

移動分散環境下でのネットワークトポロジ 把握のためのプロトコル

中村 眞† 藤井 章博‡ 根元 義章‡

† 東北大学大学院 情報科学研究科 ‡ 東北大学 大型計算機センター

移動体通信では変化するネットワークトポロジの分散管理が重要である。ネットワークトポロジの分散管理により通信の干渉の回避、任意局間の到達性の確保が実現可能となる。ネットワークトポロジの分散管理は、トポロジの局所変化の検出と、確実な通知により実現される。本稿では、変化するネットワークトポロジのモデル化を行い、常に完全結合を持つためのプロトコルを提案した。ネットワークトポロジは、接続あるいは非接続を示すデータで構成された隣接行列で記述される。トポロジに変化は、初期経路決定プロトコルと、分散型経路決定プロトコルによって通知される。このプロトコルの正当性をシミュレーションにより示し、適合性の評価を行った。

Protocol for network topology perception under distributed mobile environment

Makoto NAKAMURA † Akihiro FUJII ‡ Yoshiaki NEMOTO ‡

† Graduate School of Information Sciences, Tohoku Univ.

‡ Computer Center, Tohoku Univ.

† ‡ 2-1-1, Katahira, Aoba-ku, Sendai-shi, 980-77.

In a communication network which consists of many mobile terminals, distributed maintenance of topology information is important. The topology information is essential for avoiding interference between paths and ensuring proper routing of messages. In distributed control, it is difficult to detect and announce the dynamic change of the network topology. In this report, protocols to preserve the perfect connectivity of the network is studied. The topology information is represented as an adjacent matrix. This data is maintained by two protocols, initialization protocol and dynamic change protocol. Performance evaluations of the proposed protocols are done by computer simulations.

1 はじめに

利用者が常に持ち歩き情報アクセスが可能な携帯型情報機器が普及し、このような計算機を相互結合して情報ネットワークを構成する必要性が高まっている。

携帯型情報機器ネットワークにおいては、(1) 行動範囲を束縛しない、(2) 送信電力の違いなど異種の混在に対応できる、(3) 効率の高い事、などの条件を満足する柔軟なシステム実現が求められる。例えば、携帯型情報機器を持ち寄れば、どこでもネットワークを構成でき、送信電力が限られ直接通信ができない相手であっても柔軟な中継機構によって到達距離が補われる事が望まれる。

このような情報ネットワークは、無線回線を利用して構成することになるが、その際従来の移動体通信網の構成では解決し得ない問題がある。具体的には、無線ネットワークでは距離が離れ到達できなかったり、障害物によって互いに通信できない状態が存在する。それらの端末を互いに隠れ端末であると言う。隠れ端末は CSMA の利用において、制御の拠り所となるキャリアがセンスされない場合が生じ、MAC 制御性能を劣化させる。この問題の解決法としては、Busy-Tone [2] などによる使用中信号の送信があるが、根本的な解決には変化するトポロジを把握するためのネットワーク制御が必要となる。

ネットワークの制御は、集中制御型と分散制御型に大別できる。通信サービス事業ではネットワークの効率や確実な制御の面から集中制御型が実用化されている。制御、中継を行なう制御局が設けられている場合や、衛星通信網のような場合 [1] を除きこの制御局の設置において伝搬的に見通しの良い位置など適切でないと通信の範囲が制限され、さらに制御局なしにネットワークが形成できないという根本的な制限が存在する。携帯型情報機器ネットワークではこのような制御局を前提としない分散制御型が適している。

分散制御型にあつては通信が及ぶ範囲の局に対し必要最小限かつ十分な MAC 制御、通信の範囲を考慮した中継経路制御が分散的に行なわれる必要がある。この際、(1) 個々の接続の性能 (エラー率、転送速度など) は伝播条件により均等とならない。(2) 移動に伴い接続の性能が変化する。という性質を考慮する必要がある。

本稿はネットワークトポロジの分散管理を提案する。この特徴は、完全結合が可能な局のグループを自律的に構成し、このグループ内で常にすべての局と完全結合を維持しようと働くプロトコルである。これによりネットワークの分散制御が可能となる。あわせてネットワークトポロジのモデル化により隣接行列による接続の状態記述と中継段数による論理接続の表記を示した。

