

アドホックネットワークにおける競合解消のための経路変更プロトコル*

東京電機大学 理工学部 情報システム工学科[†]
西島 康之 小野 真和 桧垣 博章^{‡ §}

1 背景と目的

モバイルアドホックネットワークでは、移動コンピュータの分布密度がネットワーク全体で一様であることは稀であり、場所によって疎密があることが一般的である。移動コンピュータの分布が密である場所に複数の経路を構築する場合、従来のルーティングプロトコルでは、ホップ数の小さい経路を構築するため、互いの信号到達範囲が重複し、競合が発生する。この競合による送信待ちによって、送信機会が減少し、エンド-エンドのスループットが低下する。そこで本論文では、電力制御を利用した新しいアドホックルーティング手法を提案する。各移動コンピュータが、既存のアドホックルーティングプロトコルによって検出した複数の経路の無線信号到達範囲が重複していることを検出し、経路分離アルゴリズム、送信範囲縮小アルゴリズムを局所的に適用することで経路を変更する。送信範囲縮小アルゴリズムは、移動コンピュータを経路に追加し、移動コンピュータ間の距離を短縮することで、この移動コンピュータの無線信号到達範囲を縮小し、競合を解消する。なお、本論文では、オンデマンドソースルーティングプロトコルを用いることとする。

2 従来手法

送信電力制御 MAC プロトコル [2] を前提としたルーティング手法としては、経路上にある移動コンピュータの消費電力を考慮した [1, 3] のルーティングプロトコルがある。ここでは、移動コンピュータのバッテリー残量と送信電力を評価し、消費電力を低減することによってネットワーク全体の接続性を高く維持できる経路を選択する。しかし、競合や衝突の発生回避を目的として電力制御を行ない、これによってスループットを向上させることを目指す試みはこれまでに行われていない。CSMA/CA では、到達範囲の重複した無線信号の衝突回避によって、コンテンションウィンドウが大きくなり、バックオフ時間が長くなる。そのため、競合は送信待ち時間を増加させ、送信機会が減少する。

異なる経路間で発生する競合の原因には、並行、合流、交差の 3 つがある。これらの競合を検出するために、無線通信においては、すべてのメッセージがブロードキャストされることを利用する。並行した経路は、ある経路に含まれている移動コンピュータが、他の移動コンピュータを送信先とするメッセージのうち、自身を経由せずに配送されるメッセージを受信することで検出できる。また、合流する経路は、自身を経由して異なる送信先へと配送されるメッセージを受信することで検出できる。本論文では、以下の仮定のもとに、並行による競合を解消する送信範囲縮小アルゴリズムについて議論する。

[仮定 1] 各移動コンピュータは、GPS 等を装備しておらず、自身の位置を知ることはできない。

[仮定 2] 各移動コンピュータは、送信電力制御 MAC プロトコルにより、無線信号到達範囲を拡大、縮小することができる。また、受信電力の測定により、受信信号の送信元移動コンピュータとの間の距離を計算によって得ることができる。□

このとき、本アルゴリズムによって得られた経路が他の経路との間で競合を発生しない、すなわち再度本アルゴリズムを適用する必要が生じないように追加する移動コンピュータを選択することが望ましい。本論文では、これを実現するために 4 つの選択手法を提案し、シミュレーション実験によって評価した。

3 提案アルゴリズム

図 1 左図の X_i と X_j のように、無線信号到達範囲が重複すると競合が発生し、送信機会が減少する。そこで図 1 右図のように、経路に新しい移動コンピュータ M_i と M_j を追加し、移動コンピュータ間の距離を短縮し、送信電力を低減することによって、それぞれの移動コンピュータの無線信号到達範囲を縮小する。これによって、競合の発生を抑制する。

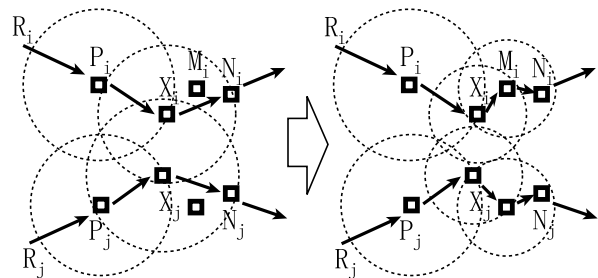


図 1: 送信範囲縮小アルゴリズム

[送信範囲縮小アルゴリズム]

