

ハイブリッド型 Peer-to-Peer ネットワークにおける 効率的なコンテンツ共有のための移転型複製配置手法

菅原 真司 井上 友介 石橋 豊 山岡 克式

近年、多数のユーザによる効率的なコンテンツ共有を目的として、ピア型 Peer-to-Peer (P2P) ネットワークにおける様々な複製配置手法の研究が行われている [5]。一般に P2P 型情報共有では利用するストレージが増大する傾向にあるが、特にハイブリッド型 P2P では、サーバにおいて各コンテンツの位置を特定することが可能であり、ピア型 P2P と比較してコンテンツ検索に要するネットワーク負荷は小さいため、コンテンツ共有のコストを総合的に削減するには、ストレージ資源の抑制にも配慮する必要がある。このような観点から、ハイブリッド型 P2P ネットワークにおける効率的な複製配置手法が著者らにより提案されているが [10] [11]、レプリカの容量がコンテンツにより異なる条件についての検討は十分ではない。また、各ピアのストレージ容量にも現実には制限があるため、従来手法では複製配置の際に消去せざるを得ないレプリカが発生し、利便性の低下を招く問題があった。著者らはこれを防ぐためにレプリカ移転を繰り返し試みる手法を提案したが [12] [4]、移転を試みることの効果が十分に検証されていなかった。そこで、本論文では、各コンテンツの容量が異なる条件において、効率的に複製配置を行い、各ピアのストレージ容量を超えるレプリカは配置可能なピアへの移転を繰り返し試みる手法の効果を検証し、同時に移転の試行回数を制御する仕組みを取り入れ、無駄な移転試行処理を省くことの有効性について論じる。

For an efficient contents sharing by a lot of network users, various kinds of content replication strategies in pure Peer-to-Peer (P2P) networks have been researched recently [5]. Although the total amount of consumed storage capacity tends to become enlarged in P2P information sharing systems in general, reducing storage resource consumption is very important for diminishing the total cost of contents sharing especially in hybrid P2P, because an index server can readily identify the shared content items' locations and that is why the network load for contents searching is much lower than that in pure P2P networks and storage cost sometimes becomes dominant part of the total cost. From this point of view, we have proposed some effective content replication strategies in hybrid P2P [10] [11], however, the effectiveness of them in the case where the capacity of each replica varies by its original content item has not investigated sufficiently. There existed a problem of users' convenience degradation as well caused by unavoidable eliminations of some content items in the network because there is a limitation of the peers' storage capacities in reality. In order to solve the problem, we also have proposed an improved scheme which repeats content relocations [12] [4], however, the effectiveness of the relocations has not clearly been verified yet. Accordingly in this paper, we evaluate the replication scheme which tries to relocate overflowed content items to other peers repeatedly in the condition that each capacity of content item varies, and at the same time, we introduce a mechanism to control the number of times of content relocations and discuss the effectiveness of the wasted processes' reduction.

Efficient Shared Content Replication-Relocation Strategy in Hybrid Peer-to-Peer Networks.

Shinji Sugawara, Yusuke Inoue, Yutaka Ishibashi, 名古屋工業大学大学院工学研究科, Graduate School of Engineering, Nagoya Institute of Technology.

Katsunori Yamaoka, 東京工業大学大学院理工学研究科, Graduate School of Engineering, Tokyo Institute of Technology.

コンピュータソフトウェア, Vol.29, No.2 (2012), pp.109–122.

[研究論文] 2011 年 6 月 21 日受付.

1 まえがき

近年、ネットワーク上でのユーザ間の情報交換が活発化し、現在では、Peer-to-Peer (P2P) と呼ばれる情報通信モデルを用いたコンテンツ共有が、そのためのひとつの主要な方法となっている [15] [8] [6] [7]. P2P モデルを用いたシステムでは、ネットワークに接続しているピアと呼ばれる各端末が、他のピアに対して、

サーバとクライアントの両方の機能を有する．そのため、情報の蓄積やアクセスが特定のピアに集中することがなく、耐故障性やスケーラビリティに優れている．

P2P モデルを用いたコンテンツ共有では、あるピアの障害、またはネットワークからの脱退が起こった場合、そのピアが所持していたコンテンツを参照できなくなる可能性がある．そのための対策として、複数のピアにコンテンツのレプリカを配置する手法（複製配置）が用いられる．この手法では、ネットワーク上に多くのレプリカが存在するため、コンテンツ要求ピアから比較的近い位置にレプリカ所持ピアが存在する可能性が高くなり、ネットワーク利用に関するコスト（ネットワークコスト）を抑制できる反面、レプリカを保持するためのコスト（ストレージコスト）は大きくなる．よって、複製配置手法におけるネットワークコストとストレージコストはトレードオフの関係にあり、P2P ネットワークの効率的な運用を行うには、両コストを考慮した複製配置手法が必要である．

P2P ネットワークのより効率的な利用に向けて、これまでに、ピア型^{†1}P2P ネットワークにおける、ネットワーク負荷や検索時間を考慮した様々な複製配置手法の研究が行われている [16] [13] [14] [9]．しかし、これらの研究では、コンテンツの検索に要するコストを軽減することに重点が置かれており、ハイブリッド型^{†2}P2P のようなコンテンツ所持ピアを比較的容易に検索できる環境における複製配置手法についての研究は十分には行われていない．ハイブリッド型 P2P では、各コンテンツが配置されるピアの位置情報を管理するサーバが必要となるため、このようなサーバの多重化、分散配置を行うことは重要である．しかし、このような問題はネットワーク分野に限らず広い領域

で研究が行われているため、本論文ではネットワーク上のレプリカ配置制御の側面に着目し、その効率的手法を求めるものとする．その他の関連研究については、文献 [4] の 5. Related Work を参照されたい．

ハイブリッド型 P2P ネットワークや一部の CDN では、コンテンツ検索に要するネットワークコストは比較的小さいため、ストレージコストを抑制することが重要であるという観点から、効率的な複製配置手法が提案されている [4] [10] [11] [12] [3]．しかし、これらの研究では、各コンテンツの容量が一般には異なると考えられるにも拘わらず、簡単のため、すべて同容量であるとモデル化されているため、現実のコンテンツ共有の評価としては必ずしも十分とは言えなかった．よって、この部分のモデル化をより現実に近づけ、コンテンツ容量にばらつきがある仮定を置くことで、評価の精度を向上させることが必要である．また、各ピアのストレージ容量には一般に制限があると考えられ、従来手法では複製配置の際に消去せざるを得ないレプリカが発生したが、これによりユーザの要求するコンテンツがネットワーク内に存在しない状況が生じ、利便性の低下を招く問題があった．これを防ぐために、著者らはレプリカ移転を繰り返し試みる手法を提案したが [4]、移転を試みることの効果が十分に検証されていなかった．

