

社会ネットワークの適用と経路長削減を特徴とする P2P ネットワーク

安藤 公彦^{†1} 深貝 篤生^{†1}
大島 浩太^{†2} 寺田 松昭^{†2}

近年, Peer to Peer ネットワークを利用したサービスが注目を集めている. P2P ネットワークは負荷分散や耐障害性に優れる反面, 違法ファイルの交換や情報漏洩など, コンテンツへのアクセス権に関する問題がある. こういった問題は, ノードが不特定多数と接続可能で, 信頼できないノードを経由して情報のやりとりを行うことに起因する. 本論文では P2P ネットワークに社会ネットワークを適用することによりノード間リンクの信頼性を向上させることを目的とし, 適用により生じる経路長増大問題の解決方式について述べる. 提案ネットワークは円形構造を持つ PureP2P 型の DHT で構成することで, ネットワークに存在するすべてのノードと確実に通信できるようにした. 提案ネットワークにおいて生じる経路長増大の問題を解決するために, ノードの動的移動方式を提案する. シミュレーションによる評価を行い, 50,000 ノードのネットワークにおいて平均 20 ホップだった経路長を平均 3 ホップに低減できることを明らかにした.

P2P Network Using Social Network and Reducing Path Length

KIMIHICO ANDO,^{†1} ATSUO FUKAGAI,^{†1} KOHTA OSHIMA^{†2}
and MATSUAKI TERADA^{†2}

Services on Peer-to-Peer (P2P) networks tend to be spread throughout the world. However, there are several problems with Peer-to-Peer networks, such as illegal file sharing or information leaks. These problems are caused by the ability to freely connect many anonymous nodes. The present paper proposes a P2P network applying social network for reliable communication path. We also propose dynamic movement of a node on the DHT circle in order to resolve the problem of increasing path length. This increase is caused by applying a social network to a P2P network. We evaluated the proposed method using a newly developed software simulator. As a result, we can decrease the average of path length from 20 to 3 in the 50,000 nodes network simulation.

1. はじめに

近年, 現実の人間同士のつながりである社会ネットワーク (Social Network) という考え方が注目されている. 社会ネットワークの 1 つである友人関係を Web サービスに応用した mixi¹⁾ などの SNS (ソーシャルネットワークングサービス) も登場し, 利用者数は爆発的に増加している. 社会ネットワークを用いたサービスは, 実社会の人間関係を利用できるためユーザの

身元が保証され, これによりコンテンツのアクセス制御を行える点が特徴である. また, 社会ネットワークはグラフ (端点と接続) 化することでコンピュータネットワークとの親和性も高い.

一方, P2P (Peer-to-Peer) ネットワークが高いスケーラビリティ, 耐障害性, 特定のサービス提供者に管理されない自由さを備えているといった利点で注目されている. しかし, 現在の P2P ネットワークは匿名性が高く, コンテンツのアクセス制御が困難である. そのため, ファイル共有といった用途に利用されることによる違法コンテンツの流通, 各ノードの管理を個人が行うことによる個人情報や機密情報の流出など, セキュリティ上の課題が社会問題になっている.

社会ネットワークの考えを P2P ネットワークに適用することで, ノードの身元保証ができ, かつ信頼性

^{†1} 東京農工大学大学院工学部
Graduate School of Engineering, Tokyo University of
Agriculture and Technology

^{†2} 東京農工大学大学院共生科学技術研究院
Institute of Symbiotic Science and Technology, Tokyo
University of Agriculture and Technology

の高い経路を備えた P2P ネットワークを実現できる可能性が生まれる。しかし、社会ネットワークのつながりを単純に P2P ネットワークのリンクに適用するだけでは不十分である。既存の P2P ネットワークはノードが離脱してもネットワークが維持できるように設計されており、また、社会ネットワークにおける友人関係などは人によって偏りがあるため、単純な適用はネットワークの維持および伝送効率に悪影響を与える恐れがある。

本論文では、社会ネットワークの考えをネットワークレベルで適用した P2P ネットワークを提案する。ネットワークレベルでの適用とは、ノード間のリンク自体を制御することであり、セッション確立時に制御可能という意味である。提案ネットワークにより、暗号化による信頼性ではなく、ネットワークのリンクレベルで信頼できる経路構築機能を備えた P2P ネットワークが可能となる。しかし、社会ネットワークを適用することでリンクに偏りが生じ、経路長（宛て先ノードまでのホップ数）が増大するという問題が起きる。本論文では、特にノードを動的に移動することによりリンクの偏りを解消し経路長増大問題を解決する方式について述べる。

以下、2 章では提案するネットワークの概要を述べ、3 章で経路長問題の解決方法について論じる。4 章で開発シミュレータによる評価について述べる。5 章では関連研究について述べ、6 章でまとめを述べる。

2. 提案ネットワーク

実世界のユーザ間のつながり（社会ネットワーク）をノード間のリンクに適用した P2P ネットワークの概念図を図 1 に示す。上部が社会ネットワーク（現実世界）であり、すでに知人関係などのつながりが存在している。下部がコンピュータネットワークであり、社会ネットワーク上の人間が利用しているコンピュータ間を社会ネットワークと同一のリンクで接続することで P2P ネットワークを構成している。この P2P ネットワークのリンクには社会ネットワークの人間関係が反映される。このようなネットワークを構築することで、身元の保証された通信経路の確立や、知人間の通信効率の向上が可能である。しかし、以下のような課題がある。

