



Ausschliessungspatent

Erteilt gemäß § 5 Absatz 1 des Aenderungsgesetzes
zum Patentgesetz

ISSN 0433-6461

(11) **201 833**

Int.Cl.³

3(51) H 03 K 13/32

H 04 L 1/20

AMT FUER ERFINDUNGS- UND PATENTWESEN

In der vom Anmelder eingereichten Fassung veröffentlicht

(21) AP H 03 K/ 2322 244

(22) 30.07.81

(44) 10.08.83

(71) siehe (73)

(72) SAKO, YOICHIRO; ODAKA, KENTARO; JP;

(73) SONY CORP., TOKIO, JP

(74) IPB (INTERNATIONALES PATENTBUERO BERLIN) 59543/13/37/39 1020 BERLIN WALLSTR. 23/24

(54) VERFAHREN ZUR FEHLERKORREKTUR

(57) Ziel und Aufgabe der Erfindung bestehen darin, ein verbessertes Verfahren zur Fehlerkorrektur vorzustellen, mit dem sowohl Fehlerbursts als auch zufällige Fehler wirksam korrigiert werden können. Die Daten werden als Blöcke digitaler Datenwörter empfangen und auf einen ersten Dekodierer als erste Fehlerkorrekturblöcke gegeben, die aus einer Vielzahl von Informationswörtern bestehen, einer Reihe von ersten Prüfwörtern und einer Reihe von zweiten Prüfwörtern. Die empfangenen Wörter werden darin dekodiert und die Informationswörter sowie die ersten Prüfwörter durch Bildung von Fehlersyndromen unter Verwendung der zweiten Prüfwörter korrigiert. Eine Anzeigeadresse, d. h. ein zusätzliches Bit, wird den Wörtern hinzugefügt, um anzugeben, ob ein unkorrigierter Fehler in solchen Wörtern zurückbleibt. Beispielsweise lautet die Anzeigeadresse „1“, wenn das dazugehörige Wort unkorrigierte Fehler enthält, während die Anzeigeadressen ansonsten „0“ lautet. Danach werden die Wörter in einer Entschachtelungsstufe durch Verzögerung der Wörter um jeweils unterschiedliche Beträge entschachtelt und als zweite Fehlerkorrekturblöcke an einen zweiten Dekodierer gegeben.

232224 4

Berlin, den 3.3.1982
59 543/13

-1-

Anwendungsgebiet der Erfindung

Die vorliegende Erfindung bezieht sich allgemein auf ein Verfahren zur Fehlerkorrektur.

Charakteristik der bekannten technischen Lösungen

Es ist bereits ein für die Korrektur von Fehlerbursts wirksames Datenübertragungssystem unter Verwendung einer sogenannten Zweirichtungsverflechtung ("cross-interleave"-Technik) vorgeschlagen worden, und zwar in der Anmeldung Nr. 218 256 vom 19. Dez. 1980 desgleichen Inhabers. Bei dieser cross-interleave-Technik sind Wörter einer PCM-Datensignalfolge in Mehrfachfolgen oder Mehrfachkanälen vorgesehen, die in einem ersten Ordnungszustand angeordnet sind und zur Erzeugung einer ersten Prüfwortfolge an einen ersten Fehlerkorrektur-Kodierer gebracht werden. Die ersten Prüfwortfolgen und die PCM-Datensignalfolgen in den Mehrfachkanälen werden in einen zweiten Ordnungszustand umgewandelt. Sodann wird ein Wort im zweiten Ordnungszustand für jede der PCM-Datensignalfolgen in den Mehrfachkanälen an einen zweiten Fehlerkorrektur-Kodierer gebracht, um dort eine zweite Prüfwortfolge zu erzeugen, so daß dadurch eine Doppelverflechtung (d. h. eine zweifache Umordnung) für jedes Wort vorgenommen wird. Der Zweck dieser Doppelverflechtung besteht in der Reduzierung der Zahl der fehlerhaften Wörter in jeder Wortgruppe, die in einem gemeinsamen Fehlerkorrekturblock enthalten ist, wenn das in einem solchen Fehlerkorrekturblock enthaltene Prüfwort

232224 4 -2-

3.3.1982
59 543/13

und die zugehörigen PCM-Daten verteilt und übertragen werden. Auf der Empfangsseite werden sämtliche fehlerhaften Wörter zwischen die verschiedenen Blöcke verteilt und in deren Originalzustand übergeführt. Mit anderen Worten, ein Fehlerburst kann, wenn er im Verlaufe der Übertragung entsteht, verteilt werden. Wird die voranstehend beschriebene Verschachtelung zweimal durchgeführt, werden die ersten und zweiten Prüfwörter jeweils zur Korrektur von Wörtern in verschiedenen Fehlerkorrekturblöcken verwendet. Damit kann ein Fehler, selbst wenn er von einem ersten und einem zweiten Prüfwort nicht korrigiert werden kann, durch andere Prüfwörter korrigiert werden. Diese Technik bietet einen erheblichen Vorteil bezüglich der Fehlerkorrekturfähigkeit von Fehlerbursts.

Wenn jedoch nur ein einziges Bit in einem Wort als fehlerhaft erkannt wird, wird das gesamte Wort als fehlerhaft bezeichnet. Wenn daher ein empfangenes Datensignal eine verhältnismäßig große Zahl von statistischen Fehlern aufweist, so ist das genannte Verfahren der Doppelverflechtung zur Korrektur dieser zufälligen Fehler nicht immer ausreichend.

Für den Fall, daß ein erster Dekodierschritt für den zweiten Fehlerkorrekturblock ausgeführt wird, danach eine Umwandlung in den ersten Ordnungszustand erfolgt, und ein folgender Dekodierschritt am ersten Fehlerkorrekturblock ausgeführt wird, ist es möglich, daß selbst dann, wenn ein Fehler bei der nachfolgenden Dekodierung entsteht, dieser nicht als Fehler angenommen oder erkannt wird oder daß vier Wortfehler irrtümlich für einen einzigen Fehler gehalten werden. Wenn daher durch ein solches Übersehen von Fehlern und einer fehlerhaften Fehlererkennung eine falsche

232224 4 -3-

3.3.1982
59 543/13

Fehlerkorrektur ausgeführt wird, wird ein nachfolgendes Übersehen von Fehlern und fehlerhaften Fehlererkennungen in der nächsten Dekodierungsstufe verursacht. Daher erfolgt mit größter Wahrscheinlichkeit ein fehlerhafter Betrieb. Wenn darüber hinaus die Zahl der Wortfehler zunimmt, wird die Wahrscheinlichkeit für das Auftreten der oben genannten fehlerhaften Korrektur unzulässig hoch. Daher tritt im analogen Audioausgang ein Allophon auf, wenn beispielsweise in PCM-Audiosignalen Daten mit einem nicht erkannten Fehler auftreten und die fehlerhaften Daten in einem Digital-Analog-Wandler unkorrigiert umgewandelt.

Ziel der Erfindung

Ziel der Erfindung ist es, ein Fehlerkorrekturverfahren zu schaffen, mit dem der Anteil übersehener Fehler herabgesetzt werden kann.

Ein weiteres Ziel der Erfindung ist es, ein Verfahren zur Fehlerkorrektur anzugeben, mit dem der Anteil einer fehlerhaften Fehlerkorrektur herabgesetzt werden kann.

Ein weiteres Ziel der Erfindung ist es, ein Verfahren zur Fehlerkorrektur zu schaffen, wonach der Aufbau einer ersten Stufe eines Dekodierers vereinfacht werden kann, wie sie im Verfahren zur Fehlerkorrektur mit der cross-interleave-Technik verwendet wird.

Ein weiteres Ziel der Erfindung ist die Beschreibung eines Verfahrens zur Fehlerkorrektur, durch das die Entwicklung von Allophonen verhindert wird, wenn ein PCM-Audiosignal übertragen wird.

232224 4 -4-

3.3.1982
59 543/13

Ein weiteres Ziel der Erfindung ist die Offenbarung eines Verfahrens zur Fehlerkorrektur, das besonders wirksam ist, wenn es in einem Dekodierer eines Digital-Audioplattensystems verwendet wird.

Darlegung des Wesens der Erfindung

Aufgabe der Erfindung ist es, ein verbessertes Verfahren zur Fehlerkorrektur vorzustellen, mit dem sowohl Fehlerbursts als auch zufällige Fehler wirksam korrigiert werden können.

Es ist vorgeschlagen, daß ein Fehlerkorrekturcode mit einer hohen Fehlerkorrekturkapazität, beispielsweise ein Reed-Solomon (RS-Kode), Bose-Chaudhuri-Hocquenghem (BCH)-Kode, oder eine Variante eines b-angrenzenden Kodes, mit dem K Wortfehler, z. B. zwei Wortfehler in einem Block, und auch M Wortfehler korrigiert werden können, z. B. drei oder vier Wortfehler, wenn die Stelle der Fehler bekannt ist, mit der voranstehend beschriebenen Mehrfachverflechtungstechnik kombiniert wird.

Mit diesem Fehlerkorrekturcode wird es möglich, den Aufbau eines Dekodierers zu vereinfachen, wenn lediglich ein einziger Wortfehler zu korrigieren ist.

Gemäß einem Aspekt der vorliegenden Erfindung wird ein Verfahren zur Fehlerkorrektur von empfangenen übertragenen Daten, wie beispielsweise ein digitales PCM-Audiosignal, offenbart. Die Übertragung kann über einen Träger erfolgen, wie beispielsweise Radio oder Kabel, oder sie kann die Aufzeichnung des Signal auf ein Magnetband, eine optische Platte oder ein anderes Medium umfassen. Die Daten werden

232224 4 -5-

3.3.1982
59 543/13

als Blöcke digitaler Datenwörter empfangen und auf einen ersten Dekodierer als erste Fehlerkorrekturblöcke gegeben, einer Reihe von ersten Prüfwörtern und einer Reihe von zweiten Prüfwörtern. Die empfangenen Wörter werden darin dekodiert und die Informationswörter sowie die ersten Prüfwörter durch Bildung von Fehlersyndromen unter Verwendung der zweiten Prüfwörter korrigiert. Eine Anzeigeadresse, d. h. ein zusätzliches Bit, wird den Wörtern hinzugefügt, um anzugeben, ob ein unkorrigierter Fehler in solchen Wörtern zurückbleibt. Beispielsweise lautet die Anzeigeadresse "1", wenn das dazugehörige Wort unkorrigierte Fehler enthält, während die Anzeigeadresse ansonsten "0" lautet. Danach werden die Wörter in einer Entschachtelungsstufe durch Verzögerung der Wörter um jeweils unterschiedliche Beträge entschachtelt und als zweite Fehlerkorrekturblöcke an einem zweiten Dekodierer gegeben. Mittels der ersten Prüfwörter werden die Informationswörter dort durch Bildung von Fehlersyndromen dekodiert, während bei vorhandenen Fehlern die Wortstelle sämtlicher fehlerhafter Wörter innerhalb des zweiten Fehlerkorrekturblocks errechnet wird. Sooft dort mehr als eine vorbestimmte Zahl an fehlerhaften Wörtern im ersten Fehlerkorrekturblock existieren, erhalten alle Wörter darin vom ersten Dekodierer eine Anzeigeadresse. Danach werden in einem zweiten Dekodierer bis zu einer zweiten vorbestimmten Zahl fehlerhafte Wörter im zweiten Fehlerkorrekturblock korrigiert, sofern die Stelle jedes aus den Fehlersyndromen errechneten fehlerhaften Wortes mit mindestens einem der fehlerhaften Wörter übereinstimmt, wie sie durch die hinzugefügten Anzeigecodes dargestellt

232224 4 -6-

3.3.1982

59 543/13

Danach werden die fehlerhaften (durch die Anzeigeadresse ermittelt) kompensiert, beispielsweise durch Interpolation.

Das Verfahren ist weiter dadurch gekennzeichnet, daß selbst dann, wenn alle fehlerhaften Wörter bis zu der ersten vorbestimmten Zahl im ersten Dekodierer korrigiert werden, ein Fehleranzeigekode jedem korrigierten Wort hinzugefügt wird. Die erste vorbestimmte Zahl wird kleiner gewählt als die höchste Zahl der fehlerhaften Wörter, die zuverlässig im ersten Dekodierer durch Verwendung der Fehlersynonyme korrigiert werden können, wenn die Stelle der fehlerhaften Wörter bekannt ist.

Die erste vorbestimmte Zahl wird so ausgewählt, daß sie die Höchstzahl der fehlerhaften Wörter ist, die zuverlässig im ersten Dekodierer durch Anwendung der Fehlersynonyme korrigiert werden kann, wenn die Stelle der fehlerhaften Wörter bekannt ist. Im ersten Dekodierer werden bis zu K Wörter der Informationswörter und ersten Prüfwörter korrigiert und, wenn die Zahl der fehlerhaften Wörter innerhalb der Zahl der Informationswörter und ersten Prüfwörter gleich oder größer als K ist, erhalten alle solchen Wörter einen Anzeigekode zur Anzeige eines Fehlers. Im ersten Dekodierer werden bis zu K-Fehler innerhalb der Informationswörter und ersten Prüfwörter korrigiert und jedem so korrigierten Wort wird ein Anzeigekode zur Anzeige eines Fehlers hinzugefügt, und, wenn die Zahl der fehlerhaften Wörter innerhalb der Informationswörter und ersten Prüfwörter größer ist als eine kleiner als K eingestellte Zahl, erhalten alle Informationswörter und ersten Prüfwörter einen Anzeigekode zur Anzeige eines Fehlers.

232224 4 -7-

3.3.1982

59 543/13

zu korrigieren, die in den Informationswörtern und Prüfwörtern sämtlicher zweiter Fehlerkorrekturblöcke auftreten, indem die Fehlersyndrome errechnet und daraus die Stellen der fehlerhaften Worte erhalten werden, wobei jedoch die Fehlerstellen für bis zu M Wörtern vor der Fehlerkorrektur für $M < K$ bestimmt werden. Im zweiten Dekodierer wird, wenn die Anzeigekodes gemeinsam mit dem zweiten Fehlerkorrekturblock verbunden sind, der die Fehlerzahl bis zur vorbestimmten Zahl von nicht mehr als M anzeigt und die Stelle jedes dadurch angezeigten fehlerhaften Wortes als korrekt betrachtet, ein Fehlersyndrom aus den Informationswörtern und ersten Prüfwörtern errechnet und die vorgewählte Zahl der Fehlerwörter durch Anwendung der Stelle des fehlerhaften Wortes und des Fehlersyndroms korrigiert. Wenn die Zahl der fehlerhaften Wörter innerhalb der Wörter des zweiten Fehlerkorrekturblocks größer als ein vorbestimmter Grenzwert ist, korrigiert der zweite Dekodierer die von dem hinzugefügten Anzeigekode als fehlerhaft angezeigten Wörter. Eine zweite vorbestimmte Zahl wird als Höchstzahl der fehlerhaften Wörter gewählt, die im zweiten Dekodierer durch Anwendung der Fehlersyndrome zuverlässig korrigiert werden können, wenn die Stelle der fehlerhaften Wörter bekannt ist. Eine zweite vorbestimmte Zahl wird kleiner gewählt, als die Höchstzahl der fehlerhaften Wörter, die im zweiten Dekodierer durch Anwendung der Fehlersyndrome zuverlässig korrigiert werden kann, wenn die Stelle der fehlerhaften Wörter bekannt ist. Die Zahl und die Art der im zweiten Fehlerkorrekturblock enthaltenen Fehler bestimmt darüber, ob der zweite Dekodierer eine Fehlerkorrektur der Informationswörter durchführt oder nicht. Das Verfahren zur Fehlerkorrektur ist dadurch gekennzeichnet, daß ein erster Fehlerkorrekturblock aus einem Wort gebildet wird, das in jeder der Datenfolgen von Mehrfachkanälen in einem ersten Ordnungszustand enthalten ist und einem ersten Prüfwort für ein Wort, wobei die Daten-

232224 4 -8-

3.3.1982

59 543/13

folgen der Mehrfachkanäle und ersten Prüfwortfolgen durch unterschiedliche Zeiten im jeweiligen Kanal verzögert werden, um in einen zweiten Ordnungszustand umgesetzt zu werden, und ein zweiter Fehlerkorrekturblock aus einem Wort gebildet wird, das in jeder der Datenfolgen der Mehrfachkanäle und ersten Prüfwortfolgen im zweiten Ordnungszustand enthalten ist, sowie einem zweiten Prüfwort für das letztere Wort, wobei erste und zweite Fehlerkorrekturblocks in Übereinstimmung mit den Fehlerkorrekturcodes gebildet werden, so daß die Fehlersyndrome errechnet werden und Fehler bis zu K Wörtern, die im gleichen Block enthalten sind, durch Gewinnung der Fehlerstellen aus den Fehlersyndromen korrigiert werden können, und eine erste Dekodierung in einem ersten Dekodierer für den zweiten Fehlerkorrekturblock der Übertragenen Datenfolgen durchgeführt wird und PCM-Datenfolgen der Mehrfachkanäle und erste Prüfwortfolgen im ersten Ordnungszustand durch unterschiedliche Zeiten in ihren entsprechenden Kanälen verzögert werden, um in einen ersten Ordnungszustand umgesetzt zu werden, und wonach eine zweite Dekodierung in einem zweiten Dekodierer für den ersten Fehlerkorrekturblock durchgeführt wird und die Methode zur Fehlerkorrektur aus den folgenden Schritten besteht:

Korrektur von Fehlern bis zu einer vorbestimmten Zahl von Wörtern im zweiten Fehlerkorrekturblock während der ersten Dekodierung;

Hinzufügung eines Anzeigekodes zur Anzeige eines Fehlers im jeweiligen Wort innerhalb eines Blocks, wenn Fehlerwörter erkannt werden, die die vorbestimmte Zahl überschreiten, wonach angezeigt wird, daß alle Wörter im Block unzuverlässig sind und als fehlerhaft angenommen werden können, sowie

Berechnung eines Fehlersyndroms aus einer Vielzahl von Wörtern, die im ersten Fehlerkorrekturblock enthalten sind. Anschließend erfolgt die Korrektur der Fehlerwörter einer vorbestimmten Anzahl, indem auf der Grundlage der im zweiten Dekodierer verwendeten Fehlersyndrome die Fehlerstellen erhalten werden.