そこで、本論文では、各コンテンツの容量がそれぞれ異なるという条件において、効率的に複製配置を行い、各ピアのストレージ容量を超えるレプリカは他のピアへの移転を繰り返し試みる手法の効果を検証する．また、同時に移転の試行回数を制御する仕組みを取り入れ、無駄な移転試行処理を省くことの有効性について議論する．

以下では、まず、2. において本論文で仮定する環境と明らかにすべき問題を定義し、3. で複製配置手法を説明する．次に、4. で手法の評価方法について述べ、その結果を示し、考察を加えた後、5. で結論を述べる．

2 問題の定式化

本論文では、ハイブリッド型 P2P を用いたコンテンツ共有について、以下の仮定を置く．

†1 ネットワーク内にサーバ機能を持たない P2P システムであり、すべてのピアが対等であるため、拡張性に富む反面、各ピアが自分の欲しい情報を持つ別のピアを発見するためのコストが増大する傾向にある．

†2 ネットワーク内にサーバ機能を持つ P2P システムであり、各ピアは自分の欲しい情報を持つ別のピアの位置をサーバに問い合わせることができるため、情報検索に要するコストは抑制できる反面、サーバを維持するコストが必要であり、システムの拡張性や耐故障性の確保が困難となる傾向にある．

- (1) 多数のノードとそれらを接続するリンクにより構成される物理的なネットワークが与えられる．
- (2) すべてのノードは、P2P ネットワークを構成するピアであり、他のピアから参照できる共有のコンテンツ（実際には共有コンテンツのレプリカ）を所持することができる．
- (3) 各ピアには、他ピアとの共有を目的としてレプリカを所持できる容量の最大値（ストレージ容量）が存在し、これを超えてレプリカを、他ピアに公開した状態で所持することはできない．また、そのストレージ容量は、一般にピアにより異なるものとする．
- (4) すべてのピアを管理するためのサーバが与えられ、サーバにおいて、ネットワークトポロジおよび各ピアにおける複製配置は既知とする．
- (5) 各ピアは、共有コンテンツの取得要求を行い、その要求はユーザの嗜好による偏りを持つものとする．
- (6) すべてのピアはある頻度でネットワークへの加入・脱退（障害のケースを含む）を行う．
- (7) 各コンテンツにレプリカとオリジナルの区別はなく、ユーザはレプリカの 1 つを取得することで、該当コンテンツを入手するものとする．
- (8) 各コンテンツの容量は、一般にそれぞれ異なるものとする．

次に、本論文で仮定する 3 つのコストについて述べる．ただし、レプリカの複製、移転、参照の定義は以下の通りである．

(i) レプリカの複製

当該ピア A が、別のピア B のストレージ上に存在するコンテンツのレプリカをネットワークを介して取得し、かつ、他のすべてのピアから取得できる状態で、ピア A のストレージにそのレプリカを保持すること．

(ii) レプリカの移転

当該ピア A のストレージ上に、他のすべてのピアから取得できる状態で保持されているレプリカを、ネットワークを介して別のピア B のストレージに移動し、同様の状態でそこに保持させた

上で、ピア A のストレージ上のレプリカを消去すること．

(iii) レプリカの参照

当該ピアが、他のピアの保持するコンテンツのレプリカをネットワークを介して取得し、目的に応じて利用すること．ただし、他のピアから取得できる状態で保持することはしない．

I. ネットワークコスト

ネットワーク内のレプリカを複製、移転、参照するときにネットワークに生じる負荷．本論文では、レプリカを複製、移転、参照するときにそのレプリカが移動するネットワーク上の距離（ホップ数）とそのレプリカの容量との積とする．

II. ストレージコスト

レプリカを他のピアが複製、参照できる状態で保持するために必要とされる記憶容量．本論文では、各ピアが保持しているレプリカの容量の和とする．

III. ロストコスト

ピアの脱退やストレージの容量制限によって、ネットワーク内のレプリカが消滅したために、ユーザが要求コンテンツを取得できなかった（目的を達成できなかった）ときに生じるコスト．本論文では、共有コンテンツの取得要求に対して、該当するレプリカを取得できなかった回数とする．

ピアの加入・脱退は様々なモデル化が可能であると考えられるが、本論文での評価では後述のようにポアソン分布に従う回数の加入・脱退が発生し、実際にそれらが発生するピアはランダムに選択されるモデルを用いる．また、P2P ネットワークを構成する物理的なネットワークに関しても、様々なネットワークモデルが存在するが、本論文の評価では BA モデル[2]を用いる．

複製配置手法に関して、上記の三種のコストを最小化するものを評価することは、一定程度以上の参照要求のあるコンテンツがネットワーク上から失われないことを前提とした上で、過剰なストレージ消費の抑制とコンテンツの交換により発生するネットワーク

上のトラヒックの抑制という一般にはトレードオフにある価値を総合的に実現する方式を求めるもので、現実のネットワーク上のピア群による効率的なコンテンツ配置を実現する上で重要である。

本論文では、以上の仮定の下で、ネットワークコスト、ストレージコスト、ロストコストの加重和を最小とする複製配置手法を求める。

3 提案手法

本論文で提案手法とするものは、基本的には文献[4]における提案方式と同様である。ただし、レプリカの移転を試みる回数は無制限に繰り返さないように制御される機構を加えている。また、レプリカによってその容量が異なるという仮定を置くため、後述の(1)コンテンツ要求発生時における手順(iv)(e)、(v)において、レプリカの移転先候補ピアのストレージに空きがあるか否かの判断、および有用性を元にしたストレージ内に残すべきレプリカの決定では、常に空き容量またはストレージ容量とレプリカの容量の比較を行うように拡張している。

提案手法では、同一コンテンツの各レプリカから閾値 H_{th} ホップ数以内の範囲のピアを各レプリカの参照可能範囲と呼ぶ。複数のレプリカの参照可能範囲に同時に含まれるピアは、自分からのホップ数が最小となるレプリカの参照可能範囲に振り分けられる(図1参照)。また、消去対象となったレプリカの移転を行う回数を $N_{mov}(> 0, \text{定数})$ とする。

提案手法は以下の3つの手順により構成される。

(1) コンテンツ要求発生時における手順

- (i) コンテンツ要求ピアが該当レプリカ所持ピアの参照可能範囲に含まれない場合は(ii)へ、そうでなければ(iii)へ。
- (ii) コンテンツ要求ピアのストレージ容量に空きのある場合は、最も近いコンテンツ保持ピアから、そこに要求コンテンツのレプリカを作成し、複製配置終了。空きのない場合は、ストレージ内に蓄積されるすべてのレプリカの有用性(後述)の和が最大になるようにレプリカを選択して残し、不要なものを移転する手順(v)へ。

