

デジタル情報伝送における同期の方式

猪瀬 博・高木 幹雄

デジタル情報伝送系の同期方式として、1 フレームの容量を有する記憶素子を用い、フレーム相関をとることにより同期パタンを抽出して同期分類を行なう方式を探ると、従来の方式に比し同期に要する時間を短縮できるが、特に同期パタンの短い場合にその特長を発揮する。また同期パタンの誤りや、同期パタンと同じパタンの発生に対して同期を安定化するように配慮してある。この方式に関して理論的に検討するとともに、記憶素子として磁歪遅延線を用いた同期分離装置を試作し、理論と実験結果との良好な一致を確認した。

1. はじめに

同期式デジタル情報伝送方式において伝送された情報を正確に再生し、利用するには、送信側と受信側との間に完全な同期がとれていることが必要である。

同期としては、送られてくる符号を再生するためのビット同期、あるビット数で構成されているワードごとに区切るためのワード同期、ワードがいくつか集って構成されているフレームを識別し、各ワードを分離するためのフレーム同期が考えられる。

さらに、PCM を用いたテレメータの場合のように伝送すべき情報の種類が多く、その性質もさまざまであって sampling rate が高くなければならないものと低くてもよいものとが混在する場合には、できるだけ種類の情報を能率よく送るために、sampling rate の低くてよいものは何フレームかに1回ずつ送るという方式を探ることがある。このような場合には、いくつかのフレームが1周期の大きいフレームを構成して伝送されるが、その周期を知るための sub-commutation 用の同期も必要となる。

ビット同期は同期式情報伝送方式を採用する限り必ず必要となるが、時分割方式によらぬときには、たとえば電信のようにフレーム同期を必要とせず1文字ごとに区切るためのワード同期だけでよい場合もある。また、時分割多重方式を採用する場合にはフレーム同期をとることができれば、ビット周波数を計数することにより、各チャンネル(ワード)を分離できるのでワード同期は必ずしも必要としない。

ここでは、純デジタルな場合、すなわち、PAM や PWM 等のアナログ変調方式による時分割多重通信方式で行なわれているように、用いる同期パルスの振幅、幅等を変えて特徴を付加せず、一般の情報ビットと同じ性質を有する同期パルスを用いた場合に、フレーム同期をいかにしてとるかという問題について考察する。

ここで従来のデジタル情報伝送のフレーム同期方式

に対する考え方を大別してみると二つの流れがある。一つは同期分離に際して順次推移しながら同期パタンを求める方式^{1)~5)}、他は受信側にシフトレジスタを置いて同期パタンを検知する方式^{6)~10)}である。

前者の方式は順次推移しながら同期パタンを捜すので、同期に要する時間は必然的に長くなる。一方、後者の方式は情報パルス中に同期パタンと同じパタンが発生したときに誤同期となり、このような誤同期の確率を小さくしようとするとパタンの長さが長くなるという欠点がある。

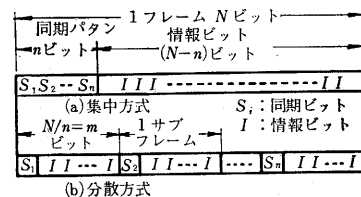
ここでは同期に要する時間を短縮する目的をもって開発した新しいフレーム同期方式について述べるが、この方式は1フレームに属する全チャンネルにつき、パタンを並列に比較することにより同期に要する時間を短縮し、かつ、同期パタンに誤りがあっても同期を安定化し得る。この方式によれば、従来の方式に比し同期に要する時間はかなり短縮され、特に短い同期パタンを使用する場合に著しい。

2. フレーム相関による同期方式(集中方式)^{11), 12)}

(1) 方式

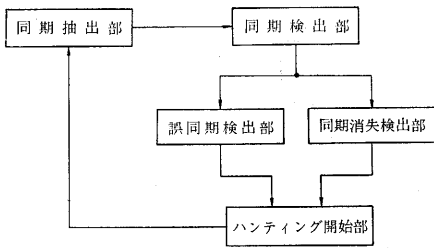
1フレームが N ビットより成り、 n ビットの同期パタンを挿入する場合の挿入方法として第1図のように1カ所に集中させる集中方式と1フレームの中に分散させる分散方式とが考えられる。

まず、同期パルスを集中させる場合について考えることにする。第1図(a)のようなフレーム構成をもつ系において、各フレームの $(N-n)$ ビットより成る情報チ



第1図 フレーム構成

チャンネルでは一般に“1”または“0”が平均 1/2 の割合で無作為に生起するものとみなすことができる。一方、連続 n ビットより成る特定の同期パタンは各フレームの初めに送られる。したがって、情報チャンネルで“1”および“0”が無作為に生起することと同期パタンの周期性とを利用して各フレームごとの相関をとってゆけば、フレーム周期で繰り返す同期パタンのみを抽出でき、フレーム同期をとることが可能となる。すなわち、受信側ではパルス列を n ビットのシフトレジスタに加え、同期パタンを検出し、この同期パタン検出器の出力の各フレームごとの相関をとってゆけば、最終的にはフレーム周期で繰り返す同期パタンのみを抽出することができる。フレーム相関をとるには 1 フレームの容量を有する記憶素子、たとえばシフトレジスタあるいは磁歪遅延線等を用いなければならない。



第 2 図 本方式のブロック図

第 2 図にこの方式のブロック図を示す。同期抽出部は同期パタン抽出器と 1 フレームの容量を持つ記憶素子を主体とする同期抽出回路から成り、前述の原理に基づいて同期パルスを抽出する。すなわち、ハンティング開始部によってハンティングが開始されると、初めの 1 フレーム間の同期パタン検出器の出力が 1 フレームの容量をもつ記憶素子に書き込まれ、それ以後の各フレームでは同期パタン検出器の出力との間で相関をとってゆく。それゆえ、各フレームの同じ位置に同期パタン検出器の出力の生ずるもののみが 1 フレームの容量をもつ記憶素子に書き込まれることになる。したがって、同期抽出を始めた直後のフレームで同期パタン検出器に生じた出力の中で、その後の各フレームでその位置に出力を生じなかったものは 1 フレームの容量をもつ記憶素子から、しだいに消去されてゆくから時間が経つにつれて、記憶素子に書き込まれている数は減ってゆく。このような操作を各フレームについて行なうと最終的に書き込まれているのは同期チャンネルのみとなり、その抽出が可能となる。

同期検出部は同期抽出部の 1 フレームの容量をもつ記憶素子に書き込まれている各フレームごとの相関をとった結果をたえず監視しており、その数が 1 になったことを（これは同期チャンネルのみが残ったことを示す）検出して同期がとれたことを検出する。

