

INSTYTUT ŁĄCZNOŚCI
WARSZAWA · MIEDZESZYN

BIULETYN

BIBLIOTEKA
Instytutu Łączności

INFORMACYJNY

4-5 (194-195)

1980

Telefonia

MINISTERSTWO ŁĄCZNOŚCI



BIULETYN INFORMACYJNY

ROK 20

WARSZAWA 1980

NR 4-5/194-195/

INSTYTUT ŁĄCZNOŚCI

Branżowy Ośrodek

Informacji Naukowej, Technicznej i Ekonomicznej

Redakcja Biuletynu Informacyjnego

Redaktor Naczelny - prof. mgr inż. Lesław Kędziński
Z-ca Redaktora Naczelnego - doc. dr inż. Krystyn Plewko

Redaktorzy działów:

doc. mgr inż. Władysław Cetner, doc. mgr inż. Adam Moniuszko

Adres Redakcji:

Instytut Łączności

Branżowy Ośrodek

Informacji Naukowej, Technicznej i Ekonomicznej

Warszawa-Miedzeszyn, ul. Szachowa 1

NA PRAWACH RĘKOPISU - DO UŻYTKU SŁUŻBOWEGO

Redaktor: mgr K. Juszkiewicz

Montaż tekstu: B. Drabik

Dział Wydawniczy Instytutu Łączności
Format B5. Nakład 625. Wpłynęło do
Działu Wydawniczego 23.VII.1980 r.
Druk ukończono we wrześniu 1980 r.

KODY TRANSMISYJNE W SYSTEMACH TELEKOMUNIKACYJNYCH

SPIS TREŚCI

	Str.
1. Wprowadzenie	1
2. Systemy telekomunikacyjne z kodami transmisyjnymi	6
2.1. Opis działania	6
2.2. Warunki ogólne realizowalności kodu transmisyjnego	7
3. Wymagane własności sygnału kodowego	9
4. Parametry i charakterystyki sygnałów kodowych	11
4.1. Pojęcia ogólne	11
4.2. Poziom średni i składowa stała	12
4.3. Widmo mocy, znormalizowane widmo mocy	13
4.4. Moc średnia, znormalizowana moc średnia	14
4.5. Średnia częstość zmian poziomów	15
4.6. Średnia i maksymalna długość serii zer	16
4.7. Bieżąca suma cyfrowa, wahanie sumy cyfrowej	16
4.8. Parametry ciągu impulsów binarnych o wyrazach niezależnych	17
5. Kody transmisyjne dla przewodowych systemów PCM	17
5.1. Uwagi wstępne	17
5.2. Kody ternarne bez zmiany częstotliwości taktowania	18
5.2.1. Kod AMI	18
5.2.2. Kody wypełniane HDBn i CHDBn	19
5.2.3. Kody alfabetyczne PST i MPST	20
5.3. Kody zmniejszające częstotliwość taktowania sygnałów w torze	21
5.3.1. Kody alfabetyczne typu 4B-3T	21
5.3.2. Wlepopoziomowe kody alfabetyczne typu 3B-2Q i L742	23
6. Kody transmisyjne dla światłowodowych systemów PCM	23
6.1. Kod bifazowy, dwupoziomowe kody AMI	23
6.2. Kody ze zwiększoną długością słów	25
7. Linearne kody transmisyjne dla systemów transmisji danych	26
7.1. Kody linearne baz kodowania wstępnego	26

	Str.
7.2. Kody linearne z kodowaniem wstępnym	28
7.3. Przegląd kodów linearnych	29
8. Zakończenie	30
Wykaz literatury	31
Tablice	38
Rysunki	

KODY TRANSMISYJNE W SYSTEMACH TELEKOMUNIKACYJNYCH

1. WPROWADZENIE

W cyfrowych systemach telekomunikacyjnych przesyłane wiadomości są najczęściej zakodowane w kodzie binarnym. Oznacza to, że ciąg wiadomości /ciąg danych/ reprezentowany jest ciągiem elementarnych sygnałów przyjmujących dwie różne postaci /logiczne 1 i 0/, na przykład - ciągiem impulsów i przerw. W systemach synchronicznych, a jedynie takich dotyczy niniejsza praca, te elementarne sygnały nadawane są w jednakowych odstępach czasu T_1 . Nadajnik i odbiornik pracują synchronicznie. Częstotliwość taktowania $f_1 = T_1^{-1}$ odtwarzana jest w odbiorniku, przy czym wymagane jest, aby częstotliwość ta mogła być odtwarzana na podstawie odbieranego sygnału danych.

Pierwotne binarne sygnały kodowe, mające postaci ciągów impulsów i przerw, nie nadają się na ogół do bezpośredniego przesyłania ich torem. Sygnały te więc powinny być odpowiednio przekształcone.

Kody stosowane w celu uzyskania pożądanych, z punktu widzenia toru lub kanału transmisyjnego, własności sygnału kodowego nazywane są kodami transmisyjnymi^{x/}.

Badania nad kodami transmisyjnymi rozpoczęto w końcu lat pięćdziesiątych w związku z projektem eksperymentalnego przewodowego systemu transmisyjnego

x/ Nazwa ta jest odpowiednikiem angielskiej nazwy "transmission codes" /ros. "kody systemu przewodowego"/ używanej alternatywnie z pojęciem "line coding" /franc. "codes des lignes", wł. "codici di linea"/. Stąd w polskiej literaturze technicznej spotyka się również nazwę "kody liniowe". W języku polskim nazwa ta może prowadzić do nieporozumień, ponieważ przymiotnik "liniowy" oznacza również liniowość w sensie matematycznym. W tym ostatnim znaczeniu będzie tu używany przymiotnik "linearny".

z modulacją kodowo impulsową /PCM - ang. "Pulse Code Modulation"^{x/}. Zauważono, że pierwotny sygnał binarny, będący ciągiem impulsów i przerw /rys. 1, ^{xx/}, przebieg B/, jest niedogodny do przesyłania go torem, bowiem wymagałoby to rezygnacji ze stosowania w łańcuchu transmisyjnym transformatorów i innych układów sprzęgających prądu zmiennego. Wynika to stąd, iż taki sygnał binarny zawiera składową stałą, którą należy przestać^{xxx/}.

Aby tej niedogodności uniknąć znaleziono sposób przekształcenia sygnału pierwotnego polegający na zmianie polaryzacji co drugiego impulsu. Otrzymano w ten sposób ternarny kod AMI /ang. "Alternate Mark Inversion"/ zwany również bipolarnym. Na rys. 1 /przebieg AMI/ pokazano sygnał tego kodu, przy zastosowaniu impulsów prostokątnych z "powrotem do zera" /RZ - ang. "Return to Zero"/, o 50% wypełnieniu elementarnej szczeliny czasowej. Zbadanie tego kodu wykazało, że kod ten ma następujące zalety:

- a/ nie daje składowej stałej rozumianej jako wartość średnia sygnału kodowego,
- b/ zwięża widmo sygnału rozumiane jako średnia gęstość widmowa mocy,
- c/ daje silną składową widma mocy w otoczeniu częstotliwości $f_N = 1/2T$, co ułatwia odtwarzanie częstotliwości taktowania w odbiorniku,
- d/ umożliwia wykrywanie pojedynczych błędów transmisji przez obserwację zaburzeń reguły zmian polaryzacji impulsów,
- e/ układy kodowania /zmiennik biegunowości/ i dekodowania /prostowanie dwupołówkowe/ są proste i tanie.

Badania kodu AMI nasunęły myśl, aby szukać innych podobnie tworzonych kodów /Aaron [4]/. Na przykład pomyślano rodzinę kodów bipolarnych N - impulsowych, w których N kolejnych impulsów ma polaryzację dodatnią, a N następujących kolejnych impulsów ma polaryzację ujemną. Po zbadaniu widm sygnałów takich kodów / $N \geq 2$ / stwierdzono, że ich charakterystyki widmowe mają maxima przy bardzo małych częstotliwościach, co jest szkodliwe szczególnie w systemach małej przelotności pracujących na kablach miejscowych, ze względu na za-

^{x/} Systemowi temu poświęcony jest cykl artykułów, np. [4], [5] w Bell. Syst. Techn. Journ. /BSTJ/, no 1, 1962.

^{xx/} Wszystkie rysunki i tablice umieszczono na końcu artykułu.

^{xxx/} Składową stałą można odtwarzać w odbiorniku na podstawie odbieranego ciągu danych. Sposób ten jest jednak kłopotliwy i wymaga stosowania skramblera [32].

kłócenia obwodów telefonii naturalnej. Innym przykładem może być kod TPC /ang. "Time Polarity Control"/, w którym kolejnym elementarnym szczelinom czasowym przyporządkowuje się na przemian znaki "+" i "-", a kolejne sygnały elementarne pierwotnego ciągu binarnego mnożone są przez te znaki. Kody takie nie znalazły szerszego zastosowania i nie będą tu dokładniej omawiane, podobnie jak kody AMI przeplatane /komutowane/. Zainteresowanych Czytelników można odśledzić do literatury: [4], [18], [23], [34] i [47].

Kod AMI ma wadę polegającą na możliwości pojawiania się dowolnie długich ciągów kolejnych zer /przerw/ w sygnale kodowym, /rys. 1/, co może powodować zakłócenia procesu odtwarzania przebiegu zegarowego w odbiorniku. Aby tej wady uniknąć zaproponowano wypełnianie odpowiednio długich ciągów kolejnych zer w ciągu kodowym specjalnymi sekwencjami zwanymi wstawkami kodowymi^{x/}. Powstały w ten sposób kody wypełniane /ang. "Filled" [18]/. Pierwszym kodem tego typu, który znalazł praktyczne zastosowanie był kod B6ZS /ang. Bipolar with 6 Zeroes Substitution/, w którym odpowiednimi wstawkami zastępowane są ciągi 6-ciu kolejnych zer. W roku 1969 /Croisier [14], [15]/ zaproponowano sposób tworzenia kodów wypełnianych typu HDBn /ang. "High Density Bipolar"/, a w roku 1970 [18] - kodów typu CHDBn /ang. "Compatible High Density Bipolar"/. Kody te różnią się metodami tworzenia wstawek. W kodach tych dopuszczalne są co najwyżej ciągi n kolejnych zer. Kody wypełniane, szczególnie kod HDB3, znalazły szerokie zastosowanie w systemach małej i średniej przelotności. Na rys. 1 pokazano przykład sygnału kodu HDB2.

Innym sposobem, jaki pomyślano w celu uniknięcia w sygnale długich ciągów zer i uzyskania pozostałych pożądaných właściwości sygnału kodowego było znalezienie zasady tworzenia wieloalfabetowych kodów alfabetycznych o stałej długości słowa. Pierwszym tego rodzaju kodem /Sipress [7], 1965/ był kod PST /ang. Paired Selected Ternary/, w którym pierwotny ciąg binarny dzieli się na 2-elementowe słowa binarne; słowom tym przyporządkowuje się 2-elementowe słowa ternarne, które zgrupowane są w dwóch alfabetach. Wybór aktualnie stosowanego alfabetu sterowany jest ciągiem wejściowym.

We wszystkich kodach, o których była wyżej mowa, liczba przesyłanych w torze symboli ternarnych na sekundę /równa częstotliwości taktowania/ jest taka sama jak liczba nadawanych symboli binarnych na sekundę. Pomyślano o kodach zmniejszających częstotliwość taktowania w torze /przyspieszających

^{x/} Nazwa ta została zaproponowana przez autora w [33] i używana w jego dalszych opracowaniach, a również została przyjęta przez innych autorów, zob. np. [61], [62], [63].

szybkości nadawania/. Pierwszym tego typu kodem był kod MS43 /Frasaszek [11], 1968/ będący trójalfabetowym kodem, w którym 3-elementowe słowa ternarne /pogrupowane w 3 alfabety/ przyporządkowywane są 4-elementowym słowom binarnym. Przykład sygnału kodowego tego kodu pokazano na rys. 1. Kod MS43 należy do grupy kodów typu 4B-3T /4 elementy Binarne - 3 elementy Ternarne/, których wiele pojawiło się później w literaturze [18], [34], [55], [56], [75]. Kody te stosowane są w systemach PCM o dużej przelotności.

Zmniejszenie częstotliwości taktowania w torze jest korzystne ze względu na to, iż pociąga ono za sobą zwężenie pasma częstotliwości /pasma Nyquist/, niezbędnego do przesyłania sygnału. Wszystkie kody, o których była wyżej mowa są kodami ternarnymi^{x/} /trójpoziłomowymi/. Zwiększenie liczby poziomów pozwala na zmniejszenie częstotliwości taktowania. W literaturze proponowano szereg alfabetycznych kodów wielopoziłomowych /zob. np. Fromageot i inni [22]; Castellani [48]/. Kody takie dotychczas nie znalazły szerszego zastosowania, głównie ze względów technicznych.

Alfabetyczne kody L-poziłomowe, w których M elementowym słowem Binarnym przyporządkowuje się N elementowe słowa L-narne oznacza się ogólnie jako kody typu MB-NL.

W literaturze spotyka się również propozycje ternarnych kodów dla systemów przewodowych PCM nie należących do wyżej wymienionych grup. Do takich kodów należą na przykład: kod o zmiennej długości słowa VL43 /Frasaszek [11], kody przeplatane z wypełnianiem TIBn /Croisier [18], "prawie różnicowy kod ternarny" /Poljak [16]/. Kody te nie znalazły zastosowania praktycznego i nie będziemy ich tu szczegółowo omawiać. Analiza widmowa kodów VL43 i TIB przeprowadzona została przez W. Krzymienia [61].

W związku z pracami nad systemami światłowodowymi PCM, w drugiej połowie lat siedemdziesiątych zajęto się kodami dla takich systemów [36], [42], [44], [52], [57], [58], [64], [69]. Ze względu na nieliniowość charakterystyk przetworników optoelektronicznych wszystkie te kody są kodami binarnymi.

^{x/} W literaturze trójpoziłomowe kody transmisyjne nazywane są tradycyjnie "pseudoternarnymi" /ang. "pseudoternary"/. Przedrostek "pseudo" uzasadniany był tym [18], że dane źródła informacji kodowane są nie w kodzie ternarnym lecz binarnym, wobec czego strumień informacji wychodzący z kodera transmisyjnego jest taki sam jak strumień danych binarnych wchodzących do kodera. Zdaniem autora nie jest to przekonujące; ternarny kod transmisyjny jest po prostu kodem nadmiarowym. Dlatego mówimy tu o kodzie ternarnym, tym bardziej, że w literaturze o kodach z inną niż trzy, liczbą poziomów mówi się bez stosowania przedrostka "pseudo".

Aby można było uzyskiwać odpowiednie własności sygnałów kodowych kody te muszą być kodami zwiększającymi częstotliwość takowania w torze. Wszystkie proponowane kody [42], [58], [59], [60], [64] są lub mogą być [69], [76] określane jako kody alfabetyczne o stałej długości słowa typu NB-MB.

Przykładowe sygnały kodów światłowodowych omawianych w niniejszej pracy pokazano na rys. 2.

W pewnym stopniu niezależnie od prac prowadzonych nad kodami dla systemów PCM, głównie w związku z pracami nad transmisją Janych, prowadzone były prace zmierzające do takiego kształtowania sygnałów, aby zrealizować praktycznie transmisję binarną z idealną szybkością 2 symboli na 1 herc pasma, przy jednoczesnym ułatwieniu problemu filtracji i zwiększeniu odporności systemu na odchyłki tej szybkości od idealnej. Zaproponowano system transmisji duobinarnej /Lender [3], 1963/ polegający na tworzeniu impulsów na wyjściu kanału transmisyjnego w taki sposób, że obejmują one dwie kolejne szczeliny elementarne. Mamy tu więc do czynienia z zamierzoną i kontrolowaną interferencją międzysymbolową. Impulsy takie mogą być rozpatrywane jako wynik sumowania się dwóch impulsów elementarnych, na przykład w kanale idealnym - impulsów typu $\sin \omega_N t / \omega_N t$, $\omega_N = \pi / T_1$. Widmo uzyskanego w ten sposób impulsu wypadkowego jest skupione przy małych częstotliwościach. Ze względu na fakt, że odpowiedź kanału trwa dłużej niż elementarna szczelina czasowa, a więc w czasie T_1 kanał "odpowiada częściowo", system ten zwany jest systemem odpowiedzi częściowych PRS /ang. "Partial Response System"/. Później metody takie zostały rozwinięte i rozciągnięte na różne sposoby tworzenia impulsów PRS tak, aby obejmowały one wiele szczelin elementarnych [8], [9], [24]. Schematy tworzenia impulsów PRS mogą być znajdowane z pewnych zależności liniowych, a więc mogą być rozpatrywane jako kody transmisyjne linearne [18], a również jako filtry cyfrowe poddające filtracji ciąg próbek /danych/ binarnych. Metody PRS znalazły zastosowanie w transmisji danych [70]. Nie znalazły one szerszego zastosowania w systemach przewodowych PCM, między innymi ze względu na to, że nie zapobiegają one pojawianiu się dowolnie długich ciągów kolejnych zer w sygnale kodowym.