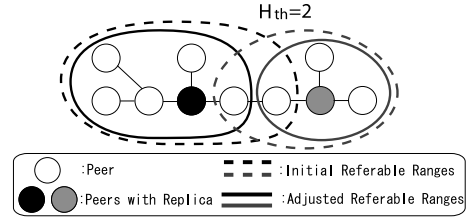


図1 $H_{th} = 2$ の場合の2つのレプリカの参照可能範囲の振り分け例

- (iii) コンテンツ要求ピアは該当レプリカ所持ピアを参照する。
- (iv) (iii)で参照したレプリカを以下の手順に従って移転する。ただし、一連の手順の対象となるピア(以下、対象ピアとする)は、参照されたレプリカの参照可能範囲内にあるすべてのピアとする。
 - (a) 対象ピアのうちの1つを選択し、そこにレプリカを置くと仮定する。
 - (b) すべての対象ピアにおいて、「レプリカまでのホップ数」×「過去にそのピアでそのコンテンツを参照した回数」を計算し、それらの総和 C を求める。
 - (c) レプリカを置くと仮定するピアを変え、すべての対象ピアについて、上記の(a)、(b)の手順を行う。
 - (d) C が最小となるピアを選択し、これをレプリカの移転先ピアとする。
 - (e) 移転先ピアのストレージ容量に空きのある場合は、移転先ピアにレプリカを移転し、複製配置終了。空きのない場合は、移転先ピアへレプリカを移転した後、ストレージ内の有用性の和が最大になるようにレプリカを選択して残し、不要なものを移転する手順(v)へ。
- (v) 後述のレプリカの移転先決定法によって、移転対象レプリカの移転先候補ピアとその優先順位を求め、その順にレプリカの移転を検討する。移転先候補ピアのストレージ容量に空きのある場合は、移転先候補ピアへレプリカを移転し、複製配置終了。空きのない場合には、ストレージ内

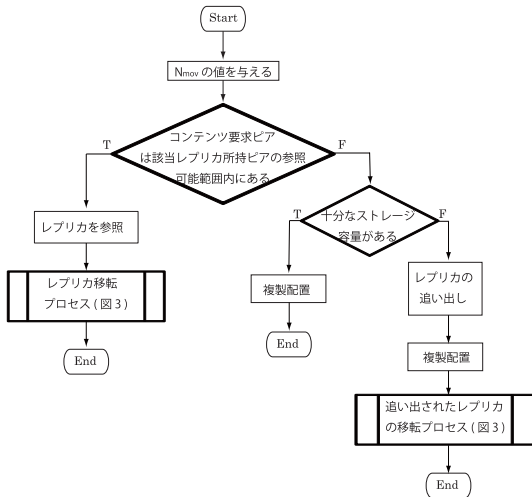


図 2 コンテンツ要求発生時のフローチャート その 1

に蓄積されるすべてのレプリカの有用性の和が最大になるようにレプリカを選択して残し、不要なものを移転対象とする。ここで、 $N_{mov} > 0$ の場合、 N_{mov} を 1 デクリメントし、(v) の先頭へ。 $N_{mov} = 0$ の場合、移転対象となるレプリカを消去し、複製配置終了。移転対象レプリカの有用性が小さく、その移転先候補ピアに移転できなかった場合、次の移転先候補ピアへの移転を検討する。すべての移転先候補ピアへ移転できない場合、移転対象レプリカを消去する。

< 手順終わり >

この手順を 2 つのフローチャート、図 2 および 3 に示す。図 2 中に 2 箇所存在するサブルーチン（レプリカの移転プロセス、および追い出されたレプリカの移転プロセス）は図 3 に相当する。また、図 3 中に存在するサブルーチン（レプリカ移転先決定プロセス）は図 4 に相当する。

(2) レプリカ移転先決定法

移転対象レプリカの移転先候補ピアを、以下の手順に従って決定する。ただし、一連の対象となるピア（以下、対象ピアとする）は、移転対象レプリカの参照可能範囲内にあるすべてのピアとする。

(i) 対象ピアのうちの 1 つを選択し、そこにレプリ

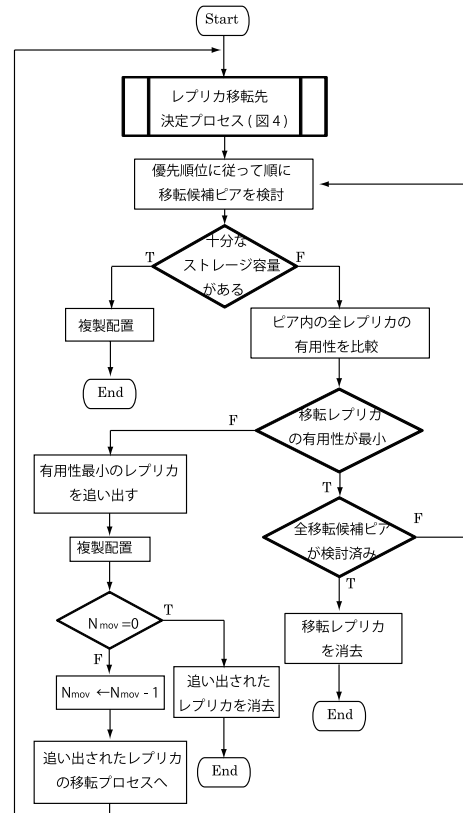


図 3 コンテンツ要求発生時のフローチャート その 2

力を置くと仮定する。

- (ii) すべての対象ピアにおいて、「レプリカまでのホップ数」×「過去にそのピアでそのコンテンツを参照した回数」を計算し、それらの総和 C を求める。
- (iii) レプリカを置くと仮定するピアを変え、すべての対象ピアについて、上記の (i), (ii) の手順により C を決定する。
- (iv) C の昇順に、レプリカの移転先候補ピアとする。

< 手順終わり >

この手順を図 4 にフローチャートとして示す。図中では、要求コンテンツを r 、コンテンツ要求ピアを P_d 、該当レプリカ所持ピアを P_r で表現している。また、ピア A の参照可能範囲に含まれるピアの集合を $S(A)$ とし、ピア A からピア B までの距離（ホップ数）を計

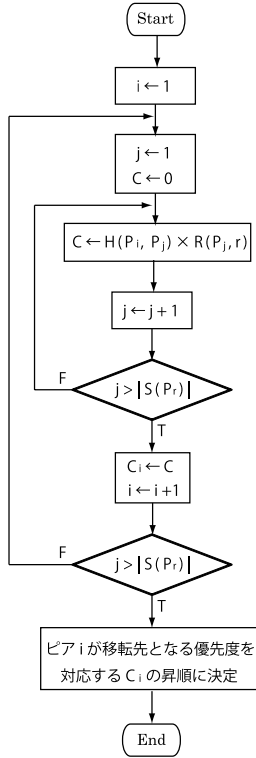


図 4 レプリカの移転先決定法のフローチャート

算する関数を $H(A, B)$ (ただし, $H(A, A) = 0$), ピア A で過去にコンテンツ a (のレプリカ) を参照した回数を計算する関数を $R(A, a)$ で表している. i, j, C, C_i は変数であり, 集合 $S(A)$ の要素数は $|S(A)|$ で表現している. 移転先の候補となる, 集合 $S(P_r)$ に含まれるピアのすべてには 1 から順に番号がつけられ, 各ピア i に関して計算された C の値はそれぞれ対応する C_i に格納される. 最終的に, ピアは C_i の値が小さいものほど移転先として高い優先順位を与えられる.

