

推薦論文

## ユビキタスセンサ環境における センシング周期に基づく P2P ネットワーク

小坂 佳弘<sup>†1</sup> 神崎 映光<sup>†1</sup>  
原 隆浩<sup>†1</sup> 西尾 章治郎<sup>†1</sup>

近年のユビキタス技術の発展により、さまざまなセンサデバイスがインターネットを介してセンサデータを提供するユビキタスセンサ環境が整いつつある。このような環境では、膨大な数のセンサデバイスがネットワークに参加し、センサデバイスごとに独自に設定された周期に基づいて定期的にセンシングを行うものと考えられる。本論文では、ユビキタスセンサ環境において、時刻を指定するクエリに対し、所望のセンサデータを効果的に取得できる P2P ネットワークの構築手法を提案する。ここで、従来の非構造型 P2P ネットワークでは、検索トラフィックが増大してしまう。一方、集中管理型のネットワークでは、特定のピアに負荷が集中し、検索遅延の増大などの問題が発生する。提案手法では、つねに同時にセンシングを行うピアをクラスタリングし、ある時刻において同時にセンシングを行うクラスタ間で分散して論理リンクを生成する。これにより、各ピアにかかる負荷を分散しつつ、余分な検索トラフィックを削減する。

### P2P Network Based on Cycle of Sensing in Ubiquitous Sensor Environment

YOSHIHIRO KOSAKA,<sup>†1</sup> AKIMITSU KANZAKI,<sup>†1</sup>  
TAKAHIRO HARA<sup>†1</sup> and SHOJIRO NISHIO<sup>†1</sup>

Recent advance in ubiquitous technology has led the development of ubiquitous sensor environment in which various kinds of sensor devices provide sensor data via the Internet. In this environment, an enormous number of sensor devices join the network and periodically perform sensing based on the cycle independently set by each of them. In this paper, we propose a P2P network construction method to achieve effective sensor data collection considering queries that specify a certain time in a ubiquitous sensor environment.

Here, in a conventional unstructured P2P network, search traffic becomes much larger. On the other hand, in a centralized network, several problems such as the increase of search delay occur due to the increase of load at a certain peer. Our method clusters peers which always perform sensing simultaneously, and constructs logical links between clusters whose peers simultaneously perform sensing at a certain time. This approach can reduce the number of query messages exchanged for searching sensor data while distributing the load of each peer.

#### 1. はじめに

近年、さまざまなデータを蓄積したデバイスがネットワークに参加することで、ユーザが多種多様な情報をどこからでも利用できるユビキタス環境への関心が高まっている<sup>2),12)</sup>。また、近年のセンサデバイスの低価格化、高性能化にともなって、自律的にセンシングを行い、地理情報や時間情報などが付与されたセンサデータを蓄積するセンサデバイスが普及しつつあり、このようなセンサデバイスがインターネットに接続されることで、さまざまなアプリケーションを提供できる環境が整いつつある。このような背景のもと、さまざまな組織および個人が設置したセンサデバイスをネットワークに参加させ、これらのデバイスが蓄積したデータをさまざまなユーザが活用できるユビキタスセンサ環境への期待が高まっている。ユビキタスセンサ環境では、膨大な数のセンサデバイスがネットワークに接続され、データを生成するため、データが各センサデバイスに分散配置されるものと考えられる。そのため、センサデータの管理および検索は、各センサデバイスがピアとなり、ピアどうしが直接接続して構築する P2P 型のネットワークが用いられるものと考えられる。

一方、このような環境が普及すると、ピアの位置情報やデータがセンシングされた時刻などを指定して、データを要求するようなアプリケーションが考えられる。その中でも、「大阪府全体の正午の路上風景の画像が欲しい」や、「正午に 25°C 以上の気温を観測している地域はどこか」といった、ある特定の時刻における広範囲のデータ収集があげられる。このような要求は、たとえば前者の例で取得したデータは、ある特定の時刻における交通状況の

<sup>†1</sup> 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

本論文の内容は 2009 年 7 月のマルチメディア、分散、協調とモバイル (DICOMO2009) シンポジウムにて報告され、同プログラム委員長により情報処理学会論文誌ジャーナルへの掲載が推薦された論文である。

把握や、同時刻の風景を長期にわたり蓄積することによる街並みの変化の記録などに利用されるものと考えられる。また、後者の例で取得したデータは、特定の時刻における局所的な温度上昇をとらえることにより、ヒートアイランド現象の対策を検討するなど、公的機関による環境対策などに応用されるものと考えられる。その場合、データがセンシングされた時刻が重要となる。このとき、ユーザは、ある程度の範囲内に存在するピアのうち、指定時刻でセンシングを行うピアにのみアクセスすることで、所望のデータを取得できる。ここで、環境情報をセンシングするピアは、各々に設定された周期に基づいて、定期的にセンシングを行うことが一般的であるが、さまざまな組織および個人がセンサデバイスを設置する環境では、設置者の意図によって設定するセンシングの周期がセンサごとに異なるものと考えられる。たとえば、公共機関が環境情報を収集するセンサデバイスを設置する場合、公的なデータを収集するために数分間隔程度の頻繁なセンシングが行われる。一方で、一般家庭においては、住人の趣味などにより、1日に1度程度の低い頻度でセンシングを行うセンサデバイスが設置されるものと考えられる。

このような環境において、あるユーザが時間を指定した検索を行う場合、ユーザが指定する時刻にセンシングを行っていないピアがネットワークに多数存在する。既存の P2P ネットワークでは、時刻を指定した検索を考慮していないため、ユーザが指定した時刻にセンシングを行っていないピアにもクエリが伝播され、余分な検索トラフィックが発生してしまう可能性がある。時刻を指定した検索に対応する単純な方法としては、すべてのピアを集中管理するゲートウェイサーバを設置し、ゲートウェイサーバと全ピアを直接接続するネットワークがあげられる。このネットワークでは、時刻を指定するクエリに対して、センサデータを返信すべきピアをゲートウェイサーバが計算し、該当するピアにのみクエリを転送することで、余分なトラフィックの発生を抑制できる。しかし、ゲートウェイサーバがすべてのピアに関する情報を管理する必要があり、多種多様な周期でセンシングを行うセンサデバイスが存在する環境では、ゲートウェイサーバの負荷が増大し、検索遅延の増大などの問題が発生する可能性がある。

そこで本論文では、時刻を指定する検索に対し、必要なセンサデータを保持するピアに効果的にクエリを伝播できる P2P ネットワーク構築手法である PCCS (P2P network Construction method based on Cycle of Sensing) を提案する。PCCS では、各ピアに設定されるセンシングの周期に着目し、同時刻にセンシングを行うピア間にリンクを生成することで、検索要求を発行するユーザが指定した時刻にセンシングを行うピアにのみクエリを伝播させ、余分な検索トラフィックの発生を抑制する。さらに本論文では、シミュレーション実験

を行い、提案手法の性能を評価する。

以下では、2章で関連研究について述べ、3章で本論文の想定環境について述べる。4章で本論文で提案する PCCS について説明し、5章では、提案手法の性能を評価するために行ったシミュレーション実験の結果を示す。最後に6章で本論文のまとめと今後の課題について述べる。

