

メッシュネットワークにおける帯域割り当てモデルとスケジューリングに関する研究

M2010MM043 坪井 将行

指導教員：石崎 文雄

1 はじめに

1.1 研究背景

近年、無線通信ネットワークの分野においてメッシュネットワークに関する研究が盛んに行われている。メッシュネットワークは、無線通信機能に加えてルーティング機能を持つ多数のノードから構成され、ノード同士がマルチホップで相互に通信を行うことの出来る自己組織、自己環境設定、自己管理の機能を持ったネットワークである。メッシュネットワークは、ユビキタス社会における通信インフラストラクチャーとして大きな役割を果たすことが期待されている。また、メッシュネットワークは1つのノードが故障しても代替経路が確保しやすく有線のネットワークに比べて障害に強いという特徴があり、この点においても注目されている。

現在までメッシュネットワークに関する研究として、ノードの電力消費の軽減やパケット送信の遅延の軽減などを目的とした研究が行われてきている [2, 3]。本研究では、メッシュネットワークにおける QoS(Quality of Service)保証の問題に着目する。この問題のために、メッシュネットワーク内のフローをいくつかの優先権クラスに分類し、クラスごとの適切な帯域割り当てとパケットスケジューリングを行う手法を考える。問題を数理計画法として定式化し、それを解くことにより、クラスごとの適切な帯域割り当てとパケットスケジューリングを決定する。様々な環境下での数値結果を得て、それらを精査することにより、提案手法と定式化の有効性について論じる。

1.2 研究目的

本研究では、メッシュネットワークとして IEEE802.16 Mesh Mode のネットワークを想定する。特にネットワークのトポロジとして、実用上重要と思われるツリー構造をしたメッシュネットワークを考える。本研究で考えるメッシュネットワークでは、MAC(Medium Access Control)として TDMA(Time Division Multiple Access)方式が採用されているものとする。本研究では、このようなメッシュネットワークの TDMA 方式におけるノードの最適なスケジューリングとその際のフレーム長について調査する。TDMA においてフレーム長はノードのパケット遅延の上限を決定する非常に重要な要因であるので、フレーム長をいかに低く抑えるかが QoS 保証の観点から非常に重要なことである。また、メッシュネットワークの重要な機能として自己組織化があるが、このことは新たなノードがネットワークに付加されたとき、あるいはネットワークに参加していたノードが削除された際に、ネットワークが自動的にネットワークを再構築することが必要になることを意味する。ネットワークの再構築が行われる際、

例えば、新しいノードをネットワークのどこに付加するかのように、どのようにネットワークの再構築を行うかが QoS 保証の観点から重要である。なぜなら、ネットワークの再構築により TDMA のスケジューリングも変更しなければならず、再構築されたネットワークのトポロジが変更後のスケジュールのフレーム長に大きな影響を与えるからである。本研究では、フレーム長とノードの付加、削除が生じる場合のネットワーク再構築方法との関連についても論じる。

1.3 研究方法

研究方法について説明する。定式化を提案するために、簡単なネットワークトポロジを作成してそのネットワークトポロジを参考にしながら新たな定式化を提案する。さらに整数計画問題として提案した定式をプログラムにおこし、整数計画ソルバー Gurobi Optimizer 4.5.0 を使用して解析を行う。メッシュネットワークの最適なスケジューリングとその際のフレーム長について調査するために、様々な環境で数値結果を得る。様々な条件下で得られた数値結果を比較するために、数値結果を表にして考察する。メッシュネットワークの自己組織化を調査するために、既存のメッシュネットワークに対して新たなノードを付加してネットワークの再構築を行う。新たなノードを付加する時、メッシュネットワーク内の付加する場所でフレーム長にどのように影響するか調査する。また、メッシュネットワーク内のあるノードを削除するときもノードを付加する時と同様に、再構築を行う際のフレーム長への影響を調査する。