- (1) すべてのノードと通信可能とは限らない。
- (2) 友人がいなければ通信できない。
- (3) 知人以外のノードとの通信効率ที่下がる。

(1) と (2) については、P2P ネットワークの維持・管理に影響する課題である。また、スモールワールド

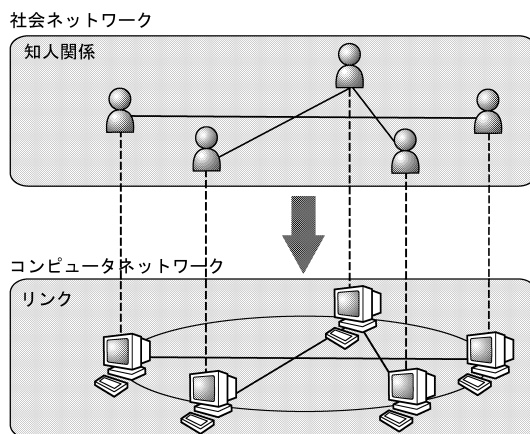


図 1 提案ネットワークにおける社会ネットワークとコンピュータネットワークの関係

Fig. 1 Concept of a social network and a computer network of a proposed network.

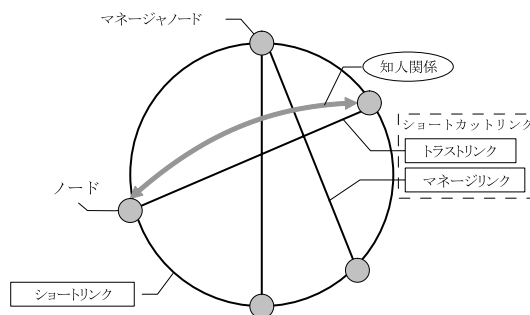


図 2 提案ネットワーク構造

Fig. 2 Proposed network structure.

効果²⁾を考えると、参加人数が多ければ世界中のすべての人と通信可能となりうる。

(3) は知人以外のノードへの経路長が増加することが考えられる。知人以外のノードはネットワークの管理・維持に利用されるため、知人以外のノードとの通信効率はネットワーク全体のパフォーマンスに影響する。

2.1 ネットワーク構造

提案ネットワークのネットワーク構造を図 2 に示す。提案ネットワークは、すべてのノードとの確実な通信を保証するために円形 DHT を採用する。隣り合うノード間を接続する「ショートリンク」によって、円形構造を構成する。また、遠く離れたノード間は「マネージャリンク」によって接続する。これらのリンクはネットワークの維持管理に必要なクエリ（制御データ）を送受信するために使われる。社会ネットワークは、信頼関係にあるノード間を直接接続する「トラストリンク」によって表現する。トラストリンクは、基本的にコンテンツ（サービスデータ）伝送に使われるが、

制御データの伝送にも使用する．トラストリンクで接続されたノードとは直接通信が可能のため，知人ノードとの通信は遅延時間を短くできる．ここで述べた3種のリンクは，それぞれのリンクの両端のノード間で双方向に通信可能である．以後の説明では，遠く離れたノード間を接続するマネージリンクとトラストリンクを総称して「ショートカットリンク」と呼ぶ．また，マネージリンクについては3.4節で詳しく述べる．

2.2 情報の種類

提案ネットワークでやりとりされる情報は，知人ネットワークのみで転送可能な信頼性を必要とするサービスデータと，すべてのノードに確実に伝達できる必要のある制御データの2種類に分けられる．この2つの情報は性質の違いから，それぞれ利用するリンクが異なる．

サービスデータは，サービスに使われる情報（例：音声，ファイル，個人情報，日記）とそれに関わるクエリである．これらの情報は著作権やプライバシーに関するものが多いため，トラストリンクを使って伝送される．したがって，知人関係からたどり着けないノードには送信できないが，信頼された経路を用いることが可能であり，また，隣接している可能性が高いため効率良く通信できる．

制御データは，ネットワーク構造を構築するための制御情報である．ノード移動時の移動先探索，移動後のショートリンク作成などの処理に用いる．制御データはDHT Chord³⁾と同様にすべてのリンクを使って伝送されるため，ネットワークに参加しているすべてのノードに到達可能である．しかし，トラストリンクの状況によっては，ノード間の経路長が増大する可能性がある．

3. 経路長問題と解決方式

提案ネットワークのリンク構造は円形DHTネットワークであるSymphony⁴⁾を参考にした．Symphonyは各ノードのショートカットリンク数を任意に設定でき，各ノードのショートカットリンク数が異なっても経路長に与える影響が少ないという特徴がある．この特徴から，人によって偏りのある知人数をショートカットリンクを使ったトラストリンクで表現できる．制御データの送信にはSymphonyの転送アルゴリズムを使用することで，確実に相手先ノードに届けることができる．また，Symphonyではショートカットリンクの接続先を確率分布関数を用いて決定することで，すべてのノードに短いホップ数で到達可能になるスモールワールド効果⁵⁾のあるネットワークを実現している．

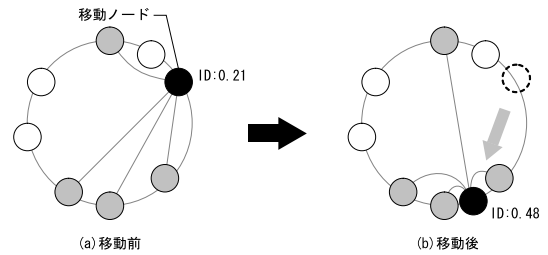


図3 ノードの移動

Fig. 3 Node repositioning.