同期パタンに誤りを考えなければ、原理的には上述の

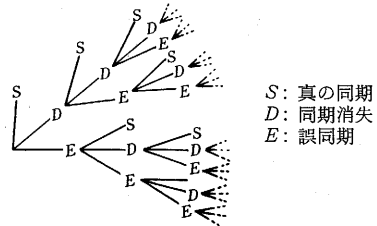
二つの部分のみでよいが、実際には伝送中の雑音等により同期パタンに誤りが生ずるので、同期パタンの誤りを考慮して対策を講ずる必要がある。

同期抽出中に同期パタンに誤りが生ずると同期抽出部の 1 フレームの容量をもつ記憶素子の同期チャンネルに対応する位置から、その記憶内容が消去される。その結果として記憶素子中で同期チャンネルに対応する位置に書き込まれているものが失われるとともに、情報チャンネルでも記憶素子に書き込まれているものがなくなり、その結果記憶素子に書き込まれている情報がまったくなくなる同期消失と、同期パタンと同じパタンが同じ位置に連続して発生しており、同期パタンが誤ったためにそれが真の同期チャンネルであると判定されてしまう誤同期の二つの場合が生じ得る。

前者の同期消失を検出するのが同期消失検出部であり、1 フレームの容量をもつ記憶素子に書き込まれている数を監視し、0 になったことを検出して同期消失とする。

誤同期は同期抽出中に同期パタンが誤り、かつ情報チャンネルに同期パタンと同じパタンが各フレームの同じ位置に発生したために、真の同期はとれずに情報チャンネル中に発生した同期パタンと同じパタンを真の同期パタンと見誤ってしまう場合であるが、同期パタンの誤る確率は小さく、かつ同期パタンと同じパタンが連続して同じ位置に現われる確率は非常に小さいことを利用して誤同期検出部で検出される。

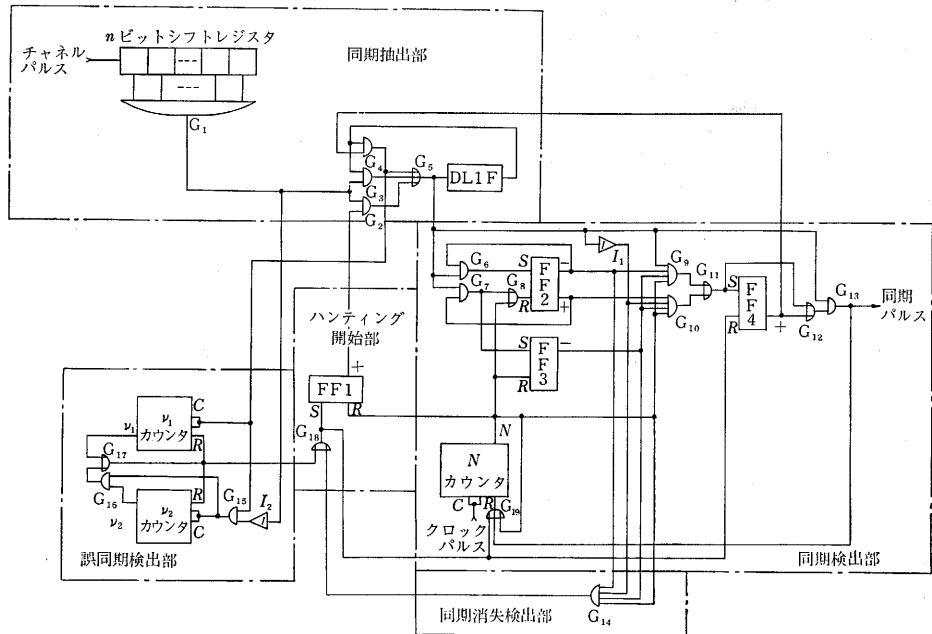
ハンティングが行なわれると、その結果、真の同期、同期消失、誤同期のいずれかの状態になるが、同期消失、誤同期の場合には、再びハンティングが行なわれ、第 3 図のようにハンティングは真の同期が得られるまで、何回でも行なわれる。



第 3 図 同期のとれるまでの状態図

この方式による同期分離装置の 1 例を第 4 図に示す。ここでは 1 フレームは N ビットより構成され、連続 n ビットの同期パタンをフレームごとに送るものとし、1 フレームの容量をもつ記憶素子として磁歪遅延線を用いている。なお、図中のフリップフロップはトリガ入力が入ってから 1 ビット後にセットあるいはリセット出力を生ずる。

この装置の動作は次のように行なわれる。図の n ビットより成るシフトレジスタおよびゲート G_1 は同期パタ



第4図 本方式による同期分離装置の1例

ン検出器を構成し、同期パターンを検出すると出力“1”を生ずる。ハンティングが開始されるとゲート G_2 はフリップフロップ FF1 のセット出力により1フレーム間開かれ、その間の同期パターン検出器の出力が遅延線 DL へ書き込まれる。次のフレームからはゲート G_3 により遅延線に書き込まれたパルスと同期パターン検出器との論理積がとられて、その結果が遅延線に書き込まれる。すなわち、 G_3 によって同期をとり始めてからの各フレームの同じ位置に同期パターンが現われるもののみが遅延線に書き込まれて循環することになる。このような操作は同期がとれるまで続けられる。同期の確認は遅延線を循環するパルスが1個になったことによって行なわれる。フリップフロップ FF2, FF3 は遅延線を循環するパルスを計数し、ハンティングを開始してから N ビットごとに N カウンタの出力 N によってリセットされる。したがって、遅延線を循環するパルスが1個になったときにゲート G_{11} に“1”が生じ、同期がとれたことを示すフリップフロップ FF4 をセットする。同期がとれるとゲート G_{13} が開き、 G_{13} より同期パルスが得られる。また、 N カウンタは G_{13} 出力によりリセットされるから、これを用いて情報チャンネルが時分割多重化されている場合にはチャンネルが分離を行なうことができる。

一度同期がとれた後には、雑音等による同期パタンの誤りに対して同期を安定化せねばならない。すなわち、同期パターンが誤ったことにより、同期パターン検出器の出力が生じなくとも遅延線を循環するパルスを保持する必要がある。そこで同期がとれたことを示す FF4 のセット出力で開かれるゲート G_4 を設けて、遅延線を循環す

る同期パルスは同期パタンの誤りがある一定限度に達するまで保持される。

同期抽出中に同期パターンに誤りを生ずると、前述のように同期消失か誤同期となり、これを検出してハンティングをやり直さなければならない。同期消失はゲート G_{14} によって遅延線を循環するパルスがなくなったことによって検出される。また、誤同期の検出は同期チャンネルとみなされたチャンネルでの同期パタンの誤り数を監視し、同期がとれてから ν_1 フレームごとに区切り、 ν_1 フレーム内に同期パターンが ν_2 回以上に誤る確率は非常に小さく、かつ、情報チャンネルで各フレームの同じ位置に同期パターンと同じパターンが ν_1 フレーム内に $\nu_1 - \nu_2$ 回以上現われる確率が0に近くなるように ν_1, ν_2 を設定して行なう。このために、 ν_1 カウンタは同期がとれた後に G_{14} に現われる遅延線を循環するパルスを計数し ν_1 フレームごとに区切る。その間に同期パターンが誤るとゲート G_{15} に出力が生じ、 ν_2 カウンタによって誤った回数計数される。もし、 ν_1 フレーム内の同期パタンの誤りの回数が ν_2 回に達しないときには ν_2 カウンタ、 ν_2 カウンタをリセットして次の ν_1 フレームで、新たに誤りの計数を始める。また、 ν_1 フレーム内で誤りの回数が ν_2 回に達したときにはゲート G_{16} に“1”出力が現われ、ただちに誤同期が検出される。同期消失、誤同期が検出されると FF1 をセットし、 N カウンタをリセットして新たにハンティングが開始される。

