(19) Bundesrepublik Deutschland
Deutsches Patent- und Markenamt

(10) **DE 39 12 605 B4** 2008.09.04

(12) **Patentschrift**

(21) Aktenzeichen: **P 39 12 605.6**
(22) Anmeldetag: **17.04.1989**
(43) Offenlegungstag: **25.10.1990**
(45) Veröffentlichungstag der Patenterteilung: **04.09.2008**

(51) Int Cl.[8]: ***H03M 7/30*** (2006.01)
H03M 7/40 (2006.01)
H03M 7/00 (2006.01)

Innerhalb von drei Monaten nach Veröffentlichung der Patenterteilung kann nach § 59 Patentgesetz gegen das Patent Einspruch erhoben werden. Der Einspruch ist schriftlich zu erklären und zu begründen. Innerhalb der Einspruchsfrist ist eine Einspruchsgebühr in Höhe von 200 Euro zu entrichten(§ 6 Patentkostengesetz in Verbindung mit der Anlage zu § 2 Abs. 1 Patentkostengesetz).

(62) Teilung in:
P 39 43 880.5; P 39 43 878.3; P 39 43 879.1; P 39 43 881.3

(73) Patentinhaber:
Fraunhofer-Gesellschaft zur Förderung der angewandten Forschung e.V., 80686 München, DE

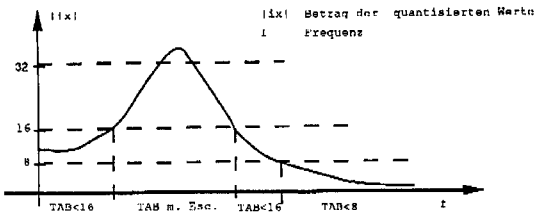
(74) Vertreter:
Schoppe, Zimmermann, Stöckeler & Zinkler, 82049 Pullach

(72) Erfinder:
Grill, Bernhard, 91126 Rednitzhembach, DE; Sporer, Thomas, 90766 Fürth, DE; Kürten, Bernd, 91056 Erlangen, DE; Eberlein, Ernst, 91091 Großenseebach, DE; Brandenburg, Karl-Heinz, 91056 Erlangen, DE; Seitzer, Dieter, Prof. Dr., 91054 Erlangen, DE

(56) Für die Beurteilung der Patentfähigkeit in Betracht gezogene Druckschriften:
DE 33 10 480 C2
DE 21 44 113 B2
DE 36 05 032 A1
US 37 17 851 A
WO 88/01 811 A1
CONNELL,J.B.: A Huffman-Shannon-Fano Code. In: Proc. Of IEEE, July 1973, P. 1046-1047;
SCHWARTZ,E.S., KALLICK,B.: Generating a canonical prefix encoding". In: Communication of the ACM, vol. 7, number 3, march 1964, page 166-169;
REGBHATI,H.K.: An Overview of Data Compression Techniques. In: COMPUTER, April 1981,IEEE,p.71-75;

(54) Bezeichnung: **Digitales Codierverfahren**

(57) Hauptanspruch: Digitales Codierverfahren für die Übertragung und/oder Speicherung von akustischen Signalen und insbesondere von Musiksignalen, bei dem Abtastwerte des akustischen Signals in Spektralkoeffizienten transformiert werden, die quantisiert und mittels eines Optimalcodierers codiert werden,
wobei ein Codierer verwendet wird, bei dem die Auftrittswahrscheinlichkeit des quantisierten Spektralkoeffizienten mit der Länge des Codes derart korreliert ist, dass das Codewort umso kürzer ist, je häufiger der Spektralkoeffizient auftritt (z. B. sog. Huffmancode),
wobei zur Reduzierung der Tabellengrösse des Coders einem Teilbereich der Werte direkt ein Codewort zugewiesen wird, wobei der Teilbereich frei festlegbar ist, und wobei die Werte die Spektralkoeffizienten sind,
wobei außerhalb dieses Teilbereichs liegenden Werten eine gemeinsame Kennung sowie ein besonderer Code zugewiesen werden, wobei Codewörter mit einer grösseren Wortlänge als die durchschnittliche Wortlänge und einer geringen Auftrittswahrscheinlichkeit durch die gemeinsame Kennung und einen nachfolgenden PCM-Code beschrieben werden, und
wobei der nachfolgende PCM-Code ein modifizierter PCM-Code ist, der eine...



Beschreibung

[0001] Die Erfindung bezieht sich auf ein digitales Codierverfahren für die Übertragung und/oder Speicherung von akustischen Signalen und insbesondere von Musiksignalen, bei dem Abtastwerte des akustischen Signals in Spektralkoeffizienten transformiert werden, die quantisiert und mittels eines Optimalcodierers codiert werden, und bei der Wiedergabe eine entsprechende Decodierung und Rücktransformation erfolgt.

[0002] Solche sind beispielsweise aus der DE-PS 33 10 480 oder aus der WO 88/01 811 A1 bekannt. Auf die genannten Druckschriften wird im übrigen" zur Erläuterung aller hier nicht näher beschriebenem Begriffe ausdrücklich Bezug genommen.

[0003] Insbesondere bezieht sich die Erfindung auf das in der WO 88/01 811 A1 erstmals vorgeschlagene OCF-Verfahren.

[0004] Die DE 21 44 113 B2 offenbart ein Verfahren zur Codeumsetzung sowie eine Assoziativ-Speichereinrichtung zur Durchführung dieses Verfahrens. Zur Einsparung von Speicherkosten wird ein Teil einer möglichen Datenverdichtung geopfert, indem nur häufig vorkommenden Codewörtern fester Länge ein Codewort mit Variabler Länge zugeordnet wird, wobei die weniger häufig vorkommenden Codewörter fester Länge nicht umgesetzt, sondern dentisch übernommen, also kopiert werden. Einem solchen identisch übernommenen, also kopierten Codewort fester Länge wird ein Kopier-Codewort vorangestellt, dem unmittelbar anschließend die Bits des eingegebenen Codeworts fester Länge folgen.

[0005] Die Fachveröffentlichung „An Overview of Data Compression Techniques", H. K. Reghbati, Computer, April 1981, IEEE, Seiten 71 bis 75 offenbart als Datenkompressionstechnik einen Code mit begrenzter Variabilität, bei dem die 31 häufigsten Zeichen durch die ersten 31 Repräsentationen eines 5-Bit-Codes dargestellt werden. Die 32. Repräsentation kann als temporäres Umschaltzeichen verwendet werden, um anzuzeigen, dass das tatsächliche Zeichen in den nächsten 5 Bits codiert ist. Damit liefert die 32. Repräsentation der ersten fünf Bits plus den zweiten fünf Bits Codierungen für die weniger häufigen 32 Zeichen. Diese Technik ist ähnlich zur Verwendung der Umschalttaste einer Schreibmaschinentastatur.

[0006] Der Erfindung liegt die Aufgabe zugrunde, digitale Codierverfahren und insbesondere das aus der WO 88/01 811 A1 bekannte OCF-Verfahren derart weiterzubilden, dass bereits bei Datenraten von cirka 2 bit/ATW eine Codierung von Musik mit einer der Compact-Disc vergleichbaren Qualität und bei Datenraten von 1,5 bit/ATW die Codierung von Musik mit einer Qualität von guten UKW-Rundfunksendungen möglich ist.

[0007] Diese Aufgabe wird durch ein digitales Codierverfahren gemäß Patentanspruch 1, eine digitale Codiervorrichtung gemäß Patentanspruch 27, ein digitales Decodierverfahren gemäß Patentanspruch 28 oder einen digitalen Decodierer gemäß Patentanspruch 30 gelöst.

[0008] Eine erfindungsgemäße Lösung dieser Aufgabe ist in den Patentansprüchen angegeben.

[0009] Die Erfindung wird nachstehend anhand der Zeichnung näher beschrieben, in der zeigen:

[0010] Fig. 1 ein Spektrum mit ausgeprägtem Maximum,

[0011] Fig. 2 Codewörter in einem festen Raster,

[0012] Fig. 3 die Anordnung wichtiger Nachrichtenteile in einem festen Raster,

[0013] Fig. 4 schematisch den als "Bitsparkasse" dienenden Ringpuffer, und

[0014] Fig. 5 die Häufigkeitsverteilung des Spektrums.

[0015] So wird in an sich bekannter Weise ein Codierer, d. h. eine Codezuordnung verwendet, bei der die Auftrittswahrscheinlichkeit des quantisierten Spektralkoeffizienten mit der Länge des Codes derart korreliert ist, dass das Codewort um so kürzer ist, je häufiger der Spektralkoeffizient auftritt. Derartige Codierer sind auch unter der Bezeichnung Huffmancodes bekannt. Der Code wird dabei im allgemeinen einer Tabelle entnommen, deren, Länge der Anzahl der Codewörter entspricht. Falls eine große Anzahl von Codewörtern mit einer Wortlänge, die größer als die durchschnittliche Wortlänge ist, eine ähnliche Wortlänge besitzt, können alle diese Codewörter mit einem geringen Verlust an Codiereffektivität durch eine gemeinsame Kennung und einen nach-

folgenden besonderen Code, der dem Anwendungsfall angepasst ist, beschrieben werden. Dieser Code kann beispielsweise ein PCM-Code (pulscode modulation) sein. Dieses Verfahren ist insbesondere dann effizient, wenn nur wenige Werte eine große Auftrittswahrscheinlichkeit besitzen, wie es z. B. bei der Codierung von Musik in Spektraldarstellung der Fall ist.

[0016] Im folgenden soll dies an einem Beispiel erläutert werden. Dabei sei folgende Wahrscheinlichkeitsverteilung gegeben:

Wert	Wahrscheinlichkeit
0	50%
1	30%
2	15%
3 ... 15	zusammen 5%, d. h. je 0,38%

[0017] Die Entropie, d. h. die kürzest mögliche mittlere Codelänge beträgt hier 1,83275 bit.

