

## 移動通信系への再配置接続の適用

正 員 仙石 正和†

准 員 倉田 盛彦†

正 員 梶谷 洋司††

## Application of Rearrangement to a Mobile Radio Communication System

Masakazu SENGOKU†, Regular Member, Morihiko KURATA†, Associate Member  
and Yoji KAJITANI††, Regular Member

あらまし 再配置接続 (rearrangement) は、スイッチング網において現在通話中の呼の経路を他へ接続換えすることにより、内部閉そくを除去し、トラヒック特性を改善しようとするものである。この再配置接続は、共通制御交換方式であればそのすべにて応用できる。ダイナミックチャネル割当法を用いた小ゾーン方式の移動通信系も共通制御交換方式であるため、再配置接続の適用が可能である。従来、小ゾーン方式の移動通信系において、固定チャネル割当法よりもダイナミックチャネル割当法を用いた系のほうが、低呼損率において、トラヒック特性の点で優れていることが知られているが、再配置接続の適用により、更にトラヒック特性が改善されることが期待される。本論文では、まず、小ゾーン方式の移動通信系を便利のために無向グラフにモデル化し、これを用いて移動通信系における再配置接続法について検討を行い、その方法を提案している。そして、この方法を適用した系について、電子計算機シミュレーションを行い、再配置接続によりトラヒック特性がかなり改善されることを示している。

## 1. ま え が き

再配置接続 (rearrangement) は、スイッチング網において現在通話中の呼の経路を他へ接続換えすることにより内部閉そくを除去し、トラヒック特性を向上させる方法である。これは通話網を一括制御する共通制御交換方式であればそのすべにて応用できる。移動通信系においては、周波数スペクトルの有効利用が重要な課題の一つとなっているが<sup>(1)</sup>、ダイナミックチャネル割当法を用いた小ゾーン方式の移動通信系も共通制御交換方式であるため再配置接続が適用できる。小ゾーン方式の移動通信系の場合、移動体のゾーン変更に伴う通話中のチャネル切換が必要であり、この切換をむしろ積極的に利用することにより、トラヒック特性を改善させることが期待される。ダイナミックチャネル割当法を用いた場合、固定チャネル割当法を用いた

系に比べてトラヒック特性が (低呼損率において) 優れていることが知られているが<sup>(1),(2)</sup>、再配置接続の適用により更にトラヒック特性を向上させ、周波数スペクトルの利用効率を改善することが可能と考えられる。又、TDMA (Time Division Multiple Access) 方式では、搬送パルス位相の切換によって、つまりソフトウェア的にチャネル切換ができるため、再配置接続が比較的簡単に実行でき、通話に与える影響も少ないという利点があり<sup>(3)~(6)</sup>、移動通信系がデジタル化された場合、有効と思われる。

スイッチング網の再配置接続に関しては、従来、非閉そく (nonblocking) である系または再配置接続可能 (rearrangeable) な系に関する研究が多くなされてきているが<sup>(1),(2)</sup>、一般に移動通信系は再配置接続可能な系ではないため、従来の再配置接続アルゴリズムを適用できない。本論文は、移動通信系に再配置接続を適用する場合の再配置接続アルゴリズムとそれを用いた場合のトラヒック特性の改善 (シミュレーション結果) について述べたものである。まず、移動通信系をチャネル割当を考える場合に便利な無向グラフにモデル化し、移動通信系の再配置接続の方法について考察している。そして、この再配置接続法を考える場合、この

†新潟大学工学部情報工学科, 新潟市  
Faculty of Engineering, Niigata University, Niigata  
-shi, 950-21 Japan

††東京工業大学工学部電気・電子工学科, 東京都  
Faculty of Engineering, Tokyo Institute of Technology,  
Tokyo, 152 Japan  
論文番号: 昭 56-486[B-156]

問題はグラフ理論または組合せ理論などでの扱いにくい問題 (NP 完全) であることを述べ、実際に再配置接続を行う場合を考え、非常に簡略化された再配置接続アルゴリズムを提案する。更に、この再配置接続法を移動通信系に適用した場合のトラヒック特性の改善度を見るために、移動通信系の 1 モデルについて計算機シミュレーションを行い、固定チャネル割当法、ダイナミックチャネル割当法との定量的比較を行っている。