3. 同期パターンに誤りのない場合の同期のとれる確率

本節では、同期パターンに誤りのない場合についてハン

ティングを開始してから、各フレームで同期のとれる確率、および同期がとれるまでに要するフレーム数の期待値を求める。

まず、第 1 図 (a) のようなフレーム構成を対象として次の仮定のもとにハンティングを開始してから各フレームで同期がとれる確率を求める。

- i) ビット同期は完全にとれている。
- ii) 同期パルスには誤りがない。
- iii) 情報チャンネルの各ビットでは“1”，“0”がおおの p , $q(=1-p)$ の確率で無作為に生起する。

また、用いる同期パターンとして次の性質をもつパターンを用いるものとする。

i) 同期チャンネルと情報チャンネルにまたがって同期パターンと同じパターンを生じないような同期パターンを用いる。(たとえば Barker コード⁶⁾, Legendre コード¹³⁾, Willard コード¹⁴⁾等)。このようなパターンを用いると同期パターン検出器の出力は少なくとも n ビット離れる。

ii) 同期パターンは n_1 ビットの“1”， n_0 ビットの“0”より構成される。($n_1+n_0=n$)

iii) i) の条件より同期パタンの第 1 ビットと第 n ビットとは必ず異なる。すなわち，“1”で始れば“0”で終わり，“0”で始まれば“1”で終わる。以後“1”で始まり“0”で終わるとしても一般性を失わない。

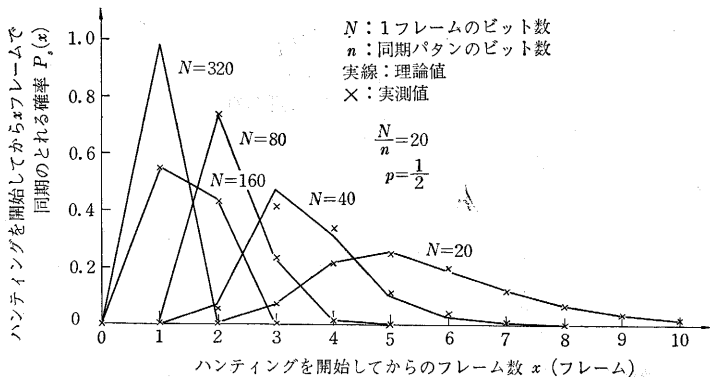
このようなパターンを用いると $(N-n)$ ビットの情報チャンネルに生ずる同期パターンは最大 $(m-1)$ 個である。ただし、 $m=[N/n]$, $[]$ はガウスの記号。

ここで情報チャンネルで同期パタンの生ずる確率を p_s , 情報チャンネルにおいてフレーム周期で同じ位置に x フレーム連続して同期パターンと同じパターンを生ずる確率を $w_s(x)$ とすればおおの次のように表わされる。

$$p_s = p^{n_1} q^{n_0} \tag{1}$$

$$w_s(x) = p_s^x \tag{2}$$

ここで、 x フレーム目までに同期のとれている確率を $P_t(x)$, x フレーム目で同期のとれる確率を $P_s(x)$ とすれば、



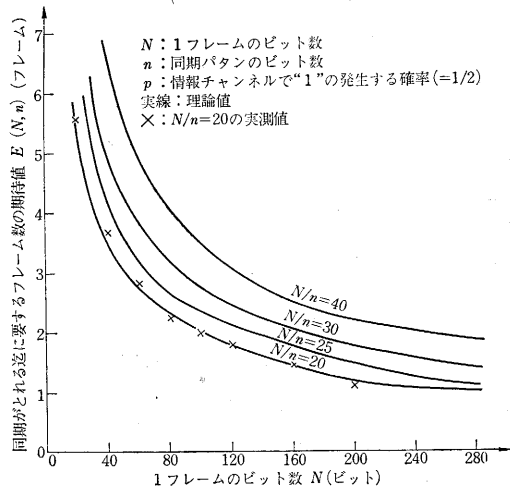
第 5 図 ハンティングを開始してから x フレームで同期のとれる確率

$$P_s(x) = P_t(x) - P_t(x-1) \\ = \sum_{x=0}^{m-1} (-1)^k \binom{N-(k+1)n+k}{k} \{w_s(x)\}^k \\ - \{w_s(x-1)\}^k \\ = \sum_{x=0}^{m-1} (-1)^{k+1} \binom{N-(k+1)n+k}{k} \{w_s(x-1)\}^k (1-p_s^k) \tag{3}$$

同期に要するフレーム数の期待値を $E(N, n)$ とすれば

$$E(N, n) = \sum_{x=0}^{\infty} x P_s(x) \\ = \sum_{x=1}^{\infty} \sum_{k=1}^{m-1} (-1)^{k+1} \binom{N-(k+1)n+k}{k} (1-p_s^k) x \{w_s(x-1)\}^k \\ = \sum_{k=1}^{m-1} \frac{(-1)^{k+1}}{1-p_s^k} \binom{N-(k+1)n+k}{k} \tag{4}$$

第 5 図に $N/n=20$ の場合の同期のとれる確率を、第 6 図に N/n をパラメータとした場合の期待値の計算結果を示す。



第 6 図 ハンティングを開始してから同期のとれるまでに要するフレーム数の期待値

4. 同期パターンに誤りのある場合に同期に要するフレーム数

(1) 真の同期のとれる確率

x フレームで真の同期のとれる確率を $P_s'(x)$ とすると、 $P_s'(x)$ は $P_s(x)$ に x フレームまで同期パタンの誤らぬ確率を掛けて求めることができる。ここで

p' : 同期パルスの誤り率

p_s' : 同期パタンの誤らぬ確率

$w_s'(x) = (p_s')^x = (1-p')^{nx}$: x フレーム連続して同期パタンの誤らぬ確率とすれば、

$$\begin{aligned}
 P_s'(x) &= w_s'(x) \cdot P_s(x) \\
 &= (1-p')^{nx} \sum_{k=1}^{m-1} (-1)^{k+1} \binom{N-(k+1)n+k}{k} \\
 &\quad \cdot \{w_s(x-1)\}^k (1-p_s^k) \quad (5)
 \end{aligned}$$

