EXHIBIT 4

BUNDESREPUBLIK DEUTSCHLAND

Bescheinigung

Die PHILIPS PATENTVERWALTUNG GMBH in 2000 Hamburg
hat eine Patentanmeldung unter der Bezeichnung

"Verfahren zur Bitratenreduktion"

als Zusatz zur Patentanmeldung P 36 31 252.5

am 8. November 1986 beim Deutschen Patentamt eingereicht.

Die angehefteten Stücke sind eine richtige und genaue Wiedergabe der ursprünglichen Unterlagen dieser Patentanmeldung.

Die angeheftete Zusammenfassung, die der Anmeldung beizufügen, aber kein Bestandteil der Anmeldung ist, stimmt mit dem am 8. November 1986 eingereichten Original überein.

Die Anmeldung hat im Deutschen Patentamt vorläufig die Symbole H 03 M 7/40, H 04 N 1/415 und H 04 N 7/133 der Internationalen Patentklassifikation erhalten.

Aktenzeichen: P 36 38 127.6

München, den 26. August 1987
Der Präsident des Deutschen Patentamts
Im Auftrag
Grüner

A 9161
1.82

ZUSAMMENFASSUNG

Verfahren zur Bitratenreduktion

Das beschriebene Verfahren zur Bitratenreduktion ist bei der Codierung eines Signales anwendbar, das aus einer Folge von digital dargestellten Signalwerten besteht und das einen Signalwert A enthält, der am häufigsten in ununterbrochenen Teilfolgen vorkommt. Diese Teilfolgen werden zusammen mit dem sich anschließenden Signalwert, der ebenfalls der Wert A sein darf, als Ereignisse angesehen, denen Huffman-Codeworte zuzuordnen sind.

Damit z.B. bei Videosignalen die maximale Länge der Huffman-Codeworte auf 16 Bit beschränkt bleibt, wird die Gesamtheit aller Ereignisse in zwei Bereiche eingeteilt, von denen der erste Bereich nur aus sogenannten codierbaren Ereignissen besteht. Fällt ein Ereignis z.B. in den zweiten Bereich, so wird es in Teilereignisse zerlegt, die alle im ersten Bereich liegen.

BESCHREIBUNG

Verfahren zur Bitratenreduktion

Die Erfindung betrifft ein Verfahren zur Bitratenreduktion bei Codierung eines Signales, das aus einer Folge von digital dargestellten, endlich vielen Signalwerten besteht und das einen Signalwert A enthält, der am häufigsten in ununterbrochenen Teilfolgen vorkommt, wobei ununterbrochenen Teilfolgen von Signalwerten A mit der Länge 0, 1, 2 usw. zusammen mit dem sich den Teilfolgen sich anschließenden Signalwert oder zusammen mit dem den Teilfolgen vorangehenden Signalwert Huffman-Codeworte zugeordnet werden.

In einem Artikel von Wen-Hsiung Chen und William K. Pratt (Chen, Wen-Hsiung und Pratt, William K.: Scene Adaptive Coder. IEEE Transactions on Communications, Vol. Com-32, No. 3, March 1984, S. 225-232) ist eine Codierung von Videosignalen beschrieben, die das Ziel hat, mit möglichst geringer Bitrate Videobilder ausreichender Qualität zu übertragen. Die Codierung erfolgt in mehreren Schritten. Zunächst werden gleichgroße Ausschnitte eines Videobildes, repräsentiert durch Blöcke von Abtastwerten der Bildpunkte, einer diskreten Cosinus-Transformation unterworfen. Bei dieser Transformation handelt es sich um eine spezielle flächenhafte Fourier-Transformation. Aus dem ursprünglichen Block entsteht nach der Transformation ein neuer Block von Zahlenwerten (Koeffizienten). Dieser Koeffizientenblock hat die Eigenschaft, daß ein großer Teil seiner Elemente - also ein großer Teil der Koeffizienten - nahezu Null oder exakt Null ist. Eine anschließende Quantisierung der Koeffizienten macht dann in aller Regel den überwiegenden Teil der Elemente zu Null, so daß eine darauf folgende Huffman-Codierung schon deswegen eine erhebliche Bitratenreduktion bedeuten

würde. Zu einer weiteren Bitratenreduktion kommen die Verfasser des oben erwähnten Artikels dadurch, daß sie das häufige Auftreten von ununterbrochenen Teilfolgen von Nullen in dem Zwischensignal, in dem die Koeffizienten seriell angeordnet sind, durch eine Huffman-Codierung ausnutzen.