しかし，Symphonyに社会ネットワークを反映した場合，知人関係であるショートカットリンク（トラストリンク）は確率分布関数によって接続先を決定されたものではない．したがって，そのまま適用するとスモールワールド効果の期待できないネットワーク構造になり，制御データ転送時の経路長が大幅に増大するという問題が生じる．

そこで，ノードの参加・離脱によるトラストリンクの変化に合わせてノードのネットワーク内での位置を動的に変更する動的移動方式（図3）を提案し解決する．これによりSymphonyの確率分布関数によるネットワーク構造に近づけ，スモールワールド効果が生じるようにする．ノードにはネットワーク上での位置を示すIDが付与されており，移動とはIDの変更と，それともなうショートリンクとマネージリンクの変更を意味する．ノードの移動先は，ノードが保持するトラストリンク接続先ノード群のIDをもとに計算して決定する．

3.1 移動位置の計算式

ノードの移動位置の計算にはSymphonyの確率分布関数を用いる．Symphonyの確率分布関数を式(1)に示す．確率分布関数はショートカットリンクの接続先を決定する関数である． d はショートカットリンクの接続先ノードまでのID空間上における距離， s は0以上1未満の様にランダムな値， n はネットワーク内のノード総数を意味する．Symphonyは式(1)に従って任意数のショートカットリンクを張ることでネットワーク構造の最適化を行っている．

$$d = \exp^{(s-1) \log n} \quad (1)$$

式(2)は，式(1)を変形し，接続先ノードまでのID空間上における距離が d であるショートカットリンクの存在比率 y を示す式である．存在比率 y が大きいほどスモールワールド効果が期待できるショートカットリンクである確率が高い．

$$y = \frac{1}{d \log n} \tag{2}$$

確率分布関数はノード自身が他のノードにショートカットリンクを張る際に使用するもので、他のノードからショートカットリンクを張られる可能性もある。ショートカットリンク接続要求を受けて張ったショートカットリンクの存在比率の変化は式 (2) で得られるグラフを d 軸方向に反転させたものである。よって、ノードが接続要求したショートカットリンクと接続要求されたショートカットリンクの両方を考慮した式として式 (3) が得られる。

$$y = \frac{1}{2 \log n} \frac{1}{d} \frac{1}{(1-d)} \tag{3}$$

最適な移動位置は式 (3) で得られる値の最大値から求められるため、 n などの定数は省くことができる。また、リンク長 d を自ノード移動先の ID 空間上の位置 x と知人ノードの位置 i を用いて式を表すと以下のようになる。ここで $f(i, x)$ は x と i をつなぐショートカットリンクの存在比率を表す。

$$f(i, x) = \begin{cases} \frac{1}{(i-x)(1-i+x)} & i > x \\ \frac{1}{(x-i)(1+i-x)} & i < x \end{cases} \tag{4}$$

式 (4) は $x = i$ のときに計算結果が無限大に発散する。また、知人ノード群が同じ ID に集中するのでネットワーク構造上好ましくない。そのため、ノード ID が近付きすぎないように式 (4) に条件を追加した (式 (5))。

$$f(i, x) = \begin{cases} 0 & |i - x| \leq \frac{1}{n} \\ \frac{1}{(i-x)(1-i+x)} & i > x \\ \frac{1}{(x-i)(1+i-x)} & i < x \end{cases} \tag{5}$$

式 (5) はノードに張られている 1 つのショートカットリンクの存在比率を求める式である。そのため、この式の値が最大になった位置に移動したとしても、他のショートカットリンクが確率分布関数に従っているとは限らない。そこで全ショートカットリンクの存在比率の合計を得る式に拡張し、最大値を求める条件を付けると、式 (6) が得られる。

$$\sum_i f(i, x) \rightarrow \text{MAX}$$

$$f(i, x) = \begin{cases} 0 & |i - x| \leq \frac{1}{n} \\ \frac{1}{(i-x)(1-i+x)} & i > x \\ \frac{1}{(x-i)(1+i-x)} & i < x \end{cases} \tag{6}$$

式 (6) を満たす x に移動することで、このノードに張られているすべてのショートカットリンクが、確率

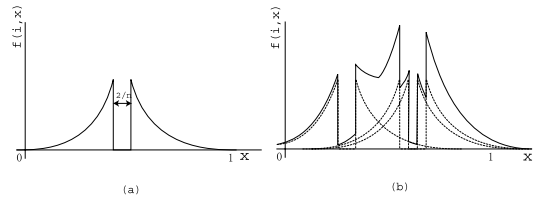


図 4 移動式のグラフ
Fig. 4 Graph of a formula.

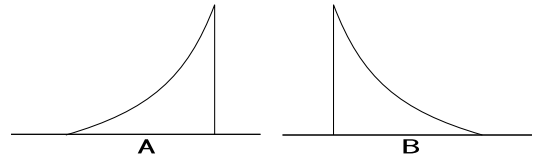


図 5 1 つの山の組合せ
Fig. 5 Addition of one graphs.