となる。1回のハンティングで真の同期のとれる全確率を P_s とすれば、

$$\begin{aligned}
 P_s &= \sum_{x=1}^{\infty} x P_s'(x) \\
 &= \sum_{x=1}^{\infty} (p_s')^x \sum_{k=1}^{m-1} (-1)^{k+1} \binom{N-(k+1)n+k}{k} \\
 &\quad \cdot \{w_s(x-1)\}^k (1-p_s^k) \\
 &= \sum_{x=1}^{m-1} (-1)^{k+1} \binom{N-(k+1)n-k}{k} \frac{p_s'(1-p_s^k)}{1-p_s'p_s^k} \quad (6)
 \end{aligned}$$

また、この場合に要する平均フレーム数を S とすれば、

$$\begin{aligned}
 S &= \sum_{x=1}^{\infty} x P_s'(x) \\
 &= \sum_{k=1}^{m-1} (-1)^{k+1} \binom{N-(k+1)n+k}{k} \\
 &\quad \cdot (1-p_s^k) p_s' \sum_{x=1}^{\infty} x (p_s' p_s^k)^{x-1} \\
 &= \sum_{k=1}^{m-1} (-1)^{k+1} \binom{N-(k+1)n+k}{k} \frac{p_s'(1-p_s^k)}{(1-p_s'p_s^k)^2} \quad (7)
 \end{aligned}$$

(2) 同期が失われる確率

x フレーム目に同期が失われる確率 $P_D(x)$ は

$$P_D(x) = \{1-w_s'(x)P_s(x) - (1-p_s)\{1-w_s'(x-1)\}P_1(x-1)\} \quad (8)$$

となる。ここで $P_1(x)$ は (9), (10) 式により与えられる。

$$P_1(x) = \sum_{i=0}^{N-2n} w_s(x) P_i(x, i) P_i(x, N-2n-i) \quad (9)$$

$$P_i(x, u) = \sum_{k=0}^{\lambda} (-1)^k \binom{u-kn+k}{k} \{w_s(x)\}^k \quad (10)$$

ただし、 $\lambda = [u/n]$

同期が失われる全確率を P_D 、その期待値を D とすれば、

$$\begin{aligned}
 P_D &= \sum_{x=1}^{\infty} P_D(x) \\
 &= 1 - P_s - (1-p_s) \sum_{x=1}^{\infty} \{1-w_s'(x-1)\} P_1(x-1) \quad (11)
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 D &= \sum_{x=1}^{\infty} x P_D(x) \\
 &= E(N, n) - S - (1-p_s) \sum_{x=1}^{\infty} x w_s'(x-1) P_1(x-1) \quad (12)
 \end{aligned}$$

となる。

(3) 誤同期となる確率

x フレームで誤同期となる確率を $P_E(x)$ とすれば、

$$\begin{aligned}
 P_E(x) &= w_s'(x-1)(1-p_s')P_1(x) \\
 &\quad + \{1-w_s'(x-1)\}\{P_1(x) - p_s P_1(x-1)\} \\
 &= \{1-w_s'(x)\}P_1(x) \\
 &\quad - \{1-w_s'(x-1)\}p_s P_1(x-1) \quad (13)
 \end{aligned}$$

誤同期となる全確率を P_E 、その期待値を E とすれば、

$$P_E = \sum_{x=1}^{\infty} P_E(x) \quad (14)$$

$$E = \sum_{x=1}^{\infty} x P_E(x) \quad (15)$$

で与えられる。

(4) 誤同期を検出する確率

誤同期の検出は同期状態に入ってから相次ぐ ν_1 フレーム内に、同期チャンネルと判定されたチャンネルが ν_2 回パターンを誤った場合に、誤同期としてハンティングをやり直すものとする。もし誤りが ν_2 未満であると、この操作を繰り返す。

i フレームで初めて同期パタンの誤りの回数が ν_2 となる確率を $P_f(i)$ とすると、

$$P_f(i) = \binom{i-1}{\nu_2-1} p_s^{i-\nu_2} (1-p_s)^{\nu_2} \quad (16)$$

ただし、 $i \geq \nu_2$

となる。

ν_1 フレーム内に誤同期が発見される確率を P_{f1} 、発見されない確率を P_{f2} とすると

$$P_{f1} = \sum_{i=\nu_2}^{\nu_1} P_f(i) = \sum_{i=\nu_2}^{\nu_1} \binom{i-1}{\nu_2-1} p_s^{i-\nu_2} (1-p_s)^{\nu_2} \quad (17)$$

$$P_{f2} = 1 - P_{f1} \quad (18)$$

同期状態に入ってから $(\nu_1 j + i)$ フレーム後に誤同期を検出する確率を $P_F(\nu_1 j + i)$ とすると

$$P_F(\nu_1 j + i) = (P_{f2})^j \cdot P_f(i) \quad (19)$$

ただし、 $\nu_2 \geq i \geq \nu_1$

誤同期を検出するために要するフレーム数の期待値を F とすれば、

$$\begin{aligned}
 F &= \sum_{j=0}^{\infty} \sum_{i=\nu_2}^{\nu_1} (\nu_1 j + i) P_F(\nu_1 j + i) \\
 &= \frac{1}{P_{f1}} \{ \nu_1 P_{f2} + \nu_2 \sum_{i=\nu_2}^{\nu_1} \binom{i}{\nu_2} p_s^{i-\nu_2} (1-p_s)^{\nu_2} \} \quad (20)
 \end{aligned}$$

(5) 同期に要するフレーム数

同期パターンに誤りのある場合には、第3図に示されているようにハンティングを行なった結果、真の同期のとれる場合、同期が失われる場合、誤同期となる場合の三つの場合が生じ、後の二つの場合については再びハンティングが行なわれ、真の同期が得られるまでハンティン

グが繰り返される。したがって、同期に要するフレーム数は 1 回のハンティングに要する平均フレーム数と、同期のとれるまでに必要なハンティングの回数がわかれば求めることができる。

1 回のハンティングで真の同期のとれる確率を P_s 、同期が失われる確率を P_D 、誤同期となる確率を P_E とすれば、 r 回のハンティングの結果、真の同期のとれる確率 $P(r)$ は

$$P(r) = \sum_{k=0}^{r-1} \binom{r-1}{k} P_D^k P_E^{r-1-k} P_s$$

$$= (P_D + P_E)^{r-1} P_s$$

$$= (1 - P_s)^{r-1} P_s \quad (21)$$

となる。一方、1 回のハンティングに要する平均フレーム数 H は真の同期のとれるのに要する平均フレーム数 S 、同期が失われるのを検出するのに要する平均フレーム数 D 、誤同期となるのに要する平均フレーム数 E 、および誤同期を発見するのに要する平均フレーム数を F とすれば、

$$H = S + D + E + P_E F \quad (22)$$

で与えられる。それゆえ、真の同期に要するフレーム数の期待値 $E''(N, n)$ は

$$E''(N, n) = \sum_{r=1}^{\infty} r H P(r)$$

$$= H P_s \sum_{r=1}^{\infty} r (1 - P_s)^{r-1}$$

$$= \frac{H}{P_s} \quad (23)$$

となる。第 1 表は $N=200$ の場合に種々の同期パタンの長さ n および同期ビットの誤り率に対して同期に要するフレーム数の期待値を計算した結果である。ただし、誤同期の判定基準として $\nu_1=10, \nu_2=5$ と選んである。すなわち、同期とみなされるチャンネルで 5 回以上同期パタンの誤りを生じたときに、誤同期と判定している。また、表中の F' は誤同期の判定基準を上のように選んだときに真の同期の保たれるフレーム数の期待値で次のようにして求められる。