Ausführungsbeispiel

Die Erfindung wird in einem Ausführungsbeispiel anhand der beigefügten Zeichnung näher erläutert. Darin zeigen:

Fig. 1: (bestehend aus den Fig. 1A und 1B) ein Blockschaltbild, das ein Beispiel für einen Fehlerkorrektur-Kodierer zeigt, der in der vorliegenden Erfindung angewendet wird;

Fig. 2: eine Anordnung eines Blocks von kodierten Daten bei der Übertragung;

Fig. 3: (bestehend aus den Fig. 3A und 3B) ein Blockschaltbild, das ein Beispiel für einen Fehlerkorrektur-Dekodierer zeigt, auf den die vorliegende Erfindung angewendet wird;

Fig. 4, 5, 6, 7, 8 und 9: Diagramme, die zur Erklärung der Funktion des Fehlerkorrektur-Dekodierers dienen.

Zunächst wird ein Fehlerkorrekturkode erklärt, der in dieser Erfindung verwendet wird. In dieser Beschreibung wird der Fehlerkorrekturkode durch eine Vektordarstellung oder durch

die Darstellung einer zyklischen Gruppe ausgedrückt.

Zunächst wird ein irreduzibles Polynom m -ter Ordnung $F(x)$ auf einem Galois-Feld $GF(2)$ betrachtet. Auf dem Feld $GF(2)$, das lediglich die Elemente "0" und "1" enthält, besitzt das irreduzible Polynom $F(x)$ keine reale Wurzel. Daher soll eine imaginäre (oder komplexe) Wurzel α betrachtet werden, die das Polynom $F(x)=0$ befriedigt. Hierbei bilden 2^m verschiedene Elemente $0, \alpha, \alpha^2, \alpha^3, \dots, \alpha^{2^m-1}$, die jeweils eine Potenz von α sind und ein Nullelement enthalten, ein erweitertes Galois-Feld $GF(2^m)$. Dieses erweiterte Feld $GF(2^m)$ ist ein Polynomring mit einem irreduziblen Polynom $F(x)$ m -ter Ordnung über dem Feld $GF(2)$ als Modulo. Das Element von $GF(2^m)$ kann als eine lineare Kombination von 1, $\alpha = [x], \alpha^2 = [x^2], \dots, \alpha^{m-1} = [x^{m-1}]$ dargestellt werden. Diese Elemente können folgendermaßen dargestellt werden:

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

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

oder

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

worin $a_0, a_1, \dots, a_{m-1}$ in $GF(2)$ enthaltene Elemente sind.

Als ein Beispiel wird das Erweiterungsfeld $GF(2^8)$ und als Modulo das Polynom $F(x) = x^8 + x^4 + x^3 + x^2 + 1$ (sämtliche Variablen stellen 8-Bit-Daten dar) betrachtet. Dieses Feld $GF(2^8)$ läßt sich folgendermaßen ausdrücken:

$$a_7 x^7 + a_6 x^6 + a_5 x^5 + a_4 x^4 + a_3 x^3 + a_2 x^2 + a_1 x + a_0 \quad \text{oder}$$

232224 4 -11-

3.3.1982

59 543/13

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

Auf Grund des Beispiels wird daher a_7 als das Bit höchster Ordnung (MSB) betrachtet und a_0 als das Bit niedrigster Ordnung (LSB). Da a_n zu $(GF(2))$ gehört, sind seine Elemente entweder 0 oder 1.

Ferner wird vom Polynom $F(x)$ die folgende Matrix T mit Zeilen und m Spalten abgeleitet:

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

Andernfalls läßt sich zu dieser Darstellung ein Ausdruck verwenden, der eine zyklische Gruppe enthält und in dem berücksichtigt wird, daß der Rest des Galois'schen Erweiterungskfeldes $GF(2^m)$ (mit Ausnahme des Null-Elements) eine vervielfachende Gruppe vom Grade 2^{m-1} bildet. Wenn die Elemente von $GF(2^m)$ mittels einer zyklischen Gruppe dargestellt werden, so erhält man folgenden Ausdruck:

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

In der vorliegenden Erfindung werden auf der Grundlage einer Paritätsprüfmatrix H k Prüfwörter erzeugt, wenn m Bits ein Wort und n Wörter einen Block bilden:

232224 4 -12-

3.3.1982
59 543/13

$$H = \begin{bmatrix} \alpha^{n-1} & \alpha^{n-2} & \alpha^2 & 1 \\ \alpha^{2(n-1)} & \alpha^{2(n-2)} & \alpha^2 & 1 \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \alpha^{(k-1)(n-1)} & \alpha^{(k-1)(n-2)} & \alpha^{k-1} & 1 \end{bmatrix}$$

Darüber hinaus läßt sich die Prüfmatrix H bei Verwendung der Matrix T in ähnlicher Weise folgendermaßen darstellen:

$$H = \begin{bmatrix} I & I & I & I \\ T^{n-1} & T^{n-2} & T^1 & I \\ T^{2(n-1)} & T^{2(n-2)} & T^2 & I \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ T^{(k-1)(n-1)} & T^{(k-1)(n-2)} & T^{k-1} & T \end{bmatrix}$$

Darin ist I eine Einheitsmatrix mit m Zeilen und m Spalten. Wie bereits erwähnt, sind die Ausdrücke unter Verwendung der Wurzel α grundsätzlich dieselben wie bei Verwendung einer Erzeugungsmatrix T.

Wenn ferner als Beispiel der Fall von vier ($k = 4$) Prüfwörtern genommen wird, erhält die Prüfmatrix H folgende Gestalt:

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

232224 4 -13-

3.3.1982

59 543/13

In diesem Fall, wenn ein einzelner Block empfangener Daten als Spaltenvektor $v = (\hat{w}_{n-1}, \hat{w}_{n-2}, \dots, \hat{w}_1, \hat{w}_0)$ mit $\hat{w}_i = w_i + e_i$ ausgedrückt wird und e_i ein Fehlermuster ist, lassen sich vier Syndrome S_0, S_1, S_2 und S_3 , die auf der Empfängerseite erzeugt werden, folgendermaßen ausdrücken:

$$\begin{bmatrix} S_0 \\ S_1 \\ S_2 \\ S_3 \end{bmatrix} = H \cdot v^T$$

Dieser Fehlerkorrekturcode kann bis zu zwei Wortfehlern in einem Fehlerkorrekturblock und ebenfalls drei Wortfehler oder vier Wortfehler korrigieren, wenn die Fehlerstelle bekannt ist.

In jedem Block gibt es vier Prüfwörter ($p=w_3, q=w_2, r=w_1, s=w_0$). Diese Prüfwörter können aus den folgenden Beziehungen erhalten werden:

$$\begin{array}{rclclcl} p & + & q & + & r & + & s & = & \sum w_i & = & a \\ \alpha^3 p & + & \alpha^2 q & + & \alpha r & + & s & = & \sum \alpha^i w_i & = & b \\ \alpha^6 p & + & \alpha^4 q & + & \alpha^2 r & + & s & = & \sum \alpha^{2^i} w_i & = & c \\ \alpha^9 p & + & \alpha^6 q & + & \alpha^3 r & + & s & = & \sum \alpha^{3^i} w_i & = & d \end{array}$$

darin bedeutet $\sum$ die Summe von $i=4$ bis $n=1$.

Wird der Berechnungsvorgang weggelassen, so läßt sich das Rechenergebnis folgendermaßen darstellen:

232224 4 -14-

3.3.1982

59 543/13

$$\begin{bmatrix} p \\ q \\ r \\ s \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \alpha^{212} & \alpha^{153} & \alpha^{152} & \alpha^{209} \\ \alpha^{156} & \alpha^2 & \alpha^{135} & \alpha^{152} \\ \alpha^{158} & \alpha^{138} & \alpha^2 & \alpha^{153} \\ \alpha^{218} & \alpha^{158} & \alpha^{156} & \alpha^{212} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} a \\ b \\ c \\ d \end{bmatrix}$$

Der auf der Übertragungsseite vorgesehene Kodierer hat die Prüfwörter p, q, r und s in der voranstehend dargelegten Weise zu bilden.

Als nächstes wird der fundamentale Algorithmus der Fehlerkorrektur beschrieben, wenn Daten, einschließlich der Prüfwörter, die in der voranstehenden Weise erzeugt werden, übertragen und empfangen werden.

(1) Die Syndrome sind alle Null, wenn kein Fehler vorhanden ist:

$$S_0 = S_1 = S_2 = S_3 = 0.$$

(2) Bei Vorhandensein eines einzigen Wortfehlers (ein Fehlermuster wird als ei dargestellt) wird:

$$S_0 = ei, \quad S_1 = \alpha^i ei, \quad S_2 = \alpha^{2i} ei, \quad S_3 = \alpha^{3i} ei.$$

Damit ergeben sich die folgenden Beziehungen:

$$\alpha^i S_0 = S_1$$

$$\alpha^i S_1 = S_2$$

$$\alpha^i S_2 = S_3.$$

Ob ein einziger Wortfehler vorliegt oder nicht, kann dadurch

232224 4 -15-

3.3.1982

59 543/13

beurteilt werden, ob die voranstehende Beziehung zutrifft oder nicht, wenn i nacheinander verändert wird. Nachstehend wird die Beziehung aufgestellt:

$$S_1/S_0 = S_2/S_1 = S_3/S_2 = \alpha^i.$$

Folglich wird das Muster für α^i mit den zuvor in einem ROM (Lesespeicher) eingespeicherten Muster zur Erkennung der Fehlerstelle i verglichen. Gleichzeitig wird das Syndrom S_1 das Fehlermuster ei selbst.

(3) Beim Auftreten von zwei Wortfehlern (ei und ej) folgen die Syndrome den Beziehungen:

$$S_0 = ei + ej$$

$$S_1 = \alpha^i ei + \alpha^j ej$$

$$S_2 = \alpha^{2i} ei + \alpha^{2j} ej$$

$$S_3 = \alpha^{3i} ei + \alpha^{3j} ej.$$

Die voranstehenden Gleichungen lassen sich folgendermaßen modifizieren:

$$jS_0 + S_1 = (\alpha^i + \alpha^j)ei$$

$$jS_1 + S_2 = \alpha^i(\alpha^i + \alpha^j)ei$$

$$jS_2 + S_3 = \alpha^{2i}(\alpha^i + \alpha^j)ei.$$

Wenn die folgenden Gleichungen aufgestellt werden können, lassen sich dementsprechend zwei Wortfehler unterscheiden:

232224 4

-16-

3.3.1982

59 543/13

$$\alpha^i(\alpha^j S_1 + S_1) = \alpha^j S_1 + S_2$$

$$\alpha^i(\alpha^j S_1 + S_2) = \alpha^j S_2 + S_3.$$

Sind die voranstehenden Gleichungen aufgestellt, wird angenommen, daß in dem Block zwei Wortfehler vorliegen. Somit werden die Fehlermuster diesmal folgendermaßen ausgedrückt:

$$ei = \frac{S_0 + \alpha^{-j} S_1}{1 + \alpha^{i-j}} \quad \text{und} \quad ej = \frac{S_0 + \alpha^{-i} S_1}{1 + \alpha^{j-i}}$$

(4) Bei Auftreten von drei Wortfehlern (ei, ej und ek) werden die Syndrome folgendermaßen dargestellt:

$$S_0 = ei + ej + ek$$

$$S_1 = \alpha^i ei + \alpha^j ej + \alpha^k ek$$

$$S_2 = \alpha^{2i} ei + \alpha^{2j} ej + \alpha^{2k} ek$$

$$S_3 = \alpha^{3i} ei + \alpha^{3j} ej + \alpha^{3k} ek.$$

Die voranstehenden Gleichungen lassen sich wie folgt modifizieren:

$$\alpha^k S_0 + S_1 = (\alpha^i + \alpha^k) ei + (\alpha^j + \alpha^k) ej$$

$$\alpha^k S_1 + S_2 = \alpha^i(\alpha^i + \alpha^k) ei + \alpha^j(\alpha^j + \alpha^k) ej$$

$$\alpha^k S_2 + S_3 = \alpha^{2i}(\alpha^i + \alpha^k) ei + \alpha^{2j}(\alpha^j + \alpha^k) ej.$$

232224 4 -17-

3.3.1982

59 543/13

Dementsprechend lassen sich die folgenden Gleichungen ableiten:

$$\alpha^j(\alpha^k s_0 + s_1) + (\alpha^k s_1 + s_2) = (\alpha^i + \alpha^j)(\alpha^i + \alpha^k) e_i$$

$$\alpha^j(\alpha^k s_1 + s_2) + (\alpha^k s_2 + s_3) = \alpha^i(\alpha^i + \alpha^j)(\alpha^i + \alpha^k) e_i.$$

Wenn daher die folgende Gleichung erfüllt ist, die für drei Wortfehler eine notwendige Bedingung darstellt, lassen sich drei Wortfehler unterscheiden. In diesem Fall werden die Bedingungen

$s_p \neq 0$, $s_1 \neq 0$ und $s_2 \neq 0$ als erfüllt angesehen:

$$\alpha^i \{ \alpha^j(\alpha^k s_0 + s_1) + (\alpha^k s_1 + s_2) \} = \alpha^j(\alpha^k s_1 + s_2) + (\alpha^k s_2 + s_3).$$

Die jeweiligen Fehlermuster werden folgendermaßen ausgedrückt:

$$e_i = \frac{s_0 + (\alpha^{-j} + \alpha^{-k}) s_1 + \alpha^{-j-k} s_2}{(1 + \alpha^{i-j})(1 + \alpha^{i-k})}$$

$$e_j = \frac{s_0 + (\alpha^{-k} + \alpha^{-i}) s_1 + \alpha^{-k-i} s_2}{(1 + \alpha^{j-i})(1 + \alpha^{j-k})}$$

$$e_k = \frac{s_0 + (\alpha^{-i} + \alpha^{-j})s_1 + \alpha^{-i-j}s_2}{(1 + \alpha^{k-i})(1 + \alpha^{k-j})}$$

Tatsächlich ist der Aufbau einer Schaltung für die Korrektur von drei Wortfehlern außerordentlich kompliziert und die für die Korrektur erforderliche Zeit ist lang. Daher wird in der Praxis ein Verfahren der Fehlerkorrektur verwendet, bei dem die voranstehende Operation mit einem Fehlerkorrekturverfahren kombiniert wird, bei dem die Fehlerstellen i, j, k und l durch ein Fehleranzeigebit oder eine Anzeigeadresse bekannt sind und die voranstehenden Gleichungen für die Prüfung angewendet werden.