1. $X_i \in R_i$ から送信され R_i を配送されるメッセージを $X_j \notin R_i$ が受信することによって、 R_i と R_j の無線信号到達範囲が重複し、並行が存在することを検出する。
2. X_j は、送信範囲縮小提案メッセージ $RUProp(R_i)$ を X_i にユニキャストで送信する。
3. $RUProp(R_i)$ を受信した X_i は、送信範囲縮小要求メッセージ $RUReq(R_i, X_i)$ を X_j に到達可能な最小送信電力 $P(X_i, X_j)$ を用いてブロードキャストする。
4. $RUReq(R_i, X_i)$ を受信した移動コンピュータ M_i は、 M_i を R_i に含むことの可否を決定し、送信範囲縮小応答メッセージを X_i にユニキャストで送信する。
 - 4-1. M_i が R_i 以外の経路に含まれている場合は、送信範囲縮小否定応答メッセージ $RUNAck(R_i, M_i)$ を X_i にユニキャストで送信する。
 - 4-2. M_i が R_i 以外の経路に含まれていない場合は、 M_i の無線信号到達範囲に R_i における X_i の次ホップ移動コンピュータ N_i を含むかを確認する。

*Route Update Protocol for Higher Throughput with Transmission Power Control in Mobile Ad Hoc Networks

[†]Tokyo Denki University

[‡]Yasuyuki Nishijima, Masakazu Ono and Hiroaki Higaki

[§]{nishiji, hig}@higlab.k.dendai.ac.jp

4-2-1. 含まない場合は、 $RUNAck(R_i, M_i)$ を X_i へユニキャストで送信する。

4-2-2. 含む場合は、送信範囲縮小肯定応答メッセージ $RUNAck(R_i, M_i)$ を X_i へユニキャストで送信する。

5. X_i は、 $RUNAck(R_i, M_i)$ をユニキャスト送信した移動コンピュータのうちの一つを次ホップとして加えた経路 R'_i を送信元移動コンピュータへ通知する。
□

3. において、 X_i が $RUReq(R_i, X_i)$ を $P(X_i, X_j)$ で送信し、これを受信した移動コンピュータ M_i のみが X_i の次ホップ移動コンピュータとなる。このため、 X_i から M_i へ送信電力 $P(X_i, M_i)$ で送信されるとき、 $P(X_i, M_i) < P(X_i, X_j)$ が成り立つ。すなわち、 R_i に M_i を追加することによって、5. における追加移動コンピュータの選択手法によらず、 X_j は X_i の無線信号到達範囲外に位置することになる。しかし、 M_i が N_i へ到達可能な最小電力で送信したとしても、その信号到達範囲内に X_j が含まれる場合がある。これを回避できる追加移動コンピュータ M_i の選択手法として以下が考えられる。ただし、仮定2より、 $|X_i M_i|$ 、 $|M_i N_i|$ 、 $|X_i N_i|$ はいずれも取得可能である。

[手法1] $|X_i M_i|$ が $|X_i X_j|$ より小さい範囲で大きな値となるほど $|M_i N_i|$ が小さくなり、 M_i の無線信号到達範囲に X_j が含まれる可能性が小さくなると考え、 $|X_i M_i|$ が最大となる M_i を追加する。

[手法2] $|X_i X_j| > |X_i N_i|/2$ ならば、 $X_i N_i$ の中点に近い移動コンピュータが競合を発生しにくいと考えられる。そこで、 $X_i M_i$ の中点からの距離が最小となる M_i を追加する。この距離 d_i は次式で計算できる。

$$d_i = \frac{\sqrt{2|X_i M_i|^2 + 2|M_i N_i|^2 - |X_i N_i|^2}}{2}$$

[手法3] $|M_i N_i|$ が大きい場合、 M_i の無線信号到達範囲に X_j が含まれる可能性が高くなると考えられる。また、交差が発生していないという前提では、 M_i が $X_i N_i$ に近いほど競合は発生しにくいと考えられる。 M_i と $X_i N_i$ との距離 h_i は次式で計算できる。

$$h_i = \frac{L(L - 2|X_i M_i|)(L - 2|M_i N_i|)(L - 2|X_i N_i|)}{2|X_i N_i|}$$

ただし、 $L = |X_i M_i| + |M_i N_i| + |X_i N_i|$ とする。

そこで、 $|M_i N_i| + ah_i$ が最小となる M_i を追加する。

[手法4] $|X_i M_i|$ と $|M_i N_i|$ の差が小さくなると $|X_i M_i| < |X_i X_j|$ であることから $|M_i N_i| < |M_i X_j|$ を満足する可能性が高いと考えられる。そこで、手法3と同様に M_i と $X_i N_i$ との距離も考慮に入れ、 $||X_i M_i| - |M_i N_i|| + ah_i$ が最小となる M_i を追加する。