(3) 単位時間毎にレプリカの消去を行う際の手順

各单位時間において, あるレプリカ a が存在するピアから閾値 H_{th} ホップ以内の範囲に含まれるピア数を $N_{H_{th}}^a$, レプリカ a の参照可能範囲に含まれるピア数を N_{ref}^a とするとき, $N_{ref}^a / N_{H_{th}}^a$ が閾値 B より小さい場合, そのレプリカを消去候補とする. その後, 消去候補のレプリカの中で, $N_{ref}^a / N_{H_{th}}^a$ の値が最小のものを消去する. $N_{ref}^a / N_{H_{th}}^a$ の値は同一コン

テンツの複数のレプリカが近い位置に配置されるほど小さい値となる. なお, 本手順のアルゴリズムは単純であるため, フローチャートは省略する.

4 評価

4.1 評価方法

評価に用いる総コスト E を式 (1) のように定義する.

$$E = W_1 \cdot E_N + W_2 \cdot E_S + W_3 \cdot E_L \quad (1)$$

ここで, E_N は単位時間毎にネットワーク内のレプリカを複製, 移転, 参照したときの (ホップ数) \times (レプリカの容量) の総和を算出し, これらを積算したものを総シミュレーション時間で除した値, E_S は単位時間毎にネットワーク全体に存在するレプリカの容量の総和を算出し, これらを積算したものを総シミュレーション時間で除した値, E_L は単位時間あたりの要求コンテンツを取得できなかった回数の平均値 (共有コンテンツの取得要求に対して, これを取得できなかった数の総和を総シミュレーション時間で除した値), W_1, W_2, W_3 は重みである. 本論文では, E の値を最小とする手法が優れていると考える.

なお, 本論文の評価では, 定義した他のコストとは性質が異なり, 同列に比較することが困難であるため, サーバの運用, 維持および管理に要するコストは対象外としている. しかし, 障害対応と負荷分散の必要はあるものの, サーバに要求される計算量は従来のハイブリッド型 P2P におけるサーバと大きくかけ離れるものではなく, 実際のシステムの構築の際のコスト的な障害は十分低いものであると考えられる.

従来のハイブリッド型 P2P コンテンツ共有システムでは, サーバは多数のピアについて, それぞれが保有するレプリカを把握している必要があるが, 提案方式では, それに加えて, 各レプリカの参照可能範囲を把握する必要があり, さらにレプリカの参照や移動に関するいくつかの余分な処理も発生する. しかし, 提案方式での余分な処理は, 参照可能範囲内のピアのみが対象であり, その計算量の増加は限定的である. それに加えて, そのような処理が発生するのはコンテンツの要求が生じたときだけであるため, 常にそのような処理を継続しているわけではない. コンテンツ要求

表 1 シミュレーションパラメータ

シミュレーション時間	3000 単位時間
シミュレーション回数	100
ネットワーク形態	BA モデルトポロジ
初期配置ピア数	100
コンテンツ種類数	30
各コンテンツの容量	一様分布 (平均 2, 最小値 =1, 最大値 =3)
閾値 H_{th}	1~3
閾値 B	0.1~1.0 (0.1 間隔)

の頻度にもよるが、提案方式の現実の計算量は平均的には従来システムとさほど変わらないと考えられる。

4.2 シミュレーション条件

表 1 にシミュレーションパラメータを示す。まず、ピア数 100 の BA モデル [2] に従うトポロジのネットワークを作成した。図 5 はその一例である。次に、交換されるコンテンツの種類を 30 とし、各コンテンツのレプリカを上記のトポロジ中、無作為に選択した 1 つのピアに配置した。各ピアのストレージ容量は 6(固定)、または、表 2 に示される確率分布で与えた。本提案手法では、各レプリカについて参照可能範囲を設定することで、レプリカの再配置や消去を行う範囲を限定し、より完全な配置効率の最適性を追求しない代わりに、計算処理の複雑度を下げ、システムのスケラビリティを保っている。

今回のシミュレーション条件は、現実にも用いられている Peer-to-Peer ネットワークの規模よりかなり小さく設定されているが、大規模なネットワークを仮定しても、遠く離れたピアやコンテンツレプリカは参照、共有対象から外れるため、レプリカ配置オペレーションは基本的に同様である。大規模なネットワークでは、希少なコンテンツは、遠くのピアから要求ピアへ送ることがあり、そのためのネットワークコストは大きいと考えられるが、そのようなケースは稀であり、コスト評価の結果の傾向には大きな影響はない。逆に希少なコンテンツが多くのピアから要求され続

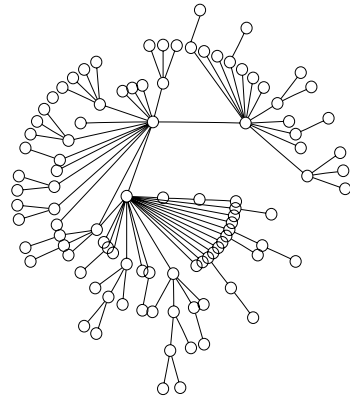


図 5 ピア数 100 の BA モデルトポロジの例

表 2 ストレージ容量の設定に用いる分布

正規分布 (平均 $\mu = 6.0$, 分散 $\sigma^2 = 1$)
正規分布 (平均 $\mu = 6.0$, 分散 $\sigma^2 = 4$)
一様分布 (平均 6.0)

ければ、そのレプリカはネットワーク内に増加するため、希少ではなくなり、この場合にも影響は極めて限定的である。以上の理由から、手法の有効性についてはこの条件で確認することが可能であると考えられる。

各コンテンツの容量は一様分布 (平均 2, 最小値 =1, 最大値 =3) で与え、各コンテンツの有用性の定義には、累積アクセス頻度を示す LFU (Least Frequently Used) [1] を用いた。提案手法における、消去対象となったレプリカの移転を行う回数 N_{mov} は 1 または 2 とした。

ネットワーク内のピア数は、シミュレーションの経過と共にピアの加入・脱退に伴って変化させた。コンテンツ取得要求は、 $\lambda_{req} = 0.5$ のポアソン分布に従う回数、ピアの加入・脱退は共に $\lambda_{mov} = 0.1$ のポアソン分布に従う件数がそれぞれ各単位時間において発生するものとし、コンテンツ取得要求およびピアの脱退は、無作為に選択されたピアがこれらを行うものとした。