Bekanntlich werden bei einer Huffman-Codierung, bei der die Codeworte unterschiedliche Länge haben, statistische Eigenschaften des zu codierenden Signales ausgenutzt. Im vorliegenden Falle heißt das insbesondere, daß untersucht wird, mit welcher Häufigkeit in dem oben erwähnten Zwischensignal Teilfolgen von Nullen mit der Länge (run-length) 1, 2, 3 usw. vorkommen. Der Teilfolge mit der größten Häufigkeit wird dann das kürzeste Huffman-Codewort zugeordnet. Der Folge mit der nächst geringeren Häufigkeit wird das nächst größere Codewort zugeordnet und sofort.

Zur Codierung des Zwischensignals werden in dem oben erwähnten Artikel zwei Huffman-Code-Tabellen benötigt. Aus einer ersten Tabelle geht hervor, wie die von Null verschiedenen (quantisierten) Koeffizienten zu codieren sind. Codiert werden nur die Beträge, weil betragsmäßig gleich große Koeffizienten auch mit der gleichen Häufigkeit vorkommen. Die Vorzeichen werden in einem gesonderten Bit übertragen. Aus einer zweiten Tabelle geht hervor, wie die run-length zu codieren ist. Damit bei der Decodierung die Codeworte der einen Tabelle von denen der anderen zu unterscheiden sind, wird für die Kennzeichnung der codierten run-lenght ein gesondertes Codewort, das sogenannte run-length prefix verwendet.

Ein verbessertes Codierungsverfahren wird in der deutschen Patentanmeldung mit dem Aktenzeichen P 36 31 252.5 angegeben. Nach dieser Anmeldung wird das zu codierende Signal in Ereignisse zerlegt, die durch eine zweidimen-

sionale Tabelle versinnbildlicht sind. In einer waagerechten Richtung sind die Beträge B der Koeffizienten, angefangen beim Betrag 1, aufgetragen und in einer senkrechten Richtung die Länge L (run-length) ununterbrochener Teilfolgen von Nullen, angefangen bei der Länge 0. Jedes zusammengesetzte durch spezielle Werte von L und B gekennzeichnete Ereignisse ist durch seine relative Häufigkeit charakterisiert; aus den relativen Häufigkeiten der Ereignisse ergibt sich dann zwangsläufig, durch welche Huffman-Codeworte ein bestimmtes Ereignis, z.B. drei aufeinanderfolgende Nullen gefolgt von einem Koeffizienten mit dem Betrage 2, zu codieren ist.

Das Codierungsverfahren bewirkt eine stärkere Bitratenreduktion als das Verfahren von Chen et al., weil z.B. die Wahrscheinlichkeit des Ereignisses, bei dem drei aufeinanderfolgende Nullen mit anschließendem Koeffizienten vom Betrage 2 auftreten, verschieden ist vom Produkt der Wahrscheinlichkeit, mit der drei aufeinanderfolgende Nullen auftreten, und der Wahrscheinlichkeit, mit der ein Koeffizient vom Betrage 2 überhaupt auftritt.

Das in der erwähnten deutschen Patentanmeldung beschriebene Verfahren sieht eine Begrenzung der zweidimensionalen Ereignistabelle bzw. Codierungstabelle auf folgende Weise vor: alle Teilfolgen von Nullen mit gleich großem anschließenden Betrag eines Koeffizienten werden dann als ein Ereignis angesehen, wenn die Länge der Teilfolge von Nullen größer als acht ist; ebenso werden alle Nullfolgen gleicher Länge dann als ein Ereignis angesehen, wenn der sich anschließende Betrag eines Koeffizienten größer als acht ist.

Bei den eben aufgezählten Ereignissen handelt es sich - wie eine Tabelle in der erwähnten Patentanmeldung zeigt - um relativ seltene Ereignisse; sie werden daher mit relativ langen Huffman-Codeworten codiert. Da der

Empfänger zur Decodierung ohne Informationsverlust die genaue Länge einer Nullfolge oder den genauen Betrag eines Koeffizienten wissen muß, wird an das Huffman-Codewort ein Zusatzcodewort gehängt, dem die genaue Länge oder der genaue Betrag oder beides zu entnehmen ist.