Warto tu jednak zauważyć, że pojęcie kodu linearnego jest wygodne; omówiony wyżej kod AMI może być traktowany jako kod linearny z przekodowaniem wstępnym.

W następnym rozdziale omówione będą krótko: działania systemów z kodami transmisyjnymi oraz ogólne pojęcia związane z przekodowaniem. Rozdział 3 poświęcony będzie omówieniu wymagań stawianym obecnie kodom transmisyjnym,

a rozdział 4 - określeniu parametrów związanych z tymi wymaganiami. Następnie rozdziały poświęcone będą zasadniczym grupom kodów transmisyjnych, a mianowicie: rozdział 5 - kodom przeznaczonym dla systemów przewodowych PCM, rozdział 6 - kodom przeznaczonym dla systemów światłowodowych PCM, a rozdział 7 - kodom linearnym, mającym zastosowanie w transmisji danych.

2. SYSTEMY TELEKOMUNIKACYJNE Z KODAMI TRANSMISYJNYMI

2.1. Opis działania

Na rys. 3 pokazano schemat funkcjonalny cyfrowego naturalnego systemu transmisyjnego z kodem transmisyjnym.

Koder kodu transmisyjnego przekształca ciąg wejściowy symboli binarnych, o szybkości powtarzania symboli $F_1 = T_1^{-1}$, w ciąg symboli kodowych, ogólnie, L-wartościowych, o szybkości powtarzania $F = T^{-1}$. Filtr nadawczy o transmitancji $K_{nad} = G/f$ przyporządkowuje każdemu symbolowi kodowemu impuls elementarny o pożądanym kształcie. W praktyce filtr kształtujący jest integralną częścią koderu.

Uzyskany sygnał kodowy, będący ciągiem impulsów, może być przedstawiony wzorem

$$x/t/ = \sum_n d^{/n/} \cdot g/t-nT/ \quad /1/$$

gdzie $g/t/ = F^{-1} \{ G/f/ \}$ reprezentuje impuls elementarny.

Sygnał ten doprowadzany jest do toru o transmitancji K_{tor} . Transmitancja ta uwzględnia ewentualną obecność w torze takich elementów jak transformatory, wzmacniaki analogowe itp. Po przejściu przez tor sygnał jest tłumiony, zniekształcony i zaszumiony. Filtr odbiorczy /wzmacniacz - korektor/ K_{odb} kompensuje tłumienie i zniekształcenia w pasmie użytecznym sygnału w taki sposób, aby zminimalizować wpływ szumu i interferencji międzysymbolowej w momentach podejmowania decyzji w układzie decyzyjnym. Sygnał kodowy za filtrem odbiorczym, a więc na wyjściu kanału analogowego o transmitancji $H/f/ = K_{nad} \cdot K_{tor} \cdot K_{odb}$, może być przedstawiony wzorem

$$y/t/ = \sum_n d^{/n/} \cdot h/t-nT/, \quad /2/$$

gdzie: $h/t = F^{-1}\{H/f\}$ reprezentuje impuls elementarny na wyjściu filtra odbiorczego.

Układy próbkujący i decyzyjny z sygnału tego estymują ciąg kodowy $\hat{\alpha}^{/n/}$, który zdekodowany w dekodерze kodu transmisyjnego prowadzi do estymowanego ciągu binarnego $\hat{\beta}^{/n' /}$. Z sygnału y/t /lub z sygnału na wyjściu toru/ odtwarzany jest w układzie podstawy czasu przebieg zegarowy, wykorzystywany przy próbkowaniu i przy podejmowaniu decyzji.

Na rys. 4 pokazano działanie systemu z kodem transmisyjnym i modulację analogową lub cyfrową. Dla takiego systemu wzory /1/ i /2/ nie ulegają zmianie.

2.2. Warunki ogólne realizowalności kodu transmisyjnego

Przekodowywanie ciągu $\beta^{/n' /}$ na ciąg $\alpha^{/n/}$ polega na przyporządkowaniu ciągu $\alpha^{/n/}$ ciągowi $\beta^{/n' /}$. Kod musi być tak skonstruowany, aby przyporządkowanie takie było możliwe dla dowolnego ciągu $\beta^{/n' /}$ i, aby dekodowanie było jednoznaczne. Przy przekodowywaniu wejściowego ciągu binarnego na ciąg L-narny może zachodzić zmiana częstotliwości taktowania F ciągu L-narnego względem częstotliwości taktowania F_1 wejściowego ciągu binarnego. Zauważmy, że aby była możliwa transmisja synchroniczna, musi być spełniony.

Warunek 1:

Stosunek $F/F_1 = T_1/T$ jest liczbą wymierną.

Jeżeli wejściowy ciąg binarny $\beta^{/n' /}$ jest ciągiem losowym, stacjonarnym o wyrazach statystycznie niezależnych i o zadanych prawdopodobieństwach: zera q i jedynki p , to średnia ilość informacji na symbol binarny /entropia/ jest równa

$$q \log_2 \frac{1}{q} + p \log_2 \frac{1}{p} \left[\frac{\text{bit}}{\text{symbol}} \right],$$

gdzie \log_2 oznacza logarytm przy podstawie 2. Maksymalna entropia wystąpi przy $p = q = \frac{1}{2}$ i będzie równa 1 bit/symbol. Każdy z symboli binarnych zajmuje szczerelinę czasową o czasie trwania $T_1 = F_1^{-1}$. Zatem przy $p = q = \frac{1}{2}$, ilość informacji doprowadzana do wejścia koderaw sekundzie /strumień informacji/ jest równa F_1 bit/s.

Gdyby ciąg L-wartościowy $\alpha^{/n/}$ był stacjonarnym ciągiem losowym o wyrazach statystycznie niezależnych, to jego entropia byłaby równa

$$\sum_{r=1}^L p_r \log_2 \frac{1}{p_r} \left[\frac{\text{bit}}{\text{symbol}} \right],$$

gdzie

$$p_r = P/\underline{\alpha} = \underline{\alpha}_r / \alpha, \quad r = 1, 2, \dots, L.$$

Entropia ta jest maksymalna, jeżeli $p_1 = p_2 = \dots = p_L = \frac{1}{L}$ i równa wtedy $\log_2 L$ bit/symbol.

W rozpatrywanym systemie, każdy z symboli L-narnych zajmuje szczelinę czasową o szerokości $T = F^{-1}$. W takim razie maksymalna ilość informacji jaka może być nadana w jednostce czasu przy zastosowaniu ciągu L-wartościowego jest równa $F \log_2 L$ bit/s.

Ponieważ koder z założenia nie powoduje przekłamań /błędów/, zatem ilość informacji doprowadzona w jednostce czasu do kodera jest równa ilości informacji wychodzącej w jednostce czasu z kodera. Przyjmuje się, że ta ilość informacji wynosi F_1 bit/s.

Definiuje się nadmiarowość kodu transmisyjnego L-wartościowego jako różnicę maksymalnego strumienia informacji, jaki może być przesyłany przy pomocy ciągu L-wartościowych symboli powtarzanych z okresem T i maksymalnego strumienia informacji przechodzącego przez koder, odniesioną do tego ostatniego strumienia. Nadmiarowość ta wyraża się więc wzorem

$$r = \frac{F}{F_1} \log_2 L - 1 = \frac{T_1}{T} \log_2 L - 1 \quad /3/$$

Jeżeli $r < 0$, oznacza to, że strumień informacji wychodzący z kodera jest mniejszy niż strumień informacji dochodzący do kodera. Kod, dla którego $r < 0$, nie może więc być stosowany dla transmisji ciągłej, a więc nie może być wykorzystywany w systemach PCM.

Jeżeli $r = 0$, to wtedy $F = F_1 / \log_2 L$. Dyskusja tego przypadku [53] prowadzi do wniosku, że występuje tu jedynie przekształcenie ciągu symboli binarnych w ciąg symboli L-narnych. Jeżeli pierwszy jest ciągiem równo prawdopodobnych symboli o wyrazach niezależnych, to drugi również. Nie można więc w tym przypadku kształtować własności sygnału metodą kodowania.

Jeżeli $r > 0$, to możliwe jest wykorzystanie tej nadmiarowości do uzyskiwania pożądaných właściwości sygnału kodowego. Można wnioskować, że możli-

wości takie są tym większe im większe jest r . Zatem, aby kod transmisyjny mógł spełnić swoje zadanie, powinien być spełniony

Warunek II:

$$\frac{F}{F_1} \log_2 L = \frac{T_1}{T} \log_2 L > 1 \quad /4/$$

wiązący częstotliwości taktowania /lub okresy taktowania/ z liczbą poziomów kodu.

Na rys. 5 przedstawiono wykresy nadmiarowości kodu transmisyjnego w funkcji stosunku F/F_1 , przy parametrze L . Na rys. 6 przedstawiono krzywą $F/F_1 = = \ln 2 / \ln L$, odgraniczającą obszar, w którym obowiązuje warunek II / $r > 0$ / od obszaru, w którym ten warunek nie obowiązuje / $r < 0$ /.

Warto zwrócić uwagę na to, iż przekodowywanie sygnału binarnego na inny binarny, ale mający określone własności /więc $r > 0$ /, musi być zawsze związane ze wzrostem częstotliwości taktowania w torze w stosunku do częstotliwości taktowania sygnału pierwotnego, bowiem /rys. 5/ przy $L = 2$ warunek II pociąga za sobą to, że $F/F_1 > 1$. Tego rodzaju przypadek zachodzi dla kodów transmisyjnych systemów światłowodowych.

3. WYMAGANE WŁASNOŚCI SYGNAŁU KODOWEGO

Ogólnie:

- a/ Sygnał kodowy musi mieć tak ukształtowane widmo, aby było ono dopasowane do charakterystyki kanału transmisyjnego.
- b/ Odbierany sygnał kodowy musi umożliwiać wyłowienie przebiegu synchronizacji elementowej /przebiegu zegarowego/ w każdym punkcie regeneracji sygnału.
- c/ Odbierany sygnał kodowy powinien umożliwiać wykrywanie większości błędów transmisji /por. rys. 3/. Ma to na celu ciągłą kontrolę jakości pracy urządzeń bez przerywania transmisji użytecznej.

Wymagania powyższe powinny być spełnione bez względu na statystyczne charakterystyki ciągu przesyłanych danych.

Warunki a/ i b/. pociągają za sobą nieco różniące się, w zależności od rodzaju kanału transmisyjnego, bardziej szczegółowe wymagania na sygnał kodowy.

Dla przewodowych systemów PCM:

1a/ Sygnał nie powinien zawierać składowej stałej /por. pkt. 4.2/. Warunek ten obowiązuje dla dowolnych systemów przewodowych i dla dowolnych statystyk ciągu danych. Wiąże się z możliwością stosowania w łańcuchu transmisyjnym transformatorów i innych układów sprzęgających prądu zmiennego. Jest to niezbędne między innymi ze względu na realizację systemu zdalnego zasilania.

Dla światłowodowych systemów PCM przyjmuje się, że kod powinien być binarny. Warunek ten wiąże się z nieliniowością nadajników i odbiorników sygnałów optycznych. Wynika stąd, iż warunek dotyczący składowej stałej powinien być sformułowany jako:

1b/ Średni poziom elementów sygnału kodowego /por. p. 4.2./ powinien być niezależny od parametrów statystycznych przesyłanego ciągu danych. Pożądane jest, aby poziom ten był równy połowie amplitudy impulsów.

Warunek ten wiąże się z możliwością ustawienia poziomu decyzyjnego w odbiorniku na stałą wartość zerową, przy zastosowaniu w nim układów sprzęgających prądu zmiennego.

Pozostałe wymagania są jednakowe, a mianowicie:

2/ Sygnał nie powinien zawierać silnych składowych wolnozmiennych /por. p. 4.3./

Warunek ten wiąże się z poprzednim ze względu na dobór częstotliwości granicznych /stałych czasu/ górnoprzepustowych układów sprzęgających [18], [65]. Oprócz tego, w przypadku systemów PCM realizowanych na torach symetrycznych, takie wolnozmiennie składowe dla systemu PCM mogą wypadać w pasmach częstotliwości systemów analogowych pracujących na sąsiednich torach w kablu i poprzez przenik zakłócać te systemy [4].

3/ Pasmo częstotliwości zajmowane przez sygnał powinno być możliwie wąskie /por. p. 4.3./

Warunek ten wiąże się między innymi z możliwością zastosowania w odbiorniku filtrów polepszających stosunek sygnału do szumu, a również z kosztem systemu. Szerokość pasma zajmowanego przez sygnał i widmo sygnału nie powinny w zasadniczy sposób zależeć od statystyk przesyłanego ciągu danych.

- 4/ Pożądane jest, aby moc średnia sygnału kodowego była możliwie mała i możliwie mało zależna od statystyk przesyłanego ciągu danych /por. p. 4.4./.

Warunek ten wiąże się między innymi /w przypadku kodów transmisyjnych dla systemów na torach symetrycznych/ z zakłóceniami spowodowanymi przenikaniem. Wymaganie słabej zależności mocy średniej od charakterystyk statystycznych ciągu danych związane jest między innymi z tym, że moc średnia wykorzystywana jest do sterowania układów automatycznej regulacji wzmocnienia we wzmacniaczach - korektorach regeneratorów [72]. W systemach światłowodowych chodzi tu również o minimalizację mocy nadajników optycznych.

- 5/ Dla dowolnych charakterystyk statystycznych przesyłanego ciągu danych, częstość zmian poziomów ciągu kodowego powinna być dostatecznie duża, a najdłuższy odcinek czasu bez zmiany poziomu powinien być ograniczony do niewielkiej liczby sygnałów elementarnych. W szczególności powinna być ograniczona liczba kolejnych zer /przerw/ sygnału kodowego /por. p. 4.6./.

Warunek ten wiąże się z odtwarzaniem przebiegu zegarowego w odbiorniku i w regeneratorach.

Powyższe wymagania, wybrane w odpowiednich wariantach, dotyczą również innych systemów cyfrowych z kodami transmisyjnymi.

4. PARAMETRY I CHARAKTERYSTYKI SYGNAŁÓW KODOWYCH

4.1. Pojęcia ogólne

Kod transmisyjny charakteryzuje się parametrami statystycznymi sygnału kodowego, przy czym przyjmuje się, że ciąg symboli wejściowych kodera / $\beta^{(n)}$ / /ciąg danych/ jest stacjonarnym ciągiem niezależnych binarnych /zero - jedynekowych/ zmiennych losowych, o zadanych prawdopodobieństwach

$$q = P \{ \beta^{(n)} = 0 \}, \quad p = P \{ \beta^{(n)} = 1 \}$$

W literaturze najczęściej przyjmuje się, przynajmniej w odniesieniu do bardziej złożonych kodów, że prawdopodobieństwa zera i jedynki w ciągu wejściowym są równe 1, oczywiście, równe 1/2. Celem stosowania kodów transmi-

syjnych jest jednak również uniezależnienie w pewnym stopniu właściwości sygnału kodowego od parametrów statystycznych ciągu wejściowego. Duży stopień takiej zależności może przesądzać na przykład o konieczności stosowania skramblera: jeżeli zależność taka jest słaba, to stosowanie skramblera staje się zbędne. Dlatego też własności kodu należy badać w funkcji parametru q /por. np. [65], [67]/.

