

OLSRにおけるノード故障に対応する迂回路の存在を保証する広告リンク選択手法

湯川 陽平^{†1} 吉廣 卓哉^{†2}

MANETにおける経路制御方式として、プロアクティブ型経路制御プロトコル OLSR (Optimized Link State Routing) が標準化されている。OLSRはMPR(Multi Point Relay)と呼ばれる仕組みにより、ネットワーク上に広告されるリンク数を制限し、制御メッセージの負荷を抑えることができる。しかし、OLSRの広告トポロジは冗長性が十分ではなく、宛先への迂回路の存在が必ずしも保証できない。広告トポロジ上に迂回路がある場合には、障害を検出したノードは即座に新たな経路を再計算できるが、迂回路がない場合には、広告トポロジを更新したうえで経路の再計算が必要であり、通信の復帰に時間がかかる。また、広告トポロジ上に迂回路が存在すれば、予め迂回路を計算しておくことで、障害検出後すぐに迂回路を用いることも可能になる。本研究では、任意の2ノード間にノードを共有しない2本の経路の存在を保証できるような広告リンク選択手法を提案する。また、シミュレーション実験により、提案手法による制御メッセージの負荷を評価する。

Selection of Advertising Links to Guarantee Detour Path against Single Node Failure

YOHEI YUKAWA^{†1} and TAKUYA YOSHIHIRO^{†2}

OLSR (Optimized Link State Routing) has been standardized as a routing protocol for MANET. OLSR has a mechanism MPR (Multi Point Relay), which reduces load of control packets by means of optimizing links to advertise. However, advertised topology of OLSR is not sufficiently redundant so that it cannot always guarantee detour paths for every single link or node failure. If there is no detour path, recovery takes time since updating advertised topology and path recomputation are required, whereas If there are detour paths, immediate path recomputation is possible. In this paper, we propose a new algorithm to select links to advertise in order that every pair has at least two node-disjoint paths on advertised topology. In addition, through simulation we evaluate the load of control message packets.

1. はじめに

近年、MANET (Mobile Ad-hoc Network) が次世代の通信技術として盛んに研究されている。MANETは特別な物理的インフラストラクチャを必要としないため、場所によらず安価にネットワークを構築できる利点がある。そのため様々な場面での利用が期待されている。

一方、MANETでは、無線通信機器の移動や機器間の障害物、電波同士の干渉などによる通信の不安定化が避けられない。このような特徴に対応するため、近年では、MANET専用の経路制御方式が盛んに提案されている。IETFではMANET向けの経路制御プロトコル4つが既に標準化されており²⁾⁻⁵⁾、その1つであるプロアクティブ型経路制御方式 OLSR (Optimized Link State Routing)²⁾は現在も盛んに研究が行われている。OLSRの特徴として、MPR (Multi Point Relay) という仕組みが挙げられる。メッセージをネットワーク全体に広告するときに中継ノード (MPR) を限定することで、全ノードへのメッセージの到達性を保証しながらも、メッセージ交換によるネットワークへの負荷を抑えることができる。また、MPRを活用してネットワーク上に広告するリンクを制限することで、さらなるメッセージ負荷の低減を実現している。しかし OLSRの広告トポロジは、耐故障性の面からは十分な冗長性を持たない。つまり、OLSRの広告トポロジは任意のノードペアの間の最短路が含まれることを保証するが、1リンク或いは1ノードの障害時であっても迂回路の存在を保証することはできない。このため、リンクやノードの障害により通信経路が切断されても、即時に最短路の再計算行えず、通信を再開するためには必要なリンク情報が広告されるのを待つ必要がある。ここで、もし障害時に迂回路の存在が保証されれば、即時に最短路の再計算をして通信を回復することが可能になる。

これに対して、我々の研究グループでは、OLSRの広告リンク選択アルゴリズムの改良として、任意の1リンクの障害時に広告トポロジ上に迂回路が保証されるような広告リンク選択アルゴリズムを提案した¹⁾。

本研究ではこの広告リンク冗長化手法をさらに改良し、任意の1ノードの障害時に広告

^{†1} 和歌山大学システム工学研究科

Graduate School of Systems Engineering, Wakayama University

^{†2} 和歌山大学システム工学部

Faculty of Systems Engineering, Wakayama University

トポロジ上に迂回路が保証されるような広告リンク選択アルゴリズムを提案し、グラフ理論的な証明を与える。これにより、ノードの障害による一時的な通信切断に対して、広告トポロジの更新を待たず、即座に通信を回復させることを可能にする。また、シミュレーション実験により、提案手法の制御メッセージ負荷量を評価した。

本論文は以下のように構成される。2章では、既存の OLSR の本研究に係る仕組みについて説明する。3章では、提案する MPR 選択アルゴリズム、及び広告リンク選択アルゴリズムについて述べる。4章では、提案方式の理論的解析を行い、迂回路の存在を保証できることを示す。5章では、従来方式を比較対象としたシミュレーション実験を行い、提案方式を評価する。最後に、6章でまとめとする。

2. 既存技術

提案手法の基礎となる技術として、既存技術である OLSR²⁾ が広告トポロジを構築するまでの動作を簡単に述べる。

OLSR はまず、HELLO メッセージを隣接ノードと交換することで、隣接関係を確立する。HELLO メッセージには送信ノードの隣接ノードのリストが含まれており、各ノードは自分から 2 ホップの範囲にあるノード（以後、**2 ホップノード**と呼ぶ）の情報を得ることができる。この情報を基に、各ノードは隣接ノードの中から MPR(Multi Point Relay) を選択する。MPR とは メッセージをネットワーク全体に広告するための中継ノードであり、全ての 2 ホップノードが少なくとも 1 つの MPR と隣接するように選ばれる。即ち、MPR がメッセージを中継することで、広告したメッセージが全ての 2 ホップノードに到達できる。