(5) Wenn vier Wortfehler vorhanden sind (e_i, e_j, e_k und e_l), werden die Syndrome folgendermaßen dargestellt:

$$\begin{aligned} S_0 &= e_i + e_j + e_k + e_l \\ S_1 &= \alpha^i e_i + \alpha^j e_j + \alpha^k e_k + \alpha^l e_l \\ S_2 &= \alpha^{2i} e_i + \alpha^{2j} e_j + \alpha^{2k} e_k + \alpha^{2l} e_l \\ S_3 &= \alpha^{3i} e_i + \alpha^{3j} e_j + \alpha^{3k} e_k + \alpha^{3l} e_l. \end{aligned}$$

Die voranstehenden Gleichungen lassen sich folgendermaßen modifizieren:

$$e_i = \frac{s_0 + (\alpha^{-j} + \alpha^{-k} + \alpha^{-l})s_1 + (\alpha^{-j-k} + \alpha^{-k-l} + \alpha^{-l-j})s_2 + \alpha^{-j-k-l}s_3}{(1 + \alpha^{i-j})(1 + \alpha^{i-k})(1 + \alpha^{i-l})}$$

232224 4 -19-

3.3.1982

59 543/13

$$e_j = \frac{S_0 + (\alpha^{-k} + \alpha^{-l} + \alpha^{-i})S_1 + (\alpha^{-k-l} + \alpha^{-l-i} + \alpha^{-j-k})S_2 + \alpha^{-k-l-i}S_3}{(1 + \alpha^{j-i})(1 + \alpha^{j-k})(1 + \alpha^{j-l})}$$

$$e_k = \frac{S_0 + (\alpha^{-l} + \alpha^{-i} + \alpha^{-j})S_1 + (\alpha^{-l-i} + \alpha^{-i-j} + \alpha^{-j-l})S_2 + \alpha^{-l-i-j}S_3}{(1 + \alpha^{k-i})(1 + \alpha^{k-j})(1 + \alpha^{k-l})}$$

$$e_l = \frac{S_0 + (\alpha^{-i} + \alpha^{-j} + \alpha^{-k})S_1 + (\alpha^{-i-j} + \alpha^{-j-k} + \alpha^{-k-i})S_2 + \alpha^{-i-j-k}S_3}{(1 + \alpha^{l-i})(1 + \alpha^{l-j})(1 + \alpha^{l-k})}.$$

Wenn daher die Fehlerstellen (i, j, k, l) durch Anzeigeadressen dargestellt werden, kann der Fehler durch die obige Berechnung korrigiert werden.

Der grundlegende Algorithmus der obigen Fehlerkorrektur besteht darin, daß in einem ersten Schritt mittels der Syndrome S_0 bis S_3 geprüft wird, ob ein Fehler vorhanden ist oder nicht, während in einem zweiten Schritt geprüft wird, ob es sich um einen Einwortfehler handelt oder nicht, und im dritten Schritt wird geprüft, ob der Fehler ein Zweiwortfehler ist oder nicht. Wenn bis zu zwei Wortfehler korrigiert werden, wird die für alle Schritte erforderliche Zeit sehr lang, was besonders dann zu einem Problem wird, wenn die Fehlerstelle von zwei Wortfehlern gebildet wird.

Es wird nun ein modifizierter Algorithmus beschrieben, der sehr effektiv ist, wenn die Korrektur von zwei Wortfehlern angenommen wird, ohne daß das obige Problem entsteht.

Die Gleichungen der Syndrome S_0 , S_1 , S_2 und S_3 im Falle von zwei Wortfehlern (ei, ej) lauten folgendermaßen:

$$S_0 = ei + ej$$

$$S_1 = \alpha^i ei + \alpha^j ej$$

$$S_2 = \alpha^{2i} ei + \alpha^{2j} ej$$

$$S_3 = \alpha^{3i} ei + \alpha^{3j} ej .$$

Die obigen Gleichungen werden wie folgt modifiziert:

$$(\alpha^i S_0 + S_1)(\alpha^i S_2 + S_3) = (\alpha^i S_1 + S_2)^2 .$$

Die Gleichung wird weiter modifiziert und das folgende Fehlerstellenpolynom gebildet:

$$(S_0 S_2 + S_1^2) \alpha^{2i} + (S_1 S_2 + S_0 S_3) \alpha^i + (S_1 S_3 + S_2^2) = 0 .$$

Die Konstanten der jeweiligen Terme des obenstehenden Polynoms werden jetzt wie folgt vorausgesetzt:

$$S_0 S_2 + S_1^2 = A$$

$$S_1 S_2 + S_0 S_3 = B$$

$$S_1 S_3 + S_2^2 = C .$$

Durch Verwendung der obenstehenden Konstanten A, B, und C kann die Fehlerstelle von zwei Wortfehlern gebildet werden:

(1) Im Falle keines Fehlers:

$$A = B = C = 0, \quad S_0 = 0 \text{ und } S_3 = 0 .$$

232224 4 -21-

3.3.1982
59 543/13

(2) Bei einem Einwortfehler gilt:

Wenn $A = B = C = 0$, $S_0 \neq 0$ und $S_3 \neq 0$ befriedigt ist, wird der Fehler als Einwortfehler angenommen. Aus der Beziehung

$$\alpha^i = \frac{S_1}{S_0}$$

kann die Fehlerstelle i leicht bestimmt werden. Damit wird der Fehler bei Verwendung der Beziehung

$$ei = S_0 \quad \text{korrigiert.}$$

(3) Bei zwei Wortfehlern gilt:

Wenn ein Fehler bei mehr als zwei Worten auftritt, werden $A \neq 0$, $B \neq 0$ und $C \neq 0$ erfüllt und die Entscheidung wird damit recht einfach.

Dabei wird die folgende Gleichung aufgestellt:

$$A\alpha^{2i} + B\alpha^i + C = 0,$$

darin ist $i = 0$ bis $(n-1)$.

Wenn vorausgesetzt wird, daß $B/A = D$ und $C/A = E$, werden die folgenden Gleichungen gebildet:

$$D = \alpha^i + \alpha^j$$

$$E = \alpha^i + \alpha^j.$$

Somit läßt sich die Gleichung ableiten:

232224 4 -22-

3.3.1982
59 543/13

$$\alpha^{2i} + D^i + E = 0.$$

Wenn die Differenz zwischen den zwei Fehlerstellen als t angenommen wird, d. h. $j = i + t$, werden die folgenden Gleichungen gebildet:

$$D = \alpha^i (1 + \alpha^t)$$

$$E = \alpha^{2i+t}.$$

Daher läßt sich diese Gleichung ableiten:

$$\frac{D^2}{E} = \frac{(1 + \alpha^t)^2}{\alpha^t} = \alpha^{-t} + \alpha^t.$$

Wenn der Wert von $\alpha^{-t} + \alpha^t$ für jeden Wert von $t = 1$ bis $(n-1)$ zuvor in einen ROM eingeschrieben und festgestellt wird, daß der Wert mit dem Wert von D^2/E übereinstimmt, der vom Ausgang des ROM und einem empfangenen Wort errechnet wird, kann t erhalten werden. Wird eine solche Übereinstimmung nicht festgestellt, so bedeutet dies, daß die Fehler in mehr als drei Worten auftreten.

Wenn daher die Ausdrücke vorausgesetzt werden,

$$X = 1 + \alpha^t$$

$$Y = 1 + \alpha^{-t} = D^2/E + S$$

können die folgenden Ausdrücke gebildet werden:

$$\alpha^i = D/X$$

$$\alpha^j = D/Y.$$

232224 4 -23-

3.3.1982

59 543/13

Aus den obigen Gleichungen werden die Fehlerstellen i und j gebildet. Sodann lassen sich die Fehlermuster ei und ej folgendermaßen darstellen:

$$e_i = \frac{(\alpha^j S_0 + S_1)}{D} = S_0/Y + S_1/D$$

$$e_j = \frac{(\alpha^i S_0 + S_1)}{D} = \frac{S_0}{X} + \frac{S_1}{D}$$

Folglich können die Fehler korrigiert werden.

Der voranstehend modifizierte Korrekturalgorithmus kann die zur Berechnung der Fehlerstelle bei der Korrektur von zwei Wortfehlern im Vergleich zum fundamentalen Algorithmus erforderliche Zeit wesentlich verkürzen.

Wenn darüber hinaus die Zahl der Prüfwörter erhöht wird, läßt sich die Fehlerkorrekturkapazität dementsprechend verbessern. Wird beispielsweise für k der Wert 6 gewählt, können drei Wortfehler korrigiert werden und sechs Wortfehler können korrigiert werden, wenn die Fehlerstelle bekannt ist.

Nachfolgend wird ein Ausführungsbeispiel der vorliegenden Erfindung unter Bezugnahme auf die beigefügten Zeichnungen beschrieben.

Darin wird die Erfindung als Beispiel für die Aufzeichnung und Wiedergabe eines PCM-Audiosignals angewendet.

Fig. 1 zeigt als Ganzes einen Fehlerkorrekturkodierer, der im Aufnahmesystem angeordnet ist, dem ein PCM-Audiosignal als Eingangssignal zugeführt wird. Das PCM-Audiosignal wird derart zugeführt, daß die linken und rechten Stereosignale mit einer Abtastfrequenz f_s (beispielsweise 44,1 kHz) abgetastet werden und jeder abgetastete Wert in ein Digitalwort umgewandelt wird (das beispielsweise in eine 16-Bit-Zahl in Zwei-Komplementdarstellung umgesetzt wird). Entsprechend werden für den linken Kanal des Audiosignals PCM-Datenwörter $L_0, L_1, L_2 \dots$ und für den rechten Kanal PCM-Datenwörter $R_0, R_1, R_2 \dots$ gebildet. Die PCM-Datenwörter der linken und rechten Kanäle werden in jeweils sechs Kanäle getrennt; somit werden insgesamt zwölf Kanäle von PCM-Datenfolgen dem Fehlerkorrekturkodierer zugeführt. Zu jedem vorgegebenen Zeitpunkt werden beispielsweise zwölf Wörter $L_{6n}, R_{6n}, L_{6n+1}, R_{6n+1}, L_{6n+2}, R_{6n+2}, L_{6n+3}, R_{6n+3}, L_{6n+4}, R_{6n+4}, L_{6n+5}$ und R_{6n+5} an den Kodierer gegeben.

In dem dargestellten Beispiel wird jedes Wort in acht bedeutsamere Bits und acht weniger bedeutsame Bits eingeteilt und die zwölf Kanäle damit wie 24 Kanäle verarbeitet. Aus Gründen der Einfachheit wird jedes einzelne Wort der PCM-Daten als W_i bezeichnet, wobei die acht höheren Bits als W_i, A und die acht unteren Bits als W_i, B bezeichnet werden. Beispielsweise wird das Wort L_{6n} in zwei Wörter geteilt: $W_{12n,A}$ und $W_{12n,B}$.

Die PCM-Datenfolgen von 24 Kanälen werden zunächst auf eine Gerade-Ungerade-Verschachtelungseinrichtung 1 gegeben. Wenn n eine ganze Zahl 0, 1, 2 ... ist, so sind die Wörter

232224 4 -25-

3.3.1982
59 543/13

L_{6n} (d. h., $W_{12n,A}$ und $W_{12n,B}$), R_{6n} (d. h. $W_{12n+1,A}$ und $W_{12n+1,B}$), L_{6n+2} (d. h. $W_{12n+4,A}$ und $W_{12n+4,B}$), R_{6n+2} (d. h. $W_{12n+5,A}$ und $W_{12n+5,B}$), L_{6n+4} (d. h. $W_{12n+8,A}$ und $W_{12n+8,B}$), und R_{6n+4} (d. h. $W_{12n+9,A}$ und $W_{12n+9,B}$)

jeweils Wörter mit geradzahlgiger Rangordnung, während die verbleibenden Wörter jeweils Wörter ungeradzahlgiger Rangordnung sind. Die PCM-Datenfolgen, die aus Wörtern geradzahlgiger Rangordnung bestehen, werden mit ein einziges Wortintervall mittels der Laufzeitschaltungen oder Laufzeitleitungen 2A, 2B, 3A, 3B, 4A, 4B, 5A, 5B, 6A, 6B, 7A und 7B der Gerade-Ungerade-Verschachtelungseinrichtung 1 verzögert. Selbstverständlich ist es möglich, Wörter um mehr als ein Wort zu verzögern, z. B. acht Wörter. Darüber hinaus werden in der Gerade-Ungerade-Verschachtelungseinrichtung 1 die aus Wörtern geradzahlgiger Rangordnung bestehenden 12 Datenfolgen so umgewandelt oder verschoben, daß die ersten 12 Übertragungskanäle belegt werden, während die aus Wörtern ungeradzahlgiger Rangordnung bestehenden 12 Datenfolgen so umgewandelt werden, daß sie jeweils die Übertragungskanäle 13 bis 24 belegen.

Die Gerade-Ungerade-Verschachtelungseinrichtung 1 hat die Aufgabe, zu verhindern, daß mehr als zwei aufeinanderfolgende Wörter der jeweiligen linken bzw. rechten Stereosignale falsch sind; in diesem Fall ist es nahezu unmöglich, die Fehler zu korrigieren.

Um den Vorteil dieses Merkmal zu veranschaulichen, werden als Beispiel drei aufeinanderfolgende Wörter Li-1, Li und

Li + 1 betrachtet. Wenn das Wort Li fehlerhaft und nicht korrigierbar ist, so ist es äußerst wünschenswert, daß beide benachbarten Wörter Li - 1 und Li + 1 richtig sind. Der Grund hierfür besteht darin, daß zur Kompensation eines nichtkorrigierbaren, fehlerhaften Worts Li, dieses Wort zwischen dem vorangegangenen richtigen Wort Li - 1 und dem folgenden richtigen Wort Li + 1 interpoliert wird, indem in der Regel der Mittelwert von Li - 1 und Li + 1 gebildet wird. Die Laufzeitleitungen 2A, 2B ... 7A und 7B der Gerade-Ungerade-Verschachtelungseinrichtung 1 sind so angeordnet, daß die benachbarten Wörter in verschiedenen Fehlerkorrekturblöcken erscheinen. Der Grund für das Zusammenfassen der Gruppen von Übertragungskanälen für die Wörter geradzahli- ger und ungeradzahli- ger Rangordnung besteht darin, daß, wenn die Datenfolgen verschachtelt werden, der Abstand zwischen den Aufnahme- positionen der benachbarten Wörter geradzahli- ger und ungeradzahli- ger Rangordnung so groß wie möglich ist.

Am Ausgang der Gerade-Ungerade-Verschachtelungseinrichtung 1 erscheinen die Wörter der 24 Kanäle in einem ersten Ordnungszustand. Von der Verschachtelungseinrichtung 1 werden die jeweiligen PCM-Datenwörter Wort für Wort an einen Kodierer 8 geführt, der sodann erste Prüfwörter Q_{12n} , Q_{12n+1} , Q_{12n+2} , und Q_{12n+3} erzeugt, wie in den oben angegebenen Ausdrücken p, q, r, s gezeigt wurde.

Danach kommt ein Fehlerkorrekturblock, der die ersten Prüfwörter enthält:

$$(W_{12n-12,A}; W_{12n-12,B} \quad W_{12n+1-12,A}; W_{12n+1-12,B};$$

$$W_{12n+4-12,A}; W_{12n+4-12,B}; W_{12n+5-12,A}; W_{12n+5-12,B};$$

232224 4 -27-

3.3.1982

59 543/13

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

Der erste Kodierer 8 führt seine Funktion durch Berechnung der ersten Prüfwörter Q_{12n} bis Q_{12n+3} entsprechend der Zahl der Wörter eines Blocks ($n = 28$), der Bitlänge m jedes Worts ($m = 8$) und der Zahl der Prüfwörter ($k = 4$) aus.

