

コンテンツ指向型ネットワークにおける ユーザの嗜好とキャッシュ類似度を考慮した経路集約手法

國安 哲郎¹ 重安 哲也^{2,a)}

受付日 2018年5月2日, 採録日 2018年11月7日

概要: コンテンツ指向型ネットワーク技術である NDN (Named Data Networking) を無線ネットワークに導入するため, これまで, 我々は, 輻輳が起きている経路を回避して Interest を転送する経路の適応的選択制御手法の検討を行った. しかし, 同手法はボトルネックを検知した場合に他の経路へ切り換えるパッシブな手法であるため, 現在選択中の経路に問題が発生しなければより良い経路の選択はできない. そこで, 本論文では, 各ユーザの嗜好と各中継ルータ中のキャッシュの類似度を基にして積極的に転送経路を選択する制御手法を提案する. 同手法を導入することにより, 嗜好が似たユーザの Interest 転送経路が集約されることで, ネットワーク全体のキャッシュ利用率の向上により輻輳発生が回避され, RTT (Round Trip Time) が向上することを計算機シミュレーションにより明らかにする.

キーワード: 無線ネットワーク, コンテンツ指向型ネットワーク, NDN

A Method for Route Aggregation on CCN According to Similarities among User Preference and Stored Cache

TETSURO KUNIYASU¹ TETSUYA SHIGEYASU^{2,a)}

Received: May 2, 2018, Accepted: November 7, 2018

Abstract: In order to install the NDN (Named Data Networking) into wireless networks, we have discussed the modified version of NDN in which Interest will be forwarded to uncongested route to avoid heavy network load. The our previous proposal, however, can not change current route to more suitable route which can increase cache hit ratio, if there is no serious problem on current selected route. In this paper, we propose a new proposals which can change current forwarding route to more suitable route even if the current route does not have no problem. In addition, results of computer simulation confirm that our proposals improve RTT (Round Trip Time) due to avoid congestion by improving cache hit ratio.

Keywords: wireless network, content-oriented network, NDN

1. はじめに

IP ネットワーク等の典型的な通信ネットワークでは, 送信者と受信者が互いを指定して実施するホストセントリック

な通信が主流であり, “誰と通信を行うか” が重視される. しかし, 現在のように, コンテンツ流通・配送を目的にネットワークが多用される状況では, ユーザはデータの内容を重視し, データ取得元端末のロケーションにさほど関心を持たない. このネットワーク利用状況の変遷に応じてコンテンツ指向型ネットワーク (CCN: Content Centric Networking) の概念と指針が検討され, 多くの注目を集めている [1], [2], [3]. これは, 従来の IP アドレスを識別子とした End-to-End の通信から, コンテンツ名を識別子に指定して通信を開始できるように変更することで, コンテン

¹ 県立広島大学大学院総合学術研究科
Graduate School of Comprehensive Scientific Research,
Prefectural University of Hiroshima, Hiroshima 734-8558,
Japan

² 県立広島大学経営情報学科
Department of Information Management Systems, Prefec-
tural University of Hiroshima, Hiroshima 734-8558, Japan

a) sigeyasu@pu-hiroshima.ac.jp

ツ取得元端末のロケーションに対する依存度を大幅に減少する技術である。

さて、近年、IoT (Internet of Things) [4] の推進が加速している。IoT では、あらゆるモノをインターネットにつなぐことで、コスト削減や効率化を目指した新たなビジネスモデルを創造できる。なかでも、センサを備えた無線ノードから構成される無線ネットワーク [5], [6] であれば、固定の通信インフラなしに、センサノードによるデータの無線マルチホップ中継による遠隔からのデータ収集が可能となる。そこで、元々、基幹有線ネットワークでの利用を想定する CCN の 1 つとして提案された NDN [7], [8], [9] を、IoT 向けの無線ネットワークに適用することが提案されている [10], [11], [12], [13]。これらのうち、文献 [10] は無線ネットワークへの NDN の適用を提案するとともに計算機シミュレーションにより性能も評価しているが、単純にオリジナルの NDN を適用した場合のみの評価にとどまっており、無線ネットワークの特性をふまえた NDN アルゴリズムの最適化については議論されていない。

これに対し、我々は無線環境下におけるパケットエラー率の高さに着目し、輻輳が起きている経路を回避して Interest を転送する転送経路の適応的選択制御手法 (DCF: Dynamic Change Forwarding) について提案を行ってきた [14]。しかし、本手法は、選択中の Interest 転送経路上のボトルネックを検知した場合のみ、他の経路へ切り換えるパッシブな手法であるため、現在の Interest 転送経路よりも高いキャッシュヒット率が期待できる経路が他に候補として存在したとしても、現在選択中の経路にボトルネックがなければ転送経路の変更は実施されず、適応的選択制御の効果は期待できない。

本論文では、適応的転送制御で積極的なキャッシュの再利用の効果を得るために、ユーザ間の嗜好情報を考慮した Interest の転送経路の集約とそれによるキャッシュヒット率の向上によりネットワークの輻輳発生を未然に回避する手法について検討する。具体的には、従来の NDN のように直接コンテンツ名を指定した Interest を FIB (Forwarding Information Base) に従ってそのコンテンツをキャッシュする近隣の CR (Content Router) に転送するのではなく、各ユーザの嗜好と各 CR のキャッシュの類似度を基にして、嗜好が似ているユーザの Interest 転送経路と同一経路に転送するように集約する。つまり、嗜好が似ているユーザが同一の Interest/Data 転送経路を共有することで、それ以降は同経路上のルータに嗜好に沿ったコンテンツが多くキャッシュされることが期待できる。その結果、同手法を用いることにより経路上のルータには、再利用確率の高い有益なキャッシュが蓄積されることになり、ネットワーク全体のキャッシュ利用率と RTT の向上が期待できる。

以降、本論文を次のように構成する。まず、2 章では有線ネットワーク向けに提案された NDN 本来の動作につい

て述べるとともに、NDN を無線環境に適用する条件について述べる。3 章では本論文において提案する DCF_{active} ならびに、 DCF_{merge} の動作とその特徴について述べ、4 章の性能評価によって提案手法の有効性を明らかにする。最後に、5 章において提案手法により得られた成果を総括する。