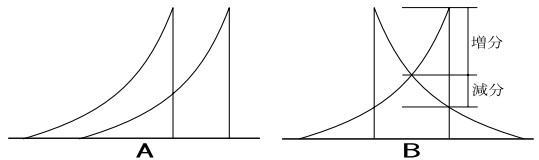


図 6 2 つの山の組合せ
Fig. 6 Addition of two graphs.

分布関数に近いものとなる。この結果、スモールワールド効果が期待でき、経路長の短縮が可能となる。

3.2 移動位置の決定方法

式 (6) をグラフ化したものを図 4 に示す。知人ノードと接続する各ショートカットリンクの存在比率 ($f(i, x)$) は図 4 (a) で示すグラフとなる。知人ノードが 1 つの場合は最大値を容易に計算できる。しかし、知人ノードが複数ある場合は図 4 (b) で示すような多数の山を持つグラフとなり、計算時間の関係で数式から最大値を求めるのは難しい。

式および図から分かるように、本問題は線形ではないため、線形計画問題で使用される解法は使用できない。そこで、山の数に注目し独自の解法を検討する。

- 山が 1 つの場合 (図 5)

最大値はグラフの山の頂点部分であることは明らかであり、 $x = i \pm \frac{1}{n}$ のどちらかが解となる。

- 山が 2 つの場合 (図 6)

この場合、2 種類の組合せが存在する。

組合せ A の場合、左側の山の頂点部分が合成時に頂点となることは明らかであり、2 つの知人ノードのどちらかの位置 i に対して $x = i \pm \frac{1}{n}$ のどちらかが解となる。

組合せ B の場合、2 つの山の交点を基準に考える。式 $f(i, x)$ は反比例の式であるため、交点が

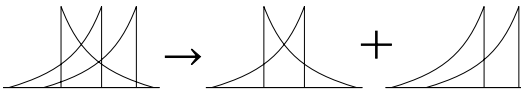


図 7 3つの山の組合せ
Fig. 7 Addition of three graphs.

ら左右に移動したとき交点よりも上部にある増分は交点よりも下部にある減分よりも必ず大きい。よって、合成時は交点部分が最も低くなり、交点から最も離れている要素となった山の頂点部分が合成時の頂点となる。よってこの場合も2つの知人ノードのどちらかの位置 i に対して $x = i \pm \frac{1}{n}$ のどちらかが解となる。

● 山が3つの場合 (図7)

山が2つの場合を2種類組み合わせたものと考えることができる。

山が2つである場合はどのような組合せでも、各知人ノードの位置 i を中心とする山の頂点部分のいずれかが合成時の頂点となる。また、得られる2種類の組合せのうち一方が3つの合成の頂点となる。よって、山が3つであっても同様に山の頂点部分が合成時の頂点となり、いずれかの知人ノードの位置 i に対して $x = i \pm \frac{1}{n}$ に最大値が存在する。

● 山が n 個の場合

山が3つの場合と同様に分割し、山が2つの場合を $n-1$ 種類組み合わせた場合と同等と考えることができ、いずれかの知人ノードの位置 i に対して $x = i \pm \frac{1}{n}$ が解となる。

以上から、式(6)を満たす値 x は、各知人ノードの位置 i について式 $x = i \pm \frac{1}{n}$ で得られる値に含まれていることが分かる。 x の候補は知人ノード数 $\times 2$ だけ存在するが、提案手法ではすべての x の候補について式(6)を計算し、最大となった i を移動すべき x とする。

3.3 ダイナミック ID とスタティック ID

前節で述べた手法では、各ノードが周囲の状況に合わせて動的に移動するため、ノードの位置を示す ID が変動する。そのため、送信先が不明になりクエリを送信することができない。

そこで、ダイナミック ID とスタティック ID という2種類の ID を定義する(図8)。ID は $0 \sim 1$ の値をとり、各ノードに割り当てられている ID のうち左側の ID がダイナミック ID である。 0 と 1 を結合することで円形の ID 空間を構築する。図8では最上部が 0 であり時計回り方向に値が増大するように図示している。この ID はネットワークに参加するたびにラ

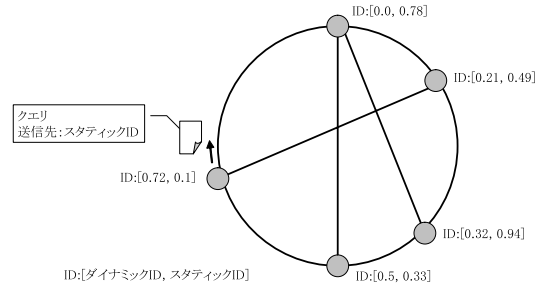


図 8 スタティック ID とダイナミック ID
Fig. 8 Static ID and dynamic ID.

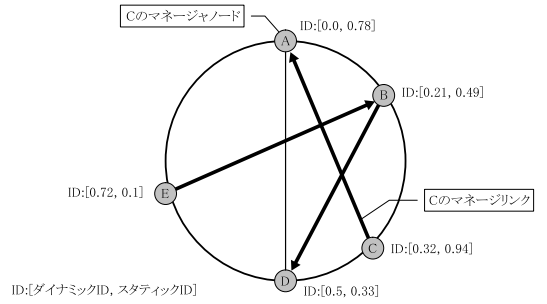


図 9 マネージャノード
Fig. 9 Manager node.