Sygnał kodowy, będący losowym ciągiem impulsów, może być ogólnie zaplany wzorem

$$s(t) = \sum_{n=-\infty}^{\infty} \underline{a}^{(n)} \cdot g_0(t - nT - \underline{v}^0) \quad /5/$$

gdzie $(\underline{a}^{(n)})$, $\underline{a}^{(n)} \in A_0$ jest losowym ciągiem poziomów /wartości/kodu, A_0 - zbiorem poziomów /wartości/ kodu, T - okresem taktowania sygnału kodowego, \underline{v}^0 - losową fazą początkową [35] mającą rozkład równomierny w przedziale $[0, T]$ i, gdzie $g_0(t)$ jest standardowym impulsem.

Jeżeli przyjąć, że $g_0(t) = g(t)$ - por. wzór /1/ - to wzór /5/ opisuje stochastyczny sygnał kodowy $x(t)$ na wejściu toru, jeżeli natomiast przyjąć, że $g_0(t) = h(t)$ - por. wzór /2/ - to wzór /5/ opisuje stochastyczny sygnał kodowy $y(t)$ za filtrem odbiorczym /rys. 3/.

4.2. Poziom średni i składowa stała

Poziom średni \bar{a} określa się jako wartość oczekiwaną zmiennej losowej $\underline{a}^{(n)}$ to jest

$$\bar{a} = E(\underline{a}^{(n)}) \quad /6/$$

Przy przyjętym założeniu /p. 4.1./ wartość ta jest niezależna od n .

Składowa stała \bar{s} określona jest jako wartość oczekiwana procesu $s(t)$ określonego wzorem /5/, przy czym operacja uśredniania przeprowadzana jest ze względu na zmienne losowe \underline{a} i \underline{v}^0 . W wyniku takiego uśrednienia otrzymuje się

$$\bar{s} = \frac{G_0(0)}{T} \bar{a} \quad /7/$$

gdzie $G_0(0)$ jest wartością, przy $f = 0$, transformaty fourierowskiej $G_0(f)$ impulsu $g_0(t)$.

Ze wzorów /6/ i /7/ wynika, że poziom średni może być traktowany jako znormalizowana /względna/ składowa stała sygnału, przy czym współczynnikiem normalizacji jest składowa stała pojedynczego impulsu odniesiona do przedziału o szerokości równej T . Jeżeli impuls $g_o(t)$ jest ograniczony w czasie do przedziału $[0, T]$, to współczynnik normalizacji jest równy

$$\frac{G_o(0)}{T} = \frac{1}{T} \int_0^T g_o(t) dt, \quad /8/$$

a więc równy średniej wartości impulsu w przedziale $[0, T]$.

4.3. Widmo mocy, znormalizowane widmo mocy

Przy przyjętym w p.4.1. założeniu dotyczącym ciągu symboli wejściowych widmo mocy $S(f)$ sygnału kodowego określonego wzorem /5/ wyraża się /zob. np [67], [68]/- iloczynem

$$S(f) = \frac{|G_o(f)|^2}{T} \cdot W(f), \quad /9/$$

gdzie $G_o(f)$ jest transformatą fourierowską impulsu $g_o(t)$, gdzie

$$W(f) = \sum_{k=-\infty}^{\infty} R(k) e^{-j2\pi fT}, \quad /10/$$

gdzie z kolei $R(k) = E(\alpha^{(n)} \cdot \alpha^{(n+k)})$ jest autokorelacja dyskretna ciągu poziomów. Widać, że funkcja $W(f)$ jest niezależna od kształtu impulsów.

Ze wzoru /9/ wynika, że funkcja $W(f)$ może być traktowana jako znormalizowane /względne/ widmo mocy, przy czym współczynnikiem normalizacji jest widmo energetyczne pojedynczego impulsu podzielone przez szerokość elementarnego przedziału T .

Znormalizowane widmo mocy jest sumą dwóch składowych, a mianowicie: składowej ciągłej znormalizowanego widma mocy $W_c(f)$ oraz składowej prążkowej tego widma $W_d(f)$. Tę ostatnią można przedstawić jako

$$W_d(f) = \frac{1}{T} \sum_{r=-\infty}^{\infty} w\left(\frac{r}{m}\right) \cdot \delta\left(f - \frac{r}{mT}\right) \quad /11/$$

gdzie $\delta(f)$ jest impulsem Dirac'a i gdzie m jest równe długości słowa kodowego w przypadku kodów o stałej długości słowa, to jest $m = N$ dla kodów typu MB - NL. Dla kodów linearnych wypełnianych, rozpatrywanych w niniejszym artykule $m = 1^{x/}$.

Funkcje $W_c(f)$ i $W_d(f)$ są parzyste i okresowe, przy czym ich okres jest równy $1/T$. Dlatego wystarczy je wyznaczać w przedziale $0 \leq f \leq 1/2T$. Współczynniki $w\left(\frac{r}{m}\right)$ wystarczy więc określać w przedziale $0 \leq \frac{r}{m} \leq \frac{1}{2}$.

Poznom średni związany jest z widmem prążkowym wzorem

$$\bar{\alpha}^2 = w(0). \quad /12/$$

Składowe widma mocy sygnału kodowego: ciągła $S_c(f)$ i prążkowa $S_d(f)$ otrzymuje się ze wzorów

$$S_c(f) = \frac{|G_o(f)|^2}{T} W_c(f) \quad S_d(f) = \frac{|G_o(f)|^2}{T} W_d(f) \quad /13 a, b/$$

Moc składowych wolno-zmiennych można określić całką z widma mocy obliczoną w przedziale na przykład $|fT| \leq 0.05$.

4.4. Moc średnia, znormalizowana moc średnia

Moc średnia sygnału kodowego określona jest wzorem

$$\bar{P} = \int_{-\infty}^{\infty} S(f) df. \quad /14/$$

Całki tej nie trzeba obliczać numerycznie. Jeżeli bowiem zauważymy, że widmo mocy $S(f)$ związane jest z autokorelacją $r(\tau)$ procesu przekształceniami Fouriera, to stwierdzamy, że $\bar{P} = r(0)$. Jeżeli przyjąć założenie, że impuls $g_o(t)$ jest ograniczony w czasie do przedziału $[0, T]$, to w oparciu o zależności po-

^{x/} Ścisłej - parametr m jest równy okresowi łańcucha Markowa opisującego sygnał kodowy, dla aperiodycznych /ergodycznych/ łańcuchów Markowa $m = 1$, por. [46], [67], [68].

między autokorelacją procesu $r(\tau)$ i autokorelacją dyskretną $R(k)$ [67], str. 89, wzory 8.10/ to można znaleźć, że

$$\bar{p} = P_{sr,imp} \cdot R(0), \quad /15/$$

gdzie

$$P_{sr,imp} = \frac{1}{T} \int_0^T g_o^2(t) dt. \quad /16/$$

Wielkość określoną wzorem /16/ interpretujemy jako średnią moc impulsu za przedział elementarny.

Ze wzoru /15/ wynika więc, że

$$R(0) = E(\underline{a}^{(n)} \cdot \underline{a}^{(n)}) \quad /17/$$

ma sens znormalizowanej mocy średniej, przy czym współczynnikiem normalizacji jest tu średnia moc impulsu za przedział elementarny.

Uwaga: Dla procesów binarnych, dla założenia, że $A_o = \{0, 1\}$ znormalizowana moc średnia jest równa średniemu poziomowi /to jest $R(0) = \bar{a}$ / i równa średniej ilości impulsów przypadających na jeden przedział elementarny.

Dla procesów ternarnych, przy założeniu, że $A_o = \{-1, 0, +1\}$ znormalizowana moc średnia jest równa średniej ilości impulsów przypadających na jeden przedział elementarny. To pojęcie, zwane "gęstością impulsów" /pulse density/ bywa stosowane w literaturze.

4.5. Średnia częstość zmian poziomów

Do odtwarzania przebiegu zegarowego w odbiorniku można wykorzystać zmiany poziomów w sygnale kodowym. Miarą średniej częstości zmian poziomów sygnału kodowego jest prawdopodobieństwo tego, że w dwóch sąsiednich elementach sygnału poziomy będą różne, to jest prawdopodobieństwo

$$p_z = P(\underline{a}^{(n+1)} \neq \underline{a}^{(n)}) \quad /18/$$

Prawdopodobieństwo to można łatwo znaleźć na podstawie znajomości funkcji Markowa opisującego sygnał kodowy [76].

4.6. Średnia i maksymalna długość serii zer

W każdym systemie odtwarzania przebiegu zegarowego pojawienie się w sygnale kodowym długich ciągów kolejnych impulsów o poziomie zerowym jest niepożądane. Dlatego istotnym parametrem kodu jest maksymalna długość serii kolejnych zer θ_{omax} jaka się może pojawić w sygnale kodowym.

Interesująca jest również średnia długość serii kolejnych zer $\bar{\theta}_0$ w sygnale kodowym i zależność tej wielkości od parametru q charakteryzującego wejściowy ciąg danych.

W przypadku kodów binarnych, jakimi są kody światłowodowe, średnia długość serii zer wyraża się wzorem [76]

$$\bar{\theta}_0 = \frac{2(1-\bar{\alpha})}{P_z} \quad /19/$$

W przypadku kodów wielopoziomowych wyznaczenie tej wielkości jest bardziej skomplikowane.

4.7. Bieżąca suma cyfrowa, wahanie sumy cyfrowej

Dla dowolnej realizacji ciągu poziomów $(\alpha^{(n)})$ sygnału kodowego definiuje się dyskretną funkcję określoną jako

$$G(n) = G_0 + \sum_{k=1}^n \alpha^{(k)} \quad /20/$$

Funkcja ta nazywana jest bieżącą sumą cyfrową /BSC/. W definicji /20/ G_0 jest stałą dowolną. Jeżeli ta funkcja jest ograniczona dla dowolnej realizacji ciągu $(\alpha^{(n)})$, to można wykazać [22], że składowa stała i widmo mocy, przy $f = 0$, znikają.

Dla ograniczonej BSC definiuje się wahanie sumy cyfrowej /WSC/ określone jako różnica kresu górnego i kresu dolnego BSC. Wnioskuje się - zob. np. [18], [48], [65] - , że im kod ma mniejsze WSC tym lepsze ma własności przy małych częstotliwościach, chociaż nie ma zależności bezpośredniej. Dlatego też kody transmisyjne projektowane są często tak, aby wahanie sumy cyfrowej było jak najmniejsze. Wartość WSC podaje się często jako parametr kodu.

4.8. Parametry ciągu impulsów binarnych o wyrazach niezależnych

Aby zorientować się, jakie są wyżej omówione parametry dla niekodowanego /kodem transmisyjnym/ sygnału binarnego, można je wyznaczyć przyjmując w odpowiednich wzorach i definicjach: $\underline{\alpha}^{(n)} = \underline{\beta}^{(n)}$, $A_0 = \{0, 1\}$. Elementarne rozważania prowadzą do następujących wyników:

Poziom średni: $\bar{\alpha} = p$.

Składowa ciągła znormalizowanego widma mocy:

$$W_c(f) = pq.$$

Składowa prążkowa znormalizowanego widma mocy:

$$W_d(f) = \frac{1}{T} \sum_{r=-\infty}^{\infty} p^2 \delta\left(f - \frac{r}{T}\right).$$

Znormalizowana moc średnia: $R(0) = p$

Średnia częstota zmian poziomów: $p_z = 2pq$

Średnia długość serii kolejnych zer: $\bar{\theta}_0 = 1/p$

Maksymalna długość serii kolejnych zer: $\theta_{\text{omax}} = \infty$

Wahanie suwy cyfrowej: $/WSC/ = \infty$

Powyższe dane świadczą o tym, że taki sygnał nie spełnia wymagań, o których była mowa w rozdz. 3, przede wszystkim z powodu silnej zależności wszystkich jego parametrów od statystyk ciągu danych /p i q/ i niezerowej /w przypadku stosowania impulsów prądu stałego/ składowej stałej.

5. KODY TRANSMISYJNE DLA PRZEWODOWYCH SYSTEMÓW PCM

5.1. Uwagi wstępne

Omówione zostaną tu kody transmisyjne, ważniejsze bądź ze względu na ich szersze zastosowanie w istniejących lub przewidywanych systemach przewodowych PCM, bądź ze względu na to, że ilustrują one sposoby tworzenia kodów transmisyjnych. W szczególności omówione zostaną kody ternarne bez zmiany częstotliwości taktowania, mające zastosowanie w systemach małej /1,5, 2 Mbit/s/ i średniej /8,5 Mbit/s/ przelotności oraz kody zmniejszające częstotliwość taktowania w torze, a mianowicie kody ternarne typu 4B-3T, mające zastosowanie w systemach dużej przelotności /140 Mbit/s/ oraz przykłady kodów wielopoziomowych.

5.2. Kody ternarne bez zmiany częstotliwości taktowania

5.2.1. Kod AMI

Kodowanie w kodzie AMI polega na przyporządkowaniu:

- 1° każdemu "binarnemu zeru" symbolu ternarnego 0,
- 2° każdej "binarnej jedynce" symbolu ternarnego +1 lub -1,

w taki sposób, że symbole +1 i -1 występują w ciągu kodowym naprzemiennie.

Zauważmy, że kod AMI może być przedstawiony /tablica 1/ jako dwualfabetowy kod alfabetyczny o długości słowa 1, typu 1B-1T. Elementy binarne alfabetu wejściowego F kodowane są jako symbole ternarne z alfabetu G_1 , jeżeli koder jest w stanie pierwszym, a jako symbole ternarne z alfabetu G_2 , gdy koder jest w stanie drugim. Zmiany tych stanów /alfabetów/ występują każdorazowo po zakodowaniu jednolitej binarnej, co w tablicy 1 oznaczono "X". W tablicy tej symbol ternarny "+1" został oznaczony jako "+", a symbol ternarny "-1" - jako "-". Oznaczenia takie są ogólnie przyjęte dla kodów ternarnych. Reprezentacja alfabetyczna ułatwia analizę sygnału kodowego [67], a w niniejszym artykule wyjaśnia na prostym przykładzie zasadę tworzenia wieloalfabetowych kodów alfabetycznych.

Przy przyjętych w p. 4.1. założeniach nie trudno znaleźć - zob. np. [67], że dla tego kodu poziom średni jest równy zeru, co pociąga za sobą znikanie składowej stałej i widma prążkowego. Składowa ciągła znormalizowanego widma mocy /rys. 7/ wyraża się wzorem

$$W_c(f) = W(f) = 2pq \frac{1 - \cos 2\pi ft}{1 + (p-q)\cos 2\pi ft + (p-q)^2}$$

znormalizowana moc średnia $R(0) = p$, średnia częstość zmian poziomów $p_z = 1 - q^2$, średnia i maksymalna długość serii kolejnych zer są takie same jak w przypadku niekorelowanego ciągu binarnego, a więc są odpowiednio równe $\bar{\theta}_0 = 1/p$ i $\theta_{\text{omax}} = \infty$. Wahanie bieżącej sumy cyfrowej jest najmniejsze jak to jest tylko możliwe i jest równe $WSC/ = 1$. Nadmiarowość tego kodu jest równa 58,5% i jest taka sama jak dla wszystkich innych kodów ternarnych bez zmiany szybkości modulacji.

Dekodowanie polega na dwukierunkowym wyprostowaniu sygnału kodowego. Wykrywanie błędów transmisji oparte jest na obserwacji zachowania reguły naprzemienności impulsów w ciągu kodowym, co pozwala wykrywać wszystkie poje-

dyncze /nieseryjne/ błędy transmisji. Budowa koderów, dekodeków i monitorów błędów jest prosta.

Wadą tego kodu jest silna zależność jego parametrów od statystyk ciągu danych, w szczególności dotyczy to parametrów p_z , $\bar{\theta}_0$ i θ_{omax} związanych z synchronizacją elementową. Wady tej nie mają kody wypełniane omawiane w p. 5.3.

5.2.2. Kody wypełniane HDBn i CHDBn

Ważniejszymi kodami wypełnianymi są [18] kody rodzin HDBn i CHDBn /por. rozdz. 1/.

Kod HDBn uzyskuje się z kodu AMI w taki sposób, że każdy ciąg $n+1$ kolejnych zer ciągu kodowego wypełnia się wstawką typu

$$\underbrace{B \ 0 \ 0 \ \dots \ 0 \ V}_{n-1}$$

lub wstawką typu

$$\underbrace{0 \ 0 \ \dots \ 0 \ V}_n$$

gdzie B oznacza impuls bipolarny /o przeciwnej polaryzacji/ względem poprzedzającego, a V - impuls wlotacji - zakłócający zasadę bipolarności, a więc impuls o tej samej polaryzacji co poprzedzający go impuls B. Wyboru rodzaju wstawki dokonuje się w taki sposób, aby liczba impulsów B pomiędzy dwoma impulsami V była nieparzysta /rys. 1/.