ここで、*MPR_COVERAGE* という設定値を変えることによって、2 ホップノードへメッセージを中継できるノードができるだけ *MPR_COVERAGE* の数だけ確保されるように、MPR の数を冗長化することができる（図 1）。*MPR_COVERAGE* のデフォルト値は 1 であり、これを 2 以上にすることでさらに冗長化がなされる。こうして選択された MPR のみが広告メッセージを中継することで、フラッディングによるネットワークへの負荷を軽減すると同時に、全ノードに広告メッセージを伝えることができる。

次に、広告されるリンク情報について述べる。広告されたリンク情報は、各ノードで広告トポロジとして保存され、広告トポロジ上で最短経路が計算されることで経路表が生成される。

広告されるリンクは、既に述べた MPR の選択に依存して決定される。HELLO メッセージには、そのノードがどの隣接ノードを MPR に選んでいるかという情報も含まれている。そのため、各ノードは自身を MPR に選んでいる隣接ノードを知ることができ、そのノード

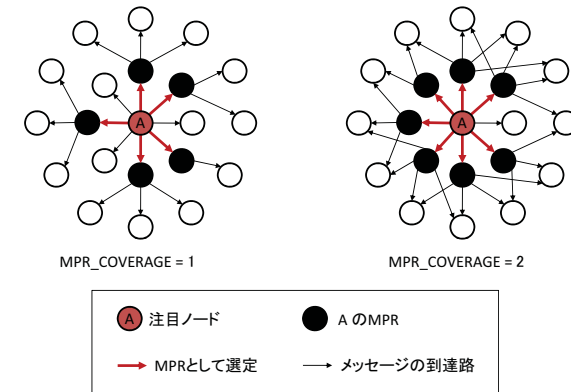


図 1 MPR_COVERAGE=1 の場合（左図）、距離が 2 ホップの全ノードに対して、最低でも 1 つの MPR が隣接するように MPR が選ばれる。注目ノード A が広告するメッセージは、MPR のみが中継することで全ての 2 ホップノードに伝達される。MPR_COVERAGE=2 の場合（右図）は、2 ホップノードのそれぞれに対して、2 本の到達路が確保されるように MPR が選ばれる。このため MPR は増加し、メッセージ広告は冗長化されるが、メッセージの送信負荷は増加する。

を MPR セレクタとして記録する。各ノードは、MPR セレクタの集合を基に、広告するリンクを決定する。デフォルト設定では、各ノードは、自身から自身の MPR セレクタへの有向リンクを広告する。

MPR は全ノードへのメッセージの到達性を保証するように選ばれた中継ノードであるから、各ノードが MPR セレクタへの有向リンクを広告することで、全てのノードに対する経路が、1 ホップ目のリンクを除いて、広告トポロジ上に保証される。1 ホップ目については、各ノードが Hello メッセージにより得た隣接ノード情報を用いる。即ち、各ノードは、広告トポロジと自身の隣接ノード情報を合成したグラフ上で最短経路計算をすることで、他の全ノードへの到達性を保証する経路表を作成できる。

広告トポロジを冗長化するために、OLSR には設定値 *TC_REDUNDANCY* が定義されている。*TC_REDUNDANCY* の値によって広告されるリンクが変化する。各値の意味を以下に示す（例については図 2 を参照）。なお、デフォルト値は 0 である。

- *TC_REDUNDANCY* = 0 : 自身から MPR セレクタへの有向リンクが広告される。
- *TC_REDUNDANCY* = 1 : MPR セレクタへの有向リンクに加えて、MPR への有向リンクも広告される。

- $TC_REDUNDANCY = 2$: 全てのリンクが広告される。

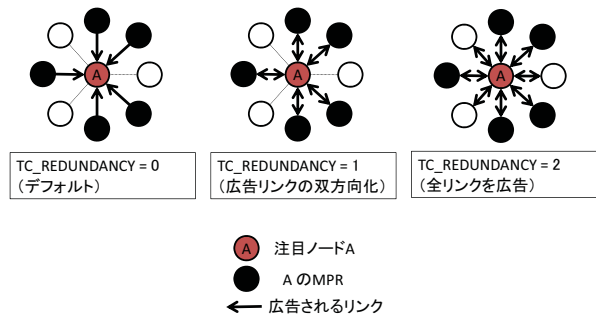


図 2 $TC_REDUNDANCY$ による広告リンクの変化

3. 迂回路の存在を保證できる広告リンク選択手法

3.1 広告トポロジの冗長化における要求

従来方式 (OLSR) では、最短経路の存在を保證する。最短経路は前述の通り、各ノードが保持する広告トポロジと隣接リンク情報 (以後、ローカルリンク情報と呼ぶ) から計算される。経路計算にローカルリンク情報を用いることで広告メッセージの量を削減できるが、一方で、ノード毎に経路計算に使う情報が異なるため、経路の不整合が発生しやすくなる。これは、最短経路のみで経路制御を行う場合には、定常時は最短経路が保證されるため、この不整合は大きな問題とはならないかもしれない。しかし、事前に迂回路を計算しておき、ノード故障時におけるパケット救済に利用する場合 (例えば、有線ネットワークを対象として、種々の IPFastReroute 方式が提案されている^{10)–12)})、迂回路の不整合によってパケットがループしてしまう問題がある。これは、最短経路とは違い、迂回路における次ホップが必ずしも宛先までの距離が縮む方向であるとは限らないために起こる。そこで文献^{10)–12)} では、広告トポロジが全てのノードの間で同期されていることを前提としている。

そこで本研究では、ローカルリンク情報を用いず、全ノードで同期・共有される広告トポロジのみで迂回路の存在を保證することを目指す。提案する広告リンク選択アルゴリズムによって、広告トポロジ上の任意のノードペア間にノードを共有しない 2 本の経路が存在することを証明することで、任意の 1 ノード障害に対して迂回路が存在することを示す。