## 2. 関連研究

センサデータを用いたサービスのうち、現在運用されている代表的なものとして、AMeDAS<sup>5)</sup> や LiveE!<sup>7)</sup> などがある。これらのサービスは、センサデバイスが、定期的にセンシングしたデータを集約サーバに送信する。ここで集約サーバとは、センサデバイスから受信したデータを蓄積、管理し、ユーザに配信するサーバである。これらのサービスは、集約サーバがデータを管理し、ユーザにサービスを提供するサーバ・クライアント型のネットワークであるため、集約サーバの故障などによって、サービスの全機能が停止する可能性がある。また、本論文で想定するコピキタスセンサ環境のように、数十万、数百万といった膨大な数のセンサデバイスがネットワークに参加する環境において、サーバ・クライアント型のネットワークを構築した場合、集約サーバに負荷が集中し、検索遅延やデータ欠損が発生する可能性がある。

一方、大規模なコピキタスセンサ環境を想定した P2P ネットワークの構築手法も、さかんに研究が行われている<sup>1),3),6),8),9),11)</sup>。たとえば、文献 3) では、センサデバイスが設置された地理的な領域を一定サイズのエリアで分割し、各エリア内のピアをクラスタリングする。これにより、位置情報を指定するようなクエリを、指定領域に設置されたピアに高速かつ効率的に伝播できる。また、文献 6) では、領域内のピアを、複数の粒度に基づき、地理的に均一にオーバーレイ上に配置する手法が提案されている。これにより、ユーザが指定した粒度でのセンサデータの分布情報を、その粒度に対応したオーバーレイ上でクエリを伝播させることで効果的に収集できる。これらの研究では、ピアの位置や地理的な粒度などの情報を考慮し、効率的なクエリの伝播を実現している。しかし、ピアがセンシングを行う時刻を考慮しておらず、時刻を指定するようなクエリを効率的に伝播させることができない。

## 3. 想定環境

本章では、本論文の想定環境について述べる。

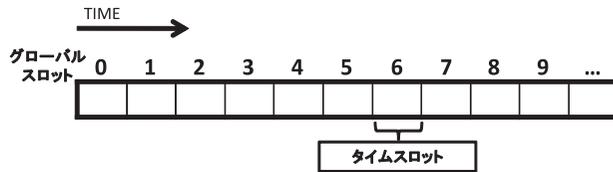


図 1 タイムスロット  
Fig. 1 Time slot.

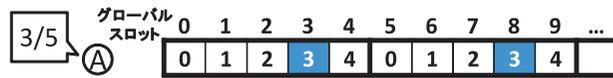


図 2 ピアのセンシング  
Fig. 2 Sensing of a peer.

### 3.1 タイムスロット

図 1 に示すように、システム内の時間を、一定の幅を持つタイムスロットによって分割する。システム全体の時間系はすべてのピアにとって共通であるものとし、スロット番号によって一意に識別できるものとする。本論文では、システム全体の時間系におけるタイムスロットを、グローバルスロットと定義する。また、各ピア間の時刻同期は、NTP<sup>10)</sup>などの時刻同期プロトコルによってあらかじめ十分な精度で行われているものとする。

### 3.2 ピア

ピアは、自身に搭載したセンサデバイスを用いて定期的にセンシングを行い、そのデータを蓄積する。各ピアがセンシングを行う間隔は、そのピアの設置者によってあらかじめ定められているものとする。本論文では、各ピアに設定されたセンシングの間隔を、そのピアのセンシング周期と呼ぶ。ここで、各ピアのセンシング周期は、3.1 節で述べたタイムスロット単位で表されるものとする。また、センシング周期内においてピアがセンシングを行う時刻もスロット単位で表されるものとし、これをセンシングスロットと呼ぶ。さらに、全ピアのセンシング周期は、グローバルスロット 0 において開始されるものとする。たとえば、図 2 のピア A は、センシング周期を 5 スロット、センシングスロットを 3 に設定し、グローバルスロット  $5n + 3$  ( $n$  は整数) においてセンシングを行っている。ここで、図 2 において、ピアに付与された数値は、右側がそのピアのセンシング周期、左側がセンシングスロットを表す。また、タイムスロット内の数字は、そのピアのセンシング周期内におけるスロット番号を表し、色つきのスロットがセンシングスロットを表す。

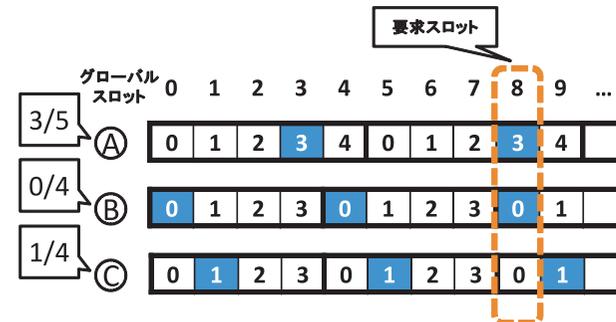


図 3 要求スロット  
Fig. 3 Requested slot.

各ピアはネットワークに接続されており、ネットワーク内で一意の識別子が与えられているものとする。また、自身と直接リンクを生成している（隣接している）ピアの情報として、そのピアの識別子、センシング周期、およびセンシングスロットを保持する。

### 3.3 クエリ

情報検索を行うユーザは、データを要求する時刻を指定したクエリを発行し、指定した時刻にセンシングを行う全ピアからデータを収集する。クエリに指定する時刻はグローバルスロットで表されるものとし、このスロットを要求スロットと定義する。また、要求スロットでセンシングを行い、データを返送すべきピアを、そのクエリの該当ピアと呼ぶ。たとえば、図 3 では、要求スロット 8 を指定したクエリが発行されており、このスロットでセンシングを行っているピア A および B が、クエリの該当ピアとなる。

### 3.4 ゲートウェイサーバ

ネットワーク上に 1 台のゲートウェイサーバが存在し、そのネットワーク上の位置（アドレス）はすべてのピアおよびユーザにとって既知であるものとする（図 4）。新たにネットワークに参加するピアやクエリを発行するユーザは、まずゲートウェイサーバにアクセスする。

## 4. PCCS (P2P network Construction method based on Cycle of Sensing)

PCCS では、任意のクエリに対し、同時に該当ピアとなるピアのみで構成される部分ネットワークが存在するようにネットワークを構築する。これにより、各ピアの自律的な判断に

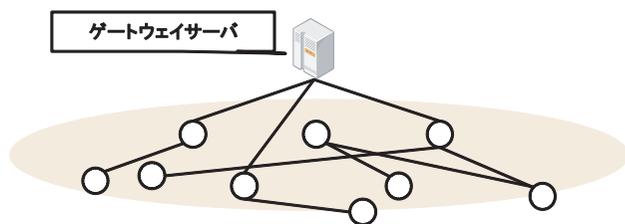


図 4 ゲートウェイサーバ  
Fig. 4 The gateway server.

