

# 未知のデータアクセス頻度，データ発生頻度に対応する無線センサネットワークにおけるデータセントリックストレージに関する一検討

石原進

静岡大学創造科学技術大学院

## 1 はじめに

無線センサネットワークでは，アクセス対象の機器ではなく，利用するデータそのものに興味の対象がある．また，機器が小型かつ電池駆動であるため，アドレス管理にともなう不要な処理の軽減が求められている．このため，アドレスによるデータ配送経路の管理を行わず，データの種別に従ったデータの配送を行う考え方が生まれている．これをデータセントリックネットワークといい，これに基づくデータの格納・アクセス方式をデータセントリックストレージという．

データセントリックストレージの代表的な手法として，データの格納位置がデータの種別に対してハッシュによって地理上の複数ないしは一つの点にマッピングされるもの [1]，直線あるいは曲線上にマッピングされるもの [2] がある．いずれもこのマッピングされた位置に存在する複数のセンサノードに同種のデータの複製を格納する．しかし，前者は，データアクセス元から格納位置までのアクセスコストが増大すること，後者はデータ格納先ノードが多くなるためにデータ更新コストが増大するという問題がある．すなわち，前者では，データアクセス元のノードとデータ格納位置間を流れるデータ問い合わせメッセージ，ならびに応答メッセージが多くノードを介して配送されるため，通信時間，通信に要する電力が多くなることに加え，経路上のノードの故障により通信が失敗する可能性が高い．一方後者では，前述のアクセスコストの増大を避けることが出来るものの，利用頻度が未知のデータに対して多くのノードに複製を格納するために，データの利用頻度に対してデータの更新頻度が高い場合には複製配置のために多大なコストがかかってしまう．このため，これらの方法では，データ利用頻度や発生頻度が未知の一般的環境では，適用範囲が限定されてしまうという問題が存在する．

本稿ではハッシュによってマッピングされた点を中心とする同心円の円弧上のノードをデータの要求頻度に応じて複製配置先として選択し，これらのノードによって構成するツリーによって複製を管理することでアクセスコストとデータ更新コストの両者を低減する手法 Dynamic Cache Arrangement on Concentric circular

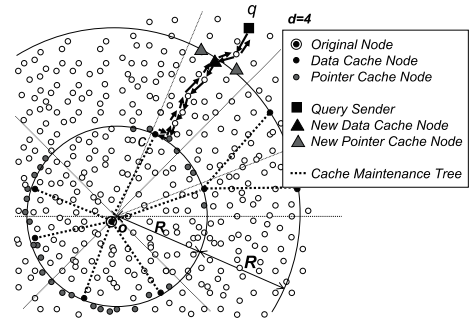


図 1: DCACA 法によるデータアクセス

Arcs (以下 DCACA 法) を提案する．

## 2 Dynamic Cache Arrangement on Concentric Circular Arcs

### 2.1 前提条件

センサノードがそれらの通信可能距離に対して十分に密に配置されているとする．センサノードが生成したデータの格納位置はそれぞれデータ種別によって地理上の一点にマッピングされ，センサネットワーク内部のノードからデータの更新および読み取りアクセスが位置ベースのルーティングを用いて行われる．センサノードは常にデータの送受信が可能とし，ノードの移動や退出は起きないものとする．

### 2.2 動作概要

DCACA 法では，データにマッピングされた位置を中心とした同心円のデータ要求ノードに近い円弧上のノードにデータのキャッシュを配置する．また，この円弧上のノードのうち，一部のノードにのみデータの実体を置き，そのほかのノードにはキャッシュデータの実体をもつノード（データキャッシュノード）へのポインタを配置する．

図 1 に DCACA 法でのキャッシュ配置の例を示す．データ要求ノード  $q$  より発生したクエリーは位置ベースのルーティングによって，データにマッピングされた位置  $o$  に向けて配送される．この経路上のノードで，データキャッシュノード  $c$  へのポインタが発見されると，クエリーは  $o$  を中心とする円弧上のノードを経由して  $c$  へ配送される． $c$  は応答を生成し， $q$  へクエリーの逆の経路を通して返送する． $c$  は，クエリー発生元が自身よりも  $o$  から距離  $R$  以上離れている場合，クエリーの発生位置を含む領域（詳細は後述）ごとにアクセス頻度を更新する．アクセス頻度が与えられた条件

A study on data centric storage on wireless sensor networks which adapts unknown data access and generation frequency

Susumu Ishihara  
Graduate School of Science and Technology,  
Shizuoka University

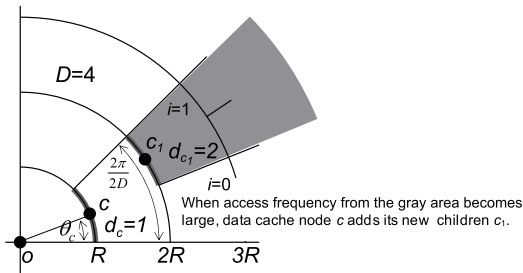


図 2: キャッシュノード位置の決定方法 ( $D = 4$ )

よりも大きくなると、自身よりも距離  $R$  だけ  $o$  から離れた円弧上のクエリー発生元に近いノードをキャッシュ管理ツリーにおける自身の子ノードとし、そこにキャッシュデータを配置する。さらにこのノードを含む円弧上のノードに、この新しいキャッシュノードへのポインタを配置する。