ンダムに決定され、円環上の実位置を表し、クエリの転送先を決定するために使われる。

右側の ID がスタティック ID で、ネットワーク上の位置に依存しないノード固有の ID である。スタティック ID も $0 \sim 1$ の値をとる。ネットワークへの参加・離脱において変更されることはなく、クエリ送信時の送信先指定に用いる。

3.4 マネージャノードとマネージャリンク

2種類の ID を変換するために図9で示すマネージャノードを定義し、マネージャノードとの通信のためにマネージャリンクを構築する。マネージャノードはスタティック ID とダイナミック ID の関係をマッピングし、スタティック ID をダイナミック ID に変換するノードである。すべてのノードはマネージャノードになる。担当するスタティック ID の範囲は、反時計回り方向隣のノードのダイナミック ID から自身のダイナミック ID の値までとなる。図9のノードAの管理範囲は $0.72 \sim 1.0$ となるため、スタティック ID が 0.94 であるノードCのマネージャノードとなる。同様に、ノードBはノードEの、ノードDはノードBのマネージャノードとなる。また、ノードA, Dは自身の管理範囲のスタティック ID を持つため、自身がマネージャノードとなる。

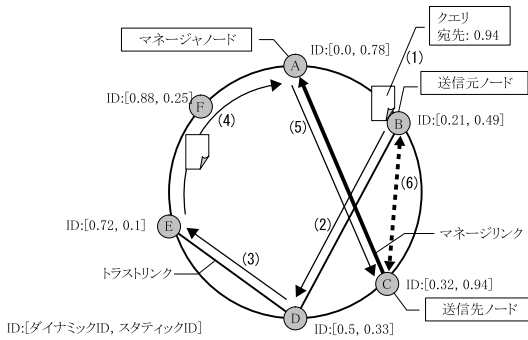


図 10 拡張されたクエリ送信

Fig. 10 Extended query sequence.

3.5 制御データのクエリ送信の拡張

前述の 2 種類の ID とマネージャノードを提案ネットワークに適用するには、ノードが動的に移動する状況下でクエリを送信可能にしなければならない。この課題を解決するため、クエリを図 10 に示す送信手順にすることで解決した。クエリは制御データなのですべてのリンクを使用して伝送している。図 10 はノード B がノード C にクエリを送信する例であり、ノード A がノード C のマネージャノードとなっている。

- (1) ノード B は、送信先ノード C のスタティック ID、送信元 IP：ポートを記述したクエリを作成。
- (2) ノード B は、保持するリンクの接続先ノードの中で、クエリ送信先のスタティック ID に最も近いダイナミック ID 値を持つノード D へクエリを送信。
- (3) ノード D は、クエリ送信先スタティック ID に最も近いダイナミック ID 値を持つノード E へクエリを転送。
- (4) 同様に、ノード E からノード F、ノード A へとクエリを転送。
- (5) ノード A はノード C のマネージャノードであるため、マネージャリンクを用いてノード C へクエリを転送。
- (6) ノード C はクエリを受信時、送信元ノード B に直接返信する。

この流れにすることで、動的に移動するノードに対してクエリを送信することが可能となる。

3.6 ノードの参加と離脱

3.6.1 ノードの参加

提案ネットワークは PureP2P 型であるため、ログインのためのサーバは存在しない。そのため、すでにネットワークに参加しているノードを初期ノードリストなどの手段であらかじめ知り、ネットワーク参加時は既知のノードに参加要求を行う必要がある。

この課題を次の参加手順にすることで解決した。

- (1) 参加希望ノードのダイナミック ID をランダムな値に決定する。
- (2) 既知のノードとリンクを確立する。
- (3) 決定されたダイナミック ID をもとに、ノードの移動と同様の手順で正しいリンク先を検索する。
- (4) ネットワーク内を移動する。
- (5) マネージャノード探索のためのクエリを送信し、マネージャリンクを確立する。
- (6) 知人ノード探索のためのクエリを送信し、知人発見後にトラストリンクを確立する。

これらの通信は、すべてのリンク（ショートリンクとショートカットリンク）を使い知人以外のノードも経由して行われる。したがって、ネットワークに知人ノードが存在すれば確実にトラストリンクを確立することができる。

3.6.2 ノードの離脱

ノードがネットワークから離脱する際、離脱するノードは特に離脱のための処理を行わず、一方的にリンクを切断する。これは、ノードに何らかのトラブルが発生してネットワークから突然切断された場合と同じ状況となる。

ノードが離脱したとき、離脱したノードとリンクを確立していたノードはリンクの種類に応じた処理を行う。

- ショートリンクの処理
ショートリンクが長時間切断された状態は好ましくないため、可能な限り早く復旧する必要がある。そのため、各ノードは基礎構造の円に沿って前後 3 ノード、計 6 ノードのアドレスをつねに保持し、ショートリンクの切断検知時は速やかに新たなショートリンクを構築する。
- トラストリンクの処理
特に行わない（制御データの送受信に影響がないため）。
- マネージャリンクの処理
自身がマネージャノードである場合は何もしないが、離脱したノードが自身を管理するマネージャノードである場合は新たなマネージャノードを探す必要がある。離脱したノードが自身のマネージャノードである場合、新たなマネージャノードを探すための検索クエリを送信し、新たにマネージャリンクを構築する。

