

論文

3段スイッチ網の再配置アルゴリズム

正員 太田 聰[†] 正員 上田 裕巳[†]

A Rearrangement Algorithm for Three-Stage Switching Networks

Satoru OHTA[†] and Hiromi UEDA[†], Members

あらまし 再配置形 (rearrangeable) 3段スイッチ網は内部閉そくを発生し得るが、既に設定されたパスを経路変更(再配置)することでこれを解除でき、任意の接続要求を満たすことができる。内部閉そくの解除のためには、複数の既設定パスを連鎖的に再配置する必要がある。再配置するパスの系列は、五嶋が導入した“接続の鎖”的概念を拡張することで簡明に表現できる。本論文は、この拡張した接続の鎖によって、再配置アルゴリズムの基礎となる内部閉そくが解除されるための十分条件を明らかにしている。さらに、五嶋の提案した再配置手法が本十分条件を満たすことを確認している。次に、これらの結果に基づいて再配置により内部閉そくを解除するような接続の鎖の一つを明らかにし、これを探索し、再配置するアルゴリズムを提案している。提案手法は既存手法よりも再配置回数が少ない点が特徴であり、シミュレーションによりその効果について考察している。

1. まえがき

従来、交換機^{(1), (2)}、計算機⁽³⁾への応用を目的として3段スイッチ網に関する研究が行われてきた。3段スイッチ網は、大量の接続を実現する大容量のスイッチ網を、少ないハードウェア量で実現できるという特長がある。特に近年のLSI技術の進展とあいまって、メモリ素子を使った時間(T)スイッチとゲート素子を使った空間(S)スイッチから成るTST形構成によって大容量の時分割3段スイッチ網が実現可能となっている。

3段スイッチ網の応用の一つとして、ディジタル同期端局の回線設定部があげられる⁽⁴⁾。同期端局の回線設定部は、大量の回線を効率良く伝送路に収容するためのスイッチ網であり⁽⁴⁾、大容量化に適し、増設性の良い3段スイッチ網はその構成法として有力である。

3段スイッチ網の中で再配置形 (rearrangeable) 3段スイッチ網は、あらゆる接続要求を満たし得るという点で重要である。再配置形3段スイッチ網では内部閉そくが確率的に発生し、空いている入端子と出端子の間を常に接続できるとは限らない。しかし、スイッチ網内に既に設定されているパスの経路変更(再配置)によりこれを解除することができ、任意の接続要求を

満たすことができる⁽¹⁾。

同期端局の回線設定部は任意の接続要求を常に満たす必要があり、3段スイッチ網を適用する場合、再配置を実行する再配置アルゴリズムが不可欠である。再配置アルゴリズムとしては、迅速な回線設定作業を実現するため、処理量の少ない手法が必要である。

従来提案されている再配置アルゴリズムとしては、Paul⁽⁵⁾の提案した二つの中間スイッチに着目する比較的簡単な手法がある。また、五嶋⁽⁶⁾は、TST形分割3段スイッチ網について、特定のタイムスロットによるハイウェイの連結を表す“接続の鎖”的概念を用いることにより、同様の手法を導いている。

本論文は、従来の手法よりも効率良い再配置アルゴリズムの確立を目的として、まず文献(6)で導入された“接続の鎖”的概念を拡張し、内部閉そく解除の条件を明らかにする。次いで本条件に基づき、既存の手法よりも再配置回数の少ない再配置アルゴリズムを提案し、シミュレーションによりその有効性について考察する。

2. 準備

2.1 定義

図1に3段スイッチ網を示す。本スイッチ網は、 $n \times m$ の入側スイッチ $1, 2, \dots, r, r \times r$ の中間スイッチ $1, 2, \dots, m, m \times n$ の出側スイッチ $1, 2, \dots, r$ から成っている。 $n \leq m < 2n - 1$ の範囲に m があるものを再

† NTT電気通信研究所、横須賀市

NTT Electrical Communications Laboratories, Yokosuka-shi,
238 Japan

配置形3段スイッチ網、 $2n-1 \leq m$ の範囲に m があるものを非ブロック形3段スイッチ網と呼ぶ。本スイッチ網において接続状態を簡明に表現するため、次の定義を行う。

[定義 1 : 接続状態の表現法]

入側スイッチ I_1 ($1 \leq I_1 \leq r$) のある入端子と、出側スイッチ Q_1 ($1 \leq Q_1 \leq r$) のある出端子の間に、中間スイッチ x_1 ($1 \leq x_1 \leq m$) を通るパスにより既に接続されているとき、この既存のパスを文献[6]にならって、図2(a)のように表現する。

(定義終)

