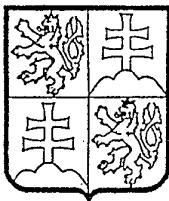


ČESKÁ A SLOVENSKÁ  
FEDERATIVNÍ  
REPUBLIKA  
(19)



FEDERÁLNÍ ÚŘAD  
PRO VYNÁLEZY

# PATENTOVÝ SPIS 276 335

(11) Číslo dokumentu :

(21) Číslo přihlášky : 3751-81  
(22) Přihlášeno : 20 05 81  
(30) Prioritní data : 21 05 80 - JP - 80/67608  
(40) Zveřejněno : 13 05 92  
(47) Uděleno : 20 03 92  
(24) Oznámeno udělení ve Věstníku : 13 05 92

(13) Druh dokumentu : B6  
(51) Int. Cl.<sup>5</sup> :  
G 08 C 19/28

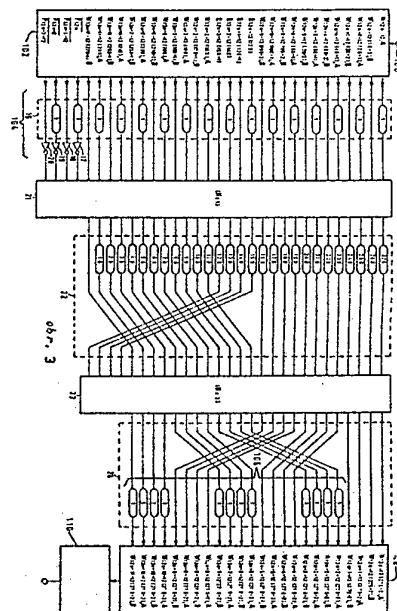
(73) Majitel patentu : N. V. PHILIPS' GLOBILAMPENFABRIEKEN,  
EINDHOVEN (NL)

(72) Původce vynálezu : ODAKA KENTARO, ATSUGI,  
SAKO YOICHIRO,  
IWAMOTO IKUO, TOKYO,  
DOI TOSHITADA, ATSUGI (JP)  
VRIES LODEWIJK BAREND, EINDHOVEN (NL)

(54) Název vynálezu : Samoopravný způsob přenosu dat  
a zařízení k provádění tohoto způsobu

(57) Anotace :

Řešení se týká samoopravného způsobu dat v sériově přenášených datových slovech provázených paritními slovy, kde paritní slova se přidávají k datovým slovům. Dále se vykoná reprodukce datových a kontrolních slov podle vztahu  $(G2) \times (H2) = 0$ . Po zpoždění datových a kontrolních slov se provede další jejich reprodukce  $(G1) \times (H1) = 0$ . Zařízení se skládá z postupného řazení vstupních prostředků (104), reinvertujících prostředků (17, 18, 19, 20), prvního dekodéru (21), zpoždovacích prostředků (22), druhého dekodéru (23) a výstupních prostředků (24).



Vynález se týká samoopravného způsobu přenosu dat a zařízení k provádění tohoto způsobu.

Uvedený způsob má vysokou samoopravnou schopnost jak pro náhle se vyskytující chyby tak i pro náhodné chyby.

Dosavadní návrhy pro způsob přenosu dat, mající schopnost opravy náhlých chyb, používaly tzv. principu křížového prokládání. Při tomto křížovém prokládání se slovo PCM (s impulsovou kódovou modulací) každého z množiny paralelních kanálů, uspořádaných v prvním pořádacím stavu, přivádí do prvního samoopravného kodéru za účelem generování první série kontrolních slov z tohoto kodéru; tato první série kontrolních slov a série dat PCM řady kanálů v druhém pořádacím stavu se vedou do druhého samoopravného kodéru, čímž se generuje druhá série kontrolních slov, čímž se na slovní jednotku provádí dvojité prokládání (zpětné pořádkání). Prokládání slouží pro snížení počtu chybných slov obsažených ve společném samoopravném bloku, když kontrolní slovo obsažené ve společném samoopravném bloku a data PCM jsou přenášena pro jejich rozptýlení a navracejí se do jejich původního uspořádání na přijímací straně. Jinými slovy, když při přenosu vznikne náhlá chyba, může být rozptýlena. Jestliže shora uvedené prokládání se provede dvakrát, tvoří první a druhé kontrolní slovo každé samoopravný blok. Jestliže například chyba nemůže být opravena prvními kontrolními slovy, může být opravena druhými kontrolními slovy, a obráceně. Samoopravná schopnost je tedy zlepšena.

I když u shora uvedeného způsobu přenosu dat obsahuje slovo pouze jediný chybný bit, považuje se celé slovo za chybné. Při příjmu dat obsahujících relativně velké počty nahodilých chyb nemá shora uvedené křížové prokládání pokaždé dostatečnou samoopravnou schopnost.

Uvedené nedostatky odstraňuje samoopravný způsob přenosu dat v sériově přenášených datových slovech provázených paritními slovy, kde paritní slova se přidávají k datovým slovům podle následujících kroků tak, že se přijme tok dat příjmem pokaždé jednoho datového slova ze série datových slov na každém z první množiny paralelních kanálů podle prvního pořádacího stavu, pak se přivede jedno slovo na každém z uvedených první množiny rovnoběžných kanálů k prvnímu samoopravnému kodéru pro vytvoření první série kontrolních slov na bázi první generační matice, dále se zpozdí tato první série kontrolních slov a slova série datových slov po přivedení k prvnímu samoopravnému kodéru navzájem odlišnými zpožďovacími dobami pro jejich přeměnění na druhý pořádací stav, dále se přivede jedno slovo na každý z první množiny kanálů a první série kontrolních slov ve druhém pořádacím stavu do druhého samoopravného kodéru pro vytvoření druhé série kontrolních slov na bázi druhé generační matice, dále se přenesou pokaždé jedno datové slovo na každém z množiny výstupních kanálů rovné první množině a příslušná kontrolní slova první série kontrolních slov a druhá série kontrolních slov každé na jeden z druhé množiny výstupních kanálů, přičemž v prvním a druhém samoopravném kodéru každé slovo se skládá z  $m$ -bitů a série kontrolních slov vytvořená v kterémkoliv kodéru doplňuje samoopravný blok na příslušné množství  $n$ -slov, kde  $n \leq 2^{m-1}$ , přičemž slovní paralelně-sériová přeměna pro přenos datových slov a kontrolních slov se děje pomocí prostředí majícího při nejmenším předem určenou globální relaxační dobu, tím, že se na přijímací straně po sériově paralelní slovní přeměně na počet paralelních kanálů rovný součtu první a druhé množiny se pro rekonstrukci druhého uspořádání provede reprodukce nebo korigující reprodukce počtu datových slov rovného první množině a počtu kontrolních slov rovného počtu první série, podle matice  $H_2$  pro kontrolu parity, která je definována vztahem:

$$(G_2) \times (H_2) = 0,$$

dále se reprodukována datová slova a kontrolní slova zpozdí o navzájem odlišné zpožďovací doby za účelem rekonstrukce prvního pořádacího stavu, dále se provede reprodukce nebo korigující reprodukce počtu datových slov rovného první množině podle matice  $H_1$  pro kontrolu parity, která je definována funkcí:

$$(G_1) \times (H_1) = 0$$

a reprodukována datová slova se přenesou, přičemž matice pro kontrolu parity mají následující tvar:

$$H = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & \dots & 1_{n-1} & 1_n \\ \alpha & \alpha^2 & \alpha^3 & \dots & \alpha^{n-1} & \alpha^n \\ \alpha^2 & \alpha^4 & \alpha^6 & \dots & \alpha^{2(n-1)} & \alpha^{2n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots \\ \alpha^{k-1} & \alpha^{(k-1)2} & \alpha^{(k-1)3} & \dots & \alpha^{(k-1)(n-1)} & \alpha^{(k-1)n} \end{bmatrix}$$

nebo

$$H = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1_2 & \dots & 1_{n-2} & 1_{n-1} \\ 1 & \alpha & \alpha^2 & \dots & \alpha^{n-2} & \alpha^{n-1} \\ 1 & \alpha^2 & \alpha^4 & \dots & \alpha^{2(n-2)} & \alpha^{2(n-1)} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots \\ 1 & \alpha^{(k-1)} & \alpha^{(k-1)2} & \dots & \alpha^{(k-1)(n-2)} & \alpha^{(k-1)(n-1)} \end{bmatrix}$$

kde

$\alpha$  je kořen funkce:

$$F(x) = 0,$$

kde:

$F(x)$  je ireducibilní a primitivní polynom stupně  $n$  přes Galoisovo pole  $GF(2)$ ,

$K$  je počet kontrolních slov v první a druhé sérii kontrolních slov a má hodnotu alespoň 2.

Předmětem vynálezu je dále zařízení k provádění samoopravného způsobu přenosu dat, které sestává ze vstupních prostředků pro opětné přijímání sérií datových slov, první série kontrolních slov a druhé série kontrolních slov, reinvertujících prostředků, pro reinvertování přijatých invertovaných kontrolních slov, z prvního dekodéru pro reprodukci pokračující první množiny datových slov a první série kontrolních slov, ze zpožďovacích prostředků pro opětné seřazení datových slov a první série kontrolních slov, z druhého dekodéru pro reprodukci pokračující první množiny datových slov a z výstupních prostředků pro vydávání pokračující jednoho datového slova série datových slov v řadě výstupních kanálů.

Bylo zjištěno, že způsob přenosu podle vynálezu tzv. přilehlé kódy nebo b-přilehlé kódy má velkou samoopravnou schopnost a může korigovat až dvě slovní chyby v jednom bloku. Lze také korigovat tři slovní chyby nebo čtyři slovní chyby, jestliže poloha jedné chyby může být známa, je-li kombinována se shora uvedeným mnohonásobným prokládáním. Je-li dále použito kódu pro detekci chyby pro korekci chyby pouze v jednom slově, může být dekodér k tomu použitý konstrukčně velmi zjednodušen. Je možno opravovat jak náhlé, tak nahodilé chyby.

Nejdříve bude popsán chybový kód, vhodný k použití pro vynález. Potom bude vynález podrobněji popsán v souvislosti se schematickými výkresy, které znázorňují výhodná provedení vynálezu, na která však vynález není omezen.

Obr. 1 je blokový diagram, znázorňující příklad samoopravného kodéru, u něhož je použito vynálezu, obr. 2 znázorňuje uspořádání pro přenos. Obr. 3 je blokový diagram znázorňující příklad samoopravného dekodéru, obr. 4 a 5 jsou diagramy vysvětlující činnost

samoopravného dekodéru, obr. 6 je blokový diagram druhého kodéru, obr. 7 blokový diagram druhého dekodéru, obr. 8 blokový diagram třetího kodéru, obr. 9 blokový diagram třetího dekodéru, obr. 10 blokový diagram čtvrtého kodéru a obr. 11 blokový diagram čtvrtého dekodéru.