加入ピアは、無作為に選択されたコンテンツのレプリカを 1 つ所持した状態で、BA モデルトポロジの優先的接続 (Preferential Attachment) [2] における確率

表 3 嗜好の定義に用いる分布

手順 1	正規分布 (平均 $\mu = 3$, 分散 $\sigma^2 = 1$)
手順 2	Zipf 分布 (式 (2) 参照), 一様分布

表 4 総コストに関する重み

条件 1	$W_1 = 10$	$W_2 = 1$	$W_3 = 10$
条件 2	$W_1 = 1$	$W_2 = 10$	$W_3 = 10$
条件 3	$W_1 = 10$	$W_2 = 1$	$W_3 = 50$
条件 4	$W_1 = 1$	$W_2 = 10$	$W_3 = 50$

に従って選択されたピアに接続される．ピアの脱退によってネットワークが分断される場合は、脱退ピアに直接接続していたピアのうちの 1 つに残りのすべてのピアを接続させ、全体で 1 つのネットワークを再形成させた．

各ピアでは、ユーザの嗜好に従ってコンテンツ要求を行う．ユーザの嗜好は次に示す方法で定義した．まず、各ユーザにおいて、嗜好の広さを決定する (手順 1)．これは、各ユーザが要求する可能性のあるコンテンツ数であり、表 3 に示される正規分布により決定する．次に、手順 1 で定義した嗜好の広さに従って、各ユーザの要求コンテンツを決定する (手順 2)．具体的には、以下の式 (2) に示される Zipf 分布、または一様分布を用いて各コンテンツが選択される確率を与え、それに従って、各ユーザに、手順 1 で定めた嗜好の広さを超えないように最大数のコンテンツを割り当てる．式 (2) では、全 N 種のコンテンツの各種類にコンテンツ 1 からコンテンツ N まで順番付けをした場合の、コンテンツ k がピアへ割り当てられる確率 $P_k (1 \leq k \leq N)$ を表している．

$$P_k = \frac{k^{-1}}{\sum_{n=1}^N n^{-1}} \quad (2)$$

各ピアは、上記で定義された自分の嗜好に合うコンテンツの中から無作為に 1 つのコンテンツを選択し、その要求を行う．

総コストに関する重み W_1, W_2, W_3 は表 4 に示される 4 つの条件に設定した．ここで、コンテンツ共有において、ユーザの目的は要求コンテンツを取得

することであるため、ロストコストに関する重み W_3 を最も大きい値とした．その中で、ネットワークコストを重視した場合 (条件 1, 3)、ストレージコストを重視した場合 (条件 2, 4) についての総コストを求める．なお、ストレージコストの重み W_2 を小さく設定した場合 (条件 1, 3) は、各ピアが提供するストレージにはコストがかからず、利用できる容量をできるだけ使い切る (ストレージの利用効率を上げる) のが良いという状況に相当する．

なお、本論文中で提示される評価結果はすべて、各々の条件で 3,000 単位時間継続するシミュレーションを 100 回行い、その平均値を採用している．

4.3 比較対象手法

本論文では、比較対象手法として、オーナー複製配置手法 [5] の本研究で扱う問題への対応のための拡張版と、筆者らが過去に提案した ERCT [12] および従来手法 [11] (同拡張版) を用いた．以下に詳細を示す．

I. オーナー複製配置手法 (拡張版)

コンテンツ要求ピアは該当レプリカ所持ピアから要求コンテンツを受信し、それを複製して保持する．ストレージ容量を超える場合には、ストレージ内のレプリカの有用性の和が最大になるように選択し、保持しきれないものを消去する．

II. ERCT (Expanded RCT)

閾値 H_{th} により、レプリカを作成するか、または、参照を行うかを決定する手法である．ERCT の手順を以下に示す．

- (1) 要求コンテンツのレプリカを所持するピアからコンテンツ要求ピアまでのホップ数を求める．
- (2) (1) で求めたホップ数を閾値 H_{th} と比較して、
 - (1) で求めたホップ数の方が大きければ (3) へ、そうでなければ (4) へ．
- (3) コンテンツ要求ピアのストレージ容量に空きのある場合は、最も近いコンテンツ保持ピアからそこに要求コンテンツのレプリカを複製し、複製配置終了．空きのない場合は、ストレージ内での有用性の和が最大になるようにレプリカを選択し、保持しきれないものを消去して、複製配置終了．

- (4) コンテンツ要求ピアは該当レプリカ所持ピアを参照し、新しい複製配置は行わない．終了．

III. 従来手法 (拡張版)

文献[11]での提案手法で、本論文の提案手法における $N_{mov} = 0$ の場合に相当する．

4.4 シミュレーション結果と考察

図 6~11 に、 $N_{mov} = 1$ とし、 H_{th}, B に最適な閾値を選択した場合の総コストを示す．図中の H_{th} および B は各手法における最適な閾値を示している．まず、手順 2 に Zipf 分布を用いた場合の結果について考察する．

図 6, 7 にストレージ容量を 6 に固定した場合の結果を示す．

条件 1 では、総コスト E において、ストレージコストよりもネットワークコストを重視した評価となっているため、レプリカを多数作成し、ネットワークコストを抑制する、オーナー複製配置のような手法が有効となる．そのため、ERCT、従来手法と同様に提案手法における閾値 H_{th} の最適値もすべて 1 となっている． $H_{th} = 1$ の場合の ERCT、従来手法および提案手法では、参照はほとんど行われず、レプリカを多数作成する．また、従来手法および提案手法における閾値 B の最適値もすべて 0.1 であり、最もレプリカの消去が行われ難い閾値となっている．よって、ERCT、従来手法および提案手法は、オーナー複製配置手法に非常に近い動作を行い、すべての手法の総コストがほぼ同程度となった．

条件 2 では、提案手法が最も総コストを抑制できしており、次いで従来手法、ERCT、オーナー複製配置手法の順となっている．ここでは、ストレージコストを重視した評価となっているため、ネットワーク上のレプリカの総数を抑制することが重要となる．まず、オーナー複製配置手法と、ERCT を比較すると、ERCT の方が総コストが小さい．これは、ERCT では、コンテンツ要求ピアと該当レプリカ所持ピアとの距離が閾値 H_{th} より小さい場合には、要求ピアにレプリカを作成せず、参照を行うため、ストレージコストを抑制できるからである．次に、ERCT と従来手法を比較すると、従来手法の方が総コストが小さい．