図1におけるパスAは、本定義に従うと図2(b)のように表現できる。

[定義 2 : 空き中間スイッチ]

入側スイッチ I_1 ($1 \leq I_1 \leq r$) と中間スイッチ x_1 ($1 \leq x_1 \leq m$) を通る既存のパスが存在せず、 I_1 と x_1 の間のリンクが未使用の場合、 x_1 は I_1 の空き中間ス

イッヂであると言い、図3(a)のように表現する。また中間スイッチ x_1 と出側スイッチ Q_1 ($1 \leq Q_1 \leq r$) を通る既存のパスが存在しないとき、 x_1 は Q_1 の空き中間スイッチであると言い、同様の表現をする。

(定義終)

図1において、中間スイッチ1は入側スイッチ2の空き中間スイッチであるので、図3(b)のように表現できる。

2.2 3段スイッチ網における内部閉そく

3段スイッチ網において、入側スイッチ I_1 ($1 \leq I_1 \leq r$) のある入端子と、出側スイッチ Q_1 ($1 \leq Q_1 \leq r$) のある出端子の間に接続要求が発生した場合を考える。このとき I_1 と Q_1 の間を接続するためには、 I_1 と Q_1 に共通の空き中間スイッチが必要である。再配置形3段スイッチ網では、 $n \leq m$ という条件から I_1 と Q_1 の空き中間スイッチは少なくとも一つずつ存在する。しかし、必ずしも I_1 と Q_1 に共通な空き中間スイッチが存在するとは限らないので、接続要求は閉そくされ得る。

この状態を例により説明する。図4の接続状態で入側スイッチ1の入端子1と出側スイッチ1の出端子1

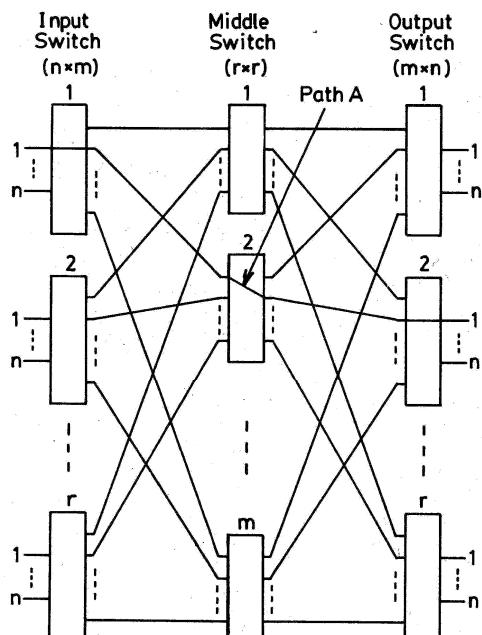


図1 3段スイッチ網
Fig.1 A three-stage switching network.

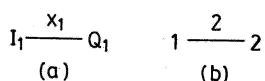


図2 既存のバスの表現法
Fig.2 Representation of the path already set up.



図3 空き中間スイッチ
Fig.3 Representation of an idle middle switch.

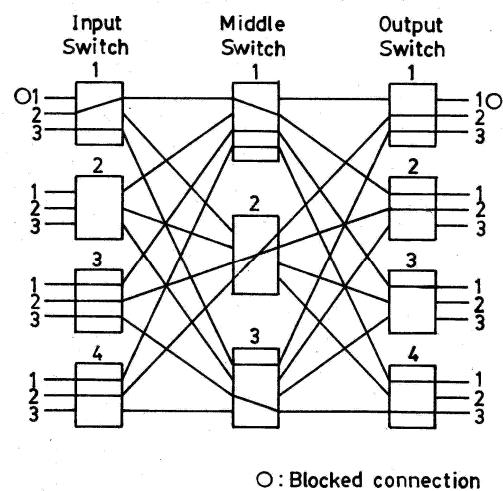


図4 内部閉そく状態
Fig.4 Blocking.

の間に接続要求が発生したとする。このとき、入側スイッチ1の空き中間スイッチ2、出側スイッチ1の空き中間スイッチ1がそれぞれ存在するにもかかわらず、共通の空き中間スイッチがなく接続ができない。

このような内部閉そくは非ブロック形3段スイッチ網では発生しない⁽¹⁾。再配置形3段スイッチ網では、次に述べる再配置により内部閉そくを解除できる。

2.3 再配置による内部閉そくの解除

再配置形3段スイッチ網では、内部閉そくが発生しても再配置によりこれを解消し、任意の接続要求を満たすことが可能である。再配置とは、既存のバスにおいて、入側スイッチと出側スイッチとを接続している中間スイッチを変更する操作である。この際、既存のバスによる入端子と出端子間の接続関係はすべて再配置前と同一に保たれている必要がある。