## 2 系のモデル化

小ゾーン方式の移動通信系におけるチャネルの割当問題を考えるとき、次のような無向グラフ  $G$  を考えると便利である (実は、従来から再配置接続について考察されてきている 3 段リンク接続スイッチング網<sup>(1),(2)</sup>, 時分割共通線スイッチング網<sup>(3),(4)</sup>, 衛星通信における SS/TDMA 方式<sup>(7),(8)</sup> の系は同一形式にモデル化できることが知られている<sup>(9)</sup>)。

$$G = (V, E), \quad |V| = n \quad (1)$$

$V$  はグラフ  $G$  の点集合,  $E$  は枝集合である。

(i) 呼はグラフ  $G$  の各点で生起する。

(ii)  $n_c$  個のチャネル (周波数帯) を各点の呼に一つずつ割り当てる。但し隣接する点の呼に限り同一のチャネルが使用可能である。全体で  $(n_c + 1)$  個以上のチャネルが必要となった場合の呼は、呼損となる ( $n_c$  は系全体のチャネル数)。

サービスエリアを小ゾーンに分割した移動通信系において、グラフ  $G$  は、点を各ゾーンに対応させ、各ゾーンに対応する点とそのゾーンのバッファゾーン (そのゾーン及びそのゾーン内の通話が干渉妨害を与えるゾーン) 以外のゾーンに対応する点を枝で結んで得られる。

例をあげると、ある系は図 1 (a) に示すようなサービスエリアを持つものとする。各ゾーンの電波は、隣接するゾーンまで干渉妨害を与えるものとする。すると、同時に同じチャネルを使用できるのは二つ以上離れた

ゾーンの呼になる。従って、グラフ  $G$  は、ゾーン  $i$  と点  $v_i$  を対応させ、二つ以上離れたゾーンに対応する 2 点の間を枝で結んで、図 1 (b) のように表すことができる。ゾーン  $i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) で生起する呼は、グラフ  $G$  の点  $v_i$  で生起し、互いに枝で結ばれている点の呼は、二つ以上離れたゾーンの呼であり、同時に同一チャネルが使用できる。

このように、移動通信系をグラフにモデル化することにより、ただ単に隣接するゾーンにだけ干渉妨害を与えるだけでなく、複雑な干渉妨害特性を持つようなゾーン構成の系などの取扱いも同一にできる。又、以下で示すように、このチャネル割当問題が、グラフ理論で良く研究されている問題と同一となり、チャネル割当アルゴリズムを考える上で便利である。

## 3 移動通信系におけるチャネルの割当

ここでは、ダイナミックチャネル割当法と再配置接続の違いを明確にするため、ダイナミックチャネル割当法について (ゾーンとグラフ  $G$  の対応関係をはっきりさせるためにゾーンの上とグラフ  $G$  上の両方で) 説明しておく。

小ゾーン方式の移動通信系におけるダイナミックチャネル割当法は、一般には、そのバッファゾーン内で未使用のチャネルであれば、システムの持つどのチャネルでも (変形はあるが) 自由に呼に対して割り当てることができるチャネル割当法である。

このチャネル割当の簡単な例を次に示す。系は、図 1 (a) に示したサービスエリアを持ち、系全体で 3 個のチャネルを持つものとする。3 個のチャネルは、文字 A, B, C で区別することにする。今、図 2 (a) に示すようなチャネルの使用状態 (ゾーン中の文字 A, B, C は、そのゾーン内でそのチャネルが使用されていることを示す) で、ゾーン 4 で新たに呼が生起した場合を考える。ゾーン 4 における通話が干渉妨害を与えるのはゾーン 1, 3, 4, 5, 7, 8 である。新たな呼に対しては、これらのゾーンで使用されていないチャネルを割り当てなければならない。従って、新たな呼に対してチャネル C が割り当てられ、図 2 (b) のようになる。

このチャネル割当の例をグラフ  $G$  で示すと図 3 のようになる。点を表す円内の文字は、その点にある呼に既に割り当てられているチャネルを示している。図 3 (a) はチャネル割当前、図 3 (b) はチャネル割当後の状態を表している。

図 3 において、太線で示したのは、チャネル C を使

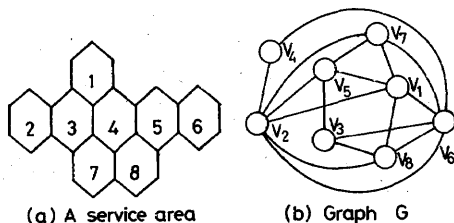


図 1 移動通信系のモデル化  
Fig. 1-A service area and its graph.

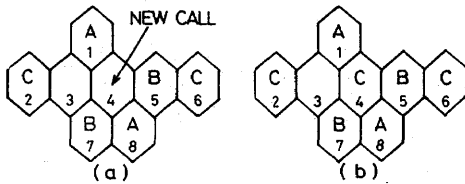


図2 ダイナミックチャンネル割当  
Fig.2-An example of dynamic channel assignment.