よって該当ピアにのみクエリを伝播させ、余分な検索トラフィックを削減する。ここで、ある 2 つのピアが同時に該当ピアとなるか否かは、それらのピアに設定されたセンシング周期およびセンシングスロットに依存する。以下では、センシング周期に基づくピア間について述べた後、PCCS の詳細を述べる。

#### 4.1 センシング周期に基づくピア間関係

ある 2 つのピアが同時に該当ピアとなるか否かは、ピアのセンシング周期とセンシングスロットによって、以下に定義する 3 つの関係に分類できる。

- 常時一致：図 5 (a) のように、センシング周期およびセンシングスロットがともに等しいピアの関係を、常時一致と定義する。2 つのピアが常時一致の関係にある場合、一方がセンシングを行うスロットでは、必ず他方もセンシングを行う。
- 常時不一致：図 5 (b) のように、センシング周期が等しく、センシングスロットが異なるピアの関係を、常時不一致と定義する。2 つのピアが常時不一致の関係にある場合、これらのピアは、同じスロットでセンシングを行うことがない。
- 一時一致：図 5 (c) のように、センシング周期は異なるが、同時にセンシングを行う可能性があるピアの関係を、一時一致と定義する。一時一致の関係にあるピアは、クエリが指定した要求スロットによって、同時に該当ピアとなる場合とならない場合がある。

#### 4.2 ネットワーク構成

PCCS では、4.1 節で述べた 3 つの関係に基づき、ピア間のリンクを生成する。

まず、常時一致の関係にあるピアは、つねに同時にクエリを伝播させる必要があるため、これらのピアで構成されるクラスタを形成する。また、各クラスタには 1 つの代表ピアが存在する。PCCS では、クラスタに最初に参加したピアを代表ピアとし、他のピアをメンバピアと呼ぶ。なお、本論文では、クラスタ内のネットワーク構成には特に制限を設けない。

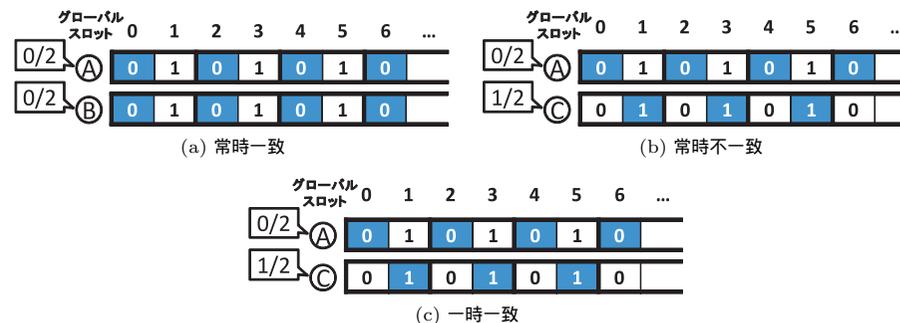


図 5 センシング周期に基づくピア間関係  
Fig. 5 Relationships between peers based on sensing cycle.

次に、各クラスタの代表ピアのうち、一時一致の関係にあるピア間でリンクを生成する。ここで、一時一致の関係にある 2 つのピアが同時に該当ピアとなるか否かは、それぞれのセンシング周期に基づいて規則的に変化する。PCCS では、以下に示す定理に基づき、あるピアが新たなクラスタの代表ピアとしてネットワークに参加する際、その接続先となる代表ピア（以下、リンク対象ピア）を、センシング周期の倍数・約数関係に基づいて決定する。

[定理] ピア A のセンシング周期  $C_a$  の約数長のセンシング周期  $C_b$  を設定しているピア B が、ピア A と一時一致の関係にある場合、ピア A が該当ピアであるとき、ピア B もつねに該当ピアとなる。

[証明] ピア A のセンシング周期におけるセンシングスロットを  $S_a$  とすると、ピア A がセンシングを行うグローバルスロット  $S_a^G$  は、次式で表される。

$$S_a^G = \{nC_a + S_a | n = 0, 1, \dots\}. \tag{1}$$

一方、ピア B のセンシング周期におけるセンシングスロットを  $S_b$  とすると、ピア B がセンシングを行うグローバルスロット  $S_b^G$  は、次式で表される。

$$S_b^G = \{mC_b + S_b | m = 0, 1, \dots\}. \tag{2}$$

ここで、ピア A とピア B が、少なくとも 1 つのグローバルスロットで同時にセンシングを行う場合、ある自然数  $i, j$  において次式が成立する。

$$iC_a + S_a = jC_b + S_b$$

$$S_a = jC_b - iC_a + S_b.$$

ここで、ピア B のセンシング周期が、ピア A のセンシング周期の約数長となる場合、 $C_a = kC_b$  ( $k$  は自然数) であるため、次式が成立する。

$$\begin{aligned}
 S_a^G &= nC_a + S_a \\
 &= nkC_b + jC_b - ikC_b + S_b \\
 &= \{(n-i)k+j\}C_b + S_b.
 \end{aligned}$$

上式において,  $i, j, k, n$  はすべて整数であるため,  $\{(n-i)k+j\}$  も整数であり,  $S_a^G \in S_b^G$  が成立する. □

上記の定理は, 一時一致の関係にある代表ピアのうち, 自身のセンシング周期の約数長のセンシング周期が設定されている代表ピアと接続することで, クエリに対して自身が該当ピアとなるとき, 接続先の代表ピアも必ず該当ピアとなることを示している. つまり, 一時一致の関係にあり, かつ倍数・約数関係にあるセンシング周期が設定された代表ピア間でリンクを生成することで, 該当ピアのみで構成される部分ネットワークを構築できる.

以上を考慮して, PCCS では, 代表ピア  $I$  が, 以下の手順で生成されるリンク対象周期リストを保持する. ここで, リンク対象周期とは, ネットワークに新規に参加したピアの接続する対象となる代表ピアに設定されるセンシング周期の集合を表す.

- (1) 自身のセンシング周期  $C_i$  が素数の場合, 空のリストを保持し, 処理を終了する.
- (2)  $C_i$  の約数のうち最大値をリストに追加する.
- (3) リストに追加した値が素数であれば, 処理を終了する. 素数でなければ, 追加した値の約数の最大値をリストに追加する操作を, 追加した値が素数になるまで繰り返す.

たとえば, 図 6 において, センシング周期が 24 である代表ピア  $I$  のリンク対象周期リストは, 以下の手順によって生成される.

- (1) 自身のセンシング周期 24 が素数でないため, 手順 (2) へ.
- (2)  $C_i$  の約数 (2, 3, 4, 6, 8, 12) のうち, 最大値である 12 をリストに追加する.
- (3) リストに追加した値が素数でないため, 12 の約数 (2, 3, 4, 6) のうち, 最大値で

ある 6 をリストに追加する.

- (4) 同様に, 6 の約数 (2, 3) のうち最大値 3 をリストに追加する.
- (5) リストに追加した値が素数であるため, 処理を終了する.

これにより, 代表ピア  $I$  のリンク対象周期リストの要素は,  $\{12, 6, 3\}$  となる. 代表ピア  $I$  は, 自身のリンク対象周期リスト内の値がセンシング周期に設定された代表ピアのうち, 次式を満たすものをリンク対象ピア候補とする. ここで, リンク対象ピア候補とは, リンク対象ピアとなる代表ピアの集合を表す.

$$S_{target} = S_i \bmod C_{target}. \tag{3}$$

上式において,  $C_{target}$  および  $S_{target}$  は, リンク対象ピア候補のセンシング周期およびセンシングスロットを表す. 上式を満たすリンク対象ピア候補は, ピア  $I$  と一時一致の関係が成立する. ここで, リンク対象ピア候補のすべてがネットワークに参加しているとは限らないため, リンク対象ピア候補のうち, ネットワークに参加しており, 最も大きいセンシング周期が設定されたものを, その代表ピアのリンク対象ピアとする. たとえば, 図 6 のピア  $I$  は, リンク対象周期リストが  $\{12, 6, 3\}$  であり, このいずれかがセンシング周期として設定され, 式 (3) の条件を満たす代表ピアの集合がリンク対象ピア候補となる. この中で, センシング周期 6 が設定された代表ピアと, センシング周期 3 が設定された代表ピアがネットワーク内に存在する場合, センシング周期の大きい前者がリンク対象ピアとして選択される. これにより, 代表ピア間のリンクが特定の代表ピアに集中することを防ぐ. また, 素数長のセンシング周期 (以下, 素数周期) が設定された代表ピアは, ゲートウェイサーバと直接リンクを生成する. これにより, 代表ピアによって構築されるネットワークは, ゲートウェイサーバを根とする木構造となる. 本論文では, この代表ピア間で生成される木構造ネットワークを代表木と定義する. 図 7 に, PCCS におけるネットワーク構成例を示す. ここで, ピア  $F, G, H$  は, 代表ピア  $E$  のクラスタに参加するメンバピアである.