再配置による内部閉そく解除を例により説明する。図4で入側スイッチ1→中間スイッチ1→出側スイッチ2の経路を通るバスの中間スイッチを2に、入側スイッチ3→中間スイッチ2→出側スイッチ4の経路を通るバスの中間スイッチを2にそれぞれ変更すると、閉そくされていた入側スイッチ1と出側スイッチ1の間を接続可能

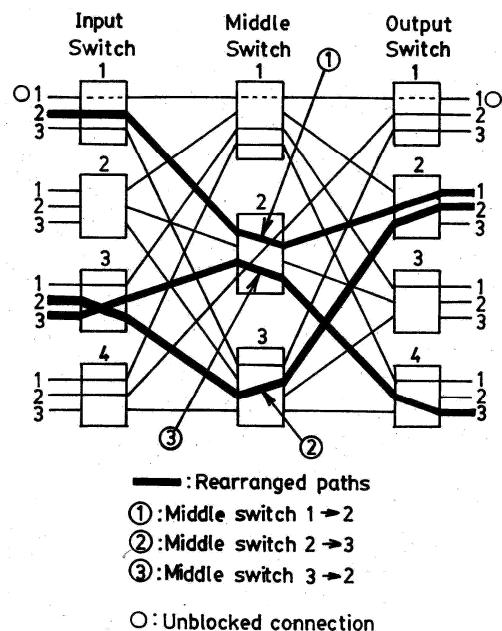


図5 再配置による内部閉そくの解除
Fig.5 Unblocking by rearrangement.

な入側、出側スイッチに共通の空き中間スイッチ1ができる、閉そくを解除できる。かつまた、スイッチ網の入端子と出端子との接続関係は接続換え前に対し変化しない。この状態を図5に示す。

3. 考 察

3.1 接続の鎖

既に述べたように、再配置形3段スイッチ網では入側スイッチ I_i ($1 \leq i \leq r$) と出側スイッチ Q_j ($1 \leq j \leq r$) の間で内部閉そくが発生した場合、 I_i の空き中間スイッチ x_2 ($1 \leq x_2 \leq m$)、 Q_j の空き中間スイッチ x_1 ($1 \leq x_1 \leq m$) が存在する(図6)。このとき、 I_i と x_1 を通る既存のバス(図6; パスA)を I_i の空き中間スイッチ x_2 で接続するように再配置する(図6; 破線)ならば、 x_1 は I_i の空き中間スイッチとなる。すなわち、 x_1 は I_i と Q_j に共通な空き中間スイッチとなり、内部閉そくを解除できる。しかし、一般には x_2 と Q_j を通る既存のバス(図6; パスB)が存在する。既存のバスの入端子、出端子間の接続関係を保ちつつ上に述べた再配置を実行するためには、このバスを他の中間スイッチ x_3 ($1 \leq x_3 \leq m$) に再配置する必要がある。さらにこの再配置を実行するには、 I_i と x_3 を通る既存のバスを再配置する必要がある。

一般に、入側スイッチ I_i と出側スイッチ Q_i の間のある既存のバスを再配置するには、 I_i または Q_i に収容された他の既存のバスを再配置する必要がある。こ

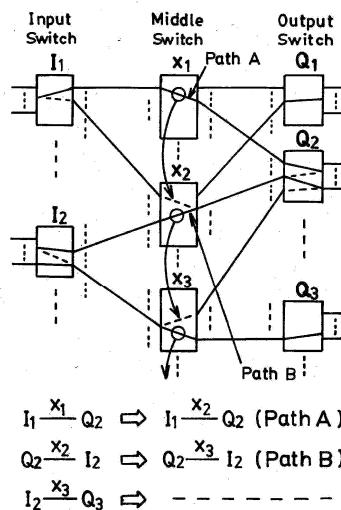


図6 再配置するバスの系列
Fig.6 A sequence of paths to rearrange.

