンツをキャッシュしていれば、それを受信することで要求を満たすことができるが、キャッシュしていない場合は、そのプロキシよりも上位階層のプロキシに問い合わせる。このように段階的に要求が上位階層へ伝搬する間に、端末は要求コンテンツをキャッシュしているプロキシを発見できる。また、コンテンツの受信が行われた場合、経由したプロキシにコンテンツがキャッシュされる。このように、他のユーザの要求が上位階層のプロキシに伝搬しにくくすることで負荷を分散している。

これらの研究は、プロキシが階層的に管理され、データ要求経路に明確な方向付けが行われているのに対し、本研究は各ノードが特定の方針に従わずに接続してい

る非構造型の検索ネットワークを用いており、想定する環境が異なっている。また、これらの研究は負荷分散を目的とし、積極的に複数のプロキシにコンテンツをキャッシュする。それに対し、本研究では自ピアおよび P2P ネットワークからの取得確率の向上による各ピアの平均応答時間短縮を目的とするため、他ピアのキャッシュデータを推測し重複を避ける点で、これらの研究と異なる。

分散ファイルシステム分野では、各クライアントのアクセス要求に対する応答時間を短縮するための協調キャッシングに関する研究が行われてきた^{6),20)}。これらの研究では、サーバとすべてのクライアントがネットワークで接続されている環境を想定しており、各クライアントは、自身の主記憶、他のクライアント(サーバも含む)の主記憶、そしてサーバの二次記憶の3つの記憶領域にアクセスすることが可能である。データアクセスに対する応答時間は、自身の主記憶へのアクセスする場合が最も短く、以下、ネットワークの転送遅延が生じる他クライアントの主記憶、サーバの二次記憶へのアクセスという順に増加する。

これらの研究は、異なる複数のアクセス方法から、応答時間が最短となる方法を選択する点で、本研究と類似する。しかし、これらの研究では、クライアント数は数十程度と少なく、データ配信方式として1対1のブル型通信を行う環境を想定しているため、サーバが各データを保持するクライアントの情報を一元的に管理する。各クライアントは、所望のデータをキャッシュしているクライアントの情報や、キャッシュの置き換えについて、すべてサーバに問い合わせる。

移動体どうしがルータなどを介さずに直接接続し、ネットワークを構築するアドホックネットワークに関する研究がさかに行われている。それらの中で、プッシュ型放送とのハイブリッドなシステムを想定し、各移動体が協調的にキャッシングを行う、本研究と類似した研究がある¹⁴⁾。この研究では、発掘調査チームなど同じ目的を持った複数の移動体がある範囲に散らばって協調的に作業を行う環境を想定しており、近接した移動体グループ内でデータを最適に配置することで、アクセス要求に対する応答時間の短縮を図っている。これを実現するために、近接する各移動体どうしが自身のキャッシュデータの情報をつねに通知しあい、その範囲内で中心となる移動体が各移動体がキャッシュすべきデータを決定する。文献 14) では比較的少数の移動体グループによる協調を想定している。そのため、ネットワーク内もしくはグループ内における最適な配置を決定することができる。

本研究では上記の2つの研究とは違い、数万規模以上のユーザが存在する大規模ネットワークを想定している。そのため、特定のサーバや移動体に、配置情報の管理や配置決定を委ねることは困難である。そこで、各ピアが送受信されるメッセージをもとに周辺状況を推測し、自律的にキャッシュデータを決定している。

8. ま と め

本論文では、プッシュ型放送のサービスを受ける複数のピアが P2P ネットワークを構成する環境を想定し、ピアが協調してキャッシングを行う方式を提案した。提案方式は、自ピアのアクセス確率に加えて、他ピアから送られてくるクエリ情報をもとに自身がキャッシュすべきアイテムを決定する。具体的には、周辺に存在しないアイテム、つまり F クエリが多くカウントされるアイテムをキャッシュすることで、ネットワーク上にデータアイテムを効果的に分散させる。一般に、サーバは多数のデータアイテムを放送しており、アイテムの放送周期は P2P ネットワークからの受信時間よりも十分大きい場合が多いため、提案方式は各ピアの平均応答時間を短縮することができる。

提案方式は、各ピアがキャッシュの置き換えを行う利得を、放送から受信する場合との差分として計算するため、プッシュ型放送に特化した方式といえる。しかし、中継するクエリの情報から周囲のキャッシュの状況を推測する、つまり F, S, C クエリをカウントするアイデアは、通常の P2P ネットワークにおいてもそのまま利用できる。このアイデアを用いて周辺の状況を推測し、キャッシュの置き換えを行うことで、一般の P2P ネットワークにおいても、ネットワーク上にデータを効果的に分散することが可能になる。