2. 関連研究

2.1 NDN [7]

NDN では、ユーザは希望するコンテンツを取得するために Interest と Data の 2 種類のパケットを用いる。ユーザは要求するコンテンツ名を Interest に記載し隣接 CR に送信する。Interest を受信した CR は Interest に記載されているコンテンツ名と Interest が到着したインタフェースの情報を 1 つのエントリとして自身の PIT (Pending Interest Table) に登録し、次の CR へ Interest を転送する。ここで、PIT にすでに同じコンテンツ名を持つエントリが存在する場合は、その既存エントリに新たなインタフェース番号のみを追記し、Interest は転送せずに破棄する。これを繰り返した後、コンテンツを保持するサーバが Interest を受信すると、PIT の情報に従って対応する Data が返送される。

この際、各中継 CR は Data のキャッシュを一時的に CS (Content Store) に格納する。以降、キャッシュしたコンテンツに対する Interest を受信した際、自身が Data をオリジナルサーバに代って返信することでトラフィックの削減と RTT の短縮を実現する。さて、Data を中継する CR は Data が到着したインタフェースとコンテンツ名を表す Prefix をエントリとして FIB に登録し、以降、同じ Prefix を持つ Interest を受信した際はこの情報に従って効率的に転送する。

NDN の動作例を図 1 に示す。ここで、同図に示す F# は各 CR に接続された有線インタフェースを識別するための Face 番号である。ここでは、user1, user2 の順で送信した同名の Prefix “test1” を持つ Interest が同順で CR2 に到着したとする。このとき、CR2 は先に到着した user1 の Interest は転送するが、その後には到着した user2 の Interest

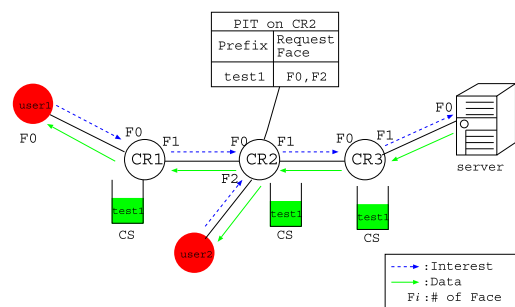


図 1 NDN の動作例

Fig. 1 Transmisison procedure on NDN.

は PIT に Face 番号のみを登録し、破棄する。server から返信されたコンテンツは Data として各 CR の PIT 情報に従って配送される。また、Data を中継する各 CR は、それを一時的に CS にキャッシュしておくことで、以降の他のユーザからの “test1” の取得要求に対応する。

2.2 無線ネットワークへの NDN 技術の適用

元々、NDN は有線で構成される基幹ネットワークで利用することを目的に開発された。本論文では、無線ネットワークに適用する基本的な NDN プロトコルを以下のように定義する。

- 通信方式に代表的な無線 LAN 規格である IEEE802.11 の CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance) [15] を用いる。
- Interest 転送時に FIB に該当するエントリがない場合は隣接する複数 CR に Interest をブロードキャストする。
- FIB に該当するエントリがある Interest はそれによってユニキャストで転送する。
- Data は PIT 情報に従ってユニキャストで返送する。
- CR 間で互いを一意に識別するために、Face 番号に代えて MAC アドレスを PIT と FIB に登録する

3. ユーザの嗜好とキャッシュの類似度に基づく経路選択制御

従来の DCF [14] は、現在選択している Interest 転送経路上の各リンクの Interest 転送時の L2ACK の返信率を基準としてその経路の輻輳発生を検知し、転送経路を切り換える。つまり、同手法はボトルネックを検知した場合のみ、他の経路へ切り替えるパッシブな手法といえる。そのため、現在選択中の経路の ACK 返信率が閾値以上である限り、たとえ他により良い Interest 転送経路が存在したとしても、その経路への切り換えは実施されない。

本章では、より積極的なキャッシュ利用を用いた高効率なデータ収集を実現するために、自ら最適な経路を検索し選択するアクティブな手法として、1) 1 ホップ先からの情報を元に制御を行う DCF_{active} 、ならびに、2) 複数ホップ先からの情報を元に制御を行う DCF_{merge} をそれぞれ提案する。

3.1 1 ホップ先のキャッシュに基づく経路集約

図 2 に 1 ホップ先のキャッシュに基づく経路集約を実施する DCF_{active} のイメージ図を示す。同手法は、各ユーザの嗜好情報を記載した Interest を各 CR のキャッシュの類似度と比較することによって転送先を決定し、嗜好が似ているユーザ同士の転送経路を集約する。集約された経路には、ユーザの送信した Interest に対応するコンテンツがキャッシュされるようになるため、時間の経過とともに

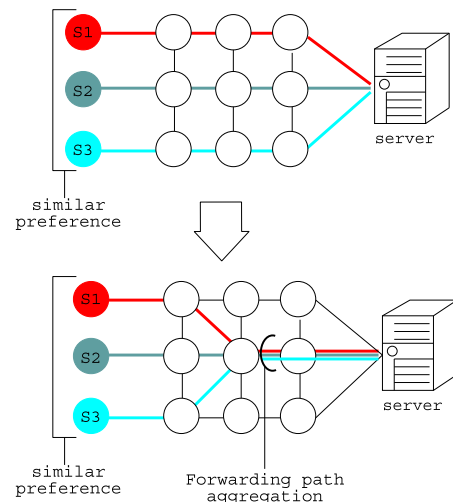


図 2 経路集約例

Fig. 2 An example of path aggregation.

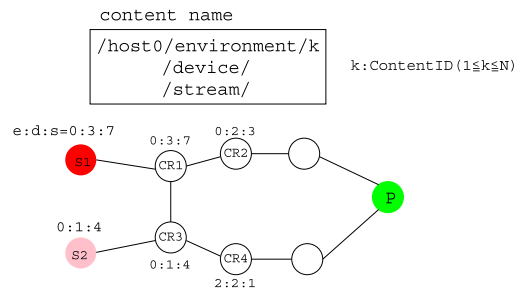


図 3 ユーザの嗜好と CR のキャッシュの例

Fig. 3 An example of user preferences and caching on CR.