[0018] Bei einem derartigen Anwendungsfall ist es von Vorteil, einen Huffmancode zu bestimmen, der die Werte 0, 1, 2 und eine Kennung (im folgenden mit ESC bezeichnet), in der die Werte 3 bis 15 codiert werden, beinhaltet.

Wert	Huffmancode mit ESC	Huffmancode ohne ESC
0	0	0
1	10	10
2	110	110
3	111+0011	111101
4	111+0100	111110
5	111+0101	111111
6	111+0110	1110000
7	111+0111	1110001
8	111+1000	1110010
9	111+1001	1110011
10	111+1010	1110100
11	111+1011	1110101
12	111+1100	1110110
13	111+1101	1110111
14	111+1110	1111000
15	111+0111	1111001

[0019] Bei reiner Huffman-Codierung erhält man eine mittlere Codelänge vom 1,89 bit, bei einer Codierung mit ESC dagegen eine mittlere Codelänge von 1,9 bit. Die Codeeffizienz wird bei ESC-Codierung zwar geringfügig schlechter, die Tabellengröße für den Coder und den Decoder aber um den Faktor 4 kleiner, so dass die Geschwindigkeit für den Codier- und Decodiervorgang ansteigt.

[0020] Verwendet man als Code nach dem ESC-Wert einen modifizierten PCM-Code, so lassen sich ohne Veränderung der mittleren Codelänge sogar die Werte bis 18 codieren.

Wert	Huffmancode mit ESC
0	0
1	10
2	110
3	111+0000
4	111+0001
5	111+0010
6	111+0011
7	111+0100
8	111+0101
9	111+0110
10	111+0111
11	111+1000
12	111+1001
13	111+1010
14	111+1011
15	111+1100
16	111+1101
17	111+1110
18	111+0111

[0021] Ferner existiert eine weitere Ausgestaltung, gemäss der n Spektralkoeffizienten mit $n \geq 2$ zu einem n-Tupel zusammengefasst und gemeinsam mittels eines Optimalcoders codiert werden. Optimalcoder, die jedem Spektralwert ein Codewort verschiedener Lange zuweisen, sind nur in Ausnahmefällen "optimal im Sinne der Informationstheorie". Eine weitere Reduktion der Code-Redundanz kann durch die erfindungsgemäße Codierung, bei der n Spektralkoeffizienten mit $n \geq 2$ zu einem n-Tupel zusammengefasst und gemeinsam durch Angabe eines Codewortes codiert werden, dadurch erreicht werden, dass wenigstens einem Paar von Spektralwerten ein Codewort zugeordnet wird. Die Redundanzverminderung ergibt sich zum einen daraus, dass die beiden gemeinsam codierten Spektralwerte statistisch nicht unabhängig sind, zum anderen aus der Tatsache, dass bei der Codierung von Paaren von Werten eine feinere Anpassung des Codebuchs bzw. der Codetabelle an die Signalstatistik erfolgen kann.

[0022] Dies soll im folgenden an einem Beispiel erläutert werden: Zunächst sei ein Entropiecoder (Optimalcoder) betrachtet, der Einzelwerten einzelne Codeworte zuordnet:

Datenwort	Häufigkeit	Codewort	Häufigkeit·Codelänge
0	70%	0	0,7
1	30%	1	0,3

[0023] Es ergibt sich eine mittlere Codewortlänge von 1.

[0024] Bei Betrachtung der Wahrscheinlichkeiten von Paaren von Abtastwerten ergibt sich folgender Optimalcodierer:

Datenwort	Häufigkeit	Codewort	Häufigkeit·Codelänge
00	50%	0	0,50·1
01	20%	10	0,20·2
10	20%	110	0,20·3
11	10%	111	0,10·3
			= 1,8

[0025] Die mittlere Codewortlänge pro Einzelwert ergibt sich aus der Summe der Terme "Häufigkeit·Codewortlänge", geteilt durch 2 (wegen der Codierung von Paaren von Werten). Sie ist im Beispiel 0,9. Dies ist weniger, als bei der Codierung von Einzelwerten bei Annahme derselben Signalstatistik erreichbar ist. Die Codierung von Paaren von Spektralwerten geschieht z. B. dadurch, dass der jeweils erste Spektralwert als Zeilennummer und der zweite Wert eines Paars als Spaltennummer verwendet werden, um in einer Codetabelle das jeweilige Codewort zu adressieren.

[0026] Vergrößert man die Anzahl der zusammen codierten Werte weiter, so ergibt sich im Mittel eine kleinere Codewortlänge, z. B. für 4-Tupel:

Datenwort	Häufigkeit	Codewort	Häufigkeit·Codelänge	
0000	25%	10	0,25·2	= 0,5
0001	10%	00	0,1·3	= 0,3
0010	10%	010	0,1·3	= 0,3
0011	5%	11101	0,05·5	= 0,25
0100	10%	011	0,1·3	= 0,3
0101	4%	11100	0,04·5	= 0,2
0110	4%	11001	0,04·5	= 0,2
0111	2%	00100	0,02·5	= 0,1
1000	10%	1111	0,1·4	= 0,4
1001	4%	11011	0,04·5	= 0,2
1010	4%	11010	0,04·5	= 0,2
1011	2%	110001	0,02·6	= 0,12
1100	5%	0011	0,05·4	= 0,2
1101	2%	110000	0,02·6	= 0,12
1110	2%	001011	0,02·6	= 0,12
1111	1%	001010	0,01·6	= 0,06
				3,5

[0027] Die mittlere Codelänge beträgt also im Beispiel 3,57/4 = 0,89 bit.

[0028] Ferner ist es auch möglich, eine gemeinsame Codierung dadurch auszuführen, dass Spektralkoeffizienten gleicher Nummer aus aufeinanderfolgenden Blöcken zu einem Paar bzw. einem n-Tupel zusammengefasst und gemeinsam durch Angabe eines Codeworts codiert werden. Dies soll im folgenden am einem Beispiel erläutert werden, bei dem zur Vereinfachung zwei Datenblöcke gemeinsam codiert werden; auf die gleiche Weise können aber auch mehr Datenblöcke zusammengefasst werden:
Es seien x(1), x(2), ..., x(n) die Frequenzkoeffizienten eines Blockes, y(1), y(2), ..., y(n) die des darauf folgenden Blockes.

1) Die zu codierenden Spektralwerte zweier aufeinanderfolgender Datenblöcke werden zusammen codiert. Dazu wird aus jedem der beiden Blöcke der quantisierte Spektralwert mit der gleichen Nummer genommen und dieses Paar codiert, d. h. zeitlich aufeinanderfolgende Werte der gleichen Frequenz werden zusammen codiert. Die Korrelation zwischen diesen ist bei quasistationären Signalen sehr groß, d. h. ihr Betrag variiert nur wenig. Die dazugehörige Quantisiererinformation ist für beide Datenblöcke wegen der gemeinsamen Codierung nur einmal erforderlich.
Es werden die Paare (x(1) y(1), (x(2)), ..., (x(n)y(n)) zusammen codiert.
2) Die Beträge zweier aufeinander folgender Spektralwerte eines Blockes sind bei "glatten" Spektren miteinander korrelliert. Für solche Signale ist es sinnvoll zwei Spektralwerte eines Blocks zusammen zu codieren.
Es werden die Paare (x(1)x(2)), (x(3)x(4)), ..., (x(n – 1)x(n)) zusammen codiert. Abhängig von der Transformation sind auch andere Zusammenfassungen von Werten sinnvoll.
3) Die Umschaltung zwischen 1) und 2) kann zum Beispiel durch ein Kennbit übertragen werden.

[0029] Für mehr als zwei gemeinsam codierte Werte können beide Möglichkeiten kombiniert werden: Für 4-Tupel sind z. B. folgende Möglichkeiten sinnvoll:

a) je ein Wert aus vier aufeinanderfolgenden Blöcken
b) je zwei Werte aus zwei aufeinanderfolgenden Blöcken
c) vier Werte aus einem Block

[0030] Bei den Fällen a) und b) kann man Zusatzinformation einsparen.

[0031] Selbstverständlich ist es nicht nur möglich, dass die Codierung durch Bildung von Paaren oder n-Tupeln von je einem Spektralwert jedes Datenblocks geschieht oder dass die Codierung durch Bildung von n-Tupeln von mehr als einem Spektralwert jedes Datenblocks erfolgt, sondern es ist auch möglich, dass zur Bildung der Paare oder n-Tupel von Spektralwerten zwischen Paaren oder n-Tupeln von aufeinanderfolgenden Datenblöcken und Paaren oder n-Tupeln von in der Zählung nach Frequenzwerten aufeinanderfolgenden Spektralwerten umgeschaltet wird.

[0032] Bei einem Codierverfahren, das entsprechend dem OCF-Verfahren arbeitet, wird aus den Werten für die Anzahl der durchgeführten Iterationschritte, für die Anfangsquantisierungsstufenhöhe, dem Wert für die Ungleichmäßigkeit des Verlaufs des Spektrums sowie weiterer Pegelinformationen aus dem Gang der Berech-

nung ein Gesamtverstärkungsfaktor berechnet, der als Zusatzinformation statt der Einzelwerte zum Empfänger übertragen wird. Es 5 werden Zusatzinformationen übertragen: Im OCF-Verfahren, das in der einleitend genannten WO 88/01811 beschrieben ist, werden getrennte Werte für einen Faktor der Pegelsteuerung, die Anzahl der in der inneren Schleife erfolgten Iterationen sowie ein Maß für die spektrale Ungleichverteilung (spectral flatness measure sfm) vom Coder zum Decoder übertragen. Erfindungsgemäß wird aus diesen Werten ein gemeinsamer "Gesamtverstärkungsfaktor" ermittelt und zum Empfänger übertragen. Die Berechnung des Gesamtverstärkungsfaktors erfolgt, indem alle Einzelwerte als Exponenten eines bestimmten Zahlenwertes ausgedrückt und die Faktoren zueinander addiert werden.