$P_{f'}(i)$ を真の同期が得られてから i フレーム目で同期チャンネルの誤った回数が ν_2 回になる確率とし、 $P_{f_1'}$ 、 $P_{f_2'}$ をおのおの ν_1 フレーム以内に真の同期が失われる確率および失われない確率とすると

$$P_{f'}(i) = \binom{i-1}{\nu_2-1} p_s^{i-\nu_2} (1-p_s')^{\nu_2} \quad (24)$$

ただし、 $i \geq \nu_2$

$$P_{f_1'} = \sum_{i=\nu_2}^{\nu_1} P_{f'}(i)$$

$$= \sum_{i=\nu_2}^{\nu_1} \binom{i-1}{\nu_2-1} p_s^{i-\nu_2} (1-p_s')^{\nu_2} \quad (25)$$

$$P_{f_2'} = 1 - P_{f_1'}$$

第 1 表 $N=200, \nu_1=10, \nu_2=5,$
 $F=5.005$ (フレーム)

(a) $n=10$

p'	P_s	P_D	P_E	F' (フレーム)	$E'(N, n)$ (フレーム)
0	1.0	0	0	∞	1.164
10^{-4}	0.9988	9.982×10^{-4}	1.647×10^{-4}	3.994×10^{13}	1.165
10^{-3}	0.9884	9.927×10^{-3}	1.640×10^{-3}	4.231×10^8	1.182
10^{-2}	0.8902	9.401×10^{-2}	1.575×10^{-2}	7.503×10^3	1.378
10^{-1}	0.3116	5.812×10^{-1}	1.072×10^{-1}	8.257	5.113

(b) $n=8$

p'	P_s	P_D	P_E	F' (フレーム)	$E'(N, n)$ (フレーム)
0	1.0	0	0	∞	1.528
10^{-4}	0.9988	7.961×10^{-4}	4.254×10^{-4}	1.217×10^{14}	1.531
10^{-3}	0.9878	7.906×10^{-3}	4.240×10^{-3}	1.274×10^9	1.564
10^{-2}	0.8851	7.379×10^{-2}	4.107×10^{-2}	2.008×10^4	1.912
10^{-1}	0.3015	3.965×10^{-1}	3.020×10^{-1}	1.054×10	9.075

(c) $n=6$

p'	P_s	P_D	P_E	F' (フレーム)	$E'(N, n)$ (フレーム)
0	1.0	0	0	∞	2.007
10^{-4}	0.9988	7.298×10^{-4}	4.763×10^{-4}	5.122×10^{14}	2.009
10^{-3}	0.9880	7.249×10^{-3}	4.723×10^{-3}	5.298×10^9	2.030
10^{-2}	0.8862	6.780×10^{-2}	4.604×10^{-2}	7.418×10^4	2.471
10^{-1}	0.2861	3.541×10^{-1}	3.597×10^{-1}	1.655×10^1	12.031

となる。したがって、真の同期が $(\nu_1 j + i)$ フレームに失われる確率を $P_{f'}(\nu_1 j + i)$ 、真の同期が保たれるフレーム数の期待値を F' とすれば

$$P_{f'}(\nu_1 j + i) = (P_{f_2'})^j \cdot P_{f'}(i) \quad (26)$$

ただし、 $j = \{0, 1, \dots\}$ 、 $i = \{\nu_2, \dots, \nu_1\}$

$$F' = \frac{1}{P_{f_1'}} \{ \nu_1 P_{f_2'} + \nu_2 \sum_{i=\nu_2}^{\nu_1} \binom{i}{\nu_2} p_s^{i-\nu_2} (1-p_s')^{\nu_2} \} \quad (27)$$

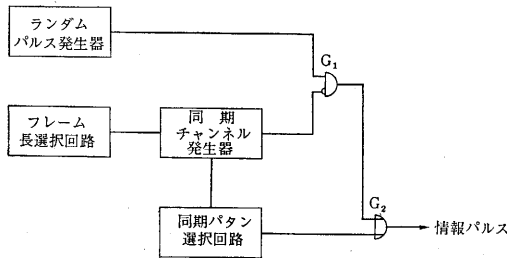
となる。

この計算例では、誤り率の大小に関係なく $\nu_1=10, \nu_2=5$ としているが、実際には誤り率と真の同期の保たれるフレーム数が指定されると思われる。特に誤り率の大きいときには ν_1, ν_2 を大きくして要求を満たすようにする必要がある。

5. 実験結果および検討

方式の実現性を確かめるために、送信側として同期パルスと擬似的な情報パルスを発生するシミュレータを置

き、受信側には第4図の同期分離装置を置いて、同期分離の実験を行なった。試作シミュレータのブロック図は第7図のようで、クロック周波数1 Mcで動作する。フレーム長 N はフレーム長選択回路により20ビットより20ビットステップで320ビットまで任意の長さのものを選択できる。同期パタンの長さは同期パターン長選択回路により、1ビットより1ビットステップで16ビットまでの任意のものを選択でき、かつ、用いるパターンは同期パターン選択回路によって任意の“1”、“0”の組合せを実現できる。同期チャンネル以外の情報チャンネルでランダムにパルスを発生させるために、ノイズダイオードLD342の出力を帯域4 Mc、利得70 dBの増幅器で増幅し、整形した後に、クロックにより時間規正して、ランダムに生起するNRZ出力を得るランダムパルス発生器を用いている。