このために、まず $MPR_COVERAGE = 2$ として、2 ホップノードに対して 2 本の経

路を確保する方法が考えられるが、それだけでは不十分である。解決すべき主な課題は以下の 2 点が挙げられる。

- 経路の 1 ホップ目のリンク確保
- 隣接ノードに対する迂回路の確保

まず、課題 (i) について説明する。デフォルト値である $TC_REDUNDANCY = 0$ の場合には、自身から MPR セレクタへのリンクが広告されるが、隣接ノードがネットワークの「端」にある場合には、その端ノードは MPR に選択されないことがある。このとき、そのノードは MPR セレクタを持たず、従ってこれを始点とするリンクは広告されない (図 3(a))。

次に、課題 (ii) について説明する。仮に課題 (i) が解決されたとすれば、課題 (ii) の解決は主に、2 本の経路がノードを共有せざるを得ない場合にも、リンクを共有しない 2 本の経路を保證するために必要である。例として、ノード a, b, c がそれぞれ隣接しており、 c だけが他のノードと隣接している場合を考える (図 3(b))。 a から c までの取り得る経路は $a \rightarrow c$ と $a \rightarrow b \rightarrow c$ の 2 本であるが、 a が MPR に選べるノードは他のノードと隣接している c だけである。よって、こういった場合、得られる経路は前者だけであり、取り得る 2 本の経路は得られないという問題がある。

さらに課題 (ii) の解決が必要となる例外的な場合として、全てのノードと隣接するようなノードが存在する場合が挙げられる (図 3(c))。この場合、そのノードは 2 ホップノードを持たないため、MPR は選ばれず、そのノードへの経路は存在しない。

提案アルゴリズムは、これらの課題を解決したうえで、全ノードペア間に 2 本の独立した経路が存在することを保證する。

3.2 提案手法の概要

提案手法は、3.1 節で述べた 2 つの問題 (i)(ii) と若干の例外的な場合を解決できるように設計した。なお、 $TC_REDUNDANCY$ はデフォルト値の 0 を用いる。

提案手法は以下の 3 段階のステップで構成される。

- $MPR_COVERAGE = 2$ として、2 ホップノードへの 2 本の経路を確保する。
- MPR 選択アルゴリズムを変更し、隣接ノードへの迂回路を確保する。
- 広告リンク選択アルゴリズムを変更し、経路の 1 ホップ目のリンクを確保する。

ステップ (b) は主に問題 (ii) への解決策であり、ステップ (c) は主に問題 (i) への解決策である。これらのステップについて 3.3 節、3.4 節で詳しく説明する。

提案手法では、ステップ (a) と (c) を用いることで、一定の制約の下で、広告トポロジ上

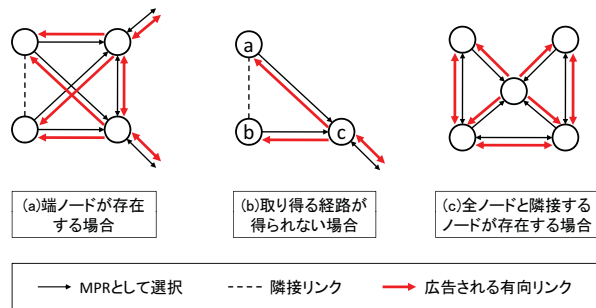


図 3 問題となる例

に任意の 1 ノード故障に対応できる迂回路の存在を保証できる。すなわち、全てのノードが MPR を選択する場合に、さらに言い換えれば、全てのノードにおいて 2 ホップノードが存在する場合に、迂回路の存在を保証できる。ネットワークの（ホップ数の下での）直径が 3 以上である場合はこれに含まれる。ステップ (a) と (c) を用いる手順を**提案アルゴリズム 1**と呼ぶ。

さらに、ステップ (b) を併用することで、2 ホップノードが存在しない場合にも MPR を適切に選び、広告トポロジ上に任意の 1 ノード故障に対応できる迂回路の存在を保証できる。著者らは参考文献¹⁾の中で、本手順により、広告トポロジ上に任意 1 リンク故障に対応できる迂回路が存在することを証明済みである。本論文では、この手順がさらに任意の 1 ノード故障にも対応できることを示す。ステップ (a)、(c) 及び (b) を用いる手順を**提案アルゴリズム 2**と呼ぶ。

3.3 MPR 選択アルゴリズムの変更

3.2 節で示したステップ (b) を説明する。ステップ (b) は、主に隣接ノードへの迂回路を確保するための MPR 選択アルゴリズムの変更である。

まず、用語を定義する。あるノード A が B を MPR として選んだとき、A を除く B の隣接ノードそれぞれに対して、B はそのノードを**カバーする**といい、あるノードをカバーする A の MPR の数を、そのノードの（A による）**カバー数**という。従来手法である OLSR では、MPR によってカバーする対象は 2 ホップノードのみであり、設定値 *MPR_COVERAGE* 値に応じて、可能な限りその値の数だけ 2 ホップノードのカバー数が確保されるように MPR が選択される。

これに対して提案方式では、距離 2 ホップのノードだけでなく、隣接ノードも MPR によってカバーする対象とする。但し、MPR に選ばれたノードは、そのノード自身をもカバーすることにする。つまり、A の任意の隣接ノード B に対して、B 及び B の隣接ノードの中に MPR が 2 つ (=MPR_COVERAGE の値) 以上存在するように、A は MPR を選択する。これにより、距離 1 ホップのノードへの経路が冗長化される。アルゴリズムの正しさについては 4 章に譲る。

3.4 広告リンク選択アルゴリズムの変更

3.2 節で示したステップ (c) を説明する。ステップ (c) は、主に宛先への第 1 ホップに使うリンクを確保するための、広告リンク選択アルゴリズムの変更である。ステップ (a) との組み合わせにより、任意の 2 点間にノードを共有しない独立した 2 経路の存在を保証する。