の結果内部閉そくを解除するためには、上に述べたように、いくつかのバスを連鎖的に再配置しなければならない。このような再配置する既存のバスの系列を取り扱うため、接続の鎖という概念を導入する。

[定義3：接続の鎖]

入側スイッチの一つ I_1 ($1 \leq I_1 \leq r$) に収容された図7(a)のような既存のバスと本バスの出側スイッチ Q_2 に収容された同図(b)のような既存のバスが存在したとき、この二つを同図(c)のように表現する。さらに、入側スイッチ I_2 に収容された同図(d)のような既存のバスが存在したとき、これらの3個のバスを同図(e)のように表現する。このように I_1 に収容されたバスに始まり、同一の出、または入側スイッチに収容されたバスにより発生する同図(f)のようなバスの系列をまとめ、同図(g)のように表現し、 I_1 で始まる接続の鎖と言う。また、接続の鎖に現れる入側スイッチ I_k ($k=1, 2, \dots$) に空き中間スイッチ x_{2k-1} がある場合、同図(h)のように表現する。

(定義終)

接続の鎖の概念は文献(6)で導入されている。文献(6)では二つの中間スイッチに着目したときの入側スイッチと出側スイッチの間の接続関係として定義されているに対し[†]、本論文の定義は中間スイッチ数に制限を加えない形式に拡張したものである。

3.2 内部閉そく解除の条件

接続の鎖の概念により、再配置に関する次の定理が導かれる。

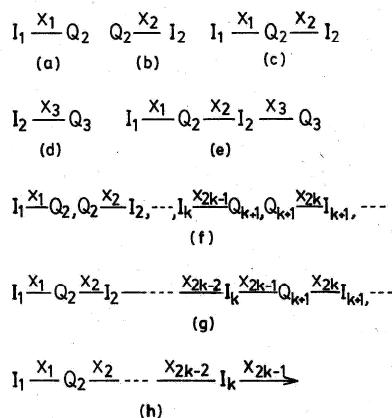


図7 接続の鎖
Fig.7 Connection chains.

[†] 文献(6)ではTS T形構成に目的を絞っており、二つの“タイムスロット”と表現しているが、これは2個の中間スイッチに相当している。

[定理1]

入側スイッチ I_1 ($1 \leq I_1 \leq r$) と出側スイッチ Q_1 ($1 \leq Q_1 \leq r$) の間で内部閉そくが発生したとき、 I_1 で始まる図8のような接続の鎖Sにおいて、入側、及び出側スイッチの番号を示す変数 I_k, Q_k ($k=1, 2, \dots, 1 \leq I_k, Q_k \leq r$) が

$$I_i \neq I_j \quad (i \neq j, i, j = 1, 2, \dots) \quad (1)$$

$$Q_i \neq Q_j \quad (i \neq j, i, j = 1, 2, \dots) \quad (2)$$

を満たし、中間スイッチ番号を示す変数 x_i ($i=1, 2, \dots, 1 \leq x_i \leq m$) が表1の条件を満たすならば、Sにおける再配置で既存のバスによる入端子、出端子間の接続関係を保ちつつ、内部閉そくを解除することができる。

(証明)

接続の鎖Sにおいて、中間スイッチ x_i で接続されているバスを中間スイッチ x_{i+1} で再配置したとする。このとき、式(1), (2)と表1が満たされるとき、既存のバスによる入端子、出端子間の接続関係は次のようにして保たれている。

まず、接続の鎖Sの中のある出側スイッチ Q_k ($k=2, 3, \dots$) に収容された既存のバスについて考える。式(2)より、 Q_k に収容されたバスで再配置されるものは図9に示す二つのバスである。ここで I_{k-1}, Q_k 間のバスをA、 I_k, Q_k 間のバスをBとする。ただし、バスBは接続の鎖Sが Q_k で終了する場合(図8で $k=t$ の場合)は存在しない。

バスAの再配置により、 Q_k に収容された他のバスが影響を受けないことを示す。Aの中間スイッチは x_{2k-3} から x_{2k-2} に変更されるが、このとき影響を受ける可能性のある既存のバスは Q_k と x_{2k-2} を通るものである。このバスはバスBであり、Bは同時に x_{2k-2} とは異なる中間スイッチ x_{2k-1} に再配置されるため、Aの再配置に影響されない。 x_{2k-2} と x_{2k-1} が異なることは、 I_k が同じ中間スイッチで異なる出側スイッチに接続されないことから明らかである。

次にバスBの再配置により、 Q_k に収容された他のバスが影響を受けないことを示す。Bの中間スイッチは x_{2k-2} から x_{2k-1} に変更される。ここで、表1の条件が満たされていれば、 x_{2k-1} は x_{2k-3} に等しいか、または、 Q_k の空き中間スイッチである。まず、 x_{2k-1} が x_{2k-3} に等しい場合を考える。このとき影響を受ける可能性のある既存のバスは x_{2k-1} を通るものである。このバスはAであり、Aは同時に x_{2k-1} とは異なる中間スイッチ x_{2k-2} に再配置されるため、Bの再配置に

$$S: I_1 \xrightarrow{x_1} Q_2 \xrightarrow{x_2} I_2 \xrightarrow{x_3} \cdots \xrightarrow{x_{2k-2}} I_k \xrightarrow{x_{2k-1}} Q_{k+1} \xrightarrow{x_{2k}} I_{k+1} \xrightarrow{x_{2k+1}} \cdots \xrightarrow{x_{2t-3}} Q_t \xrightarrow{x_{2t-2}} \rightarrow \\ (\text{or } \cdots \xrightarrow{x_{2t-2}} I_t \xrightarrow{x_{2t-1}} \rightarrow)$$

図 8 接続の鎖 S
Fig. 8 Connection chain S.