2 モデル化・定式化

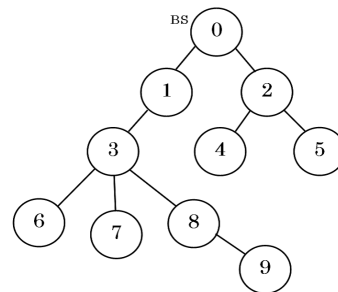


図1 ネットワークトポロジにおけるツリー図

本研究で使用する簡単なメッシュネットワークトポロジについて説明し、定義する変数、定式化について説明する。1つの BS (Base Station) と 9つの SS(Subscriber Stations) を用意し、BS を根、SS を葉で構成する図1のようなクラス分けをしてツリー構造で考える。ノード0を

BS, ノード1からノード9をSSとする。すべてのノードは必ずノード0であるBSの葉であるため直接的又は間接的につながっている。間接的に繋がっているノードに移動する場合、段階的にノード間を隣接させることをホップするという。ノードはアクセスポイントで双方向性に無線でつながっていて全2重通信である。

2.1 変数の定義

本研究の定式化において使用する各変数の説明をする。 i はあるノードを意味し、ノード i を中心に以下の変数、定式を表現する。図2では図1のノード3をノード i として考える。

N はノードの個数を表す。図2では根であるノード0を含む $N=9$ つまり10個のノードの個数を示す。

P はノードのキャパシティを表す。キャパシティが大きければ大きいほど複数のアップリンクトラフィックやダウンリンクトラフィックを同時に送受信することができ、小さければ小さいほど同時に送受信することができなくなる。

L はノード間のリンク数を表す。図2では L の値は9である。

C_k は定式化した数理計画問題のフレーム長さ K の最小化を行うための変数で、 $C_k = (2L)^{k-1} \times k!$ とする。

N_i はノード i から見て子にあたるノードすべてを示す。ただし孫、孫以下などの間接的な子のノードは含まず、1ホップで繋がっている。つまり隣接している子ノードを指す。図2では N_i はノード6, 7, 8にあたる。

$C(i)$ はノード i から見た子以下すべてのノードを示す。 N_i は隣接した子ノードのみを指していたのに比べ、 $C(i)$ は隣接していない孫、孫以下にあたるノードも含む。図2では $C(i)$ はノード6, 7, 8, 9にあたる。

$x_{i,k}$ はノード i が親に情報を送るアップリンクトラフィック量を表し、情報を送っているときは $x_{i,k} = 1$ 、送っていないときは $x_{i,k} = 0$ の決定変数である。図2ではノード i からノード1への上向きの矢印にあたる。

$x_{N_i|N_i,k}$ はノード i がノード i の子から情報を受けるアップリンクトラフィック量を表す。 $x_{i,k}$ と同様に0か1の値をとる決定変数である。図2ではノード6, 7, 8からノード i への上向きの矢印にあたる。

$y_{i,k}$ はノード i が親ノードから情報を受けるダウンリンクトラフィック量を表す。 $x_{i,k}$ と同様に0か1の値をとる決定変数である。図2ではノード1からノード i への下向きの矢印にあたる。

$y_{j,k}^{|N_i|}$ はノード i からノード i の子らに情報を送るダウンリンクトラフィック量を表す。 $x_{i,k}$ と同様に0か1の値をとる決定変数である。図2ではノード i からノード6, 7, 8への下向きの矢印にあたる。