これらの処理により、何らかの意図しないトラブルによるリンクの切断が生じた場合も、問題なくネットワークが存続できる。

4. 評価

ノードの動的移動方式の有効性を検証するために、提案ネットワークのシミュレータを開発した。本シミュレータによりノードの動的移動による経路長の変化のシミュレーションを行った。またノードの移動コストとして、どれだけ多くのノードが連動して移動するかについてシミュレーション評価を行った。シミュレーションに用いる社会ネットワークのサンプルでは、ほとんどのノードは知人数が少ないが、一部のノードだけ知人数が非常に多いという特徴を持たせる(図 11)。この特徴は社会ネットワークにおけるべき乗則²⁾に従ったものである。

4.1 クエリの経路長

ネットワークに参加しているノードの総数が変化するとき、各ノードが任意のノードに送信したクエリの経路長がどのように変化するかを計測する。ここでクエリの経路長とはランダムに抽出した2つのノード間でクエリを転送した場合のホップ数を意味する。

サンプルの社会ネットワークからランダムにノードを選出し、提案ネットワークに1ノードずつ追加してゆく。このとき、比較評価のためにIDの最適化を行うネットワークと行わないネットワークを作成し、両ネットワークに同じノードを追加する。ノード追加後、両ネットワークに対してクエリ経路長計測を行う。

計測結果を図 12 に示す。比較対象として、DHT ネットワークとして広く知られている Chord における最長経路長を破線で示す。

シミュレーションの結果、最適化を行わない場合は、1,000 ノードのネットワークで約 62 ホップ、50,000 ノードのネットワークでは約 76 ホップかかることが分かった。また、平均経路長はネットワークサイズが大きくなっても 20 ホップ以下となり、最長経路長よりも大幅に短い。Chord の最大経路長と比べると 2 倍程度長いことが分かる。

これに対して、最適化を行った場合の最大経路長はネットワークサイズにかかわらず小さく抑えることができ、Chord の最大経路長とほぼ同等であることが分かった。平均経路長はさらに短くなり、50,000 ノードのネットワークでも約 3 ホップでクエリが到達するという結果が得られた。

以上から、P2P ネットワークに社会ネットワークを適用することによる経路長増大問題を解決できたといえる。

4.2 保持リンク数

ネットワークの参加ノード総数が変化するとき、各

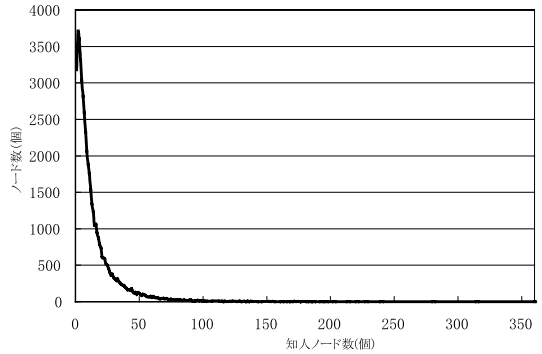


図 11 社会ネットワークのサンプル
Fig. 11 Sample of social network.

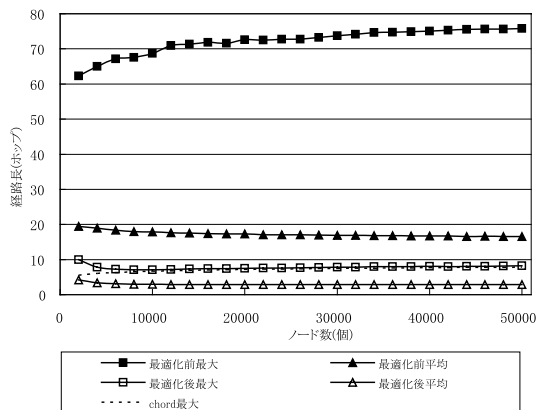


図 12 経路長の推移
Fig. 12 Path-length of query.

ノードが確立しているトラストリンクの数がどのように変化するかについてシミュレーションを行った。トラストリンク数は、社会ネットワークにおける知人ノードの数となる。シミュレーション結果を図 13 に示す。結果、最大トラストリンク数はネットワークサイズに比例して増加することが分かった。同様に、平均トラストリンク数もネットワークサイズに比例して増加するが、増加幅は小さく、ネットワークサイズが大きくなってもトラストリンク数はあまり増えないことが分かる。1,000 ノードのネットワークにおける平均トラストリンク数は約 0.53 個であり、1 に満たない。そして、50,000 ノードのネットワークの平均トラストリンク数も約 14.72 個と非常に少ない数で抑えられ、Chord の半分以下であることが分かる。

以上から、知人ノードの少ない大半のノードは保持するトラストリンクが少なく負荷が小さいが、知人ノードが多い一部のノードには大きな負荷がかかることが分かる。

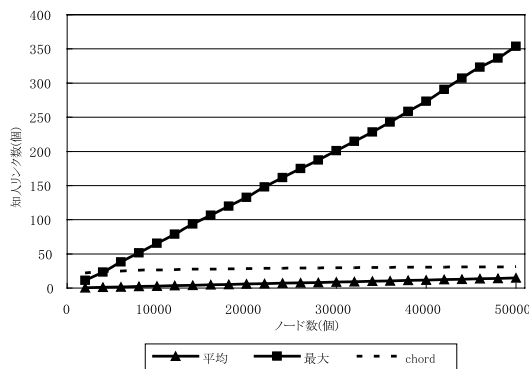


図 13 保持リンク数

Fig. 13 Number of holding link.