第7図 情報パルスシミュレータのブロック図

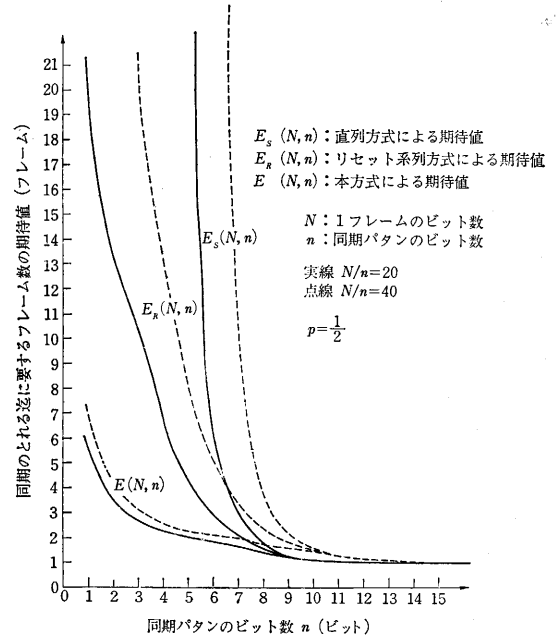
同期に要する時間の測定は、情報チャンネルにおける“1”および“0”の生起確率を $1/2$ (すなわち $p=1/2$) とし、 $N/n=20$ の関係を保ちながら N と n を変えて行なった。第5,6図各フレームで同期のとれる確率 $P_s(x)$ および期待値 $E(N, n)$ の実測値と理論値を示す。いずれの図によっても θ 理論と実験とが一致していることがわかる。

次に本方式において同期に要するフレーム数の期待値を他の方式によるものと比較する。比較の対象として直列方式とリセット系列方式をとり、同期ビットには誤りがないとして比較を行なう。直列方式はハンティングを同期パターンから開始し、そのフレームの情報チャンネルに同期パターンと同じパターンを生じなかったことが判明したときに同期とする方式を想定している。同期に要するフレーム数の期待値 $E_s(N, n)$ は $(N-n)$ ビットの情報チャンネルに同期パターンと同じパタンの現われぬ確率は P_t (1) であるから

$$\begin{aligned}
 E_s(N, n) &= P_t(1) + 2\{1 - P_t(1)\} \\
 &\quad + 3\{1 - P_t(1)\}^2 P_t(1) + \dots \\
 &= \sum_{i=1}^{\infty} i P_t(1) \{1 - P_t(1)\}^{i-1} \\
 &= \frac{1}{P_t(1)}
 \end{aligned}
 \tag{28}$$

と求められる。

一方、リセット系列方式は同期パターンと受信パルス列を各ビットごとに比較し、同期パタンの S ビット目で同期パターンと異なることを見出すと S ビットシフトしてその点から再び同期パターンと一致するかどうかを調べる方式で、同期に要するフレーム数の期待値 $E_R(N, n)$ は文献(4)の式(38)により与えられる。



第8図 同期のとれるまでに要するフレーム数の期待値

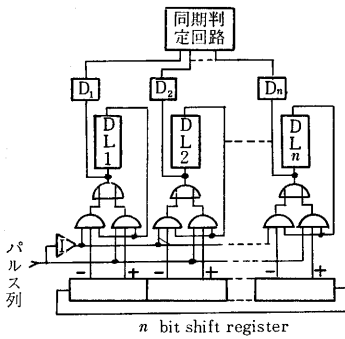
第8図に1フレームのビット数 N と同期パタンのビット数 n との比を一定に保った場合、各方式における同期パタンのビット数と同期に要するフレーム数の期待値の関係を示す。図に示されているように本方式によれば他の方式によるよりも同期に要する時間を短縮することができ、これは特に同期パタンの短い場合に著しい。

6. フレーム相関による同期方式 (分散方式)¹⁵⁾

(1) 構成

第1図(b)のように n 個の同期ビットを N/n ビットごとに分散して挿入するフレーム構成をとった場合について考える。同期ビット $(S_1 S_2 \dots S_n)$ に対しては適当なパターンを持たせ N ビットより成る1フレームの区切りを見出すのに用い、同期分離は前述のように各フレームごとの相関をとって行なう。

第9図に分散方式の同期分離回路を示す。図中の n 本の遅延線 $DL_1 \sim DL_n$ はおのおの $N/n = m$ ビットの長さを持ち、 n ビットのシフトレジスタにはあらかじめ同期パターン $(S_1 S_2 \dots S_n)$ を入れておき、 m ビットごとにその位置がシフトするものとする。 $D_1 \sim D_n$ は対応する各遅延線を循環するパルス数を計数するためのカウンタ



第 9 図 同期分離回路

他の $(n-1)$ 個では 0 であることにより同期と判定し、 n ビットのシフトレジスタに示されている位置にクロックの位相を合わせてチャンネルの分離を行なう。

(2) 用いるパターンについて

次に $(S_1S_2 \dots S_n)$ の n 個の同期ビットにはどのようなパターンを持たせるのがよいかについて考える。用いるパターンとしては、その n ビットの中で周期性を持たぬことがフレームの始まりを知るために必要である。さらに同期が早くとれるためには $(S_1S_2 \dots S_n)$ の中から連続する k ビットをとったときにできる k ビットの異なった符号の数ができるだけ少ないことが望ましく、また、 $(S_1S_2 \dots S_n)$ の中から連続するビットをとったときにできるだけ少ないビット数によってそれが $(S_1S_2 \dots S_n)$ のどの位置に対応するかが判定できフレームの切れ目が早くわかるものが良い。

ここでは前者の性質をもつもの、すなわち連続する n ビットのパタンから k ビットをとり出して作った n 個のパタンの中で異なるパタンの数を少なくするものとし

$(n-1)$ 個

では $(11 \dots 10)$ があり、これは k ビットの組合せが 2^k 個ある中で $(k+1)$ 個の異なったパタンを生ずる。しかし、このようなパタンは生ずるパタンが少ないから早く同期のとれる可能性はあるが、フレームの終わりを示す“0”がこないと同期とならぬという欠点がある。すなわち、1 フレームを n 個に区切った m ビットを 1 サブフレームと呼ぶならば、サブフレームの同期がとれて同期ビットの位置がわかっても、フレームの切れ目がわからない場合が生じ、これは“1”が 1 個書き込まれている遅延線が 2 個以上ある状態で同期ビットの“0”が現われると“1”の書き込まれている遅延線は 1 個となり同期をとることができる。

後者のフレームの切れ目が早くわかるという点ですぐれているものは、擬似ランダムなパタンと思われる。このパターンを用いると少ないサブフレーム数では同期がとれなくなる。すなわち $2^{l-1} \geq n \geq 2^{l-1} - 1$ の長さのパタンであると連続する $(l-1)$ ビットを取り出したときに 2^{l-1} のすべての組合せを含んでいるから $(l-1)$ サブ

で、0, 1, 1 以上を計数すればよいが、計数結果はハンティングを開始してから m ビットごとに読み出されてリセットされる。同期判定回路は $D_1 \sim D_n$ の中で計数結果が 1 のものがただ一つ、

フレームでは同期をとることができない。しかし、 l ビット以上を取り出せばその位置がわかるという特長がある

(3) 同期のとれる確率

ここでは、 $(11 \dots 10)$ および擬似ランダムなパタンについて同期に要する時間を求める。 x をハンティングを開始してからサブフレーム数とし、情報ビットでは“1”“0”が $1/2$ の確率でランダムに生起するものとする。