本稿の構成は、2. で対象とする携帯型情報機器ネットワークのモデル化を行ない、3. でプロトコルの概要を述べる。4. では、提案プロトコルの評価として均一に分散した接続状態でプロトコルにより構築された完全結合局数を取り上

げシミュレーションを実施した結果を述べる。

2 モデル

無線系の通信網を利用して、携帯型の移動局による情報ネットワークを構成する場合のシステムのモデルを示す。以下の条件を仮定する。

1. システムは n 個の ID を持つ局からなる。
2. 全局は一つの無線伝送チャンネルを共有する。
3. 各局の接続関係は以下のような性質を持つ。
 - 任意の二つの局間は、必ずしも通信可能とは限らない。
 - 単方向にしか通信できない局間も存在する。
 - どの局とも通信できない局は考えない。
 - 少なくとも自局以外の 1 局以上に k 回までの通信を利用してメッセージを送る事が出来、同時に少なくとも自局以外の 1 局以上から k 回までの通信を利用してメッセージが受けるものとする。なお、この k 回までの通信を利用して送受信できる範囲を k 次の通信空間と呼ぶことにする。
 - 接続関係は動的に変化する。
 - 変化の速度は通信の伝搬遅延時間と比較して十分穏やかである。
 - 通信の順序関係は保証される。

2.1 制御の目的

ここにおける制御の目的は、常に最新のネットワークトポロジの解明し、構成局の共通知識にすることにある。

各局においては、利用可能な経路を利用して個々に接続可能な隣接局に関する情報を分散的に管理する。この隣接局の集合は同時に、MAC 副層プロトコルでの制御の対象となる。

ここで与えられる問題は、変化に対して常に論理的完全結合を保つ“矛盾の無い管理”を実現するプロトコルにある。

3 プロトコルの概要

3.1 準備

本節では、プロトコルの記述を形式的に行うための準備を与える。以下、次の記述を導入する。

$$P_i \in \mathcal{P}$$

⇒ 局 (分散プロセス) の集合

$$C = (c_{ij}) = \begin{pmatrix} c_{11} & \cdots & c_{1n} \\ \vdots & & \vdots \\ c_{n1} & \cdots & c_{nn} \end{pmatrix}$$

⇒ ネットワークの接続関係を示す隣接行列

なお、 $c_{ij} \neq 0$ のとき p_j から p_i への通信路が存在することを意味し、 $p_j \rightarrow p_i$ と表記する。 $c_{ij} = 0$ は p_j から p_i への通信路は存在しないことを意味する。

3.1.1 ビュー

局は移動し、時間とともに接続状態は変化する。ある時刻での \mathcal{P} , \mathcal{C} から構成される隣接行列、すなわちある時刻でのトポロジをビューと呼ぶ。時刻 t における真のトポロジの隣接行列を真のビューと呼び \mathcal{V}^t で表す。各局 p_i が管理するトポロジの情報をローカルビューと呼び v_i^t と表す。なお $t = 0$ は、初期状態である。

3.1.2 隣接行列

ネットワークの接続関係を有向グラフで表現する。有向グラフのノードは局を表し、有向枝は送信可能な単方向通信路を意味する。

今、隣接行列 C が与えられたとする。 C におけるある局 p_s が持つ他局への単方向の通信路の存在を確認する手続きを考える。

ある局 p_s を起点とした通信路を表現するために単位ベクトル

$$1 \leq s \leq n$$

$$e_s = (\delta_{is}) = \begin{pmatrix} \delta_{1s} \\ \delta_{2s} \\ \vdots \\ \delta_{ns} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 0 \\ \vdots \\ 1 \\ \vdots \\ 0 \end{pmatrix}$$

を定義する。ここで、

$$\delta_{ij} = \begin{cases} 1 & (i = j) \\ 0 & (i \neq j) \end{cases}$$

とする。

ある局 p_s の直接送信可能な局を行列 $(x_s^{(1)})$ と表記する。なお肩の括弧内の数値は通信に用いる経路の数を示す。この行列 $(x_s^{(1)})$ は e_s を利用して、

$$(x_s^{(1)}) = C e_s = (c_{ij})(\delta_{js})$$

$$= \left(\sum_{j=1}^n c_{ij} \delta_{js} \right) = (c_{is}) = \begin{pmatrix} c_{1s} \\ \vdots \\ c_{ns} \end{pmatrix}$$