Pro vysvětlení samoopravného kódu je použito vektorového znázornění čili znázornění cyklickou grupou. Nejdříve se irredusibilní a primitivní polynom  $F(x)$   $m$ -tého řádu uvažuje v Galoisově poli  $GF(2)$ . Teorie Galoisových polí je standartní a nebude zde proto znovu vysvětlována. Pole  $GF(2)$  sestává pouze ze členů "0" a "1". Předpokládejme, že existuje kořen  $\alpha$ , který vyhovuje  $F(x) = 0$ . Nyní může být konstruováno roztažené pole  $GF(2^m)$ , které sestává z  $2^m$  různých členů, pomocí veličin  $\alpha^0, \alpha^1, \alpha^2 \dots \alpha^{m-1}$ , z nichž každá je odlišnou mocninou kořene  $\alpha$  (sestava těchto hodnot se nazývá "základna" pole  $GF(2^m)$ ). Je zřejmé, že pole  $GF(2^m)$  také obsahuje nulový člen. Roztažené pole  $GF(2^m)$  je kruhový polynom s irreducibilním polynomem  $F(x)$   $m$ -tého řádu přes pole  $GF(2)$  jako modulem. Každý člen  $GF(2^m)$  může být vyjádřen jako lineární kombinace

$$\alpha^0 = 1, \alpha = \{x\}, \alpha^2 = \{x^2\}, \dots, \alpha^{m-1} = \{x^{m-1}\}.$$

Obecný tvar tohoto výrazu je:

$$a_0 + a_1 \{x\} + a_2 \{x^2\} + \dots + a_{m-1} \{x^{m-1}\} = a_0 + a_1 \alpha + a_2 \alpha^2 + \dots + a_{m-1} \alpha^{m-1}$$

nebo

$$(a_{m-1}, a_{m-2}, \dots, a_2, a_1, a_0),$$

kde  $a_{m-1}, a_{m-2}, \dots, a_1, a_0$  jsou členy  $GF(2)$ .

Jako příklad je uvažováno  $GF(2^8)$ ; primitivní a irreducibilní polynom je tedy  $F(x) = x^8 + x^4 + x^3 + x^2 + 1$ . Všechna osmibitová datová slova mohou být vyjádřena následovně:

$$a_7 x^7 + a_6 x^6 + a_5 x^5 + a_4 x^4 + a_3 x^3 + a_2 x^2 + a_1 x + a_0$$

nebo

$$(a_7, a_6, a_5, a_4, a_3, a_2, a_1, a_0).$$

Proto je například  $a_7$  přiřazeno ke straně MSB (most significant bit - nejvýznamnější bit) a  $a_0$  je přiřazeno ke straně LSB (least significant bit - nejméně významný bit). Jeli-kož  $a_3$  náleží k  $GF(2)$ , jeho člen je 0 nebo 1.

Dále lze z polynomu  $F(x)$  odvodit následující matici pro  $(m \times m)$ :

$$T = \begin{bmatrix} 0 & 0 & \dots & 0 & a_0 \\ 1 & 0 & \dots & 0 & a_1 \\ 0 & 1 & \dots & 0 & a_2 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots \\ 0 & 0 & \dots & 1 & a_{m-1} \end{bmatrix}$$

Jinak mohou být členy  $GF(2^m)$  vyjádřeny užitím cyklické grupy při uvažení, že zbytek  $GF(2^m)$ , s výjimkou nulového členu, tvoří multiplikativní grupu s řádem  $2^m - 1$ . Jsou-li členy  $GF(2^m)$  vyjádřeny použitím takové cyklické grupy, dostane se následující výraz:

$$0, 1 (\alpha^{2^m-1}), \alpha, \alpha^2, \alpha^3, \dots, \alpha^{2^m-2}$$

U vynálezu, když  $m$  bitů tvoří jedno slovo a  $n$  slov tvoří jeden blok, generuje se  $k$  kontrolních slov na bázi následující matice  $H$  pro kontrolu parity:

$$H = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & \dots & 1 & 1 \\ \alpha^1 & \alpha^2 & \alpha^3 & \dots & \alpha^{n-1} & \alpha^n \\ \alpha^2 & \alpha^4 & \alpha^6 & \dots & \alpha^{2(n-1)} & \alpha^{2n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots \\ \alpha^{k-1} & \alpha^{(k-1)2} & \alpha^{(k-1)3} & \dots & \alpha^{(k-1)(n-1)} & \alpha^{(k-1)n} \end{bmatrix}$$

Matice H pro kontrolu parity může být stejně dobře vyjádřena maticí T takto:

$$H = \begin{bmatrix} I & I & I & \dots & I & I \\ T^1 & T^2 & T^3 & \dots & T^{n-1} & T^n \\ T^2 & T^4 & T^6 & \dots & T^{2(n-1)} & T^{2n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots \\ T^{k-1} & T^{(k-1)2} & T^{(k-1)3} & \dots & T^{(k-1)(n-1)} & T^{(k-1)n} \end{bmatrix}$$

kde I je jednotková matice členů ( $m \times m$ ).

Jak shora popsáno, jsou výrazy používající kořeny  $\alpha$  v základu tytéž jako výrazy používající vytvářející matice. V tomto případě je možné, aby všechny členy prvního sloupce každé matice byly zvoleny jako 1 nebo I a poslední sloupec každé matice může být vynechán.

Samoopravný kód bude podrobně popsán pro příklad, kde se použije čtyř kontrolních slov ( $k = 4$ ). V tomto případě, považuje-li se jeden blok přijatých dat za sloupcový vektor  $V = (W_1, W_2, W_3, \dots, W_n)$ , vytvoří se na přijímací straně čtyři syndromy,  $S_1, S_2, S_3$  a  $S_4$  v soulasu s výrazem:

$$\begin{cases} \begin{bmatrix} S_1 \\ S_2 \\ S_3 \\ S_4 \end{bmatrix} = H \cdot V^T \\ S_1 = \sum_{i=1}^n W_i \\ S_2 = \sum_{i=1}^n T^i W_i \\ S_3 = \sum_{i=1}^n T^{2i} W_i \\ S_4 = \sum_{i=1}^n T^{3i} W_i \end{cases}$$

Každý blok obsahuje čtyři kontrolní slova ( $p = W_{n-3}, q = W_{n-2}, r = W_{n-1}, s = W_n$ ). Tato kontrolní slova se vytvoří na přenášecí straně podle výrazu:

$$\begin{cases} p + q + r + s = \sum W_i \\ T^{n-3}p + T^{n-2}q + T^{n-1}r + T^n s = \sum T^i W_i \\ T^{2n-6}p + T^{2n-4}q + T^{2n-2}r + T^{2n}s = \sum T^{2i} W_i \\ T^{3n-9}p + T^{3n-6}q + T^{3n-3}r + T^{3n}s = \sum T^{3i} W_i \end{cases}$$

$$\left\{ \begin{array}{lcl} p + q + r + s = \sum W_i & = & a \\ p + Tq + T^2r + T^3s = \sum T^{i-n+3}W_i & = & b \\ p + T^2q + T^4r + T^6s = \sum T^{2(i-n+3)}W_i & = & c \\ p + T^3q + T^6r + T^9s = \sum T^{3(i-n+3)}W_i & = & d \end{array} \right.$$

$$\text{kde } \sum \text{ je } \sum_{i=1}^{n-4}.$$

Kontrolní slova mohou být obdržena rozřešením těchto současných rovnic. Výpočet je definován v  $GF(2^m)$  a výsledek je následující:

$$\left\{ \begin{array}{l} p = \frac{T^6a + (T^3+T^4+T^5)b + (T+T^2+T^3)c + d}{(1+T)(1+T^2)(1+T^3)} \\ q = \frac{T^5a + (T^2+T^3+T^5)b + (1+T^2+T^3)c + d}{T^2(1+T^4)} \\ r = \frac{T^4a + (T+T^3+T^4)b + (1+T+T^3)c + d}{T^3(1+T^4)} \\ s = \frac{T^3a + (T+T^2+T^3)b + (1+T+T^2)c + d}{T^3(1+T)(1+T^2)(1+T^3)} \end{array} \right.$$

$$\left\{ \begin{array}{l} p = [T^6 \sum W_i + (1+T+T^2) \cdot \{ \sum T^{i-n+6}W_i + \sum T^{2(i-n+3)+1}W_i \} + \sum T^{3(i-n+3)}W_i] \cdot (1+T)^{-1} \cdot (1+T^2)^{-1} \cdot (1+T^3)^{-1}; \\ q = [T^5 \sum W_i + (1+T+T^3) \sum T^{i-n+5}W_i + (1+T^2+T^3) \cdot \sum T^{2(i-n+3)}W_i + \sum T^{3(i-n+3)}W_i] \cdot T^{-2} \cdot (1+T^4)^{-1}; \\ r = [T^4 \sum W_i + (1+T^2+T^3) \sum T^{i-n+4}W_i + (1+T+T^3) \cdot \sum T^{2(i-n+3)}W_i + \sum T^{3(i-n+3)}W_i] \cdot T^{-3} \cdot (1+T^4)^{-1}; \\ s = [T^3 \sum W_i + (1+T+T^2) \{ \sum T^{i-n+4}W_i + \sum T^{2(i-n+3)}W_i \} + \sum T^{3(i-n+3)}W_i] \cdot T^{-3} \cdot (1+T)^{-1} \cdot (1+T^2)^{-1} \cdot (1+T^3)^{-1}. \end{array} \right.$$

Nyní bude popsána oprava chyby, když data zahrnují kontrolní slova, vytvořená jak popsáno shora, jsou přenášena a pak přijímána. V tomto případě se předpokládá, že není užito ukazatele představujícího polohu chyby.

- (1) Není-li chyba,  $S_1 = S_2 = S_3 = S_4 = 0$ .
- (2) Je-li chyba v jednom slově (obrazec chyby je pojat jako  $ei$ ), pak  $S_1 = ei$ ,  $S_2 = T^1ei$ ,  $S_3 = T^{2^1}ei$  a  $S_4 = T^{3^1}ei$ .

Tak se vytvoří následující rovnice:

$$\left\{ \begin{array}{l} T^1S_1 = S_2 \\ T^1S_2 = S_3 \\ T^1S_3 = S_4 \end{array} \right.$$

V této době je syndrom  $S_1$  samotný chybový obrazec  $ei$ .