### 2.3 キャッシュノードの追加

DCACA 法では、データへのアクセス頻度の地理的な偏り、およびその時間的な変化に応じてデータキャッシュノードによって構成されるデータキャッシュツリーの構成を動的に変化させることにより、データアクセスコスト、データ更新コスト両面において効率的な複製配置を行う。

位置  $o$  にマッピングされるデータが初めて格納される場合、このデータは、GPSR 等の位置ベースのルーティングによって発見される位置  $o$  付近の 1 台のノードに格納される。このノードをオリジナルノードと呼ぶ。 $o$  を原点とした極座標  $(r_c, \theta_c)$  に位置するオリジナルノードおよびデータキャッシュノード  $c$  (以下特に必要のある場合を除き、これらを区別することなくキャッシュノードとよぶ) は、以下の式によって定義される自己監視領域  $Z_c$  および子ノード監視領域  $Z_{c,i}$  からの、対象データへのアクセス頻度を監視する (図 2)。

$$Z_c = (r, \theta) \quad \text{s.t.} \quad d_c R \leq r < (d_c + 1)R \quad (1)$$

$$Z_{c,i} = (r, \theta) \quad \text{s.t.}$$

$$r \geq (d_c + 1)R \quad \wedge \quad \frac{2\pi}{2^{d_c} D} i \leq \theta < \frac{2\pi}{2^{d_c} D} (i + 1)$$

$$i = I_{d_c, \theta_c} + k \quad k = \begin{cases} 0, 1, \dots, D - 1 & (d_c = 0) \\ 0, 1 & (d_c > 0) \end{cases} \quad (2)$$

$d_c$  は、オリジナルノードを根とするキャッシュ管理ツリーにおけるキャッシュノード  $c$  の深さである。オリジナルノードでは  $d_c = 0$  である。 $D$  はオリジナルノードにおける監視領域の分割数である。また  $I_{d_c, \theta_c}$  は以下の式で定義される。

$$I_{d_c, \theta_c} = \left\lfloor \frac{\theta_c}{2\pi / (2^{d_c} D)} \right\rfloor \quad (3)$$

オリジナルノードでは  $d_c = 0, \theta_c = 0$  なので、 $I_{d_c, \theta_c} = 0$  である。

子ノード監視領域  $Z_{c,i}$  からのアクセス頻度が高くなると、キャッシュノード  $c$  は、 $i$  をカバーする新たなキャッシュノード  $c_i$  をキャッシュ管理ツリーにおける自身の子ノードとして追加する。 $c_i$  は以下の式で与えられる極座標に最も近いノードである。

$$\left( (d_c + 1)R, (i + 1/2) \frac{2\pi}{2^{d_c} D} \right)$$

新たなキャッシュノード  $c_i$  の追加を伝えるメッセージは、クエリーに対する応答にピーグバックされて、クエリー発生元  $q$  と  $c$  の経路上にあり、かつオリジナルノードからの距離が  $(d_c + 1)R$  に最も近いノードに届けられる。その後、領域  $i$  にあり、オリジナルノードからの距離が  $(d_c + 1)R$  に近いノード群  $P$  (円弧上のノード) を経由して配送される。また  $P$  に含まれるすべてのノードには、 $P$  内にキャッシュノードがあることを示すポインタとして、ツリーの深さ  $d_{c_i} = d_c + 1$  が与えられる。なお、ツリーの深さが与えられれば、ノードの現在位置からキャッシュノードの位置は計算可能なので、ポインタとしてはこれで十分である。

### 2.4 キャッシュノードの削除

キャッシュ管理ツリーの葉ノードとなっているキャッシュノード  $c$  は、自身が管理する領域すべてからのアクセス頻度が少なくなると、キャッシュされたデータを破棄する。また、自身へのポインタを設定しているノード (ツリーの深さが与えられたノード) にこのことを通知し、ポインタを解放させる。さらに、自身の親ノードに、自身がキャッシュノードでなくなったことを通知する。なお、キャッシュノードは、自身の親および子ノードの位置を、自身の位置から計算可能である。ツリーの葉以外のキャッシュノードは、子ノードが存在せず、かつ自身が管理する領域すべてからのアクセス頻度が小さくなると、葉ノードと同様のキャッシュ破棄処理を行う。

## 3 まとめ

データへのアクセス頻度の地理的および時間的偏りが未知なセンサネットワーク上のデータセントリックネットワークにおいて、データアクセスコストとデータ更新コストの両者を低減する複製配置手法を提案した。今後、シミュレーションと解析により詳細な評価を行う予定である。

### 謝辞

本研究は文部科学省科学研究費補助金萌芽研究 19650009 の助成によるものである。ここに記して謝意を示す。

### 参考文献

- [1] S. Ratnasamy, et al., "Data-centric storage in sensor-nets with GHT, a geographic hash table," *Mobile Network and Applications*, Vol. 8, No. 4, pp. 427-442, 2003.
- [2] R. Sarkar, et al., "Double Rulings for Information Brokerage in Sensor Networks," in *proc. of ACM MobiCom'06*. pp. 286-297, 2006.