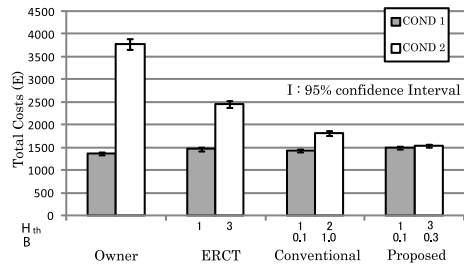


図 6 手順 2 に Zipf 分布を使用、ストレージ容量を固定、条件 1, 2 の場合の総コスト

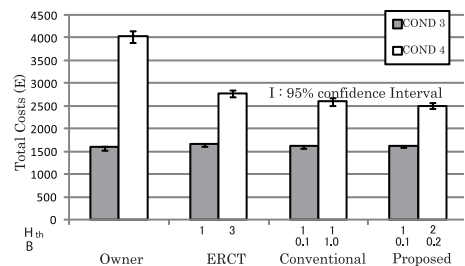


図 7 手順 2 に Zipf 分布を使用、ストレージ容量を固定、条件 3, 4 の場合の総コスト

この理由は、従来手法では、余剰と判断されたレプリカを消去する機構を備えており、ストレージコストを抑制できるからである．最後に、従来手法と提案手法を比較すると、提案手法の方が総コストが小さい．この理由は次の通りである．従来手法では新規にレプリカを保持すると、ストレージ容量の制限を越える場合、LFU によって、最も累積アクセス頻度の低いレプリカが消去される．そのため、ネットワーク上に存在するコンテンツの種類数は少なくなる傾向にある．一方、提案手法では、あるピアにおいて累積アクセス頻度が低く、消去対象となったレプリカを、ストレージ容量に空きのある別のピアや、自分より累積アクセス頻度の低いレプリカが存在するピアに移転させることができる．よって、提案手法では、多くの種類のコンテンツをネットワークに残すため、ストレージコストは増加するが、その増加分よりもロスコストを抑制でき、結果として、総コストを抑制している．

条件 3 では、すべての手法がほぼ同程度の総コストとなっている．この理由に関しては条件 1 の場合と同様である．また、条件 1 の場合と比較して、ロス

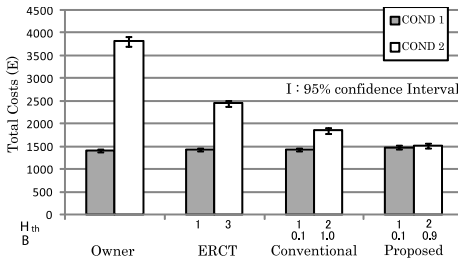


図 8 手順 2 に Zipf 分布を使用, ストレージ容量を正規分布 ($\sigma^2 = 1$) で付与, 条件 1, 2 の場合の総コスト

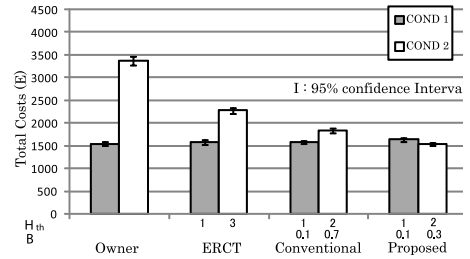


図 10 手順 2 に Zipf 分布を使用, ストレージ容量を一樣分布で付与, 条件 1, 2 の場合の総コスト

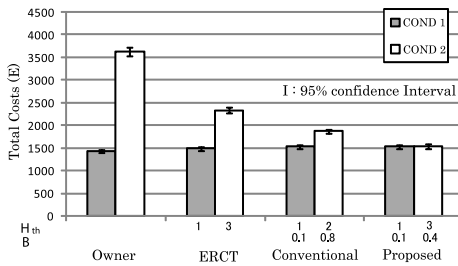


図 9 手順 2 に Zipf 分布を使用, ストレージ容量を正規分布 ($\sigma^2 = 4$) で付与, 条件 1, 2 の場合の総コスト

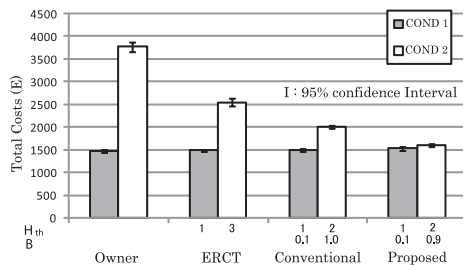


図 11 手順 2 に一樣分布を使用, ストレージ容量を固定, 条件 1, 2 の場合の総コスト

トコストの重みが大きくなったため, すべての手法において, 総コストが若干増加している。

条件 4 では, 提案手法が最も総コストを抑制でき, 次いで従来手法, ERCT, オーナー複製配置手法の順となっている。この理由に関しては条件 2 の場合と同様である。また, 条件 2 の場合と比較して, ERCT, 従来手法, 提案手法の間の総コストの差は小さくなっている。これはロスコストの重みが大きくなったため, レプリカを消去する機構をもつ従来手法および提案手法の総コストが増加したからである。

図 8~10 にストレージ容量を正規分布, 一樣分布で与えた場合の結果を示す。図 6 および図 8~10 より, 条件 1, 2 の場合, ストレージ容量のばらつきを大きくしても, ストレージ容量を固定とした場合の結果とほぼ同様である。なお, 条件 3, 4 においても, ストレージ容量を正規分布, 一樣分布で与えた場合の結果は, ストレージ容量を固定とした場合とほぼ同様の結果であった。

次に, 手順 2 に一樣分布を用いた場合の結果について考察する。

図 11 に, ストレージ容量を 6 に固定した場合の結果を示す。これにより, 条件 1, 2 の場合は, 手順 2 を Zipf 分布で与えた際の結果 (図 6) とほぼ同様であることがわかる。なお, 条件 3, 4 においても, 手順 2 を一樣分布で与えた場合の結果は, 手順 2 を Zipf 分布で与えた場合の結果とほぼ同様であった。

以上より, ストレージ容量のばらつきを変化させた場合において, ストレージコストに重みを置いた条件では, 提案手法が最も総コストを抑制できた。また, ネットワークコストに重みを置いた条件では, すべての手法がオーナー複製配置手法とほぼ同程度に総コストを抑制できた。ユーザの嗜好およびストレージ容量の平均値の与え方を変化させた場合においても, 同様の結論が得られた。

図 12 に, 提案手法を用いて閾値 H_{th} および B に最適値を与えた場合の, $N_{mov} = 1$ および 2 のときの総コストを示す。これより, すべての条件において, $N_{mov} = 1$ および 2 の場合にほぼ同程度の総コストとなることがわかる。なお, ストレージ容量を一樣分布および正規分布で与えた場合の結果もほぼ同様と

