3V−5

クリーク抽出によるパケット無線ネットワーク構築アルゴリズム

松野浩嗣　柴田恵美子

山口大学理学部

1 まえがき

CSMAなどのキャリアセンスを行う方式によってパケット無線ネットワークを構成する場合の重要な問題として隠れ端末問題がある。本稿では、パケット無線ネットワークをグラフとして捉えクリーク抽出を行うことで、隠れ端末のないネットワークを構成する効率的なアルゴリズムを提案する。

2 バス型LANと1点共有クリーク分割

本稿では、LANに接続される計算機を局と呼ぶ。イーサネットなどのバス型LANにおいて、通常LANケーブル間の接続は透過型ブリッジによって行われるが、この際、2つのLAN間に2つ以上のブリッジを置くとパケットの無限ループが生じてしまう[3]。また一つのLANケーブルにあまり多くのノードを接続すると、トラフィックが増大しスループットが低下することはよく知られている[1]。以上のことを考慮すると、バス型LANを構成するための条件は次のように書ける。

[バス型LAN構成条件]

1. 各局は、少なくとも一つのバスに属する。
2. どの2つのバスも、透過型ブリッジ（またはその機能をもつ局）によって相互接続される。
3. どのバスについても、それに属する局数は定数によって制限される。

あるグラフGのノード集合Sにおいて、どのノードをとってもその他のSの中の全てのノードと接続しているとする。このような、ノード集合Sからなるグラフを完全連結グラフといい、極大な完全連結グラフをクリークという。

LANを構成する局に対応したノード集合Sを考える。一つのバスに接続されたある2つの局に対して、これらの局が双方向に通信可能であれば、ノード集合Sの対応する2つのノード間に枝を書く。LANケーブルに接続されている局間では、このようにして構成されるグラフはクリークとなる。したがって、ブリッジを含むLAN全体は、以下のようなLANケーブルと同じ数のクリークからなる集合として表せる。

[1点共有クリーク分割]

1. 各ノードは、少なくとも一つのクリークに属する。
2. どの2つのクリークも、ただ一つの共有ノードをもつ。
3. クリークを構成するノードは定数個である。

3 無線ネットワーク構築アルゴリズム

CSMA方式によって無線ネットワークを構築する場合、お互いに見えない局があるとこれら2つの局の信号が他の局で衝突して少なくとも一方のデータが損傷してしまうことが起こりえる。これら2つの局はお互いに隠れ端末であるという。

適当に局を配置し、それぞれをノードに対応させ、任意の2つの局間で双方向の通信が可能な場合に、対応する2つのノード間に枝を引いたグラフを構成する。局の通信能力には限りがあるので、このグラフの最大次数はある定数で押さえられると仮定してよい。このようなグラフを定数次数グラフと呼ぶ。図1を以上のようにして構成されたグラフとする。このグラフには明らかに隠れ端末が存在する。

以下に提案するアルゴリズムを図1に適用すると、図2の1点共有クリーク分割を求めることができる。このグラフにおいて、一つのクリーク内のノードに対応する局には全て同じ周波数を持たせ、さらに後で考察するように、各クリークの周波数をうまく配置すれば、隠れ端末のない無線ネットワークを構成することができる。

与えられた定数次数グラフ$G=(V,E)$に対し、その1点共有クリーク分割$G=(V,E_Q)$を求める手続きを以下に示す。最大クリーク(maximum clique)を求める部分には、文献[4]のアルゴリズムを用いる。

procedure DIVIDECLQ(G)
begin
　$CLQ := \phi$;
　$\forall v \in V, B(v) := 0$;
　Find a maximum clique of G and we denote it by $K_M = (V_M, E_M)$;
　$CLQ := CLQ \cup \{K_M\}$;
　Let a node $v \in V$ corresponding to a node $v_M \in V_M$ be black $(B(v) := 1)$;
　$E := E - \{(v_i, v_j) \mid v_i, v_j \in V$, where $B(v_i) = 1$ and $B(v_j) = 1\}$;
　$V := V - \{v_i \mid \forall v_j \in V[\{(v_i, v_j)\} = \phi]\}$;
　while $V \neq \phi$ **do**
　　begin
　　　Find a maximum clique with one black node from the graph G and we denote it by $K_M = (V_M, E_M)$;
　　　$CLQ := CLQ \cup \{K_M\}$;
　　　Let a node $v \in V$ corresponding to a node $v_M \in V_M$ be black $(B(v) := 1)$;
　　　$E := E - \{(v_i, v_j) \mid v_i, v_j \in V$, where $B(v_i) = 1$ and $B(v_j) = 1\}$;
　　　$V := V - \{v_i \mid \forall v_j \in V[\{(v_i, v_j)\} = \phi\}$;
　　end;
　return (CLQ)
end

この手続きは、直感的には、与えられたグラフの最大クリークを抽出していく手続きをノードがなくなるまで繰り返すものである。一般には、最大クリークを抽出する問題はNP完全問題であることが知られている[2]。ここでは最大次数が定数に制限されているグラフを対象としているので、文献[4]のアルゴリズムを用いることにより、ノード数nの最大クリークの抽出を$O(n \log n)$の時間で行うことができる。手続