経路を利用するユーザにとってより有益なコンテンツのキャッシュが蓄積することになる。

ここで、類似度はコンテンツのカテゴリ数を z としたときの z 次元空間のユークリッド距離によって算出する。類似度の算出式を式 (1) に示す。これはユーザ p の嗜好と CRq (q は CR 番号に該当する) のキャッシュのカテゴリの割合をそれぞれ z 次元ベクトル \mathbf{R}_p , \mathbf{R}_q としたときの類似度 $d(p, CRq)$ を算出する式であり、 $0 \leq d \leq 1$ で表される。また、 $\mathbf{R}_p = \{Rp_1, Rp_2, \dots, Rp_z\}$, $\mathbf{R}_q = \{Rq_1, Rq_2, \dots, Rq_z\}$ ($0 \leq Rp_i, Rq_i \leq 1, i \leq z$) とする。また、式 (2), (3) に示すように、それぞれの合計値は 1 である。

$$d(p, CRq) = \frac{1}{1 + \sqrt{\sum_{i=1}^z (Rp_i - Rq_i)^2}} \quad (1)$$

$$\sum_{i=1}^z Rp_i = 1 \quad (2)$$

$$\sum_{i=1}^z Rq_i = 1 \quad (3)$$

以下に、図 3 を例に DCF_{active} の動作手順を示す。同図の例は $z=3$ とし、さらに k は各カテゴリごとのコンテ

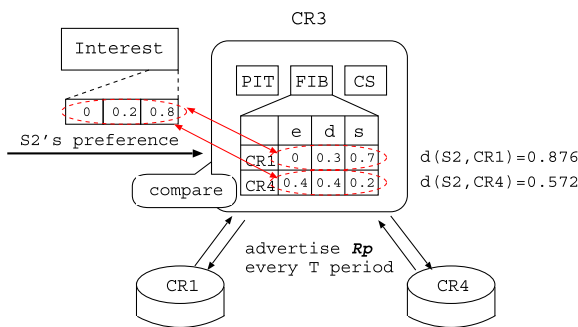


図 4 CR 間でのキャッシュ情報の通知と類似性判定
Fig. 4 Similarity check and its advertising.

コンテンツを識別するためのシリアル番号 ($1 \leq k \leq N$) である。また、コンテンツを要求するユーザである S1 と S2 の上に示す値はそのユーザの嗜好であり、過去の一定時間内に要求したコンテンツのカテゴリの割合を、CR1~CR4 の上に示す値は自身のキャッシュ内のカテゴリの割合をそれぞれ表す。

各カテゴリの割合の算出式を式 (4) に示す。ここで、 n はユーザ名または CR 番号に該当し、 Rn_i はカテゴリ i の割合を、 Sn_j はユーザであれば過去の一定時間内のカテゴリ j の要求総数を、CR であれば現在キャッシュに保持しているカテゴリ j の総数をそれぞれ表す。

$$Rn_i = \frac{Sn_i}{\sum_{j=1}^z Sn_j} \quad (4)$$

- (I) 一定時間 T ごとに各ユーザ (S1, S2) は自身の過去 T 時間内に要求したデータのカテゴリの割合 $RS1, RS2$ を算出し、それを自身の嗜好とする。また、各 CR も同様に、一定時間 T ごとに自身のキャッシュのカテゴリの割合 Rcq (q は 1~4 の CR 番号に該当する) を隣接 CR に通知することで、各 CR は自身のすべての隣接 CR のキャッシュのカテゴリの割合 Rcq を把握する*1。図 4 に示すように、CR3 は T 時間ごとに CR1, CR4 と互いのキャッシュ情報を交換し、自身の FIB に CR1 と CR4 のキャッシュ情報として、(0,0.3,0.7) ならびに (0.4,0.4,0.2) をそれぞれ登録する。
- (II) 各ユーザは自身の嗜好を Interest に記載し送信する。
- (III) 図 4 に示すように、S2 から Interest を受信した CR3 は、手順 (I) で登録された FIB のエントリを参照し、S2 の嗜好と CR1, CR4 の類似度を算出する。その結果、CR1 へ Interest を転送する。
- (IV) 図 3 において、S1 から Interest を受信した CR1 は、S1 の嗜好と CR2, CR3 の類似度を算出する。その結果、 $d(S1, CR2) = d(S1, CR3) = 0.876$ となり、ともに同値であるため、それまで選択していた CR2 へそ

*1 各 CR は自身が送信する Interest または Data に自身のキャッシュ情報を記載し、その隣接 CR はそれを傍受または受信することで把握する。

のまま転送する。

さて、複数の類似度を比較した場合にそれらに大きな差がない場合を考える。類似度の差が小さい場合の経路変更を許可すると、Interest の発生状況の多少の変化で頻繁な経路変更が生じることになる。頻繁な経路変更は経路上のルータの継続的なキャッシュ蓄積において悪影響を及ぼすことが考えられるため、ここでは、類似度の差が新たに導入する閾値 S を上回る場合のみ経路変更を実施することとする。

3.2 複数ホップ先のキャッシュに基づく経路集約

前述した DCF_{active} では、各 CR は自身から 1 hop 先の CR のみの Rcq が参照可能であった。そのため、Interest 転送経路を集約するのが望ましい複数のユーザが存在したとしても、それらのユーザ間の距離が一定以上離れていると Interest 転送経路は集約できない、もしくは、集約できたとしても集約地点がよりプロバイダ側に近い位置になるため、Interest 転送経路の集約による効果は低くなる。

そこで、以下では複数ホップ先の Rcq を参照可能にした DCF_{merge} を提案する。これは、ユーザが自身の嗜好を載せた経路検索用パケット (RSP: Route Search Packet) を送信することにより、複数ホップ先の Rcq を参照可能とする。これにより、嗜好が似ている離れたユーザ同士の Interest 転送経路の集約を実現する。以下に、 DCF_{merge} の動作手順を示す。

- (1) ある CR に着目した場合に、同名 Prefix の Interest を複数の経路 (ユーザ) から受信する CR を合流 CR (MCR: Merge CR) とよぶ。MCR は各経路から Interest を C 回受信するごとに各経路の嗜好 Rp を算出する。
- (2) まず、合流経路数が 2 つの場合、MCR はまず 2 つの経路の Rp の類似度 d を算出する。そして d が閾値 λ 未満の場合、MCR はランダムに選択した方の経路のユーザに経路変更を促す。そのために、選択した経路に返送する Data のチェックフラグに 1 を設定する。なお、初期状態では Data のチェックフラグには 0 が設定されており、通常 Data と相違はない。次に、合流経路数が 3 つ以上の場合、MCR はまず各経路の Rp から重心 G を算出する。そして、MCR は各 Rp ごとに G との d を算出し、最も d の低い経路のユーザへ経路変更を促す。ただし、最も低い d が閾値 λ 以上の場合、経路変更は促さない。
- (3) ユーザはチェックフラグが立っている Data を受信すると、経路変更を行うために自身の Rp を記載した RSP をブロードキャストする。このとき、転送ホップ数を制限する $Limithop$ を設定する。
- (4) 各 CR は RSP を受信したら、自身の Rcq と RSP に記載された Rp の d を算出し、 d が閾値 λ 以上であれ