### 4.3 ネットワークへの参加

本節では, 4.2 節で述べたネットワークを構築するために, 新たにネットワークに参加するピアの参加手順について述べる. ここで, 新たにネットワークに参加するピアを新規ピアと呼ぶ.

まず新規ピアは, 参加パケットをゲートウェイサーバに送信する. ここで, 参加パケットには, 新規ピアの識別子, センシング周期  $C_{new}$ , およびセンシングスロット  $S_{new}$  を含む. 参加パケットを受信したゲートウェイサーバは, 以下の手順に従って参加処理を行う.

- (1) 新規ピアと常時一致の関係にある代表ピアが代表木の子ノードとして接続されている



図 6 リンク対象周期リスト  
Fig. 6 Link target cycle list.

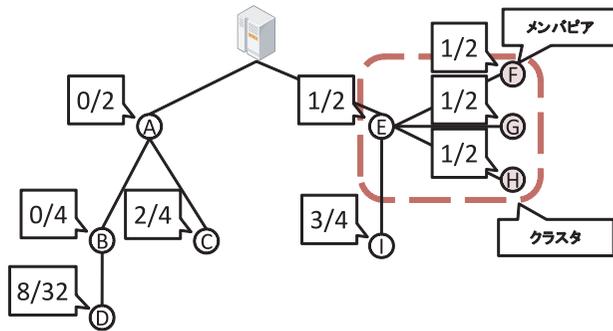


図 7 ネットワーク例  
Fig. 7 Example of a network.

場合、この代表ピアに参加パケットを転送し、自身の処理を終了する。

- (2) 新規ピアのリンク対象周期リスト, およびリンク対象ピア候補を, 4.2 節で述べた手順で導出する。
- (3) リンク対象ピア候補のいずれかが代表木の子ノードとして接続されている場合, その代表ピアに参加パケットを転送し, 自身の処理を終了する。接続されていなければ, 新規ピアを新たな代表ピアとし, 自身の子ノードとして接続させ, 手順(4)に進む。
- (4) 代表木の全子ノードに対して, 新規ピアをリンク対象ピアとする子ノードが存在するか調べる。該当する子ノードが存在する場合, それらに新規ピアの情報を含むリンク張替えパケットを送信する。リンク張替えパケットを受信した子ノードは, ゲートウェイサーバとのリンクを切断し, 新規ピアの子ノードとして接続する。

次に, 参加パケットを受信した代表ピアは, 以下の手順に従って参加処理を行う。

- (1) 新規ピアと常時一致の関係にある場合, 代表ピアは, 新規ピアを自身のクラスタに参加させ, 参加処理を終了する。
- (2) 新規ピアとセンシング周期またはセンシングスロットが異なる場合は, 上述したゲートウェイサーバと同様の手順に従って参加処理を行う。

上記の手順の例を図 8 に示す。図 8 において, ピアを囲む長方形と数字は, 代表ピアのセンシング周期を表す。まず, 参加パケットを受信したゲートウェイサーバは, 新規ピア A のリンク対象ピア候補を導出し, 新規ピア A のリンク対象ピア候補のいずれかが子ノードとして接続しているかを確認する。ここで, 代表ピア B が, 新規ピア A のリンク対象ピア

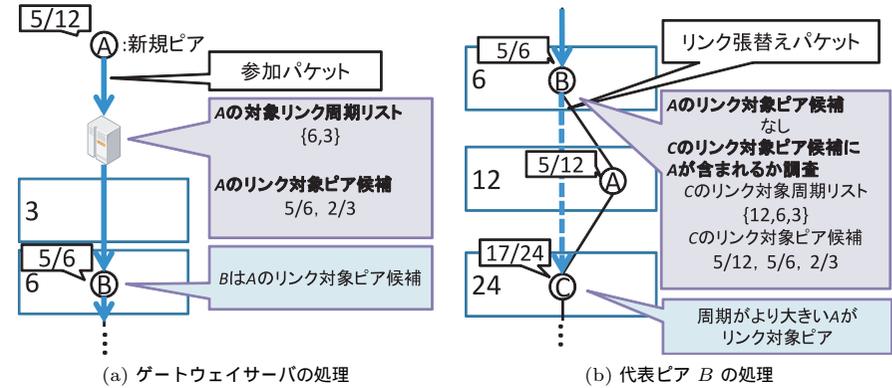


図 8 ピアの参加  
Fig. 8 Join of a peer.

候補であるため, ゲートウェイサーバは代表ピア B に参加パケットを転送する。参加パケットを受信した代表ピア B は, 自身と新規ピアが常時一致の関係にないため, ゲートウェイサーバと同様の動作により, 新規ピア A のリンク対象ピア候補のいずれかが代表木の子ノードとして接続しているか確認する。ここでは, 該当する代表ピアが存在しないため, 新規ピア A を自身の子ノードとして直接接続させる。次に, 自身の子ノードである代表ピア C のリンク対象ピア候補を導出し, 新規ピア A が代表ピア C のリンク対象ピア候補となるか調査する。ここで, 新規ピア A は, 代表ピア C のリンク対象ピア候補であり, かつ, 代表ピア B より大きなセンシング周期が設定されているため, 代表ピア C のリンク対象ピアは, 新規ピア A となる。よって, リンク張替えパケットを代表ピア C へ送信する。

#### 4.4 クエリの処理

本節では, ユーザが発行したクエリの処理について述べる。まず, ユーザは, ゲートウェイサーバにクエリを送信する。ここでクエリには, ユーザが指定した要求スロット  $S_{req}$  を含む。クエリを受信したゲートウェイサーバは, 以下の手順に従って, 処理を行う。

- (1) 代表木における自身の子ノードのうち, 次式を満たす代表ピアを検索する。

$$S_{req} \bmod C_{link} = S_{link}. \quad (4)$$

ここで,  $C_{link}$  は検索対象の代表ピアのセンシング周期,  $S_{link}$  はセンシングスロットである。この式を満たす代表ピアは, 発行されたクエリの該当ピアである。

- (2) 式(4)を満たす代表ピアが存在すれば, その代表ピアすべてにクエリを転送し, 自身

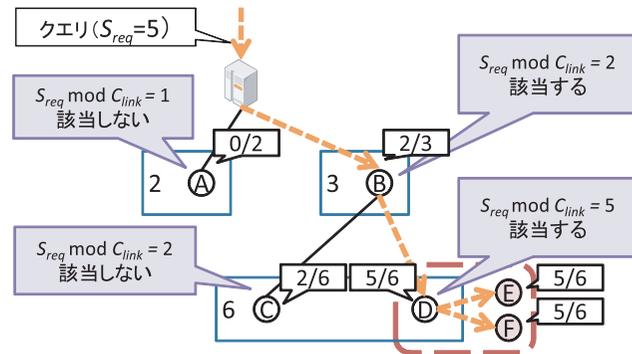


図 9 クエリ処理  
Fig. 9 Query processing.