d_i はノード i のBSに要求されている情報量を表す。つまり各ノード i で発生した情報量である。

d_{0i} は d_i とは逆にノード i がBSに要求している情報量を表す。BSからノード i へ届ける情報量である。

K はフレーム長を表す。

k はフレーム長 K の各スロット位置を表す。

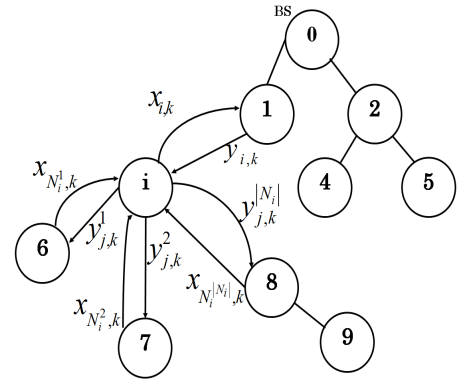


図2 アクセスツリーとその概念

2.2 定式化

前節で定義した変数をもとに定式化を行う。式は目的関数を表す式(1)と制約条件を表す式(2)~式(10)の10個の式を挙げる。その後各式の意味をそれぞれ説明する。

$$\min \sum_{i=1}^n \sum_{k=1}^K C_k(x_{i,k} + y_{i,k}) \quad (1)$$

s.t.

$$\sum_{k=1}^{k-h(i)} x_{i,k} = d_i + \sum_{j \in C(i)} d_j, \quad i = 1, \dots, N \quad (2)$$

$$\sum_{k=1}^K y_{i,k} = d_{0i} + \sum_{j \in C(i)} d_{0j}, \quad i = 1, \dots, N \quad (3)$$

$$x_{i,k} + \sum_{j \in N(i)} y_{j,k} + y_{i,k} + \sum_{l=N(i)} x_{l,k} \leq P, \quad i = 0, \dots, N \quad (4)$$

$$\sum_{t=1}^k x_{i,t} - \sum_{t=1}^{k-1} \sum_{l=1}^{|N_i|} x_{N_i^l,t} \leq d_i, \quad k = 1, \dots, K, i = 1, \dots, N \quad (5)$$

$$\sum_{t=1}^k \sum_{j \in N(i)} y_{j,t} \leq \sum_{t=1}^{k-1} y_{j,t}, \quad i = 1, \dots, N \quad (6)$$

$$y_{i,k-1} = 0, k < h(i), \quad i = 1, \dots, N, k = 1, \dots, K \quad (7)$$

$$\begin{aligned} x_{i,k} &= 0, k > K + 1 - h(i), \\ i &= 1, \dots, N, k = 1, \dots, K \end{aligned} \quad (8)$$

$$x_{0,k} = 0, k = 1, \dots, K \quad (9)$$

$$y_{0,k} = 0, k = 1, \dots, K \quad (10)$$

目的関数 (1) は $\sum_{i=1}^n \sum_{k=1}^K C_k(x_{i,k} + y_{i,k})$ をフレーム長 K に注意して最小にする。

制約条件 (2) は BS からノード i とノード i の子 (図 2 ではノード 6, 7, 8) に対して要求している情報量の合計はノード i の親 (ノード 1) へのアップリンクトラフィック量と同じ値にならなければならない。また、トラフィック量がスケジューリング中に収まるようなアップリンクトラフィック量を伝達しなければならない。

制約条件 (3) は式 (2) とトラフィックの向きは逆向きだが式 (2) 同様、ノード i とノード i の子 (図 2 ではノード 6, 7, 8) の BS への要求している情報量の合計はノード i の親 (図 2 ではノード 1) からノード i へのダウンリンクトラフィック量とは等しくなければならない。

制約条件 (4) はノード i において親や子らへのアップリンクトラフィック量とダウンリンクトラフィック量の合計はノード i のキャパシティ P を超えることができない。

制約条件 (5) はノード i のアップリンクトラフィック量において、親から送信したトラフィック量から子から受信したトラフィック量を引いた、つまりノード i で発生した情報量は BS からノード i への要求量以下でなくてはならない。

制約条件 (6) はノード i の親からノード i へのダウンリンクトラフィック量はノード i から子らへのダウンリンクトラフィック量の合計以下でなくてはならない。

制約条件 (7) はスロット k よりも、ノード i から BS へのホップ数の方が大きい場合、ノード i の親からノード i へのダウンリンクトラフィック量は 0 でなくてはならない。