4 評価

前章で述べた4つの手法の性能をシミュレーションによって評価する。ここでは、すべての移動コンピュータの最大無線信号到達範囲は等しいものと仮定している。また、 $|X_i N_i|$ は、この最大範囲の60%であると仮定している。 X_j および M_i の候補となる移動コンピュータは、 X_i から $P(X_i, N_i)$ で送信した場合の無線信号到達範囲に一様分布しているとし、各手法を用いて選択された M_i について、 M_i から $P(M_i, N_i)$ で送信した場合の無線信号到達範囲内に X_j が存在し、再度送信範

囲縮小アルゴリズムを適用しなければ競合が発生してしまう確率を求めた。手法1では69.3%、手法2では54.0%という結果が得られた。また、手法3と手法4において、 α の値を変化させたときの競合発生確率をそれぞれ図2と図3に示す。いずれの手法においても、 α に対して単調増加していることから、 h_i を M_i の選択に用いることは有効ではないと言える。 $\alpha = 0$ のときの競合発生確率はそれぞれ51.4%、45.6%であることから、手法4において $\alpha = 0$ とする場合、すなわち、 $|X_i M_i|$ と $|M_i N_i|$ の差が最小となる M_i を R_i に加える手法が最も有効である。

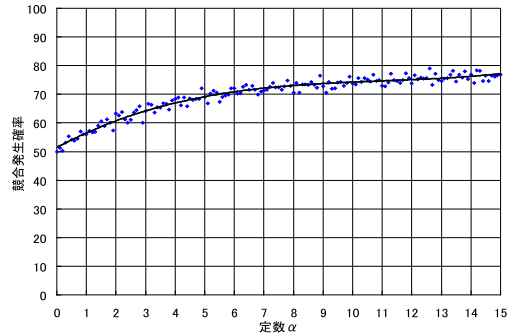


図2: 手法3における競合発生確率

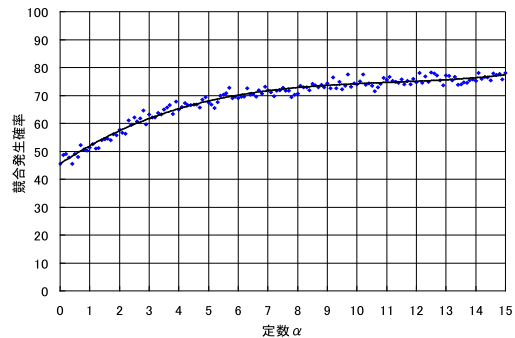


図3: 手法4における競合発生確率

5 まとめ

本論文では、送信電力制御を利用してオンデマンドアドホックルーティングにおける競合の発生を削減し、スループットを向上する手法を提案した。並行による競合を解消する送信範囲縮小アルゴリズムにおいて、追加する移動コンピュータを複数の候補から選択する4つの手法を提案し、シミュレーションにより、経路上の前後の移動コンピュータとの距離差が最小のものを選択する手法が有効であることを示した。

参考文献

- [1] Chang, J.H. and Tassiulas, L., "Energy Conserving Routing in Wireless Ad-hoc Networks," Proceedings of the IEEE INFOCOM 2000, pp. 22-31 (2000).
- [2] Singh, S. and Raghavendra, C.S., "PAMAS - Power Aware Multi-Access Protocol with Signalling for Ad Hoc Networks," ACM Computer Communication Review, Vol. 28, No. 3, pp. 5-26 (1998).
- [3] Stojmenovic, I. and Lin, X., "Power Aware Localized Routing in Wireless Networks," Proceedings of IEEE International Parallel and Distributed Processing Symposium, pp. 371-376 (2000).