Die 24 PCM-Datenwortfolgen und die vier Prüfwortfolgen werden sodann auf eine Verschachtelungseinrichtung 9 gegeben. In dieser Verschachtelungseinrichtung 9 werden die relativen Positionen der Kanäle so verändert, daß die Prüfwortfolgen zwischen den PCM-Datenfolgen angeordnet sind, die aus Wörtern geradzahlgiger Rangordnung bestehen und den PCM-Datenfolgen, die aus Wörtern ungeradzahlgiger Rangordnung bestehen, wonach ein Verzögerungsvorgang für diese Verschachtelungsfolgen abläuft. Dieser Verzögerungsvorgang wird, beginnend mit dem zweiten Übertragungskanal, auf 27 Übertragungskanälen mittels Laufzeitleitungen mit einem Verzögerungsbetrag von $1D, 2D, 3D, 4D \dots 26D$ bzw. $27D$ durchgeführt (wobei D eine Verzögerungseinheit darstellt).

Am Ausgang der Verschachtelungseinrichtung 9 erscheinen 28 Folgen von Datenwörtern in einem zweiten Ordnungszustand. Die Datenwörter werden Wort für Wort aus den jeweiligen Datenfolgen genommen und an den Kodierer 10 gebracht, der

dann die zweiten Prüfwörter P_{12n} , P_{12n+1} und P_{12n+3} in der gleichen Weise bildet wie die Prüfwörter Q_{12n} bis Q_{12n+3} .

Genau wie der obige Kodierer 8 die ersten Prüfwörter entsprechend den Parametern $n = 28$, $m = 8$ und $k = 4$ liefert, stellt der ähnliche Kodierer 10 die zweiten Prüfwörter entsprechend der Parameter $n = 32$, $m = 8$ und $k = 4$ zur Verfügung.

Es wird ein Fehlerkorrekturblock gebildet, der die zweiten Prüfwörter enthält und aus 32 Wörtern wie folgt gebildet wird:

$$(W_{12n-12}, A; W_{12n-12(D+1)}, B; W_{12n+1-12(2D+1)}, A;$$

$$W_{12n+1-12(3D+1)}, B;$$

$$W_{12n+4-12(4D+1)}, A; W_{12n+4-12(5D+1)}, B;$$

$$W_{12n+5-12(6D+1)}, A; W_{12n+5-12(7D+1)}, B \dots;$$

$$Q_{12n-12(12D)}; Q_{12n+1-12(13D)}; Q_{12n+2-12(14D)};$$

$$Q_{12n+3-12(15D)} \dots; W_{12n+10-12(24D)}, A;$$

$$W_{12n+10-12(25D)}, B; W_{12n+11-12(25D)}, A;$$

$$W_{12n+11-12(27D)}, B;$$

$$P_{12n}; P_{12n+1}; P_{12n+2}; P_{12n+3}).$$

Danach wird eine Verschachtelungseinrichtung 11 vorgesehen, die Laufzeitleitungen mit einer Verzögerung eines Wortes für die Übertragungskanäle der 32 Datenfolgen geradzahliger Rangordnung, einschließlich der ersten und zweiten Prüfwörter und Inverter 12, 13, 14 und 15 zur Invertierung der zweiten Prüfwortfolgen. Die Verschachtelungseinrichtung 11 dient zur Verhinderung von Fehlern, die im Bereich zwischen den Blöcken auftreten und auf so viele Wörter einwirken, daß ihre Korrektur unmöglich wird. Die Inverter 12, 13, 14 und 15 sollen eine Fehloperation vermeiden, wenn sämtliche Daten in einem Block durch einen Ausfall bei der Übertragung "Null" geschaltet werden. Das bedeutet, daß bei einem Ausfall die invertierten Prüfwortfolgen im Wiedergabesystem korrekt unterschieden werden. Für den gleichen Zweck können bei den ersten Prüfwortfolgen Inverter vorgesehen werden.

Zur Erzeugung des in Fig. 2 dargestellten Übertragungsblocks werden die zum Schluß abgeleiteten 24 PCM-Datenfolgen und 8 Prüfwortfolgen als 32 Wort-Blöcke seriell geschaltet und ein Synchronsignal mit 16 Bits den erhaltenen seriellen Daten an der Spitze hinzugefügt. Der so erhaltene Block wird über ein Übertragungsmedium oder auf einem Träger übertragen. In Fig. 2 wird das auf dem i-ten Übertragungskanal erhaltene Wort als U_i dargestellt.

Praktische Beispiele des Übertragungsmediums oder des Trägers für das übertragene Signal können magnetische Aufnahme- und Wiedergabegeräte, Platte für die Verwendung in einem Plattenabspielgerät oder ähnliche Medien sein.

Die wiedergegebenen Daten aller 32 Wörter jedes Blocks des übertragenen Signals werden an den Eingang eines Fehlerkorrekturdekodierers gebracht, wie in Fig. 2 dargestellt. Die übertragenen Daten, die am Fehlerkorrekturdekodierer empfangen werden, können einen oder mehrere Fehler enthalten, da die Eingangsdaten reproduzierte Daten sind. Ist kein Fehler vorhanden, so werden die 32 Wörter, die an den Eingang des Dekodierers gegeben wurden, mit den 32 Wörtern am Ausgang des Fehlerkorrekturdekodierers überein. Im Fehlerkorrekturdekodierer wird zur Umkehrung der Daten in ihren ursprünglichen Zustand ein Entschachtelungsprozeß durchgeführt, der komplementär zum entsprechenden Verschachtelungsprozeß am Kodierer durchgeführt wird. Bei Vorhandensein eines Fehlers wird der fehlerkorrigierende Prozeß nach der Wiederherstellung des ursprünglichen Zustands der Daten durchgeführt.

Wie in Fig. 3 gezeigt, wird zunächst eine Entschachtelungseinrichtung 16 vorgesehen mit Laufzeitleitungen mit jeweils einem Verzögerungsbetrag von einem Wort für die Übertragungskanäle ungeradzahlgiger Rangordnung und Inverter 17, 18, 19 und 20 für die Umkehrung der empfangenen zweiten Prüfwortfolgen. Die Ausgänge an der Entschachtelungseinrichtung 16 und am Inverter 17 ... 20 werden an einen ersten Dekodierer 21 gekoppelt. In diesem ersten Dekodierer 21 werden die Syndrome S_{10} , S_{11} , S_{12} und S_{13} entsprechend einer Matrix erzeugt, wie die Reed-Solomon-Paritätsprüfmatrix H_{C1} (Fig. 4) durch 32 Eingangswörter V^T in Fig. 4 dargestellt ist, wobei die bereits erwähnte Fehlerkorrektur auf der Grundlage der Syndrome S_{10} bis S_{13} durchgeführt wird. In Fig. 4 ist α ein Element von $GF(2^8)$ und eine Wurzel von $F(x) = x^8 + x^4 + x^3 + x^2 + 1$. Der Dekodierer 21 leitet die korrigierten 24 PCM-Datenfolgen und vier erste Prüfwortfolgen

ab. Jedem einzelnen Wort der Datenfolgen wird eine Anzeige-
adresse oder ein Fehlernachweiskode (mindestens 1 Bit) hin-
zugefügt, um anzuzeigen, ob in dem betreffenden Wort ein
Fehler vorhanden ist (Fehleranzeigeadresse "1") oder nicht
(Fehleranzeigeadresse "0"). In den Fig. 4 und 5 sowie in
der nachfolgenden Beschreibung wird das eine empfangene
Wort W_i lediglich als W_i bezeichnet.

Die Ausgangsdatenfolgen vom Dekodierer 21 werden auf die
Entschachtelungseinrichtung 22 gegeben, die zur Kompensation
des Verzögerungsprozesses, der durch die Verschachtelungs-
einrichtung 9 im Fehlerkorrekturkodierer erfolgt, dient,
und über entsprechende Laufzeitleitungen mit entsprechend
verschiedenen Verzögerungswerten $27D$, $26D$, $25D$... $2D$ und
 $1D$ verfügt, die für die ersten 27 Übertragungskanäle vor-
gesehen sind. Der Ausgang der Entschachtelungseinrichtung 22
wird an einen zweiten Dekodierer 23 geführt, in dem die
Syndrome S_{20} , S_{21} und S_{22} sowie S_{23} entsprechend einer
Matrix wie der Reed-Solomon-Paritätsprüfmatrix H_{02} (Fig. 5) ge-
bildet werden. Die 28 Wörter V_T , wie sie in Fig. 5 darge-
stellt werden, werden eingegeben und die bereits erwähnte
Fehlerkorrektur auf der Grundlage der Syndrome S_{20} bis S_{23}
durchgeführt.

Der Dekodierer 23 löscht die Anzeigeadresse bezüglich jedes
Wortes, dessen Fehler korrigiert wird, löscht jedoch nicht
die Anzeigeadresse bezüglich irgendeines Wortes, dessen
Fehler nicht korrigiert werden kann.

Die am Ausgang des Dekodierers 23 erscheinenden Datenfolgen werden auf eine Gerade-Ungerade-Entschachtelungseinrichtung 24 gegeben, in der die PCM-Datenfolgen, bestehend aus den Wörtern geradzahlgiger Rangordnung, und die PCM-Folgen, bestehend aus den Wörtern ungeradzahlgiger Rangordnung, so neu geordnet werden, daß sie sich in abwechselnden Übertragungskanälen befinden, wobei Laufzeitleitungen mit einer Verzögerung um ein Wort für die PCM-Datenfolgen, bestehend aus den Wörtern ungeradzahlgiger Rangordnung, vorgesehen werden. Damit wird die im Kodierer vor der Übertragung durchgeführte Operation entsprechend kompensiert. Am Ausgang der Gerade-Ungerade-Entschachtelungseinrichtung 24 werden die PCM-Datenfolgen vorgesehen, die den ursprünglichen Ordnungszustand haben, und die vorbestimmte Rangordnung des Digitalsignals wird vollständig wiederhergestellt, wie sie vor Eingabe in den Fehlerkorrekturkodierer bestanden hatte.

Zur Behebung der nichtkorrigierbaren Fehler wird in der nächsten Stufe nach der Gerade-Ungerade-Entschachtelungseinrichtung 24 vorzugsweise eine Kompensationsschaltung vorgesehen, die in Fig. 3 nicht gezeigt wird. Beispielsweise kann eine Mittelwertinterpolation angewendet werden, wenn immer Fehler von den Dekodierern 21 und 23 nicht korrigiert werden, so daß sämtliche verbleibenden Fehler verdeckt und eliminiert werden.

Im zweiten Dekodierer 23 wird die Fehlerkorrektur mittels der Anzeigeadresse ausgeführt, doch gibt es im Verlaufe der zweiten Dekodierung einige Modifikationen. Eine derartige Fehlerkorrektur ist ein Prozeß (RC_1), in dem ein Einwortfehler korrigiert wird, und ein anderer Prozeß (RC_2),

232224 4 -33-

3.3.1982

59 543/13

in dem zwei Wortfehler korrigiert werden. Ferner gibt es einen solchen Prozeß (RC_3), in dem 3 Wortfehler oder mehr korrigiert werden. Darüber hinaus ist es aber auch möglich, die Fehlerkorrektur unter Verwendung der durch die Anzeigeadresse ermittelten Fehlerstelle in Verbindung mit dem jeweiligen oben genannten Fehlerkorrekturprozeß durchzuführen.

Die Wahrscheinlichkeit, daß innerhalb der entsprechenden Prozesse FC_1 , FC_2 bzw. FC_3 , die den ersten Dekodierer 21 für einen einzigen Wortfehler, zwei Wortfehler bzw. drei oder mehr Wortfehler eine Anzeigeadresse zuordnen, eine Fehlererkennung übersehen wird oder eine fehlerhafte Fehlerkorrektur in der nächsten Dekodierungsstufe durchgeführt wird, kann durch die Beziehung von FC_1 zu FC_2 und von FC_2 zu FC_3 herabgesetzt werden. Im Gegensatz dazu kann der Fall jedoch sehr häufig auftreten, in dem ein Fehler eines Wortes, obgleich bereits korrigiert oder ein Wort keinen Fehler enthält, eine Anzeigeadresse mit "1" hat. Damit wird die nächste Dekodierungsstufe der Fehlerkorrektur schwierig oder gar unmöglich. Aus diesem Grund ist die gemeinsame Operation des ersten und zweiten Dekodierers 21 und 23 mit den Kombinationen von $FC_2 \rightarrow RC_1$, $FC_1 \rightarrow RC_2$, $FC_2 \rightarrow RF_1$, $FC_2 \rightarrow RC_2$ und $FC_3 \rightarrow RF_3$ sehr praktisch.

In dem in Fig. 3 gezeigten Beispiel der Erfindung wird bis zu einem Wortfehler im ersten Dekodierer 21 durch Verwendung der Kombination $FC_2 \rightarrow RC_1$ in den oben genannten Kombinationen korrigiert. Wenn erkannt wird, daß in einem Fehlerkorrekturblock mehr als zwei Wortfehler existieren, wird allen 28 Wörtern im Fehlerkorrekturblock die Anzeige-

adresse mit mindestens einem Bit hinzugefügt, d. h. allen Wörtern des 32-Wort-blocks mit Ausnahme der zweiten Prüfwörter, um Fehler in der voranstehend dargelegten Weise anzuzeigen. Diese Anzeigeadresse ist "1", wenn ein Fehler vorhanden ist, ist jedoch "0", wenn kein Fehler vorliegt. In dem Fall, in dem ein Wort aus 8 Bits besteht, wird der Anzeigeadresse ein Bit mehr als MSB hinzugefügt, so daß ein Wort damit aus 9 Bits besteht. Sodann werden die Wörter durch die Entschachtelungseinrichtung 22 bearbeitet und danach an den zweiten Dekodierer 23 gegeben.

In diesem Dekodierer 23 wird ein Einwortfehler korrigiert, indem die Anzahl der Fehlerwörter im ersten Fehlerkorrekturblock verwendet wird, die durch die Anzeigeadresse oder die Fehlerstelle angezeigt wird.

Fig. 6 zeigt eine Tafel, die ein Beispiel für den Vorgang der Fehlerkorrektur zeigt, der im zweiten Dekodierer 23 ausgeführt wird. In Fig. 6 und der nachfolgenden Beschreibung wird die Anzahl der fehlerhaften Wörter, die durch die Anzeigeadresse dargestellt werden, durch N_p ausgedrückt und die Fehlerstelle, dargestellt durch die Anzeigeadressen, wird mit E_i bezeichnet. Darüber hinaus stellt Y in Fig. 6 "ja" und N "nein" dar.

(1) Das Vorhandensein oder Nichtvorhandensein eines Fehlers wird mit Hilfe der Syndrome S_{20} bis S_{23} bestimmt. Wenn

$$S_{20} = S_{21} = S_{22} = 0 \text{ ist,}$$

so wird entschieden, daß kein Fehler vorliegt.

Gleichzeitig wird geprüft, ob

$$N_p \leq z_1$$

befriedigt wird oder nicht.

Wenn $N_p \leq z_1$ ist, liegt kein Fehler vor, und die Anzeigeadressen in dem Fehlerkorrekturblock werden gelöscht ("0"). Wenn im Gegensatz dazu $N_p > z_1$ ist, dann ist die Fehlererkennung durch die Syndrome fehlerhaft und die Anzeigeadressen bleiben unverändert oder es werden für alle Wörter im Block die Anzeigeadressen auf "1" gestellt. In letzterem Fall wird der Wert von z_1 relativ groß gewählt, z. B. 14.