1) $x \geq n$ の場合

この場合には同期がとれるのに 1 フレーム以上を要するから同期パタン $(S_1S_2 \dots S_n)$ の各ビットは少なくとも一度は現われており、同期に要する時間は用いるパターンによらない。各遅延線の中に同期ビットの位置以外に“1”が書き込まれるのは各サブフレームの $(m-1)$ 個の位置の同じ位置に次のようなパタンが現われたときである。

x	書き込まれる DL
$S_1S_2 \dots S_n S_1S_2 \dots S_i$	DL 1
$S_2S_3 \dots S_1S_2S_3 \dots S_{i+1}$	DL 2
.....	
$S_nS_1 \dots S_{n-1}S_nS_1 \dots S_{i+n}$	DL n

ただし、 S の suffix は mod. n

各パタンの生ずる確率は $(1/2)^x$ であるから、 $x \geq n$ である x サブフレームで同期のとれている確率 $P_i(x)$ は上の n 種類のパタンが同期ビット以外の $(m-1)$ 個の位置のいずれにも現われていない確率であるから

$$P_i(x) = \left\{ 1 - n \left(\frac{1}{2} \right)^x \right\}^{m-1} \quad (29)$$

である。よって、 x サブフレームで同期のとれる確率 $P_s(x)$ は

$$P_s(x) = P_i(x) - P_i(x-1) = \left(1 - \frac{n}{2^x} \right)^{m-1} - \left(1 - \frac{n}{2^{x-1}} \right)^{m-1} \quad (30)$$

ただし、 $P_i(n-1)$ は別に求める。

2) $n > x$ の場合

(a) パタン $(11 \dots 10)$ のとき

この場合にはハンティングの位置が 1 フレームの任意の位置から始まるとすると x サブフレームで同期がとれるのはそれ以前にサブフレームの同期がとれていて同期ビットの“0”が現われたときである。したがって、 x サブフレームで同期のとれる確率は y サブフレームでサブフレームの同期がとれる確率を $w_s(y)$ とすれば、

$$P_s(x) = \frac{1}{m} \sum_{y=1}^x w_s(y) \quad (31)$$

で表わされる。 y サブフレームまでにサブフレームの同期がとれている確率を $w_t(y)$ とすれば

$$w_s(y) = w_t(y) - w_t(y-1) \quad (32)$$

の関係があり、 $w_t(y)$ は n ビットのパタンより y ビットをとりだしたとき生ずる次のような $(y+1)$ 個の

y パタンが同期ビット以外の $(m-1)$ 個
 の位置に現われぬ確率より
 $1 \ 1 \ 1 \dots 1$ の位置に現われぬ確率より
 $0 \ 1 \ 1 \dots 1$ $w_t(y) = \left\{ 1 - \left(\frac{1}{2} \right)^y (y+1) \right\}$ (33)
 $1 \ 0 \ 1 \dots 1$
 …………… と求められる。
 $1 \ 1 \ 1 \dots 0$ ゆえに、

$$\begin{aligned}
 P_s(x) &= \frac{1}{m} \sum_{y=1}^x w_s(y) \\
 &= \frac{1}{m} \sum_{y=1}^x \{w_t(y) - w_t(y-1)\} \\
 &= \frac{1}{m} \{w_t(x) - w_t(1)\} \\
 &= \frac{1}{m} \left(1 - \frac{x+1}{2^x} \right) \quad (\text{ただし } w_t(1)=0) \quad (34)
 \end{aligned}$$

したがって、パタン (11…10) を用いる場合をまとめると

$$\begin{aligned}
 P_s(x) &= \frac{1}{m} \left(1 - \frac{x+1}{2^x} \right)^{m-1} & x < n \\
 &= \left(1 - \frac{n}{2^n} \right)^{m-1} - \frac{1}{m} \sum_{y=1}^{n-1} \left(1 - \frac{y+1}{2^y} \right)^{m-1} & x = n \\
 &= \left(1 - \frac{n}{2^x} \right)^{m-1} - \left(1 - \frac{n}{2^{x-1}} \right)^{m-1} & x > n
 \end{aligned} \quad (35)$$

となる。

(b) 擬似ランダムパタンのとき

このパタンの場合には先にも述べたように $2^x > n$ となるサブフレームを経過しないと、同期をとることができない。この条件のもとでは同期のとれている確率 $P_t(x)$ は $(m-1)$ ビットの同期ビット以外の情報ビットの位置に同期パタンより連続して x ビットを取り出したときに生ずる n 個のパタンを生じない確率であるから

$$P_t(x) = \left(1 - \frac{n}{2^x} \right)^{m-1} \quad (36)$$

よって

$$\begin{aligned}
 P_s(x) &= P_t(x) - P_t(x-1) \\
 &= \left(1 - \frac{n}{2^x} \right)^{m-1} - \left(1 - \frac{n}{2^{x-1}} \right)^{m-1}
 \end{aligned}$$

となる。 $2^x > n$ となる最小の整数 x については

$$P_s(x) = \left(1 - \frac{n}{2^x} \right)^{m-1} \quad (38)$$

となり $2^x \leq n$ となるに対しては $P_s(x)$ は 0 となる。

以上をまとめると

$$\begin{aligned}
 P_s(x) &= 0 & x \leq \lfloor \log_2 n \rfloor \\
 &= \left(1 - \frac{n}{2^x} \right)^{m-1} & x = \lfloor \log_2 n \rfloor + 1 \\
 &= \left(1 - \frac{n}{2^x} \right)^{m-1} - \left(1 - \frac{n}{2^{x-1}} \right)^{m-1} & x > \lfloor \log_2 n \rfloor + 1
 \end{aligned}$$

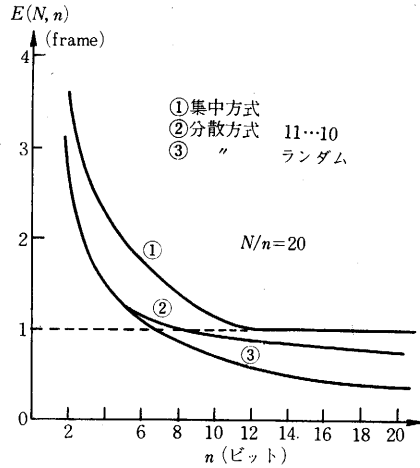
以上求めた $P_s(x)$ より同期がとれるのに要するフレ

ーム数の期待値 $E(N, n)$ (サブフレーム単位) は

$$E(N, n) = \sum_{x=1}^{\infty} x P_s(x) \quad (40)$$

より求められる。

第 10 図に $N/n=20$ の集中方式、分散方式を用いた



第 10 図 同期に要するフレーム数の期待値

場合に要するフレーム数の期待値を示す。図よりわかるように同期パタンのビット数 n を大きくすると集中方式では 1 フレームで同期がとれるようになるが、分散方式では 1 フレーム以下でとること