FIB (Before receiving an unicast RSP)						FIB (After receiving an unicast RSP)					
CR ID	e	d	s	RSP	Last Ref.	CR ID	e	d	s	RSP	Last Ref.
CR1	0	0.3	0.7	F	—	CR1	0	0.3	0.7	F	—
CR2	0.4	0.4	0.2	F	—	CR2	0.4	0.4	0.2	F	—
CR3	0.1	0.7	0.2	F	—	CR3	0.1	0.7	0.2	F	—
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮
CR3	0.1	0.2	0.7	T	⋯						

図 5 DCF_{merge} における RSP 受信時の FIB エントリの追加
 Fig. 5 Adding FIB entry on receiving RSP (DCF_{merge}).

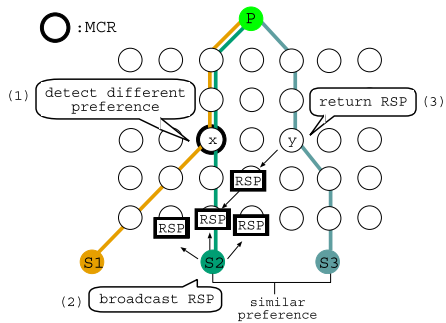


図 6 DCF_{merge} の動作例 1
 Fig. 6 Transmission procedure on DCF_{merge} (1).

ば RSP をその送信元へユニキャストで返送する。 d が閾値 λ 未満かつ転送ホップ数が $Limithop$ 未満であれば、各 CR は Interest と同様の転送制御を行う。具体的には、各 CR は受信した RSP の送信元 CR の ID を PIT に記録し、1 度だけブロードキャストで上位 CR へ転送する。このとき、各 CR は PIT に RSP の転送ホップ数も記録する。これにより、各 CR は RSP をユニキャストで返送する際、最短ホップの CR だけに返送する。ユニキャストで RSP を受信した CR は、転送元 CR の ID と、RSP に記載される R_p の値を元に新たなエントリを自身の FIB に登録する。図 5 はユニキャスト RSP を自身が隣接する CR_3 から受信した場合の受信前 (同図左) と受信後 (同図右) の FIB エントリを示す。ここでは、 $R_p = (0.1, 0.2, 0.7)$ であるとする。 DCF_{merge} の FIB では、ユニキャスト RSP 受信時に登録されたエントリは RSP フラグに True を、そうでない場合は False を設定する。RSP フラグが True に設定されたエントリは、チェックフラグが 1 に設定された Data を受信した際に消去される。さらに、RSP フラグが True のエントリのみ、そのエントリが参照された最終時刻が Last Ref. に記録される。そして、現在の時刻よりも Last Ref. が $2T$ 以上古いエントリを削除することによって、ユーザの嗜好変化や不要なエントリの増加防止に対応する。

- (5) ユーザは返送された RSP を受信すると、手順 (4) で新たに登録された FIB のエントリに従って新たな集約先へ Interest を送信する。もし複数の CR から RSP が返送された場合、ユーザは最短ホップの CR を宛先として選択する。

図 6, 図 7 に嗜好が異なるユーザの Interest 転送経路の

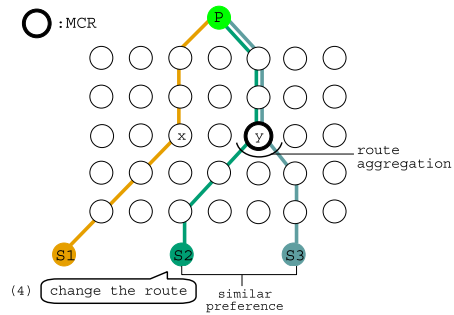


図 7 DCF_{merge} の動作例 2
 Fig. 7 Transmission procedure on DCF_{merge} (2).

変更例を示す。図 6 に示すように、ユーザ S2 と S3 の嗜好が似ており、初期状態で S1 と S2 は転送経路を共有する。まず、MCR である CR_x は S1 と S2 の嗜好である $RS1$, $RS2$ およびその類似度である $d(S1, S2)$ を算出する (図 6 (1))。次に、算出した値が閾値 λ 未満であると判断した場合、経路変更を促すユーザをランダムに選択した結果、 CR_x は S2 へチェックフラグに 1 を設定した Data を返送する。これを受信した S2 は RSP をブロードキャストする (図 6 (2))。そして、RSP を受信した CR_y が自身の R_{cy} と RSP に記載された $RS2$ の類似度 $d(CR_y, S2)$ を算出した結果、閾値 λ 以上とする。その場合、 CR_y は RSP をその送信元へユニキャストで返送し、さらに各 CR は自身の PIT のうち最短ホップのエントリに従って RSP をユーザまで返送する (図 6 (3))。このとき、ユニキャストで RSP を受信した各 CR は FIB を登録する。そして、RSP を受信した S2 は RSP により登録された FIB に従って、新たな集約先である CR_y への転送経路を用いて Interest を送信する (図 7 (4))。こうすることにより、集約先が複数ホップ先であっても、嗜好が似ている S2 と S3 の Interest 転送経路を集約できる。

4. 性能評価

本章では、 DCF_{active} ならびに DCF_{merge} を性能評価した結果について述べる。

4.1 DCF_{active} の性能評価

表 1 に DCF_{active} の性能評価に用いたシミュレーション諸元を示す。なお、本論文では、C++言語を用いて独自に開発したシミュレータを評価に用いる。

図 8 にシミュレーショントポロジを示す。図中の S1, S2, S3 をユーザとし、各ユーザは 3 つのカテゴリから図中に示す割合でデータを要求する。また、図 3 と同様に、 k は各カテゴリごとのデータを識別するためのシリアル番号 ($1 \leq k \leq N$) である。

ここで、各ユーザは Zipf の法則 [16] に従ってデータ ID を指定し、要求することとする。Zipf の法則とは、ネットワーク内で参照される一般的なコンテンツの人気度が従う

表 1 シミュレーション諸元
Table 1 Simulation parameters.