Durch das Huffman-Codewort und die Zusatzinformation wird ein scharf umrissener Sachverhalt codiert. Da die Anzahl der Bits derartiger Kombinationen ebenfalls von den statistischen Eigenschaften des Signals abhängig ist, sollen hier solche Kombinationen ebenfalls als Huffman-Codeworte bezeichnet werden, die als ganzes dem Empfänger bzw. Decodierer vorliegen müssen, damit der Sachverhalt, der ihnen zugrundeliegt eindeutig auf der Empfängerseite erkannt werden kann.

Die in diesem Sinne definierten Huffman-Codeworte können bei dem Verfahren nach der zitierten deutschen Patentanmeldung bis zu 30 Bit lang werden. Da die Verarbeitung von maximal 16 Bit langen Codeworten keine besonderen Einrichtungen erforderlich macht, sondern z.B. mit einem 16-Bit-Mikroprozessor möglich ist, liegt der Erfindung die Aufgabe zugrunde, ein Verfahren zur Bitratenreduktion der eingangs genannten Art anzugeben, bei dem ohne Informationsverlust und ohne nennenswerte Vergrößerung der erforderlichen Übertragungsbitrate Huffman-Codeworte von maximal 16-Bit möglich sind.

Ausgehend von einem Verfahren der eingangs genannten Art wird diese Aufgabe dadurch gelöst, daß dann, wenn eine Teilfolge von Signalwerten A zusammen mit dem vorangehenden oder sich anschließenden Signalwert eine vorgegebene Länge überschreitet, diese gesamte Wertefolge so in Abschnitte zerlegt wird, daß die Länge eines jeden Abschnittes unter einem vorgegebenen Wert liegt, und daß jedem Abschnitt ein Huffman-Codewort zugeordnet ist.

Eine vorteilhafte Ausgestaltung der Erfindung enthält der Unteranspruch.

Anhand der Tabellen und anhand eines Ausführungsbeispieles soll die Erfindung näher erläutert werden. Die Tabelle I ist eine Ereignistabelle und die Tabelle II eine Codierungstabelle.

Bei dem Beispiel handelt es sich um die Codierung des bei der Verarbeitung von Videosignalen auftretenden Zwischensignales, das aus einer Folge von digital dargestellten Koeffizienten einer speziellen flächenhaften Fourier-Transformation von Bildausschnitten (Blöcken) besteht. In dem seriellen Signal kommt der Koeffizient mit dem Wert 0 am häufigsten in ununterbrochenen (endlichen) Teilfolgen des gesamten Signals vor. Die Signalwerte dieses Blockes werden durch einen gesonderten Signalwert abgeschlossen, der das Ende des Blockes (end of block) kennzeichnet.

Definiert man als zu codierendes Ereignis eine ununterbrochene Folge von m Nullen im Signal mit anschließendem Koeffizienten vom Betrage n - abgekürzt (m, n) - so ergibt sich eine endliche, aber eine sehr große zweidimensionale Manigfaltigkeit von zu codierenden Ereignissen, da in der Praxis auch nicht beliebig große Beträge B von Koeffizienten vorkommen. Folglich sind auch die zu verwendenden Huffman-Codeworte theoretisch nach Anzahl und Länge sehr groß. Zur Reduzierung der Gesamtzahl der zu codierenden Ereignisse wird beim erfindungsgemäßen Verfahren davon ausgegangen, daß z.B. eine Teilfolge von 19 Nullen mit anschließenden Koeffizienten vom Betrage 7 sich in Abschnitte zerlegen läßt, von denen der erste eine ununterbrochene Teilfolge von 16 Nullen, der zweite eine ununterbrochene Teilfolge von 3 Nullen ist und der dritte eine Teilfolge mit keiner Null und anschließendem Koeffizienten vom Betrage 7 darstellt. Jeder

dieser Abschnitte wird nun als Ereignis angesehen, das durch ein Huffman-Codewort codiert wird. Die Länge eines jeden dieser Abschnitte liegt unter einem vorgebbaren Wert, auf den weiter unten eingegangen wird.