[0033] Dies soll im folgenden anhand eines Beispiels erläutert werden:
Es seien folgende Verstärkungsoperationen mit dem Signal möglich (a, b, c sind ganze Zahlen):

1) Pegelanpassung: Verstärkungsstufen mit 2^a
2) Quantisierung:
a) Startwert für Quantisierer in Stufen zu $(\sqrt[4]{2})^c = 1{,}682^b$
b) Vergröberung des Quantisierers in Stufen zu $(\sqrt[4]{2})^c = 1{,}189^c$

[0034] Die Quantisierung entspricht einer Division, d. h. einer Abschwächung. Deshalb müssen so gebildete Faktoren negativ genommen werden.

[0035] Der gemeinsame Faktor dafür beträgt also $f = \sqrt[4]{2}$.
zu 1) $f^{4a} = 2^a$
zu 2a) $f^{3b} = (\sqrt[4]{8})^b$
zu 2b) $f^c = (\sqrt[4]{2})^c$

[0036] Der Gesamtverstärkungsfaktor beträgt damit $f^{4a-3b-c}$, nur der ganzzahlige Exponent wird zum Decoder übertragen. Die Anzahl der nötigen Bit ist durch, die Wortlänge der Eingangsdaten (i. a. 16 bit) und die Transformationslänge (ergibt maximale Dynamik) bestimmt.

[0037] Weiterhin ist es möglich, der Zusatzinformation eine variable Datenrate zuzuweisen (bzw. dass die Codierung der Zusatzinformation durch einen Code mit variabler Wortlänge erfolgt):
Die Korrekturfaktoren, mit denen die Einhaltung der erlaubten Störung erreicht wird, müssen als zusätzliche Pegelinformationen je Frequenzgruppe zum Empfänger übertragen werden. Erfindungsgemäß wird eine Reduktion der mittleren dazu notwendigen Datenrate dadurch erreicht, dass in einem Steuerwort die Länge der folgenden Datenworte codiert wird und jeweils nur die zur Übertragung notwendige Wortlänge verwendet wird. Dies soll im folgenden ebenfalls an einem Beispiel erläutert werden:

Annahmen:

Zahl der Frequenzgruppen:	3
maximale Zahl der Iterationen	8

[0038] Übertragen wird die Anzahl der Verstärkungen pro Frequenzgruppe. Ohne die variable Datenrate der Zusatzinformation wären dazu $3 \cdot 3 = 9$ bit notwendig.

[0039] Es werde (im Beispiel) die maximale Zahl der Verstärkungen folgendermaßen verschlüsselt:

Keine Verstärkung	0
Höchstens eine Verstärkung	1
Höchstens drei Verstärkungen	2
höchstens sieben Verstärkungen	3

[0040] Das jeweilige Codewort gibt direkt die Zahl der Bits an, die notwendig sind, um den maximalen Verstärkungswert zu codieren.

[0041] Das Ergebnis der psychoakustischen Iterationsschleife sei im Beispiel (0 0 2) d. h. die Frequenzgruppe 3 wurde zweimal verstärkt, die anderen Frequenzgruppen nicht. Dies kann mit folgender Bitfolge codiert werden:
10 00 00 10, also mit insgesamt 8 bit.

[0042] Ferner wird in an sich bekannter Weise ein Codierer verwendet, bei dem die Auftrittswahrscheinlichkeit des quantisierten Spektralkoeffizienten mit der Länge des Codes in einer sog. Codetabelle derart korreliert ist,

dass das Codewort umso kürzer ist, je häufiger der Spektralkoeffizient auftritt (sog. Huffmancode), und bei dem n Codetabellen mit n > 1 verwendet werden, die dem jeweils zu codierenden akustischen Signal angepasst sind, und bei dem zusammen mit den codierten Werten die Nummer der verwendeten Codetabelle übertragen bzw. gespeichert wird.

[0043] Gemäss dem vorstehenden Verfahren wird somit in an sich bekannter Weise ein Codier verwendet, der nach einem sogenannten Huffman-Code arbeitet. Erfindungsgemäß werden nunmehr jedoch n Codetabellen mit n ≥ 1 und mit unterschiedlicher Länge verwendet, die dem jeweils zu codierenden akustischen Signal angepasst sind. Zusammen mit den codierten Werten wird die Nummer der verwendeten Codetabelle übertragen bzw. gespeichert.

[0044] Die mittlere Codelänge eines Huffmancodes hängt nämlich von der Anzahl der verschiedenen Zeichen im Code ab. Deshalb ist es sinnvoll, einen Huffmancode zu wählen, der nicht mehr als die nötige Anzahl an Werten enthält. Wählt man als Auswahlkriterium für die Codetabelle den maximal zu codierenden Wert, so können alle aktuell vorkommenden Werte codiert werden.

[0045] Hat man mehrere Codebücher bzw. Codetabellen zur Verfügung, so kann man anhand der zu codierenden Werte die beste Tabelle auswählen und als Zusatzinformation die Codetabellen-Nummer übertragen. Eine Vorauswahl unter den Codetabellen kann über den maximal zu codierenden Wert geschehen.

[0046] Nur zur Ergänzung sei angefügt, dass beispielsweise sehr rauhe Spektren, wie sie von Blech-Blasinstrumenten erzeugt werden, eine andere Statistik, bei der kleine Werte häufiger vorkommen, als glatte Spektren haben, wie sie beispielsweise von Streichinstrumenten oder Holzblasinstrumenten erzeugt werden.

[0047] Ferner existiert eine Weiterbildung, bei der zusätzlich oder anstelle der vorstehend genannten Zuordnung von verschiedenen Tabellen unterschiedlichen spektralen Bereichen unterschiedliche Codetabellen zugeordnet werden. Bei Spektren mit einem ausgeprägten Maximum bringt es nämlich einen Gewinn, dieses in einzelne Bereiche zu teilen und für jeden Teilabschnitt einen optimalen Huffmancode zu wählen.

[0048] Fig. 1 zeigt ein derartiges Spektrum, bei dem sich das Maximum des Spektrums etwa in der Mitte des Spektralbereichs befindet. Hier kann man beispielsweise den Bereich in vier Bereiche teilen:
Im ersten Bereich wird ein Huffmancode mit 18 Werten, im zweiten ein Code mit mehr als 32 Werten, im dritten wiederum ein Code mit 16 Werten und im vierten Bereich ein Code mit 8 Werten verwendet. Dabei ist es bevorzugt, wenn bei der Codetabelle mit mehr als 32 Werten eine Tabelle verwendet wird, bei der zur Reduzierung der Tabellengröße des Coders einem Teilbereich der Werte direkt ein Codewort zugewiesen wird, und ausserhalb dieses Teilbereichs liegenden Werten eine gemeinsame Kennung sowie ein besonderer Code zugewiesen wird, und bei der Codewörter mit größerer Wortlänge als die durchschnittliche Wortlänge durch eine gemeinsame Kennung und einen nachfolgenden PCM-Code beschrieben werden. Dies ist in Fig. 1 durch "TAB mit ESC" bezeichnet.

[0049] Die Huffman-Codes werden bei dem bezeigten Beispiel nach dem Maximum der Abschnitte ausgewählt, wobei Codes jeweils für 2, 4, 8 usw. Werte zur Verfügung stehen. Ohne diese Aufteilung müsste der Code für mehr als 32 Werte auf das gesamte Spektrum Anwendung finden, so dass die benötigte bit-Zahl für den Block deutlich höher wäre.

[0050] Als Zusatzinformation müssen die Aufteilungspunkte und die Codetabellennummer für jeden Abschnitt übertragen werden.

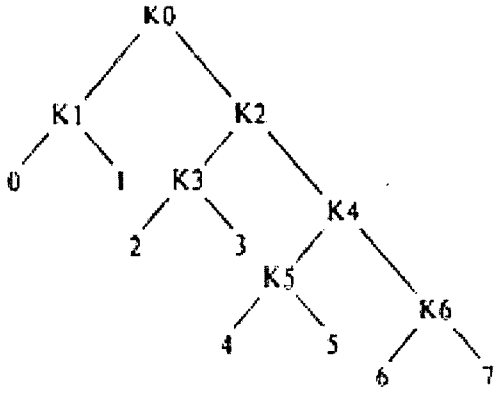
[0051] Die Auswahl des Huffmancodes für jeden Abschnitt kann insbesondere nach Überlegungen erfolgen, bei denen Spektralkoeffizienten insbesondere gleicher Nummer aus wenigstens zwei aufeinanderfolgenden Blöcken zu einem Paar bzw. einem n-Tupel zusammengefasst und gemeinsam durch Angabe eines Codeworts codiert werden.

[0052] Bei einer vorteilhaften Möglichkeit der Decodierung der bereits genannten Huffmancodes wurde in an sich bekannter Weise ein Codierer verwendet wird, bei dem die Auftrittswahrscheinlichkeit des quantisierten Spektralkoeffizienten mit der Länge des Codes derart korreliert ist, dass das Codewort umso kürzer ist, je häufiger der Spektralkoeffizient auftritt (sog. Huffmancode), wobei zur Decodierung eine Tabelle verwendet wird, in der Wertepaare gespeichert sind, von denen der erste Wert des Paares jeweils die Adresse enthält, die im Falle einer "0" im zu dekodierenden Wert anzuspringen ist, wobei der zweite Wert des Paares die Adresse im Falle einer "1" enthält, und wobei Tabellenwerte ohne Adressangabe das Codewort bezeichnen.