Parameter	Value
Data Rate	5.5 Mbps
Communication Range	75 m
SIFS	10 μ sec
DIFS	50 μ sec
Slot	20 μ sec
Contention Window Size	Min: 31, Max: 1,023
MAC Header	Interest/Data: 24, ACK: 10 (Bytes)
Frame Check Sequence	4 Bytes
PLCP Header and Preamble	192 μ sec
Interest Payload	72 Byte
Data Payload	250 Byte
Simulation Time	10 sec
Cache Algorithm	LRU
Arrival Process	Poisson Arrival
Advertise Interval T	1.0
Similarity Threshold S	0.05

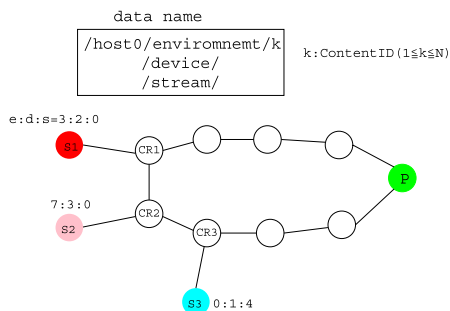


図 8 シミュレーショントポロジ
Fig. 8 Simulation topology.

とされる確率分布である。Zipf の法則において、データ総数 N のうち k 番目のデータが要求される確率 $P_N(k)$ の算出式を式 (5) に示す。式 (5) において、各ユーザはデータ ID が小さいほど高確率で要求する。

$$P_N(k) = \frac{\frac{1}{k^\alpha}}{\sum_{n=1}^N \frac{1}{n^\alpha}} \quad (5)$$

上式の α は人気度分布の偏りを決める係数であり、 α が大きいほど人気度分布の偏りも大きくなる。現実的な人気度の偏りは、文献 [17] において $\alpha = 0.7$ で近似できると報告されている。

さて、以降の性能評価において、 DCF_{active} では経路変更により S1 は S2 と経路を共有する。しかしながら、S1 と S2 の嗜好の類似度は 0.98 であることから、 DCF_{active} の導入により S1 の性能はほとんど変化しなかった。よって、以降は S2, S3 の変化に着目して議論を行う。

また、以降の節で示すすべての評価は、シミュレーション開始時はすべての CR の FIB, PIT ならびに CS は空の

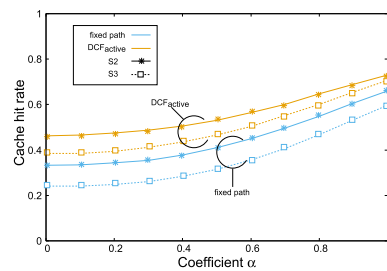


図 9 α に対するキャッシュヒット率の変化
Fig. 9 Characteristics of cache hit ratio- α .

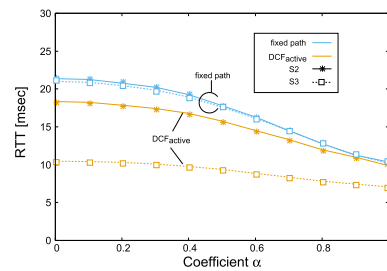


図 10 α に対する RTT の変化
Fig. 10 Characteristics of RTT- α .

状態から開始することとした。なお、評価結果には、10 秒間のシミュレーションを 100 回実行した平均値を用いた。

4.2 係数 α の変化に対する評価

図 9, 図 10 にユーザの Interest 生成レートを 100 [pkt/sec], キャッシュサイズを 50, N を 100 とした場合の係数 α に対するキャッシュヒット率, RTT をそれぞれ示す。ここで、キャッシュヒット率は各ユーザが取得した総データ数のうち中継 CR のキャッシュから返信されたデータの割合である。また、同図に示す fixed path は Interest 転送経路としてつねに最短ホップの経路を固定的に選択する方式である。

これらの図から、 DCF_{active} は S2, S3 とともに α の値にかかわらず、キャッシュヒット率, RTT とともに fixed path より高い性能を実現していることが分かる。 DCF_{active} ではシミュレーション開始から T 時間後に類似性判定が実施可能になると、Interest 転送経路として当初 CR3 を選択していた CR2 が、S2 の嗜好とキャッシュされているデータの類似度が高い CR1 へ Interest 転送先を変更する。その結果、嗜好が似ている S1 と S2 で Interest 転送経路が集約され、嗜好に沿ってキャッシュに蓄積されたコンテンツを多く利用できるためである。

また、類似性判定の結果、S2 から Interest を受信する CR2 が Interest 転送先を CR3 から CR1 へ変更したことにより、S3 の Interest 転送経路上に S3 の嗜好に沿ったコンテンツのみが多くキャッシュされることも S3 の性能向上に寄与している。これは、嗜好とキャッシュの類似度が高い経路に集約されることによって、転送経路を変更しな

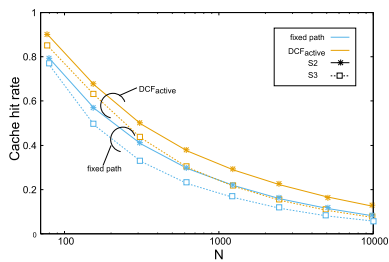


図 11 N に対するキャッシュヒット率の変化
 Fig. 11 Characteristics of cache hit ratio- N .

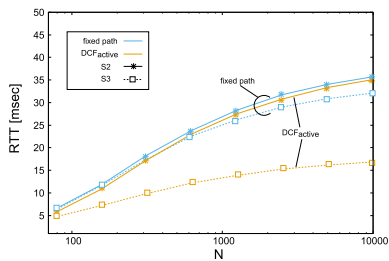


図 12 N に対する RTT の変化
 Fig. 12 Characteristics of RTT- N .