Kod CHDBn uzyskuje się z kodu AMI według analogicznej reguły jak dla kodu HDBn, jedyną różnicą jest sposób budowy pierwszej ze wstawek, która dla kodu CHDBn jest typu

$$\underbrace{0 \ 0 \ \dots \ 0}_n \ B \ 0 \ V$$

Sposób ten zaproponowano ze względu na uniwersalność budowy dekodeków dla kodów CHDBn.

Kody HDBn i CHDBn można również przedstawić [18] [67] jako kody alfabetyczne o zmiennej długości słowa /tablica 2/. Reprezentacja taka jest bar-

dziej przejrzysta i wygodniejsza do analizy sygnału kodowego [67], [68].

Kody grup HDBn i CHDBn dopuszczają maksymalną liczbę kolejnych zer w ciągu kodowym $\theta_{\text{omax}} = n$. Podobnie jak dla kodu AMI średni poziom, a zatem i składowa stała oraz widmo prążkowe, są dla tych kodów równe zeru. Waha-
nie sumy cyfrowej jest równe 2.

Znormalizowane widma mocy /jedyne składowe ciągłe/ dla kodów HDB2, HDB3 i CHDB3, obliczone z pomocą metod i algorytmów przedstawionych w [67] i [68], pokazano odpowiednio na rysunkach 8, 9 i 10. Warto zwrócić uwagę /por. rys. 7/ na to, jak wstawki wpływają na kształt widma. Obecność wsta-
wek powoduje dla większych q podniesienie charakterystyk widmowych w oto-
czeniu $f = 0$ i pofalowanie tych charakterystyk.

Na rys. 11 pokazano krzywe znormalizowanych mocy średnich w funkcji pa-
rametru q , a na rys. 12 - krzywe średnich częstości zmian poziomów w funk-
cji tego parametru. Z krzywych tych widać poprawę własności synchronizacyj-
nych omawianych kodów w porównaniu z kodami AMI.

Przy dekodowaniu obserwowane są ciągi kodowe o długości $n + 1$. Dekoder
identyfikuje kombinacje odpowiadające wstawkom i zastępuje je ciągami $n+1$
zer. Widać stąd, iż może tu występować zjawisko powielania błędów transmi-
sji [30].

5.2.3. Kody alfabetyczne PST i MPST

Kod PST /per. rozdz. 1/ i jego modyfikacja MPST są kodami dwustanowymi
dualfabetowymi typu 2B - 2T. Reguły kodowania tych kodów przedstawiono w
tablicach, odpowiednio, 3 i 4. Zmiany stanów, a więc i alfabetów z G_1 na
 G_2 i na odwrót, występują każdorazowo po zakodowaniu słowa wejściowego o-
znaczonego "1".

Dla obydwu tych kodów średni poziom, a więc i składowa stała, są równe ze-
ru. Dopuszczalna liczba kolejnych zer w ciągu kodowym $\theta_{\text{omax}} = 2$, a więc
jest bardzo mała, co świadczy o dobrych własnościach synchronizacyjnych
tych kodów. Wahańie bieżącej sumy cyfrowej jest równe 3, a więc jest ono
większe niż dla kodów wypełnionych HDBn i CHDBn.

Na rysunkach 13 i 14 pokazano obliczone [69] widma mocy dla tych kodów,
przy czym strzałkami oznaczono intensywności w $\left(\frac{1}{2}\right)$ prążków. Zauważmy, że
prążki występują przy $f = 1/2T$ w przypadkach, gdy $q \neq 1/2$. Widmo mocy,
szczególnie dla kodu MPST, dość słabo zależy od q , co jest korzystne. Jed-
nakże duża moc średnia dla tych kodów - por. rys. 11 - szczególnie dla ko-

du PST, spowodowała, że kody te nie znalazły szerszego zastosowania.

Dla kodów tych, podobnie jak dla wszystkich innych kodów alfabetycznych, występuje problem synchronizacji słów. Do synchronizacji tej [7], jak również do wykrywania błędów transmisji, w omawianych kodach wykorzystuje się słowa zakazane /nie występujące w tablicy kodu/: /++/, /--/i/00/. Ponieważ stosunek liczby słów zakazanych: 3, do liczby wszystkich możliwych dwuelementowych słów ternarnych: 9 jest duży, zatem dla tych kodów taka zasada synchronizacji słów i wykrywanie błędów jest efektywna.

Dla omawianych kodów, jak łatwo zauważyć, występuje zjawisko powielenia błędów.

5.3. Kody zmniejszające częstotliwość taktowania sygnałów w torze

5.3.1. Kody alfabetyczne typu 4B-3T

We wszystkich kodach rodziny 4B-3T czteroelementowym słowem binarnym przyporządkowane są 3-elementowe słowa ternarne. Są to więc kody zmniejszające częstotliwość taktowania w torze, w porównaniu z szybkością nadawania binarnego ciągu danych, w stosunku 0,75. W tym samym stosunku maleje wymagana szerokość pasma częstotliwości urządzeń traktu liniowego.

Stosownie do wzoru /3/ nadmiarowość tych kodów jest równa 18,9%.

W tablicach od 5 do 12 pokazano reguły kodowania ośmiu takich kodów [75].

Dla zorientowania się w sposobie tworzenia tych kodów i w problematyce z nimi związanej wystarczy dokładniej omówić pierwszy z nich oznaczony tu jako kod 4B-3T1, a będący klasycznym tego typu kodem [11], oznaczanym w literaturze jako kod MS43.

Kod MS43 /tablica 5/ jest czterostanowym, 3-alfabetowym kodem ternarnym, przyporządkowującym 4-elementowym słowom binarnym z alfabetu słów wejściowych F, ternarne słowa kodowe z jednego z alfabetów cząstkowych G_{01} , G_{02} lub G_{03} . Aktualnie stosowany alfabet cząstkowy zależy od stanu kodera, który identyfikowany jest z bieżącą sumą cyfrową /BSC/ sygnału kodowego /p. 4.7/ określaną po zakodowaniu poprzedniego słowa. Jeżeli przyjąć we wzorze /20/, że G_0 jest równe 1, lub 2, lub 3, lub 4, to dla tego kodu BSC obliczana na końcu słowa kodowego jest także zawsze równa jednej z tych czterech wartości, tak więc zawsze określony jest alfabet, w którym będzie kodowane następne słowo binarne - por. tablica 5, sposób przyporządkowania.

alfabetów cząstkowych wartościom BSC^{x/}. Przykład sygnału kodowego dla tego kodu pokazany jest na rys. 1.

Problemy synchronizacji słów i wykrywanie błędów transmisji są tu trudniejsze niż w przypadku kodów PST i MPST. Gdyby bowiem oprzeć się tu na jedynym zakazanym dla tego kodu słowie /0 0.0/ na 27 możliwych trójelementowych słów ternarnych, to takie metody synchronizacji słów i wykrywania błędów byłyby zbyt mało efektywne. Aby tę efektywność zwiększyć, należy identyfikować w odbiorniku stany koderów i opierać się również na słowach zabezpieczonych w poszczególnych alfabetach [22], [29], [71].

Poziom średni i składowa stała dla wszystkich omawianych tu kodów znikają. Obliczone [75] składowe ciągłe znormalizowanych widm mocy dla omawianych kodów pokazano na rysunkach od 15 do 22. Współczynniki składowych prążkowych znormalizowanych widm mocy - por. wzór /11/ - zestawiono w tabelicy 13. W tabelicy tej zestawiono również wartości całki z ciągłego widma mocy w przedziale $|fT| \leq 0.05$ /por. p. 4.3/, wartości znormalizowanej mocy średniej, średnie częstotliwości zmian poziomów obliczono [75] przy trzech wartościach parametru q .

Warto zwrócić uwagę na to, iż prążki widma dla wszystkich omawianych kodów znikają przy $q = 1/2$. Główne prążki występują przy częstotliwości $f = 1/3T$, to jest przy częstotliwości pojawiania się słów kodowych.

Na podstawie charakterystyk widmowych można sądzić, że jednym z lepszych jest kod 4B-3T VII. Kod 4B-3TV ma tę wadę, że dopuszcza nieskończoną liczbę kolejnych zer w sygnale kodowym. Przy ocenie kodu należy brać pod uwagę stopień skomplikowania koderów i dekoderów włączający się z ich kosztami. Można sądzić, że koszty takie są tym większe, im większa jest liczba alfabetów cząstkowych; odpowiednie dane umieszczono również w tabelicy 13. Oprócz tego przy takiej ocenie należy brać pod uwagę łatwość odtwarzania synchronizacji słów i wykrywania błędów transmisji. Taka rozszerzona analiza wykracza poza zakres niniejszego artykułu. Szersza dyskusja omawianych kodów ze względu na przytoczone parametry została przeprowadzona w pracy [75].

^{x/} Zwróćmy uwagę [67], że przyporządkowanie alfabetów cząstkowych stanom koderów nie jest tu jednoznaczne, tak jak to było dla kodów PST i MPST. W przypadku tych ostatnich kodów można było mówić o alfabetach stanów, a tu jedynie o alfabetach cząstkowych - stąd różnica w oznaczeniach, por. tablice 4 i 5.

5.3.2. Wielopoziomowe kody alfabetyczne typu 3B-2Q i L742

Kod 3B-2Q /tablica 14/ jest 2-stanowym 2-alfabetowym kodem czteropoziomym /kwaternarnym/, w którym 3-elementowym słowom binarnym przyporządkowane są 2-elementowe słowa kwaternarne. W kodzie tym, podobnie jak w kodach PST i MPST, zmiany stanów, a więc i alfabetów, sterowane są słowami wejściowymi. Kod ten zmniejsza częstotliwość taktowania w torze w stosunku 0,66. Nadmiarowość tego kodu - wzór /3/ - jest równa 33,3%, a więc jest duża. W kodzie tym nie stosuje się poziomu zerowego. Maksymalna długość serii elementów o jednakowym poziomie wynosi 2, a więc własności synchronizacyjne kodu są dobre. Kod ten nie ma składowej stałej i widma prążkowego. Obliczone [69] znormalizowane ciągłe widma mocy pokazano na rys. 23. Do synchronizacji słów i wykrywania błędów można wykorzystywać 4 zakazane dla kodu słowa /-3, -3/, /-1, -1/, /1, 1/, /3, 3/, których jest wystarczająco dużo w stosunku do wszystkich 16 dwuelementowych słów kwaternarnych.

Kod L742 /tablica 15/ jest sześciostanowym 3-alfabetowym kodem siedmipoziomym /heptanarnym/, w którym czteroelementowym słowom binarnym przyporządkowane są 2-elementowe słowa heptanarne. W kodzie tym, podobnie jak w kodach 4B-3T, zmiany stanów sterowane są bieżącą sumą cyfrową ciągu kodowego. Kod ten zmniejsza częstotliwość taktowania w torze 2-krotnie. Nadmiarowość wynosi 40,5%. Kod ten nie ma składowej stałej i widma prążkowego. Znormalizowane ciągłe widmo mocy /rys. 24/ nie wykazuje silnej zależności od q . Synchronizację słów [48] przeprowadza się podobnie jak dla kodów 4B-3T.

Pomimo, że kody te /szczególnie L742/ radykalnie zmniejszają wymaganą szerokość pasma kanału, to jednak, z różnych względów, nie znalazły dotychczas szerszego zastosowania.

6. KODY TRANSMISYJNE DLA ŚWIATŁOWODOWYCH SYSTEMÓW PCM

6.1. Kod bifazowy, dwupoziomowe kody AMI

Dla światłowodowych systemów PCM małej i średniej przelotności proponowano w literaturze szereg kodów typu 1B-2B, w których pojedynczym binarnym elementom wejściowym przyporządkowane są 2-elementowe binarne słowa kodu.

Dla wszystkich kodów typu 1B-2B nadmiarowość - wzór /3/ - jest równa 100%, a więc jest duża, co ułatwia uzyskiwanie dobrych właściwości kodu, w szczególności dotyczących synchronizacji i wykrywania błędów. Wadą tych ko-

dów jest dwukrotne zwiększenie częstotliwości taktowania sygnału w torze /por. rys. 2/.

Najprostszym kodem typu 1B-2B jest kod bifazowy /B10/, w którym symbol 1 kodowany jest jako 10, a symbol 0 - jako 01. /tablica 16/. Do synchronizacji słów i wykrywania błędów wykorzystywane są zakazane w tym kodzie słowa /0 0/ i /1 1/. Zauważmy, iż kod ten może być traktowany również jako dyskretna modulacja przesunięcia impulsów, a również jako bezpośrednia modulacja fazy nałożona na składową stałą.

Innymi kodami typu 1B-2B są tzw. 2-poziomowe kody AMI, w których symbol 1 kodowany jest na przemian jako 11 lub 00, a symbol 0 - jako 01 lub 10 stosownie do reguł:

W kodzie [42] oznaczonym tu jako AMI I symbol 0 kodowany jest zawsze jako 01.

W kodzie [42] oznaczonym tu jako AMI II symbol 0 kodowany jest jako 01 po 11 i po 01, a jako 10 po 00 i po 10.

W kodzie [60] oznaczonym tu jako AMI III symbol 0 kodowany jest jako 10 po 11 i po 01, a jako 01 - po 00 i po 10.

Reguły kodowania powyższych kodów traktowanych jako kody alfabetyczne, pokazano w tablicach 17, 18 i 19. W tablicach tych, dla oznaczenia przejść stanów kodera /zmian alfabetów/, zastosowano konwencję jak w tablicy 2.

W kodach AMI do synchronizacji słów i wykrywania błędów można wykorzystywać zasadę naprzemienności słów /11/ i /00/, a oprócz tego w kodzie AMI I - zakazane słowo /10/. Efektywność synchronizacji słów i wykrywania błędów może być zwiększona, jeżeli obserwować w odbiorniku słowa zabronione w poszczególnych alfabetach [77] - por. p. 5.3.1.

Dla wszystkich czterech omawianych tu kodów średni poziom /równy znormalizowanej mocy średniej - por. p. 3/ jest równy 0,5, niezależnie od parametru q /por. p. 3 warunek 1b/. Maksymalna długość serii kolejnych zer dla kodów B10 i AMI II wynosi 2, dla kodu AMI I - 3, a dla kodu AMI III - 4.

Składowe ciągłe znormalizowanych widm mocy [73] pokazano na rysunkach od 25 do 28, współczynniki w $\left(\frac{r}{m}\right)$ składowych prążkowych znormalizowanych widm mocy zestawiono w tablicy 23. Zwróćmy uwagę na duże różnice własności widmowych omawianych kodów. Najbardziej stabilne, ze względu na statystykę ciągu danych /parametr q /, jest widmo kodu AMI III. Dla tego kodu nie występują /tablica 23/ inne prążki, jak te które związane są ze składową stałą, składowa ciągła /rys. 28/ słabo zależy od parametru q , a maxima od-

powiednich krzywych występują w otoczeniu $fT = 2,2$. Dla wszystkich innych z omawianych kodów występują prążki przy $fT = 0,5$, gdy $q \neq 0,5$. Najbardziej stabilne, ze względu na parametr q , jest ciągłe widmo mocy kodu BIØ, dla którego maxima krzywych występują zawsze przy $fT = 0,5$. Najmniej stabilne, ze względu na parametr q , jest ciągłe widmo mocy kodu AMI II /rys. 27/.

Na rys. 29 pokazano [76] krzywe średnich częstości zmian poziomów, a na rys. 30 - krzywe średnich długości serii kolejnych zer w funkcji parametru q . Na rysunkach tych pokazano również, dla porównania, krzywe obliczone dla niekorelowanego ciągu danych $\{B\}$. Z krzywych tych widać, że wszystkie omawiane kody mają dobre własności synchronizacyjne. Najbardziej stabilne, ze względu na parametr q , własności synchronizacyjne mają kody BIØ i AMI III.