の処理を終了する。

次に、クエリを受信した代表ピアは、以下の手順に従って、処理を行う。

- (1) 自身のクラスタにメンバピアが存在する場合、クエリをクラスタ内にフラッディングする。
- (2) 上述したゲートウェイサーバの処理手順と同様、代表木における自身の子ノードのうち、式 (4) を満たすものにクエリを転送する。

この手順の例を図 9 に示す。図 9 では、要求スロットが 5 であるクエリが発行されている。クエリを受信したゲートウェイサーバは、自身の子ノードのうち、クエリに該当する代表ピア B にもクエリを転送する。同様にクエリを受信した代表ピア B も、代表ピア D にもクエリを転送する。代表ピア D は、自身のクラスタにメンバピアが存在するため、クエリを自身のクラスタ内にフラッディングする。

#### 4.5 仮想ピアの導入

PCCS では、4.3 節で述べた手順によってピアを参加させることで、任意のクエリに対し、該当ピアにのみクエリを伝播可能なネットワークを構築できる。ここで、4.3 節の参加手順において、参加パケットを受信したゲートウェイサーバは、新規ピアのリンク対象ピア候補が自身の子ノードとして接続されていない場合、新規ピアを自身の子ノードとして直接接続させる。そのため、素数周期や小さいセンシング周期が設定された代表ピアがネットワーク内で少数の場合、多数の代表ピアがゲートウェイサーバと直接リンクを生成し、ゲートウェイサーバが転送するメッセージ数が著しく増大するものと考えられる。そこで PCCS では、

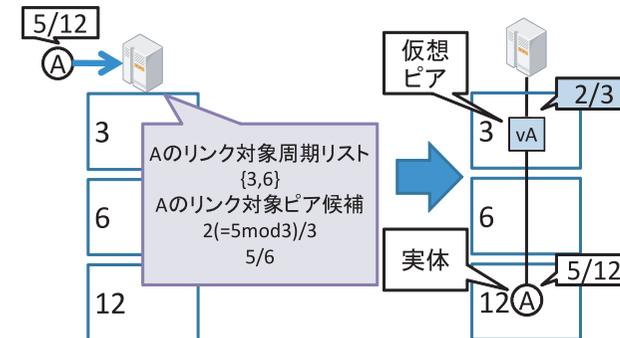


図 10 仮想ピアの生成  
Fig. 10 Creation of a virtual peer.

仮想ピアと呼ぶ仮想的なピアを導入することで、ゲートウェイサーバと直接リンクを生成する代表ピア数の増大を抑制する。ここで仮想ピアとは、素数長以外のセンシング周期でセンシングを行うピアのうち、仮想的に素数周期が設定されたピアとして振る舞うピアである。また、仮想ピアとして振る舞っているピアを、その仮想ピアの実体と呼ぶ。

本節では、仮想ピアの生成、および交代について述べる。

#### 4.5.1 仮想ピアの生成

4.3 節のゲートウェイサーバの処理手順 (3) において、新規ピアが、代表木におけるゲートウェイサーバの子ノードとなる場合、新規ピアのセンシング周期が素数長でなければ、新たな仮想ピアを生成する。具体的には、新規ピアのリンク対象周期リスト内の素数をセンシング周期  $C_v$  とし、センシングスロットが  $S_{new} \bmod C_v$  である仮想ピアを生成し、新規ピアをこの仮想ピアとして振る舞わせる。新規ピアは、仮想ピアとしてゲートウェイサーバと直接接続しながら、自身のセンシング周期、およびセンシングスロットが設定された実体としてもネットワークに参加する。

この動作例を図 10 に示す。新規ピア A の参加パケットを受信したゲートウェイサーバは、新規ピア A のリンク対象ピア候補が子ノードとして接続されていないことを確認する。そのため、新規ピア A を実体し、センシング周期 3、センシングスロット  $2 (= 3 \bmod 5)$  である仮想ピア  $vA$  を生成し、自身の子ノードとして直接接続させる。一方、仮想ピアの実体であるピア A は、仮想ピア  $vA$  の子ノードとしてネットワークに参加する。

#### 4.5.2 仮想ピアの交代

4.3 節の参加手順において、ゲートウェイサーバからの参加パケットを受信した代表ピアが仮想ピアであった場合、その実体である代表ピアは、自身のセンシング周期と、新規ピアのセンシング周期とを比較する。新規ピアのセンシング周期の方が小さい場合、新規ピアと仮想ピアを交代させる。具体的には、自身の仮想ピアとゲートウェイサーバとのリンクを切断した後、新規ピアの情報を含むリンク張替えパケットをゲートウェイサーバに送信する。リンク張替えパケットを受信したゲートウェイサーバは、新規ピアに対応した新たな仮想ピアを生成し、自身の子ノードとして直接接続させる。さらに、ゲートウェイサーバとのリンクを切断した仮想ピアの実体であるピアは、実体が新規ピアである新たな仮想ピアに参加パケットを送信し、ネットワークに再参加する。ここで、新規ピアのセンシング周期が素数長であった場合、仮想ピアは生成されず、新規ピアそのものがゲートウェイサーバの子ノードとして接続する。

この動作例を図 11 に示す。新規ピア  $B$  の参加パケットを受信したゲートウェイサーバは、新規ピア  $B$  のリンク対象ピア候補である仮想ピア  $vA$  が隣接していることを確認し、参加パケットを仮想ピア  $vA$  へ転送する。仮想ピア  $vA$  は、自身の実体であるピア  $A$  のセンシング周期と、新規ピア  $B$  のセンシング周期とを比較する。ここでは、新規ピア  $B$  のセンシング周期のほうが小さいため、仮想ピア  $vA$  を削除し、代表ピア  $B$  を実体とする仮想ピア  $vB$  を生成する。その後、代表ピア  $A$  は、新たな仮想ピア  $vB$  に参加パケットを送信し、ネットワークに再参加する。

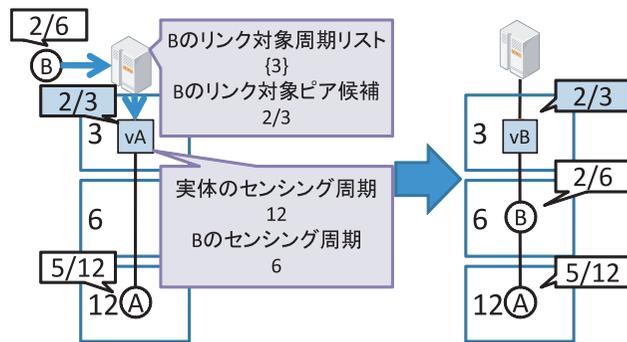


図 11 仮想ピアの交代  
Fig. 11 Change of a virtual peer.