[0053] Hierzu wird der Baum, der sich bei der Erstellung des Codes ergibt, nachgebildet. Wegen der Bedingung, dass kein Codewort der Anfang eines weiteren Codewortes sein kann, ergibt sich vom "Stamm" ausgehend nur ein möglicher Weg zum zugehörigen Codewort. Um zum Codewort zu gelangen wird, von vorne beginnend, jeweils ein Bit des Codewortes benützt, um bei Verzweigungen im Baum den Weg festzulegen. Die praktische Realisierung erfolgt mittels einer Tabelle von Adresspaaren, die immer vom ersten Paar beginnend abgearbeitet wird. Der erste Wert des Paares enthält dabei jeweils die Adresse der nächsten Verzweigung, die im Falle einer "0" im zu dekodierenden Wert anzuspringen ist, der zweite Wert die Adresse der Verzweigung im Falle einer "1". Jede Adresse wird als solche markiert. Gelangt man zu einem Tabellenwert ohne diese Markierung, so ist ein Codewort erreicht. Der Tabellenwert entspricht in diesem Fall dem zu dekodierenden Wert. Das nächste folgende zu dekodierende Bit ist folglich das erste Bit des folgenden Codewortes. Mit diesem beginnend erfolgt ein erneutes Durchlaufen der Tabelle vom ersten Adresspaar an.

[0054] Im folgenden soll hierfür ein Beispiel erläutert werden:

Wert	Huffmancode	Codebaum
0	00	
1	01	
2	100	
3	101	
4	1100	
5	1101	
6	1110	
7	1111	



Dekodiertabelle:

&0	&1	&2	&3	&4	&5	&6	&7
&1/&4	&2/&3	0/--	1/--	&5/&8	&6/&7	2/--	3/--

&8	&9	&10	&11	&12	&13	&14
&9/&12	&10/&11	4/--	5/--	&13/&14	6/--	7/--

[0055] Das Zeichen & kennzeichnet eine Adresse.

```
Dekodierbeispiel:   1101 = 5

&0                  1                   ==> &4
&4                      1               ==> &8
&8                          0           ==> &9
&9                              1       ==> &11
&11                                     ==> keine Adresse
                                        ==> dek. Wert = 5
```

[0056] Im Fall, dass der Huffmancode für Wertepaare erstellt wurde, kann am zweiten, im obigen Beispiel freien Tabellenplatz, der zugehörige zweite Wert untergebracht werden. Sinngemäß kann dieses Verfahren auch zur Dekodierung für Huffmancodes verwendet werden, die mehr als 2 Werte zusammen codieren.

[0057] Bei Codierungen, bei denen der Beginn eines Codewortes nur durch das Ende des vorhergehenden Codewortes bestimmt ist (wie dies beispielsweise beim Huffmancode der Fall ist) führt ein Übertragungsfehler

zu einer Fehlerfortpflanzung. Ordnet man einen Teil der Codewörter in einem Raster an, wobei die restlichen Codewörter in die verbleibenden Lücken verteilt werden, wobei die Länge des Rasters beispielsweise größer oder gleich der des längsten Codewortes ist, so kommt es für diesen Teil der Codewörter zu keiner Fehlerfortpflanzung mehr, da ihr Beginn nicht mehr durch das Ende des vorhergehenden Codewortes bestimmt ist. Die restlichen Codewörter werden in die verbleibenden Lücken verteilt. Ein Beispiel hierfür zeigt Fig. 2. Wird die verwendete Codetabelle derart aufgebaut, dass man aus den ersten Stellen der Codewörter bereits auf den Bereich der Codetabelle schließen kann, so kann die Länge des verwendeten Rasters auch kleiner als die Länge des längsten Codewortes sein. Die nicht mehr ins Raster passenden Stellen werden wie die restlichen Codewörter in die verbleibenden Lücken verteilt. Durch die Verwendung dieser kürzeren Rasterlänge lassen sich mehr Codewörter in diesem Raster anordnen und die Fehlerfortpflanzung beschränkt sich auf die letzten Stellen dieser Codewörter, die durch die oben beschriebene Struktur der Codetabelle nur von untergeordneter Bedeutung sind. Diese Umsortierung führt zu keiner Verminderung der Codeeffizienz.

[0058] Auch dies soll im folgenden anhand eines Beispiels erläutert werden:

WERT	Codewort
0	0
1	100
2	101
3	110
4	111

[0059] Bereits die ersten beiden Stellen entscheiden, ob der Wert aus dem Bereich "0", "1–2" oder "3–4" ist. Daher wird eine Rasterlänge vom 2 gewählt. Es soll folgende Wertefolge codiert übertragen werden:

Wertefolge	2	0	4	0
Codewörter	101	0	111	0

[0060] Ohne Codesortierung ergibt ein Bitfehler im ersten Bit die Bitfolge

	001	0	111	0
zerlegt also	0	0	101	110
decodiert	0	0	2	3

mit Codesortierung (Rasterlänge 2) ergibt sich folgende Bitfolge

zunächst	10	0	11	0
Rest	1		1	
Rest mit Lücken	10	0 1	11	0 1

mit einem Bitfehler im ersten Bit ergibt sich die Bitfolge

	00	01	11	01
Bereich	0	0	3–4	0

d. h. nur für das gestörte Codewort konnte der Bereich nicht mehr richtig dekodiert werden.

[0061] Weiterhin ist es möglich, wichtige Nachrichtenteile in einem festen Raster anzuordnen, wobei zur Verbesserung der Übertragungssicherheit kontinuierlich aufeinanderfolgender Nachrichten mit unterschiedlicher Wichtigkeit ein äquidistantes Raster vorgegeben wird, dessen Rasterlänge der mittleren Länge der zu übertragen Nachrichten entspricht, und dass die wichtigsten Nachrichtenteile in diesem Raster angeordnet werden, und dass ggf. zusätzlich zu den wichtigsten Nachrichtenteilen in diesem Raster die Position der weniger wichtigen Nachrichten übertragen wird.

[0062] Die Übertragungssicherheit kontinuierlich aufeinander folgender Nachrichten unterschiedlicher Länge mit Nachrichtenteilen unterschiedlicher Wichtigkeit lässt sich also folgendermaßen verbessern: Die mittlere Nachrichtenlänge des kontinuierlichen Bitstromes stellt den Abstand der Punkte eines äquidistanten Rasters dar. Die wichtigsten Nachrichtenteile werden nun in diesem festen Raster angeordnet. Zusätzlich wird in diesem wichtigen Informationsteil die Position des zugehörigen weniger wichtigen Teils mit übertragen. Durch den äquidistanten Abstand der wichtigsten Information ist im Falle eines Übertragungsfehlers die Neusynchronisation leichter zu erreichen.

[0063] Im folgenden soll die Fehlerbegrenzung bei Entropiecodes erläutert werden, bei der zur Ermittlung des Beginns des nächsten Nachrichtenblocks im Falle eines Übertragungsfehlers eine Blockanfangsmarkierung und zusätzlich die Entropiecodelänge übertragen werden:
Im Falle eines Bitfehlers im Entropiecode gehen im Fehlerfall in der Regel alle der Fehlerstelle folgenden Informationen verloren. Durch Markierung des Blockanfangs mit einem bestimmten Bitmuster und der zusätzlichen Übertragung der Entropiecodelänge lässt sich der entstehende Fehler auf den Nachrichtenblock, der den Bitfehler enthält, begrenzen. Dies geschieht folgendermaßen:
Nach erfolgreicher Decodierung einer Nachricht müsste der Beginn des nächsten Nachrichtenblocks und damit eine Blockanfangsmarkierung folgen. Ist dies nicht der Fall, wird mit Hilfe der Entropiecodelänge überprüft, ob die Decodierung sich an der nach der Entropiecodelänge zu erwartenden Stelle befindet. Ist dies der Fall, wird ein Fehler in der Blockanfangsmarkierung angenommen und korrigiert. Ist dies nicht der Fall, wird geprüft, ob an der durch die Entropiecodelänge angegebene Bitstromposition eine Blockanfangsmarkierung folgt, die dann mit großer Wahrscheinlichkeit den Beginn des nächsten Blocks markiert. Wird keine Blockanfangsmarkierung getroffen liegen mindestens 2 Fehler (Decodierung/Blockanfangsmarkierung oder Entropiecodelänge/Decodierung oder Blockanfangsmarkierung/Entropiecodelänge) vor und es muss neu synchronisiert werden.

[0064] Weiterhin ist es möglich, einen Synchronisationsschutz bzw. eine Synchronisationserkennung vorzusehen wobei zur Unterscheidung von in den Datenstrom bewusst eingefügten Synchronwörtern von zufällig vorhandenen an die bewusst eingefügten zusätzliche "bits" anfügt werden:
Bei kontinuierlichen Datenströmen, die aus Blöcken unterschiedlicher Länge zusammengesetzt sind, ergibt sich das Problem, dass Synchronwörter zur Kennzeichnung der Blockanfänge sich auch zufällig im Datenstrom befinden können. Die Wahl sehr langer Synchronwörter verringert zwar diese Wahrscheinlichkeit, kann sie aber zum einen nicht zu null setzen und führt zum anderen zu einer Verminderung der Übertragungskapazität. Ein Paar von Schaltungen, das einem gefundenen Synchronwort am Blockanfang eine "1" und innerhalb eines Blockes eine "0" anhängt (bzw. umgekehrt am Blockanfang eine "0" und sonst eine "1"), ist aus der Literatur bekannt (z. B.: intel "BITBUS"-frameformat). Die Anwendung zur Übertragung von codierten Musiksignalen ist erfindungsgemäß. Angepasst an diese Anwendung enthält die "Synchronisationserkennung" die Möglichkeit, in Bereichen, in denen ein Synchronwort erwartet wird, dieses als solches zu akzeptieren, auch wenn es durch Übertragungsfehler in einigen Stellen verändert wurde.