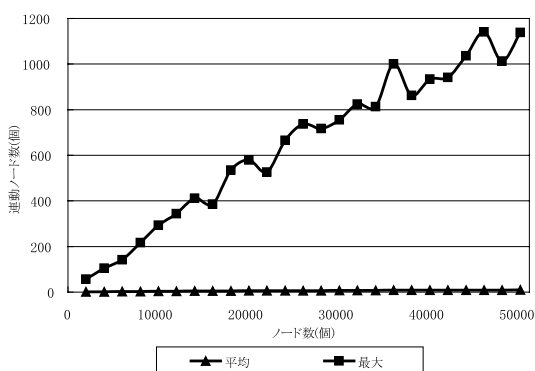


図 14 移動ノード数

Fig. 14 Number of moving node.

4.3 ノード移動コスト

ネットワークに参加しているノード総数の変化に対して、任意のノードが移動したときに連動して移動するノード数の変化についてシミュレーションを行った。

「連動ノード数」は、ネットワーク内の1つのノードが移動したとき、その影響を受けて移動を行うノードの数とする。影響を受けて移動したノードにさらに影響を受けて移動するノードも存在し、ここではそのようなノードも連動ノードとしてカウントする。また、1度の計測で複数回移動するノードは1ノードと数えず、移動回数をカウントする。

結果を図14に示す。最大連動ノード数はネットワークサイズにほぼ比例して大きく増加することが分かった。ノード総数が50,000ノードのとき、1つのノードが移動しただけで、最悪の場合1,000ノード以上が影響を受けて移動する。平均連動ノード数もネットワークサイズに比例して増加するが、増加幅が小さく、ネットワークサイズが大きくても影響を受けるノード数はあまり増えないことが分かる。1,000ノードのネットワークにおける平均連動ノード数は約0.957ノードで

あり、50,000ノードのネットワークで約9.469ノードと少ない。

以上から、大半のノードは移動時に影響を与えるノード数は1以下と少ないが、一部のノードは移動時に多くのノードへ影響を与えることが分かった。このため、一部のノードにトラストリンクが集中しないように、知人を介した転送リンクの導入や、リンク数制限などの手法が必要である。

5. 関連研究

社会ネットワークをP2Pネットワークに適用する研究が行われている。社会ネットワークを探索時間やダウンロード時間の短縮に利用する研究^{6)–9)}や、P2Pネットワークに対するルートDoS攻撃などに対する信頼性を向上させる研究¹⁰⁾である。本論文では社会ネットワークを通信経路の信頼性向上に利用するため目的が異なる。

Affelio¹¹⁾のようにP2PネットワークでSNSを実現したシステムも存在する。AfferioはWebサーバがP2Pネットワークでつながりアクセス制御を行うことでSNSを実現するシステムであり、社会ネットワークでアクセス制御するP2Pネットワークという点で本研究と似ている。我々の提案ネットワークは、SNSではなくP2Pネットワークを実現することを目的としている。

また、P2Pネットワークに社会ネットワークのモデル効果を用いて経路を短縮する研究としてFreenet¹²⁾やSymphony⁴⁾がある。我々の提案方式では、ネットワーク上に社会ネットワークを反映したうえで、これらのP2Pネットワークと同等の経路長を実現した。

ユーザ間の信用でコミュニティを広げていく方法にPGP¹³⁾の信頼の輪がある。信用できる知人を利用した信頼性の確保という点で本研究と似ている。しかし、PGPはファイル単位の認証であるのに対して、提案システムではリンク単位で認証を行っている点が異なる。

モバイルエージェントを利用した研究に、エージェントを用いることで安全に他のノード内の情報を収集・共有するものがある。IPアドレスをハッシュ化することで匿名性を高める方式¹⁴⁾や情報漏洩による危険性を低減させる方式¹⁴⁾、複数ノード間におけるエージェントの効率的な巡回方式^{15),16)}などが提案されている。我々の提案ネットワークは通信経路の安全性を高めるシステムであり、情報漏洩自体をなくすことを想定している。また、本論文における経路長の縮小は1対1の通信時に効果のある方式であり、複数のノード

ド間を効率良く巡回する手法とは異なる。

6. ま と め

本論文では、ノード間の信頼性が保証されない P2P ネットワークに社会ネットワークの考えを適用することで、信頼性の高いノード間リンクを備えた P2P ネットワークを構築できることを示した。社会ネットワークの適用により生じる経路長増大問題に対して、ノードの位置を動的に変更する方式を提案した。提案方式のシミュレーション評価を行った。その結果、50,000 ノードのネットワークにおいて、平均 20 ホップであった経路長を、提案方式の適用により平均 3 ホップ程度まで低減させた。また、最大経路長は約 8 ホップ程度であることを示し、Chord 並の経路長で社会ネットワークを適用した P2P ネットワークが実現できることを示した。