いユーザにおいても、Interest 転送経路上で自身が利用可能なキャッシュ容量が増加するという DCF_{active} の副次的効果であるといえる。

4.3 データ総数 N の変化に対する評価

図 11, 図 12 にユーザの Interest 生成レートを 100 [pkt/sec], キャッシュサイズを 100, 係数 α を 0.7 とした場合の N に対するキャッシュヒット率, RTT をそれぞれ示す。

これらの図より、前節と同様に N の値にかかわらず、 DCF_{active} は fixed path より高い性能を実現していることが分かる。また、S3 の RTT は N の値が大きくなれば特に高い性能を示すことが分かる。これは、S3 は経路集約によって単独で 1 つの経路を利用するようになったため、キャリアセンスやバックオフによるオーバーヘッドが大きく減少したためである。また、S1 と S2 は同じ転送経路を共有しているが、互いの嗜好が似ており、同じデータを要求する確率が高いため、Interest 転送数が減少し、fixed path と比較して DCF_{active} の S2 についても高い性能を得ることができたと考えられる。

4.4 データのキャッシュ平均参照回数

表 2 にユーザの Interest 生成レートを 100 [pkt/sec], 係数 α を 0.7, N を 100 とした場合のキャッシュサイズに対するネットワーク全体のキャッシュ平均参照回数を示す。また、図 13, 図 14, 図 15 に示すグラフは、横軸はサーバ P からのホップ数、縦軸はそのホップ数に位置する CR におけるキャッシュ平均参照回数を表す。キャッシュ平均参照回数とは、各 CR において、ある任意のデータがキャッ

表 2 ネットワーク全体のキャッシュ平均参照回数

Table 2 Number of cache reference on network.

方式名	キャッシュサイズ	キャッシュ平均参照回数
fixed path	50	0.311
fixed path	100	0.936
fixed path	150	3.56
DCF_{active}	50	0.408
DCF_{active}	100	1.14
DCF_{active}	150	4.35

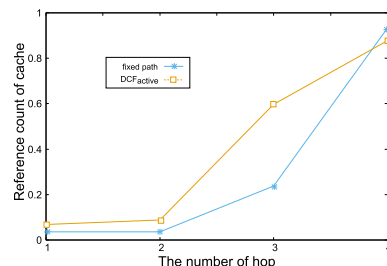


図 13 CR ごとのキャッシュ平均参照回数 (キャッシュサイズ 50)
 Fig. 13 Cache reference count (cache size = 50).

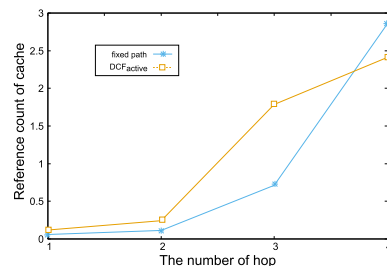


図 14 CR ごとのキャッシュ平均参照回数 (キャッシュサイズ 100)
 Fig. 14 Cache reference count (cache size = 100).

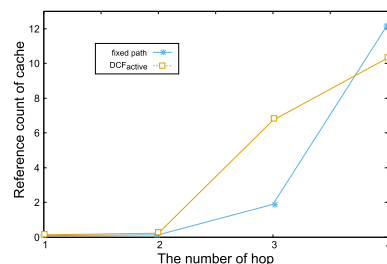


図 15 CR ごとのキャッシュ平均参照回数 (キャッシュサイズ 150)
 Fig. 15 Cache reference count (cache size = 150).

シュでどれだけ利用されたかを示す指標である。

表 2 に示す値から、 DCF_{active} では、キャッシュされたコンテンツの再利用回数が多く、インターネットキャッシュがより有効に機能していることが確認できる。

これらの図に示す結果からは、両手法ともよりユーザに近い CR のキャッシュが多く参照されていることが分かる。また、サーバ P から 3 ホップにおける値は DCF_{active} が fixed path を大きく上回っている。この理由は次のとおりである。 DCF_{active} では CR2 が CR1 へ Interest を転送することにより、S1 と S2 の Interest 転送経路が集約され

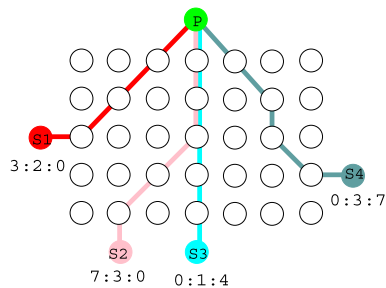


図 16 DCF_{merge} の評価に用いたネットワークトポロジ 1
 Fig. 16 Simulation topology for DCF_{merge} (1).

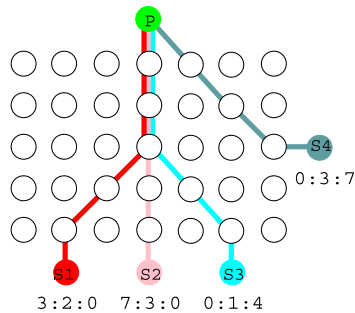


図 17 DCF_{merge} の評価に用いたネットワークトポロジ 2
 Fig. 17 Simulation topology for DCF_{merge} (2).

る。そのため、S3 の Interest 転送経路上では S3 のみの嗜好に沿ったコンテンツが多くキャッシュされることにより、CR3 における S3 からの要求によるキャッシュ参照回数が増加したと考えられる。

さて、サーバ P から 4 ホップにおける値は DCF_{active} が fixed path を若干下回っていることが分かる。これは、 DCF_{active} では S1 と S2 の Interest 転送経路を集約するが、S1 と S2 の嗜好は似てはいるがまったく同じではないため、S1 が単独で転送経路を利用する fixed path の方が DCF_{active} と比較して CR1 のみのキャッシュ参照回数は多くなったと考えられる。つまり、これは本質的にキャッシュ平均参照回数が減少したわけではなく、CR1 の参照回数にのみ起こった現象であることに注意されたい。

4.5 DCF_{merge} の評価

3.2 節で提案した複数ホップ先の R_{cq} を参照する DCF_{merge} のキャッシュヒット率と RTT の性能を評価する。本評価では、3.2 節で述べたパラメータ C , $Limithop$, λ はそれぞれ 50, 3, 0.8 を設定した。また、図 16, 図 17 に示す 2 つのトポロジでシミュレーションを実施した。本評価では、 DCF_{active} の評価と同様に、各ユーザは 3 つのカテゴリから図中に示す割合でデータを要求する。また、各カテゴリ内の各データのシリアル番号 k は Zipf の法則に従うランダムな値とした。ここで、各パラメータの設定値の妥当性について説明する。まず、 C は適切な R_p を算出するために十分な値とした。また、 $Limithop$ はシミュレーショントポロジを考慮した場合の適度なホップ数とし

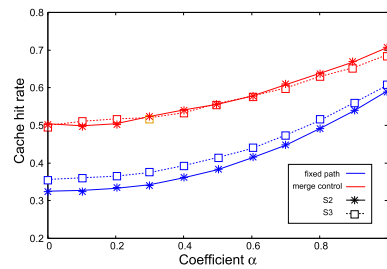


図 18 α に対するキャッシュヒット率の変化 (DCF_{merge} の評価 1)

Fig. 18 Characteristics of cache hit ratio- α (DCF_{merge} 1).