- (3) V případě chyb ve dvou slovech ( $ei$  a  $ej$ ):

$$\begin{cases} S_1 = e_i - e_j \\ S_2 = T^i e_i + T^j e_j \\ S_3 = T^{2i} e_i + T^{2j} e_j \\ S_4 = T^{3i} e_i + T^{3j} e_j \end{cases}$$

Shora uvedené rovnice mohou být modifikovány následovně:

$$\begin{cases} T^j S_1 + S_2 = (T^i + T^j) e_i \\ T^j S_2 + S_3 = T^i (T^i + T^j) e_i \\ T^j S_3 + S_4 = T^{2i} (T^i + T^j) e_i \end{cases}$$

Při vytvoření následujících rovnic se v souhlasu s tím rozliší chyby dvou slov

$$\begin{cases} T^i (T^j S_1 - S_2) = T^j S_2 + S_3 \\ T^i (T^j S_2 - S_3) = T^j S_3 + S_4 \end{cases}$$

Chybové obrazce se v této době vyjádří následovně:

$$e_i = \frac{S_1 + T^{-j} S_2}{1 + T^{1-j}}, \quad e_j = \frac{S_1 + T^{-1} S_2}{1 + T^{j-1}}$$

(4) V případě chyb tří slov ( $e_i$ ,  $e_j$  a  $e_k$ ):

$$\begin{cases} S_1 = e_i - e_j + e_k \\ S_2 = T^i e_i + T^j e_j + T^k e_k \\ S_3 = T^{2i} e_i + T^{2j} e_j + T^{2k} e_k \\ S_4 = T^{3i} e_i + T^{3j} e_j + T^{3k} e_k \end{cases}$$

Shora uvedené rovnice mohou být modifikovány takto:

$$\begin{cases} T^k S_1 + S_2 = (T^i + T^k) e_i + (T^j + T^k) e_j \\ T^k S_2 + S_3 = T^i (T^i + T^k) e_i + T^j (T^j + T^k) e_j \\ T^k S_3 + S_4 = T^{2i} (T^i + T^k) e_i + T^{2j} (T^j + T^k) e_j \end{cases}$$

Vytvoří-li se následující rovnice, lze rozlišit chyby tří slov, jelikož jsou splněny podmínky  $S_1 \neq 0$ ,  $S_2 \neq 0$ ,  $S_3 \neq 0$ .

$$T^j (T^k S_1 + S_2) + (T^k S_2 + S_3) = T^j (T^k S_2 + S_3) + (T^k S_3 + S_4)$$

Príslušné chybové obrazce v této době jsou vyjádřeny takto:

$$\begin{cases} e_i = \frac{S_1 + (T^{-j} + T^{-k}) S_2 + T^{-1-k} S_3}{(1+T^{1-j})(1+T^{1-k})} \\ e_j = \frac{S_1 + (T^{-k} + T^{-i}) S_2 + T^{-1-i} S_3}{(1+T^{j-1})(1+T^{j-k})} \\ e_k = \frac{(T^{-i} + T^{-j}) S_2 + T^{-1-j} S_3}{(1+T^{k-1})(1+T^{k-j})} \end{cases}$$

Jak shora popsáno, lze opravit všechny chyby tří slov bez užití ukazatele.

Užije-li se ukazatele a jsou-li tím známy polohy ( $i, j, k, l$ ) chyb, lze také opravit chyby čtyř slov.

Zvýší-li se dále počet  $k$  kontrolních slov, může být schopnost opravy chyb ještě dále zlepšena.

Nyní bude popsán příklad vynálezu v souvislosti s výkresy, kde je vynálezu použito pro záznam a reprodukci zvukového signálu PCM.

Obr. 1 znázorňuje jako celek samoopravný kodér umístěný v zaznamenávací soustavě, do jejíž vstupní strany je dodáván zvukový signál PCM. Zvukový signál PCM se utvoří takovým způsobem, že levý a pravý stereofonní signál se vzorkují se vzorkovacím kmitočtem  $f_s$  (například 44,1 kHz) a každá vzorkovaná hodnota se přemění na šestnáctibitové číslo vyjádřené ve dvou doplňkových zápisech. V souhlasu s tím dává levý zvukový signál posloupnost šestnáctibitových dat PCM ( $L_0, L_1, L_2, \dots$ ) a pravý zvukový kanál dává další posloupnost šestnáctibitových dat PCM ( $R_0, R_1, R_2, \dots$ ). Data PCM levého a pravého zvukového kanálu se neznázorněným zařízením slovně multiplexují cyklicky přes příslušnou množinu kódovacích kanálů. Proto celkem dvanáct kanálů řady dat PCM tvoří vstup do samoopravného kodéru. V daném nebo předem určeném okamžiku se přivede například dvanáct čísel, jako  $L_{6n}, R_{6n}, L_{6n+1}, R_{6n+1}, L_{6n+2}, R_{6n+2}, L_{6n+3}, R_{6n+3}, L_{6n+4}, R_{6n+4}, L_{6n+5}, R_{6n+5}$ . V daném příkladu je každé 16-bitové číslo rozděleno na osm významnějších bitů a na osm méně významných bitů. Tyto osmibitové skupiny budou nadále nazývány "slova". V důsledku toho se těchto dvanáct čísel zpracovává podle dvaceti čtyř paralelních kanálů. Nyní jedno 16-bitové číslo datové série PCM se označí jako  $W_i$ , jeho horních osm bitů je vyjádřeno jako  $W_{i,A}$  a jeho dolní bity jsou vyjádřeny jako  $W_{i,B}$ . Například slovo  $L_{6n}$  je rozděleno do dvou slov  $W_{12n,A}$  a  $W_{12n,B}$ . Upozorňujeme také na dřívější použití  $n$  jako rozměr matic  $H$ .

Datové série PCM o dvaceti čtyřech kanálech jsou nejdříve vedeny k sudému a lichému prokladači 1. Jestliže  $n = 0, 1, 2, \dots$ , slova  $L_{6n}$  (tj.  $W_{12n,A}$  a  $W_{12n,B}$ ),  $R_{6n}$  (tj.  $W_{12n+1,A}$  a  $W_{12n+1,B}$ ),  $L_{6n+2}$  (tj.  $W_{12n+4,A}$  a  $W_{12n+4,B}$ ),  $R_{6n+2}$  (tj.  $W_{12n+5,A}$  a  $W_{12n+5,B}$ ),  $L_{6n+4}$  (tj.  $W_{12n+8,A}$  a  $W_{12n+8,B}$ ) a  $R_{6n+4}$  (tj.  $W_{12n+9,A}$  a  $W_{12n+9,B}$ ) tvoří sudá instrukční slova, zatímco ostatní slova jsou podstatně lichá instrukční slova. Datové série PCM sestávající ze sudých instrukčních slov, jsou zpožděny příslušnými zpožďovacími obvody nebo zpožďovacími linkami 2A, 2B, 3A, 3B, 4A, 4B, 5A, 5B, 6A, 6B, 7A a 7B sudým a lichým prokladačem 1 o interval jednoho slova. Dále je v sudém a lichém prokladači 1 taková přeměna prováděna tak, že dvanáct datových sérií, sestávajících instrukčních slov, zaujímá první až dvanáctý přenosový kanál, a dvanáct datových sérií, sestávajících z lichých instrukčních slov, zaujímá třináctý až dvacátý čtvrtý přenosový kanál.

Sudý a lichý prokladač 1 slouží k zamezení situace, že by více než dvě přilehlá čísla kteréhokoliv (levého nebo pravého) zvukového kanálu byla chybná, a chyby by pak byly neopravitelné. Tomu lze rozumět takto: Uvažujme například tři sousední čísla  $L_{i-1}, L_i, L_{i+1}$ . Když číslo  $L_i$  je chybné a neopravitelné, mělo by být správné číslo  $L_{i-1}$  nebo  $L_{i+1}$  nebo obě tato čísla. Tímto způsobem může být obnoveno chybné číslo  $L_i$  tím, že je nahrazen bezprostředně předcházejícím číslem  $L_{i-1}$  nebo bezprostředně následujícím číslem  $L_{i+1}$  nebo průměrnou hodnotou z  $L_{i-1}$  a  $L_{i+1}$ . V mnoha případech to dává přijatelné přiblížení k "pravé" hodnotě  $L_i$ . Zpožďovací linky 2A, 2B, ... 7A, 7B sudého a lichého prokladače 1 jsou upraveny, aby sousední slova byla obsažena v různých samoopravných blocích. Příčina, proč přenosové kanály pro každou z datových sérií, sestávajících ze sudých instrukčních slov, a datových sérií, sestávajících z lichých instrukčních slov, jsou sdruženy, záleží dále v tom, že když se datové série proloží, je vzdálenost mezi zaznamenávacími polohami sousedních sudých a lichých instrukčních slov zvolena co největší.

Na výstupu sudého a lichého prokladače 1 se datové série PCM dvaceti čtyř kanálů jeví v prvním pořadacím stavu. Slova, která jsou zpožděna o interval jednoho slova, jsou označena indexem, který je o dvanáct bodů níže než na výstupu prokladače 1. Z příslušných datových sérií PCM se pokaždé ze samoopravného bloku datových slov odvodí čtyři první kontrolní

slova  $Q_{12n}$ ,  $Q_{12n+1}$ ,  $Q_{12n+2}$ ,  $Q_{12n+3}$ . Tento samoopravný blok proto obsahuje slova:

$(W_{12n-12,A}; W_{12n-12,B}; W_{12n+12,A}; W_{12n+12,B}; W_{12n+4-12,A}; W_{12n+4-12,B}; W_{12n+5-12,A};$   
 $W_{12n+5-12,B}; W_{12n+8-12,A}; W_{12n+8-12,B}; W_{12n+9-12,A}; W_{12n+9-12,B}; W_{12n+2,A}; W_{12n+2,B};$   
 $W_{12n+3,A}; W_{12n+3,B}; W_{12n+6,A}; W_{12n+6,B}; W_{12n+7,A}; W_{12n+7,B}; W_{12n+10,A}; W_{12n+10,B};$   
 $W_{12n+11,A}; W_{12n+11,B}; Q_{12n}; Q_{12n+1}; Q_{12n+2}; Q_{12n+3}).$

V prvním kodéru 8 se proto zakóduje čtyřřadvacet datových slov, každé s osmi bity, aby poskytl čtyři kontrolní slova. V důsledku toho jsou pevné hodnoty parametru zde použitého kódu  $n = 28$ ,  $m = 8$ ,  $k = 4$ .

Do druhého prokladače 9 se zavádí čtyřřadvacet datových sérií a čtyři kontrolní slova. V tomto prokladači 9 jsou polohy přenosových kanálů změněny tak, že série kontrolních slov jsou umístěny mezi datovými sériemi PCM, sestávajícími ze sudých instrukčních slov, a datovými sériemi PCM, sestávajícími z lichých instrukčních slov, a potom se provede zpoždovací děj pro toto prokládání. Tento prokládací děj je takový, že dvacet sedm přenosových kanálů, s výjimkou prvního přenosového kanálu, je zpožděno zpoždovacími linkami, které zpožďují o hodnoty  $1D$ ,  $2D$ ,  $3D$ ,  $4D$  ....  $26D$  a  $27D$ , (kde  $D$  je jednotková hodnota zpoždění).