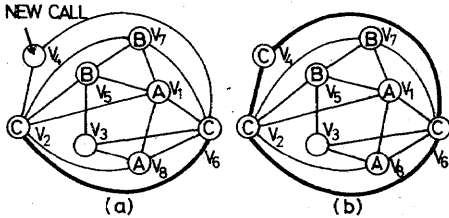


図3 グラフ上でのチャンネル割当  
Fig.3-Dynamic channel assignment on graphs.

用している点と、それらの点の間を結ぶ枝である。グラフ  $G$  の定義により、同じチャンネルを使用している点はすべて枝で結ばれていなければならない。従って、これらの点は完全部分グラフ (clique, 以後クリークと呼ぶ) をなしていなければならない。図3(a)においてチャンネル  $C$  を使用しているのは  $\{v_2, v_6\}$  であり、クリークをなしている。更に、このクリークは点  $v_4$  を含めて  $\{v_2, v_4, v_6\}$  と拡大してもクリークである (この操作をクリークの拡大と呼ぶことにする) ため、点  $v_4$  の新たな呼に対してもチャンネル  $C$  の割当が可能となるのである (図3(b)参照)。

このようなダイナミックチャンネル割当法において、それまで通話中であった呼の使用していたチャンネルは、新たに生じた呼に対してのチャンネル割当後も変わらないことは明らかである。従って、図4に示すようなチャンネルの使用状態では、ゾーン4に生じた呼に対してチャンネルを割り当てることはできない。なぜなら、ゾーン4のバッファゾーンで  $A, B, C$  のすべてのチャンネルが既に使用されているからである。けれども、この状態は、既に通話中の呼の使用チャンネルの変更 (再配置) を許せば、ゾーン4の新たな呼に対してチャンネルが割り当てられるかもしれない。このような状態は、一般の交換網における内部閉そくに対応しており、再配置接続によりチャンネルが割り当てられる可能性がある。次章では、この再配置接続について考察を行う。

#### 4. 移动通信系における再配置接続

ここでは、移动通信系の再配置接続問題について理解しやすくするために、前章同様例題を使って説明していく。

まず、図4の状態に対するチャンネル割当法を考える。

① ゾーン1でチャンネル  $A$  を使用している呼にチャンネル  $B$  を割当換える。

② ゾーン7でチャンネル  $A$  を使用している呼にチャンネル  $B$  を割当換える。

③ 上の操作で、図5(a)のような状態となり、ゾーン4の新たな呼に対してチャンネル  $A$  を割り当てることができる (図5(b))。円で囲まれた文字は、通話中にチャンネルの割当換えをされた呼を表している。

このチャンネル割当をグラフ  $G$  の上で示すと図6のようになる。図6(a)は、チャンネル割当前の状態で、図4の状態に対応している。チャンネルの割当は次のように行われる。

① チャンネル  $B$  を使用している点からなるクリーク  $c_B = \{v_2, v_6\}$  は、点  $v_4$  を含むように拡大できる。つ

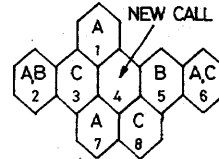


図4 移动通信系における内部閉そく  
Fig.4-A blocking.

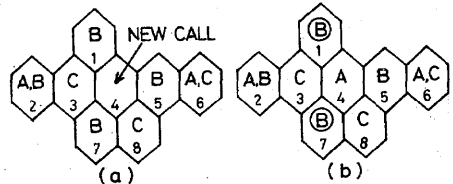


図5 再配置接続によるチャンネル割当  
Fig.5-A channel assignment with rearrangement.

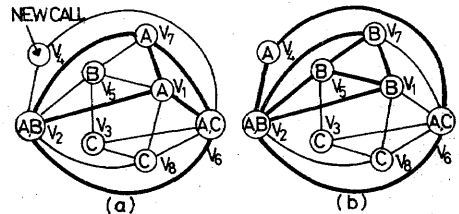


図6 再配置接続によるチャンネル割当  
Fig.6-A channel assignment with rearrangement.