も可能となる。ただし構成は多少複雑となる。

また、分散方式で用いる場合のパタンとしては n が大きいときには擬似ランダムなパタンを用いるのがよい。

7. 結 言

以上述べた同期方式はフレーム間の相関をとるために 1 フレームの容量を有する記憶素子を必要とするが、並列に同期パタンを抽出するために同期に要する時間を短縮することが可能であり、特に同期パタンの短い場合にその特長を發揮する。

おわりに、ご協力いただいた藤崎道雄、青木利晴、今津敦志の諸氏に深甚の謝意を表する次第である。

(1965年7月15日受理)

文 献

- 1) J. M. Manley: Synchronization for the PCM Receiver, Bell Lab. Rec., 27, 2, p.62 (1949. 2).
- 2) C. G. Davis: "An Experimental Pulse Code Modulation System for Short-Haul Trunks", B. S. T. J., 41, 1, p.1 (1962. 1).
- 3) 仲丸由正, 金子尚志: "時分割多重符号伝送における同期方式", 信学誌, 43, 12, p.1388 (昭和 35 年 12 月).
- 4) T. Sekimoto, H. Kaneko: "Group Synchronization for Digital Transmission Systems", IRE Trans. CS 10, 4, p.381 (1962. 12).
- 5) T. Dutka, A. A. Meyerhoff: "Synchronization of Pulse Trains", RCA Rev., 12, 3, p.410 (1961. 9).
- 6) R. H. Barker: "Group Synchronizing of Binary Digital Systems", Communication Theory (Book), p.273, Willis Jackson (Editor), Butterworths Scientific Publication. (1953).

(19ページにつづく)

以上のことから送風量をどれぐらい増しうるかということ、鉬石の銘柄との間に切り離せない関係があり、送風限界はこれによって決まる可能性があるということがわかった。しかし焼結鉬Ⅱのような都合のよい原料を使えば、この意味での限界をこえて増風することができる。そのときの限界はどこにあるか、これを見出すため第2図に出鉄量、コークス比および ore/coke の実績、ならびに補正值と送風量との関係を示した。ここに補正とはマンガ鉬石の焼結鉬への換算、焼結鉬ⅡのⅠへの換算、および銑鉄の Si % の目標値とのズレに関する補

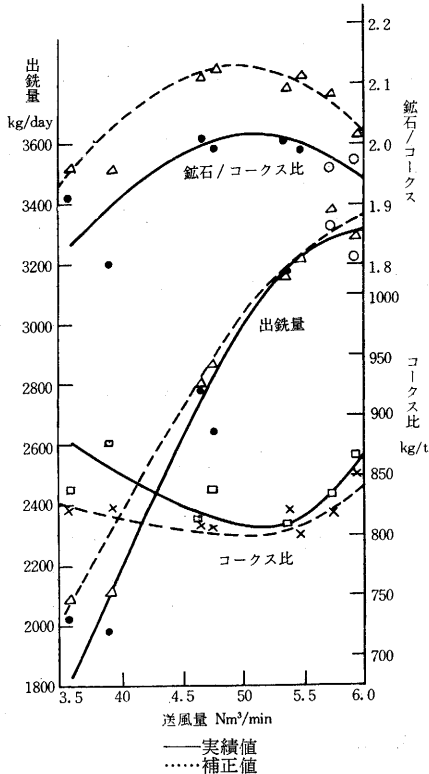
正を意味する。これによると出鉄量は基準操業の 2100 kg/D から送風量の増加とともに増すが、その増勢は 5.5 Nm³/min 付近の 3200 kg/D を max としてしだいに鈍り、コークス比は基準操業の 850 kg/t からいったん 5.0 Nm³/min 付近の 800 kg/t で min に達した後に増加する傾向を示し、ore/coke はコークス比に対応して逆の傾向を示している。実績値と補正值との間に若干の差が認められるが、その傾向はほぼ同じである。

これらの傾向を 100% 信頼することは多少問題があるが、定性的には 4.0 Nm³/min から 6.0 Nm³/min の間にコークス比の min があることは確かであり、出鉄量の max はそれより上の送風量のところにあると見て良いだろう。第2図の曲線からそれを推定すると 3400 kg/D となり、そのときの送風量は 6.5 Nm³/min となる。したがって送風限界は 6.5 Nm³/min 付近ということになる。

ここで初期にコークス比が低下する直接の原因は、増風に伴う出鉄量の増大によって、銑鉄単位量あたりの熱損失が減少することにあると考えられる（1日あたりの炉体からの熱損失は、冷却水によるものを含めて、約 100 万 kcal であり、増風によってほとんど変化しない）。こうしてコークス比が下がって ore/coke が上がると、ガスの（還元反応への）利用率、および熱交換率が大きくなり、そのことがまたさらにコークス比を下げることになる。したがって、この段階ではコークス比の低下と出鉄量の増大が並行して起こる。さらに増風を行なうと、ガスの炉内滞留時間の短縮あるいはガス流の不均一分布のため、利用率と熱交換率が下がり、同じ出鉄成分を保つためには ore/coke を下げねばならなくなると考えられる。したがって、この段階ではコークス比が上がり、出鉄量の増大率が鈍ってくることになる。

コークス比の min、出鉄量の max に対応する送風量の違いは、以上のようにして説明できる。

(1965年7月2日受理)



第2図 出鉄量、コークス比、および ore/coke と送風量との関係

(14ページよりつづく)

7) M. W. Willard: "Mean Time to Establish PCM Synchronization" PGSET Record 1962 National Symposium on Space Electronics and Telemetry, 3.4 (1962).
 8) M. B. Rudin, F. Fiorini: "Advancements in the Design and Evaluation of Group Synchronizers for PCM Telemetry". PGSET Record 1962 National Symposium on Space Electronics and Telemetry, 3.5 (1962).
 9) J. P. Magnin: "Digital Synchronization of PCM Telemeters", Proc. of the 1962 National Telemetering Conference, May 23-25, 5.3 (1962).
 10) J. L. Phillips, G. E. Goode: "Correlation Detection and Sequential Testing for PCM Group Synchronization", Proc. of the 1962 National Telemetering Conference, May 23-25, 5.4 (1962).

11) 猪瀬博, 高木幹雄, 青木利晴: "時分割多重デルタ変調における同期の一方式", 信学誌, 46, 6, p. 785, (昭和 38 年 6 月).
 12) 猪瀬博, 高木幹雄, 今津敦志: "デジタル情報伝送における同期の一方式", 信学誌, 昭和 40 年 8 月号掲載予定.
 13) R. S. Condrigton, J. P. Magnin: "Legendre PCM Synchronization Codes", PGSET Record 1962 National Symposium on Space Electronics and Telemetry, 2.5. (1962).
 14) M. W. Willard: "Optimum Code Patterns for PCM Synchronization", Proc. of the 1962 National Telemetering Conference, May 23-25, 5.5 (1962).
 15) 高木幹雄, 今津敦志, 猪瀬博: "フレーム相関によるデジタル情報伝送同期方式", 昭和 40 年電気四学会連合大会 2100.