6.2. Kody ze zwiększoną długością słów

Aby zmniejszyć przyrost częstotliwości taktowania sygnału w torze względem częstotliwości taktowania sygnału wejściowego, zaproponowano w literaturze szereg kodów alfabetycznych o większej niż 1 długości słów wejściowych.

Tablica 20 przedstawia kod typu 2B-3B zaproponowany w [42]. Dla kodu tego - por. wzór /3/ - nadmiarowość wynosi 50%, a zwiększenie częstotliwości taktowania sygnału w torze jest półtora krotne. Średni poziom dla tego kodu wynosi $1/3$ niezależnie od parametru q . Wartość ta nie jest najkorzystniejsza - por. rozdz. 3, warunek 1b. Kod ten dopuszcza maksymalną długość serii kolejnych zer równą 7. Do celów synchronizacji słów i wykrywania błędów można wykorzystać 3 zabronione w tym kodzie słowa: /111/, /101/ i /001/, na 8 możliwych 3-elementowych słów binarnych. Zapewnia to dużą efektywność synchronizacji słów i detekcji błędów, przy prostocie zasady działania układów. Stosownie do [42], [6] inne kody typu 2B-3B nie umożliwiają wykrywania błędów; zmodyfikowany kod 2B-3B proponowany w [57] ma takie same alfabety i średni poziom jak omawiany. Na rys. 31 pokazano składowe ciągłe widma mocy. Widmo prążkowe tego kodu związane jest jedynie ze składową stałą /tablica 23/.

Tablice 21 i 22 przedstawiają dwa kody typu 3B-4B. Nadmiarowość tych kodów - wzór /3/ - wynosi 33,3%, a zwiększenie częstotliwości taktowania sygnału w torze jest 1,333 krotne.

Kod przedstawiony w tablicy 21, [42], oznaczony tu jako 3B-4B1, jest

kodeń 2-stanowym, 2-alfabetowym. Do celów synchronizacji słów i wykrywania błędów można wykorzystać 4 zabronione w tym kodzie słowa: /1111/, /0000/, /0011/, /1100/ na 16 możliwych 4-elementowych słów binarnych. Średni poziom dla tego kodu jest niezależny od parametru q i jest równy 0,5, spełniony jest więc tu warunek 1b, rozdz. 3. Maksymalna liczba kolejnych zer w ciągu wynosi tu 4.

Krzywe średnich częstości zmian poziomów i średnich długości serii zer w funkcji parametru q /rys. 34,35/ wykazują nieco lepsze własności synchronizacyjne tego kodu niż pozostałych. To samo dotyczy znormalizowanego widma mocy - por. rys. 32 i tablica 23.

Inny kod typu 3B-4B, oznaczony jako 3B-4B11, przedstawiono w tablicy 22. Kod ten został zaproponowany w [59] jako system mieszanej modulacji PAM i PPM. Kod ten ma zdecydowanie gorsze własności od pozostałych. Świadczy o tym silna zależność średniego poziomu od parametru q ($\alpha = (2 - q)^4$ - zob. [76]) oraz duża zawartość składowych wolnozmiennych - por. rys. 33 - w sygnale.

Proponowane są kody jeszcze bardziej zmniejszające przyrost częstotliwości taktowania sygnału w torze. W [57] podana jest tablica kodowania dla kodu typu 5B-6B, a w [64] - niekompletna tablica kodowania dla innego kodu tego typu oraz tablica jednalfabetowego kodu typu 6B-8B. Ten ostatni kod jest, pod względem zwiększenia częstotliwości taktowania i nadmiarowości, równoważny kodom typu 3B-4B. Kody typu 5B-6B zwiększają częstotliwość taktowania w stosunku 1,2, a ich nadmiarowość wynosi 20%.

W literaturze były prowadzone rozważania dotyczące kodów np. typu NB - $(N+1)B$ o bardzo dużej długości słów [39], [44], [52], rzędu kilkunastu. Ze względu na bardzo małą nadmiarowość takich kodów, trudno od nich oczekiwać lepszych właściwości.

7. LINEARNE KODY TRANSMISYJNE DLA SYSTEMÓW TRANSMISJI DANYCH

7.1. Kody linearne bez kodowania wstępnego

Mówimy, że kod transmisyjny jest linearny, jeżeli wartości symboli ciągu kodowego ($\alpha^{(n)}$) mogą być uzyskiwane z wartości symboli binarnych ciągu wejściowego ($\beta^{(n)}$), $\beta^{(n)} \in \{0,1\}$, z zależności liniowej

$$\alpha^{(n)} = \sum_{k=0}^{K-1} c_k \beta^{(n-k)} \quad /21/$$

gdzie współczynniki c_k , $k = 0, 1, \dots, K-1$, określają kod. Przez odpowiedni dobór tych współczynników uzyskuje się kody o różnych wartościowościach L .

Reguła dekodowania kodu zadanego wzorem /21/ może być formalnie zapisana jako

$$\hat{\beta}^{(n)} = \frac{1}{c_0} \left(\hat{\alpha}^{(n)} - \sum_{k=1}^{K-1} c_k \hat{\beta}^{(n-k)} \right) \quad /22/$$

skąd widać, że przy dekodowaniu odbiornik musi pamiętać "historię" ciągu kodowego obejmującą $K-1$ elementów.

Należy zwrócić uwagę na to, że kody linearne są kodami bez zmiany częstotliwości taktowania $/T \doteq T_1/$.

Jeżeli ciąg wejściowy jest ciągiem jednostkowym, to jest takim, że

$$\beta^{(n)} = \begin{cases} 1 & \text{gdy } n = 0 \\ 0 & \text{gdy } n \neq 0 \end{cases} \quad /23/$$

to wtedy, jak łatwo widać, sygnał kodowy ma postać /rys. 36/

$$s_0(t) = \sum_{k=0}^{K-1} c_k \cdot g_0(t - kT). \quad /24/$$

W przypadku dowolnego ciągu wejściowego ($\beta^{(n)}$) sygnał kodowy wyrazi się wzorem

$$s(t) = \sum_{n=-\infty}^{\infty} \beta^{(n)} \cdot s_0(t-nT) \quad /25/$$

Ponieważ $s_0(t)$ jest sumą impulsów elementarnych obejmującą impulsy w K kolejnych szczelinach elementarnych o szerokości T , zatem każdy wyraz ciągu próbek $s(nT)$ sumy /25/ interferuje /nakłada się/ z $K-1$ innymi wyrazami tego ciągu /por. rozdz. 1/.

Jeżeli ciąg wejściowy jest stacjonarnym ciągiem losowym, niekoniecznie o wyrazach statystycznie niezależnych, to widmo mocy sygnału kodowego /25/ wyrazi się wzorem

$$S(f) = \frac{|G_o(f)|^2}{T} \cdot W_1(f) \cdot |F(f)|^2 \quad /26/$$

gdzie $W_1(f)$ jest znormalizowanym widmem mocy sygnału wejściowego i ; gdzie

$$F(f) = \sum_{k=0}^{K-1} c_k e^{-j2\pi k f T} \quad /27/$$

może być traktowane jako funkcja filtracji kodu. Należy zwrócić uwagę na to, iż dla kodów nieliniarnych, a takimi były wszystkie kody omawiane w poprzednich rozdziałach, taka ogólna, to jest niezależna od parametrów skorelowanego ciągu wejściowego, funkcja filtracji nie może być zdefiniowana.

Ze wzoru /26/ wynika, że znormalizowane widmo mocy sygnału kodowego wyraża się wzorem

$$W(f) = W_1(f) \cdot |F(f)|^2 \quad /28/$$

7.2. Kody linearne z kodowaniem wstępnym

Aby uniknąć zjawiska propagacji błędów przy dekodowaniu - por. wzór /22/ - i ułatwić proces dekodowania, zaproponowano przekodowywanie wstępne wejściowego binarnego ciągu danych $(\beta^{(n)})$ na inny binarny ciąg pomocniczy $(\beta_p^{(n)})$, który dopiero podlega kodowaniu liniowemu /rys. 37/ określönemu wzorem /21/. Kodowanie wstępne określa się [24] wzorem ogólnym.

$$\beta_p^{(n)} = \beta^{(n)} \oplus \sum_{k=1}^{K-1} d_k \cdot \beta_p^{(n-k)} \quad /29/$$

w którym sumowanie jest sumowaniem modulo 2, a współczynniki $d_k \in \{0, 1\}$ dobiera się w taki sposób, aby reguła dekodowania przyporządkowywała parzystym wartościom $\hat{\alpha}^{(n)}$ wartości $\hat{\beta}^{(n)} = 0$ a wartościom nieparzystym $\hat{\alpha}^{(n)}$ - wartości $\hat{\beta}^{(n)} = 1$ estymowanego ciągu danych.

Równanie /29/ nie jest równaniem liniowym w zwykłym sensie. Zatem kod linearny z kodowaniem wstępnym nie jest kodem linearnym w ścisłym sensie, to znaczy, że nie można dla niego tak dobrać współczynników c_k i liczby K , aby obowiązywało równanie o postaci /21/ wiążące ciąg danych wejściowych z ciągiem kodowym. Oznacza to, że dla rozpatrywanych kodów nie obowiązują w ogólnym przypadku wzory /26/ i /28/. Jednakże i dla tych kodów widmo mocy sygnału kodowego jest proporcjonalne do kwadratu modułu funkcji filtracji części liniowej kodera.

7.3. Przegląd kodów linearnych

Podamy teraz sposoby tworzenia różnych kodów linearnych i omówimy niektóre właściwości ważniejszych z takich kodów lub grup kodów. Kodowanie liniowe definiowane jest współczynnikami c_k występującymi we wzorze /21/, a kodowanie wstępne - współczynnikami d_k wzorem /29/. Dlatego też możliwe jest przedstawienie odpowiednich grup kodów w postaci tablic zawierających współczynniki c_k i d_k .

W tablicy 24 zestawiono [53] współczynniki kodowania wstępnego i kodowania liniowego dla ważniejszych kodów linearnych spotykanych w literaturze [24], [37]. Oznaczenia we wzorach tej tablicy nawiązują do rys. 37. Z tablicy tej widać, że wiele proponowanych i stosowanych kodów można przedstawić w sposób jednolity jako kody linearne. Stosując różne reguły doboru współczynników w równaniach kodowania liniowego i kodowania wstępnego można wyróżnić szereg grup kodów.

Kody od 1 do 10 są kodami stosowanymi w technice odpowiedzi cząstkowych /PRS/. Stosownie do reguł doboru współczynników c_k , kody te podzielono na odpowiednie klasy [24]. Widać, że uzyskuje się kody wielopoziomowe. W kodach tych można wyróżnić "kody ze składową stałą", dla których widmo sygnału skoncentrowane jest przy częstotliwości zerowej - por. wzory /24/ i /27/ - oraz "kody bez składowej stałej". Wśród tych ostatnich większe znaczenie [70] ma kod klasy 4, $K = 3$, dla którego moduł funkcji filtracji - por. wzór /27/ - wyraża się wzorem

$$|F(f)| = 2 \left| \sin 2\pi f T \right|$$

Zauważmy, że widmo sygnału tego kodu znika przy częstotliwości Nyquista $f_N = 0,5 T^{-1}$.

Kody zestawione w tabelicy 24 pod numerami od 11 do 13 są zwane kodami duobinarnymi. Sposób "rozstawienia" współczynników c_k określa rząd kodu duobinarnego i jego charakterystyki spektralne. Kody te mają składową stałą. Podobne własności mają kody polibinarne zestawione w tabelicy 24 pod numerami od 14 do 16. Kody te są kodami wielopoziomowymi, a ich widma skoncentrowane są przy częstotliwości zerowej, tym silniej im większy jest rząd kodu, a więc im większa jest jego wartościowość.

Dla kodu duobinarnego rzędu 1 /jest to klasyczny kod duobinarny - por. rozdz. 1, a również rys. 36/- moduł funkcji filtracji wyraża się wzorem

$$|F(f)| = 2 \left| \cos \pi f T \right|$$

Kody bipolarne, zestawione w tabelicy 24 pod numerami od 17 do 19 są kodami trójwartościowymi bez składowej stałej. Kod bipolarny rzędu 1 /z kodowaniem wstępnym/ jest dobrze znanym kodem AMI /por. p. 5.2.1/. Kody bipolarne wyższych rzędów mają w zakresie $0 \leq fT \leq 1$ charakterystyki widmowe o dwóch maksymach, przy czym maksyma te są tym bliższe odpowiednio częstotliwości zerowej i częstotliwości $f = T^{-1}$ im wyższy jest rząd kodu.

Innymi kodami bez składowej stałej są kody polibipolarne, zestawione w tabelicy 24 pod numerami od 20 do 22. Kody te są uogólnieniem podstawowego kodu bipolarnego uzyskiwanym w inny sposób niż przy tworzeniu kodów bipolarnych wyższych rzędów. Kody polibipolarne są kodami wielowartościowymi.

Kod bipolarny rzędu 1, bez kodowania wstępnego /por. rys. 36/, zwany jest kodek dikodowym /twinned binary/. Dla tego kodu moduł funkcji filtracji wyraża się wzorem

$$|F(f)| = 2 \left| \sin \pi f T \right|$$

Na podstawie równań definicyjnych /21/ i /29/ można narysować ogólny schemat ideowy kodera kodu linearnego z kodowaniem wstępnym przedstawiony na rys. 38.

8. ZAKOŃCZENIE

Przedstawiona wyżej problematyka kodów transmisyjnych nie jest oczywiście kompletna. Skoncentrowano się na motywacji stosowania kodów transmisyjnych i możliwościach ich realizacji oraz na omówieniu szeregu grup takich kodów. Dla kodów ważniejszych z punktu widzenia zastosowań podano charakterystyki i parametry związane z sygnałami kodowymi. Dane te umożliwia-

ją porównywanie odpowiednich cech różnych kodów i mogą być przydatne dla projektantów telekomunikacyjnych systemów cyfrowych. Parametry i charakterystyki te obliczono za pomocą algorytmicznej metody i programów opracowanych w Instytucie Telekomunikacji Politechniki Warszawskiej [68], [75], a opartych na pracach teoretycznych autora [45], [46], [67], [76].

Artykuł niniejszy nie zawiera rozważań teoretycznych, ograniczono się w nim do podania pewnych zależności niezbędnych dla wyjaśnienia sensu fizycznego odpowiednich parametrów, a w przypadku kodów linearnych - dla wyjaśnienia sposobu i motywacji tworzenia kodu.

Zagadnienia teoretyczne związane z kodami transmisyjnymi dotyczą w szczególności [79]:

- a/ analizy sygnałów kodowych,
- b/ wpływu kodów na interferencję międzysymbolową w kanale,
- c/ wpływu kodu na fluktuacje fazy odtwarzanego przebiegu zegarowego /timing jitter/,
/timing jitter/,
- d/ teorii wykrywania błędów i synchronizacji słów w kodach alfabetycznych.

Dla wygody Czytelników uwzględniono w spisie literatury pozycje dotyczące tych zagadnień.

WYKAZ LITERATURY

1. Huggins W.: Signal flow graphs of random signals. Proc. IRE, 1957, vol. 45, No 1.
2. Bennett W.R.: Statistics of regenerative digital transmission. Bell Syst. Tech. J., 1958, vol. 37, No 6, s. 1501-1512.
3. Lender A.: The duobinary technique for high-speed data transmission. IEEE Trans. on Comm., 1963, No 6, s. 214-218.
4. Aaroni M.R.: PCM transmission on the exchange plant. Bell Syst. Tech. J., 1962, vol. 41, No 1, s. 99-141.
5. Davies C.G.: An experimental pulse code modulation system for short-haul trunks. Bell Syst. Tech. J., 1962, vol. 41, No 1, s. 1-24.
6. Carter R.O.: Low disparity binary coding system. Electron. Letters., 1965, vol. 1, May, s. 67-68.