Der Versinnbildlichung dieser Zerlegung dient die Tabelle I. In waagerechter Richtung sind alle vorkommenden Beträge B - einschließlich der Betrag 0 - von Koeffizienten aufgetragen. In senkrechter Richtung ist die Länge - ebenfalls angefangen bei 0 - von ununterbrochenen Teilfolgen von Koeffizienten mit dem Betrage 0 aufgetragen.

Die eingetragenen "Ereignisfelder" symbolisieren die Ereignisse (m, n), d.h. m Nullen gefolgt von einem Koeffizenten vom Betrage n. Das Ereignis (0, 3) z.B. bedeutet, daß einem Koeffizienten vom Betrage 3 eine Teilfolge der Länge 0 vorangegangen ist, was gleichbedeutend damit ist, daß vor ihm kein Koeffizient vom Betrage 0 steht. Isoliert stehende Nullen im Signal werden durch das Ereignis (0, 0) symbolisiert. Die Angabe (3, n) u.a. bedeutet das Ereignis, daß auf drei aufeinanderfolgende Nullen ein Koeffizient vom Betrage n folgt. Da für n auch der Wert Null zugelassen ist, bedeutet das Ereignis (3, 0) vier aufeinanderfolgenden Nullen.

Die Tabelle I enthält einen fettgedruckten Polygonzug, der die Ereignisfelder in zwei Bereiche teilt. Der linke Bereich enthält die nach der Erfindung codierbaren Ereignisse, der rechte Bereich die nichtcodierbaren Ereignisse. Die maximale Länge, die ein Abschnitt von Signalwerten haben darf - er entspricht also einem codierbaren Ereignis - ist 16; es handelt sich um die Ereignisse (0, 15), (1, 15) und (2, 15). Alle anderen codierbaren Ereignisse entsprechen Signalabschnitten, die kürzer sind. Die Einteilung in codierbare und nichtcodierbare Ereignisse ist nicht völlig willkürlich; die am häufigsten auftretenden Ereignisse müssen zu den

codierbaren gehören. Die nichtcodierbaren Ereignisse werden dann in codierbare zerlegt. Das angekreuzte nichtcodierbare Ereignis (8, 7) in Tabelle I wird z.B. in die Ereignisse (0, 7) und (7, 0) zerlegt. Für die Zerlegung gibt es mehrere Möglichkeiten; die einfachste ist die hier angegebene "Projektion auf die Ereignisachsen".

Die Zahlen in den Ereignisfeldern, die zu den codierbaren Ereignissen gehören, bedeuten die Länge - also die Anzahl der Bits - der Huffman-Codeworte, mit denen die Ereignisse codiert werden. Die Codeworte enthalten auch das Vorzeichen der Koeffizienten und gegebenenfalls Angaben über die Größe des Betrages B; keines von ihnen ist länger als 16 Bit. Bei der Aufstellung der Huffman-Codeworte wurde unterstellt, daß Koeffizienten mit Beträgen größer als 136 nicht vorkommen.