Na výstupu prokladače 9 se objeví dvacet osm datových sérií ve druhém pořadacím stavu. Z příslušných datových sérií se datová slova odvozují po jednom. Pak se slova přivádějí do kodéru 10, který pak vytvoří druhá kontrolní slova  $P_{12n}$ ,  $P_{12n+1}$ ,  $P_{12n+2}$  a  $P_{12n+3}$ . Samoopravný blok zahrnující druhá kontrolní slova a sestávající ze třiceti dvou slov je sestaven níže. Třeba si všimnout toho, že zpoždění o  $1D$  v kódovacím kanálu snižuje velikost indexu  $W$  o hodnotu  $12 \cdot j \cdot D$ .

$W_{12n-12,A}; W_{12n-12(D+1),B};$   
 $W_{12n+1-12(2D+1),A}; W_{12n+1-12(3D+1),B};$   
 $W_{12n+4-12(4D+1),A}; W_{12n+4-12(5D+1),B};$   
 $W_{12n+5-12(6D+1),A}; \dots$   
 $\vdots$   
 $W_{12n+9-12(10D+1),A}; W_{12n+9-12(11D+1),B};$   
 $Q_{12n-12(12D)}; Q_{12n+1-12(13D)}; Q_{12n+2-12(14D)};$   
 $Q_{12n+3-12(15D)};$   
 $W_{12n+2-12(16D)}; \dots$   
 $\vdots$   
 $W_{12n+11-12(26D)}; W_{12n+11-12(27D)};$   
 $P_{12n}; P_{12n+1}; P_{12n+2}; P_{12n+3}.$

Je upraven prokladač 11, který zahrnuje zpoždovací linky dávající zpoždovací období jednoho slova pro přenosové kanály sudého řádu o dvacet čtyři datových sériích obsahujících první a druhá kontrolní slova, a jsou také upraveny invertory 12, 13, 14 a 15 pro série druhých kontrolních slov. Prokladač 11 slouží k zamezení takové závady, že by interval náhlé chyby, který by při přenosu překročil rozhraní mezi sousedními bloky, byl také s to ovlivnit tolik slov v samoopravném bloku, že by se jejich oprava stala nemožnou. Invertory 12, 13, 14 a 15 slouží pro zamezení takového chybného děje, že by všechna data v jednom

bloku se stala "0" v důsledku výpadku při přenosu, a to by bylo jako správné v reprodukční soustavě, například jako interval ticha při zvukovém znázornění. Takový interval ticha by proto dal sérii druhých kontrolních slov, odlišnou od nuly. Nakonec vytvořená kódová slova jsou sestavena v posledním sloupci vyobrazení včetně příslušných nyní vzniklých zpoždění.

Konečný utvořený blok čtyřnadvaceti datových slov a osmi kontrolních slov je uveden do tvaru série neznázorněným paralelně sériovým převodníkem. Synchronizační signál o šestnácti bitech se přidá na jeho začátku pro vytvoření jednoho přenosového bloku, jak je znázorněno na obr. 2 a pak se takto utvořený blok přenáší. Na obr. 2 je pro přehlednost slovo, odvozené od  $i$ -tého přenosového kanálu, znázorněno jako  $u_i$ .

Praktické příklady přenosového systému mohou být magnetický zaznamenávací a reprodukční přístroj, přístroj s otočným diskem, a podobně.

Shora uvedený kódér S se vztahuje na shora uvedený samoopravný kód, kde hodnoty pevných kódových parametrů jsou  $m = 8$ ,  $n = 28$  a  $k = 4$ . Pro kódér 10 mají odpovídající pevné kódové parametry hodnoty  $m = 8$ ,  $n = 32$  a  $k = 4$ . Tak úplný blok podle obr. 2 obsahuje  $32 \times 8 + 16 = 272$  bitů.

Na dekódovací stanici se nejdříve neznázorněným zařízením odstraní synchronizační záhlaví. Zbývající třicetdvě reprodukováná kódová slova každého přenosového bloku se vedou na vstup samoopravného dekodéru znázorněného na obr. 3. V důsledku reprodukčního děje existuje možnost, že reprodukováná data obsahují chybu. Není-li zde chyby, jsou třicetdvě slova, přivedená na vstup dekodéru, identická s třicetdvěma slovy, která se objevila na výstupu samoopravného kódéru. Na samoopravném dekodéru se provádí děj odstranění proložení, který je doplňkový k prokládacímu ději na kódéru, aby se pořadí dat navrátilo do původního pořadí a pak se provede děj opravy chyby.

Jak je znázorněno na obr. 3, jsou nejdříve upraveny vstupní prostředky 104 se zpožďovacími členy 16, se zpožďovacími linkami, z nichž každá má zpožďovací období jednoho slova, pro přenosové kanály lichého řádu, a inventory 17, 18, 19 a 20 pro sérii druhých kontrolních slov. Výstupy ze zpožďovacích členů 16 a z inventurů 17 až 20 se vedou k prvnímu dekodéru 21. Na tomto dekodéru se vytvářejí syndromy  $S_{11}$ ,  $S_{12}$ ,  $S_{13}$  a  $S_{14}$  z matice  $H_{c1}$  pro detekci parity a vstup  $V^T$  dvaceticeti slov, jak je znázorněno na obr. 4 na bázi syndromu se provede shora uvedená oprava chyb. Na obr. 4 je  $\alpha$  člen  $GF(2^8)$  a je to člen primitivního a ireducibilního polynomu stupně  $m$ ,  $F(x) = x^8 + x^4 + x^3 + x^2 + 1$ . Z prvního dekodéru 21 se odvodí dvacetčtyři datových sérií PCM a čtyři série kontrolních slov. U každého slova datové série se přidá ukazatel (nejméně jeden bit), který ukazuje, je-li nebo není-li tam chyba. Ukazující bit nebo bity se přenášejí podobným způsobem jako další bity datových slov a kontrolních slov.

Výstupní datové série z prvního dekodéru 21 jsou vedeny do zpožďovacích prostředků 22 k odstranění účinků prokládání, prováděného prokládačem 9 v samoopravném kódéru, a ve kterém jsou upraveny zpožďovací linky s odlišnými obdobími 27D, 26D, 25D, ... 2D a 1D pro první až dvacátýsedmý přenosový kanál. Výstup ze zpožďovacích prostředků 22 se přivádí ke druhému dekodéru 23, ve kterém se vytvářejí syndromy  $S_{21}$ ,  $S_{22}$ ,  $S_{23}$  a  $S_{24}$  z matice  $H_{c2}$  pro detekci parity a vstupních dvacetosm slov  $V^T$ , jak je znázorněno na obr. 5, a na bázi syndromů se provede shora uvedená oprava chyby. Ve druhém dekodéru 23 se ukazatel, vztahující se na slovo, jehož chyba je opravena, vymaže, avšak ukazatel, vztahující se na slovo, jehož chyba nemůže být opravena druhým dekodérem 23, se nevymaže.

Datové série, objevující se na výstupu druhého dekodéru 23 jsou vedeny k sudým a lichým výstupním prostředkům 24 se zpožďovacími členy 106, kde se datové série PCM, sestávající ze sudých instrukčních slov, a datové série PCM, sestávající z lichých instrukčních slov, znovu uspořádají tak, že jsou umístěny na střídavých přenosových kanálech a zpožďovacích linkách o velikosti zpoždění jednoho slova, které jsou upraveny pro série dat PCM, sestávající z lichých instrukčních slov. Na výstupu sudých a lichých výstupních prostředků 24 se získají datové série PCM, které mají uspořádání a předem určené instrukční

přenosové kanály přenosně stejné jako ty, které jsou zaváděny do vstupu samoopravného kodéru. I když to na obr. 3 není znázorněno, je upraven korekční obvod na dalším stupni sudých a lichých výstupních prostředků 24 za účelem provedení korekce, například interpolace střední hodnoty, takže chyba, která není opravena prvním dekodérem 21 a druhým dekodérem 23 se stane nenápadnou.

Zařízení dále obsahuje sériově-paralelní konvertor 102, se vstupem 100 pro příjem sériového toku dat a výstupy, z nichž každý je spojen příslušným kanálem vstupních prostředků 104, jakož i paralelně-sériový rekonvertor 108 s paralelními vstupy, z nichž každý je spojen s příslušným kanálem datových slov výstupních prostředků 24 a dále číslicově-analogový konvertor 110 pro přeměnu sériového toku dat na plynulý elektroakustický signál.

V samoopravném dekodéru znázorněném na obr. 3 se oprava chyby, užívající prvních kontrolních slov  $P_{12n}$ ,  $P_{12n+1}$ ,  $P_{12n+2}$ ,  $P_{12n+3}$  a oprava chyby, užívající druhých kontrolních slov  $Q_{12n}$ ,  $Q_{12n+1}$ ,  $Q_{12n+2}$  a  $Q_{12n+3}$ , provádějí jedenkrát. Jestliže se shora uvedené opravy chyb provádějí více než dvakrát, zvýší se samoopravná schopnost a zůstane neopraveno méně chyb.

U popsaného provedení se zpoždovací intervaly v prokladači 9 liší pokaždé o veličinu  $D$  v za sebou jdoucích kanálech, je však možné užít nepravidelné variace hodnoty zpoždění, jiné, než je shora uvedený pravidelný sled. Dále podobně jako druhá kontrolní slova  $P_i$ , která jsou vypočtena použitím nejen dat PCM, nýbrž také prvních kontrolních slov  $Q_i$ , mohou být také první kontrolní slova  $Q_i$  spoluurčena druhými kontrolními slovy  $P_i$ . To může být provedeno zpětnou vazbou druhých kontrolních slov ke vstupu kodéru, vytvářejícího první kontrolní slova.

Shora popsaný samoopravný kód může například korigovat až chyby dvou slov bez užití ukazatele ukazujícího polohu chyby, a náhlá chyba se rozptýlí křížovým proložením, takže jak nahodilé chyby, tak i náhlé chyby mohou být účinně opraveny.

Když počet opravitelných chybných slov vzrůstá, stává se dále dekódovací algoritmus složitějším. Je-li korigovatelná pouze chyba jednoho slova, postačí velmi jednoduchá konstrukce dekodéru. Je tedy zřejmé, že lze konstruovat samoopravné dekodéry, jež mají opravné schopnosti od malé schopnosti korigovat chyby až do značné schopnosti korigovat chyby.