まり、点  $v_1$  でチャンネル  $B$  を使用することができるので、チャンネル  $A$  にかえてチャンネル  $B$  を割当換えする。チャンネル  $A$  を使用している点からなるクリークは  $c_A = \{v_2, v_6, v_7\}$  となり、 $c_B = \{v_1, v_2, v_5\}$  となる。

② 同様に、 $c_B$  を  $v_7$  に拡大して、 $v_7$  の呼にチャンネル  $A$  にかえてチャンネル  $B$  を割り当てる。 $c_A = \{v_2, v_6\}$ 、 $c_B = \{v_1, v_2, v_5, v_7\}$  となる。

③ ①, ②により、クリーク  $c_A$  は、点  $v_4$  を含むように拡大できることになり、 $v_4$  の新たな呼に対してチャンネル  $A$  を割り当てることのできる(図6(b))。

上記の再配置接続によるチャンネル割当では、通話中のチャンネルの切換は、呼の生起したゾーン4のバッファゾーン(ここでは隣接するゾーン)内の呼のみであったが、一般には無制限である。従って、場合によっては、1個の呼にチャンネルを割り当てるためのチャンネルの割当換えが、呼の生起中のサービスエリアのかなりの部分にわたることがある。系が複雑になれば、チャンネルの割当換えの順序も非常に複雑になり、実際に短時間のうちにチャンネルを割り当てることはそれほど容易でないことが予想される。

これらの例から分かるように、グラフ  $G$  は、

(i) 同一チャンネルを割り当てられている点は、クリークをなしている。

(ii) 独立点集合(互いに枝で結ばれていない点の集合)内の呼に対して同一チャンネルを割り当てられない。という二つの性質を持っており、 $G$  におけるチャンネルの割当問題はクリークへのチャンネルの割当問題となっていることが分かる。そこで、これらの再配置接続問題を定式化すると次のようになる。

グラフ  $G$  の極大クリークの集合を  $Q$  とする。但し、

$$Q = \{q_1, q_2, \dots, q_m\} \quad (2)$$

$(n \times m)$  行列  $T$  を次のように定義する。

$v_i \in V$  に対し、

$$T = \{t_{ij}\} \quad \begin{cases} t_{ij} = 0 : v_i \notin q_j \text{ のとき} \\ t_{ij} = 1 : v_i \in q_j \text{ のとき} \end{cases} \quad (3)$$

点  $v_i (i=1, 2, \dots, n)$  上の呼の数(割当を必要とするチャンネル数)を  $w_i$  とし、列ベクトル  $W$  を次のように定義する。

$$W = [w_1, w_2, \dots, w_n]^T$$

このとき、チャンネルの割当問題は、

$$\begin{cases} TX \geq W & (4) \\ \sum_{k=1}^m x_k \leq n_c & (5) \end{cases}$$

を満足する列ベクトル

$$X = [x_1, x_2, \dots, x_m]^T$$

を求める問題となる。

このベクトル  $X$  が存在するとき、その各成分  $x_i (i=1, 2, \dots, m)$  は、極大クリーク  $q_i$  に割り当てられたチャンネル数を表す。そして、各点の呼は、その点を含む極大クリークに割り当てられたチャンネルに再配置(再配置しなくてもよいチャンネルもある)することにより、すべてのチャンネルの割当が完了する。つまり、ベクトル  $X$  は、チャンネルの再配置の仕方を示していることになる。

このようにしてチャンネルの割当問題は比較的簡単な形に定式化できるが、これを解くことは、問題がグラフの  $n_c$ -彩色可能性を問う問題と等価となっており、必ずしも容易ではない。というのは、グラフ  $G$  の補グラフ  $\bar{G}$  において、点  $v_i$  を  $v_i$  上の呼の数  $w_i$  個の点と置き換え、 $v_i$  に隣接していたすべての点とこの点の間に枝を付加する。この  $w_i$  個の点それぞれの間にも枝を付加する。以上の操作を補グラフ  $\bar{G}$  のすべての点に対して行う。こうしてできたグラフ上では、チャンネルの割当問題は、「隣接するどの点にも同じ色(チャンネル)がこないように各点に1色ずつ割り当てたとき、色数は  $n_c$  で十分か」というグラフの  $n_c$ -彩色可能性を問う問題となっている。

この彩色可能性の問題は、NP完全問題であり、現在、NP完全問題は、いわゆる扱いにくい(intractable)問題の一つと考えられている<sup>13)</sup>。そのため、チャンネルの割当問題も、大きな系になればなる程その解を短時間で求めることは困難になると考えられる。そこで、何らかの現実に即した再配置接続法が必要となる。

### 5. 第1段階の再配置接続

前章で述べたように、チャンネルの割当問題を完全に解くことは困難と考えられ、再配置接続可能<sup>12)</sup>な系を除き常にチャンネルが割り当てられるという保証もない。そこで、ここでは近似的方法として第1段階の再配置接続法を提案する。

一般の通信呼はランダム生起と考えられる(仮定)ことから、ある微小時間内に2個以上の呼が生起する確率は、呼が生起しない確率および1個生起する確率に比べて無視できる。そこで、同時に2個以上の呼は生起しないとして、新たに生起した1個の呼にチャンネルを割り当てる方法を考えることにする。