従来手法である OLSR では、広告リンクを冗長化するためのオプションとして、*TC_REDUNDANCY* のみが存在する。このため、MPR に依存した広告リンクの選択しかできない。これに対して提案手法は、MPR セレクタ以外へのリンクも広告する。隣接ノードのうち、他のノードから MPR に選ばれているもの（すなわち、MPR セレクタを持つノード）への有向リンクを広告リンクに加えるように拡張する。これにより、第 1 ホップのリンクを広告できる。例を図 4 に示す。図 4(a) は従来の MPR 選択アルゴリズムで、*MPR_COVERAGE* = 2 とした場合である。全てのノードは自身の 2 ホップノードを 2 つ以上の MPR でカバーするので、図の (a) のように MPR が選択され、それに応じて有向リンクが広告される。しかし、それだけでは全点間に 2 本の独立した経路を保証できない。そこでステップ (c) を用いる。図 4(c) はステップ (a) に加えて、(c) を実行した結果である。任意の 2 ノード間の経路の第 1 ホップが広告され、独立な 2 経路が確保されていることがわかる。

なお、ノードが持つ MPR セレクタ集合の情報は、従来の OLSR における HELLO メッセージの仕様では伝えられない。そのため、実装の際には HELLO メッセージの仕様を少し変更する必要がある。

4. 広告トポロジの 2 点連結性の保証

本章では、提案方式の正しさについてグラフ理論を用いて証明を行う。まず定義から始める。ネットワークをノードとリンクからなる有向グラフとして、 $G = (V, E)$ で表す。V を頂点集合、E を有向枝集合とする。但し、任意の $(u, v) \in E$ に対し、 $(v, u) \in E$ が成り立つ。有向グラフ G の任意の 2 頂点 $u, v \in V$ に対して、u から v への路が G 上に存在する

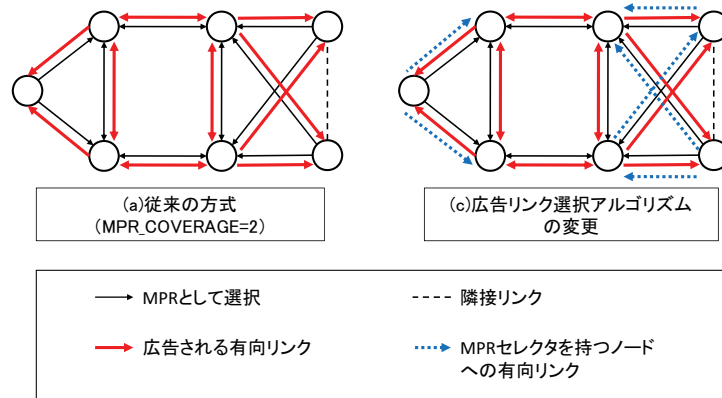


図4 提案手法による広告リンクの拡張

とき、 G は連結であると言う。

点集合 $C_n \subset V$ に対して $G' = (V - C_n, E)$ が連結でないとき、 C_n を G の点カットと呼ぶ。 G の任意の点カット C_n のサイズ $|C_n|$ が k 以上であるとき、 G は k -点連結であると言う。枝集合 $C \subset E$ に対して $G' = (V, E - C)$ が連結でないとき、 C を G のカットと呼ぶ。 G の任意のカット C のサイズ $|C|$ が k 以上であるとき、 G は k -枝連結であると言う。 G 上の任意の2頂点 $u, v \in V, u \neq v$ に対して、有向枝の列 $p = (u = v_1, v_2), (v_2, v_3), \dots, (v_{n-1}, v_n = v)$ を、 u から v への路と呼ぶ。 G 上の u から v への k 本の路 p_1, p_2, \dots, p_k が互いに同じ頂点を含まないとき、これらの路は点素であるといい、同じ枝を含まないとき、枝素であるという。

頂点 v と隣接する頂点の集合を $N_1(v)$ とし、 v から距離 2 ホップ離れた頂点の集合を $N_2(v)$ とする。 $MPR_COVERAGE = k$ における v の MPR 集合を k 次 MPR 集合と呼び、 $M_k(v)$ とする。また、 v の MPR セレクタ集合を $\overline{M}(v)$ とする。

G 上の全ての頂点 $v \in V$ に対して k 次 MPR 集合が選択されたとき、頂点 v に対して、 $u \in \overline{M}(v) \cup \{u | u \in N_1(v), |\overline{M}(u)| \geq 1\}$ となる全ての u に対する有向リンク (v, u) からなる有向枝集合を F と書く。 V と F からなる G の部分グラフを広告グラフと呼び、 $H = (V, F)$ と書く。この場合の広告グラフ H とは、広告トポロジをノードと広告リンクからなる有向グラフで表したものを意味する。

提案手法により保証したいことは、広告グラフ H が 2 点連結であることである。次の命題 1 より、 H が 2 点連結であることは、 H 上の任意のノードペアに対して点素な 2 本の路が存在することと同値である。本論文ではこれを証明する。

命題 1 (Menger's Theorem⁶⁾) 有向グラフ $G = (V, E)$ が k 点連結であることの必要十分条件は、任意の 2 頂点 $u, v \in V$ の間に点素な k 本の路が存在することである。

まず、提案アルゴリズム 1 を適用した場合の広告グラフの性質を定理 1 に示す。

定理 1 $k = 2$ のとき、 G が 2 点連結であり、かつ、任意の頂点 v において $M_2(v) \neq \emptyset$ であれば、提案アルゴリズム 1 によって生成される広告グラフ H も 2 点連結である。

証明: 定義 1 と命題 1 より、任意の 2 頂点 $s, d \in V$ に対して、 G 上に s から d への点素な 2 本の路 P, Q が存在する。 $P = ((s = p_0, p_1), (p_1, p_2), \dots, (p_{m-1}, p_m = d))$ 、及び $Q = ((s = p_0, q_1), (q_1, q_2), \dots, (q_{n-1}, q_n = d))$ とする。また、全ての頂点 $v \in V$ に対して、 v の 2 次 MPR 集合を一つずつ選び、これを $M_2(v)$ とする。

$m \geq 2$ かつ $n \geq 2$ の場合を考える。 p_{m-2} は P 上では d から 2 ホップの距離にある。もし $p_{m-2} \in N_2(d)$ であれば、 d の MPR 集合は p_{m-2} をカバーするため、 $p'_{m-1} \in M_2(d) \cap N_1(p_{m-2})$ であるような p'_{m-1} が存在する。MPR セレクタ集合への有向枝は F に含まれるので、 $(p'_{m-1}, d = p_m) \in F$ である。