(2) Für den Fall, daß ein Fehler vorliegt, wird durch Berechnung der Syndrome ermittelt, ob dieser Fehler ein Einwortfehler ist oder nicht. Im Falle eines Einwortfehlers wird die Fehlerstelle i erhalten. Sodann wird ermittelt, ob die durch Berechnung der Syndrome erhaltene Fehlerstelle i mit derjenigen zusammenfällt, die durch die Fehleranzeigeadressen angezeigt wird. Wenn die Mehrzahl der Fehlerstellen durch die Anzeigeadressen angezeigt wird, wird untersucht, welche Fehlerstelle i mit welcher der mehrfachen Fehlerstellen übereinstimmt, die durch die Anzeigeadressen angezeigt werden. Wenn $i = E_i$ gilt, so wird untersucht, ob die Beziehung $N_p \leq z_1$ gilt oder nicht, worin z_2 beispielsweise 10 beträgt. Wenn die Beziehung $N_p \leq z_2$ gilt, so wird der Fehler als ein Einwortfehler angenommen und korrigiert. Wenn die Beziehung $N_p > z_2$ gilt, so ist es möglich, daß der Fehler unkorrekt als ein mit einem Fehler behaftetes Wort gehalten wird. Die Anzeigeadresse bleibt daher unverändert, oder es werden sämtliche Wörter als fehlerhaft angenommen und die entsprechenden Anzeigeadressen auf "1" gestellt.

Für den Fall, daß die Beziehung $i \neq E_i$ gilt, wird ermittelt, ob $N_p \leq z_3$ gilt oder nicht, worin z_3 einen sehr kleinen Wert hat, z. B. 3. Wenn $N_p \leq z_3$ ist, so wird ein Einwortfehler an der Fehlerstelle i durch Berechnung der Syndrome korrigiert.

Im Falle von $N_p > z_3$ wird darüber hinaus geprüft, ob $N_p \leq z_4$ gilt oder nicht.

Wenn

$$z_3 < N_p \leq z_4$$

gilt, so bedeutet dies, daß, obgleich die Entscheidung eines Einwortfehlers durch die Syndrome fehlerhaft ist, N_p zu klein ist. In diesem Fall werden daher die Anzeigeadressen sämtlicher Wörter des Blockes auf "1" gestellt. Im entgegengesetzten Fall von $N_p > z_4$ bleiben sämtliche Fehleranzeigeadressen unverändert. In diesem Fall ist z_4 beispielsweise 5.

(3) Für den Fall, daß mindestens ein Fehler vorliegt, aber der Fehler kein einziger Wortfehler ist, wird entschieden, ob die Beziehung N_p kleiner gleich z_5 gilt oder nicht. Gilt $N_p \leq z_5$, so ist die Anzeigeadresse schlecht oder nicht zuverlässig genug, so daß die Anzeigeadressen für sämtliche Wörter auf "1" gestellt werden. Wenn jedoch $N_p > z_5$ gilt, so bleiben alle Anzeigeadressen erhalten.

Obgleich bis zu zwei Wortfehler in jedem der ersten und zweiten Dekodierer korrigiert werden können, wird in dem Beispiel lediglich die Korrektur eines Einwortfehlers durchgeführt, womit sich die Wahrscheinlichkeit verringert, daß es in den Dekodierern zu einer irrtümlichen Fehlererkennung

oder fehlerhaften Korrektur von Fehlern kommt. Da die Fehlerkorrektur durch Berechnung der Syndrome darüber hinaus auf Einwortfehler begrenzt ist, kann der Aufbau der Dekodierer stark vereinfacht werden.

(4) Wie in Fig. 6 durch die unterbrochene Linie gezeigt ist, ist es möglich, Fehler in bis zu M Wörtern bei Verwendung der durch die Anzeigeadresse angezeigten Fehlerstellen zu korrigieren. Es können bis zu vier Wortfehler korrigiert werden, doch kann ein Verfahren zur Lösung der Anzeigeadressen eine Fehlerkorrektur nicht vermieden werden. Angesichts der für einen Korrekturvorgang erforderlichen Zeit und Komplexität wird M daher ungefähr 2 gewählt. Sodann werden zwei Wortfehler bezüglich der Fehlerstellen i und j , die von den Fehleranzeigeadressen angezeigt werden, korrigiert. Im Falle von $N_p \neq M$ bleiben die Anzeigeadressen unverändert oder die Anzeigeadressen sämtlicher Wörter werden in diejenigen geändert, die Fehler anzeigen.

In der voranstehenden Beschreibung sind die praktischen Werte des Vergleichs die Werte von z_1 bis z_5 in bezug auf die Zahl N_p der fehleranzeigenden Anzeigeadressen in einem Block lediglich Beispiele. Im voranstehenden Beispiel hat der Fehlerkorrekturcode insofern einen möglichen Nachteil, als daß er bei mehr als 5 Wortfehlern in einem Block fälschlicherweise als fehlerfrei bewertet werden kann, aber auch bei mehr als 4 Wortfehlern in einem Block fälschlicherweise so beurteilt werden kann, als daß er lediglich einen Wortfehler enthält. Daher können in geeigneter Weise Vergleichswerte ausgewählt werden, bei denen die Möglichkeit berücksichtigt wird, daß Fehler übersehen werden können oder fehlerhafte Korrekturen auftreten.

Wenn, wie bereits ausgeführt, zwei Wortfehler im zweiten Dekodierer durch Anwendung der hinzugefügten Anzeigeadressen korrigiert werden, so kann die Fehlerkorrekturfähigkeit sehr hoch ausgelegt werden. In diesem Fall wird, nachdem festgestellt wurde, daß kein Fehler vorliegt und der Fehler kein Einwortfehler ist, die Fehlerkorrektur von der Anzeigeadresse ausgeführt. Die Wahrscheinlichkeit, daß die Korrektur durch die Anzeigeadresse fehlerhaft wird, kann dadurch herabgesetzt werden.

In einem zweiten Beispiel der Erfindung wird die Kombination von $FC_1 \rightarrow RC_2$ der bereits dargestellten Kombinationen angewendet, wie in dem Flußbild von Fig. 7 dargestellt ist. Das bedeutet, daß zwei Wortfehler im ersten Dekodierer 21 korrigiert werden. Als fehlerkorrigierender Algorithmus wird in diesem Fall der bereits erwähnte modifizierte Algorithmus verwendet. Wenn erkannt wird, daß mehr als drei Wortfehler in einem Fehlerkorrekturblock existieren, wird jedem der 28 Wörter eine Anzeigeadresse mit einem Bit zugeordnet, die das Vorhandensein oder Nichtvorhandensein eines Fehler darstellt. Das betrifft alle Wörter des 32-Wort-Blocks mit Ausnahme der Prüfwörter im zweiten Fehlerkorrekturblock. Im zweiten Dekodierer 23 werden zwei Wortfehler mittels der Anzahl der Fehlerwörter im ersten Fehlerkorrekturblock korrigiert, die durch die Anzeigeadresse oder die Fehlerstelle angezeigt wird. Da am zweiten Dekodierer 23 zwei Wortfehler korrigiert werden, wird der modifizierte Fehlerkorrektur-Algorithmus empfohlen. Mit anderen Worten, es wird das zu Beginn des in der Fig. dargestellten Flußbildes bereits erwähnte Fehlerstellenpolynom

$$A\alpha^{2i} + B\alpha^i + C = 0$$

errechnet und die Fehlerkorrektur mittels der Konstanten A, B und C des voranstehenden Polynoms und der Syndrome S_{20} bis S_{23} durchgeführt. Gleichzeitig wird die Gesamtzahl N_p der Anzeigeadressen geprüft, die die im Block enthaltenen Fehler angeben. Selbstverständlich ist es möglich, den fundamentalen Algorithmus zu verwenden, in dem, wie in Fig. 7 mit der gestrichelten Linie dargestellt wird, durch Benutzung der Syndrome die Fehlerfreiheit, das Vorhandensein eines Einwortfehlers und danach das Vorliegen von zwei Wortfehlern schrittweise nachgewiesen wird.

(1) Es wird untersucht, ob ein Fehler vorhanden ist oder nicht. Wenn

$$A = B = C = 0, S_{20} = 0 \text{ und } S_{23} = 0 \text{ gilt,}$$

wird in der Regel davon ausgegangen, daß kein Fehler vorliegt. Zu diesem Zeitpunkt wird untersucht, ob die Beziehung $N_p \leq z_1$ befriedigt ist oder nicht.

Wenn

$$N_p \leq z_1 \text{ gilt,}$$

wird davon ausgegangen, daß kein Fehler vorliegt und die Anzeigeadresse im Fehlerkorrekturblock wird gelöscht (d. h. auf "0" gestellt). Wenn im Gegensatz dazu $N_p > z_1$ gilt, wird die Fehlererkennung durch die Syndrome als falsch angesehen und die Anzeigeadresse unverändert gelassen oder andernfalls wird allen Wörtern im Block eine Anzeigeadresse mit "1" zugeordnet. In diesem Fall wird der Wert von z_1

232224 4 -40-

3.3.1982
59 543/13

relativ groß gewählt, z. B. 14.

(2) Es wird geprüft, ob ein Fehler ein Einwortfehler ist oder nicht. Wenn

$A = B = C = 0$, $S_{20} \neq 0$ und $S_{23} \neq 0$ gelten,

wird der Fehler in der Regel als Einwortfehler betrachtet und die Fehlerstelle i aus der Beziehung

$$S_{21}/S_{20} = \alpha^i$$

erhalten. Es wird ermittelt, ob die Fehlerstelle i mit der von der Anzeigeadresse angezeigten Stelle übereinstimmt oder nicht. Wenn die Mehrzahl der Fehlerstellen von den Anzeigeadressen angezeigt wird, wird geprüft, ob die Fehlerstelle i mit irgendeiner davon übereinstimmt oder nicht. Wenn $i = E_i$ ist, wird geprüft, ob

$$N_p \leq z_2 \text{ gilt oder nicht,}$$

worin z_2 beispielsweise 10 beträgt. Wenn

$$N_p \leq z_2 \text{ gilt,}$$

wird der Fehler als Einwortfehler angesehen und durch Verwendung von $e_i = S_{20}$ korrigiert. Wenn $N_p > z_2$, selbst wenn $i = E_i$ gilt, so besteht die Gefahr, daß der Fehler als Einwortfehler mißdeutet wird, da die Anzahl der Anzeigeadressen für Einwortfehler zu groß ist. Aus diesem Grunde bleiben die Anzeigeadressen unverändert oder alle Wörter werden als fehlerhaft angehen und die entsprechenden Anzeige-

232224 4 -41-

3.3.1982
59 543/13

adressen auf "1" gestellt.

Für den Fall, daß $i \neq E_i$ gilt, wird geprüft, ob

$$N_p \leq z_3$$

befriedigt wird oder nicht, worin z_3 ein sehr kleiner Wert ist, z. B. 3. Wenn

$$N_p \leq z_3 \text{ gilt,}$$

wird ein Einwortfehler an der Fehlerstelle i durch Berechnung des Syndroms korrigiert.

Im Falle von $N_p > z_3$ wird weiter geprüft, ob

$$N_p \leq z_4 \text{ befriedigt wird oder nicht.}$$

Wenn die Beziehung

$$z_3 < N_p \leq z_4$$

gilt, so bedeutet dies, daß, obgleich die Einschätzung eines Einwortfehlers durch die Syndrome falsch ist, N_p zu klein ist. In diesem Falle werden die Anzeigeadressen aller Wörter des Blocks daher auf "1" gestellt. Im Gegensatz dazu bleiben die Anzeigeadressen unverändert, wenn

$$N_p > z_4 \text{ gilt.}$$

(3) Es wird geprüft, ob ein Fehler ein Zweiwortfehler ist oder nicht. Wenn der Fehler ein Zweiwortfehler ist, werden die Fehlerstellen i und j durch Berechnung ermittelt. Wenn

$$A \neq 0, B \neq 0, C \neq 0 \text{ und } D^2/E = \alpha^{-t} + \alpha^{-t},$$

worin $t = 1 \dots 27$ ist, wird der Fehler als Zweiwortfehler angesehen und die Fehlerstellen i und j durch

$$\alpha^i = D/X \text{ und } \alpha^j = D/Y$$

erhalten. Es wird festgestellt, ob die Fehlerstellen i und j mit den von den Anzeigeadressen angezeigten Fehlerstellen E_i und E_j übereinstimmen oder nicht. Wenn $i = E_i$ und $j = E_j$ gelten, wird die Zahl N_p der fehlerrepräsentierenden Anzeigeadressen mit einem vorbestimmten Wert z_5 verglichen. Wenn

$$N_p \leq z_5$$

gilt, werden zwei Wortfehler in bezug auf die Fehlerstellen i und j korrigiert. Diese Korrektur wird dadurch vorgenommen, daß die Fehlermuster e_i und e_j ermittelt werden, wie voranstehend ausgeführt wurde.

Bei

$$N_p > z_5$$

wird keine Korrektur durchgeführt unter der Annahme, daß z. B. mehr als drei Wortfehler fälschlich als zwei Wortfehler erkannt wurden, wobei die Anzeigeadressen unverändert bleiben oder alle Wörter im Block als fehlerhaft angesehen werden.

232224 4 -43-

3.3.1982

59 543/13

Wenn eine der Fehlerstellen i und j mit einer der Fehlerstellen E_i und E_j übereinstimmen, d. h. $i = E_i$, $j \neq E_j$ oder $i \neq E_i$, $j = E_j$, wird geprüft, ob

$$N_p \leq z_6$$

erfüllt wird oder nicht. Wenn

$$N_p \leq z_6$$

gilt, werden zwei Wortfehler in bezug auf die Fehlerstellen i und j korrigiert. Wenn

$$N_p > z_6$$

ist, wird geprüft, ob

$$N_p \leq z_7$$

erfüllt ist oder nicht. Diese Prüfung wird so ausgeführt, daß, wenn die Fehlerstellen teilweise übereinstimmen, die Anzahl der fehlerrepräsentierenden Anzeigeadressen überprüft wird, um festzustellen, ob sie groß oder klein ist. Wenn

$$N_p \leq z_7$$

gilt, so wird angenommen, daß die Anzahl der Anzeigeadressen zu klein ist und die Anzeigeadressen aller Wörter im Block wird auf "1" gestellt.

Wenn jedoch $N_p \geq z_7$ gilt, kann die Zuverlässigkeit der Anzeigeadressen als hoch betrachtet werden, so daß die Anzeigeadressen unverändert bleiben.

232224 4

-44-

3.3.1982
59 543/13

Wenn $i \neq E_i$ und $j \neq E_j$ gelten, wird geprüft, ob

$$N_p \leq z_8$$

gilt oder nicht. Wenn N_p sehr klein ist, wird das Ergebnis durch Verwendung des Fehlerstellenpolynoms als wichtiger betrachtet als die Anzeigeadressen, und es werden zwei Wortfehler in bezug auf die Fehlerstellen i und j korrigiert.

Wenn $N_p > z_8$ ist, wird fernerhin geprüft, ob die Beziehung

$$N_p \leq z_9$$

erfüllt ist oder nicht. Diese Prüfung erfolgt ähnlich derjenigen von

$$N_p \leq z_7 ,$$

um die Anzeigeadressen des Blocks unverändert zu lassen oder die Anzeigeadressen aller Wörter des Blocks auf "1" zu stellen.

(4) Wenn ein Fall völlig von den Fällen (1), (2) und (3) abweicht, wo also mehr als zwei Wortfehler vorkommen, wird keine Fehlerkorrektur vorgenommen. In diesem Fall wird geprüft, ob die Beziehung

$$N_p \leq z_{10}$$

befriedigt wird oder nicht.

232224 4 -45-

3.3.1982
59 543/13

Wenn

$$N_p \leq z_{10}$$

gilt, wird die Zuverlässigkeit der Anzeigeadressen als gering angesetzt und die Anzeigeadressen aller Wörter auf "1" gestellt.

Wenn

$$N_p > z_{10}$$

gilt, bleiben die Anzeigeadressen unverändert.

(5) Für den Fall, daß weniger als zwei Wortfehler vorliegen, kann es beispielsweise möglich sein, daß drei Wortfehler durch Verwendung der durch die Anzeigeadressen ermittelten Fehlerstellen korrigiert werden. Mit anderen Worten, es werden bei $N_p = 3$ drei Wortfehler in bezug auf die Fehlerstellen i, j und k, wie sie durch die Anzeigeadressen angezeigt werden, korrigiert. Wenn $N_p \neq 3$ gilt, bleiben die Anzeigeadressen unverändert oder die Anzeigeadressen aller Wörter werden auf "1" gestellt.