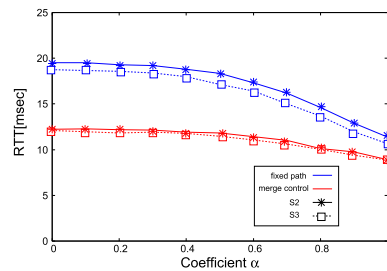


図 19 α に対する RTT の変化 (DCF_{merge} の評価 1)

Fig. 19 Characteristics of RTT- α (DCF_{merge} 1).

た。また、 λ は嗜好の類似度が高いユーザ同士の経路を集約するために比較的高い値とした。

4.6 2 つの転送経路が重なった状況での性能評価

まず、図 18, 図 19 にユーザの Interest 生成レートを 50 [pkt/sec], キャッシュサイズを 30, N を 100 とした場合の係数 α に対するキャッシュヒット率, RTT をそれぞれ示す。これらの図から、 α の値にかかわらず DCF_{merge} は S2, S3 とともにキャッシュヒット率, RTT とともに fixed path より高い性能を達成していることが分かる。 DCF_{merge} では、S2 と S3 の転送経路上の MCR が双方の嗜好が大きく異なることを検知するとどちらかをランダムに選択して経路変更を促す。その結果、RSP を用いることで S2 であれば S1 へ、S3 であれば S4 へそれぞれ経路が集約され、嗜好の似ているユーザ同士でキャッシュに蓄積されたデータを多く利用できるためである。また、S2 または S3 のうち転送経路を変更しなかったユーザも性能が向上しているのは DCF_{active} と同様の副次的効果によるものである。

次に、図 20, 図 21 にユーザの Interest 生成レートを 50 [pkt/sec], α を 0.7, N を 100 とした場合のキャッシュサイズに対するキャッシュヒット率, RTT をそれぞれ示す。これらの図においても、上記と同様の理由により、どのキャッシュサイズにおいても DCF_{merge} はキャッシュヒット率, RTT とともに fixed path より高い性能を達成していることが確認できる。

4.7 3 つの転送経路が重なった状況での性能評価

まず、図 22, 図 23 に、図 16 のトポロジにおける評

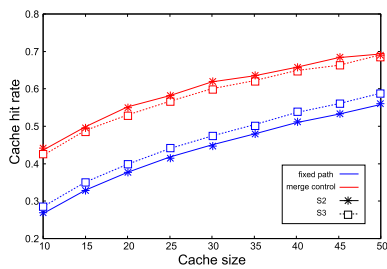


図 20 キャッシュサイズに対するキャッシュヒット率の変化 (DCF_{merge} の評価 1)

Fig. 20 Characteristics of cache hit ratio-cache size (DCF_{merge} 1).

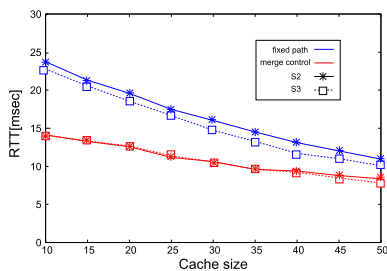


図 21 キャッシュサイズに対する RTT の変化 (DCF_{merge} の評価 1)

Fig. 21 Characteristics of RTT-cache size (DCF_{merge} 1).

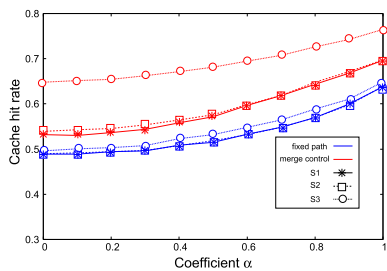


図 22 α に対するキャッシュヒット率の変化 (DCF_{merge} の評価 2)

Fig. 22 Characteristics of cache hit ratio- α (DCF_{merge} 2).

価と同様の条件とした場合のキャッシュヒット率, RTT をそれぞれ示す。これらの図から, α の値にかかわらず DCF_{merge} は S1, S2, S3 とともにキャッシュヒット率, RTT とともに fixed path より高い性能を達成していることが分かる。 DCF_{merge} では, S1, S2, S3 の転送経路上の MCR は S3 のみ嗜好が大きく異なることを検知し, S3 に対して経路変更を促す。その結果, RSP を用いることで S3 は自身と嗜好の似ている S4 の経路へ集約されることで, DCF_{merge} の性能は向上したと考えられる。また, 転送経路を変更しなかった S1, S2 も DCF_{active} と同様の副次的効果を受けることができる。

ここで, S1, S2 と比べて S3 の性能向上率が高いのは次の 2 つの理由であると考えられる。1 つは, 元々, S1, S2, S3 で共有していた経路上のキャッシュは S1 と S2 の嗜好に沿ったデータの割合が大きいことである。また他方は,

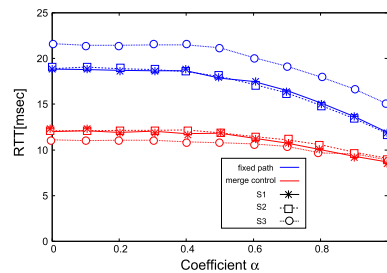


図 23 α に対する RTT の変化 (DCF_{merge} の評価 2)

Fig. 23 Characteristics of RTT- α (DCF_{merge} 2).

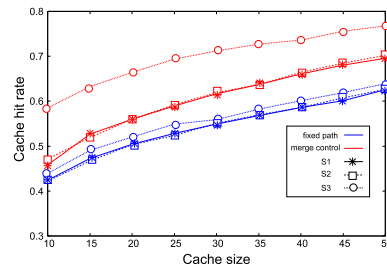


図 24 キャッシュサイズに対するキャッシュヒット率の変化 (DCF_{merge} の評価 2)

Fig. 24 Characteristics of cache hit ratio-cache size (DCF_{merge} 2).