頂点 p_{m-3} と p'_{m-1} についても同様の議論が成り立つ。即ち、 G 上で p_{m-3} に隣接する頂点 p'_{m-2} で、 $(p_{m-2}, p'_{m-1}) \in F$ であるようなものが存在する。この議論を P に沿って繰り返すことで、 G 上で頂点 s に隣接する頂点 p'_1 に対して、 H 上にこれを始点とする路 $P' = ((p'_1, p'_2), (p'_2, p'_3), \dots, (p'_{m-1}, d))$ が存在することがわかる。 G 上の路 Q に対して同様に考えると、頂点 s と G 上で隣接する頂点 q'_1 と、これを始点とする路 $Q' = ((q'_1, q'_2), (q'_2, q'_3), \dots, (q'_{n-1}, d))$ が H 上に存在する。 H 上に P' と Q' が存在する様子を図 5 に示す。

次に、 P' と Q' 点素になるように構成できることを示す。 p'_{m-1} と q'_{n-1} が同一頂点である場合には、 P' と Q' は点素ではない。しかし、 p'_{m-1} と q'_{n-1} をうまく選び直すことで、この問題を解消できることを示す。集合 $R = M_2(d) \cap \{N_1(p_{m-2}) \cup N_1(q_{n-2})\}$ を考える。 R は p'_{m-1}, q'_{n-1} を含む。ここで、 $M_2(d)$ は d の 2 次 MPR であり、 p_{m-1} と q_{n-1} をそれぞれ、可能な限り 2 頂点以上でカバーしようとする。一方で p_{m-1} と q_{n-1} はそれぞれ p_{m-2} と q_{n-2} をカバーする頂点の候補である。よって、 R は 2 つ以上の頂点を含み、 p_{m-2} と q_{n-2} の隣接頂点をそれぞれ一つ以上含む。よって、 R から異なる p'_{m-1} と q'_{n-1} をうまく選ぶことで、 p'_{m-1} と q'_{n-1} が異なる頂点になるように、 P' と Q' を修復できる。(ここで

修復とは、 P', Q' の該当頂点から d までの部分路を点素にすることを指す。) この手順で P' と Q' を修復した例を図 6 に示す。

P' と Q' が d 以外の同一頂点を共有している場合にも、同様の手順で修復できることを示す。 P' と Q' が共有している頂点のうち P' 上で最も d に近い頂点を p'_i とし、 Q' 上の同一頂点を q'_j とする。定義より、 $p'_{i+1} \neq q'_{j+1}$ である。ここで、 p_{i-1} または q_{j-1} をカバーするような p'_{i+1} または q'_{j+1} の隣接頂点集合として、 $R_i = \{M_2(p'_{i+1}) \cup M_2(q'_{j+1})\} \cap \{N_1(p_{i-1}) \cup N_1(q_{j-1})\}$ を考える。 $|R_i| = 1$ である場合は、 $p_i = q_j$ であり、 P と Q が点素であるという仮定に反する。 $|R_i| \geq 2$ である場合は、前述の議論により、 R_i 中の異なる頂点を p'_i, q'_j として選ぶことで、 P', Q' を修復できる。このようにして P' を d に近い方から順番に修復することで、 P' と Q' を枝素に構成できる。

さらに、 s から P', Q' の始点 p'_1, q'_1 への枝が F 上に存在することを示す。 p'_1 と q'_1 が同一頂点である場合、同様に $R_s = \{(M_2(p'_2) \cup M_2(q'_2)) \cap N_1(s)\}$ を考える。 $|R_s| = 1$ であれば $p_1 = q_1$ なので、 P と Q が点素である仮定に反する。 $|R_s| \geq 2$ であれば、前述の操作により異なる頂点 p'_1 と q'_1 を選び直すことができる。 p'_1 と q'_1 が異なる頂点であれば、 p'_1 と q'_1 はそれぞれ s の隣接ノードであり、かつ p'_2 と q'_2 から MPR として選ばれている。また、広告リンク選択アルゴリズムの改良によって、MPR セレクタを持つ隣接ノードへの有向リンクも広告するので、 $p'_1, q'_1 \in N_1(s), |\overline{M}(p'_1)| \geq 1, |\overline{M}(q'_1)| \geq 1$ であるから、 $(s, p'_1) \in F, (s, q'_2) \in F$ である。

以上により、 $m, n \geq 2$ の場合には H 上に点素な路 P', Q' が存在することが示された。

最後に、 $m = 1$ または $n = 1$ の場合を考える。仮定より、全てのノードは必ず 2 つ以上の MPR を選択する。 d が選択した MPR を x_1, x_2 とし、 H 上で x_1 を含む s から d への路を P', x_2 についても同様に Q' とする。 d は x_1, x_2 の MPR セレクタであるから $(x_1, d), (x_2, d) \in F$ である。さらに、 x_1 と x_2 は d を MPR セレクタに持つので、 $(d, x_1), (d, x_2) \in F$ である。つまり、MPR に選んだノードとの双方向の有向リンクが広告される。

$x_1 \in N_1(s)$ である場合、 x_1 は s の隣接ノードであり、かつ、 x_1 は d を MPR セレクタに持つので、 $(s, x_1) \in F$ である。すなわち、 $(s, x_1), (x_1, d) \in F$ であり、 s から d への路が存在する。

$x_1 \in N_1(s)$ でない場合、 x_1 は s から 2 ホップ先のノードであるから、 s は必ず 2 つ以上の MPR で x_1 をカバーする。 s が x_1 をカバーするために選んだ MPR を $y_{1,1}, y_{1,2}$ とすると、 $(s, y_{1,1}), (y_{1,1}, s), (s, y_{1,2}), (y_{1,2}, s) \in F$ である。加えて、 $y_{1,1}, y_{1,2} \in N_1(x_1)$ であり、 x_1 は d を MPR セレクタに持つので、 $(y_{1,1}, x_1), (y_{1,2}, x_1) \in F$ である。すなわち、