まず、通話に使用中のチャンネルに対応するクリークの集合を

$$C = \{c_1, c_2, \dots, c_{n_c}\} \quad (6)$$

とする。\$c\_i\$ (\$i=1, 2, \dots, n\_c\$) は、チャンネル \$i\$ を使用中の呼を持つ点からなるクリークである。どの点でも全く使用されていないチャンネルがある場合には、空集合もクリークの一つと考え、これに対応させる。

点 \$v\_i\$ に新たに呼が1個生じた場合を考える。このとき、あるクリーク \$c\_k \in C\$ が \$v\_i\$ を含むクリークに拡大できるならば再配置接続は不要であり、新たな呼にチャンネル \$k\$ を割り当てることができる。そこで、このようなクリーク \$c\_k\$ がいない場合を考える。一つの新しい呼にチャンネルを割り当てるために再配置を行うチャンネルの数を制限すると、アルゴリズムの近似化(簡略化)ができる。

最も簡単な場合として、再配置を行うチャンネル数を1個に制限した場合を第1段階の再配置接続と呼ぶことにする(これを一般化した第 \$r\$ 段階の再配置接続については文献(16)参照)。この第1段階の再配置接続は、再配置するゾーンの範囲を、呼の生じたゾーンが干渉妨害を与える範囲(バッファゾーン)、つまり、グラフ \$G\$ において点 \$v\_i\$ に隣接しない点に制限しているとみてよい。次に第1段階の再配置接続アルゴリズムを形式的にまとめ以下に示す。なお、極大クリーク集合 \$Q\$ はあらかじめ求めておくものとする。

- Step1 再配置の候補とするチャンネル \$k\$ を選ぶ。
- Step2 集合 \$C\$ より \$c\_k\$ を除いたものを \$\bar{C}\_r\$ とする。
- Step3 新たに呼の生じた点 \$v\_i\$ と、\$v\_i\$ に隣接しており且つチャンネル \$k\$ を使用していた呼を持つすべての点を含むような極大クリーク \$q\_i\$ を \$Q\$ の中より見つける。
- Step4 次のような列ベクトル \$X\_r\$ を作る。  

$$X_r = [0 \ 0 \ \dots \ 0 \ 1 \ 0 \ \dots \ 0]^T$$
 但し、\$x\_l = 0 : l \neq j, l = 1, 2, \dots, m\$ のとき  
 \$x\_l = 1 : l = j\$ のとき
- Step5 \$W\_r = W - TX\_r\$
- Step6 集合 \$\bar{C}\_r\$ に含まれる各クリークを拡大して、次のような列ベクトル \$\bar{X}\_r\$ を求める。

$$T\bar{X}_r \geq W_r$$

但し、\$\bar{X}\_r\$ の成分 \$x\_l\$ (\$l=1, 2, \dots, m\$) は極大クリーク \$q\_l\$ が \$\bar{C}\_r\$ に含まれる数。

このときの集合 \$\bar{C}\_r\$ に含まれるクリークの拡大の方法は、\$v\_i\$ と隣接しない点でチャンネル \$k\$ を使用していた呼を持つ点に対して、\$k\$ 以外のチャンネルを、再配置をしないで割り当てるようにすればよい。Step6 で \$\bar{X}\_r\$ ができれば Step7 へ進み、できない場合には Step1 へもど

り、再配置の候補を選びなおす。候補とするチャンネルがなくなった場合には、新たに生じた呼は呼損となる。

$$\text{Step7 } W \leq T(X_r + \bar{X}_r)$$

となり、新たな呼にチャンネル \$k\$ が割り当てられる。

アルゴリズムの時間に関しては、再配置のチャンネルを1に制限しない場合 Step1, 3, 6 のチャンネル又は極大クリークの選び方に組合せ的部分が入り複雑となる。第1段階の場合この繰返数がたかだかチャンネル数または極大クリーク数となり単純化される<sup>(16)</sup>。又、一つの呼に対して空チャンネルを見出すまでの(既使用かどうかの)検索数は再配置をしない場合、たかだか \$O(N \cdot n\_c)\$、(\$N\$ : 最大バッファゾーン数)であり、第1段階の再配置の場合は再配置の範囲がバッファゾーンに限定されることからたかだか \$O(N^2 \cdot n\_c^2)\$ である。