Darüber hinaus wird der Wert z_i , der mit der Gesamtzahl N_p der fehlerrepräsentierenden Anzeigeadressen in einem Block verglichen wird, als geeigneter Wert in bezug auf die Wahrscheinlichkeit der Bildung einer fehlerhaften Erkennung infolge des Fehlerkorrekturcodes angesetzt (im voranstehenden Beispiel besteht die Gefahr, wenn ein Fehler mehr als 5 Wortfehler enthält, daß der oben genannte Fehler nicht als Fehler angesehen wird; wenn ein Fehler mehr als 4 Wortfehler enthält, kann dieser Fehler ein Einwortfehler angesehen werden, und wenn ein Fehler mehr als drei Wortfehler ent-

hält, kann dieser Fehler als Zweiwortfehler angesehen werden).

Nachstehend wird ein praktischeres Beispiel des voranstehend ausgeführten Fehlerkorrekturverfahrens unter Bezugnahme auf die Fig. 8 und 9 beschrieben. Ein Datenblock wird (Schrift C_1) im ersten Dekodierer 21 angesteuert, in dem das Bestehen eines Fehlers durch Verwendung des genannten Fehlerstellenpolynoms und des Fehlersyndroms erkannt wird.

(1) Wenn der Block als fehlerfrei erkannt wird, wird keine Anzeigeadresse hinzugefügt und die Daten sind auf Grund der zweiten Dekodierung (C_2) unverändert.

(2) Bei Bestehen eines Einwortfehlers wird die Fehlerstelle erhalten. Wenn die Fehlerstelle kleiner oder gleich einem Wert 31 ist, so wird dieses eine Wort korrigiert. Wenn die Fehlerstelle jedoch größer als 31 ist, so werden vier Wortfehler fälschlicherweise als Einwortfehler angenommen. Dementsprechend werden allen Wörtern Anzeigeadressen hinzugefügt und die Daten sodann in der nächsten Stufe C_2 dekodiert.

(3) Im Falle von zwei Wortfehlern werden die Fehlerstellen berechnet. Wenn die Fehlerstellen jeweils als kleiner oder gleich einem Wert von 31 ermittelt werden, so werden zwei Wörter korrigiert und ebenfalls allen Wörtern Anzeigeadressen hinzugefügt. Wenn mehr als 31 Fehlerstellen existieren, werden mehr als drei Wortfehler fälschlicherweise als zwei Wortfehler erkannt. Sämtlichen Wörtern werden daher Anzeigeadressen von "1" hinzugefügt, die danach der nächsten Stufe der Dekodierung (C_2) zugewiesen werden.

(4) Im Falle von mehr als drei Wortfehlern wird keine Korrektur durchgeführt, sondern sämtlichen Wörtern Anzeige-

adressen hinzugefügt und die Daten dann in der nächsten Stufe der Dekodierung (C_2) unterworfen.

Anschließend werden entsprechend dem Flußbild von Fig. 9 im zweiten Dekodierer 23, ähnlich wie im ersten Dekodierer 21 zunächst die Art der Fehler mit Hilfe des Fehlerstellenpolynoms und der Fehlersynndrome ermittelt.

(1) Im Falle keines nachgewiesenen Fehlers wird, wenn die Anzeigeadresse durch einen ersten Dekodierer mit "1" hinzugefügt worden ist, dieses gelöscht.

(2) Im Falle eines Einwortfehlers wird die Fehlerstelle berechnet. Wenn die Fehlerstelle kleiner ist oder gleich einem Wert von 27, wird das fehlerhafte Wort korrigiert und die durch den ersten Dekodierer 21 hinzugefügte Anzeigeadresse gelöscht. Wenn die Fehlerstelle jedoch größer ist als 27, so erfolgt keine Korrektur und die zuvor hinzugefügte Anzeigeadresse bleibt unverändert.

(3) Im Falle von zwei Wortfehlern werden die Fehlerstellen berechnet. Wenn die Fehlerstellen größer sind als 27, werden mehr als drei Wortfehler fälschlicherweise als zwei Wortfehler erkannt. In diesem Moment wird jedoch die Zahl der im ersten Dekodierer 21 hinzugefügten Anzeigeadressen kontrolliert. Wenn die Zahl der Anzeigeadressen einen Wert von zwei überschreitet, bleiben die Anzeigeadressen unverändert. Wenn die Zahl der Anzeigeadressen kleiner ist als zwei, selbst dann, wenn zwei Wortfehler nachgewiesen werden, werden allen Wörtern Anzeigeadressen hinzugefügt, da die Daten als ganzer Block unzulässig sind.

Selbst wenn die Fehlerstellen kleiner sind als 27 und die Zahl der im ersten Dekodierer 21 hinzugefügten Anzeigeadressen kleiner ist als drei, bleiben die Anzeigeadressen unverändert. Wenn die Zahl der Anzeigeadressen jedoch größer als vier ist, werden die in dieser Stufe erhaltenen Fehlerstellen mit der im ersten Dekodierer 21 hinzugefügten Anzeigeadresse verglichen.

(a) Sind keine zwei Wörter koinzident, wird keine Fehlerkorrektur durchgeführt und die Zahl der Anzeigeadressen wird geprüft. Wenn diese Zahl gleich zwei ist oder einen Wert von zwei überschreitet, bleiben die hinzugefügten Anzeigeadressen unverändert. Wenn die Zahl der Anzeigeadressen jedoch kleiner ist als zwei, werden allen Wörtern Anzeigeadressen hinzugefügt.

(b) Ist lediglich eines der Wörter koinzident, so wird ebenfalls die Zahl der Anzeigeadressen N_p geprüft, wenn diese Zahl einen Wert von drei überschreitet, z. B. vier ist, bleiben die hinzugefügten Anzeigeadressen unverändert. Wenn die Zahl jedoch kleiner ist als drei, werden allen Wörtern Anzeigeadressen zugeordnet.

(c) Wenn beide Wörter koinzident sind, werden zwei Wörter korrigiert und die Anzeigeadresse danach gelöscht.

(4) Für den Fall, daß ein Fehler in mehr als drei Wörtern angenommen wird, wird die Zahl der Anzeigeadressen geprüft. Wenn die Zahl einen Wert von zwei überschreitet, bleiben die hinzugefügten Anzeigeadressen unverändert, während allen Wörtern eine Anzeigeadresse hinzugefügt wird, wenn die Zahl kleiner ist als zwei.

Während des Dekodierungsvorganges werden später, wie bereits erwähnt, die Wörter, die durch die Anzeigeadressen als fehlerhaft identifiziert sind, als nicht korrigierbar kompensiert. Im Fehlerkorrekturdekodierer wird, wie in Fig. 3 gezeigt, die Fehlerkorrektur unter Verwendung der ersten Prüfwörter Q_{12n} , Q_{12n+1} , Q_{12n+2} und Q_{12n+3} und die Fehlerkorrektur unter Verwendung der zweiten Prüfwörter P_{12n} , P_{12n+1} , P_{12n+2} und P_{12n+3} jeweils einmal durchgeführt. Wenn die voranstehende Fehlerkorrekturen jeweils zweimal oder mehr durchgeführt werden (in der Praxis etwa zweimal), läßt sich die Fehlerkorrekturkapazität wesentlich erhöhen, da das korrigierte Ergebnis jedesmal weniger Fehler aufweist. Wie bereits ausgeführt, wird es in dem Fall, wo ein zusätzlicher Dekodierer in der letzten Stufe vorgesehen wird, notwendig, daß das Prüfwort in den Dekodierer 21 und 23 korrigiert wird.

Im dargelegten Beispiel des Verzögerungsprozesses in der Verschachtelungseinrichtung 9 differiert der Verzögerungswert von einem Kanal zum nächsten um einen konstanten Änderungsbetrag D , wobei es jedoch auch möglich ist, eine nicht konstante Änderung des Verzögerungswertes anzuwenden, und zwar eher als die oben genannte konstante Änderung. Ferner sind die zweiten Prüfwörter P_i solche Fehlerkorrekturcodes, die nicht nur von den PCM-Datenwörtern gebildet werden, sondern auch von den ersten Prüfwörtern Q_i . In ähnlicher Weise ist es möglich, daß die ersten Prüfwörter Q_i aus Wörtern gebildet werden, die das zweite Prüfwort P_i enthalten. Hier läßt sich eine Rückkopplungstechnik einsetzen, so daß die zweiten Prüfwörter P_i an den Kodierer zurückgeführt werden, der die ersten Prüfwörter erzeugt.

Wie aus der voranstehenden Beschreibung eines Beispiels der vorliegenden Erfindung offensichtlich wird, läßt sich

jeder Fehlerburst durch den cross-interleave-Vorgang verteilen, so daß sowohl zufällige Fehler als auch Fehlerbursts nach dem Verfahren der vorliegenden Erfindung effektiv korrigiert werden können.

Da nach dem Fehlerkorrekturkode der vorliegenden Erfindung jedem Wort in Übereinstimmung mit der Fehlererkennung in der ersten Stufe eine Anzeigeadresse hinzugefügt wird, die das eventuelle Vorhandensein eines Fehlers anzeigt, läßt sich jegliches Risiko, daß die Fehlererkennung übersehen wurde und eine fehlerhafte Korrektur ausgeführt worden ist, dadurch auf ein Minimum herabsetzen, daß die Anzahl der Anzeigeadressen und der von den Anzeigeadressen in der Dekodierung in der nächsten Stufe angegebenen Fehlerstellen kontrolliert werden.

Ferner können gemäß der vorliegenden Erfindung unter Anwendung der Fehlerstelle durch die Anzeigeadresse mehr als zwei Fehler in einem Dekodiersystem mit einfachem Aufbau korrigiert werden. Diese Tatsache wiegt bei weitem den Umstand auf, daß der Aufbau des Kodierers sehr kompliziert ist, wenn die Erfindung auf ein digitales Audioplattensystem angewendet wird (in der Theorie ähnlich einer Videoplatte) und am Kodierer ein Aufnahmegerät anderen Aufbaues eingesetzt wird. Mit anderen Worten, es werden einige der komplexen Kodierer bei der Fertigung digitaler Audioplatten eingesetzt, doch werden einige tausend sehr einfacher Dekodierer in fast jedem Plattenabspielergerät verwendet. So ist die Anwendung der vorliegenden Erfindung auf ein solches System außerordentlich effektiv.

232224 4 -51-

3.3.1982
59 543/13

Es ist offensichtlich, daß viele Modifikationen und Änderungen durch geschickte Anwendung der Technik erreicht werden können, ohne Geist und Rahmen der vorliegenden Erfindung zu verlassen, die in den beigefügten Ansprüchen festgelegt ist.

232224 4

52

3.3.1982

59 543/13

Erfindungsanspruch

1. Verfahren zur Fehlerkorrektur digital übertragener Informationen, die als Ergebnis der Übertragung auftreten, gekennzeichnet durch die Information, die in Form von Blöcken aus digitalen Datenwörtern empfangen und einem ersten Dekodierer zugeführt wird, in Form erster fehlerkorrigierender Blöcke, die aus einer Vielzahl von Informationswörtern, einer Reihe von ersten Prüfwörtern und einer Reihe von zweiten Prüfwörtern zusammengesetzt sind und aus folgenden Schritten besteht:
 - Dekodierung der empfangenen Digitalwörter im genannten ersten Dekodierer und Korrektur von dekodierten, digitalen Informationswörtern und ersten Prüfwörtern bis zu einer vorbestimmten Zahl, indem unter Verwendung der zweiten Prüfwörter Fehlersyndrome gebildet werden, wobei die korrigierten und dekodierten digitalen Informationswörter einen Block aus verschachtelten Wörtern bilden,
 - Hinzufügen eines Anzeigeekodes jedem der Wörter des Blocks aus verschachtelten Wörtern, um darzustellen, ob ein unkorrigierter Fehler in solchen Wörtern zurückbleibt und für den Fall, daß diese die vorbestimmte Zahl der fehlerhaften Wörter in einem solchen Block überschreiten, wird allen Wörtern eine Fehlerhinweisadresse erteilt;
 - Verzögerung der Wörter eines jeden Blocks verschachtelter Wörter in einer Entschachtelungsstufe durch entsprechende unterschiedliche Beträge, um derartige Wörter in einem

232224 4 ⁵³
-2-

3.3.1982
59 543/13

unterschiedlichen Anordnungszustand zu entschachteln, wobei ein zweiter Fehlerkorrekturblock vorgesehen wird;

- Dekodierung der digitalen Informationswörter eines jeden dieser zweiten Fehlerkorrekturblocks in einem zweiten Dekodierer durch Bildung von Fehlersyndromen unter Verwendung der ersten Prüfwörter und Korrektur bis zu einer anderen vorbestimmten Zahl von fehlerhaften Wörtern in solchen zweiten Fehlerkorrekturblocks, wo die Stelle irgendeines fehlerhaften, aus Fehlersyndromen berechneten Wortes mit mindestens einem der fehlerhaften Wörter übereinstimmt, wie durch die damit verbundenen Anzeigekodes angezeigt wird, sowie
 - anschließender Kombination irgendwelcher unkorrigierter und durch die Anzeigekodes bestimmter fehlerhafter Wörter.
2. Verfahren nach Punkt 1, gekennzeichnet dadurch, daß, wenn alle fehlerhaften Wörter bis zu der ersten vorbestimmten Zahl im ersten Dekodierer korrigiert werden, ein Fehleranzeigekode jedem korrigierten Wort hinzugefügt wird.
3. Verfahren nach Punkt 1, gekennzeichnet dadurch, daß die erste vorbestimmte Zahl kleiner gewählt wird als die höchste Zahl der fehlerhaften Wörter, die zuverlässig im ersten Dekodierer durch Verwendung der Fehlersynndrome korrigiert werden können, wenn die Stelle der fehlerhaften Wörter bekannt ist.

232224 4 ⁵⁴
-3-

3.3.1982
59 543/13

4. Verfahren nach Punkt 1, gekennzeichnet dadurch, daß die erste vorbestimmte Zahl so ausgewählt wird, daß sie die Höchstzahl der fehlerhaften Wörter ist, die zuverlässig im ersten Dekodierer durch Anwendung der Fehlersynndrome korrigiert werden kann, wenn die Stelle der fehlerhaften Wörter bekannt ist.
5. Verfahren nach Punkt 1, gekennzeichnet dadurch, daß bis zu K Wörter der Informationswörter und ersten Prüfwörter im ersten Dekodierer korrigiert werden und, wenn die Zahl der fehlerhaften Wörter innerhalb der Zahl der Informationswörter und ersten Prüfwörter gleich oder größer als K ist, alle solchen Wörter einen Anzeigekode zur Anzeige eines Fehlers erhalten.
6. Verfahren nach Punkt 1, gekennzeichnet dadurch, daß bis zu K Fehler innerhalb der Informationswörter und ersten Prüfwörter im ersten Dekodierer korrigiert werden und ein Anzeigekode zur Anzeige eines Fehlers jedem so korrigierten Wort hinzugefügt wird und, wenn die Zahl der fehlerhaften Wörter innerhalb der Informationswörter und ersten Prüfwörter größer ist als eine kleiner als K eingestellte Zahl, alle Informationswörter und ersten Prüfwörter einen Anzeigekode zur Anzeige eines Fehlers erhalten.
7. Verfahren nach Punkt 1, gekennzeichnet dadurch, daß erste und zweite Dekodierer gemeinsam in der Lage sind, bis zu einem Maximum von K Wortfehlern zu korrigieren, die in den Informationswörtern und Prüfwörtern sämtlicher zweiter Fehlerkorrekturblöcke auftreten, indem die Fehlersynndrome errechnet und daraus die Stellen der

232224 4 ⁵⁵₄

3.3.1982

59 543/13

fehlerhaften Worte erhalten werden, wobei jedoch die Fehlerstellen für bis zu M Wörtern vor der Fehlerkorrektur für $M < K$ bestimmt werden.