$(s, y_{1,1}), (y_{1,1}, x_1), (x_1, d) \in F$ 及び、 $(s, y_{1,2}), (y_{1,2}, x_1), (x_1, d) \in F$ であり、 s から d への路が存在する。

また、 x_2 についても同様に $y_{2,1}, y_{2,2}$ が定義でき、 s から d への路が存在する。

ここで、 P' と Q' が同一頂点を共有している場合にも、 P' と Q' が点素になるように構成できることを示す。

P' と Q' が同一頂点を共有するのは、 x_2 が $y_{1,1}$ か $y_{1,2}$ であるときか、 x_1 が $y_{2,1}$ か $y_{2,2}$ であるとき、もしくは $y_{1,1}, y_{1,2}, y_{2,1}, y_{2,2}$ のいずれかが同一頂点であるときである。例を図 7 に示す。しかし、このように $x_2 = y_{1,2}$ であるような場合においても、 x_1 をカバーするために s は 2 つの MPR を選んでいるから、もう一方の路 $(s, y_{1,1}), (y_{1,1}, x_1), (x_1, d)$ を P' とすることができ、必ず同一頂点を共有しない路を取ることができる。

よって、 $m = 1$ または $n = 1$ の場合にも、路 P' と Q' は点素になるように構成できる。

以上より、提案方式によって、任意の 2 頂点間に必ず 2 本の点素な路が存在するので、命題 1 により、広告グラフ H は 2 点連結となる。□

次に、提案アルゴリズム 2 を適用した場合の広告グラフの性質を示す。提案アルゴリズム 2 を適用した場合には、提案アルゴリズム 1 を適用した場合に 2 点連結になるための条件である「任意の頂点 v において $M_2(v) \neq \emptyset$ であれば」を削除することができる。

提案アルゴリズム 2 を適用した場合に、広告グラフ H が 2 枝連結になることの証明は、参考文献¹⁾ で既に行った。即ち、以下の定理が証明されている。

定理 2 $k = 2$ のとき、 G が 2 枝連結であれば、提案アルゴリズム 2 によって生成される広告グラフ H も 2 枝連結である。

本論文ではこれに加えて、広告グラフ H は 2 点連結でもあることを証明する。

定理 3 $k = 2$ のとき、 G が 2 点連結であれば、提案アルゴリズム 2 によって生成される広告グラフ H も 2 点連結である。

証明：提案アルゴリズム 2 は、提案アルゴリズム 1 に MPR を追加した方式であるから、 G が 2 点連結であり、かつ、任意の頂点 v において $M_2(v) \neq \emptyset$ であれば、証明 1 と同様の手順により、生成される広告グラフ H が 2 点連結であるといえる。

さらに定義より、提案アルゴリズム 2 によって、隣接ノードに対しても 2 つ以上の MPR でカバーされるように、MPR が選択される。すなわち、 G が 2 点連結であれば、任意の頂点 v において、必ず $M_2(v) \neq \emptyset$ である。

よって、 G が 2 点連結であれば、提案アルゴリズム 2 によって生成される広告グラフ H が 2 点連結になるといえる。□

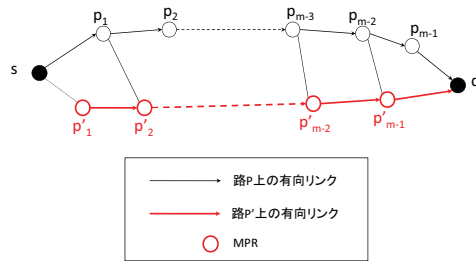


図5 p'_1 を始点とする s から d までの路 P' が H 上に存在する。

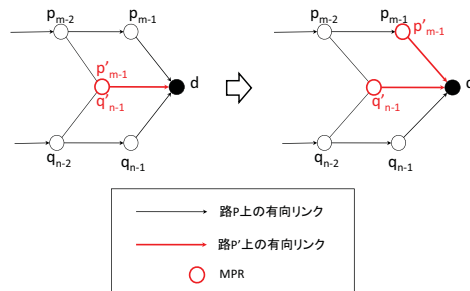


図6 H 上の別の有向リンクを p'_1, q'_1 と再設定できる。

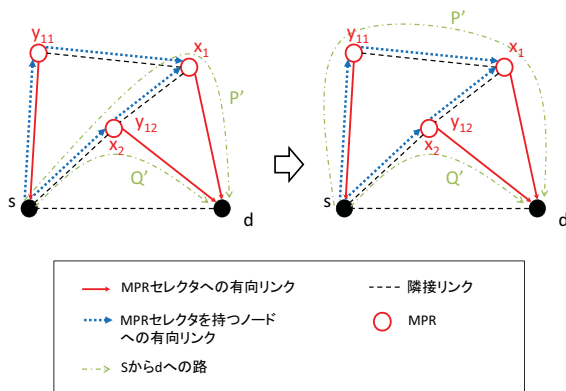


図7 2本の路が点素になるように設定できる。

5. 性能評価

従来の方式を比較対象としたシミュレーション実験により、提案方式の評価を行う。評価指標や環境については、関連研究^{7)–9)}を参考にして設定した。実験は、従来の方式と2つの提案方式について、MPR 選択アルゴリズム、及び広告リンク選択アルゴリズムを実装したプログラムを作成し、ランダム生成されたグラフに各方式を適用させることで、その性能を評価する。

5.1 評価の指標

シミュレーション実験によって提案手法を評価するにあたり、4つの評価指標を用いた。以下に、評価指標のそれぞれについて説明する。

MPRの割合: 各ノードにおけるMPRの数の合計値/各ノードにおける隣接ノードの数の合計値。MPR 選択アルゴリズムの改変により、どれだけMPRが増えるのかを調べるために用いる。

中継回数: 各ノードが一つずつメッセージを持つときに、これらを広告して全ノードに伝えるために必要な発信回数の合計値。MPR 選択アルゴリズムの改変により、MPRが増えることで、フラッディングにかかるメッセージの中継回数がどう変わるかを調べるために用いる。