謝辞 本研究の一部は、共生情報工学推進経費の助成を受けている。

参 考 文 献

- 1) 株式会社ミクシィ : mixi. <http://mixi.jp/>
- 2) Newman, M.E.J., Watts, D.J. and Strogatz, S.H.: Random graph models of social networks, *PNAS*, Vol.99, pp.2566–2572 (2002).
- 3) Stoica, I., Morris, R., Karger, D., Kaashoek, M.F. and Balakrishnan, H.: Chord: A scalable peer-to-peer lookup service for internet applications., *SIGCOMM*, pp.149–160, ACM (2001).
- 4) Manku, G.S., Bawa, M. and Raghavan, P.: Symphony: Distributed Hashing In A Small World, *4th USENIX Symposium on Internet Technologies and Systems*, pp.127–140 (2003).
- 5) Kleinberg, J.: The Small-World Phenomenon: An Algorithmic Perspective, *32nd ACM Symposium on Theory of Computing*, pp.163–170, ACM (2000).
- 6) Chen, H., Yang, M., Han, J., Deng, H. and LI, X.: Maze: A Social Peer-to-peer Networking, *E-Commerce Technology for Dynamic E-Business, 2004. IEEE International Conference*, pp.290–293, IEEE (2004).
- 7) Pouwelse, J., Garbacki, P., Wang, J., Bakker, A., Yang, J., Iosup, A., Epema, D., Reinders, M., van Steen, M. and Sips, H.J.: Tribler: A social-based peer-to-peer system, *Proc. 5th International P2P Conference (IPTPS 2006)*, IEEE (2006).
- 8) Anwar, C., Yurcik, W., Pandey, V., Shankar, A., Gupta, I. and Campbell, R.H.: Leveraging ‘Social-Network’ Infrastructure to Improve Peer-to-Peer Overlay Performance: Results from Orkut, *Networking and Internet Architecture*, ACM (2005).
- 9) Upadrashta, Y., Vassileva, J. and Grassmann, W.: Social Networks in Peer-to-Peer Systems, *International Conference on System Sciences (HICSS’05)* (2005).
- 10) Ganesan, S.M.P. and Garcia-Molina, H.: DHT Routing Using Social Links, *IPTPS*, pp.100–111, IEEE (2004).
- 11) FreeGene: Affelio: The Open Social Network. <http://open.affelio.jp/>
- 12) Clarke, I., Miller, S.G., Hong, T.W., Sandberg, O. and Wiley, B.: Protecting Freedom of Information Online with Freenet, *IEEE Internet Computing*, Vol.January-February, pp.40–49 (2002).
- 13) PGPCorporation: PGP Corporation. <http://www.pgp.com/>
- 14) 葛野弘樹, 中井優志, 渡邊 集, 川原卓也, 加藤貴司, ベッドバハドールピスタ, 高田豊雄: モバイルエージェントを用いた分散型インターネット観測システムの提案, *情報処理学会論文誌*, Vol.47, No.5, pp.1393–1405 (2006).
- 15) 井家 敦, 石坂充弘: 情報収集型モバイル・エージェントの効果的な巡回手法, *電子情報通信学会技術研究報告 NS, ネットワークシステム*, Vol.106, No.577, pp.317–321 (2006).
- 16) Wu, Q., Rao, N.S., Barhen, J., Iyengar, S.S., Vaishnavi, V.K., Qi, H. and Chakrabarty, K.: On Computing Mobile Agent Routes for Data Fusion in Distributed Sensor Networks, *IEEE Trans. Knowledge and Data Engineering*, Vol.16, No.6, pp.740–753 (2004).

(平成 19 年 6 月 9 日受付)

(平成 19 年 12 月 4 日採録)



安藤 公彦

平成 15 年東京農工大学大学院工学研究科電子情報工学専攻博士前期課程修了。同年東京農工大学大学院工学研究科電子情報工学専攻博士後期課程進学。現在、同大学院工学府電子情報工学専攻博士後期課程在学中。アクティブネットワーク, Peer-to-Peer の研究に従事。



深貝 篤生

平成 17 年東京農工大学工学部情報コミュニケーション工学科卒業。平成 19 年東京農工大学大学院工学教育部情報コミュニケーション工学専攻博士前期課程修了。同年新日鉄ソリューションズ(株)入社。在学中 Peer-to-Peer, SNS の研究に従事。



大島 浩太(正会員)

平成 15 年東京農工大学大学院工学研究科電子情報工学専攻博士前期課程修了。平成 18 年東京農工大学大学院工学教育部電子情報工学専攻博士後期課程修了。博士(工学)。現在、東京農工大学大学院共生科学技術研究院助教。センサネットワーク、オーバーレイネットワーク等の研究に従事。電子情報通信学会会員。



寺田 松昭(正会員)

1970 年岡山大学工学部電気工学科卒業。同年(株)日立製作所入社。同社システム開発研究所において、制御用分散処理システム, LAN, プロトコル高速処理, VoIP, 次世代インターネットの研究に従事。工学博士。著書『制御用計算機におけるリアルタイム技術』(共著, コロナ社), 『デジタルサービス革命』(共著, 日刊工業新聞社)。1999 年 4 月より東京農工大学工学部情報コミュニケーション工学科教授。同大総合情報メディアセンター長('03/4-'07/7), 現在, 同大学院共生科学技術研究院教授(CIO 補佐を兼務)。IEEE, ACM, 電子情報通信学会各会員。