An Algorithm for Constructing Packet Radio Network by Finding Cliques

Hiroshi Matsuno and Emiko Shibata
Faculty of Science, Yamaguchi University
1677-1, Yoshida, Yamaguchi, 753, Japan

き DIVIDECLQ が、ノード数nの定数次数グラフの１点共有クリーク分割を$O(n^2 \log n)$の時間で出力することは容易に確かめられる。

手続き DIVIDECLQ によって求まった１点共有クリーク分割の異なる２つのクリーク内に含まれるノード間に干渉が起こらなければ、バス型LAN と同等の性能の無線ネットワークを構築することができる。次に、クリークへの周波数の割り当て方について考察する。

グラフ$G=(V,E)$と、これに対して手続き DIVIDECLQ によって得られたℓ個の要素をもつクリーク分割 CLQ を入力とし、CLQの各クリークをノードとするようなグラフを出力する以下のような手続きを考える。

```
procedure CLQNODE(G, CLQ)
begin
  E_f = φ;
  for i ← 1 until ℓ − 1 do
    for j ← i + 1 until ℓ do
    begin
      if K_i ∩ K_j ≠ φ then E_f = E_f ∪ {(K_i, K_j)}
      else if
        begin
        for u ∈ K_i do
          for w ∈ K_j do
            if (u, w) ∈ E then E_f = E_f ∪ {(K_i, K_j)};
        end
    end
  return G_f = (CLQ, E_f)
end
```

この手続きがCLQの要素数をnとすると$O(n^2)$で計算できることは明らかである。局間の干渉のない無線ネットワークを作るには、手続き CLQNODE によって得られるグラフの隣接ノードがお互いに異なる周波数をもてばよい。以下に、これを行う手続き ASGNFREQ を示す。手続き CLQNODE で得られるグラフの最大次数は定数で押さえられることは容易にわかるので、この手続き ASGNFREQ 中の最大クリークを求める箇所には文献[4] のアルゴリズムを用いることができる。

```
procedure ASGNFREQ(G_f)
begin
  Let the complementary graph of G_f be Ḡ_f = (CLQ, Ē_f);
  freq := 1;
  while CLQ ≠ φ do
    begin
      Find a maximum clique of Ḡ_f (let the node set
      of which be denoted by K) and attribute freq to
      each node v_i in K such that (v_i, freq)
      (when a node v_i is attributed by two freq's,
      (v_i, freq, freq') is available, instead);
      freq := freq + 1;
      CLQ := CLQ − K;
      Ē_f := Ē_f − {(v_i, v_j) | v_i, v_j ∈ K};
    end
  return(the attributed node set CLQ_F);
end
```

CLQの要素数をnとすると、この手続きが$O(n^2 \log n)$で計算できることは明らかである。図１、２に対して手続き CLQNODE と ASGNFREQ を実行した結果を図３に示す。図３の枝に対応する図１のノードは、２つの周波数をもつのでブリッジの役目をする。このように、DIVIDECLQ, CLQNODE, ASGNFREQ の各手続きを順番に実行すれば、ノード数nの無線ネットワークの各ノード（各局）に割り当てる周波数を$O(n^2 \log n)$で求めることができる。

4　むすび

隠れ端末のないパケット無線ネットワークを構成するための、周波数割り当てアルゴリズムを提案した。このアルゴリズムによって得られる解は、常に最適なものであるとは限らない。この問題についてより考察を深めることが今後の課題の一つである。

参考文献

[1] L. Kleinrock and F.A. Tobagi; Packet switching in radio channels: Part I – Carrier sense multiple access modes and their throughput delay characteristics, *IEEE Trans. Commun.* vol.COM-23, no.12, pp.1400-1416, 1975.

[2] M.R. Garay and D.S. Johnson; *Computers and Intractability: A Guide to NP-Completeness*, W.H. Freeman and Company, San Francisco, 1979.

[3] A. S. Tanenbaum; Computer networks (Third edition), *Prentice-Hall*, 1996.

[4] 松野浩嗣, 田中都子; 定数次数のグラフの最大クリークを抽出するビット演算アルゴリズム, 情報処理学会論文誌, Vol.37, No.10, pp.1869-1872, 1996.

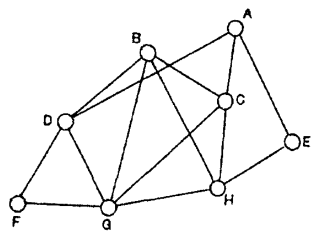

図１．無線ネットワーク

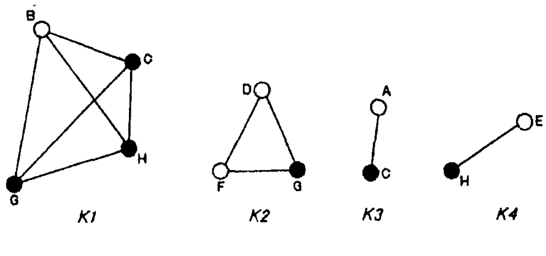

図２．１点共有クリーク分割

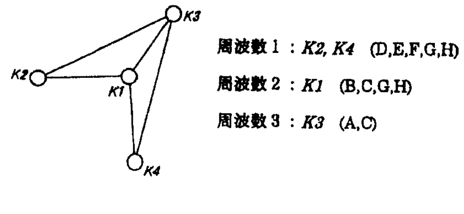

図３．周波数割り当て