[0065] So gibt es die Beschränkung der Maximalzahl der Iterationen, wobei die äußere Iterationsschleife abgebrochen wird, falls die innere Schleife innerhalb der maximalen Iterationszahl nicht sicher beendet werden kann:
Ziel ist die Begrenzung der zur Quantisiererkennzeichnung zu übertragenden Bits. Ausgehend von einem Quantisiererstartwert ist nur eine begrenzte Abweichung von diesem Startwert zugelassen, die mit n Bit dargestellt werden kann. Zur Einhaltung dieser Bedingung wird vor jedem Durchgang durch die äußere Schleife geprüft, ob noch gewährleistet ist, dass ein weiterer Aufruf der inneren Schleife mit einem gültigen Ergebnis beendet werden kann.

[0066] Auch dies soll im folgendem anhand eines Beispiels erläutert werden:
Ausgehend vom Quantisiererstartwert wird der Quantisierer in Stufen von $q = \sqrt[4]{2}$ verändert. Im ungünstigsten Fall werden in der äußeren Schleife alle Frequenzgruppen verstärkt um den Faktor 2. Sind noch 4 Vergröberungen des Quantisierers um $q = \sqrt[4]{2}$ möglich, ist gewährleistet, dass die innere Schleife mit einem in den erlaubten Bitrahmen passenden Ergebnis beendet wird. Zur Übertragung sind für die Abweichung vom Startwert 5 Bit vorgesehen, so dass als Abweichung vom Startwert maximal 31 möglich ist. Die innere Schleife wird also nicht mehr aufgerufen, falls bereits 28 oder mehr erreicht ist, da in diesem Fall nicht mehr sichergestellt ist, dass mit der erlaubten Bitzahl der Block codiert werden kann.

[0067] So gibt es eine Weiterbildung, die die Psychoakustik verbessert, bei der zur Berechnung der "erlaubten Störung" für einen Datenblock eine Analyse der Signalenergie in den verschiedenen Frequenzgruppen durchgeführt wird, und bei der jeweils die Werte des vorhergehenden Blocks, die um einen "Vergessens-Faktor" korrigiert sind, sowie die Werte des aktuellen Blocks gemeinsam zur Berechnung der "erlaubten Störung" herangezogen werden:
Das verwendete, erfindungsgemäße Verfahren soll anhand eines Beispiels beschrieben werden. Um das Beispiel einfach zu halten, sei die Zahl der Frequenzgruppen zu 2 angenommen. Die Werte für die jeweils erlaubte Störung etc. sind ebenfalls Beispielswerte, die in der praktischen Ausführung des Codierverfahrens anders gewählt werden:
Es sei die erlaubte Störung = 0,1·Signalleistung je Frequenzgruppe. Die Leistungswerte sind ohne Maßangabe angegeben. Der Maßstab kann willkürlich gewählt werden, da nur Verhältnisangaben und nicht der Absolutbe-

trag der Leistungswerte Verwendung finden.

	Frequenzgruppe	Leistung	erlaubte Störung
erster Block	FG 1:	50.	5.
	FG 2:	60.	6.
zweiter Block	FG 1:	1000.	100.
	FG 2:	100.	10.

[0068] Der "Vergessensfaktor", mit dem berücksichtigt wird, dass die Signalleistung des jeweils vorhergehenden Blocks weniger in die Berechnung der aktuell erlaubten Störung eingeht als die Signalleistung des aktuellen Blocks, sei zu 2 gewählt. Die erlaubte Störung im zweiten Block wird dann berechnet als Minimum der aus den Daten des zweiten Blocks errechneten erlaubten Störung und der aus den Daten des ersten Blocks errechneten, korrigiert um den Vergessensfaktor. Es ergibt sich im Beispiel für den zweiten Block für die Frequenzgruppe FG 1:
$\min(2 \cdot 6,100) = 12$ und für FG 2: $\min(2 \cdot 5,10) = 10$ als erlaubte Störung.

[0069] Dass die Zahl zur Codierung eines Datenblocks zur Verfügung stehenden Bits in Abhängigkeit von den Signaleigenschaften so geändert wird, dass einerseits im Mittel eine konstante Datenrate eingehalten wird, und die Summenabweichung von diesem Mittelwert nicht höher als ein bestimmter vorher festgesetzter Wert sowie nicht geringer als ein anderer vorher festgesetzter Wert ist, und dass andererseits Signalblöcken mit größerem Abstand zwischen Signalleistung in den einzelnen Frequenzgruppen unter jeweiligen "erlaubten Störung" eine größere aktuelle Datenrate "zur Verfügung stehende Bitzahl" zugeteilt wird als Signalblöcken mit einem geringerem Abstand kennzeichnet eine "Bitsparkasse":
Im einfachsten Fall wird, wie schon in der WO 88/01811 beschrieben, für jeden Block eine bestimmte Datenrate (Bitzahl) zur Verfügung gestellt. Sofern nicht die gesamte Datenrate zur Codierung des Blockes Verwendung findet, werden die "übriggebliebenen" Bits der für den nächsten Block zur Verfügung stehenden Bitzahl dazugefügt.

[0070] In der erfindungsgemäßen Erweiterung dieses Verfahrens werden eine maximale untere und obere Summenabweichung der Datenrate zugelassen. Die Summenabweichung der Datenrate (Abweichung der Bitzahlsummen der Datenblöcke von der aus der gewünschten konstanten Datenrate errechenbaren Bitzahlsumme) wird "Bitsparkasse" genannt.

[0071] Die Bitsparkasse wird gefüllt durch die im Normalbetrieb jeweils nicht vollständige Nutzung der aktuell zur Verfügung stehenden Bitzahl. Solange nicht eine obere Grenze der Bitsparkasse (= untere Grenze der Abweichung der Summenbitzahl) erreicht ist, werden jedem Block von neuem nur die aus der mittleren Datenrate errechenbare Bitzahl zur Verfügung gestellt, nicht jedoch die im jeweils vorhergehenden Block "übriggebliebenen" Bits.

[0072] Wenn z. B. bei starken Pegelanstiegen des Signals (z. B. Triangel) für einen Datenblock aufgrund der Berücksichtigung der erlaubten Störung des letzten Datenblocks (siehe oben) eine deutlich geringere erlaubte Störung errechnet wird, als dies ohne die Berücksichtigung der Daten des letzten Blocks der Fall wäre, dann werden der inneren Iterationsschleife des aktuellen Blocks mehr Bits zur Codierung zur Verfügung gestellt und der Wert der Summenabweichung ("Bitsparkasse") entsprechend korrigiert. Die Zahl der zusätzlichen Bits wird so gewählt, dass die maximale Summenabweichung ("Mindeststand der Bitsparkasse") nicht überschritten werden kann. Im obigen Beispiel könnte die Zahl der zusätzlichen Bits z. B. wie folgt berechnet werden:
In der ersten Frequenzgruppe des zweiten Blocks wäre die erlaubte Störung = 100., wenn die Daten des ersten Blocks nicht berücksichtigt würden. Das Verhältnis zwischen erlaubter Störung mit und ohne Berücksichtigung der Daten des letzten Blockes ist also $100/12 = 8.33$, das sind ca. $10 \cdot \log(8.33) = 9.2$ dB.

[0073] Wenn angenommen wird, dass das Quantisierungsrauschen bei Quantisierung mit einem zusätzlichen Bit pro Wert um ca. 6 dB gesenkt wird, dann sind pro Spektralwert der Frequenzgruppe ca. 1,5 bit notwendig, um die geringere erlaubte Störung zu erreichen. Die Zahl der aus der Bitsparkasse zu verwendenden Bits beträgt also im Beispiel 1,5·Zahl der Spektralwerte der Frequenzgruppe.

[0074] Dass zur Synchronisation von Codierverfahren mit beliebigem Verhältnis von Eingangs- und Ausgangsbittakt, der "Füllstand" eines mit einem Ausgangsbit-Takt ausgelesenen Puffers als Regelgröße für die zu vergebende Bitzahl dient, kennzeichnet die Synchronisation von Ausgangs- und Eingangsbittakt:
Bei Codiersystemen mit beliebigem Verhältnis von Eingangs- zu Ausgangsbittakt besteht das Problem, dass die zu vergebende Bitzahl ein unendlicher Bruch sein kann. Damit ist die Synchronisation durch eine Langzeit-

mittelung der zu vergebenden Bitzahl, die bei einem endlichen Bruch möglich wäre, ausgeschlossen. Ein Auseinanderlaufen von Eingang und Ausgang wird durch eine Regelung verhindert, die den Abstand von Ein- und Ausgabezeiger eines Pufferspeichers beobachtet. Wird der Abstand geringer, wird die Bitzahl verringert und umgekehrt. Bei einem konstanten Verhältnis von Eingangs- zu Ausgangsbittakt bzw. bei einem um einen konstanten Mittelwert variierenden Verhältnis von Eingangs- zu Ausgangsbittakt ist es ausreichend die zu vergebende Bitzahl um jeweils 1 Bit zu variieren. Die maximale Abweichung vom Mittelwert bestimmt jedoch die vorzusehende minimale Puffergrösse. Dies soll anhand von Fig. 4 an einer konkreten OCF-Implementierung erläutert werden:
Eingangsdaten sind Abtastwerte, die mit konstanter Frequenz angeliefert werden. Der Ausgang ist an einen Kanal mit konstanter Bitrate angeschlossen. Damit ist ein konstantes mittleres Verhältnis von Eingangs- zu Ausgangsbittakt vorgegeben. Im Coder kann die pro Block an den Ausgang weitergegebene Bitzahl, bedingt durch die Bitsparkasse, schwanken. D. h. es gibt Blöcke für die mehr oder weniger als die durchschnittliche pro Block verfügbare Bitzahl (== Eingangsbittakt/Ausgangsbittakt·Blocklänge), die eine nichtnatürliche Zahl sein kann, an den Ausgang weitergegeben wird. Diese Schwankung wird durch ein FIFO (Ringpuffer) am Ausgang ausgeglichen. Die FIFO-Länge ist entsprechend dem maximalen Inhalt der Bitsparkasse gewählt. Ist die durchschnittliche pro Block verfügbare Bitzahl eine nichtnatürliche Zahl, muss entweder die nächst größere bzw. die nächst kleinere natürliche Bitzahl pro Block vergeben werden. Wird die nächst größere bzw. nächst kleinere gewählt, werden die FIFO-Eingangs- und Ausgangszeiger aufeinanderzulaufen bzw. auseinanderlaufen. Um den Sollabstand werden nun in beide Richtungen Sollabstände definiert, bei deren Überschreiten vom nächst größeren zum nächst kleineren (oder umgekehrt) umgeschaltet wird. Dabei wird als Startwert für die zu vergebende Bitzahl eine dieser beiden Näherungen vorgegeben. Bei ausreichender Puffergröße lässt sich diese Regelung auch dazu benützen, diesen Startwert zu ermitteln. Im Zusammenhand mit der Bitsparkasse muss vor dem Pointervergleich der Inhalt der Bitsparkasse berücksichtigt werden.