第1段階の再配置接続の例として図4~6を考える。これは、一つのチャンネル(\$A\$)のみを接続換えしているため第1段階の再配置接続となっているが、以下のよう

図4又は図6(a)の呼の生起状態は、  

$$W = [12111211]^T$$

で表される。但し、\$W\$ には新たな呼も含まれている。チャンネルの割当状態は集合 \$C\$ で表される。

$$C = \{c_A, c_B, c_C\}$$

但し、\$c\_A = \{v\_1, v\_2, v\_6, v\_7\}\$,

\$c\_B = \{v\_2, v\_5\}\$, \$c\_C = \{v\_3, v\_6, v\_8\}\$

極大クリークは6個あり、\$q\_1 = \{v\_1, v\_2, v\_5, v\_7\}\$, \$q\_2 = \{v\_1, v\_2, v\_6, v\_7\}\$, \$q\_3 = \{v\_1, v\_2, v\_6, v\_8\}\$, \$q\_4 = \{v\_2, v\_4, v\_6\}\$, \$q\_5 = \{v\_3, v\_5\}\$, \$q\_6 = \{v\_3, v\_6, v\_8\}\$ としておく。

- Step1 再配置の候補としてチャンネル \$A\$ を選ぶ。\$B, C\$ でもよいが、Step6 で Step1 にもどることになる。
- Step2 \$\bar{C}\_r = \{c\_B, c\_C\}\$
- Step3 \$q\_4 = \{v\_2, v\_4, v\_6\}\$ を選ぶ。
- Step4 \$X\_r = [000100]^T\$
- Step5 \$W\_r = W - TX\_r\$

$$= \begin{bmatrix} 1 \\ 2 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \\ 2 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \end{bmatrix} - \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} 0 \\ 0 \\ 0 \\ 0 \\ 1 \\ 0 \\ 0 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 \\ 1 \\ 1 \\ 0 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \end{bmatrix}$$

Step6 クリーク  $c_B$  を極大クリーク  $q_1$  に拡大 ( $c_C$  はそのまま  $q_6$  となる) すると  $\bar{X}_r$  は  $[100001]^T$  となり,  $T\bar{X}_r = [1110111]^T = W_r$  となる.

Step7  $T(X_r + \bar{X}_r) = [12111211]^T = W$  となり, チャンネル  $A, B, C$  はそれぞれ  $q_4, q_1, q_6$  に含まれる点で使用できるようになり, 図6(b)の割当ができる.

### 6. 第1段階の再配置接続を適用した系の計算機シミュレーション

ダイナミックチャンネル割当法を用いた系のトラヒック特性を解析的に求めることは一般に容易でない<sup>10)</sup>. この系に再配置接続を適用した場合, グラフ構造, 再配置接続アルゴリズムなどが関連し, 特別の場合を除き, トラヒック特性を解析的に求めることは更に困難と考えられ, シミュレーションに頼らざるを得ないのが現状である. 前章で再配置接続アルゴリズムとして大変簡略化した第1段階の再配置接続法を提案したが, このアルゴリズムを用いてどの程度トラヒック特性が改善されるか調べるために, 移動通信系の一つのモデルについて電子計算機シミュレーションを行い, 固定チャンネル割当法, ダイナミックチャンネル割当法との比較を行ったので, 以下に述べる.

モデルとした系は次のようなものである.

- (1) サービスエリアは, 図7に示すような, 1辺が1 km の正六角形のゾーン61個からなる.
- (2) 各ゾーンにおける通話は, 二つ隣りのゾーンまで干渉妨害を与えるものとする.
- (1), (2)により, この系のグラフ  $G$  が描けるが, 紙面では複雑になるのでここでは省略する.
- (3) 呼は各ゾーンで一様に生起する.
- (4) 呼の保留時間は, 平均1.5分の指数分布をなす

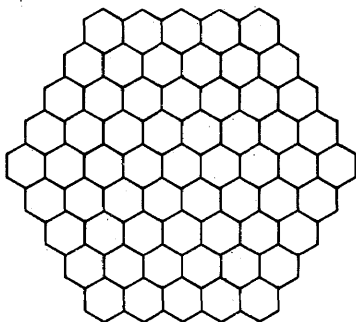


図7 サービスエリア  
Fig.7-A service area.

ものとする.

移動体の動きについては, 例えば都市内の自動車を考えても, 道路, 交通状況などによって異なり, 一概にはいえないが, 一応次のような動きを仮定した.

- (5) 呼の生起時の進行方向は一様でランダムである.
- (6) ある一定時間, 直進する. この時間は, 平均1分, 標準偏差1分の正規分布で, 時間0未満は打ち切った形の分布をしている.
- (7) 直進する速度は, 止まっているものが30%, 15 km/h, 30 km/h, 45 km/hがそれぞれ20%, 60 km/hが10%とする.
- (8) 進行方向を変える際は, それまでの進行方向を中心として標準偏差  $90^\circ$  の正規分布の形で,  $-180^\circ$  未満および  $180^\circ$  を超える部分を打ち切った形の分布 (truncated Gaussian) の進路変更角をとる.