で表される。

e の転置行列を

$${}^T e_r = (\delta_{r1} \delta_{r2} \cdots \delta_{rn})$$

とすると、ある局 p_r の直接受信可能な局を表す行列 $({}^T x_r^{(1)})$ は、

$$({}^T x_r^{(1)}) = {}^T e_r C$$

で表される。

3.1.3 中継

ある局 p_s から p_r に直接経路が存在しない場合を考える。この場合、何回か別の局を経由した中継によって伝送が可能であれば、その局を p_r の隣接局とみなし、通信可能な相手局の集合に加える事が出来る。この制御の為には中継の状態を後で述べるビューで把握している必要がある。本節ではこの目的の為に中継の表現形式を与える。

ある局 p_s が、別の局 p_r にメッセージを送る場合、 p_s, p_r 以外の局 p_j を介してメッセージの伝達を行う事が出来る。これを中継によるメッセージ伝達と呼び、この場合の p_j を中継局と呼ぶ。 $p_s \rightarrow p_j \rightarrow p_i \rightarrow \cdots \rightarrow p_r$ のように複数の中継局を介するメッセージの伝達も考える。

2つの通信路を利用する1段の中継も活用した場合の送信可能な局を考える。この場合の、ある局 p_s が一段の中継を経て送信可能な局を示す行列 $(x_s^{(2)})$ は、

$$(x_s^{(2)}) = C^2 e_s = C(C e_s) = (c_{ij})(c_{js}) = \left(\sum_{i,j=1}^n c_{ij} c_{js} \right)$$

$(x_s^{(2)}) = 0$ となるのは、

$$\left(\sum_{i,j=1}^n c_{ij} c_{js} \right) = 0$$

$$\begin{pmatrix} x_1^{(2)} \\ x_2^{(2)} \\ \vdots \\ x_n^{(2)} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} \sum c_{1j} c_{js} \\ \sum c_{2j} c_{js} \\ \vdots \\ \sum c_{nj} c_{js} \end{pmatrix} = 0$$

$$c_{11}c_{1s} + c_{12}c_{2s} + c_{13}c_{3s} + \cdots + c_{1n}c_{ns} = 0$$

各項の値は $(c_{ij} \geq 0)$ であるから、この式が成立し 0 となるのは、すべての項が 0 となる場合だけである。各項は、局 p_s から局 p_i に対して任意の局を経由する通信路を意味している。具体的には $c_{11}c_{1s}$ は、 $p_s \rightarrow p_1 \rightarrow p_i$ という経路を意味する。従って、これらの各項がすべて 0 であるということは、どの局を経由してもメッセージ伝達は無い事を示す。逆に、

$$\left(\sum_{j=1}^n c_{ij} c_{js} \right) \neq 0$$

のとき、 x_s から x_i へ、どこかの局の中継による経路接続があることを意味する。

ここでは、中継局が一段加わり 2 つの通信路を用いる 2 次の通信路でのメッセージ伝達する場合 ($x_i^{(2)}$) を考えたが、同様に k 次 ($1 \leq k \leq n-2$) の通信路を用いる ($x_i^{(k)}$) も同様して取り扱うことができる。中継は高々全局を巡る場合までなので、($x_i^{(n-1)}$) は、全ての中継の可能性を含む物となる。($x_i^{(n-1)} = 0$) とは、いかなる中継を用いても他局へ送信できない事を意味する。

同様に中継にて受信が可能な局を表す行列は、

$$({}^T x_i^{(k)}) = T_e \cdot C^k$$

で表される。

3.1.4 双方向通信路

ある局 p_s が別の局 p_i に対して双方向の通信路を持つということは、 p_i に対する送信路と受信路の双方を有していることを意味する。すなわち、($x_s^{(k)}$) (${}^T x_s^{(k)}$) によって得られる行列の対角成分が双方向の通信路を持つ局に対応する。