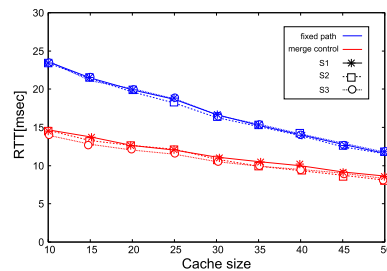


図 25 キャッシュサイズに対する RTT の変化 (DCF_{merge} の評価 2)

Fig. 25 Characteristics of RTT-cache size (DCF_{merge} 2).

S3 は経路変更前と比べて経路変更後はすでに嗜好の似ている S4 によって蓄積されているキャッシュを多く利用できることである。

次に, 図 24, 図 25 に, 図 16 のトポロジにおける評価と同様の条件とした場合のキャッシュサイズの変化に対するキャッシュヒット率, RTT をそれぞれ示す。これらの図においても, 上記と同様の理由により, どのキャッシュサイズにおいても DCF_{merge} はキャッシュヒット率, RTT とともに fixed path より高い性能を達成していることが確認できる。

以上の評価から, DCF_{merge} は MCR の合流経路数が 2 つ, または, 3 つ以上のどちらの場合も正しく転送経路を集約できることが確認できる。

5. おわりに

本論文では, 嗜好が似たユーザの Interest 転送経路を集

約する手法である DCF_{active} ならびに DCF_{merge} を提案した。性能評価結果より、集約した Interest 転送経路上のルータのキャッシュにユーザの嗜好に沿ったものが多く蓄積されることにより、ネットワーク全体のキャッシュ利用率と RTT が向上することを明らかにした。

CCN は、近年のデータ再利用性に対してインネットワークキャッシュを活用し、大規模ネットワークにおけるトラフィック共有を促進することを目的として開発されたネットワークアーキテクチャである。そのため、提案手法の実利用に際しては規模の大きな環境における評価も必要不可欠である。

そこで、今後は、具体的なネットワーク規模をはじめとするネットワーク環境の妥当性の検討や、それらの環境における Interest 転送経路集約による性能向上を実現することを目指して、スケーラビリティを向上させるための新たな機能について検討し、その有効性について調査していく予定である。

謝辞 本研究は JSPS 科研費 JP17K00132 の助成を受けたものです。

参考文献

- [1] Jacobson, V., Smetters, D., Thornton, J., Plass, M., Briggs, N. and Braynard, R.: Networking named content, *Proc. ACM CoNEXT 2009*, pp.1–12 (2009).
- [2] Dannewitz, C., Imbrenda, C., Kutscher, D. and Ohlman, B.: A survey of information-centric networking, *IEEE Communication Magazine*, Vol.50, No.7, pp.26–30 (2012).
- [3] 山本 幹：[特別招待講演] コンテンツオリエンテッドネットワークの研究動向，電子情報通信学会技術研究報告，Vol.114, No.18, pp.35–40 (2014).
- [4] 松井俊浩，関根 久，林 秀樹，大窪宏明，砂口洋毅，松尾直之，佐藤義竜：[特別講演] IoT 社会を支える重要技術の動向，電子情報通信学会技術研究報告，Vol.116, No.53, pp.77–82 (2016).
- [5] 戸辺義人：無線センサネットワークの技術動向，電子情報通信学会論文誌 B，Vol.J90-B, No.8, pp.711–719 (2007).
- [6] Begum, K. and Dixit, S.: Industrial WSN using IoT: A survey, *Proc. 2016 International Conference on Electrical, Electronics, and Optimization Techniques (ICEEOT 2016)*, pp.499–504 (2016).
- [7] Named Data Networking (NDN) – A Future Internet Architecture (online), available from <https://named-data.net> (accessed 2017-05).
- [8] Soniya, M. and Kumar, K.: A survey on named data networking, *Proc. 2015 2nd International Conference on Electronics and Communication Systems (ICECS 2015)*, pp.1515–1519 (2015).
- [9] Chen, Q., Xie, R., Yu, F., Liu, J., Huang, T. and Liu, Y.: Transport Control Strategies in Named Data Networking: A Survey, *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, Vol.18, No.3, pp.2052–2083 (2016).
- [10] Amadeo, M., Campolo, C., Molinaro, A. and Mitton, N.: Named Data Networking: A Natural Design for Data Collection in Wireless Sensor Networks, *Wireless Days (WD 2013)*, pp.1–6, IFIP (2013).
- [11] Hail, M., Amadeo, M., Molinaro, A. and Fischer, S.:

Caching in Named Data Networking for the Wireless Internet of Things, *Proc. 2015 International Conference on Recent Advances in Internet of Things (RIoT)*, pp.1–6 (2015).

- [12] Amadeo, M., Campolo, C., Iera, A. and Molinaro, A.: Named data networking for IoT: An architectural perspective, *Proc. 2014 European Conference on Networks and Communications (EuCNC)*, pp.1–5 (2014).
- [13] Zhang, Z., Ma, H. and Liu, L.: Cache-Aware Named-Data Forwarding in Internet of Things, *Proc. 2015 IEEE Global Communications Conference (IEEE GLOBECOM 2015)*, pp.1–6 (2015).
- [14] 國安哲郎，重安哲也：適応的なリクエストコンテンツ制御を導入した WSN 向けコンテンツ指向型データ収集手法，情報処理学会論文誌，Vol.59, No.2, pp.404–414 (2018).
- [15] Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, IEEE Std.802.11 (1999).
- [16] Breslan, L., Cao, P., Fan, L., Phillips, G. and Shenker, S.: Web Caching and Zipf-like Distributions: Evidence and Implications, *Proc. 18th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (IEEE INFOCOM 1999)*, Vol.1, pp.126–134 (1999).
- [17] Afanasyev, A., Moiseenko, I. and Zhang, L.: ndnSIM: NDN simulator for NS-3, Technical Report, NDN (2012).



國安 哲郎

平成 30 年 3 月県立広島大学大学院総合学術研究科修了。現在，中国電力株式会社勤務。在学時は無線ネットワークに関する研究に従事。



重安 哲也 (正会員)

大阪大学大学院工学研究科博士後期課程修了。博士(工学)。現在，県立広島大学経営情報学部准教授。主に，無線通信プロトコルに関する研究に従事。情報処理学会論文誌元主査。IEEE，電子情報通信学会各会員。本会シニア

会員。