シミュレーション実験の結果から、提案方式である C-PIX 法が短い応答時間でアイテムにアクセスできることを確認した。特に、キャッシュサイズが小さい場合に既存のキャッシング方式よりも大幅に良い結果を示すことを確認した。

本論文の想定環境では、各ピアは P2P ネットワークにおける要求データアイテムの検索方法として、フラッシングを用いているが、この手法ではネットワークトラフィックが大きくなってしまふ。この問題を解決するために、k-walker random walk¹⁶⁾などの手法が提案されており、本論文で提案した協調キャッシング方式は、このような検索手法を用いた場合にも適用可能である。今後は、これらの検索手法を用いた場合のシミュレーション評価も行う予定である。

また、本論文の提案方式は、プッシュ型放送の代表

的なキャッシング方式である PIX 法を拡張したものである。一方, PT 法は, 各時点における放送予定に基づいて PIX 法よりも正確に応答時間の期待値を計算できる。今後は, PT 法を拡張した方式について検討する予定である。

謝辞 本研究の一部は, 文部科学省 21 世紀 COE プログラム「ネットワーク共生環境を築く情報技術の創出」および文部科学省特定領域研究(16016260)の研究助成によるものである。ここに記して謝意を表す。

参 考 文 献

- 1) Acharya, S., Alonso, R., Franklin, M. and Zdonik, S.: Broadcast Disks: Data Management for Asymmetric Communication Environments, *Proc. ACM SIGMOD'95*, pp.199-210 (1995)
- 2) Acharya, S., Franklin, M. and Zdonik, S.: Prefetching from a Broadcast Disk, *Proc. ICDE'96*, pp.276-285 (1996)
- 3) Adamic, L.A., Lukose, R.M., Puniyani, A.R. and Huberman, B. A.: Search in Power-law networks, *Physical Review E*, 6446135 (2001).
- 4) Bu, T. and Towsley, D.: On Distinguishing Between Internet Power Law Topology Generators, *Proc. INFOCOM'02*, pp.638-647 (2002).
- 5) Cohen, E. and Shenker, S.: Replication Strategies in Unstructured Peer-to-Peer Networks, *Proc. ACM SIGCOMM'02*, pp.177-190 (2002).
- 6) Dahlin, M., Wang, R., Anderson, T. and Patterson, D.: Cooperative Caching: Using Remote Client Memory to Improve File System Performance, *Proc. Symp. on Operating Systems Design and Implementation*, pp.267-280 (1994).
- 7) Damiani, E., Vimericati, S.D.C.D. and Paraboschi, S.: A Reputation-Based Approach for Choosing Reliable Resources in Peer-to-Peer Networks, *Proc. ACM Conf. on Computer and Communications Security*, pp.207-216 (2002).
- 8) Danzig, P., Hall, R. and Schwartz, M.: A Case for Caching File Objects Inside Internetworks, *Proc. ACM SIGCOMM'93*, pp.239-248 (1993).
- 9) Faloutsos, M., Faloutsos, P. and Faloutsos, C.: On Power-Law Relationships of the Internet Topology, *Proc. ACM SIGCOMM'99*, pp.251-262 (1999).
- 10) Fan, L., Cao, P., Almeida, J. and Broder, A.: Summary Cache: A Scalable Wide-area Web Cache Sharing Protocol, *Proc. ACM SIGCOMM'98*, pp.254-265 (1998).
- 11) FreeNet URL:<http://freenet.sourceforge.net>
- 12) Gnutella URL:<http://gnutella.wego.com>
- 13) Grassi, V.: Prefetching Policies for Energy Saving and Latency Reduction in a Wireless Broadcast Data Delivery System, *Proc. MSWIM 2000*, pp.77-84 (2000).
- 14) 原 隆浩: アドホックネットワークにおけるプッシュ型配送データのための協調キャッシング方式, 日本データベース学会 Letters, Vol.1, No.1, pp.67-70 (2002).
- 15) Jacobson, V.: Pathchar — A Tool to Infer Characteristics of Internet Paths, *MSRI* (1997).
<ftp://ftp.ee.lbl.gov/pathchar/msri-talk.pdf>
- 16) Lv, Q., Cao, P., Cohen, E., Li, K. and Shenker, S.: Search and Replication in Unstructured Peer-to-Peer Networks, *Proc. Int'l Conf. on Supercomputing*, pp.84-95 (2002).
- 17) Mockapetris, P.: Domain Name System, RFC 1034 (1987).
- 18) Napster. <http://www.napster.com>
- 19) Ratnasamy, S., Francis, P., Handley, M. and Karp, R.: A Scalable Content-Addressable Network, *Proc. ACM SIGCOMM'01*, pp.161-172 (2001).
- 20) Sarkar, P. and Hartman, J.: Efficient Cooperative Caching Using Hints, *Proc. Symp. on Operating Systems Design and Implementation*, pp.35-46 (1996).
- 21) Stoica, I., Morris, R., Karger, D., Kaashoek, F. and Balakrishnan, H.: Chord: A Scalable Peer-to-Peer Lookup Service for Internet Applications, *Proc. ACM SIGCOMM'01*, pp.149-160 (2001).
- 22) Su, C.J., Tassioulas, L. and Tsotras, V.J.: Broadcast Scheduling for Information Distribution, *Wireless Networks*, Vol.5, No.2, pp.137-147 (1999).
- 23) 内田 渉, 原 隆浩, 西尾章治郎: アクセス要求発生頻度の時間的変化を考慮した相関データの放送スケジューリング, 情報処理学会論文誌: データベース, Vol.43, No.SIG 9(TOD 15), pp.28-38 (2002).
- 24) 内田 渉, 原 隆浩, 西尾章治郎: プッシュ型放送される相関データの能動的利用のためのデータ利用時間を考慮したキャッシング方式, 情報処理学会論文誌: データベース, Vol.44, No.SIG 8(TOD 18), pp.114-125 (2003).
- 25) Vaidya, N.H. and Hameed, S.: Scheduling Data Broadcast in Asymmetric Communication Environments, *Wireless Networks*, Vol.5, No.3, pp.171-182 (1999).
- 26) Zhang, L., Michel, S., Nguyen, K., Rosenstern, A., Floyd, S. and Jacobson, V.: Adaptive Web Caching: Towards a New Global