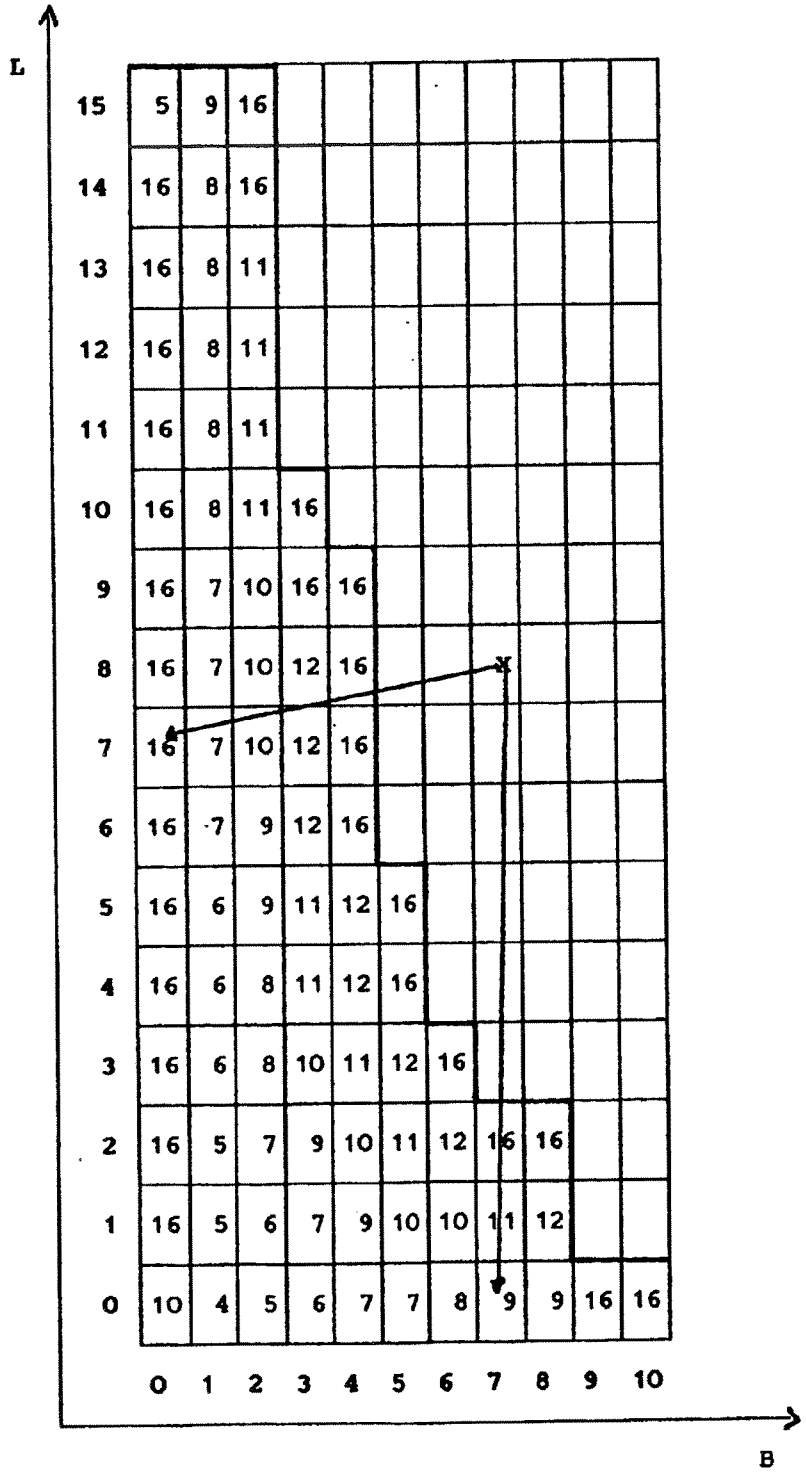
Tabelle II zeigt die genaue Struktur der verwendeten Huffman-Codeworte. Das erste Codewort stellt den codierten und oben schon erwähnten Signalwert zu Kennzeichnung eines Blockendes dar. Die erste Spalte der Tabelle II enthält eine laufende Nummer, die zweite Spalte den Betrag B der Koeffizienten und die dritte die Länge der Nullfolgen. Die beiden letzten Angaben zusammen ergeben die "Koordinaten" eines codierbaren Ereignisses nach Tabelle I. In der vierten Spalte der Tabelle II sind die Codeworte bitweise angegeben. Das Bit s bedeutet das Vorzeichenbit, die mit "-" versehenen Stellen sind bedeutungslos und in die mit "+" versehenen Stellen werden die codierten Beträge der Koeffizienten eingetragen, sofern sie größer als acht sind. Die letzte Spalte gibt noch einmal die Länge der Huffman-Codeworte wieder.

PATENTANSPRÜCHE

1. Verfahren zur Bitratenreduktion bei der Codierung eines Signales, das aus einer Folge von digital dargestellten, endlich vielen Signalwerten besteht und das einen Signalwert A enthält, der am häufigsten in ununterbrochenen Teilfolgen vorkommt, wobei ununterbrochenen Teilfolgen von Signalwerten A mit der Länge 0, 1, 2 usw. zusammen mit dem sich den Teilfolgen anschließenden Signalwert oder zusammen mit dem den Teilfolgen vorangehenden Signalwert Huffman-Codeworte zugeordnet werden, dadurch gekennzeichnet,
daß dann, wenn eine Teilfolge von Signalwerten A zusammen mit dem vorangehenden oder sich anschließenden Signalwert eine vorgegebene Länge überschreitet, diese gesamte Wertefolge so in Abschnitte zerlegt wird, daß die Länge eines jeden Abschnittes unter einem vorgegebenen Wert liegt, und daß jedem Abschnitt ein Huffman-Codewort zugeordnet ist.