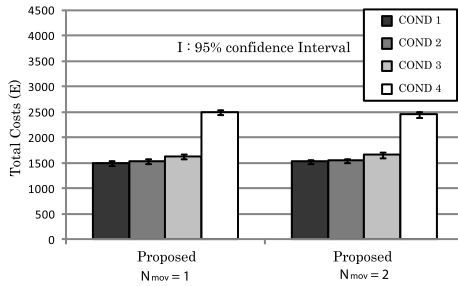


図 12 提案手法における手順 2 に Zipf 分布を使用，ストレージ容量を固定，条件 1~4 の場合の総コストとレプリカの移転回数の関係

なった．

よって，図 6 から図 11 における従来手法 ($N_{mov} = 0$ に相当) と提案方式 ($N_{mov} = 1$ に相当) の比較によりレプリカ移転は 1 回目に一定の効果があり，図 12 により 2 回目以降はその効果が限定的になってゆく傾向にあると考えられる．また， N_{mov} を適切に設定することで，効果が限定的になった段階でレプリカ移転をそれ以上繰り返さないように制御し，無駄な移転処理を省くことが可能である．省かれた処理の大きさについては後述する．

以下に文献[4]における評価と，本論文での提案方式の評価の違いについて述べる．前者では，各コンテンツの大きさはすべてストレージ容量の最小単位である 1 としていた．しかしこの場合，コンテンツはストレージに少しでも空きがあれば必ず配置できるという状況であり，不要なコンテンツの削除が十分行われている状況では一般にはコンテンツ配置を行いやすく，移転が発生しにくい条件となっており，必ずしも現実のコンテンツ配置を反映した評価になっていなかったと考えられる．

図 13 および 14 に，コンテンツ要求に際してコンテンツの移転を少なくとも 1 回以上行った回数について，コンテンツ容量を 1 に固定した場合と 1~3 の一様分布 (平均 2) でばらつきを与えた場合の双方を比較した結果を示す．ここで，前者が文献[4]，後者が本研究での評価条件に相当する．ただし，要求コンテンツ決定手法では手順 2 で Zipf 分布を使用するものとし，ストレージ容量については，図 13 では 1~11 (平均 6) の一様分布，図 14 では固定値 6 で与え，

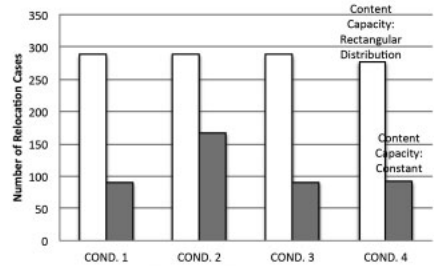


図 13 ストレージ容量を一様分布とした場合にレプリカの移転が必要となったコンテンツ要求件数に関するコンテンツ容量の与え方の違いによる比較

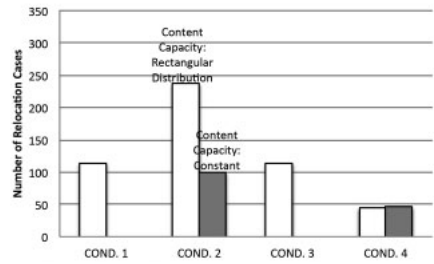


図 14 ストレージ容量を一定値とした場合にレプリカの移転が必要となったコンテンツ要求件数に関するコンテンツ容量の与え方の違いによる比較

それ以外の条件はこれまでに示した評価結果と同様とした．また，図 15 および 16 に，コンテンツ移転が 1 回でも発生した場合に，移転回数を制限しない条件で必要となった移転総数の平均値について，上記と同様の方法で，コンテンツ容量を 1 に固定した場合と 1~3 の一様分布でばらつきを与えた場合の双方を比較した結果を示す．(注：図 14 における条件 1 および 3 でレプリカの移転を必要とした回数はゼロである．また，そのことにより，図 16 における条件 1 および 3 では，レプリカの総移転回数の平均値を計算する際には 0/0 の計算となるため，結果を表示していない．)

まず，コンテンツ移転を少なくとも 1 回以上必要としたコンテンツ要求の総数は，上記に示した結果の中では，ストレージ容量を一定とした場合の条件 4 のケースを除くと，それ以外のすべての場合において，コンテンツ容量にばらつきがある場合とない場合では結果が異なり，前者の方が多いことがわかる．これは前述のように，文献[4]ではコンテンツの配置がし易

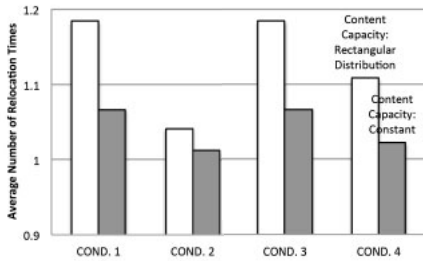


図 15 ストレージ容量を一樣分布とした場合にレプリカの移転が少なくとも 1 回以上発生した際の平均総移転回数に関するコンテンツ容量の与え方の違いによる比較

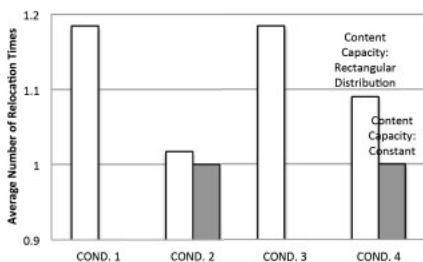


図 16 ストレージ容量を一定値とした場合にレプリカの移転が少なくとも 1 回以上発生した際の平均総移転回数に関するコンテンツ容量の与え方の違いによる比較

い条件となっていたことが原因であると考えられる。

さらに、コンテンツ容量にばらつきを持たせる場合、コンテンツ移転回数に制限を設けなければ、移転が 1 回でも発生した場合に必要な移転総数は、ネットワークコストが大きい条件 1, 3 では平均 1.18 程度となっている。逆にストレージコストが大きい条件である条件 2, 4 のときには、参照可能範囲が大きく取られるため、移転候補となるピアも多く、移転総数は小さくなる傾向にある。このことから、移転が発生した場合には、今回の提案方式に加えた、移転回数に上限を設ける制御により不要な処理を減らすことができ、上記の例では、移転回数を 1 回に制限し、それで十分な効果が上げられる場合には、最大で 18 パーセント程度余分に行っていた移転処理を省くことができることがわかる。

また、この結果において、コンテンツ容量を固定した場合とばらつきがある場合を比較すると、移転が少なくとも 1 回以上発生した場合の移転総数の平均値

は両者で異なっており、一般にコンテンツ容量を最小値に固定した場合には、総移転回数も少ないことが見て取れる。この理由もコンテンツ移転が必要となったコンテンツ要求の数に関する考察と同様に、コンテンツ容量が最小単位 1 に固定された場合、コンテンツ配置が行い易いことが理由であると考えられる。

以上のことから、本論文で行っている提案方式の評価は、少なくとも文献[4]で行った評価よりも現実に近い条件を設定しており、その結果は細部で異なっていることが明らかとなった。しかしそのことに拘わらず、本論文においても、前述のように提案方式の有効性が確認できたことは新たな知見であると言える。