[0075] Wird die Bitzahl um mehr als ein Bit variiert, ist dieses Verfahren auch dann anzuwenden, wenn kein konstanter Mittelwert vorliegt. Aus der Differenz der Pointer wird in diesem Fall die Korrekturbitzahl berechnet.

[0076] Die Ansprüche 19 f. geben Weiterbildungen an, die u. a. die Nachverdeckung verbessern: Erfindungsgemäß wird zur Berechnung der erlaubten Störung die Signalenergie in den vorhergehenden Datenblöcken einbezogen, indem die erlaubte Störung von einem Datenblock zum nächsten nach Beachtung sämtlicher anderer Parameter zur Bestimmung der aktuellen erlaubten Störung jeweils höchstens um einen bestimmten Faktor abnimmt.

[0077] Auch dies soll im folgenden anhand eines Beispiels erläutert werden:
Die erlaubte Störung in der Frequenzgruppe 1 sei im Block 1 gleich 20. Im Block 2 sei die Signalleistung in FG1 gleich 50. Bei einer angenommenen erlaubten Störung von 0,1·Leistung in der Frequenzgruppe wäre die erlaubte Störung gleich 5. Wenn der "Nachverdeckungsfaktor" als –3 dB pro Block angenommen wird, das entspricht einer Halbierung der Leistung, dann wird die erlaubte Störung im Block zu 10 (= 0,5·20) berechnet.

[0078] Ferner ist es möglich, ein Anpassung an verschiedene Bitraten vorzunehmen:
Der Iterationsblock der OCF verteilt die für den Block zur Verfügung stehende Bitzahl entsprechend der Vorgabe der "erlaubten Störung" je Frequenzgruppe. Zur Optimierung des Ergebnisses wird die Berechnung der "erlaubten Störung" der zur Verfügung stehenden Bitzahl angepasst. Ausgangspunkt ist hierbei die tatsächliche Mithörschwelle, die bei einer "erlaubten Störung" ESO noch nicht verletzt wird. Der für eine bestimmte Bitrate geforderte Störabstand wird so gewählt, dass im Mittel ein gleichmäßiger Verlauf, des Störspektrums erreicht wird. Je niedriger die zu vergebende Gesamtbitzahl liegt, umso weniger Störabstand je Gruppe wird gefordert. Dabei wird zwar in einer mit immer niedrigeren Bitraten steigende Anzahl von Blöcken die errechnete Mithörschwelle verletzt, doch insgesamt ein gleichmäßiger Störverlauf erreicht. Im Gegensatz dazu kann bei höheren Bitraten ein zusätzlicher Sicherheitsabstand zur Mithörschwelle erreicht werden, der z. B. Nachbearbeitung oder Mehrfachcodierung/decodierung des Signals erlaubt.

[0079] Als weitere Maßnahme ist eine Bandbreitenbegrenzung durch Löschen bestimmter Frequenzbereiche vor Berechnung der "erlaubten Störung" möglich. Dies kann statisch geschehen oder dynamisch, falls in mehreren Blöcken hintereinander der geforderte Störabstand nur schlecht eingehalten wird.

[0080] Bei einem steilem Abfall der Verdeckung zu tiefen Frequenzen hin, d. h. bei der Berechnung der erlaubten Störung ist besonders zu berücksichtigen, dass nur ein geringer Verdeckungseffekt von hohen zu tiefen Frequenzen hin besteht. Die in 1. Näherung berechnete erlaubte Störung wird deshalb, im Falle eines starken Energieanstiegs im Spektrum für die Frequenzgruppen unterhalb des Anstiegs nach unten korrigiert.

[0081] Weiterhin wird erfindungsgemäß die Quantisiererkennlinie verbessert:
Bei Quantisierung und Rekonstruktion wird die Statistik der unquantisierten Werte beachtet. Diese nimmt in einer gekrümmten Kennlinie streng monoton ab. Dadurch liegt der Erwartungswert jedes Quantisierungsintervalls nicht in der Mitte des Intervalls, sondern näher zu den kleineren Werten verschoben (Fig. 5).

[0082] Um den kleinsten Quantisierungsfehler zu erhalten sind zwei Vorgehensweisen möglich:

a) Vorgabe einer Quantisierungskennlinie: Anhand der Quantisierungskennlinie und der statistischen Verteilung der zu quantisierenden Werte wird für jedes Quantisierungsintervall der Erwartungswert bestimmt und als Tabelle für die Rekonstruktion im Decoder verwendet. Der Vorteil dieses Vorgehens liegt in der einfachen Realisierbarkeit und dem geringen Rechenaufwand in Coder und Decoder.

b) Vorgabe der Rekonstruktionskennlinie: Anhand dieser und eines Modells für die Wahrscheinlichkeitsverteilung der Eingangswerte kann eine Quantisiererkennlinie berechnet werden, für die der Erwartungswert jedes Quantisierungsintervalls exakt dem rekonstruierten Wert dieses Intervalls entspricht. Dies bietet den Vorteil, dass im Decoder keine Tabellen benötigt werden und die Quantisierungskennlinie im Coder an die aktuelle Statistik angepasst werden kann, ohne dass dies dem Decoder mitgeteilt werden muss.

c) Vorgabe einer Quantisiererkennlinie und Berechnung der Rekonstruktionskennlinie für jeden Wert: Bei gegebener Quantisiererkennlinie und einer Funktion für die Wahrscheinlichkeitsverteilung für die Eingangsdaten kann der Decoder aus diesen jeweils den Rekonstruktionswert berechnen. Dies bietet den Vorteil, dass im Decoder keine Tabellen zur Rekonstruktion benötigt werden. Nachteil dieses Vorgehens ist der höhere Rechenaufwand im Decoder.

Patentansprüche

1. Digitales Codierverfahren für die Übertragung und/oder Speicherung von akustischen Signalen und insbesondere von Musiksignalen, bei dem Abtastwerte des akustischen Signals in Spektralkoeffizienten transformiert werden, die quantisiert und mittels eines Optimalcodierers codiert werden,
wobei ein Codierer verwendet wird, bei dem die Auftrittswahrscheinlichkeit des quantisierten Spektralkoeffizienten mit der Länge des Codes derart korreliert ist, dass das Codewort umso kürzer ist, je häufiger der Spektralkoeffizient auftritt (z. B. sog. Huffmancode),
wobei zur Reduzierung der Tabellengrösse des Coders einem Teilbereich der Werte direkt ein Codewort zugewiesen wird, wobei der Teilbereich frei festlegbar ist, und wobei die Werte die Spektralkoeffizienten sind,
wobei außerhalb dieses Teilbereichs liegenden Werten eine gemeinsame Kennung sowie ein besonderer Code zugewiesen werden, wobei Codewörter mit einer grösseren Wortlänge als die durchschnittliche Wortlänge und einer geringen Auftrittswahrscheinlichkeit durch die gemeinsame Kennung und einen nachfolgenden PCM-Code beschrieben werden, und
wobei der nachfolgende PCM-Code ein modifizierter PCM-Code ist, der eine Differenz zwischen einem uncodierten Wert, für den die gemeinsame Kennung steht, und einem zu codierenden Wert ist, wobei der uncodierte Wert an den Teilbereich angrenzt.

2. Codierverfahren nach Anspruch 1, wobei n Spektralkoeffizienten mit n >= 2 zu einem n-Tupel zusammengefasst und gemeinsam durch Angabe eines Codewortes codiert werden.

3. Codierverfahren nach Anspruch 2, wobei Spektralkoeffizienten insbesondere gleicher Nummer aus wenigstens zwei aufeinanderfolgenden Blöcken einem Paar bzw. einem n-Tupel zusammengefasst und gemeinsam durch Angabe eines Codeworts codiert werden.

4. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 3, das entsprechend dem OCF-Verfahren (OCF = Optimalcodierung im Frequenzbereich) arbeitet, wobei aus den Werten für die Anzahl der durchgeführten Iterationschritte, für die Anfangsquantisierungsstufenhöhe, dem Wert für die Ungleichmässigkeit des Verlaufs des Spektrums sowie weiteren Pegelinformationen aus dem Gang der Berechnung ein Gesamtverstärkungsfaktor berechnet wird, der als Zusatzinformation statt der Einzelwerte zum Empfänger übertragen wird.