Způsob u zařízení podle vynálezu, jak byly vysvětleny a znázorněny, mohou být pozměněny různými způsoby, jež mohou poskytovat určité výhody:

a) Na obr. 1 mohou být paritní slova  $Q(12n)$ ,  $Q(12n+1)$ ,  $Q(12n+3)$ ,  $Q(12n+3)$  invertována stejným způsobem jako paritní slova  $P(12n)$  až  $P(12n+3)$ ; avšak kódér 10 bude stále dostávat neinvertovaná paritní slova  $Q(12n)$  až  $Q(12n+3)$ . Odpovídajícím způsobem bude dekodér na obr. 3 dostávat invertovaná paritní slova  $Q_{12n-12(12D)} \dots$  až  $Q_{12n+3-12(15D+1)}$ . Tato slova budou opět znovu invertována před vstupem do dekodéru 21.

b) Na obr. 4 může být druhá řada změněna od  $(\alpha^{32}, \alpha^{31}, \dots, \alpha^3, \alpha^2, \alpha^1)$  na  $(\alpha^{31}, \alpha^{30}, \dots, \alpha^2, \alpha^1, 1)$ . Na obr. 5 může být odpovídajícím způsobem změněna druhá řada od  $(\alpha^{28}, \alpha^{27}, \dots, \alpha^2, \alpha^1)$  na  $(\alpha^{27}, \alpha^{26}, \dots, \alpha^2, \alpha^1, 1)$ . Dále v obou obr. 4 a 5 může mít matice v  $\alpha$  přední a zadní stranu obráceny. Tímto způsobem započnou druhá až čtvrtá řada s nízkými mocninami  $\alpha$  a budou končit s vysokými mocninami  $\alpha$ .

c) Způsobu a přístroje podle vynálezu lze s výhodou užít v soustavě HI-FI. Nejdříve se provede zakódování. Data mohou být uložena na zvukovém kotouči, zvukovém pásku, nebo podobně. Místo toho nebo v kombinaci s tím mohou být data přenášena sdělovacím kanálem nebo rozhlasem. Na přijímacím konci se uvede v činnost dekódovací způsob a přístroj a opraví se případné chyby. Nakonec se provede zesílení a reprodukce s vysokou věrností (HI-FI).

Obr. 6 a 7 znázorňují blokový diagram druhého kodéru, popřípadě druhého dekodéru. Hlavní rozdíl mezi obr. 1 a obr. 6 záleží v prokladači 30, který nyní má příslušná zpoždění přes interval dvou slov, jak je naznačeno číslicemi "2". Dále je odlišné cyklické transpo-

nování kódovacích kanálů. Na vstupní straně se pokaždé dva kanály zpětně uspořádají společně, zatímco po osmi kanálech se zahájí další cyklus. Tak jsou dány tři cykly osmi kanálů. Na výstupní straně se zahájí nový cyklus po šesti kanálech. Tak jsou dány čtyři cykly šesti kanálů. Druhý rozdíl se týká kodéru 32, který je uspořádán uprostřed mezi dvěma skupinami kódových kanálů. Tímto způsobem se zmenší počet překřížení: člen 34 nyní obsahuje pouze zpožďovací členy. Například D=6 slovních intervalů. Zpožďovací člen 38 má zpoždění zavedeno do lichých kanálů pro odlišení od obr. 1. Nakonec se všechna kontrolní slova invertují. Obr. 7 opět vyplývá přímo z uspořádání podle obr. 6.

Obr. 8 a 9 znázorňují blokový diagram třetího kodéru, popřípadě třetího dekodéru. Obr. 8 je identický s obr. 6 až na prokladač 40. Zde je prvních šest kanálů zpožděno o dva slovní intervaly a také třetí skupina šesti kanálů je zpožděna o dva slovní intervaly. Ostatní kódovací kanály nejsou v prokladači 40 zpožděny. Dále je odlišné transponování kódovacích kanálů. Na vstupní straně jsou pokaždé dva kanály znovu uspořádány společně, zatímco příští cyklus se zahájí pouze po dvanácti kódovacích kanálech. Tak jsou dány dva cykly dvanácti kanálů.

Na výstupní straně se zahájí nový cyklus po čtyřech kanálech. Tak je dáno šest cyklů čtyř kanálů. Uspořádání podle obr. 9 vyplývá opět přímo z uspořádání podle obr. 8.

Obr. 10 a 11 znázorňují blokový diagram čtvrtého kodéru, popřípadě čtvrtého dekodéru. Obr. 10 je identický s obr. 8, až na prokladač 42.

Zde jsou kódovací kanály rozloženy na tři skupiny. Kódovací kanály první skupiny nejsou v prokladači 42 zpožděny. Kanály druhé skupiny obsahují zpožďovací člen přes interval jednoho slova. Kódovací kanály třetí skupiny obsahují zpožďovací člen přes dva slovní intervaly. Neprovádí se znovuuspořádání kanálů. Uspořádání podle obr. 11 vyplývá opět přímo z uspořádání podle obr. 10.

Takto vyžaduje změna mezi obr. 7, 9, 11 nebo 6, 8, 10 pouze pozměnění části uspořádání. V tomto směru znázorňují obr. 6, 7 uspořádání, které je zvlášť vhodné pro použití se dvěma zvukovými kanály (stereofonní použití), obr. 8, 9 znázorňují uspořádání, které je zvlášť vhodné pro použití se třemi zvukovými kanály a obr. 10, 11 znázorňují uspořádání, které je zvlášť vhodné pro použití se čtyřmi zvukovými kanály (kvadrofonní použití). Ve všech těchto případech poskytuje interpolace neobnovení zvukových signálů mezi správné zvukové signály výhodnou výpomoc.

## P A T E N T O V É N Á R O K Y

1. Samoopravný způsob přenosu dat v sériově přenášených datových slovech provázených paritními slovy, kde paritní slova se přidávají k datovým slovům podle následujících kroků, že se přijme tok dat příjmem pokaždé jednoho datového slova ze série datových slov na každém z první množiny paralelních kanálů podle prvního pořadacího stavu, pak se přivede jedno slovo na každém z uvedených první množiny rovnoběžných kanálů k prvnímu samoopravnému kodéru pro vytvoření první série kontrolních slov na bázi první generační matice, dále se zpozdí tato první série kontrolních slov a slova série datových slov po přivedení k prvnímu samoopravnému kodéru navzájem odlišnými zpožďovacími dobami pro jejich přeměnění na druhý pořadací stav, dále se přivede jedno slovo na každý z první množiny kanálů a první série kontrolních slov ve druhém pořadacím stavu do druhého samoopravného kodéru pro vytvoření druhé série kontrolních slov na bázi druhé generační matice, dále se přenesou pokaždé jedno datové slovo na každém z množiny výstupních kanálů rovné první množině a příslušná kontrolní slova první série kontrolních slov a druhá série kontrolních slov každé na jeden z druhé množiny výstupních kanálů, přičemž v prvním a druhém samoopravném kodéru každé slovo se skládá z  $m$ -bitů a série kontrolních slov vytvořená v kterémkoliv kodéru doplňuje samoopravný blok na příslušné množství  $n$ -slov, kde  $n \leq 2^{m-1}$ , přičemž slovní para-

lelně-sériová přeměna pro přenos datových slov a kontrolních slov se děje pomocí prostředí majícího při nejmenším předem určenou globální relaxační dobu, vyznačující se tím, že na přijímací straně po sériově paralelní slovní přeměně na počet paralelních kanálů rovný součtu první a druhé množiny se pro rekonstrukci druhého uspořádání provede reprodukce nebo korigující reprodukce počtu datových slov rovného první množině a počtu kontrolních slov rovného počtu první série, podle matice (H2) pro kontrolu parity, která je definována vztahem:

$$(G2) \times (H2) = 0,$$

dále se reprodukována datová slova a kontrolní slova zpozdí o navzájem odlišné zpoždovací doby za účelem rekonstrukce prvního pořádacího stavu, dále se provede reprodukce nebo korigující reprodukce počtu datových slov rovného první množině podle matice (H1) pro kontrolu parity, která je definována funkcí:

$$(G1) \times (H1) = 0$$

a reprodukována datová slova se přenesou, přičemž matice pro kontrolu parity mají následující tvar:

$$H = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & \dots & 1_{n-1} & 1_n \\ 1 & 2 & 3 & & & \\ \alpha & \alpha & \alpha & & \alpha & \alpha \\ \alpha^2 & \alpha^4 & \alpha^6 & \dots & \alpha^{2(n-1)} & \alpha^{2n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & & \vdots & \vdots \\ \alpha^{k-1} & \alpha^{(k-1)2} & \alpha^{(k-1)3} & \dots & \alpha^{(k-1)(n-1)} & \alpha^{(k-1)n} \end{bmatrix}$$

nebo

$$H = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1_2 & \dots & 1_{n-2} & 1_{n-1} \\ 1 & \alpha & \alpha & & \alpha & \alpha \\ 1 & \alpha^2 & \alpha^4 & \dots & \alpha^{2(n-2)} & \alpha^{2(n-1)} \\ \vdots & \vdots & \vdots & & \vdots & \vdots \\ 1 & \alpha^{(k-1)} & \alpha^{(k-1)2} & & \alpha^{(k-1)(n-2)} & \alpha^{(k-1)(n-1)} \end{bmatrix}$$

kde

$\alpha$  je kořen funkce:

$$F(x) = 0,$$

kde

$F(x)$  je ireducibilní a primitivní polynom stupně  $n$  přes Galoisovo pole  $GF(2)$ ,

$K$  je počet kontrolních slov v první a druhé sérii kontrolních slov a má hodnotu alespoň 2.

2. Samoopravný způsob přenosu dat podle bodu 1, vyznačující se tím, že se po přenosu druhá série kontrolních slov reinvertuje.

3. Samoopravný způsob přenosu dat podle bodu 1, vyznačující se tím, že po opětném přenosu se první série kontrolních slov reinvertuje.

4. Samoopravný způsob přenosu dat podle bodu 1, vyznačující se tím, že v kroku, kde se reprodukována datová slova a kontrolní slova zpozdí o navzájem odlišné zpoždovací doby za účelem rekonstrukce prvního pořadacího stavu, se první skupina první množiny datových slov zpozdí v první sadě hodnot zpoždovacích dob, první série kontrolních slov se zpozdí v druhé sadě hodnot zpoždovacích dob, druhá skupina datových slov o počtu rovném první skupině se zpozdí ve třetí sadě hodnot zpoždovacích dob, přičemž každý prvek třetí sady má hodnotu, která je větší než hodnota každého prvku druhé sady a každý prvek druhé sady má hodnotu větší než je hodnota každého prvku první sady.