5 むすび

本論文では、各コンテンツの容量が異なる条件において、効率的に複製配置を行い、各ピアのストレージ容量を超えるレプリカは他のピアへの移転を繰り返し試みる手法の効果を検証した。また、移転の試行回数を制御する仕組みを取り入れ、無駄な移転処理を省くことが可能であることを確認した。

本手法では、ピアのストレージ容量にばらつきがある場合でも固定容量の場合とほぼ同様にコンテンツ共有を行うことを可能とし、特にストレージコストの比重が大きい環境では、他の手法と比較して効率的に動作する傾向にあることが明らかになった。また、ストレージ容量のばらつきは、今回の評価で設定した程度であれば、システムの能力に大きな影響を与えないことも示された。さらに、各ピアで保持しきれないレプリカを他のピアに移転させる手法は、特に移転回数 1 回で一定の効果が見られ、その後効果が限定的になることも確認された。

今後の課題としては、本方式のより正確な評価のため、ネットワーク規模および共有コンテンツの種類を拡大した条件で計算機シミュレーションを行うことが挙げられる。また、システムを制御するサーバへの計算負荷の集中を緩和する方法として、例えば、サーバの並列化などが考えられるが、このような手法の確立も必要である。

参考文献

- [1] Arlitt, M., Cherkasova, L., Illey, J., Friendrich, R. and Jin, T.: Evaluating content management techniques for web proxy caches, in *Proc. of the 2nd Workshop on Internet Server Performance*, May 1999.
- [2] Barabási A. and Albert, R.: Emergence of scaling in random networks, *Science*, (1999), pp.509–512.
- [3] Cronin, E., Jamin, S., Jin, C. Kurc, A. R., Raz, D. and Shavitt, Y.: Constrained mirror placement on the internet, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 20, No. 7(2002), pp. 1369–1382.
- [4] Inoue, Y., Sugawara, S. and Ishibashi, Y.: Efficient content replication strategy for data sharing considering storage capacity restriction in hybrid Peer-to-Peer networks, *IEICE Trans. Commun.*, Vol. E94-B, No. 2 (2011), pp. 455–465.
- [5] Lv, Q., Cao, P., Cohen, E., Li, K. and Shenker, S.: Search and replication in unstructured peer-to-peer networks, in *Proc. of 16th ACM International Conference on Supercomputing (ICS'02)*, 2002.
- [6] Ratnasamy, S., Francis, P., Handley, R. and Karp, R.: A scalable content-addressable network, in *Proc. of the 2001 conference on applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications*, 2001, pp. 161–172.
- [7] Stoica, I., Morris, R., Kaashoek, M. F. and Balakrishnan, H.: Chord: A scalable peer-to-peer lookup service for internet applications, in *Proc. of the Conference of the ACM Special Interest Group on Data Communication (SIGCOMM '01)*, 2001, pp. 149–160.
- [8] Sunaga, H., Hoshiai, T. Kamei, S. and Kimura, S.: Technical trends in P2P-based communications. *IEICE Trans. Commun.*, Vol. E87-B, No. 10 (2004), pp. 1–8.
- [9] Yazti, D. Z., Kalogeraki, V. and Gunopulos, D.: Information retrieval techniques for peer-to-peer networks, *Computing in Science and Engineering*, Vol. 6, No. 4 (2004), pp. 20–26.
- [10] 井上友介, 菅原真司, 石橋豊: ハイブリッド型 P2P ネットワークにおけるストレージ資源の抑制を考慮した複製配置手法, 信学ソ大, No. B-7-17, 2008.
- [11] 井上友介, 菅原真司, 石橋豊: ストレージ容量の制限を考慮したハイブリッド型 P2P ネットワークにおける複製配置手法, 信学技報, No. IN2008-118, 2009.
- [12] 井上友介, 菅原真司, 石橋豊: ストレージ資源の抑制を考慮したハイブリッド型 P2P ネットワークにおけるコンテンツ共有のための効率的複製配置手法, 信学技報, No. NS2009-150, 2010.
- [13] 三川浩一, 大田知行, 角田良明, 伊藤篤: P2P ネットワークにおけるデータ収集のためのインデックス動的配置法, 信学技報, No. IN2004-190, 2005, pp. 29–34.
- [14] 中村聡史, 塚本昌彦, 西尾章治郎: P2P ウェブコンテンツ共有における相関性を考慮したキャッシングシステムの実現, DEWS2004, No. 1-C-02, 2004.
- [15] 長健二郎: P2P ファイル共有から Web サービスヘシフト傾向にあるトラフィック, *IIJ Internet Infrastructure Review*, Vol. 8 (2010), pp. 25–30.
- [16] 木戸裕樹, 原隆浩, 西尾章治郎: Peer-to-Peer ネットワークにおけるデータアクセス頻度を考慮した確率的な複製配置方式の評価と考察, データベースと Web 情報システムに関するシンポジウム論文集, IPSJ Symposium Series, Vol. 1, No. 16, 2005, pp. 1–8.



菅原 真 司

1994 年, 東京工業大学工学部電気電子工学科卒業. 1996 年, 同大学大学院修士課程修了. 1999 年, 同大学院博士課程修了. 同年, 電気通信大学電気通信学部情報通信工学科助手. 2005 年, 名古屋工業大学大学院助教授. 現在同大学院准教授. 分散データベース, 情報検索型通信等の研究に従事. 電子情報通信学会, 情報処理学会, IEEE, ACM 各会員.



井上 友 介

2008 年, 名古屋工業大学工学部情報工学科卒業. 2010 年, 同大学大学院修士課程創成シミュレーション工学専攻修了. 計算機ネットワークおよび分散データベースの研究に従事.



石 橋 豊

1981 年, 名古屋工業大学工学部情報工学科卒業. 1983 年, 同大学大学院修士課程情報工学専攻修了. 同年, 日本電信電話公社入社. NTT ヒューマンインタフェース研究所主任研究員を経て, 1993 年より名古屋工業大学助教授. 現在, 同大学院教授. 2000 年~2001 年, 文部省在外研究員として University of South Florida へ出張. 分散マルチメディアの研究に従事. 工学博士. 電子情報通信学会フェロー. 映像情報メディア学会, 日本バーチャルリアリティ学会, 情報処理学会, IEEE, ACM 各会員.



山岡 克 式

1991 年東京工業大学工学部電気電子
工学科卒業．1993 年同大学大学院修
士課程修了．1994 年同大学院博士後
期課程退学，同年同学大工学部助手，

2000 年文部省メディア教育開発センター助教授，2001

年東京工業大学助教授（職制変更により准教授），現
在に至る．2001 年～2003 年国立情報学研究所連携助
教授．博士（工学）．マルチメディア情報通信ネット
ワーク QoS 制御，効率的コンテンツ流通制御，等に
従事．電子情報通信学会会員．