#### 4.6 考 察

PCCS では、ピアが新たにネットワークに参加する際、代表木を介し、新規ピアと同時にセンシングを行う代表ピアに参加パケットを伝播させることで、新規ピアをネットワーク上の適切な位置に参加させる。この際に発生するトラヒックは、代表木の高さに依存する。ここで、PCCS では、常時一致の関係にあるピアをクラスタ化し、各クラスタの代表ピアのみで代表木を構築するため、代表木の高さはセンシング周期の多様性によって変動し、ピア数の増加による影響は小さい。一方、PCCS では、4.2 節で述べたとおり、任意の要求スロットを指定するクエリに対し、各ピアのセンシング周期に基づいて代表木を生成することにより、該当ピアのみで構成される部分ネットワークが構成できる。そのため、クエリの処理については、ユーザが要求するスロットでセンシングを行うピアのみに過不足なくクエリを伝播させることができ、参加ピア数にかかわらず、検索時のトラヒックを必要最低限に抑えることができる。ピア数の変化がトラヒックに与える影響については、5 章において詳細に評価する。

また、時刻を指定したクエリを処理する場合、短いセンシング周期が設定されたピアは、多くのクエリに対して該当ピアとなる可能性がある。このようなピアには、多くのクエリが伝播されるため、検索時の負荷が他のピアより大きくなる。特に、代表ピアは、受信したクエリに対し、4.4 節で述べた処理を行う必要があるため、受信するクエリ数の増大にともない、負荷が著しく増加するものと考えられる。また、PCCS では、センシング周期に基づいて代表木を構築するため、新規ピアが参加する際、短いセンシング周期が設定された代表ピアほど多くの参加メッセージを処理する必要がある。このように、PCCS では、センシング周期の違いにより、特に代表ピアにかかる処理が異なるものと考えられる。これらの影響については、5 章において詳細に評価する。

#### 5. 性能評価

本章では、PCCS の有効性を検証するために行ったシミュレーション実験の結果を示す。シミュレーション実験では、PCCS の性能を、5.1 節に示す 2 つの手法と比較した。また、PCCS については、仮想ピアの有無が性能に与える影響を調査するため、仮想ピアを導入する場合と導入しない場合の性能を比較した。

各ピアに設定されるセンシング周期は、文献 5), 7), 11), 13), 14) を基に、実環境において多く設定される {2, 4, 10, 20, 30, 40, 60, 120, 240, 360, 720, 1440} [slots] からランダムに決定した。また、センシングスロットは、センシング周期内でランダムに決定

した。

### 5.1 比較手法

本節では、シミュレーション実験における比較手法について述べる。2章で述べたとおり、コピキタスセンサ環境を想定した既存研究では、センシングやデータ要求の時刻を考慮したものが存在しない。そのため本章では、以下に示す単純なネットワークを比較対象とした。

#### 5.1.1 ランダム型ネットワーク

PCCS と同様、常時一致のピア間でクラスタを形成し、各クラスタの代表ピア間でネットワークを構築する。ただし、ゲートウェイサーバを設置せずに、代表ピア間のリンクをランダムに生成する。

新たなピアがネットワークに参加する際、新規ピアは、ネットワーク内でランダムに選択したピアに参加パケットを送信する。参加パケットを受信したピアがメンバピアの場合は、自身が所属するクラスタの代表ピアに転送する。参加パケットを受信した代表ピアは、参加パケットを全代表ピアにフラッディングし、新規ピアと常時一致の関係にある代表ピアを検索する。該当する代表ピアが存在する場合は、新規ピアをそのクラスタに参加させる。一方、該当する代表ピアが存在しない場合は、新規ピアを新たな代表ピアとし、自身とリンクを生成する。

一方、ユーザが検索を行う場合、ネットワーク内でランダムに選択したピアにクエリを送信する。クエリを受信したピアがメンバピアの場合は、自身が所属するクラスタの代表ピアに転送する。クエリを受信した代表ピアは、受信したクエリを全代表ピアにフラッディングする。クエリを受信した各代表ピアは、式(4)を用いて、自身がクエリの該当ピアとなるか判断し、該当する場合、自身のクラスタ内にクエリをフラッディングする。

#### 5.1.2 スター型ネットワーク

PCCS と同様、常時一致の関係にあるピア間でクラスタを形成する。また、1台のゲートウェイサーバを設置し、各クラスタの代表ピアは、ゲートウェイサーバと直接接続する。

新たなピアがネットワークに参加する際、新規ピアは、ゲートウェイサーバに参加パケットを送信する。参加パケットを受信したゲートウェイサーバは、隣接している代表ピアのうち、参加ピアと常時一致の関係にあるものを検索する。該当する代表ピアが存在する場合は、参加ピアをそのクラスタに参加させる。一方、該当する代表ピアが存在しない場合は、参加ピアを新たな代表ピアとし、ゲートウェイサーバと直接接続させる。

一方、ユーザが検索を行う場合、ゲートウェイサーバにクエリを送信する。クエリを受信したゲートウェイサーバは、式(4)を用いて、該当する代表ピアを検索し、それらにクエリ

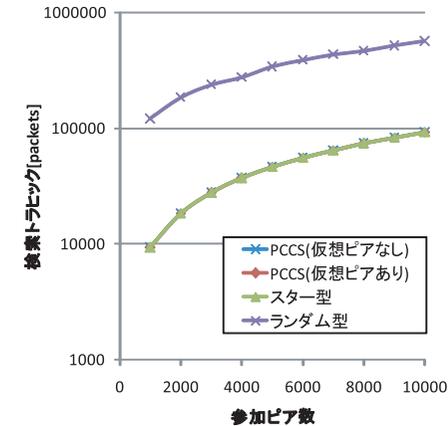


図 12 検索トラフィック

Fig. 12 Search traffic.

を転送する。クエリを受信した代表ピアは、クラスタ内にクエリをフラッディングする。

### 5.2 検索トラフィック

まず、検索トラフィックとして、参加ピア数  $1,000n$  ( $1 \leq n \leq 10$ ) のネットワークにおいて、要求スロットを  $[0, 100000]$  [slots] の範囲内でランダムに設定した 100 回の検索を行い、検索 1 回あたりにネットワーク内を伝播したクエリの総数の平均を比較した。評価結果を図 12 に示す。図の横軸はピア数を表し、縦軸は検索トラフィック（対数表示）を表す。結果より、参加ピア数にかかわらず、ランダム型ネットワークにおける検索トラフィックが、他のネットワークと比較して大きくなるのが分かる。これは、ランダム型のネットワークにおいて、クエリを全代表ピアにフラッディングする必要があるためである。一方、PCCS およびスター型ネットワークでは、ユーザが要求するスロットでセンシングを行うピアのみに過不足なくクエリを伝播させるため、検索トラフィックを必要最低限に抑制できるのが分かる。ここで、PCCS において仮想ピアを導入した場合、仮想ピアがクエリに該当し、その実体が該当しない場合に、仮想ピアへのクエリ伝播が無駄となるため、余分な検索トラフィックが発生する。しかし、図 12 の結果より、参加ピア数にかかわらず、その影響はわずかであることが分かる。

### 5.3 参加トラフィック

参加トラフィックとして、ピア数 10,000 になるまで 1 ピアずつネットワークに参加させた

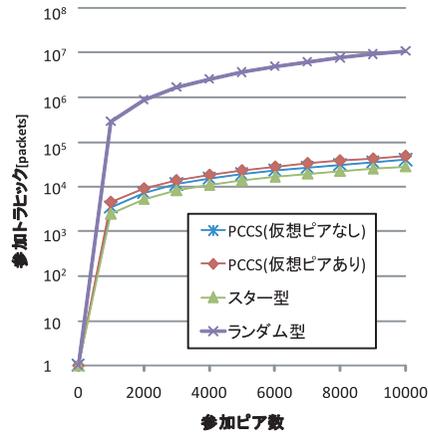


図 13 参加トラフィック  
Fig. 13 Join traffic.