表 1 接続の鎖 S が内部閉そくを解除する条件

x_1	Q_1 の空き中間スイッチである。
x_2	I_1 の空き中間スイッチである。
x_{2k} ($k = 2, 3, \dots$)	I_k の空き中間スイッチであるか、または x_{2k-2} に等しい。
x_{2k-1} ($k = 2, 3, \dots$)	Q_k の空き中間スイッチであるか、または x_{2k-3} に等しい。

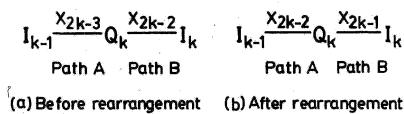


図 9 Q_k に収容されたパスの再配置
Fig. 9 Rearrangement of paths through output switch Q_k .

影響されない。次に、 x_{2k-1} が Q_k の空き中間スイッチである場合を考える。この場合、 Q_k と x_{2k-1} を通る既存のパスがなく、A は x_{2k-1} とは異なる中間スイッチに再配置されることから、B の再配置は他のパスに影響を与えない。

以上のようにして、 Q_k に収容されたパスは再配置の影響を受けない。同様にして I_k ($k = 2, 3, \dots$) に収容されたパスも再配置の影響を受けないことを示すことができる。また I_1 に収容されたパスで再配置されるのは I_1, Q_2 間のパスのみであり、これは、 I_1 の空き中間スイッチ x_2 に再配置されるため、他のパスに無関係である。よって x_i を x_{i+1} に再配置したとき、入端子、出端子間の接続関係は保たれている。

次にこの再配置により内部閉そくが解除されることを示す。式(2)が成り立つことから Q_1 は接続の鎖の中には現れず、 Q_1 に収容されたパスは再配置されない。したがって、 x_1 は再配置後も Q_1 の空き中間スイッチである。一方、 I_1 と x_1 を通るパスは x_2 で再配置されるため、 x_1 は I_1 の空き中間スイッチとなる。すなわち、 x_1 は I_1 と Q_1 に共通な空き中間スイッチとなる。

なお、式(1), (2)より接続の鎖 S の中に現れる入側ス

イッヂ数は最大 r 個、出側スイッヂ数は最大 $r-1$ 個であることから、この再配置は有限回（最大 $2r-2$ 回）で終了する。
(証明終)

定理 1 は接続の鎖による再配置で内部閉そくが解除されるための十分条件を示している。本十分条件を満たす接続の鎖は、中間スイッヂ変数が満たす条件によって必ずしも一意には決定されない。これらの接続の鎖のうち一つについて次の定理が成立する。

[定理 2]

入側スイッヂ I_1 ($1 \leq I_1 \leq r$) と出側スイッヂ Q_1 ($1 \leq Q_1 \leq r$) の間で内部閉そくが発生したとき、 I_1 の空き中間スイッヂ x と Q_1 の空き中間スイッヂ y ($1 \leq x, y \leq m$) による図 10 のような接続の鎖 T は、表 1, 式(1), (2)の各条件を満足する。

(証明)

接続の鎖 T は、図 8 の接続の鎖 S で中間スイッヂ番号を示す変数 x_i が

$$x_1 = x_3 = \cdots = x_{2k-1} = \cdots = y \quad (3)$$

$$x_2 = x_4 = \cdots = x_{2k} = \cdots = x \quad (4)$$

(但し、 $k = 1, 2, \dots$)

の場合である。 x, y の定義から、 x_1, x_2 が表 1 の条件を満たすことは明らかである。また、 $x_{2k-1} = x_{2k-3} = y, x_{2k} = x_{2k-2} = x$ であるので、 x_i ($3 \leq i$) についても表 1 の条件は満たされている。

次に I_k, Q_k ($k = 1, 2, \dots$) が式(1), (2)を満たすことを示す。

I_j ($2 \leq j$) は図 10 より分かるように中間スイッヂ x で必ず出側スイッヂ Q_j に接続されている。しかし、 I_1 と中間スイッヂ x を通る既存のパスはない。したがって、

$$I_1 \neq I_j \quad (2 \leq j) \quad (5)$$

である。いま、

$$T: I_1 \xrightarrow{y} Q_2 \xrightarrow{x} I_2 \cdots \xrightarrow{y} Q_j \xrightarrow{x} I_j \xrightarrow{y} \cdots \xrightarrow{y} Q_t \xrightarrow{x} \rightarrow \\ (\text{or } \cdots \xrightarrow{x} I_t \xrightarrow{y} \rightarrow)$$

図 10 2 個の中間スイッヂによる接続の鎖 T
Fig. 10 Connection chain with two middle switches T.