広告リンクの割合: 広告されたトポロジ上に存在する有向リンク数/元のネットワークの有向リンク数。MPR 選択アルゴリズム、及び広告リンク選択アルゴリズムの改変により、広告されるリンクの冗長性がどれだけ増すのかを調べるために用いる。

広告による負荷: 各ノードにおいて、広告リンクを全ノードに伝えるために必要なメッセージの中継回数と広告リンクのエントリー数を乗算し、その合計値を広告による負荷として表している。TCメッセージの広告によるネットワークにかかる負荷を調べるために用いる。

5.2 シミュレーション方法

広告されるリンクやメッセージのフラッディングについて、どのくらいの冗長性が付加されるのかを調べるために、提案方式と従来方式を比較したシミュレーション実験を行った。実験では、ノード数を25個とし、ノード間の密度を変化させることで、各評価値の変化を調べた。密度の変化については、正方形フィールドの一辺の長さを100,150,...,950,1000と変化させつつ、フィールド内にノードをランダムな座標に配置することで実現した。ノード間の通信可能距離は200とし、ノード間の距離が通信可能距離内ならば、そのノード間にリ

リンクを張ることで、ネットワークを構築した。また、提案方式によってどの程度の冗長性の付加され、制御パケットによる負荷がどれだけ増えるかを調べるために、提案方式に加えて、従来方式の冗長性に関する設定値を変更した方式を比較対象とした。MPR の割合、及び中継回数については、2つの提案アルゴリズムと、従来の OLSR の3方式を比較する。なお、提案アルゴリズム1の MPR の割合と中継回数は、OLSR で $MPR_COVERAGE = 2$ とした場合と同じであり、従来の OLSR ではデフォルト値の $MPR_COVERAGE = 1$ を用いたことを断っておく。広告リンクの割合、及び広告による負荷については、2つの提案方式と従来方式の設定値を変えた方式を比較する。

なお、シミュレーション結果の図では、提案アルゴリズム1を「提案1」、提案アルゴリズム2を「提案2」と標記し、MPR_COVERAGEをMC、TC_REDUNDANCYをTRと略して表記する。

5.3 シミュレーション結果

本節では、シミュレーションの結果について述べる。正方形フィールドの一辺の長さを変えることでノード間の密度を変化させ、それぞれの場合について200回試行した平均値を結果として、図8から11に表す。図について、横軸は正方形フィールドの一辺の長さ、すなわちノード間の密度の変化を表し、左に行くほど密度が低いことを意味する。縦軸については、各評価指標における結果値を表し、値が高いほどネットワークにかかる負荷が大きいかを意味する。また、従来方式について、

MPR の割合の変化について、ノード数25の場合の結果を図8に示す。値が高いほど、各ノードの隣接ノードにおける MPR の割合が高いことを意味する。ノード間の密度が極めて高い場合、即ち全てのノードが隣接しているような場合には、従来の MPR 選択アルゴリズムでは MPR を選ぶ必要がなく、MPR がほとんど存在しないが、提案アルゴリズム2を用いた場合は MPR を選んでいる。また、密度が低くなるにつれて、提案アルゴリズム2における MPR の割合が従来方式に比べて高くなることがわかった。

フラッディングにかかるメッセージの中継回数について、結果をノード数25の場合を図9に示す。値が高いほど、メッセージの広告における中継回数が多いことを意味する。ノード間の密度が極めて高い場合には、従来方式では MPR が選択されないため、提案方式の方がメッセージの中継回数は多くなった。また、基本的に MPR の割合が高い提案アルゴリズム2の方が中継回数は多くなることがわかる。しかし、ノード間の密度によって、MPR が多い提案アルゴリズム2の方が中継回数が少なくなっている。これは、MPR 選択アルゴリズムが異なるため、密度によっては、提案アルゴリズム2の方が効率よく伝わる場合がある

ことを表している。

広告リンクの割合について、結果をノード数25の場合には図10に示す。値が高いほど、より多くのリンクを広告していることを表し、広告トポロジにおける冗長性が高いことを意味する。提案方式における広告リンクの割合は、全リンクを広告する $TC_REDUNDANCY=2$ より少ないものの、その他の比較対象より広告リンクの割合が高くなる結果となった。また、提案手法について、MPR 選択アルゴリズムの改変の有無によって、基本的には提案アルゴリズム2より提案アルゴリズム1の方が冗長性は低くなる。しかし、ノードの密度によっては、MPR 選択アルゴリズムの改変によって、MPR に選ばれるノードが少なくなる（各ノードが同じ MPR を選びやすい）ため、提案アルゴリズム1の方が冗長性が低くなる結果となった。

フラッディングによるネットワークへの負荷について、結果をノード数25の場合には図11に示す。提案方式は、他の比較対象よりはネットワークへの負荷が高くなることがわかった。しかし、負荷を軽減すべきであるノード間の密度が高い場合においては、十分に負荷が抑えられている。提案方式について、中継回数、及び広告リンクの割合の影響により、ノードの密度によっては、提案アルゴリズム1の方が負荷が高くなる結果となった。

5.4 考 察

実験に用いたトポロジは、必ずしも全てのノードペア間にノードを共有しない2本の経路が存在するわけではなく、また、全てのノードが2ホップノードを持つことも保証していない。しかし、全てのノードが2ホップノードを持つトポロジにおいては、グラフ上にノードを共有しない2本の経路が存在する任意のノードペアに対して、提案アルゴリズム1が広告トポロジ上にもノードを共有しない2本の経路が存在することを確認できた。また、全てのトポロジに対して、提案アルゴリズム2が同様の冗長性を達成することを確認した。さらに、従来方式を適用した場合には、 $TC_REDUNDANCY$ が0または1、 $MPR_COVERAGE$ が1または2の全ての組み合わせにおいて、同様の冗長性が保証できないことを確認した。