8. Verfahren nach Punkt 7, gekennzeichnet dadurch, daß im zweiten Dekodierer, wenn die Anzeigekodes mit dem zweiten Fehlerkorrekturblock verbunden sind, der die Fehlerzahl bis zur vorbestimmten Zahl von nicht mehr als M anzeigt und die Stelle jedes dadurch angezeigten fehlerhaften Wortes als korrekt betrachtet wird, ein Fehlersyndrom aus den Informationswörtern und ersten Prüfwörtern errechnet wird und die vorgewählte Zahl der Fehlerwörter durch Anwendung der Stelle des fehlerhaften Wortes und des Fehlersyndroms korrigiert wird.
9. Verfahren nach Punkt 7, gekennzeichnet dadurch, daß, wenn die Zahl der fehlerhaften Wörter innerhalb der Wörter des zweiten Fehlerkorrekturblocks größer als ein vorbestimmter Grenzwert ist, der zweite Dekodierer die von dem hinzugefügten Anzeigekode als fehlerhaft angezeigten Wörter korrigiert.
10. Verfahren nach Punkt 1, gekennzeichnet dadurch, daß eine zweite vorbestimmte Zahl als Höchstzahl der fehlerhaften Wörter gewählt wird, die im zweiten Dekodierer durch Anwendung der Fehlersyndrome zuverlässig korrigiert werden können, wenn die Stelle der fehlerhaften Worte bekannt ist.
11. Verfahren nach Punkt 1, gekennzeichnet dadurch, daß eine zweite vorbestimmte Zahl kleiner gewählt wird, als die Höchstzahl der fehlerhaften Wörter, die im zweiten Dekodierer durch Anwendung der Fehlersyndrome zuverlässig

232224 4 ⁵⁶₋₅₋

3.3.1982
59 543/13

lässig korrigiert werden können, wenn die Stelle der fehlerhaften Wörter bekannt ist.

12. Verfahren nach Punkt 1, gekennzeichnet dadurch, daß die Zahl und die Art der im zweiten Fehlerkorrekturblock enthaltenen Fehler darüber bestimmt, ob der zweite Dekodierer eine Fehlerkorrektur der Informationswörter durchführt oder nicht.
13. Verfahren zur Fehlerkorrektur, gekennzeichnet dadurch, daß ein erster Fehlerkorrekturblock aus einem Wort gebildet wird, das in jeder der Datenfolgen von Mehrfachkanälen in einem ersten Ordnungszustand enthalten ist und einem ersten Prüfwort für ein Wort, wobei die Datenfolgen der Mehrfachkanäle und ersten Prüfwortfolgen durch unterschiedliche Zeiten im jeweiligen Kanal verzögert werden, um in einen zweiten Ordnungszustand umgesetzt zu werden, und ein zweiter Fehlerkorrekturblock aus einem Wort gebildet wird, das in jeder der Datenfolgen der Mehrfachkanäle und ersten Prüfwortfolgen im zweiten Ordnungszustand enthalten ist, sowie einem zweiten Prüfwort für das letztere ein Wort, wobei erste und zweite Fehlerkorrekturblöcke in Übereinstimmung mit den Fehlerkorrekturcodes gebildet werden, so daß die Fehlersyndrome errechnet werden und Fehler bis zu K Wörtern, die im gleichen Block enthalten sind, durch Gewinnung der Fehlerstellen aus den Fehlersyndromen korrigiert werden können, und eine erste Dekodierung in einem ersten Dekodierer für den zweiten Fehlerkorrekturblock der übertragenen Datenfolgen durchgeführt wird und PCM-Datenfolgen der Mehrfachkanäle und erste Prüfwortfolgen im ersten Ordnungszustand durch unterschiedliche Zeiten

232224 4 ⁵⁷
~~-6-~~

3.3.1982

59 543/13

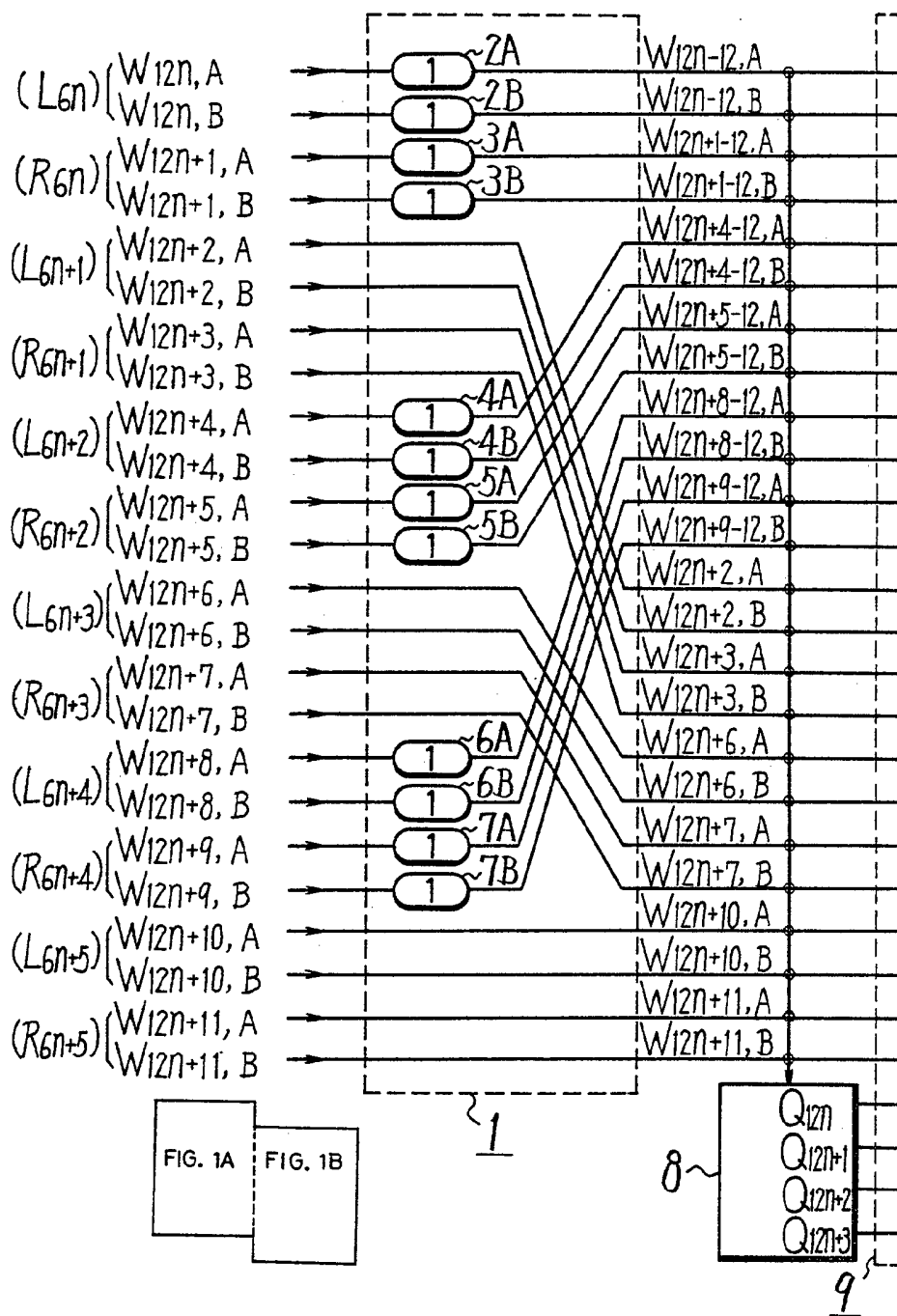
in ihren entsprechenden Kanälen verzögert werden, um in einen ersten Ordnungszustand umgesetzt zu werden, und wonach eine zweite Dekodierung in einem zweiten Dekodierer für den ersten Fehlerkorrekturblock durchgeführt wird und die Methode zur Fehlerkorrektur aus den folgenden Schritten besteht:

- Korrektur von Fehlern bis zu einer vorbestimmten Zahl von Wörtern im zweiten Fehlerkorrekturblock während der ersten Dekodierung;
- Hinzufügung eines Anzeigekodes zur Anzeige eines Fehlers im jeweiligen Wort innerhalb eines Blocks, wenn Fehlerwörter erkannt werden, die die vorbestimmte Zahl überschreiten, wodurch angezeigt wird, daß alle Wörter im Block unzuverlässig sind und als fehlerhaft angenommen werden können, sowie
- Berechnung eines Fehlersyndroms aus einer Vielzahl von Wörtern, die im ersten Fehlerkorrekturblock enthalten sind, und nachfolgend Korrektur der Fehlerwörter einer vorbestimmten Anzahl, indem auf der Grundlage der im zweiten Dekodierer verwendeten Fehlersyndrome die Fehlerstellen erhalten werden.

Hierzu 10 Seiten Zeichnungen

232224 4

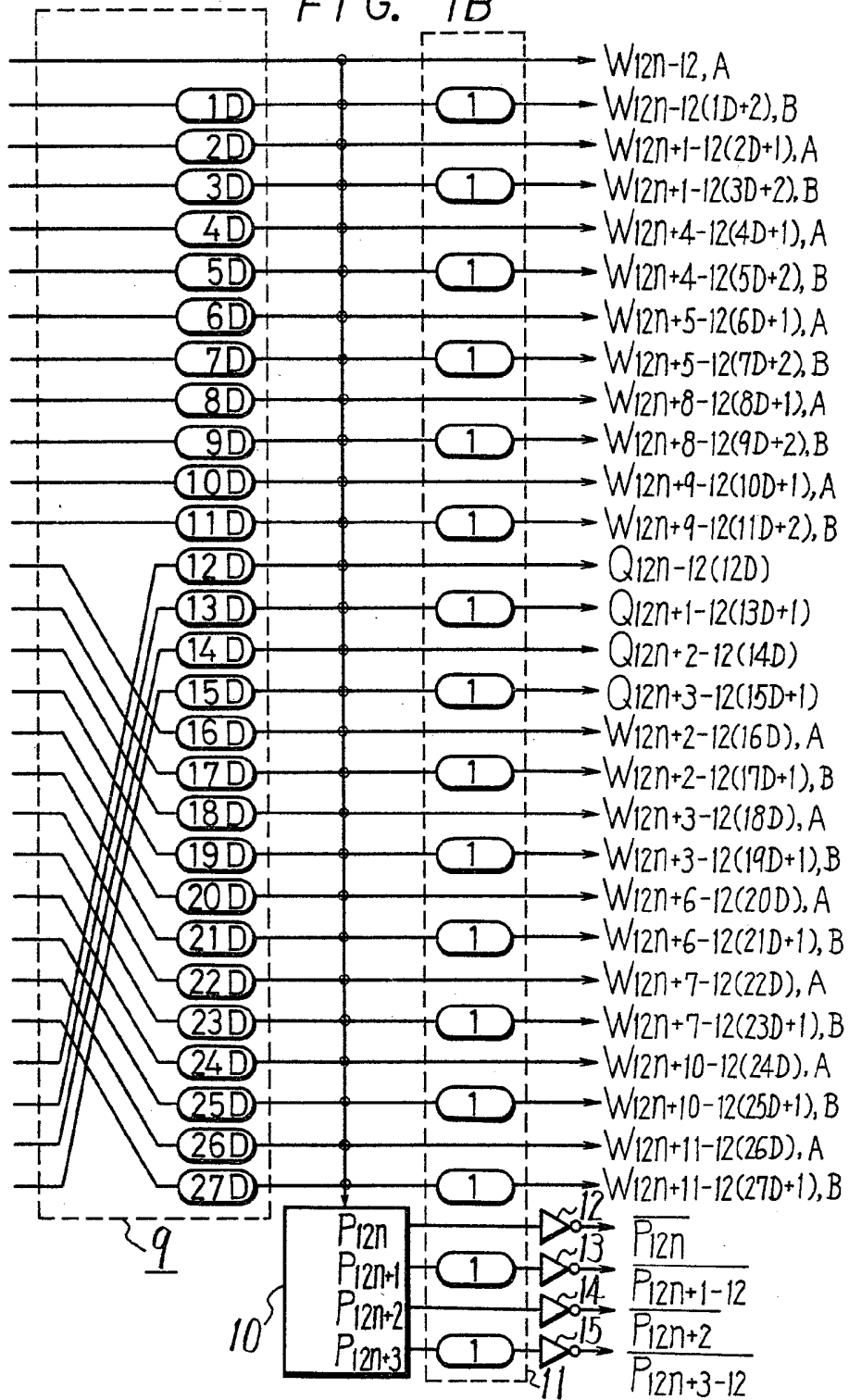
FIG. 1A



232224 4

59

FIG. 1B



232224 4

60

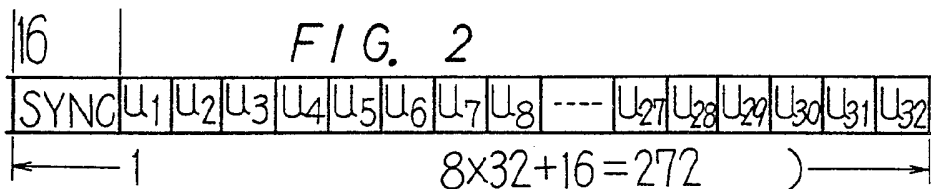


FIG. 5

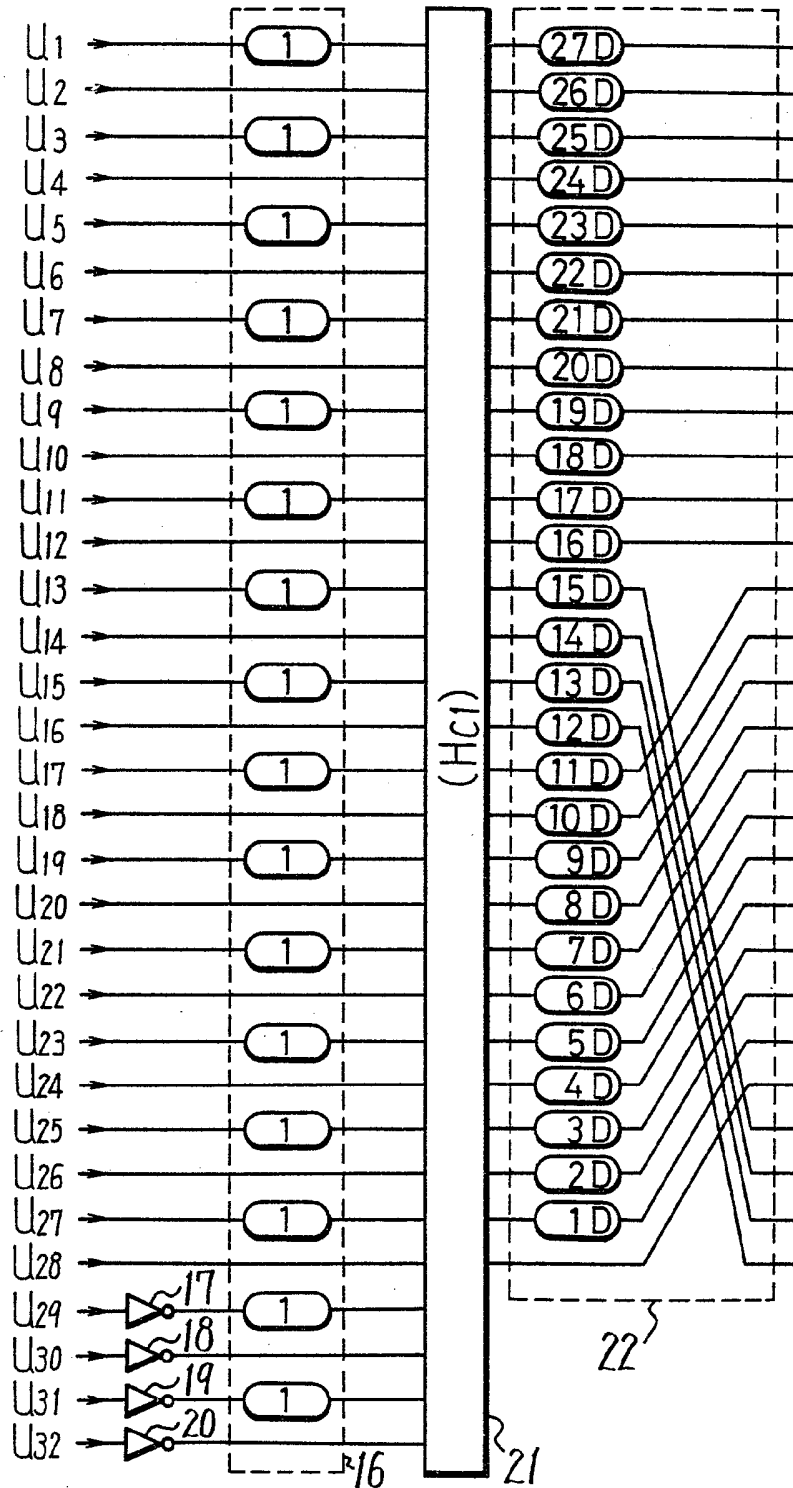
$$Hc2 \cdot V^T = \begin{bmatrix} S_{20} \\ S_{21} \\ S_{22} \\ S_{23} \end{bmatrix}$$

$$= \begin{bmatrix} \alpha^{27} \alpha^{26} \alpha^{25} \alpha^{24} \alpha^{23} \alpha^{22} \text{ --- } \alpha^4 \alpha^3 \alpha^2 \alpha^1 & W_{12n-12}, A \\ \alpha^{54} \alpha^{52} \alpha^{50} \alpha^{48} \alpha^{46} \alpha^{44} \text{ --- } \alpha^8 \alpha^6 \alpha^4 \alpha^2 & W_{12n-12}, B \\ \alpha^{81} \alpha^{78} \alpha^{75} \alpha^{72} \alpha^{69} \alpha^{66} \text{ --- } \alpha^{12} \alpha^9 \alpha^6 \alpha^3 & W_{12n+1-12}, A \\ & W_{12n+1-12}, B \\ & W_{12n+4-12}, A \\ & W_{12n+4-12}, B \\ & W_{12n+5-12}, A \\ & W_{12n+5-12}, B \\ & W_{12n+8-12}, A \\ & W_{12n+8-12}, B \\ & W_{12n+9-12}, A \\ & W_{12n+9-12}, B \\ & W_{12n+2}, A \\ & W_{12n+2}, B \\ & W_{12n+3}, A \\ & W_{12n+3}, B \\ & W_{12n+6}, A \\ & W_{12n+6}, B \\ & W_{12n+7}, A \\ & W_{12n+7}, B \\ & W_{12n+10}, A \\ & W_{12n+10}, B \\ & W_{12n+11}, A \\ & W_{12n+11}, B \\ & Q_{12n} \\ & Q_{12n+1} \\ & Q_{12n+2} \\ & Q_{12n+3} \end{bmatrix}$$