5. Codierverfahren nach Anspruch 4, wobei die Zusatzinformation über Änderungen der Quantisierungsstufe zur Einhaltung einer "erlaubten Störung" über mehr als einen Block gemeinsam gebildet und übertragen wird.

6. Codierverfahren nach Anspruch 4 oder 5, wobei die Codierung der Zusatzinformation durch einen Code mit variabler Wortlänge erfolgt.

7. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 6, wobei in an sich bekannter Weise ein Codierer ver-

wendet wird, bei dem die Auftrittswahrscheinlichkeit des quantisierten Spektralkoeffizienten mit der Länge des Codes in einer sog. Codetabelle derart korreliert ist, dass das Codewort umso kürzer ist, je häufiger der Spektralkoeffizient auftritt (sog. Huffmancode), und dass n Codetabellen mit n > 1 verwendet werden, die dem jeweils zu codierenden akustischen Signal angepasst sind, und dass zusammen mit den codierten Werten die Nummer der verwendeten Codetabelle übertragen bzw. gespeichert wird.

8. Codierverfahren nach Anspruch 7, wobei verschiedenen spektralen Bereichen unterschiedliche Codetabellen zugeordnet werden.

9. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 8, wobei ein Teil der Codewörter in einem Raster angeordnet werden, und die restlichen Codewörter in die verbleibenden Lücken verteilt werden.

10. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 9, wobei zur Verbesserung der Übertragungssicherheit kontinuierlich aufeinanderfolgender Nachrichten mit unterschiedlicher Wichtigkeit ein äquidistantes Raster vorgegeben wird, dessen Rasterlänge der mittleren Länge der zu übertragen Nachrichten entspricht, und die wichtigsten Nachrichtenteile in diesem Raster angeordnet werden, und ggf. zusätzlich zu den wichtigsten Nachrichtenteilen in diesem Raster die Position der weniger wichtigen Nachrichten übertragen wird.

11. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 10, wobei zur Ermittlung des Beginns des nächsten Nachrichtenblocks im Falle eines Übertragungsfehlers eine Blockanfangsmarkierung und zusätzlich die Entropiecodelänge übertragen werden.

12. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 11, wobei zur Unterscheidung von in den Datenstrom bewusst eingefügten Synchronwörtern von zufällig vorhandenen an die bewusst eingefügten zusätzliche "bits" anfügt.

13. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 12, wobei eine äußere Iterationsschleife abgebrochen wird, falls eine innere Iterationsschleife des OCF-Verfahrens innerhalb der maximalen Iterationszahl nicht sicher beendet werden kann.

14. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 13, wobei zur Berechnung einer "erlaubten Störung" für einen Datenblock eine Analyse der Signalenergie in den verschiedenen Frequenzgruppen durchgeführt wird, und jeweils die Werte des vorhergehenden Blocks, die um einen "Vergessens-Faktor" korrigiert sind, sowie die Werte des aktuellen Blocks gemeinsam zur Berechnung der "erlaubten Störung" herangezogen werden.

15. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 14,
wobei die Zahl zur Codierung eines Datenblocks zur Verfügung stehenden Bits in Abhängigkeit von den Signaleigenschaften so geändert wird,
wobei einerseits im Mittel eine konstante Datenrate eingehalten wird, und die Summenabweichung von diesem Mittelwert nicht höher ein bestimmter vorher festgesetzter Wert sowie nicht geringer als ein anderer vorher festgesetzter Wert ist, und wobei andererseits Signalblöcken mit grösserem Abstand zwischen Signalleistung in den einzelnen Frequenzgruppen unter jeweiligen "erlaubten Störung" eine grössere aktuelle Datenrate "zur Verfügung stehende Bitzahl" zugeteilt wird als Signalblöcken mit einem geringerem Abstand.

16. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 15, wobei zur Synchronisation von Codierverfahren mit beliebigem Verhältnis von Eingangs- und Ausgangsbittakt, der "Füllstand" eines mit einem Ausgangsbit-Takt ausgelesenen Puffers als Regelgrösse für die zu vergebende Bitzahl dient.

17. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 16, wobei zur Berechnung einer "erlaubten Störung" für einen Datenblock die Energiewerte des letzten Datenblocks in der Weise Verwendung finden, dass Werte geringer Amplitude, die auf Wert höherer Amplitude folgen, weniger genau quantisiert werden müssen.

18. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 17, wobei die Berechnung einer "erlaubten Störung" eines Datenblockes nicht nach einem grundsätzlich festen Schema erfolgt, sondern je nach zur Verfügung stehender Datenrate oder anderen, anwendungsspezifischen Kriterien nach geänderten Berechnungsvorschriften erfolgt.

19. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 18, wobei eine errechnete erlaubte Störung bei Detektierung eines steilen Energieanstiegs zu hohen Frequenzen hin für die Frequenzgruppe unterhalb des An-

stiegs verringert wird.

20. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 19, wobei Bereiche, in denen eine "erlaubte Störung" grösser als die Signalenergie ist, gelöscht werden.

21. Codierverfahren nach Anspruch 20, wobei die entstehende Folge von gelöschten Werten durch ein Bit in der Seiteninformation codiert wird.

22. Codierverfahren nach Anspruch 20, wobei die entstehende Folge von gelöschten Werten durch einen Wert in der Tabelle der möglichen Quantisierungsstufenhöhen für jede Frequenzgruppe in der Seiteninformation codiert wird.

23. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 22, wobei die Quantisierung und Rekonstruktion so aneinander angepasst sind, dass der Quantisierungsfehler im Mittel minimal wird.

24. Codierverfahren nach Anspruch 23, wobei die Berechnung der rekonstruierten Werte im Empfänger mittels einer Tabelle geschieht, die durch Ermittlung der tatsächlichen Erwartungswerte der Eingangswerte eines Quantisierungsintervalls erstellt wurde.

25. Codierverfahren nach Anspruch 23, dadurch gekennzeichnet dass die Quantisierung über eine Tabelle geschieht, die aus der Rekonstruktionskennlinie und der Wahrscheinlichkeitsverteilung der Eingangsdaten berechnet wird.

26. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 23 bis 25, wobei zur Rekonstruktion mittels der Quantisierungskennlinie und der Wahrscheinlichkeitsverteilung der Eingangsdaten im Decoder für jeden einzelnen quantisierten Wert der Rekonstruktionswert so berechnet wird, dass der Quantisierungsfehler minimal wird.

27. Digitale Codiervorrichtung für die Übertragung und/oder Speicherung von akustischen Signalen und insbesondere von Musiksignalen, die ausgebildet ist, um Abtastwerte des akustischen Signals in Spektralkoeffizienten zu transformieren, und um die Spektralkoeffizienten zu quantisieren und mittels eines Optimalcodierers zu codieren, mit:
einem Codierer, bei dem die Auftrittswahrscheinlichkeit des quantisierten Spektralkoeffizienten mit der Länge des Codes derart korreliert ist, dass das Codewort umso kürzer ist, je häufiger der Spektralkoeffizient auftritt (z. B. sog. Huffmancode),
wobei der Codierer derart ausgebildet ist, dass zur Reduzierung der Tabellengrösse des Coders einem Teilbereich der Werte direkt ein Codewort zugewiesen wird, wobei der Teilbereich frei festlegbar ist, und wobei die Werte die Spektralkoeffizienten sind und
wobei der Codierer derart ausgebildet ist, dass ausserhalb dieses Teilbereichs liegenden Werten eine gemeinsame Kennung sowie ein besonderer Code zugewiesen werden,
wobei Codewörter mit einer größeren Wortlänge als die durchschnittliche Wortlänge und einer geringen Auftrittswahrscheinlichkeit durch die gemeinsame Kennung und einen nachfolgenden PCM-Code beschrieben werden, und
wobei der nachfolgende PCM-Code ein modifizierter PCM-Code ist, der eine Differenz zwischen einem uncodierten Wert, für den die gemeinsame Kennung steht, und einem zu codierenden Wert ist, wobei der uncodierte Wert an den Teilbereich angrenzt.

28. Digitales Decodierverfahren für die Decodierung von quantisierten und codierten Spektralkoeffizienten, die durch Transformation von Abtastwerten eines akustischen Signals und anschließende Quantisierung und Codierung mittels eines Optimalcodierers erzeugt worden sind, wobei der Optimalcodierer ein Codierer ist, bei dem die Auftrittswahrscheinlichkeit des quantisierten Spektralkoeffizienten mit der Länge des Codes derart korreliert ist, dass das Codewort umso kürzer ist, je häufiger der Spektralkoeffizient auftritt (z. B. sog. Huffmancode), und wobei zur Reduzierung code), und wobei zur Reduzierung der Tabellengrösse des Coders einem Teilbereich der Werte direkt ein Codewort zugewiesen wird, wobei der Teilbereich frei festlegbar ist, und wobei die Werte die Spektralkoeffizienten sind, und wobei außerhalb dieses Teilbereichs liegenden Werten eine gemeinsame Kennung sowie ein besonderer Code zugewiesen wird, wobei Codewörter mit einer größeren Wortlänge als die durchschnittliche Wortlänge und einer geringen Auftrittswahrscheinlichkeit durch die gemeinsame Kennung und einen nachfolgenden PCM-Code beschrieben werden, und wobei der nachfolgende PCM-Code ein modifizierter PCM-Code ist, der eine Differenz zwischen einem uncodierten Wert, für den die gemeinsame Kennung steht, und einem zu codierenden Wert ist, wobei der uncodierte Wert an den Teilbereich angrenzt, mit folgenden Schritten:

bei der Wiedergabe, Decodieren und Rücktransformieren der codierten Spektralkoeffizienten.

29. Digitales Decodierverfahren nach Anspruch 28
wobei beim Decodieren eine Tabelle verwendet wird, in der Wertepaare gespeichert sind, von denen der erste Wert des Paares jeweils die Adresse enthält, die im Falle einer "0" im zu dekodierenden Wert anzuspringen ist, und der zweite Wert des Paares die Adresse im Falle einer "1", und
wobei Tabellenwerte ohne Adressangabe das Codewort bezeichnen.