性能評価では、提案手法により、フラッディングによるネットワークへの負荷が高くなることがわかった。しかし、ノード間の密度が高い場合、すなわちネットワークへの負荷を軽減すべき場合においては、十分に負荷が抑えられていると考えられる。したがって、MANETにおいて必要とされる性質は失っておらず、提案方式は実用的に有効であるといえる。

6. おわりに

本研究では、プロアクティブ型経路制御プロトコル OLSR に対して、広告リンク選択ア

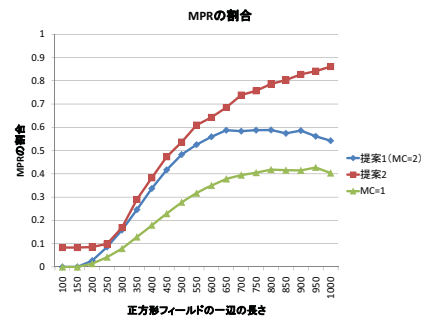


図 8 MPR の割合

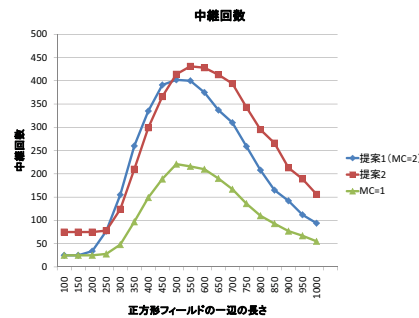


図 9 中継回数

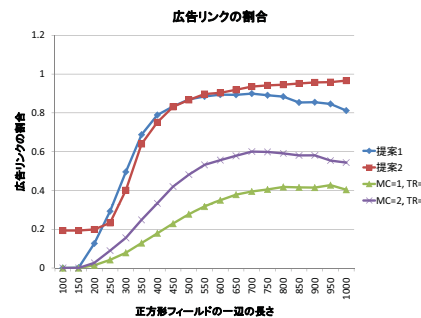


図 10 広告リンクの割合

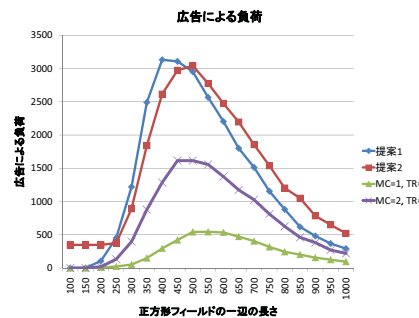


図 11 広告による負荷

ルゴリズムを改良することにより、全てのノードが2ホップノードを持ち、かつ、迂回路が存在し得るネットワークにおいて、広告されたトポロジ上に迂回路の存在を保証する手法を提案した。また、提案手法により、広告されたトポロジ上に、ノードを共有しない2本の経路が存在することを理論的に証明した。シミュレーション実験の結果、提案手法により、広告トポロジ上にノードを共有しない2本の経路が存在することを実証できた。また、性能評価については、迂回路の存在を保証する代償として、ノードの密度によっては従来方式の $TC_REDUNDANCY = 2$ の場合と同程度に、フラッディングにおけるネットワーク負荷が高くなることが明らかになった。しかし、ノードの密度が高いほど広告するリンクの割合を低減するという MANET において必要とされる傾向は保存することができるが確認され、依然として実用的な性質を失っていないことが明らかになった。

本研究では、MPR を増加させることによって必要なリンク情報を確保しているが、追加

の MPR に関して、メッセージの中継を行わず、広告リンクにのみ作用するような、いわば疑似 MPR といった仕組みを設けることで、フラッディングにおけるネットワークへの負荷は大きく低減できる。

参考文献

- 1) 湯川陽平, 吉廣卓哉, “OLSR における迂回路の存在を保証できる広告リンク選択手法” マルチメディア, 分散, 協調とモバイル (DICOMO 2011) シンポジウム, pp.1130-1138, 2011.
- 2) T.Clausen and P.Jacquet, “*Optimized Link State Routing*,” IETF RFC3626, 2003.
- 3) C.Perkins and E.Belding-Royer, “*Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing*,” IETF RFC3561, 2003.
- 4) D.Johnson, Y.Hu and D.Maltz, “*The Dynamic Source Routing Protocol (DSR) for Mobile Ad Hoc Networks for IPv4*,” IETF RFC4728, 2007.
- 5) R.Ogier, F.Templin and M.Lewis, “*Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding (TBRPF)*,” IETF RFC3684, 2004.
- 6) R. Diestel, “*Graph Theory Second Edition*,” Springer-Verlag New York, pp.50, 2000.
- 7) P. E. Villanueva-Peña, T.Kunz, and P.Dhakal, “*Extending network knowledge: Making OLSR a Quality of Service Conducive Protocol*,” Proc. 2006 Int. Conf. on Comm. and Mobile Computing, Vancouver, Canada, pp. 103-108, July 2006.
- 8) Y.Huang, S.Bhatti, and S.Sorensen, “*The Impacts of Spatial Topology Redundancy on Proactive MANET Routing Performance*,” Technical Report RN/07/16, UCL (2007).
- 9) T.Clausen, P.Jacquet, and L.Viennot, “*Investigating the Impact of Partial Topology in Proactive MANET Routing Protocols*,” Proc. 5th Int. Symp. on Wireless Personal Multimedia Comm., Oct. 2002, pp. 1374-1378.
- 10) M.Shand, S.Bryand and S.Previdi, “IP Fast Reroute Using Not-via Addresses,” draft-ietf-rtgwg-ipfr-notvia-addresses-04.txt, 2009.
- 11) Z.Zhong, S.Nelakuditi, Y.Yu, S.Lee, J.Wang, and C.N.Chuah, “Failure inferencing based fast rerouting for handling transient link and node failures,” in Proceedings of IEEE Global Internet, Mar. 2005.
- 12) T.Yoshihiro, “A Single Backup-Table Rerouting Scheme for Fast Failure Protection in OSPF,” IEICE Transactions on Communications, Vol. E91-B, No. 9, pp.2838-2847, 2008.