Caching Architecture, *Proc. Int'l Caching Workshop*, pp.2169–2177 (1998).

27) Zipf, G.K.: *Human Behavior and the Principle of Least Effort*, Addison-Wesley (1949).

(平成 16 年 9 月 20 日受付)

(平成 17 年 1 月 6 日採録)

(担当編集委員 福田 剛志)



前田 和彦

2003 年大阪大学工学部情報システム工学科卒業。同年同大学院情報科学研究科博士前期課程入学，現在に至る。データベースシステムおよび放送型通信に興味を持つ。



内田 渉

2001 年大阪大学工学部情報システム工学科卒業。2002 年同大学院工学研究科博士前期課程修了。2004 年同大学院情報科学研究科博士後期課程修了，同年株式会社 NTT ドコモに入社，現在に至る。情報科学博士。データベースシステムおよび放送型通信に興味を持つ。日本データベース学会会員。



原 隆浩 (正会員)

1995 年大阪大学工学部情報システム工学科卒業。1997 年同大学院工学研究科博士前期課程修了。同年同大学院工学研究科博士後期課程中退後，同大学院工学研究科情報システム工学専攻助手。2004 年同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻助教授となり，現在に至る。工学博士。1996 年本学会山下記念研究賞受賞。2000 年電気通信普及財団テレコムシステム技術賞受賞。2004 年本学会研究開発奨励賞受賞。データベースシステム，モバイルコンピューティング等の研究に従事。IEEE，ACM，電子情報通信学会，日本データベース学会の各会員。



西尾章治郎 (フェロー)

1975 年京都大学工学部数理工学科卒業。1980 年同大学院工学研究科博士後期課程修了。工学博士。京都大学工学部助手，大阪大学基礎工学部および情報処理教育センター助教授，大阪大学大学院工学研究科情報システム工学専攻教授を経て，2002 年より同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻教授となり，現在に至る。2000 年より大阪大学サイバーメディアセンター長，2003 年より大阪大学大学院情報科学研究科長を併任。この間，カナダ・ウォータールー大学，ビクトリア大学客員。データベース，マルチメディアシステムの研究に従事。現在，Data & Knowledge Engineering 等の論文誌編集委員。本会理事を歴任。電子情報通信学会フェローを含め，ACM，IEEE 等 9 学会の会員。