7. Sipress J.M.: A new class of selected ternary pulse trains. IEEE Trans. on Com., 1965, No 3, s. 366-372.
8. Becker F.K., Kretzmer E., Sheehan J.R.: A new signal format for efficient data transmission. Bell Syst. Tech. J., 1966, vol. 45, No 5, s. 755-758.
9. Lender A.: Correlative level coding for binary-data transmission. IEEE Spectrum., 1966, vol. 3, No 2, s. 104-115.
10. Kretzmer E.R.: Generalization of a technique for binary data communication. IEEE., 1966, vol. Com. 14, Feb. s. 67-68.
11. Franaszek P.A.: Sequence state coding for digital transmission. Bell Syst. Tech. J., 1968, No 1, s. 143-157.
12. Kaden H.: Theoretische Grundlagen der Daten Übertragung, R. Oldenbourg, München, Wien 1968.
13. Lucky R.W., Salz J., Weldon E.J.: Principles of data Communication. Mc Graw-Hill, N.Y. 1968.
14. Croisier A.: Proposal for a code allowing unrestricted binary transmission over digital transmission systems, Contribution to the CCITT Spec. Study Group D /1969/, Com. Sp.-D No 33.
15. Falcoz A., Croisier A.: Le code bipolaire a haute densité, un procede de transmission en bande de base, Colloque Internationale sur la tele-informatique. Paris 1969, Editions Chiron, Paris, tome 1, s. 54-63.
16. Poljak L.M.: Počti raznostnyj kvazitroičnyj kod dla sistiem svjazi s impulsno-kodovoj modulacije. Elektrosvjaz, 1970, No 11.
17. Konovačov G.V., Tarasenko E.M.: Matričnyje metody ocenki statističeskich charakteristik impulsno-kodovych signafov. Radiotekhnika, 1970, t. 25, No 2.
18. Croisier A.: Introduction to pseudoternary transmission codes. I.B.M. Journ. of Res. and Develop., 1970, vol. 14, s. 354-367.
19. Bellato L., Cariolaro G.: Time jitter in line regenerators with pattern dependent on pulse waveforms. Alta Frequenza, 1972, vol. 41, s. 800-815.
20. Benedetto S., Castellani V., De Vincentis G.: Error rate for correlated digital signals with intersymbol interference and additive noise. Alta Frequenza, 1972, No 9, s. 656-664.

21. Bosik B.: The spectral density of a coded digital signal. *Bell. Syst. Tech. J.*, 1972, vol. 51, No 4, s. 921-932.
22. Fromageot A., De Laage P., Maitre M.: Transformation d'une suite binaire en une suite de somme bornée. *Cables et Transm.*, Avril 1972. No 2, s. 183-229.
23. Rydel M.: Studium systemów telekomunikacyjnych cyfrowych z punktu widzenia sygnałów przesyłanych torami przewodowymi. Raport. techn. Instytutu Teleelektroniki Politechniki Warszawskiej, 1972.
24. Schmidt K.H.: Data transmission using controlled intersymbol interference. *Electr. Commun.*, 1973, vol. 48, Nr 1/2, s. 121-133.
25. Biglieri E.: Valutazione delle prestazioni dei codici di canale per la trasmissione numerica. *Alta Frequenza*, 1973, vol. XLII, No 3, s. 153-159.
26. Desombre P.: Calcul du spectre de puissance d'un signal aléatoire par la methode des graphes. *Cables et Transm.*, 1973, No 1, s. 37-54.
27. Konovateľov G.V., Tarasenko E.M.: Impulsnyje slučajnyje processy v elektrosvjazi. Izd. Svjaz, Moskva 1973.
28. Roth D.: Anwendung der Theorie Markoffscher Ketten bei der Umcodierung. *Arch. Elektron. Übertr.*, 1973, vol. 27, No 10, s. 410-416.
29. Preparata F.P., Bellato L.: Error detection and synchronization with pseudoternary codes for data transmission. *Alta Frequenza*, 1973, vol. XLII, No 6, s. 280-285.
30. Bréant P.: Influence d'une erreur isolée sur la transmission en code HDB3, comparaison avec le code bipolaire. *Cables et Transm.*, 1974, No 1.
31. Cariolaro G., Tronca G.: Spectra of block coded digital signals. *IEEE Trans. Commun.*, 1974, vol. Com-22, No 10, s. 1555-1563.
32. Marco H., Weiss R., Binkert G.: Ein Digitalverstärker-Hybridssystem für 280 Mbit/s und 560 Mbit/s zur PCM-Übertragung and Koaxialleitungen. *NTZ*, 1974, Heft 2, s. 56-60.
33. Rydel M.: Grafy impulsowych sygnałów kodowych. *Rozprawy Elektrot.*, 1974, z. 4, s. 725-757.
34. Duc N.Q.: Line coding techniques for baseband digital transmission. *Australian Telecomm. Res.*, 1975, vol. 9 No 1, s. 3-17.

35. Franks L.E.: Teoria sygnałów. WNT, Warszawa 1975 /tłum. z ang./.
36. Game C., Jessop A.: Random coding for digital optical systems. IEEE Conf. Publ., 1975, s. 171-173.
37. Górecki J.: Kodowe metody kształtowania widma w transmisji danych. "Teleinformatyka", z. B, Instytut Teleelektroniki Politechniki Warszawskiej, 1975.
38. Jasiński K.: Transkodery liniowe w systemach o modulacji impulsowo-kodowej. Zasady projektowania logicznego. Rozprawy Elektrot., 1975, z. 3, s. 695-706.
39. Rousseau M.: Transmission code and receiver selection for optical fibres PCM communications. IEEE Conf. Publ., 1975, s. 174-176.
40. Bylanski P., Ingram D.G.: Digital transmission systems. IEEE Telecomm., series 4, P. Peregrinus Ltd, England, 1976.
41. Moncalvo A., Pelegrini G.: Codici di linea per trasmissione numerica su cavo. CSELT Rapporti Tecnici, 1976, vol. IV, No 1, s. 5-19.
42. Takasaki Y., Tanaka M., Maeda N., Yamashita K., Nagano K.: Optical pulse formats for fiber optic digital communications. IEEE Trans. Commun., 1976, vol. COM24, No 4, s. 404-413.
43. Miłek J.: Transmisja sygnałów cyfrowych przez linie kablowe. Problemy Elektroniki i Telekomunikacji "Teletransmisyjne systemy cyfrowe". WKiŁ, Warszawa 1976, rozdz. 5, s. 83-108.
44. Rousseau M.: Block codes for optical - fibre communication. Electron: Letters, 1976, No 18, s. 478-479.
45. Rydel M.: Problemy korelacyjno-widmowej analizy kodów transmisyjnych. Instytut Telekomunikacji Politechniki Warszawskiej. "Referaty". z. 32. Warszawa 1976.
46. Rydel M.: On the analysis of coded digital signals. Mat. IV. Nation. Conf. on Comp. Techn. "Isčislitelna Technika 76", Varna 26-30 Sept. 1976, t. 3, s. 3-135-3-146.
47. Villani F.: Codici di linea per la trasmissione numerica nelle reti telefoniche urbane. Note Recensioni e Notizie, 1976, No 1,2.
48. Castellani V.: Synchronization properties of an alphabetic non-linear

- multilevel code. *Alta Frequenza*, 1977, vol. XLVI, No 6, s. 271-285.
49. Cariolaro G., Todero R.: A general spectral analysis of time jitter produced in regenerative repeater. *IEEE Trans. Commun.*, 1977, vol. Com. 25, No 4, s. 417-426.
 50. Desombre P.: Calcul du spectre de puissance d'un signal aléatoire HDBn par la methode des graphes de fluence. *Cables et Transm.*, 1977, No 3, s. 312-329.
 51. Duc N.Q., Smith B.M.: Line coding for digital data transmission. *Australian Telecomm. Res.*, 1977, vol. 11, No 2, s. 14-27.
 52. Rodriguez M., Cattermole K.: New codes for digital transmission: 10B7T, 15B10T, 6B4T. *Electronics Letters.*, 1977, No 12, s. 340.
 53. Rydel M.: Badanie kodów wielopoziomowych liniowych i alfabetycznych. Raport Techniczny, Instytut Telekomunikacji Politechniki Warszawskiej. Warszawa 1977.
 54. Rydel M., Kunicki J.: Interferencja międzysymbolowa w przewodowych systemach impulsowych. Instytut Telekomunikacji Politechniki Warszawskiej. "Referaty". z. 42, Warszawa 1977.
 55. CCITT: Line codes for regenerative transmission systems. Com: XVIII, No 187-E, 1978.
 56. CCITT: 4B/3T codes for a 140 Mbit/s digital transmission system. Com: XVIII, No 27-E, 1978.
 57. Benvenuto N., Pupolin S.: Error probability evaluation in fiber optic..., Comparison of some block encodings. *Alta Frequenza*, 1978, vol. XLVII, No 11, s. 805-814.
 58. Paladín G., Pietroiusti R.: Error probability in optical fiber digital transmission systems with correlated signals. *Alta Frequenza*, 1978, vol. XLVII, No 7, s. 537-545.
 59. Bosotti L., Pirani G.: A new signalling format for optical communications. *Electron. Letters.*, 1978, vol. 14, s. 71-73.

60. Petrović R.: A new transmission code for digital optical communication. *Electron. Letters.*, 1978, vol. 14, No 17, s. 541-542.
61. Krzymień W.: Analiza korelacyjno-widmowa sygnałów cyfrowych kodowanych transmisyjnie. Rozprawa doktorska. Politechnika Poznańska. Poznań 1978.
62. Krzymień W.: Kodowanie transmisyjne sygnałów cyfrowych. *Prz. Telekom.*, 1978, R. 51, No 9, s. 269-274.
63. Kunicki J.: Wpływ kodu transmisyjnego na jakość pracy systemu z modulacją cyfrową. *Wyd. Instytutu Telekomunikacji Politechniki Warszawskiej "Referaty"*, z. 56, 1978, rozprawa doktorska.
64. CCITT: Binary line codes for digital transmission on optical fibers. *COM. XVIII, Question 13/XVIII, Feb. 1979.*
65. Brugia O., Wolfowicz W., Pietrojusti R., Roscetti G.M.: Valutazione dell'effetto della distorsione in bassa frequenza nei collegamenti numerici su cavo, in funzione delle proprietà statistiche dei codici di linea. *Alta Frequenza*, 1979, vol. XLVIII, No 5, s. 221-226.
66. Poljak L.M.: Energetičeski je spektry biimpulsnych signałow. *Elektrosvjaź. Część I*: 1979, No 11, s. 43-46; *Część II*: 1979, No 12, s. 22-26.
67. Rydel M.: Analiza sygnałów kodowych. *Zeszyty Naukowe Politechniki Warszawskiej "Elektronika"*, 1979, nr 39.
68. Rydel M., Słomiński M.: An algorithmic method of analysis of coded signals. *Rozprawy Elektrot.*, 1979, z. 3, s. 673-701.
69. Rydel M., Słomiński M.: Parametry kodów transmisyjnych dla systemów przewodowych i światłowodowych. *Raport Techniczny. Instytut Telekomunikacji Politechniki Warszawskiej, Warszawa 1979.*
70. Praca zbiorowa pod red. Z. Barana: *Problemy transmisji danych. WKiŁ, Warszawa 1979.*
71. Słomiński M.: Procesy dekodowania alfabetycznych kodów transmisyjnych. *Materiały VIII Ogólnopolskiego Sympozjum "Metody Matematyczne w Elektrotechnice"*. Pokrzywna, maj 1979.
72. Miłek J., Nowak A.: Trakt liniowy systemu 8 Mbit/s. *Biuletyn Informacyjny Nr 8 /186/, Rok 19, Instytut Łączności, Warszawa 1979.*

73. Rydel M.: Kody transmisyjne w cyfrowych systemach światłowodowych. II Krajowe Sympozjum "Światłowody i ich zastosowania". Jabłonna, 13-15 luty 1979, Materiały: tom II, s. 221-232.
74. Porochov O.N.: Signały i kody cyfrowych sistem peredači. Elektrosvjaż, 1980, No 1, ś. 33-37.
75. Chryszczanowicz D.: Parametry kodów transmisyjnych typu 4B-3T. Praca dyplomowa, Inst. Telekom. Politechniki Warszawskiej, Warszawa 1980.
76. Rydel M.: Charakterystyki kodów transmisyjnych dla światłowodowych systemów telekomunikacyjnych. Rozprawy Elektrot., 1980, z. 3 /w druku/.
77. Hawryluk B.: Koder i dekoder kodu transmisyjnego typu: 2 poziomowy AMI. Praca dyplomowa. Inst. Telekomunikacji Politechniki Warszawskiej, Warszawa 1980.
78. Gawryś J.: Symulacja ciągów kodowych i obliczenie funkcji gęstości widmowej mocy, dla kodów HDB2 i HDB3, za pomocą EMC. Praca dyplomowa. Instytut Telekomunikacji Politechniki Warszawskiej, Warszawa 1980.
79. Rydel M., Słomiński M.: Problematyka sygnałów liniowych w systemach z modulacją kodowo-impulsową. Materiały i Konf. Nauk. "Systemy Telekomunikacyjne". Kołobrzeg 21-23.IV.1980.
80. Słomiński M., Kunicki J.: Proces synchronizacji sygnału kodowego. IX Sympozjum "Metody Matematyczne w Elektrotechnice". Pokrzywna, maj 1980 /materiały w druku/.

T a b l i c a 1

Kod AMI

F	G ₁	G ₂
0	0	0
1 ^x	+	-

T a b l i c a 2

Kody HDBn i CHDBn

F	G ₁	G ₂	G ₃	G ₄	Uwaga
1	- 2/	+ 1/	- 4/	+ 3/	
01	0- 2/	0+ 1/	0- 4/	0+ 3/	
001	00- 2/	00+ 1/	00- 4/	00+ 3/	
.... 2/ 1/ 4/ 3/	
<u>0...0</u>	<u>-0...0- 4/</u>	0...0- 4/	0...0+ 1/	<u>+0...0+ 1/</u>	HDBn
n+1	00...0- 4/			00...+0+ 1/	CHDBn

Uwaga: oznaczenia 1/, 2/, 3/, 4/ wskazują, że następane słowo będzie kodowane odpowiednio w alfabecie G₁, G₂, G₃, G₄.

T a b l i c a 3

Kod PST

F	G ₁	G ₂
0 0	- +	- +
0 1 ^x	0 +	0 -
1 0 ^x	+ 0	- 0
1 1	+ -	+ -

T a b l i c a 4

Kod MPST

F	G ₁	G ₂
0 0 ^x	0 +	- 0
0 1	- +	- +
1 0	+ -	+ -
1 1 ^x	+ 0	0 -

Tabl i c a 6
Kod 4B-3T 11 / FOMOT /

F	G ₀₁	G ₀₂	G ₀₃	G ₀₄
0000	+ + +	+ - +	+ - +	- - -
0001	0 + -	0 + -	0 + -	0 + -
0010	0 - +	0 - +	0 - +	0 - +
0011	0 + +	0 + +	0 - -	0 - -
0100	- + 0	- + 0	- + 0	- + 0
0101	0 + 0	+ - -	0 + 0	+ - -
0110	- + +	0 - 0	- + +	0 - 0
0111	+ - 0	+ - 0	+ - 0	+ - 0
1000	- 0 +	- 0 +	- 0 +	- 0 +
1001	+ + -	0 0 -	+ + -	0 0 -
1010	0 0 +	- - +	0 0 +	- - +
1011	+ 0 -	+ 0 -	+ 0 -	+ 0 -
1100	+ 0 0	- 0 0	+ 0 0	- 0 0
1101	+ + 0	+ + 0	- 0 -	- 0 -
1110	+ 0 +	+ 0 +	- 0 0	- 0 0
1111	+ + +	- + -	- + -	- + -

G₀₁ - gdy BSC = -2
G₀₂ - gdy BSC = -1 lub 0
G₀₃ - gdy BSC = 1 lub 2
G₀₄ - gdy BSC = 3

Tabl i c a 5
Kod 4B-3T 1 / MS43 /

F	G ₀₁	G ₀₂	G ₀₃
0000	+ + +	- + -	- + -
0001	+ + 0	0 0 -	0 0 -
0010	+ 0 +	0 - 0	0 - 0
0011	0 - +	0 - +	0 - +
0100	0 + +	- 0 0	- 0 0
0101	- 0 +	- 0 -	- 0 +
0110	- + 0	- + 0	- + 0
0111	- + +	- + +	- - +
1000	+ - +	+ - +	- - -
1001	0 0 +	0 0 +	- - 0
1010	0 + 0	0 + 0	- 0 -
1011	0 + -	0 + -	0 + -
1100	+ 0 0	+ 0 0	0 - -
1101	+ 0 -	+ 0 -	+ 0 -
1110	+ - 0	+ - 0	+ - 0
1111	+ + -	+ - -	+ - -