$I_i = I_j \quad (2 \leq i < j)$ (6)
を仮定する。仮定から、 x を通じて I_i, I_j に接続される出側スイッチも等しく、

$Q_i = Q_j$ (7)
である。式(7)から、 y を通じて Q_i, Q_j に接続される入側スイッチも等しく、

$I_{i-1} = I_{j-1}$ (8)
である。同様のことを繰り返すと、仮定から次の結果を導くことができる。

$I_1 = I_{j-i+1}$ (9)
これは式(5)に矛盾する。したがって、

$I_i \neq I_j \quad (2 \leq i < j)$ (10)
である。同様にして、

$Q_i \neq Q_j \quad (2 \leq i < j)$ (11)
を導くことができる。式(5)と式(10)より、

$I_i \neq I_j \quad (i \neq j)$ (1)
である。

一方、 $Q_j \quad (2 \leq j)$ は y によって必ず入側スイッチ I_{j-1} に接続されているのに対し、 Q_1 と y を通る既存のパスはない。したがって、

$Q_1 \neq Q_j \quad (2 \leq j)$ (12)
式(11)と式(12)より、

$Q_i \neq Q_j \quad (i \neq j)$ (2)
である。(証明終)

2個の中間スイッチ x, y による接続の鎖 T は文献(6)で導入されたものである。定理 2 は、この接続の鎖 T が内部閉そくを解除するための十分条件(定理 1)を満たす接続の鎖の一つであることを示している。

内部閉そく解除の十分条件を満たす接続の鎖のうち T でないもの、すなわち、中間スイッチ x_{2k-1} または $x_{2k} \quad (k=2, 3, \dots)$ のいずれかが Q_k または I_k の空き中間スイッチであるものは接続状態によって存在しない場合がある。例えば、 x_1, x_2 以外に入側および出側スイッチの空き中間スイッチがない場合である。しかし、文献(6)で述べられた諸性質から明らかのように、接続の鎖 T は接続状態にかかわらず常に存在する。したがって、定理 1 の十分条件を満たす接続の鎖は接続状態にかかわらず少なくとも一つ存在する。

4 再配置アルゴリズム

4.1 提案アルゴリズム

内部閉そく発生時に、定理 1 の条件を満たす接続の鎖の一つを探索し、再配置を行うアルゴリズムを提案する。

入側スイッチ I_1 と出側スイッチ Q_1 の間の内部閉そくは図 10 のような接続の鎖 T における再配置により解除できることは既に述べた。文献(6)で提案されている再配置手法は接続の鎖 T を探索し、再配置を実行するものであり、そのフローは図 11 のようになる。

これに対し、図 12 のような接続の鎖 T' を考える。 T' は T と同様に I_1 の空き中間スイッチ x と Q_1 の空き中間スイッチ y を通るパスから成り、最後の部分が中間スイッチ x, y ではなく、中間スイッチ z である点が T と異なっている。この接続の鎖 T' は次の理由により定理 1 のブロック解除の十分条件を満たす。まず、 T' の中に現れる既存のパスは接続の鎖 T の中に現れるものと同一である。したがって、 I_k, Q_k について式(1), (2)が T の場合と同様に成立する。また、中間スイッチに関しては、接続の鎖の最後の部分にある中間スイッチ z のみが T の場合と異なる。したがって、 z 以外の中間スイッチ x, y は表 1 の条件を満たす。 z に関しては図 12 の T' の定義より明らかに表 1 の条件を満たしている。したがって、 T' において図 13 に示すような再配置を行えば内部閉そくは解除される。

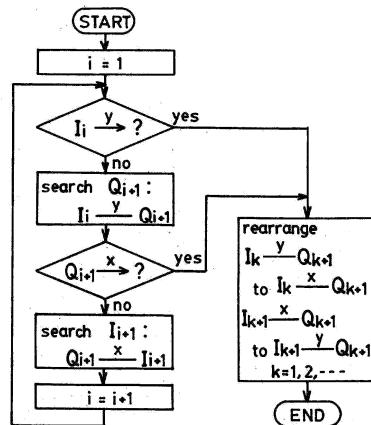


図 11 既存再配置手法⁽⁶⁾のフローチャート
Fig.11 Flow-chart of the conventional algorithm⁽⁶⁾.

$$T': I_1 \xrightarrow{y} Q_2 \xrightarrow{x} I_2 \xrightarrow{y} \cdots \xrightarrow{x} I_{t-1} \xrightarrow{y} Q_t \xrightarrow{z} \\ z: \text{idle for } I_{t-1} \\ (\text{or } \cdots \xrightarrow{y} Q_t \xrightarrow{x} I_t \xrightarrow{z} \text{, } z: \text{idle for } Q_t)$$

図 12 接続の鎖 T'
Fig.12 Connection chain T' .