30. Digitaler Decodierer für die Decodierung von quantisierten und codierten Spektralkoeffizienten, die durch Transformation von Abtastwerten eines akustischen Signals und anschließende Quantisierung und Codierung mittels eines Optimalcodierers erzeugt worden sind, wobei der Optimalcodierer ein Codierer ist, bei dem die Auftrittswahrscheinlichkeit des quantisierten Spektralkoeffizienten mit der Länge des Codes derart korreliert ist, dass das Codewort umso kürzer ist, je häufiger der Spektralkoeffizient auftritt (z. B. sog. Huffmancode), und wobei zur Reduzierung der Tabellengrösse des Coders einem Teilbereich der Werte direkt ein Codewort zugewiesen wird, wobei der Teilbereich frei festlegbar ist, und wobei die Werte die Spektralkoeffizienten sind, und wobei außerhalb dieses Teilbereichs liegenden Werten eine gemeinsame Kennung sowie ein besonderer Code zugewiesen wird, wobei Codewörter mit einer größeren Wortlänge als die durchschnittliche Wortlänge und einer geringen Auftrittswahrscheinlichkeit durch die gemeinsame Kennung und einen nachfolgenden PCM-Code beschrieben werden, und wobei der nachfolgende PCM-Code ein modifizierter PCM-Code ist, der eine Differenz zwischen einem uncodierten Wert, für den die gemeinsame Kennung steht, und einem zu codierenden Wert ist, wobei der uncodierte Wert an den Teilbereich angrenzt, mit folgenden Merkmalen:
einem Decodierer zum Decodieren der codierten Spektralkoeffizienten und einem Rücktransformierer, um das akustische Signal wiederzugeben.

Es folgen 2 Blatt Zeichnungen

Anhängende Zeichnungen

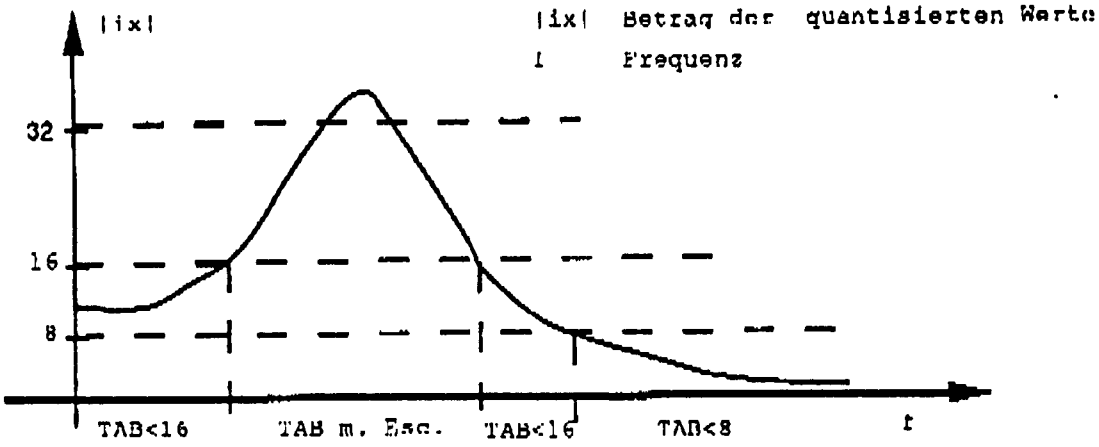
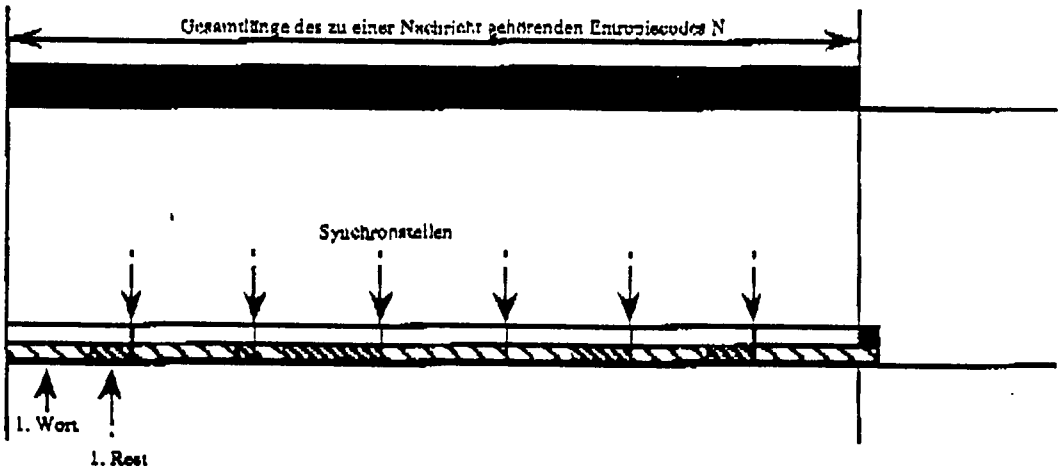


Fig. 1



größtmögliche Einzelwortlänge = Synchronisationsrahmen

1. bis N/Z. Wort der Nachricht, beginnend jeweils nach der Länge des längstmöglichen Wortes

Pro Synchronisationsrahmen verbleibender Rest, der nach Vergabe der Plätze mit definiertem Beginn mit den noch übrigen Bit aufgefüllt wird

"Überstehende" Bit, die im 1. Rest angeordnet werden

Fig. 2

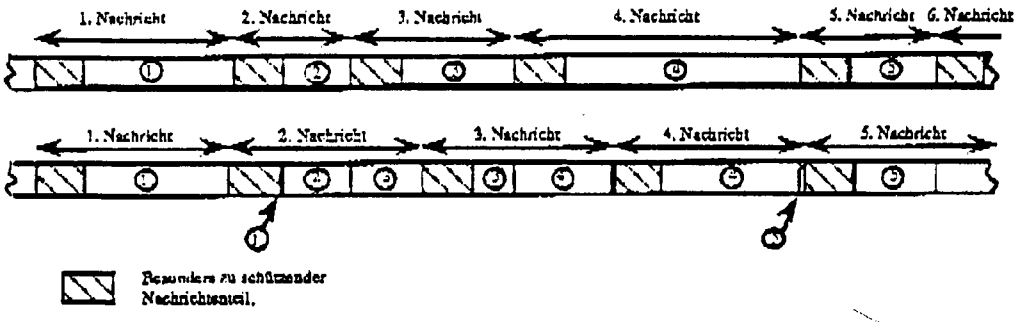


Fig. 3

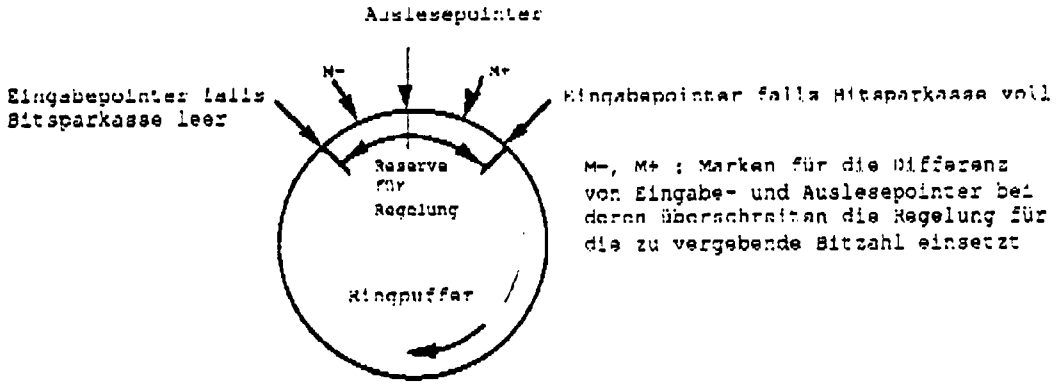


Fig. 4

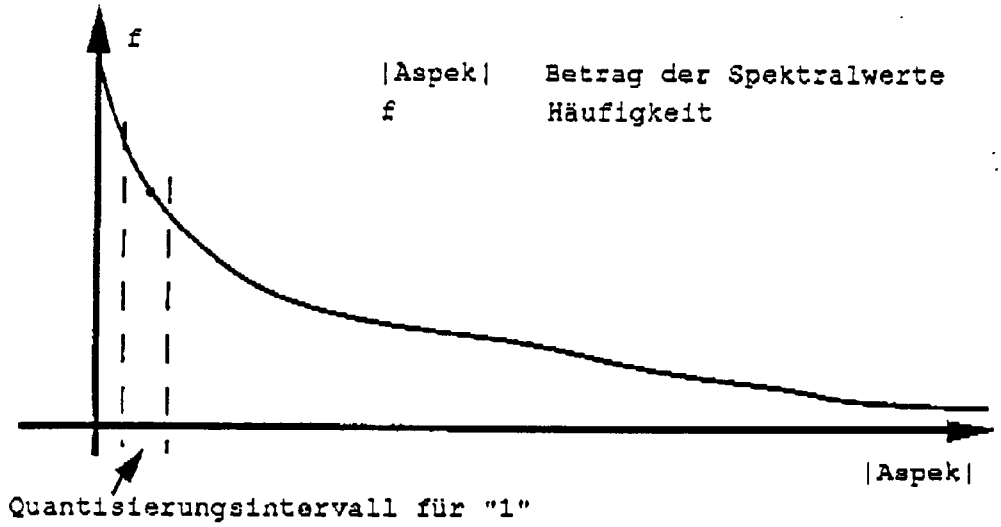


Fig. 5