232224 4

61

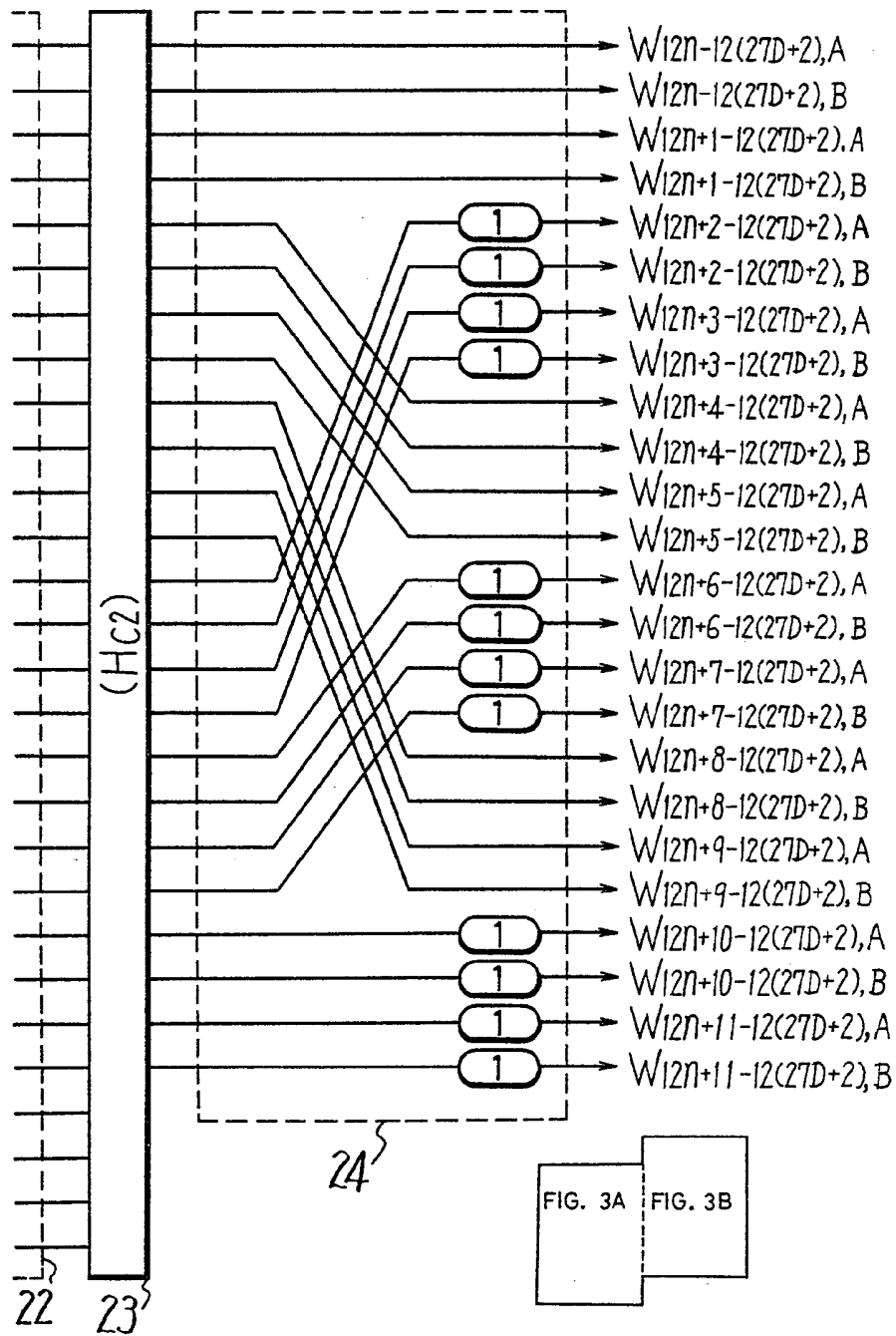
FIG. 3A



232224 4

62

FIG. 3B



232224 4

63

$$Hc1 \cdot V^T = \begin{bmatrix} S_{10} \\ S_{11} \\ S_{12} \\ S_{13} \end{bmatrix}$$

FIG. 4

$$= \begin{bmatrix} \alpha^{31} & \alpha^{30} & \alpha^{29} & \alpha^{28} & \alpha^{27} & \dots & \alpha^4 & \alpha^3 & \alpha^2 & \alpha^1 \\ \alpha^{62} & \alpha^{60} & \alpha^{58} & \alpha^{56} & \alpha^{54} & \dots & \alpha^8 & \alpha^6 & \alpha^4 & \alpha^2 \\ \alpha^{93} & \alpha^{90} & \alpha^{87} & \alpha^{84} & \alpha^{81} & \dots & \alpha^{12} & \alpha^9 & \alpha^6 & \alpha^3 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} W_{12n-12}, A \\ W_{12n-12(1D+1)}, B \\ W_{12n+1-12(2D+1)}, A \\ W_{12n+1-12(3D+1)}, B \\ W_{12n+4-12(4D+1)}, A \\ W_{12n+4-12(5D+1)}, B \\ W_{12n+5-12(6D+1)}, A \\ W_{12n+5-12(7D+1)}, B \\ W_{12n+8-12(8D+1)}, A \\ W_{12n+8-12(9D+1)}, B \\ W_{12n+9-12(10D+1)}, A \\ W_{12n+9-12(11D+1)}, B \\ Q_{12n-12(12D)} \\ Q_{12n+1-12(13D)} \\ Q_{12n+2-12(14D)} \\ Q_{12n+3-12(15D)} \\ W_{12n+2-12(16D)}, A \\ W_{12n+2-12(17D)}, B \\ W_{12n+3-12(18D)}, A \\ W_{12n+3-12(19D)}, B \\ W_{12n+6-12(20D)}, A \\ W_{12n+6-12(21D)}, B \\ W_{12n+7-12(22D)}, A \\ W_{12n+7-12(23D)}, B \\ W_{12n+10-12(24D)}, A \\ W_{12n+10-12(25D)}, B \\ W_{12n+11-12(26D)}, A \\ W_{12n+11-12(27D)}, B \\ P_{12n} \\ P_{12n+1} \\ P_{12n+2} \\ P_{12n+3} \end{bmatrix}$$

0

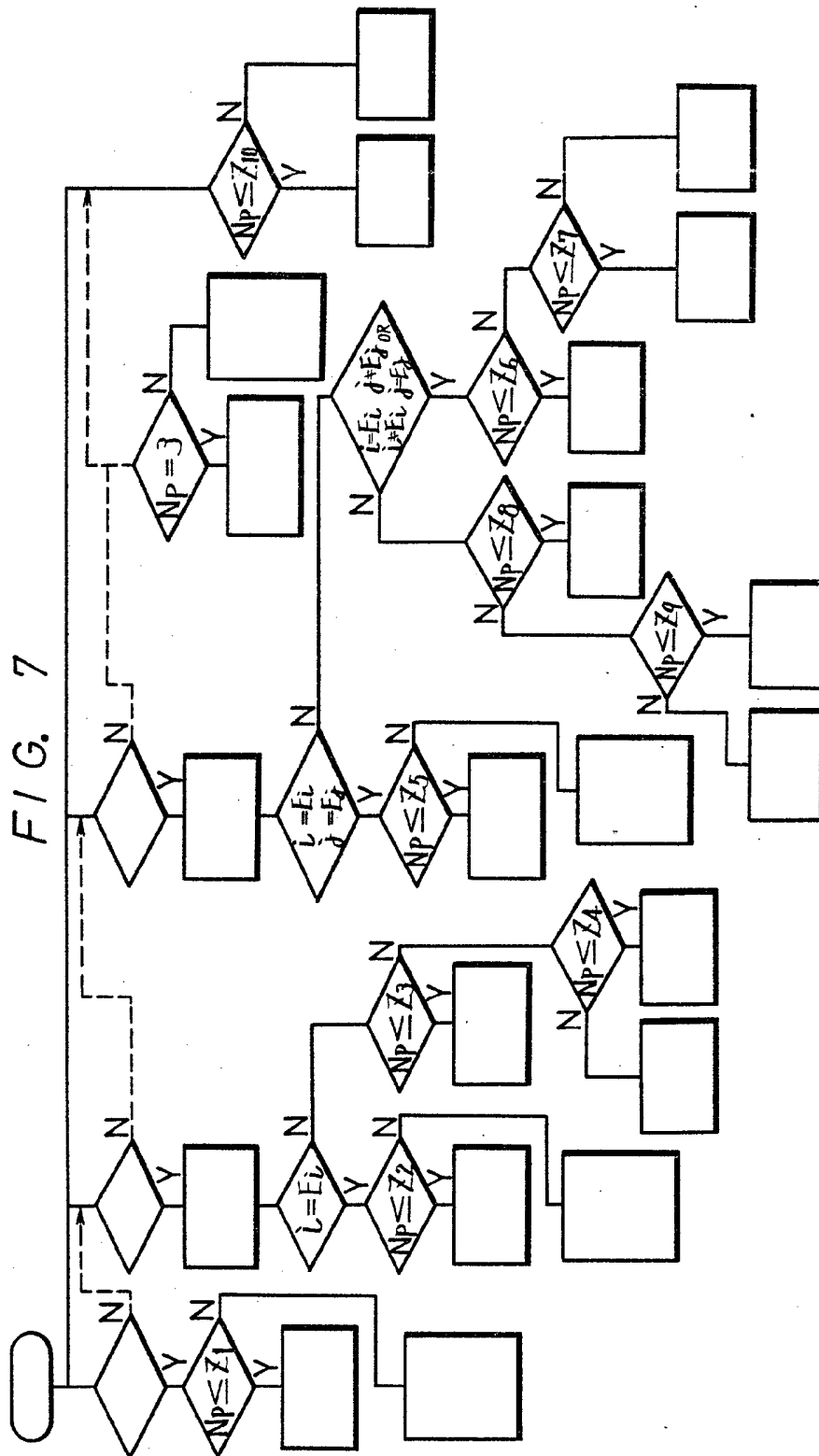
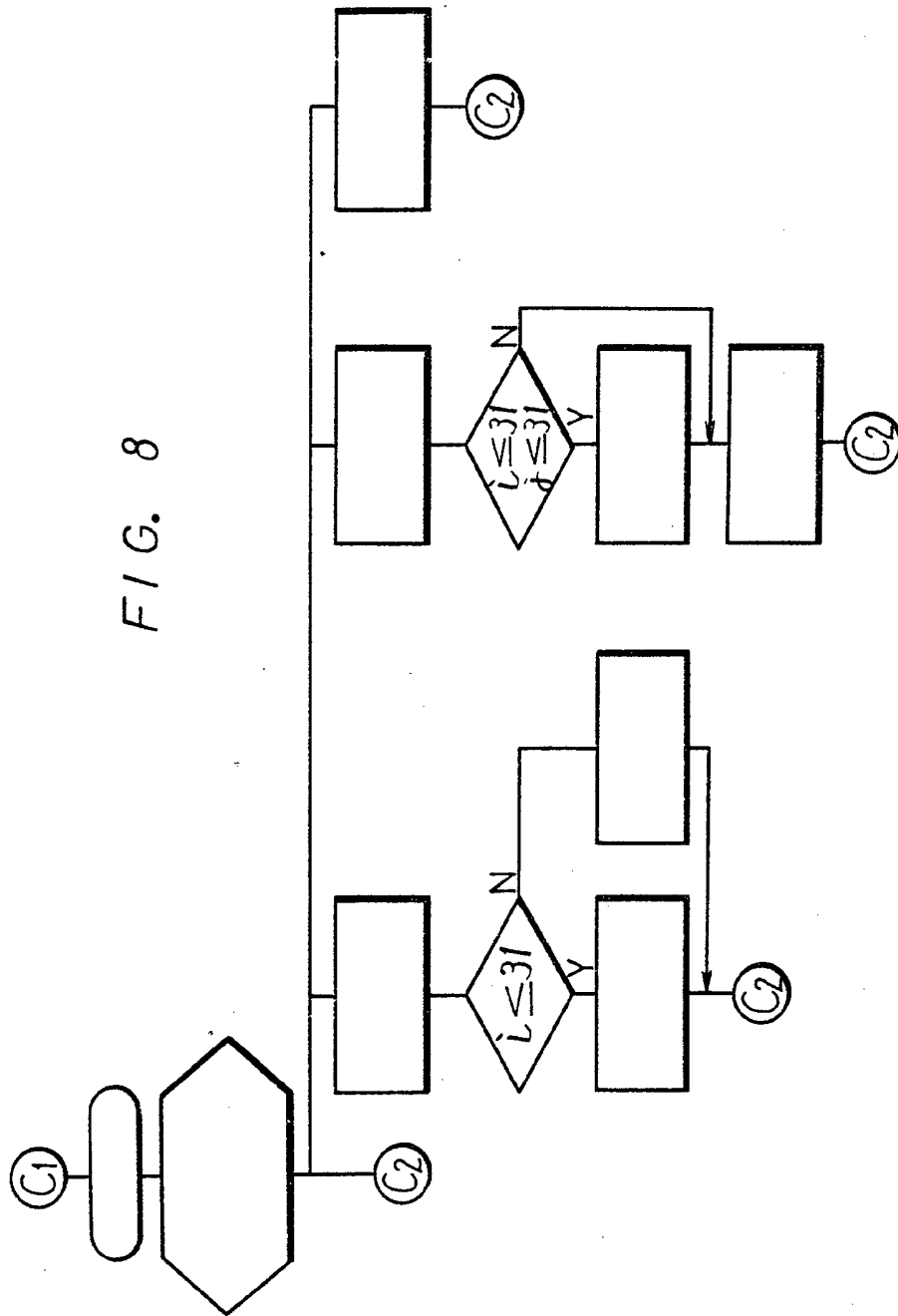


FIG. 8



232224 4

67

FIG. 9