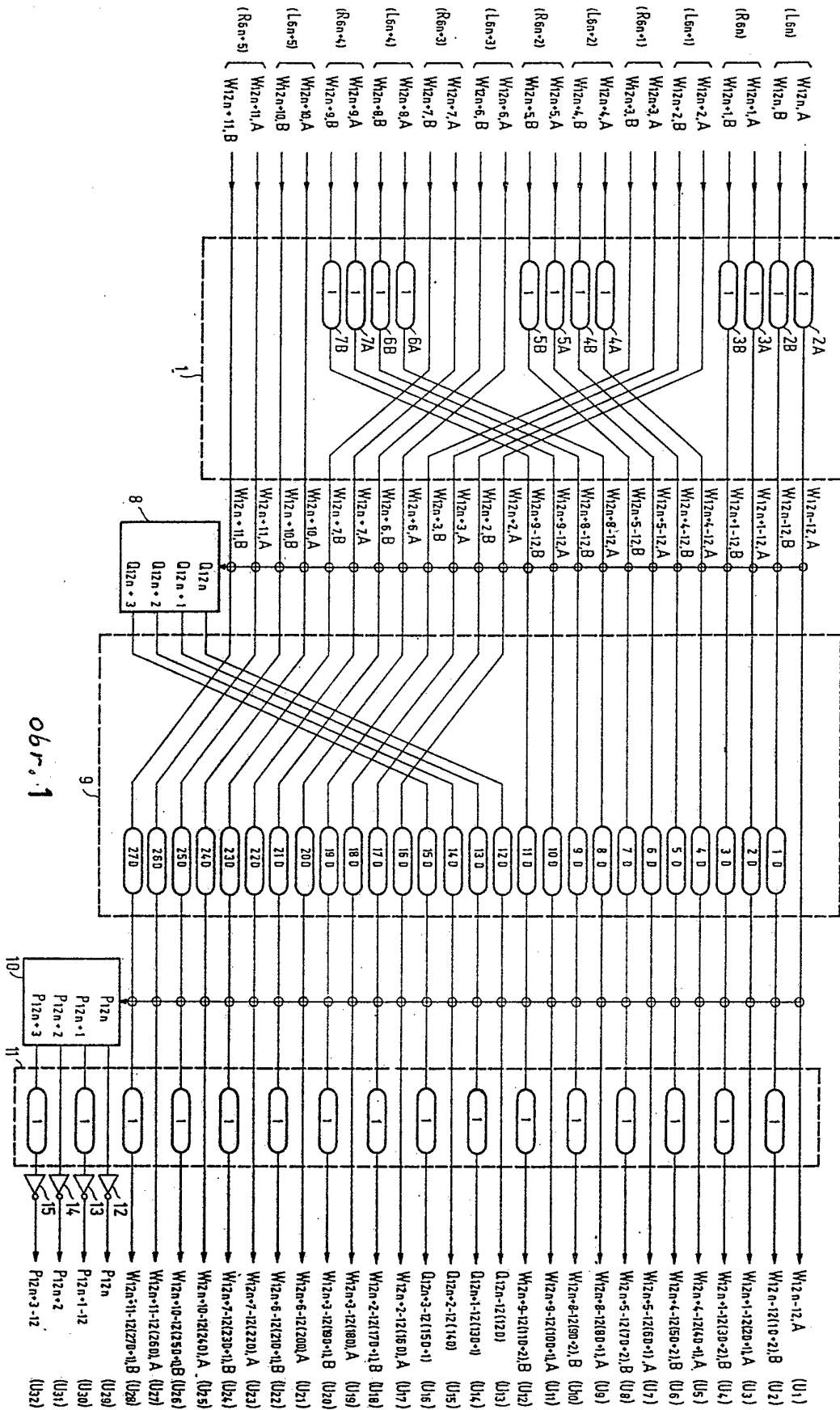
5. Samoopravný způsob přenosu dat podle bodu 1, vyznačující se tím, že reprodukci maticí (H1) se mezi datová slova s lichými čísly a mezi datová slova se sudými čísly zavedou navzájem stejná relativní zpoždění přes předem určený počet slovních intervalů.

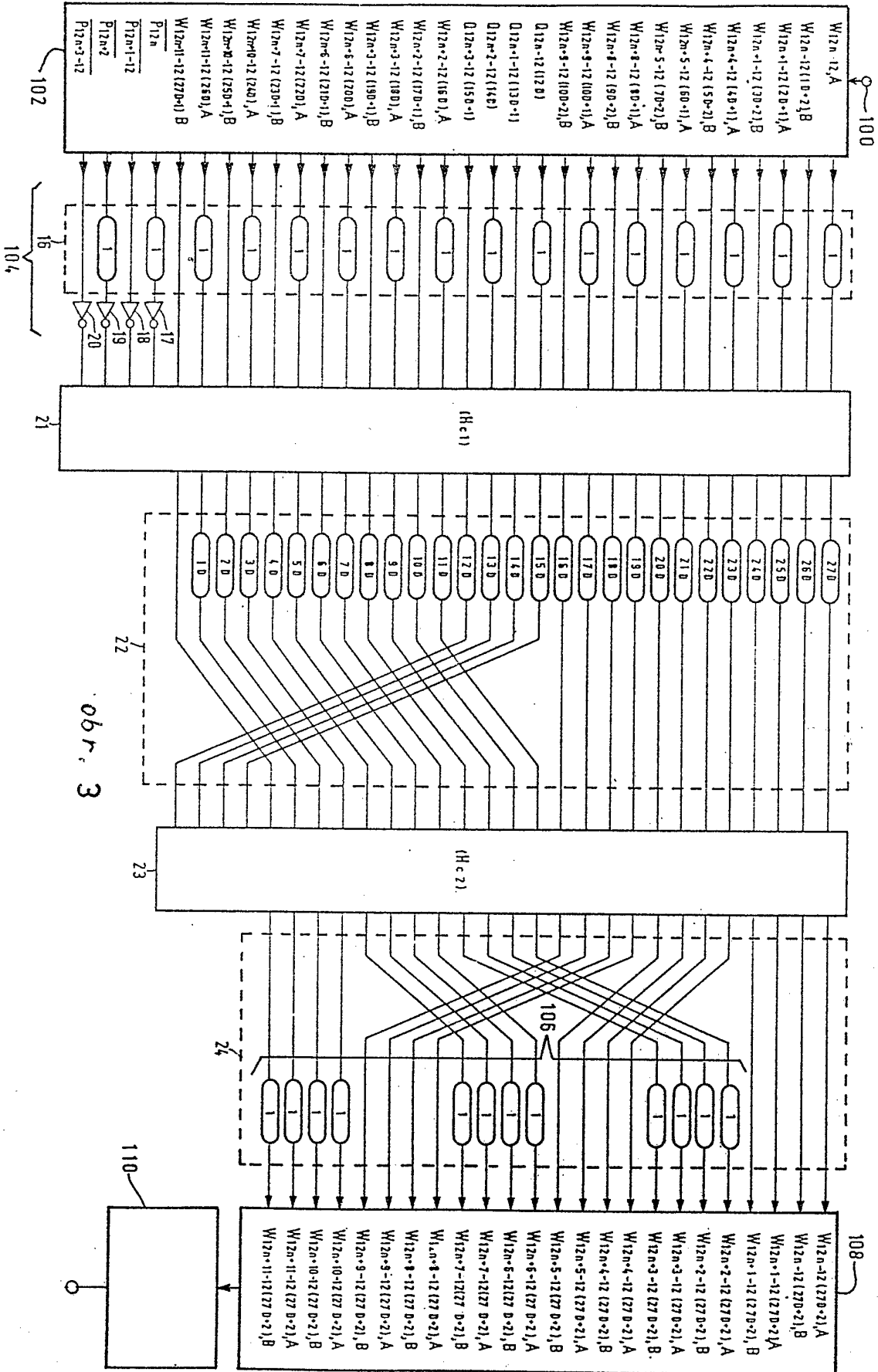
6. Samoopravný způsob přenosu dat podle bodu 1, vyznačující se tím, že po přenosu se mezi slova zanesená do sudých kanálů a mezi slova zavedená do lichých kanálů zavedou navzájem stejná relativní zpoždění přes předem určený počet slovních intervalů.

7. Zařízení k provádění samoopravného způsobu přenosu dat podle bodů 1 až 6, vyznačující se tím, že sestává ze vstupních prostředků (104) pro opětné přijímání sérií datových slov, první série kontrolních slov a druhé série kontrolních slov, reinvertujících prostředků (17, 18, 19, 20), pro reinvertování přijatých invertovaných kontrolních slov, z prvního dekodéru (21) pro reprodukci pokaždé první množiny datových slov a první série kontrolních slov, ze zpoždovacích prostředků (22) pro opětné seřazení datových slov a první série kontrolních slov, z druhého dekodéru (23) pro reprodukci pokaždé první množiny datových slov a z výstupních prostředků (24) pro vydávání pokaždé jednoho datového slova série datových slov v řadě výstupních kanálů.

8. Zařízení k provádění samoopravného přenosu dat podle bodu 7, vyznačující se tím, že vstupní prostředky (104) obsahují zpoždovací členy (16) pro kompenzování relativních zpoždění vzniklých mezi sudými a lichými datovými slovy a výstupní prostředky (24) obsahují zpoždovací členy (106) pro kompenzování relativních zpoždění vzniklých mezi sudými a lichými datovými slovy (24).

9. Zařízení k provádění samoopravného přenosu dat podle bodů 7 a 8, vyznačující se tím, že obsahuje sériově-paralelní konvertor (102), se vstupem (100) pro příjem sériového toku dat s výstupy  $[W12n-12, A; W12n-12(1D+2), B; W12n+1-12(2D+1), A; W12n+1-12(3D+2), B; \dots]$ , z nichž každý je spojen příslušným kanálem vstupních prostředků (104), jakož i paralelně-sériový rekonvertor (108) s paralelními vstupy, z nichž každý je spojen s příslušným kanálem datových slov výstupních prostředků (24)  $[W12n-12(27D+2), A; W12n-12(27D+2), B; W12n+1-12(27D+2), A; \dots]$  a dále číslicově-analogový konvertor (110) pro přeměnu sériového toku dat na plynulý elektroakustický signál.