2. Verfahren nach Anspruch 1, dadurch gekennzeichnet, daß es sich bei dem Signal um eine Folge von Koeffizienten handelt, die sich nach der blockweisen Cosinus-Transformation von Bildpunkten eines Videosignales mit anschließender Quantisierung ergibt, und daß der Signalwert A der Wert 0 ist.

Tabelle I PHD 86 336



10.09.87

TABELLE II PHD 86 336

Nr.	B	L	Codewort		Länge
1	-	-	11	(end of block)	2
2	1	0	010s		4
3	1	1	1000s		5
4	1	2	1001s		5
5	2	0	1010s		5
6	0	15	10110		5
7	1	3	10111s		6
8	1	4	01100s		6
9	1	5	01101s		6
10	2	1	01110s		6
11	3	0	01111s		6
12	1	6	001000s		7
13	1	7	001001s		7
14	1	8	001010s		7
15	1	9	001011s		7
16	2	2	001100s		7
17	3	1	001101s		7
18	4	0	001110s		7
19	5	0	001111s		7
20	1	10	0001000s		8
21	1	11	0001001s		8
22	1	12	0001010s		8
23	1	13	0001011s		8
24	1	14	0001100s		8
25	2	3	0001101s		8
26	2	4	0001110s		8
27	6	0	0001111s		8
28	1	15	00001000s		9
29	2	5	00001001s		9
30	3	2	00001010s		9
31	4	1	00001011s		9
32	7	0	00001100s		9
33	8	0	00001101s		9

TABELLE II PHD 86 336
(Fortsetzung 1)

Nr.	B	L	Codewort	Länge
34	2	6	00001110s	9
35	2	7	000001000s	10
36	2	8	000001001s	10
37	2	9	000001010s	10
38	3	3	000001011s	10
39	4	2	000001100s	10
40	5	1	000001101s	10
41	6	1	000001110s	10
42	0	0	0000011111	10
43	2	10	0000011110s	11
44	3	4	0000001000s	11
45	3	5	0000001001s	11
46	4	3	0000001010s	11
47	5	2	0000001011s	11
48	7	1	0000001100s	11
49	2	11	0000001101s	11
50	2	12	0000001110s	11
51	2	13	0000001111s	11
52	3	6	00000001000s	12
53	3	7	00000001001s	12
54	3	8	00000001010s	12
55	4	4	00000001011s	12
56	4	5	00000001100s	12
57	5	3	00000001101s	12
58	6	2	00000001110s	12
59	8	1	00000001111s	12
60	≧ 9	0	00001111s+++++++	16
61	0	1	00000000100000--	16
62	0	2	00000000100001--	16
63	0	3	00000000100010--	16
64	0	4	00000000100011--	16
65	0	5	00000000100100--	16

TABELLE II

(Fortsetzung 2)

Nr.	B	L	Codewort	Länge
66	0	6	00000000100101--	16
67	0	7	00000000100110--	16
68	0	8	00000000100111--	16
69	0	9	00000000101000--	16
70	0	10	00000000101001--	16
71	0	11	00000000101010--	16
72	0	12	00000000101011--	16
73	0	13	00000000101100--	16
74	0	14	00000000101101--	16
75	2	14	00000000101110s-	16
76	2	15	00000000101111s-	16
77	3	9	00000000110000s-	16
78	3	10	00000000110001s-	16
79	4	6	00000000110010s-	16
80	4	7	00000000110011s-	16
81	4	8	00000000110100s-	16
82	4	9	00000000110101s-	16
83	5	4	00000000110110s-	16
84	5	5	00000000110111s-	16
85	6	3	00000000111000s-	16
86	7	2	00000000111001s-	16
87	8	2	00000000111010s-	16