G₀₁ - gdy BSC = 1
G₀₂ - gdy BSC = 2 lub 3
G₀₃ - gdy BSC = 4

Tablica 8

Kod 4B-3T IV

F	G ₀₁	G ₀₂
0000	+++	-
0001	++0	-0
0010	+0+	-0
0011	+00	-00
0100	0++	0-
0101	0+0	0-0
0110	+ - +	- +
0111	- + 0	- + 0
1000	+ - 0	+ - 0
1001	- + +	+ -
1010	0 + -	0 + -
1011	- 0 +	- 0 +
1100	+ 0 -	+ 0 -
1101	0 0 +	0 0 -
1110	+ + -	- +
1111	0 - +	0 - +
		G ₀₁ - gdy BSC = -3, -2 lub -1
		G ₀₂ - gdy BSC = 0, 1 lub 2

Tablica 7

Kod 4B-3T III

F	G ₀₁	G ₀₂
0000	+ 0 -	+ 0 -
0001	- + 0	- + 0
0010	0 - +	0 - +
0011	+ - 0	+ - 0
0100	+ + 0	- - 0
0101	0 + +	0 - -
0110	+ 0 +	- 0 -
0111	+ + +	- - -
1000	+ + -	- - +
1001	- + +	+ - -
1010	+ - +	- + -
1011	+ 0 0	- 0 0
1100	0 + 0	0 - 0
1101	0 0 +	0 0 -
1110	0 + -	0 + -
1111	- 0 +	- 0 +
		G ₀₁ - gdy BSC = -3, -2 lub -1
		G ₀₂ - gdy BSC = 0, 1 lub 2

T a b l i c a 9

Kod 4B-3T V

F	G ₀₁	G ₀₂
0000	+ - 0	+ - 0
0001	+ + 0	- - 0
0010	+ 0 +	- 0 -
0011	+ 0 0	- 0 0
0100	0 + +	0 - -
0101	0 + 0	0 - 0
0110	0 0 +	0 0 -
0111	0 0 0	0 0 0
1000	+ + -	- - +
1001	- 0 +	- 0 +
1010	+ - +	- + -
1011	- + 0	- + 0
1100	0 - +	0 - +
1101	- + +	+ - -
1110	0 + -	0 + -
1111	+ 0 -	+ 0 -
G ₀₁ - gdy BSC = -2, lub -1		G ₀₂ - gdy BSC = -2, lub -1
G ₀₂ - gdy BSC = 0 lub 1		G ₀₁ - gdy BSC = 0 lub 1

T a b l i c a 10

Kod 4B-3T VI

F	G ₀₁	G ₀₂	G ₀₃
0000	+ + 0	0 0 -	0 0 -
0001	0 + -	0 + -	0 + -
0010	0 + 0	0 + 0	- 0 -
0011	+ + -	- + -	- + -
0100	0 + +	- 0 0	- 0 0
0101	- + +	- + +	- - -
0110	- + 0	- + 0	- + 0
0111	- 0 +	- 0 +	- 0 +
1000	+ 0 -	+ 0 -	+ 0 -
1001	+ - 0	+ - 0	+ - 0
1010	+ + +	+ - -	+ - -
1011	+ 0 0	+ 0 0	0 - -
1100	+ - +	+ - +	- - +
1101	+ 0 +	0 - 0	0 - 0
1110	0 - +	0 - +	0 - +
1111	0 0 +	0 0 +	- - 0
G ₀₁ - gdy BSC = -2 lub -1		G ₀₂ - gdy BSC = -2 lub -1	G ₀₃ - gdy BSC = -2 lub -1
G ₀₂ - gdy BSC = 0		G ₀₁ - gdy BSC = 0	G ₀₃ - gdy BSC = 0
G ₀₃ - gdy BSC = 1 lub 2		G ₀₁ - gdy BSC = 1 lub 2	G ₀₂ - gdy BSC = 1 lub 2

Tabl i c a 11
Kod 4B-3T VII

F	G ₀₁	G ₀₂	G ₀₃
0000	+ + 0	0 0 -	0 0 -
0001	0 + 0	0 + 0	- 0 -
0010	+ + -	- + -	- + -
0011	0 + -	0 + -	0 + -
0100	0 + +	- 0 0	- 0 0
0101	- + 0	- + 0	- + 0
0110	- 0 +	- 0 +	- 0 +
0111	- + +	- + +	- - -
1000	+ + +	+ - -	+ - -
1001	+ 0 -	+ 0 -	+ 0 -
1010	+ - 0	+ - 0	+ - 0
1011	+ 0 0	+ 0 0	0 - -
1100	0 - +	0 - +	0 - +
1101	+ - +	+ - +	- - +
1110	+ 0 +	0 - 0	0 - 0
1111	0 0 +	0 0 +	- - 0
G ₀₁ - gdy BSC = -2 lub -1 G ₀₂ - gdy BSC = 0 G ₀₃ - gdy BSC = 1 lub .2			

Tabl i c a 12
Kod 4B-3T VIII /FOMOT M/

F	G ₀₁	G ₀₂	G ₀₃	G ₀₄
0000	- + +	- 0 0	- + +	- 0 0
0001	- + 0	- + 0	- + 0	- + 0
0010	+ - 0	+ - 0	+ - 0	+ - 0
0011	+ 0 0	+ - -	+ 0 0	+ - -
0100	- 0 +	- 0 +	- 0 +	- 0 +
0101	+ + +	- + -	- + -	- + -
0110	+ 0 +	+ 0 +	- 0 -	- 0 -
0111	+ 0 -	+ 0 -	+ 0 -	+ 0 -
1000	0 + +	0 + +	- - 0	- - 0
1001	0 + 0	0 - 0	0 + 0	0 - 0
1010	+ - +	+ - +	+ - +	- - -
1011	+ + 0	+ + 0	0 - -	0 - -
1100	0 0 +	- - +	0 0 +	- - +
1101	0 + -	0 + -	0 + -	0 + -
1110	0 - +	0 - +	0 - +	0 - +
1111	+ + -	0 0 -	+ + -	0 0 -
G ₀₁ - gdy BSC = -2 G ₀₂ - gdy BSC = -1 G ₀₃ - gdy BSC = 0 G ₀₄ - gdy BSC = 1				

Tablica 13

Parametry kodów 4B-3T

Kod 4B-3T	I	II	III	IV	V	VI	VII	VIII	Prawdopod. zera w ciągu wejśc. q
Wahanie sumy cyfrowej	5	7	7	7	5	6	6	6	
Liczba stanów/Liczba alfabetów	4/3	6/4	6/2	6/2	4/2	5/3	5/3	4/4	
Prawdopodobieństwo zmiany poziomu sygnału	0.7543 0.7562 0.7408	0.7832 0.7564 0.7670	0.7738 0.7330 0.7242	0.6504 0.7330 0.7884	0.7529 0.7291 0.7432	0.7340 0.7499 0.7340	0.7144 0.7499 0.7144	0.7500 0.7512 0.7500	0.7 0.5 0.3
Znormalizowana moc średnia R/0/	0.6739 0.6473 0.7367	0.7345 0.6874 0.7346	0.7093 0.6874 0.6533	0.7466 0.6874 0.6692	0.6652 0.6250 0.6092	0.6146 0.6647 0.6146	0.6375 0.6647 0.6375	0.6813 0.6874 0.6813	0.7 0.5 0.3
Całka z ciągłego widma mocy dla $ fT < 0.05$	0.0125 0.0145 0.0124	0.0285 0.0319 0.0312	0.0156 0.0170 0.0224	0.0194 0.0170 0.0096	0.0111 0.0110 0.0096	0.0089 0.0107 0.0089	0.0084 0.0107 0.0084	0.0180 0.0187 0.0180	0.7 0.5 0.3
Prążki dyskretnego widma mocy $W_d^{1/3} = W_d^{2/3}$	0.0178 0.0 0.0673	0.0376 0.0 0.0405	0.0263 0.0 0.0341	0.0090 0.0 0.0489	0.0494 0.0 0.0494	0.0851 0.0 0.0851	0.0604 0.0 0.0604	0.0948 0.0 0.0948	0.7 0.5 0.3

Tablica 14

Kod 3B-2Q

F	G ₁	G ₂
0 0 0	x/	3, 1
0 0 1	x/	1, 3
0 1 0	-1, 1	-1, 1
0 1 1	-3, 3	-3, 3
1 0 0	1, -1	1, -1
1 0 1	3, -3	3, -3
1 1 0	-3, 1	3, -1
1 1 1	1, -3	-1, 3

Uwaga: Alfabety zmieniają się po pojawieniu się słów wejściowych oznaczonych x/

Tablica 15

Kod L742

F	G ₀₁	G ₀₂	G ₀₃
0 0 0 0	3, -3	-1, 1	-1, 1
0 0 0 1	3, 0	-2, 1	-2, 1
0 0 1 0	0, 1	0, 1	-1, -3
0 0 1 1	2, 0	2, 0	-3, 1
0 1 0 0	0, 2	0, 2	-2, -2
0 1 0 1	3, 1	-2, 2	-2, 2
0 1 1 0	1, 1	1, 1	0, -3
0 1 1 1	1, 0	1, 0	-3, 2
1 0 0 0	3, -2	-1, 0	-1, 0
1 0 0 1	3, -1	-2, 0	-2, 0
1 0 1 0	2, -2	-2, -2	-3, -1
1 0 1 1	2, -1	2, -1	3, 0
1 1 0 0	0, 3	-1, +1	-1, -1
1 1 0 1	2, 2	0, -1	0, -1
1 1 1 0	1, 3	0, -2	0, -2
1 1 1 1	1, -1	1, -1	-3, 3

G₀₁ : BSC = 1, 2
 G₀₂ : BSC = 3, 4
 G₀₃ : BSC = 5, 6

Tabl i c a 16
Kod B10

F	G
0	01
1	10

Tabl i c a 17

Kod AMI I

F	G ₁	G ₂
F	01 ^{1/}	01 ^{2/}
1	00 ^{2/}	11 ^{1/}

Tabl i c a 18
Kod AMI II

F	G ₁	G ₂
0	01 ^{1/}	10 ^{2/}
1	00 ^{2/}	11 ^{1/}

Tabl i c a 19
Kod AMI III

F	G ₁	G ₂	G ₃	G ₄
0	01 ^{4/}	10 ^{3/}	01 ^{2/}	10 ^{1/}
1	11 ^{2/}	00 ^{1/}	00 ^{1/}	11 ^{2/}

Tabl i c a 20
Kod 2B-3B

F	G ₁	G ₂
00	001 ^{1/}	001 ^{2/}
01	010 ^{1/}	010 ^{2/}
10	100 ^{1/}	100 ^{2/}
11	110 ^{2/}	000 ^{1/}

Tabl i c a 21
Kod 3B-4B I

F	G ₁	G ₂
000	0101 ^{1/}	0101 ^{2/}
001	1001 ^{1/}	1001 ^{2/}
110	0110 ^{1/}	0110 ^{2/}
111	1010 ^{1/}	1010 ^{2/}
010	1110 ^{2/}	0001 ^{1/}
011	1101 ^{2/}	0010 ^{1/}
100	0111 ^{2/}	1000 ^{1/}
101	1011 ^{2/}	0100 ^{1/}

Tablica 22
Kod 3B-4B II /PAH-PPM/

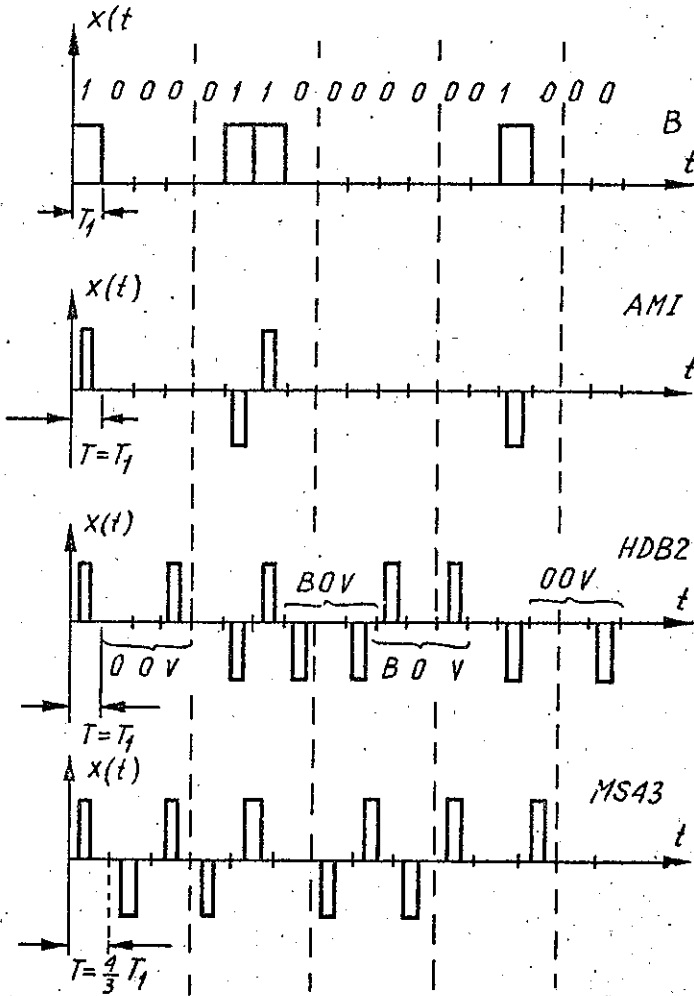
F	G
000	0001
001	0010
010	0100
011	1000
100	0101
101	0110
110	1001
111	1010

Współczynniki widm prążkowych

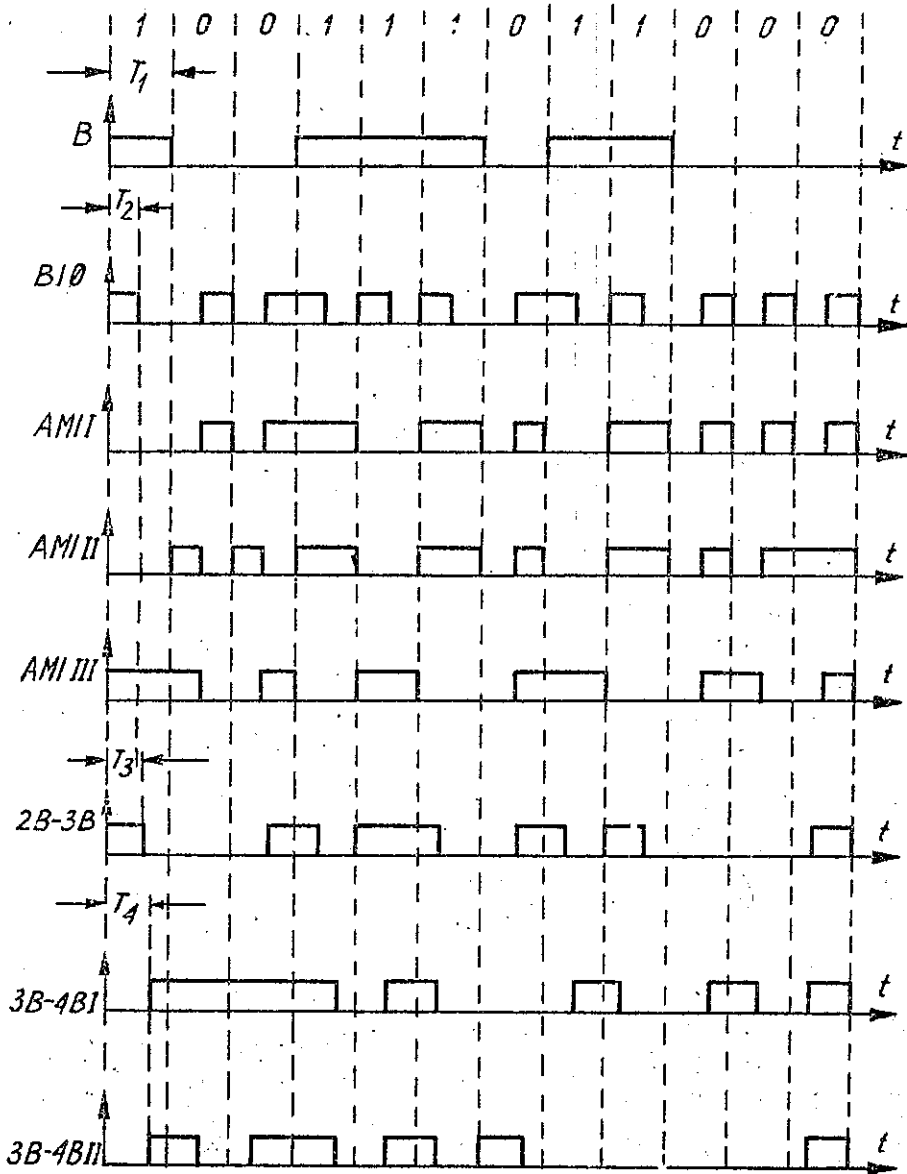
Kod	q	0,3	0,5	0,7
B10	w/o/	0,25	0,25	0,25
	w/1/2/	0,04	0	0,04
AM I	w/o/	0,25	0,25	0,25
	w/1/2/	0,023	0,063	0,123
AM I I	w/o/	0,25	0,25	0,25
	w/1/2/	0	0	0
AM I I I	w/o/	0,25	0,25	0,25
	w/1/2/	0	0	0
2B-3B	w/o/	0,111	0,111	0,111
	w/1/3/	0	0	0
3B-4B I	w/o/	0,25	0,25	0,25
	w/1/4/	0,00086	0	0,00086
3B-4B I I	w/1/2/	0,025	0	0,025
	w/o/	0,181	0,141	0,106
3B-4B I I I	w/1/4/	0,0006	0	0,003
	w/1/2/	0,03	0	0,0168