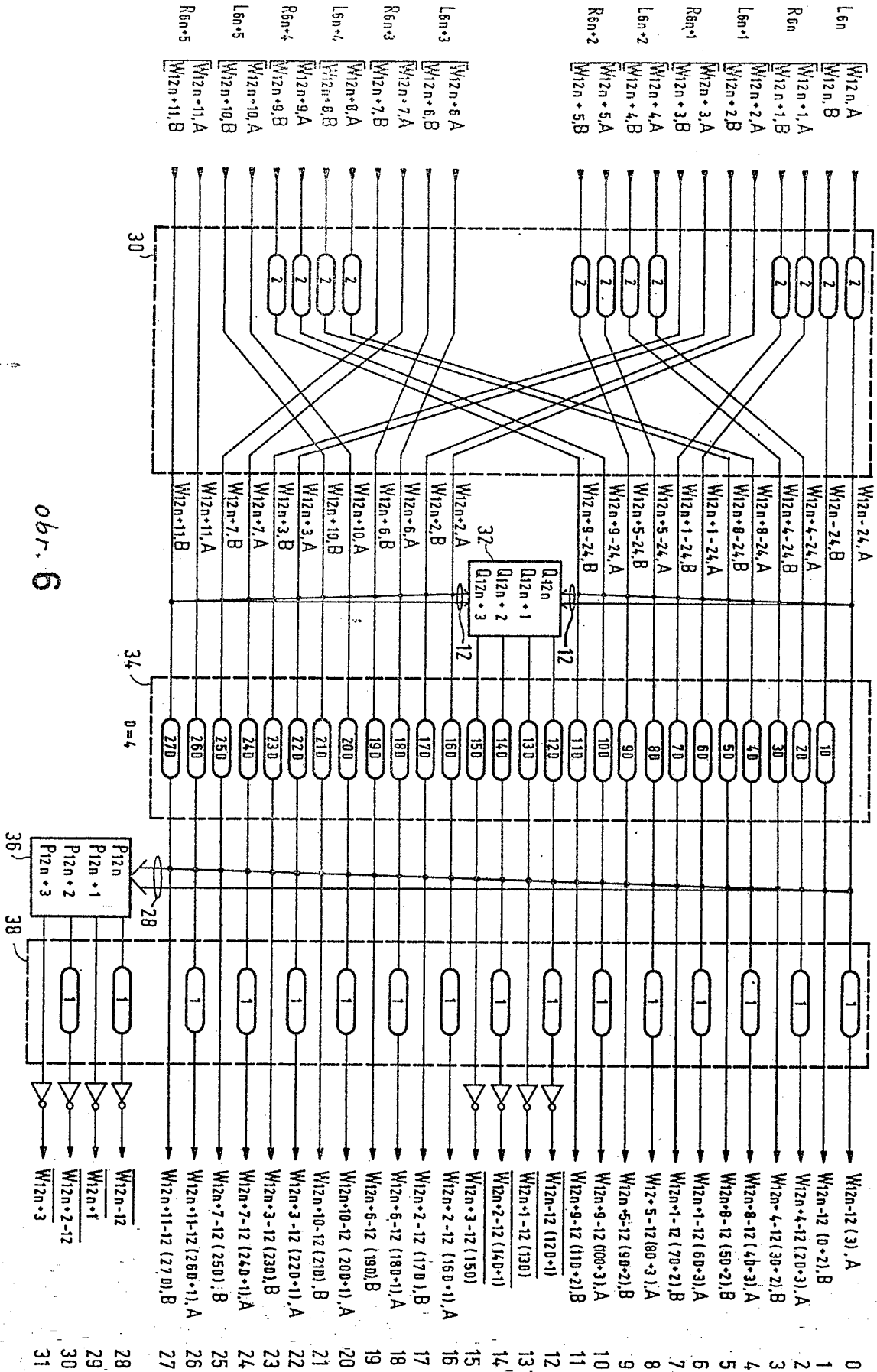


$$= \begin{pmatrix} S_{11} \\ S_{12} \\ S_{13} \\ S_{14} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} \alpha_{32} & \alpha_{31} & \alpha_{30} & \alpha_{29} & \alpha_{28} & \alpha_{27} & \alpha_{26} & \alpha_{25} & \alpha_{24} & \alpha_{23} & \alpha_{22} & \alpha_{21} & \alpha_{20} & \alpha_{19} & \alpha_{18} & \alpha_{17} & \alpha_{16} & \alpha_{15} & \alpha_{14} & \alpha_{13} & \alpha_{12} & \alpha_{11} & \alpha_{10} & \alpha_9 & \alpha_8 & \alpha_7 & \alpha_6 & \alpha_5 & \alpha_4 & \alpha_3 & \alpha_2 & \alpha_1 \\ \alpha_{64} & \alpha_{62} & \alpha_{60} & \alpha_{58} & \alpha_{56} & \alpha_{54} & \alpha_{52} & \alpha_{50} & \alpha_{48} & \alpha_{46} & \alpha_{44} & \alpha_{42} & \alpha_{40} & \alpha_{38} & \alpha_{36} & \alpha_{34} & \alpha_{32} & \alpha_{30} & \alpha_{28} & \alpha_{26} & \alpha_{24} & \alpha_{22} & \alpha_{20} & \alpha_{18} & \alpha_{16} & \alpha_{14} & \alpha_{12} & \alpha_{10} & \alpha_8 & \alpha_6 & \alpha_4 & \alpha_2 \\ \alpha_{56} & \alpha_{53} & \alpha_{50} & \alpha_{47} & \alpha_{44} & \alpha_{41} & \alpha_{38} & \alpha_{35} & \alpha_{32} & \alpha_{29} & \alpha_{26} & \alpha_{23} & \alpha_{20} & \alpha_{17} & \alpha_{14} & \alpha_{11} & \alpha_8 & \alpha_5 & \alpha_2 & \alpha_{-1} & \alpha_{-4} & \alpha_{-7} & \alpha_{-10} & \alpha_{-13} & \alpha_{-16} & \alpha_{-19} & \alpha_{-22} & \alpha_{-25} & \alpha_{-28} & \alpha_{-31} & \alpha_{-34} & \alpha_{-37} \\ \alpha_{48} & \alpha_{45} & \alpha_{42} & \alpha_{39} & \alpha_{36} & \alpha_{33} & \alpha_{30} & \alpha_{27} & \alpha_{24} & \alpha_{21} & \alpha_{18} & \alpha_{15} & \alpha_{12} & \alpha_{9} & \alpha_6 & \alpha_3 & \alpha_0 & \alpha_{-3} & \alpha_{-6} & \alpha_{-9} & \alpha_{-12} & \alpha_{-15} & \alpha_{-18} & \alpha_{-21} & \alpha_{-24} & \alpha_{-27} & \alpha_{-30} & \alpha_{-33} & \alpha_{-36} & \alpha_{-39} & \alpha_{-42} & \alpha_{-45} \end{pmatrix}$$

$$H_{C_2} V^I = \begin{Bmatrix} S_{21} \\ S_{22} \\ S_{23} \\ S_{24} \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} \alpha^{29} & \alpha^{27} & \alpha^{26} & \alpha^{25} & \alpha^{24} & \alpha^{23} & \alpha^{22} & \alpha^{21} & \alpha^{20} & \alpha^{19} & \alpha^{18} & \alpha^{17} & \alpha^{16} & \alpha^{15} & \alpha^{14} & \alpha^{13} & \alpha^{12} & \alpha^{11} & \alpha^{10} & \alpha^9 & \alpha^8 & \alpha^7 & \alpha^6 & \alpha^5 & \alpha^4 & \alpha^3 & \alpha^2 & \alpha^1 \\ \alpha^{55} & \alpha^{54} & \alpha^{52} & \alpha^{50} & \alpha^{48} & \alpha^{46} & \alpha^{44} & \alpha^{42} & \alpha^{40} & \alpha^{38} & \alpha^{36} & \alpha^{34} & \alpha^{32} & \alpha^{30} & \alpha^{28} & \alpha^{26} & \alpha^{24} & \alpha^{22} & \alpha^{20} & \alpha^{18} & \alpha^{16} & \alpha^{14} & \alpha^{12} & \alpha^{10} & \alpha^8 & \alpha^6 & \alpha^4 & \alpha^2 \\ \alpha^{84} & \alpha^{81} & \alpha^{78} & \alpha^{75} & \alpha^{72} & \alpha^{69} & \alpha^{66} & \alpha^{63} & \alpha^{60} & \alpha^{57} & \alpha^{54} & \alpha^{51} & \alpha^{48} & \alpha^{45} & \alpha^{42} & \alpha^{39} & \alpha^{36} & \alpha^{33} & \alpha^{30} & \alpha^{27} & \alpha^{24} & \alpha^{21} & \alpha^{18} & \alpha^{15} & \alpha^{12} & \alpha^9 & \alpha^6 & \alpha^3 \end{Bmatrix}$$