接続の鎖 T' を探索し、 T' が存在しなければ T を探索し、再配置を実行するアルゴリズムのフローを図14に示す。本手法では既存手法と同様に中間スイッチ x, y を通るパスにより接続の鎖を探索していくが、その際に常に第3の中間スイッチ z で鎖が終了するか否かの判断を行っている。

提案手法は再配置回数に比例した処理時間で実行できる。再配置回数の上限から処理時間は $O(r)$ である。提案手法の特徴は以下の通りである。

① 同一の接続状態で内部閉そくを解除するとき、提案手法による再配置回数 ϕ は、既存手法による再配置回数を ϕ とすると、

$$\phi \leq \phi \leq 2r - 2$$

であり、既存手法よりも少ない。

② 図14より明らかのように、提案手法では接続の

$$T' : I_1 \xrightarrow{y} Q_2 \xrightarrow{x} I_2 \xrightarrow{y} \dots \xrightarrow{y} I_{t-1} \xrightarrow{z} Q_t \\ (\text{or } \dots \xrightarrow{x} Q_t \xrightarrow{z} I_t)$$

図13 再配置後の接続の鎖 T'
Fig.13 Rearranged connection chain T'

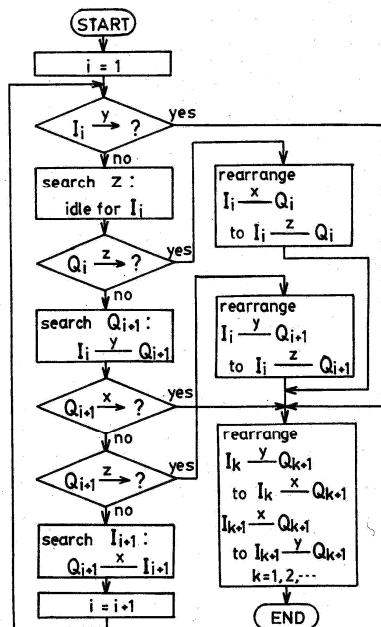


図14 提案再配置手法のフローチャート
Fig.14 Flow-chart of the proposed algorithm.

鎖の探索が複雑化している。同一の再配置回数の場合、接続の鎖の探索に要する判断処理の実行回数は既存手法の約2倍である。

4.2 シミュレーション結果

提案した再配置アルゴリズムの効果を明らかにするため、計算機シミュレーションを行った。シミュレーションを行うに当り、3段スイッチ網に接続要求があったとき、それを満たすように各スイッチの接続状態を決定し、内部閉そく発生時には既存または提案再配置手法によりこれを解除するプログラムを作成した。

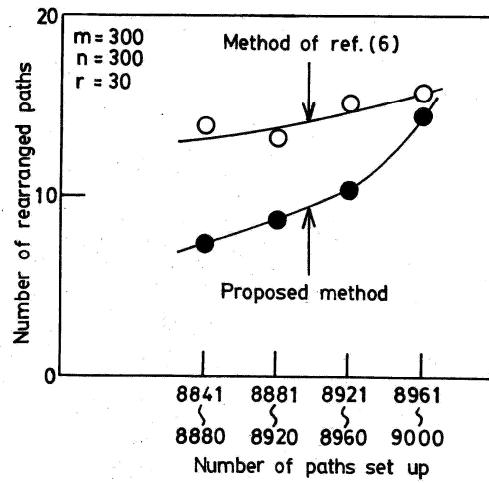


図15 シミュレーション結果(1)
Fig.15 Results of computer simulations (1).

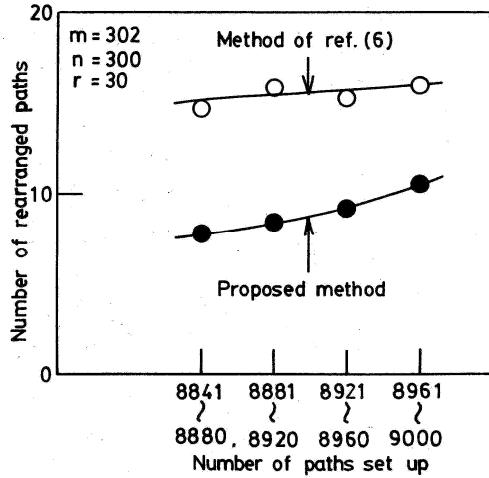


図16 シミュレーション結果(2)
Fig.16 Results of computer simulations (2).