シミュレーションの方法を図8にフローチャートで示す. 呼の生起時刻は, ポアソン分布をした乱数により決定される. 呼の生起またはゾーン変更のたびに, 全く同じ方法でチャンネルの割当が行われる. そして,

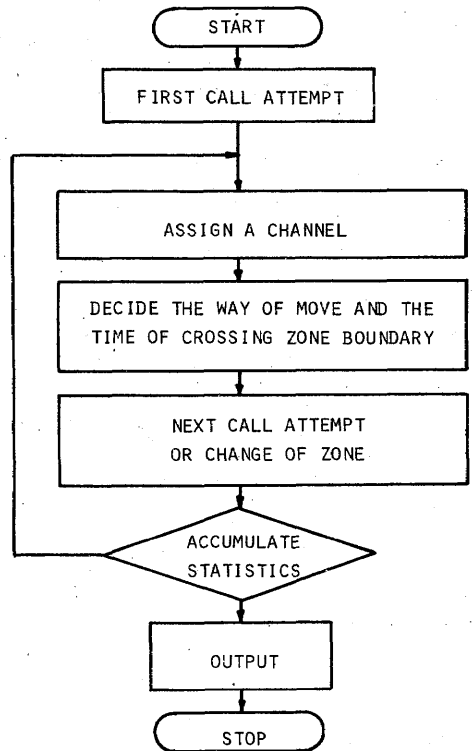


図8 フローチャート  
Fig.8-The flow chart.

チャンネルが割り当てられるたびにその移動体の動きが計算され、次のゾーン変更の時刻が決定される。

次の3種のチャンネル割当法についてシミュレーションを行った。

- チャンネル割当法1 (channel assignment method 1) : 固定チャンネル割当法。チャンネル数は系全体で105とし、結局、各ゾーンに15チャンネルずつ割り当てたことになる。

- チャンネル割当法2 (channel assignment method 2) : 再配置接続を行わないダイナミックチャンネル割当法。チャンネル数は100。

- チャンネル割当法3 (channel assignment method 3) : ダイナミックチャンネル割当に第1段階の再配置接続を適用したもの。チャンネル数は100。

なお、チャンネル割当法2, 3ではfirst available法を用いた。

シミュレーションの結果を図9に示す。この結果は、シミュレーション開始7.5分後より10,000個の呼に対して、呼の生起時の呼損率を集計し、次式により、チャンネル当りの運ばれた呼量 $A_c$ を求めたものである。

$$A_c = N_z \cdot A \cdot (1-B) / N_c \quad (7)$$

$N_z$  : ゾーン数 (= 61)

$A$  : 1ゾーンに加わる呼量 (erl)

$B$  : 系全体での呼の生起時の呼損率

$N_c$  : 系全体でのチャンネル数

(= 105 : チャンネル割当法1)  
(= 100 : チャンネル割当法2, 3)

但し、 $B$ は呼の生起時の呼損率のみを集計しているため、通話中にサービスエリアの外へ出てしまったり、ゾーン変更の際のチャンネルの割当換えでチャンネルを割り当てられずに呼損となった呼も、最後まで通話できたものとして計算されている。

表1は、呼損率が1%, 3%のときの周波数利用効率<sup>10)</sup>を示したものである。但し、チャンネル間隔25kHz, 2周波方式を仮定している。括弧内の数字は、チャンネル割当法1の固定チャンネル割当法を1.0としたときの規格値を示した。従来、固定チャンネル割当法に比べ、ダイナミックチャンネル割当法がトラヒック特性(低呼損率において)の点で優れていることが知られているが、このシミュレーション結果は、再配置接続の適用

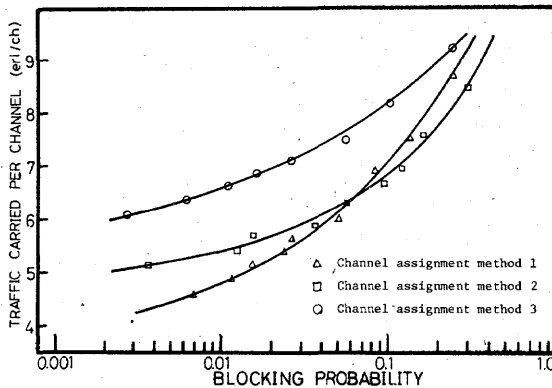


図9 シミュレーション結果  
Fig.9-Simulation results.