$$(x_s^{(k)}) ({}^T x_s^{(k)}) = C^k e_s \cdot T_e \cdot C^k$$

は $e_s \cdot T_e = E_{ss}$ (E_{ss} は行列単位となる) と置くと、
 $= C^k E_{ss} C^k$

と表される。

3.2 プロトコルの記述

3.2.1 プロトコルの分離

トポロジ制御プロトコルの目的は、プロトコル $v_i^t = \mathcal{V}^t$ を保証することである。この場合、常に全体のトポロジに関する情報を常に伝達すると情報量が多大になり、データ伝送に占める制御情報の割合が増大する事は明白である。これを補うため本提案プロトコルでは変化の差分を伝達する。差分による最新のトポロジの伝達には共通の初期値の設定が必要となる。このため $t = 0$ におけるプロトコル P^0 と、 $t > 0$ におけるプロトコル P_t に分離し扱う。

- 初期経路決定プロトコル " P^0 ":
 $t = 0$ において、 $v_i^t = \mathcal{V}^0$ を保証する。
- 分散型経路決定プロトコル " P_t " (障害検知):
 $t > 0$ において、 $v_i^t = \mathcal{V}^t$ を保証する。

初期経路決定プロトコル " P^0 " は、トポロジ情報を持たない初期において、接続関係 (通信路とプロセス) を把握し、これによって得られたビューをすべての局のローカルビューとなる事を目的とする。

一方、分散型経路決定プロトコル " P_t " は、トポロジの一部に変化を生じた場合に、現在接続可能な隣接局の名前を分

散的に管理し、これを個々のビューに反映させることによって最新のトポロジ情報に保つ事を目的とする。

本稿では、基本となる二次の通信空間に基づくプロトコルを示す。

3.2.2 初期経路決定プロトコル

初期経路決定プロトコルは、経路情報 v_i^0 の収集と経路情報の各局への周知から構成される。この過程でシステム内で唯一のリーダーが選出される。リーダーが知り得た局の経路情報は周知され、この情報に基づき初期経路が決定される。以下に P^0 を示す。

1. リーダ局 p_l による不特定多数への *INIT* メッセージを放送する。

$$Bcast(l, INIT(l), anonymous)$$

2. *INIT* を受信した局を一次局と呼び、その全体の集合を \mathcal{P}_1 と表す。 $\mathcal{P}_1 \ni p_j$ から不特定多数に対して返答メッセージ *ACK* を放送する。

$$Bcast(j, ACK(l, j), anonymous)$$

3. *INIT* を受信せず *ACK* を受信した局を二次局と呼び、その全体の集合を \mathcal{P}_2 と表す。 $\mathcal{P}_2 \ni p_k$ から、不特定多数に対して *ACK* の送信された $\mathcal{P}_1 \ni p_j$ の情報を乗せて、応答メッセージ *AK2* を放送する。

$$Bcast(k, AK2(j, k), anonymous)$$

4. *ACK* あるいは *AK2* のいずれかが ($x_i^{(2)}$) で示された全ての局で発せられることになる。局 $\mathcal{P}_1 \ni p_j$ は、この *ACK*, *AK2* から v_j^1 を構成する。

$$\left\{ \begin{array}{l} |v^1| = \{ p_m, p_n \in \mathcal{P} : ACK(l, m) \\ \text{or } AK2(m, n) \text{ が } p_j \text{ が受けた} \} \\ ACK(l, m) \Rightarrow c_{ml}, c_{mj} \text{ は } 1 \\ AK2(m, n) \Rightarrow c_{ml}, c_{mn}, c_{nj} \text{ は } 1 \end{array} \right.$$

5. 局 p_l も同様に *ACK*, *AK2* から v_l^1 を構成する。
6. 局 $\mathcal{P}_1 \ni p_j$ は、 v_j^1 を局 p_l に送信する。

$$SEND(j, v_j^1, l)$$

7. 局 p_l 上で集まった情報 v_j^1 および v_l^1 から構築されたビューを真のビューとみなす。

$$\mathcal{V}^0 = v_l^1 \cup_{j \in \mathcal{P}_1 \cap ({}^T x_l^{(1)})} v_j^1$$

8. 局 p_l は、構築したビューを一次局に伝える。

$$Bcast(l, \mathcal{V}^0, anonymous)$$

9. 各一次局 $p_j \in \mathcal{P}_1 \cap |\mathcal{V}^0|$ において、さらに二次局に伝える。

$$Bcast(j, \mathcal{V}^0, anonymous)$$

3.2.3 動的変化の検知手順

局 i にとっての接続関係の変化は次の2つの場合が考えられる。

1. $p_i \rightarrow p_j$ の接続が消滅する。
2. $p_k \rightarrow p_i$ という新しい接続が出現する。
3. 他局から変化が知らされる。