制約条件 (8) はスロット k が $K + 1 - h(i)$ より大きいとき、ノード i からのダウンリンクトラフィックは 0 でなくてはならない。

制約条件 (9) はノード 0 すなわち BS は根であるため、ノード 0 からのアップリンクトラフィックは常に 0 でなくてはならない。

制約条件 (10) はノード 0 すなわち BS は根であるため制約式 (9) 同様、ノード 0 へのダウンリンクトラフィックも常に 0 でなくてはならない。

2.3 目的関数の最小化からスケジュールを得る証明

2.2 節で定式化した数理計画問題の目的関数の最小化を示して、最小のスケジューリングを求める。変数 L はノードのリンク数を表す。図 2 のモデルではノード間の繋がりを示す線は 9 本なので $L = 9$ である。スロットが $k = m$

の時と $k = m + 1$ の時を比較して $k = m + 1$ の時よりも $k = m$ の方が小さいことを証明する。

($0 \leq x_{i,k} \leq 1$) かつ ($0 \leq y_{i,k} \leq 1$) のとき、

$$\begin{aligned} \sum_{i=1}^n \sum_{k=1}^K C_k(x_{i,k} + y_{i,k}) &\leq \sum_{k=1}^m 2LC_k \\ &= 2L \sum_{k=1}^m C_k \end{aligned}$$

ここで $C_k = (2L)^{k-1} \times k!$ を代入する。

$$\begin{aligned} 2L \sum_{k=1}^m C_k &= 2L \sum_{k=1}^m (2L)^{k-1} \times k! \\ &\leq m(2L)^m \times m! \\ &\leq C_{m+1} = (2L)^m(m+1)! \end{aligned}$$

よって、 $\sum_{i=1}^n \sum_{k=1}^K C_k(x_{i,k} + y_{i,k})$ の最小値を求めればよいことがわかる。

3 実験

2 節で提案したネットワークポロジ、定式化をもとに実験を行う。キャパシティ P の値を変化させて、フレーム長 K との関係調べる。その後、ネットワークにノードを付加する場合とノードを削除する場合における実験を行い、再構築前とのスケジュールのフレーム長にどのような影響をもたらすか調査する。パラメータは $d_i = 1$, $d_{0i} = 1$ という環境下で実験を行う。

3.1 キャパシティとフレーム長の関係

ノードのキャパシティとフレーム長の関係を調べるために、キャパシティ P の値を 1 から 1 ずつ増加させる。また各ノードのキャパシティは一律で変化させるものとする。表 1 に数値結果を示す。キャパシティの値を 1 から 2

表 1 キャパシティとフレーム長の関係

P	1	2	3	4	5	...	8
K	22	11	8	7	7	...	7

に変化させるとフレーム長は約半分になったが、その後キャパシティの値を 3, 4 と変化させてもフレーム長の変化は小さくなり、キャパシティの値を 4 から増加させてもフレーム長に変化は見られなくなった。本研究のネットワークポロジでは、あるノードの子の数は 1~3 個程度であるが、1 つのノードに対して子の数が多いネットワークポロジになるほど、キャパシティの値が求められる。このネットワークポロジで $P = 1$ から $P = 2$ に変更したときにフレーム長が大きく変化したため、以下の実験ではキャパシティ $P = 2$ に設定して実験を行う。

3.2 ノードの付加

ノードを新しく付加する実験について説明する。

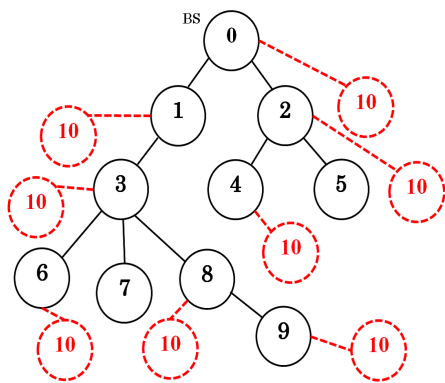


図3 付加するノードの位置を示す図

図3に付加するノード(ノード10)の場所を点線のノードとして示す。ノードの付加する場所は各ノードの下に子ノードがある場合は、その子ノードに並列になるように付加する。ただし、ツリーの構造上同じになるものは片方の場合のみ考えるものとする。例えば、ノード4の子として付加する場合とノード5の子として付加する場合は同じ構造となる。数値結果を表2に示す。ノードをツ