本プログラムにランダムな接続要求を入力し、内部閉そく発生時の再配置回数と、その時点でのスイッチ網に収容されたバスの数を求めた。スイッチ網のパラメータは、 $m = n = 300$ 、 $r = 30$ 及び $m = 302$ 、 $n = 300$ 、 $r = 30$ とした。結果を図15、16に示す。同図で測定点は90個以上の測定値の平均値を示している。この結果から提案手法について次のことが言える。

① $m = n = 300$ で収容バスが 8920 以下の場合、及び $m = 302$ 、 $n = 300$ の場合では再配置回数は 40 %程度減少している。この場合、接続の鎖の探索に要する処理量の増加を考慮しても全体としては既存手法よりも効率的であると考えられる。

② $m = n = 300$ の場合、提案手法の再配置回数は収容バス数の増加と共に増加しており、収容バスが 8960 以上では再配置回数の減少は少ない。この範囲では既存手法が有効であると考えられる。

従って、収容されたバスが極端に多くない場合、及び m が n に比べ大きい場合には提案手法による再配置回数の低減は有効に行われ、既存手法より処理量は少ないと考えられる。

5. むすび

3段スイッチ網における内部閉そくを解除する再配置アルゴリズムについて、効率良い手法を確立することを目的として、内部閉そくの解除法について考察し、それに基づいて再配置アルゴリズムを提案した。

内部閉そく解除法についての考察としては、文献(6)で導入された“接続の鎖”的概念を拡張し、内部閉そくを解除するための十分条件を導いた(定理1)。さらに文献(6)で導入された接続の鎖がこの十分条件を満たすことを明らかにした(定理2)。これらの定理により、内部閉そくを解除する接続の鎖の一つを明らかにし、これを探索して再配置を実行する再配置アルゴリズムを提案した。

提案手法は既存手法よりも少ない再配置回数で内部閉そくを解除でき、スイッチ網に収容されたバスが極端に多くない場合と、中間スイッチの個数 n が入側スイッチの入端子数 (=出側スイッチの出端子数) n に比べ大きい場合には処理量の点で有利である。同期端局の回線設定部においては、収容回線数が容量に対し極端に多いような状況は稀であると考えられ、提案手法は同期端局への適用上有効であると予想される。

謝辞 日頃御指導頂く、NTT電気通信研究所河西加入者系伝送研究室長、青山伝送処理研究室長に深謝

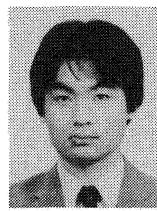
する。有益な御助言を頂いた鶴沢調査役に感謝する。

文 献

- (1) V. E. Benes : "Mathematical theory of Connecting networks and telephone traffic", Academic Press, New York and London(1965).
- (2) C. Clos : "A study of non-blocking switching networks", Bell Syst. Tech. J., 32, 2, pp. 406-424 (March 1953).
- (3) C. J. Chen and A. A. Frank : "On programmable parallel data routing networks via cross-bar switches for multiple element computer architectures", in Parallel Processing, G. Goos and J. Hartmanis Eds., Springer-Verlag, New York(1975).
- (4) 川島、他：“ディジタル市内系同期端局装置の設計”，研実報，31, 11, pp. 2065-2078(昭57-11).
- (5) M. C. Pauli : "Reswitching of connection networks", Bell Syst. Tech. J., 41, 3, pp. 833-855 (May 1962).
- (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. 182-189(昭53-03).

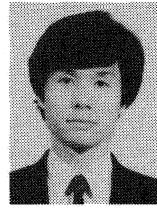
(昭和60年5月31日受付、9月13日再受付)

太田 聰



昭56東工大・工・電気電子卒。昭58同大学院修士課程了。同年日本電信電話公社入社。以来、ディジタル同期端局方式の研究に従事。現在、NTT電気通信研究所伝送システム研究部伝送処理研究室勤務。

上田 裕巳



昭50東工大・工・電子卒。昭52同大学院修士課程了。同年日本電信電話公社横須賀電気通信研究所入所。以来、ディジタル信号処理、音声パケット伝送方式、高速ディジタル伝送サービス用システム、ディジタル同期端局方式の研究に従事。現在、NTT横須賀電気通信研究所主任研究員。IEEE会員。