通信は下位層におけるチャネル割り当て制御により規定時間内に完了する。通信が規定時間内に完了しなかった場合、接続が断たれたとする。

全ての局は、自己の送信期間以外は共有するチャネル上の送信局のIDを受信する。この受信によって、新規に受信可能となった局を知る。

3.2.4 分散型経路決定プロトコル“ P_i ”

前節で述べた動的変化の検知手順に基づき、最新のビューを構成し伝えるプロトコル“ P_i ”を示す。

1. 局 p_i がビューの変化を検知する。
2. 局 p_i の責任のもとで隣接局にビューの変化を伝える。
3. 接続情報に関する変化情報が各局に伝わり、ローカルビューが更新され論理時刻が一つ進む。

4 評価

ある局（ノード）が均等な確率で他の局との通信路（エッジ）を構成しているという条件を想定し、シミュレーションによる評価を行った。

4.1 中継利用の評価

各局が限られた相手局に非双方向結合を含む不完全な通信路を持つ場合、中継を利用することにより見かけの双方向通信路を確立することができる。

各局が均等にある割合で一部の局とのみ通信路を持つ場合を想定し、中継段数により双方向の通信路がどの程度確立されるかを評価するため、シミュレーションし以下の数値を求めた。

- ある局から中継無しに得られる完全結合の割合（図中 1-Hop）

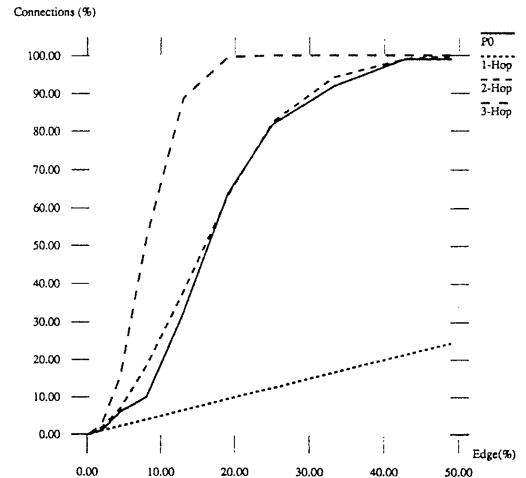


図 1: 中継利用 / 初期プロトコルによる完全結合構成

- ある局から1段中継により得られる完全結合の割合（図中 2-Hop）
- ある局から2段中継により得られる完全結合の割合（図中 3-Hop）

1段中継は二次の通信空間を、2段中継は三次の通信空間を意味する。

図中、横軸は各局の平均接続局数を示し、ネットワークのエッジの平均個数 $Edge = \frac{|\mathcal{V}|}{N^2}$ において、Edge : 0% は、全く通信路を持たない場合を、Edge : 100% は、全ての局の間が完全結合される場合を示す（図中では50%まで）。

縦軸は中継によって確立される完全結合の割合で、すべての他局と双方向結合が得られた場合を100%として示している。なお示したシミュレーションでは、総局数を100局としある平均接続局数でランダムに通信路を持つ場合について求めた。

中継の段数が増えることは通信量が増し、隣接局から見れば通信時間の占有、通信当事者から見れば遅延が増大が生じるため実用上の限度がある。本シミュレーション条件下においては、1段中継により飛躍的に完全結合が得られ、2段中継では2割程度の平均接続の条件においてさへほぼ全局に対して完全結合が得られることを示している。

4.2 初期プロトコルの効率評価

初期プロトコル P^0 によって得られた隣接行列から論理的に構成される完全結合の割合 $C_{pro} = \frac{||V_{pro}^0||}{N^2}$ をシミュレーションした（図1 P0で示した曲線）。これは、ネットワークのエッジの平均個数 $C = \frac{|\mathcal{V}|}{N^2}$ において、 $C = 0$ は、全く通