表2 ノードの付加

親のノード	0	1	2	3	4	6	8	9
K	11	13	11	13	11	13	13	13

リー上の左側(ノード1側)に付加する場合と右側(ノード2側)に付加する場合で結果が異なる結果となった。これはツリーの左側はネットワーク上のBSからのホップ数に影響を与えているため、フレーム長の値が大きくなったと考えられる。逆にBSからのホップ数に影響を与えていない左側にノードを付加する場合はフレーム長に変化がないので、BSからのホップ数が多いネットワークになればなるほど、フレーム長は大きくなると考えられる。ホップ数の少ない、つまりツリーの深さが浅い構造のネットワークがフレーム長を短くすることができると言える。

3.3 ノードの削除

ノードを削除する実験について説明する。

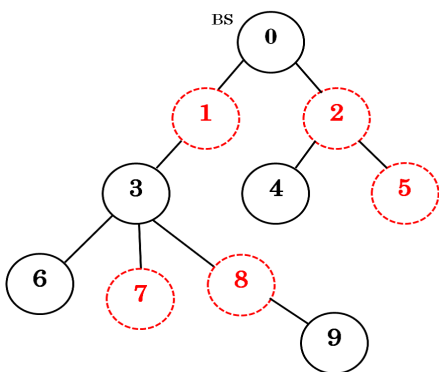


図4 削除するノードを示す図

図4に削除するノードを点線のノードとして示す。削除するノードは1つで各ノードを順に削除していきフレーム長にどのような影響があるか調査する。削除した際に、削除されたノードの子ノードは、削除されたノードの親ノードに直接再接続する考える。ただしノードを付加する場合と同様に、ツリーの構造上同じになるものは一方の場合のみ考えるものとする。例えばノード1を削除する場合において、ノード0とノード3を接続する考える。表3に数値結果を示す。ノードを付加したときと同

表3 ノードの削除

削除するノード	1	2	5	7	8
K	9	11	11	9	9

様にツリーの左側のノードを削除した時に限り、フレーム長が変化した。このことからネットワークにおけるBSからのホップ数とフレーム長の関係が再確認できた。本研究では削除したノードの子ノードを削除した親のノードに接続しているため、BSからの最大ホップ数に影響力が大きいノードを削除するとフレーム長が短くなると言える。

4 まとめ

本研究では、メッシュネットワークとしてIEEE 802.16 Mesh Modeのネットワークを想定し、そのネットワークでのTDMAスケジューリング問題を考えた。TDMAスケジューリング問題を整数計画問題として定式化し、その整数計画問題をソルバーを利用して解くことにより、フレーム長を最小とするTDMAスケジューリングを得ることができた。数値結果から、フレーム長とキャパシティ、ノード数、情報要求量、ネットワークポロジとの関係を調査した。

今後の課題として、ネットワークポロジについてノードを増やすことにより複雑なネットワークポロジで実験しフレーム長を調査する。また、複数のノードを付加、削除する場合の実験もする必要がある。さらに各トラフィックに対して優先度を与えていないので優先度に関してネットワークアルゴリズムを考え、新たな定式化を加え実験する。

参考文献

- [1] J. Chen, C. Chi, Q. Guo, "A bandwidth allocation model with high concurrence rate IEEE802.16 mesh mode," *Proc. of Asia-Pacific Conference on Communications (APCC 2005)*, 2005.
- [2] G. Aggelou, *Wireless mesh networking*, McGraw-Hill, 2009.
- [3] E. Hossain and K. K. Leung, *Wireless mesh networks*, Springer, 2008.