際にネットワーク内に伝播された参加パケットおよびリンク張替えパケットの総数を比較した。評価結果を図 13 に示す。図の横軸はピア数を表し、グラフの左側から右側に向かってピアが 1 台ずつ参加している。また、縦軸は参加トラフィック（対数表示）を表す。結果より、ランダム型ネットワークでは、他のネットワークと比較して参加トラフィックが著しく大きくなる事が分かる。これは、検索トラフィックと同様、参加パケットを全代表ピアにフラディングする必要があるためである。PCCS における参加トラフィックは、ランダム型ネットワークと比較して大幅に小さくなり、またピアの増加に対して参加トラフィックの増加がなだらかであることが分かる。これは、代表木の高さおよび、数がピアに設定されるセンシング周期の数に依存するためである。また、PCCS は、スター型ネットワークと比較して参加トラフィックが若干大きくなる事が分かるが、これは、新規ピアと常時一致の関係にある代表ピアを検索するために、参加パケットを一時一致の関係にある代表ピアを伝えて伝播させる必要があるためである。また、リンクの張替えが起こり、リンク張替えパケットによるトラフィックが増加することも原因と考えられるが、増分はわずかである。また、PCCS において仮想ピアを導入する場合、素数長のセンシング周期が設定されたピアが参加するまで、仮想ピアの生成および交代が行われる。そのため、仮想ピアを設置しない場合に比べ参加トラフィックが若干大きくなる。

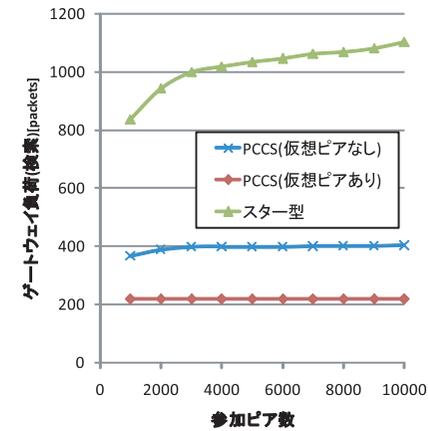


図 14 ゲートウェイ負荷（検索時）  
Fig. 14 Load of the gateway (search).

#### 5.4 ゲートウェイ負荷

4.5 節で述べたとおり、PCCS では、小さいセンシング周期が設定されたピア数が少数となる場合、ゲートウェイサーバに負荷が集中する可能性がある。また、スター型のネットワークでは、全代表ピアがゲートウェイサーバと直接接続するため、ゲートウェイサーバの負荷が著しく大きくなるものと考えられる。そのため本節では、PCCS およびスター型ネットワークにおけるゲートウェイサーバの負荷として、検索発生時および新規ピア参加時にゲートウェイサーバが送受信したパケットの総数を評価した。なお、ランダム型ネットワークではゲートウェイサーバを設置しないため、本節では評価を行わない。

まず、検索時におけるゲートウェイ負荷として、参加ピア数  $1,000n$  ( $1 \leq n \leq 10$ ) のネットワークにおいて、5.2 節と同様の検索を行い、検索 1 回あたりにゲートウェイサーバが処理したクエリの総数の平均を比較した。評価結果を図 14 に示す。図の横軸はピア数を表し、縦軸はゲートウェイサーバ負荷を表す。結果より、スター型のネットワークでは、すべての代表ピアがゲートウェイサーバと直接接続するため、参加ピア数の増加にともない、ゲートウェイサーバの負荷が増大している。一方、PCCS では、ゲートウェイサーバと接続する代表ピアを一定数（素数長のセンシング周期が設定された代表ピアの数）以下に抑えることができるため、参加ピア数にかかわらず、ゲートウェイ負荷を一定に抑制できることが分かる。また、仮想ピアを導入した場合、素数長の代表ピアが存在しない場合でも、新規ピアが

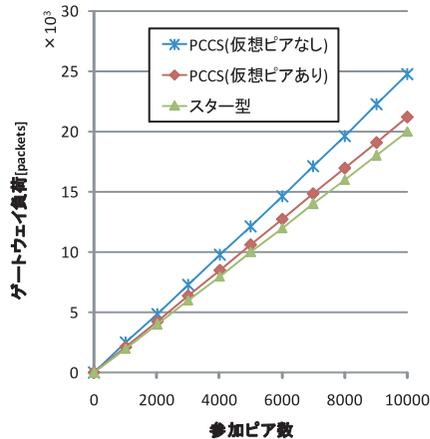


図 15 ゲートウェイ負荷 (参加時)  
Fig. 15 Load of the gateway (join).

仮想的に素数長の代表ピアとして振る舞うため、ゲートウェイサーバと接続する代表ピアを一定数に抑えることができ、仮想ピアを導入しないと比較して、ゲートウェイサーバ負荷を50%程度まで削減できることが分かる。

次に、新規ピア参加時におけるゲートウェイ負荷として、ピア数 10,000 になるまで 1 ピアずつネットワークに参加させた際に、ゲートウェイサーバが送受信した参加パケットおよびリンク張替えパケットの総数を比較した。評価結果を図 15 に示す。図 15 の横軸はピア数を表し、グラフの左側から右側に向かってピアが 1 台ずつ参加している。また、縦軸はゲートウェイ負荷 (対数表示) を表す。結果より、スター型のネットワークでは、新規ピアと常時一致の関係にある代表ピアへの参加パケットの転送、および新規ピアが新たな代表ピアとなる場合に、自身と直接接続を行うパケット交換のみを行うため、PCCS よりゲートウェイ負荷が小さくなる事が分かる。一方、PCCS では、ゲートウェイサーバと隣接する代表ピアがリンクの張替えを行う際にメッセージ処理が行われるため、スター型ネットワークと比較してゲートウェイ負荷が若干大きくなる事が分かる。また、PCCS において仮想ピアを導入する場合、ゲートウェイサーバで行うリンク張替え処理が仮想ピアに分散されるため、仮想ピアを設置しない場合に比べ、ゲートウェイ負荷が小さくなる。

### 5.5 代表ピアの負荷

4.6 節で述べたとおり、PCCS では、設定されたセンシング周期の大小によって、検索時

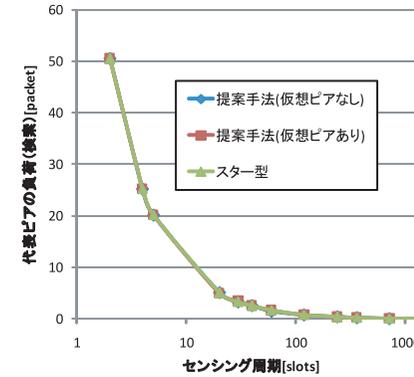


図 16 代表ピアの負荷 (検索時)  
Fig. 16 Load of head peers (search).

および新規ピア参加時の負荷が異なるものと考えられる。このことを検証するため、センシング周期の違いによる代表ピアの負荷の差異を評価した。ここで、ランダム型ネットワークでは、クエリおよび参加パケットが、全代表ピアに必ずフラッディングされるため、センシング周期の違いにかかわらず、代表ピアにかかる負荷が非常に高くなる。そのため、ここでは PCCS およびスター型ネットワークにおける性能のみを評価した。

まず、検索時の負荷として、ピア数 10,000 のネットワークにおいて、要求スロットを [0, 10,000] の範囲内でランダムに決定した 100 回の検索を行い、各代表ピアが受信したクエリの総数を比較した。結果を図 16 に示す。グラフの横軸は、代表ピアに設定されたセンシング周期を表し、縦軸は、そのセンシング周期が設定された代表ピア 1 つあたりの受信クエリ数を表す。結果より、PCCS およびスター型ネットワークともに、短いセンシング周期が設定された代表ピアほど多くのクエリを受信し、検索時の負荷が高くなる事が分かる。