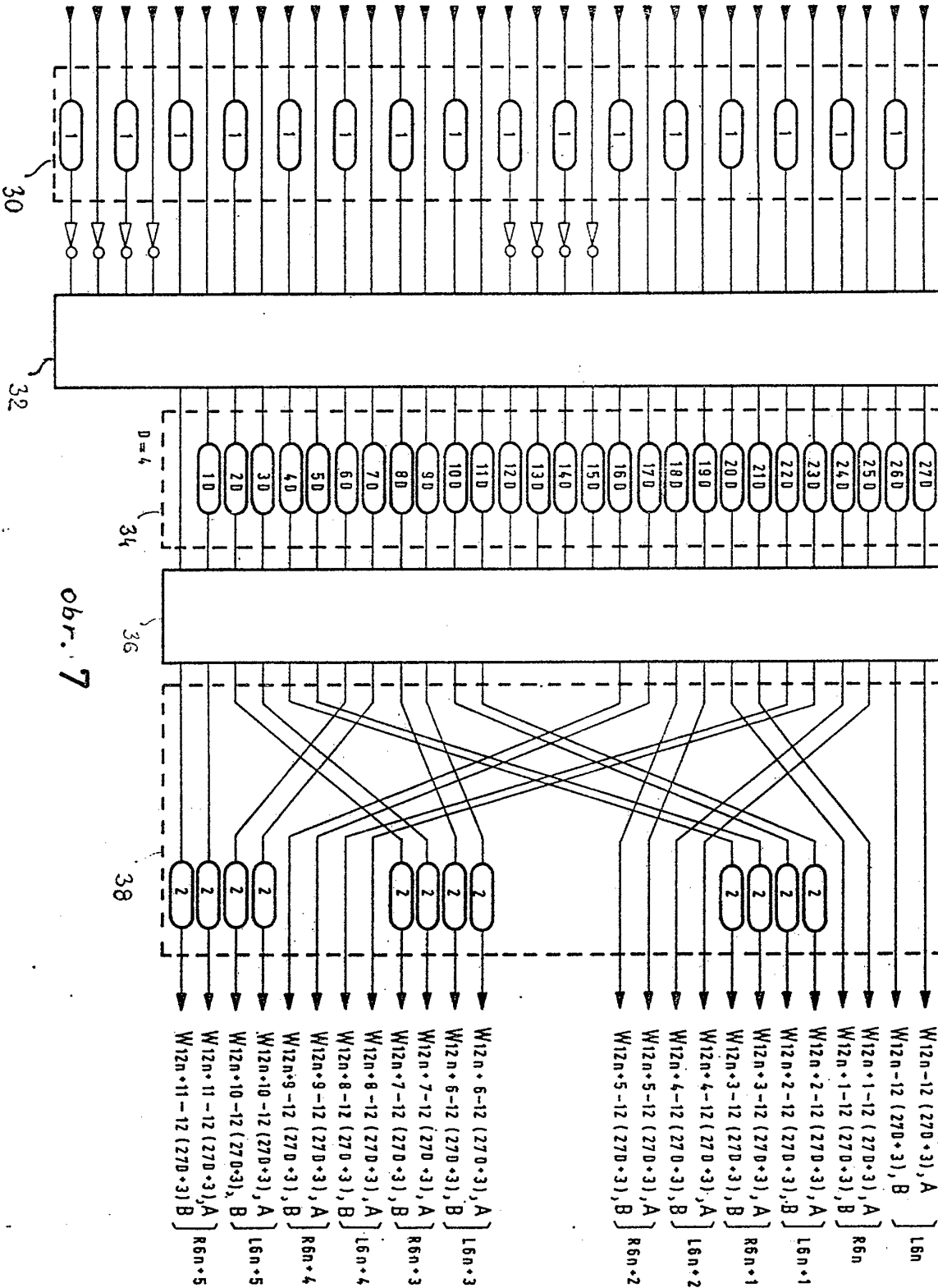
06r. 5

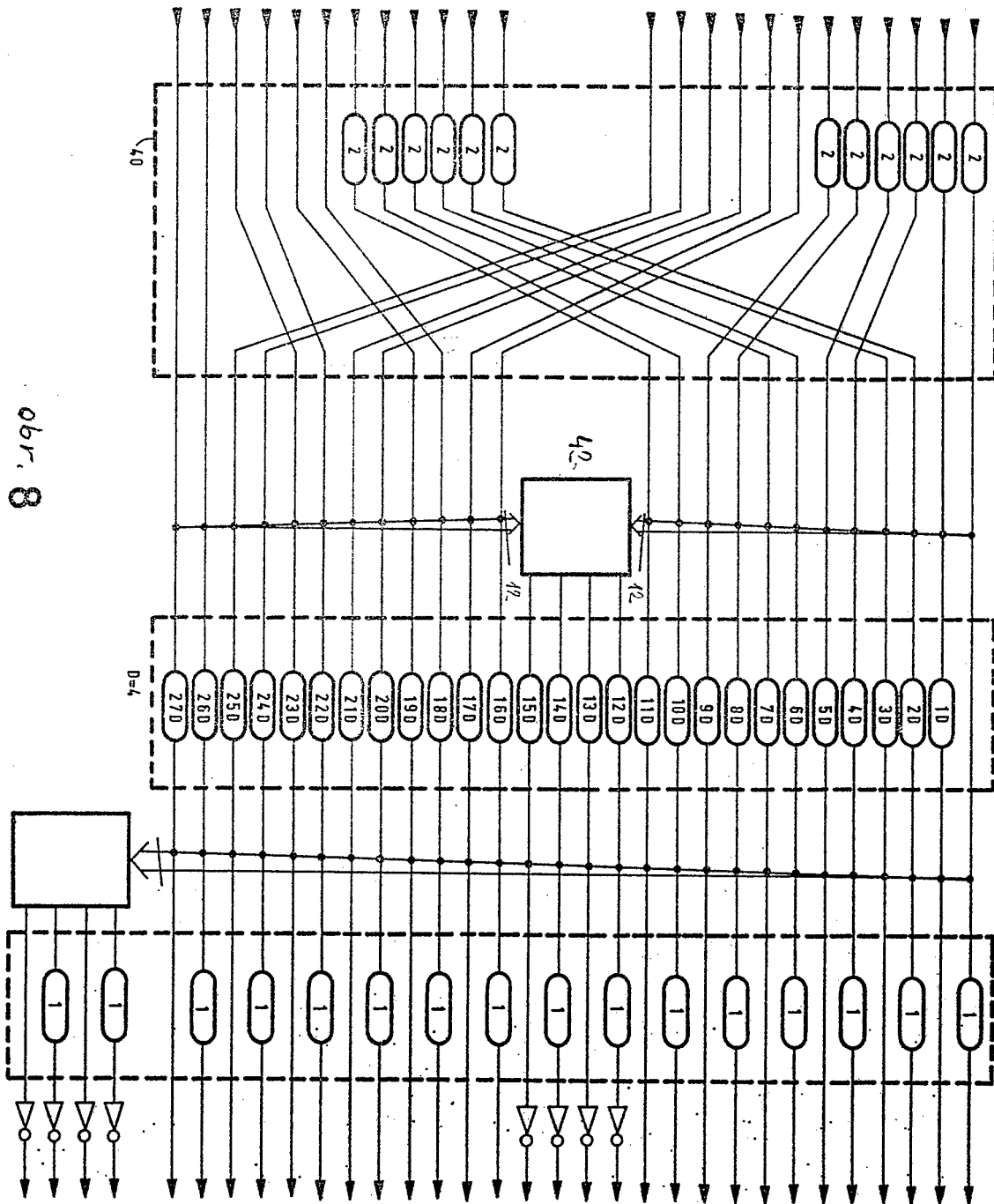
[illegible]



obr. 6

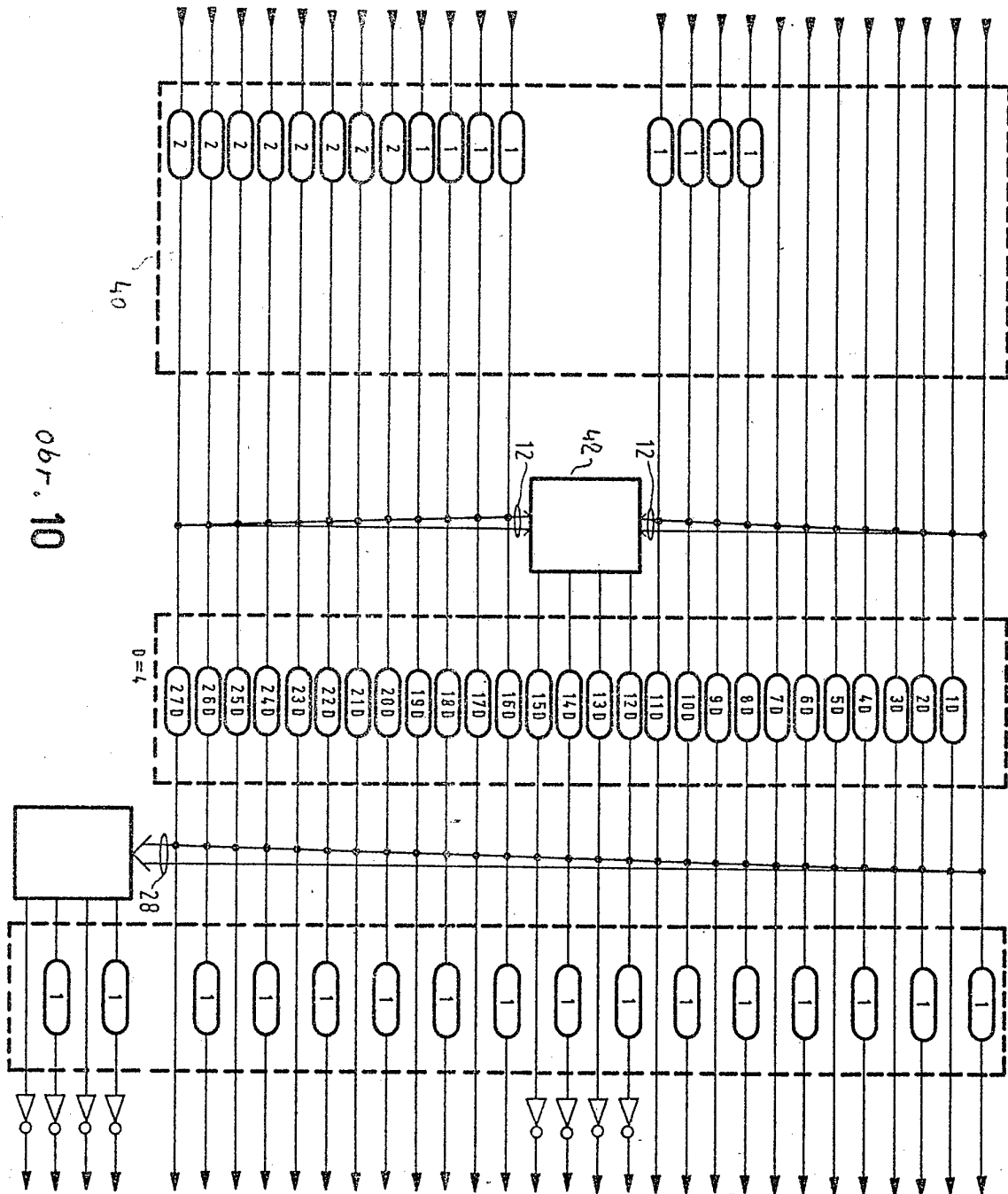
- 0-  $W_{12n-12}(3), A$
- 1  $W_{12n-12}(0+2), B$
- 2  $W_{12n+4-12}(20+3), A$
- 3  $W_{12n+4-12}(30+2), B$
- 4  $W_{12n+8-12}(40+3), A$
- 5  $W_{12n+8-12}(50+2), B$
- 6  $W_{12n+1-12}(60+3), A$
- 7  $W_{12n+1-12}(70+2), B$
- 8  $W_{12n+5-12}(80+3), A$
- 9  $W_{12n+5-12}(90+2), B$
- 10  $W_{12n+9-12}(100+3), A$
- 11  $W_{12n+9-12}(110+2), B$
- 12  $W_{12n-12}(120+1)$
- 13  $W_{12n+1-12}(130)$
- 14  $W_{12n+2-12}(140+1)$
- 15  $W_{12n+3-12}(150)$
- 16  $W_{12n+2-12}(160+1), A$
- 17  $W_{12n+2-12}(170), B$
- 18  $W_{12n+6-12}(180+1), A$
- 19  $W_{12n+6-12}(190), B$
- 20  $W_{12n+10-12}(200+1), A$
- 21  $W_{12n+10-12}(210), B$
- 22  $W_{12n+3-12}(220+1), A$
- 23  $W_{12n+3-12}(230), B$
- 24  $W_{12n+7-12}(240+1), A$
- 25  $W_{12n+7-12}(250), B$
- 26  $W_{12n+11-12}(260+1), A$
- 27  $W_{12n+11-12}(270), B$
- 28  $P_{12n-12}$
- 29  $P_{12n+1}$
- 30  $P_{12n+2-12}$
- 31  $P_{12n+3}$





obr. 8

Obs. 9



obr. 10