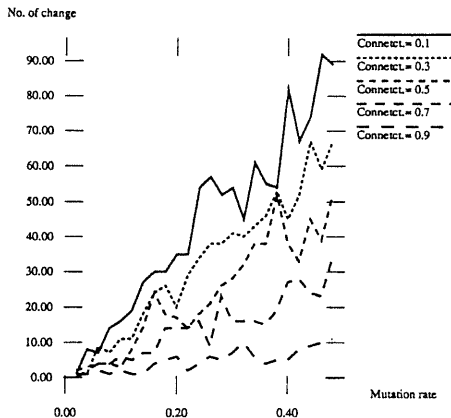


図 2: トポロジ変化の度合に対するの評価

信路を持たない場合を、 $C = 1$ は、全ての局の間が完全結合される場合に対応する。この条件下、ある局で発した一度の初期経路決定プロトコルでどれだけの他の局を知る事が出来るかを示している。

本シミュレーションでは、ある平均接続局数でランダムに通信路を設定し完全結合の割合を求めたが、1 段中継により得られる完全結合の割合と P^0 によって得られた結果はほぼ一致している。

この 2 つの曲線の差は、 v_i^t の収集時に \mathcal{P}_1 以外の局の関与が無いためである。しかしながらその差は僅かで、後の P_i プロトコルにより十分収れんが可能である。

4.3 ネットワークトポロジ変化に対する評価

$\mathcal{V}^t = \bigcup_i v_i^t$ である場合には、チャンネルを共有するメンバーの集合は一定で、ALOHA か Contention free な MAC 制御が正しく行なえる。 $\mathcal{V}^t \neq \bigcup_i v_i^t$ となる時、異なる局間で情報交換を行なわなければならない。

分散型経路決定プロトコル " P_i " は、トポロジ変化を捉え、これを伝える。トポロジ変化の度合が増大と伝えるべき情報との関係についてシミュレーションしたものが図 2 である。ここでは新たな経路が加わった場合のある局での一次の通信経路の数 (送信と受信経路をそれぞれ 1 本と数える) の変化を示している。横軸は増加の度合、縦軸は変化した経路の数を示し、変化前でのネットワークのエッジの平均個数ごとに表示した。

検知された経路変化は変化の度合と共に増大するが、多くのエッジを持つ条件では比較的变化は少ない。

5 まとめ

分散により経路情報などの交換が必要となり全体の通信量の中での占める割合が無視できなくなる。トポロジ情報の伝達経路をメッシュ状に構成すると、中継の段数が多くなり、遅延や通信量の面で不利となる。

集中し司る局 (ゲートウェイ局と呼ぶ) に任せることにより経路情報の交換をレイヤに分けて実現できる。

本提案プロトコルでは自然発生的にリーダーを決め、 k 次の通信路を基に局の集まり (= クラスタ) が構成でき、MAC 制御を容易にすると共に、異なるクラスタ間の通信を効率良く行なうことができる。

変化にともなう分散型経路情報決定プロトコルも主としてこの間で交換されることにより変化に対して効率良い情報交換が行なえる。

今回は二次の通信空間に基づくビューについて述べた。これを k 次への拡張は容易である。

参考文献

- [1] 藤井 章博, 根元 義章, 野口 正一: "衛星通信網向け多地点同報通信理論リンクプロトコルの開発" 電気情報通信学会誌, J76-B-II, 5 pp.433-441 (May. 1993).
- [2] Tobagi, F. A. and Kleinrock, L: "Paket switching in radio channels: Part2 — the hidden terminal problem in carrier sense multiple-access and busytone solution." IEEE Trans. on Commun., COM-23, 12 pp.1417-1433 (Dec. 1975).
- [3] Lamport, L.: "Time, clocks, and the ordering of events in a distributed system." Commun. ACM 21, 7 pp.558-565 (July 1978).
- [4] Neiger, G. and Toueg, S.: "Simulating synchronized clock and common knowledge in distributed systems." J. of ACM 40, 3 pp.334-367 (April 1993).
- [5] Schiper, A. and Sandoz, A: "Uniform reliable multicast in a virtually synchronous environment." Proc. of IEEE ICDCS-93, pp.561-568 (May 1993)