表1 周波数利用効率  
(erl/MHz/km<sup>2</sup>)

呼損率	A	B	C
0.01	0.6057 (1.00)	0.6827 (1.13)	0.8304 (1.37)
0.03	0.7357 (1.00)	0.7420 (1.01)	0.9061 (1.23)

A : チャンネル割当法1  
B : チャンネル割当法2  
C : チャンネル割当法3

により更にトラヒック特性を改善できることを示している。又、今回採用したモデルの場合には、ダイナミックチャンネル割当法に第1段階の再配置接続のような簡略化アルゴリズムを適用しても、固定チャンネル割当法からダイナミックチャンネル割当法にかえたときのトラヒック特性の改善度よりも大きな改善度が得られていることが注目される。

## 7. む す び

再配置接続は、移動通信系におけるチャンネルの利用度を高めるといふ点で有効な方法であると考えられる。ここでは、移動通信系に再配置接続を適用するために、呼が生起してから短時間の内にチャンネルの割当が可能な簡単な方法の一つとして第1段階の再配置接続アルゴリズムを提案し、一例ではあるが、計算機シミュレーションを行い、そのアルゴリズムの適用によりトラヒック特性がかなり改善されることを示した。

このアルゴリズムは、あくまで最適なものというのではなく、今後、更に効率の良い再配置接続アルゴリズムの開発、およびそれを適用したときのトラヒック特性の解析を行う必要があると思われる。現在、通信系の大部分がデジタル化される方向にあり、移動通信系でも時分割方式が検討されてきている<sup>9)</sup>。再配置接続が時分割スイッチング網に容易に適用できることから、この問題を更に検討する必要があると思われる。

なお、計算は、東京大学大型計算機センター及びMELCOM-COSMO700 IIを用いた。

謝辞 本研究の一部は文部省科研費、奨励研究(A)475241(昭54)及び一般研究(D)565115(昭55)の援助による。

## 文 献

- (1) Jakes Jr, W.C. ed.: "Microwave Mobile Communications", John Wiley & Sons (1974).
- (2) Sengoku, M., Itoh, K. and Matsumoto, T.: "A dynamic frequency assignment algorithm in mobile radio communication systems",

Trans. IECE Japan, E61, 7, pp.527-533 (July 1978).

- (3) 秋山, 岡田: "時分割交換における再配置接続", 信学論(A), 51-A, 4, pp.145-152 (昭43-04).
  - (4) 秋山, 鈴木: "二段時分割交換回路網の再配置接続", 信学論(A), 52-A, 3, pp.137-142 (昭44-03).
  - (5) 秋山 稔: "近代通信交換工学", 電気書院(昭48).
  - (6) 五嶋一彦: "時分割T-S-T 通話路網における接続換えの諸性質", 信学論(B), J61-B, 3, pp.182-188 (昭53-03).
  - (7) Ito, Y., Urano, Y., Muratani, T. and Yamaguchi, M.: "Analysis of a switch matrix for an SS/TDMA system", Proc. IEEE, 65, 3, pp.411-419 (1977).
  - (8) Inukai, T.: "Comment on analysis a switch matrix for an SS/TDMA system", Proc. IEEE, 66, 12, pp.1669-1670 (1978).
  - (9) 仙石, 梶谷: "スイッチング網における再配置接続問題に関するグラフ理論的考察", 信学技報, CST 78-157 (1979-03).
  - (10) 仙石, 倉田: "再配置接続を行ったスイッチング網の解析法について", 信学技報, CAS79-111 (1979-10).
  - (11) Paul, M.C.: "Reswitching of connection networks", Bell Syst. Tech. J., 41, 3, pp.833-855 (1962).
  - (12) Benes, V.E.: "On rearrangeable 3-stage connecting networks", Bell Syst. Tech. J., 41, 5, pp.1481-1492 (1962).
  - (13) Aho, A.V., Hopcroft, J.E. and Ullman, J.D.: "The Design and Analysis of Computer Algorithms", Addison-Wesley (1974); 野崎, 野下訳: "アルゴリズムの設計と解析", サイエンス社(昭53-03).
  - (14) 角川靖夫: "周波数資源の有効利用", 信学誌, 63, 2, pp.110-115 (昭55-02).
  - (15) 泉, 平出, 木下: "時分割マルチプルアクセス移動通信方式の基礎検討", 昭53信学通信全大, S4-4.
  - (16) 仙石, 倉田, 梶谷: "再配置接続の移動通信系への応用について", 信学技報, GS80-25 (1980-05).
  - (17) Sengoku, M.: "Telephone traffic in a mobile radio communication system using dynamic frequency assignments", IEEE Trans. Veh. Technol., VT-29, 2, pp.270-278 (1980).
- (昭和55年12月26日受付, 56年4月8日再受付)