次に、新規ピアの参加時における負荷として、ピア数 10,000 になるまで 1 ピアずつネットワークに参加させた際に、各代表ピアが送受信した参加パケットおよびリンク張替えパケットの総数を比較した。結果を図 17 に示す。グラフの横軸は、代表ピアに設定されたセンシング周期を表し、縦軸は、そのセンシング周期が設定された代表ピア 1 つあたりの負荷を表す。結果より、PCCS およびスター型ネットワークともに、検索時の負荷と同様、短いセンシング周期が設定された代表ピアにおける負荷が高くなる事が分かる。また、PCCS において、センシング周期を 2 または 10 に設定している代表ピアの負荷がスター型ネット

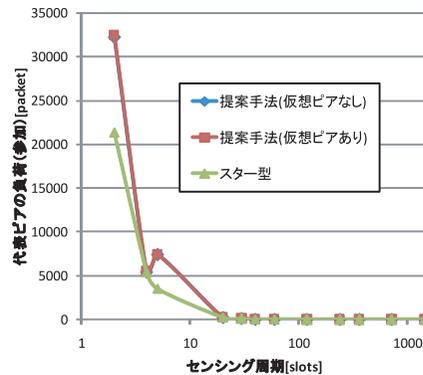


図 17 代表ピアの負荷 (参加時)

Fig. 17 Load of head peers (join).

ワークより大きくなるのが分かる。これらの代表ピアは、PCCS において、ゲートウェイサーバに直接接続するため、自身、または自身の子孫ノードと接続する新規ピアがネットワークに参加する際、つねに参加メッセージを処理する必要があり、他の代表ピアより負荷が増大することが分かる。

## 6. おわりに

本論文では、コピキタスセンサ環境において、時刻を指定した検索を効率的に行う P2P ネットワークの構築手法である PCCS を提案した。PCCS では、ピアに設定されたセンシング周期に着目し、センシング周期の倍数・約数関係に基づき、代表ピア間にリンクを生成する。これにより、特定のピアに負荷が集中することを防ぎつつ、PCCS によって、ランダム型ネットワークと比較してトラフィックを削減し、スター型ネットワークと比較して特定のホストにかかる負荷の増大を抑制できることを確認した。

今後は、クエリを受信した複数の該当ピアが保持するデータを、ユーザに効果的に返送する方法や、ピアの脱退やセンシング周期の変更が発生する環境において、柔軟にネットワークの再構築を行う方法について検討する予定である。また、複数スロットを要求するようなクエリを、適切に該当ピアへ伝播する方法についても検討する予定である。さらに、時刻だけでなく、ピアの地理的な位置や、地理的な領域を指定したデータ要求にも対応できるネットワークを構築する方法についても検討する予定である。

謝辞 本研究の一部は、文部科学省科学研究費補助金・特定領域研究 (18049050) 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

- Clarke, I., Sandberg, O., Wi, B. and Hong, T.W.: Freenet: A Distributed Anonymous Information Storage and Retrieval System, *Proc. ICSI Workshop on Design Issues in Anonymity and Unobservability*, pp.311–320 (2000).
- Jeffrey, H. and Gaetano, B.: Low-Cost Vision-Based Location System for Ubiquitous Computing, *Personal and Ubiquitous Computing*, Vol.6, No.3, pp.206–219 (2002).
- 金子 雄, 春本 要, 福村真哉, 下條真司, 西尾章治郎: コピキタス環境における端末の位置情報に基づく P2P ネットワーク, *情報処理学会論文誌 (データベース)*, Vol.46, No.SIG18 (TOD28), pp.1–15 (2005).
- KaZaA (online). <http://www.kazaa.com> (accessed 2010-01-03)
- 気象庁: アメダスについて (オンライン). <http://www.jma.go.jp/jma/kishou/know/amedas/kaisetsu.html> (参照 2010-01-03)
- 小西佑治, 寺西裕一, 春本 要, 竹内 亨, 下條真司, 西尾章治郎: ボロノイ領域を均一化するドローネーオーバーレイネットワークの階層化手法, *情報処理学会研究報告 (マルチメディア通信と分散処理)*, Vol.2008, No.91, pp.35–40 (2008).
- LiveE! (online). <http://www.live-e.group/index.html> (accessed 2010-01-03)
- Maymounkov, P. and Mazieres, D.: A Peer-to-peer Information System Based on the Xor Metric, *Proc. International Workshop on Peer-To-Peer Systems*, pp.53–65 (2002).
- Miguel, C., Peter, D., Anne, K. and Antony, R.: A Large-scale and Decentralized Application-level Multicast Infrastructure, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol.20, No.8, pp.1489–1499 (2002).
- Mills, D.L.: Network Time Protocol (Version 3) Specification, Implementation and Analysis, RFC1305 (1992).
- Murat, D. and Hakan, F.: Peer-to-Peer Spatial Queries in Sensor Networks, *Proc. ACM International Workshop on Geographic Information Systems*, pp.61–70 (2003).
- 総務省: u-Japan 政策 (オンライン). [http://www.soumu.go.jp/menu\\_02/ict/u-japan/](http://www.soumu.go.jp/menu_02/ict/u-japan/) (参照 2010-01-03)
- 東京都環境科学研究所: 都内気象観測網 METROS (オンライン). [http://www2.kankyo.metro.tokyo.jp/heat2/heat.htm/main\\_index/03\\_metros.htm](http://www2.kankyo.metro.tokyo.jp/heat2/heat.htm/main_index/03_metros.htm) (参照 2010-01-03)
- ワイヤレスウェザーステーション (オンライン). <http://www.tech-jam.com/>

1904 コピキタスセンサ環境におけるセンシング周期に基づく P2P ネットワーク

air-quality/weather-observe/KN3142115.phtml (参照 2010-01-03)  
15) weathernews (オンライン). [http://dc.wni.co.jp/SKY\\_RC/sample/sky\\_contents.html](http://dc.wni.co.jp/SKY_RC/sample/sky_contents.html) (参照 2010-01-03)

(平成 22 年 1 月 7 日受付)

(平成 22 年 6 月 3 日採録)

## 推薦文

本論文は、P2P 通信を基本としたセンサネットワークにおいて、通信データ量の削減を目的とした P2P ネットワーク構成手法の提案である。提案手法では、センシングスロットという概念を導入し、ピア(センサ)をツリー状に配置することにより、通信データ量の削減を実現している。著者らの提案手法は、非常に新規性が高いとともに、評価により有用性が示されており、推薦に値すると考えられる。

(マルチメディア、分散、協調とモバイル(DICOMO2009)シンポジウム  
プログラム委員長 土井美和子)



小坂 佳弘

2009 年大阪大学工学部情報システム工学科卒業。2009 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。センサネットワーク、P2P ネットワークに興味を持つ。



神崎 映光(正会員)

2002 年大阪大学工学部情報システム工学科卒業。2004 年同大学院情報科学研究科博士前期課程修了。2005 年同大学院情報科学研究科博士後期課程中退後、同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻特任助手を経て、2007 年より同助教となり、現在に至る。博士(情報科学)。2008 年、2009 年本学会論文賞受賞。2009 年本学会山下研究記念賞受賞。無線ネットワーク、通信プロトコル、分散処理に興味を持つ。IEEE、電子情報通信学会、日本データベース学会の各会員。



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、2002 年同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻助手、2004 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准教授となり、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。2003 年本学会研究開発奨励賞受賞。2008 年、2009 年本学会論文賞受賞。データベースシステム、分散処理に興味を持つ。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、その後 2007 年より大阪大学理事・副学長に就任。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。本会論文賞を受賞。電子情報通信学会フェローを含め、ACM、IEEE 等 8 学会の各会員。