Kody linearne

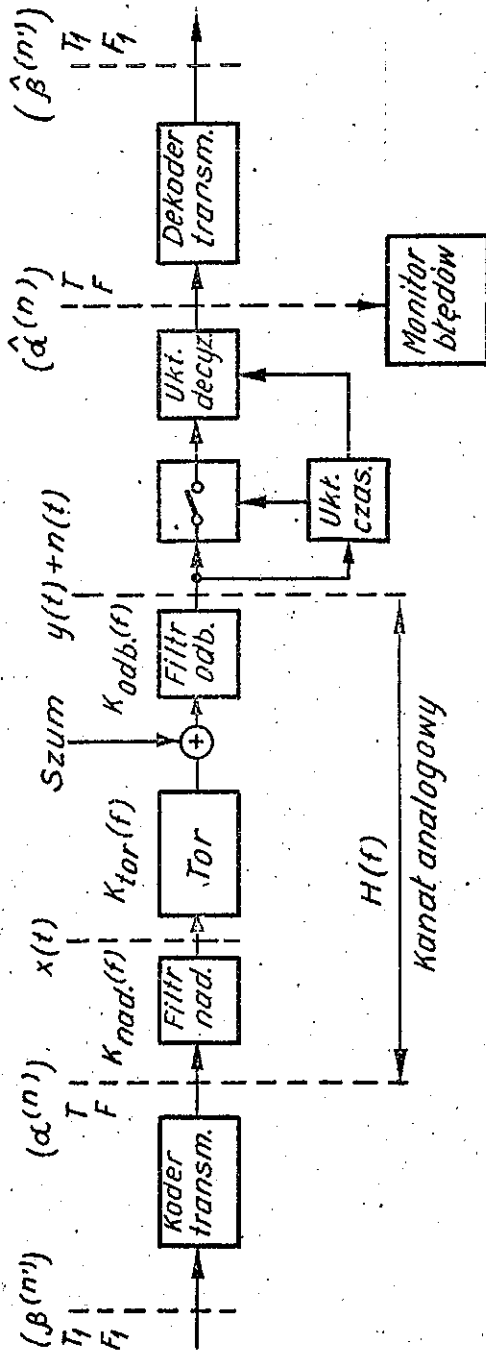
Lp.	Nazwa kodu	Kodowanie wstępne						Kodowanie liniowe						Liczba poziomów L	Uwagi	
		$\beta_p/n/ = \beta/n/ \oplus \sum_{k=1}^{K-1} d_k \beta_p/n-k/$						$\alpha_k/n/ = \sum_{k=0}^{K-1} c_k \beta_p/n-k/$								
		d ₁	d ₂	d ₃	d ₄	d ₅	d ₆	c ₀	c ₁	c ₂	c ₃	c ₄	c ₅	c ₆		
1	Klasa 1, K = 2	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0	3	
2	Klasa 1, K = 3	1	1	0	0	0	0	1	1	1	0	0	0	0	4	
3	Klasa 1, K = 4	1	1	1	0	0	0	1	1	1	1	0	0	0	5	
4	Klasa 2, K = 3	0	1	0	0	0	0	1	2	1	0	0	0	0	5	
5	Klasa 2, K = 7	0	1	0	1	0	0	1	2	3	4	3	2	1	17	
6	Klasa 3, k = 3 PRS	0	1	0	0	0	0	2	1	-1	0	0	0	0	5	
7	Klasa 3, K = 7	0	1	0	1	0	1	4	3	-3	2	-2	1	-1	17	
8	Klasa 4, K = 3	0	1	0	0	0	0	1	0	-1	0	0	0	0	3	brak sktado- wej statej
9	Klasa 4, K = 7	0	1	0	1	0	1	1	2	1	0	-1	-2	-1	9	
10	Klasa 5, K = 5	0	0	0	1	0	0	-1	0	2	0	-1	0	0	5	
11	Duobinarny rz. 1	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0	3	jak Lp.1
12	" rz. 2	0	1	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0	3	
13	" rz. 3	0	0	1	0	0	0	1	0	0	1	0	0	0	3	
	itd.	itd.						itd.								
14	Polibinarny, K = 2	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0	3	jak Lp.1
15	" , K = 3	1	1	0	0	0	0	1	1	1	0	0	0	0	4	
16	" , K = 4	1	1	1	0	0	0	1	1	1	1	0	0	0	5	
	itd.	itd.						itd.								
17	Bipolarny, rz. 1	1	0	0	0	0	0	1	-1	0	0	0	0	0	3	brak sktado- wej statej
18	" , rz. 2	0	1	0	0	0	0	1	0	-1	0	0	0	0	3	
19	" , rz. 3	0	0	1	0	0	0	1	0	0	-1	0	0	0	3	
	itd.	itd.						itd.								
20	Polibipolarny, K = 3	1	0	0	0	0	0	1	-1	0	0	0	0	0	3	jak Lp.17
21	" , K = 5	1	1	1	0	0	0	1	1	-1	-1	0	0	0	5	brak sktado- wej statej
22	" , K = 7	1	1	1	1	1	0	1	1	1	-1	-1	-1	0	7	
	itd.	itd.						itd.								



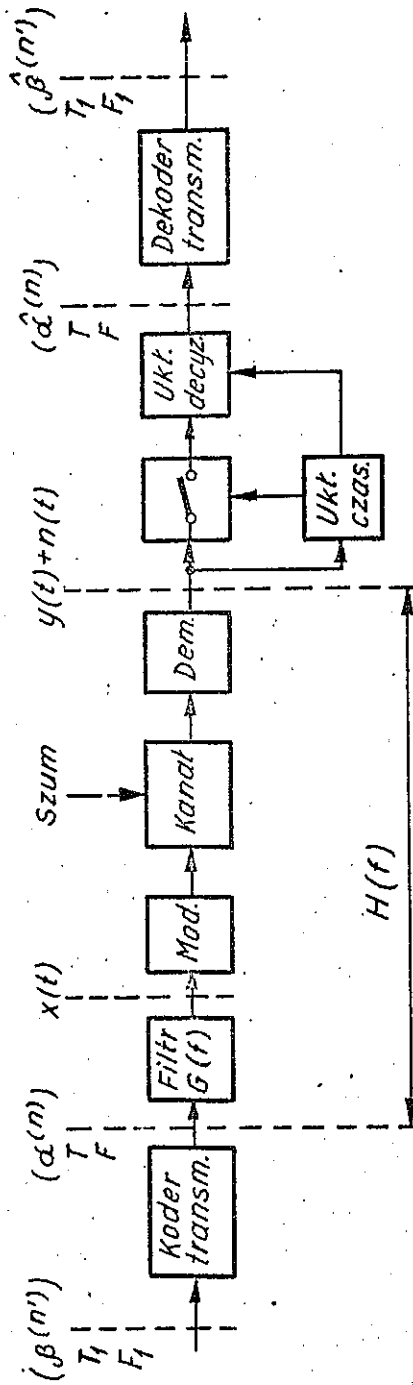
Rys. 1. Przykłady sygnałów kodowych stosowanych w przewodowych systemach PCM



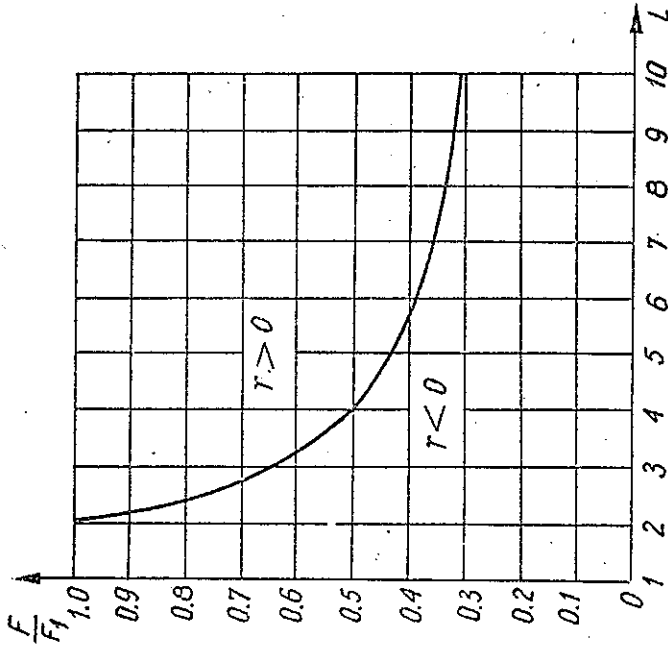
Rys. 2. Przykłady sygnałów kodowych stosowanych w światłowodowych systemach PCM



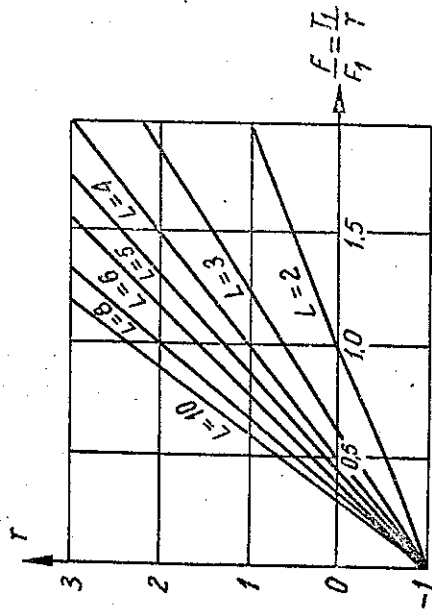
Rys. 3. Schemat funkcjonalny naturalnego systemu cyfrowego z kodem transmisyjnym



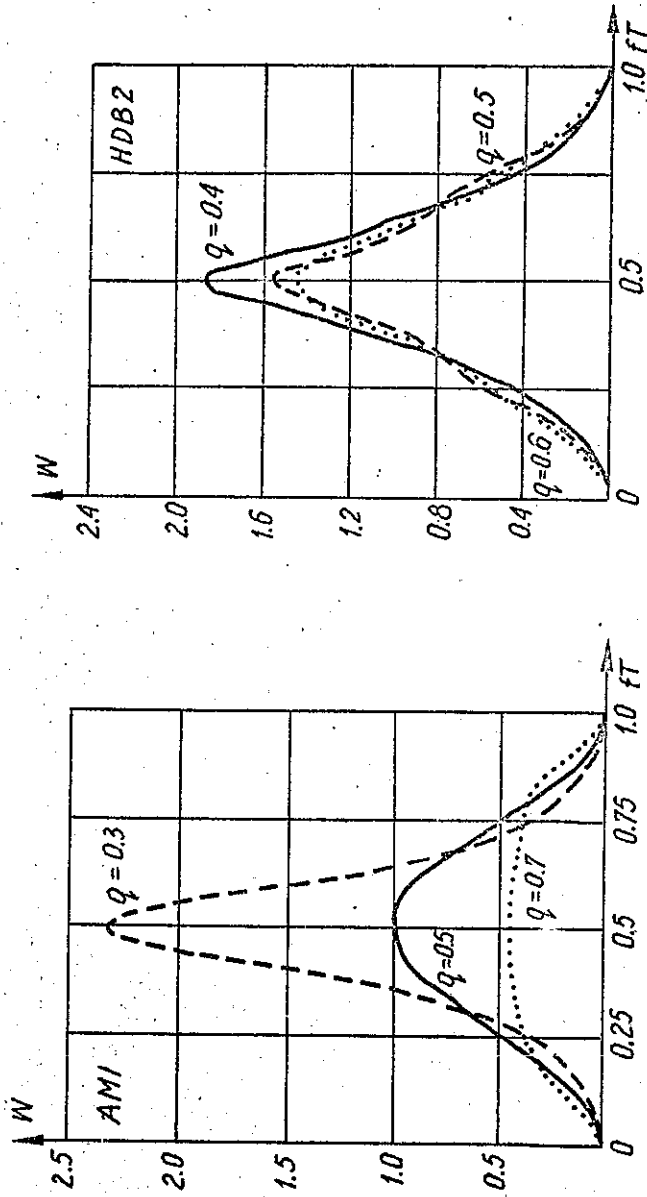
Rys. 4. Schemat funkcjonalny systemu cyfrowego z kodem transmisyjnym i modulacją. Uwaga: w przypadku zastosowania modulacji dyskretnej filtr G/f może być zbędny



Rys. 6. Krzywa rozgraniczająca obszary $r > 0$ i $r < 0$

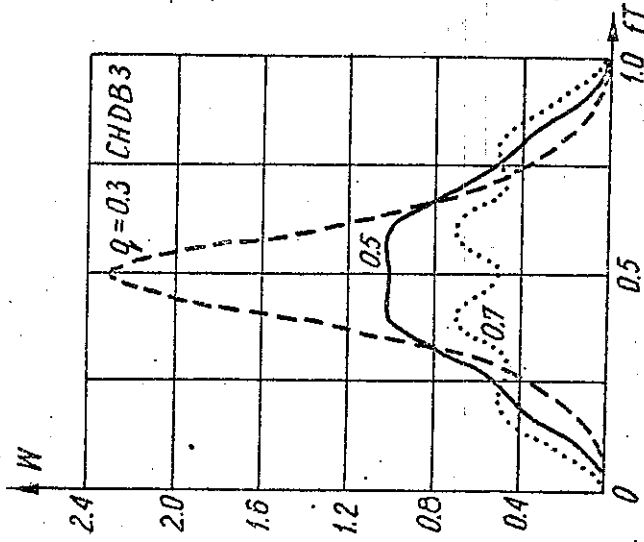


Rys. 5. Nadmiarowość kodu transmisyjnego w funkcji F_1 , przy parametrze L

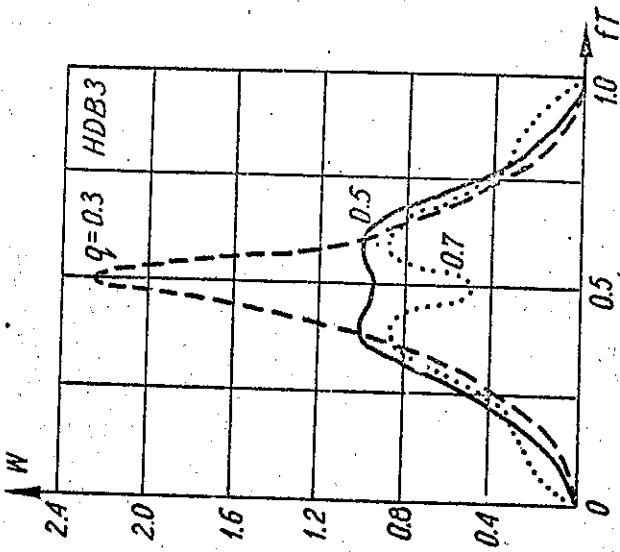


Rys. 7. Znormalizowane widmo mocy kodu AMI

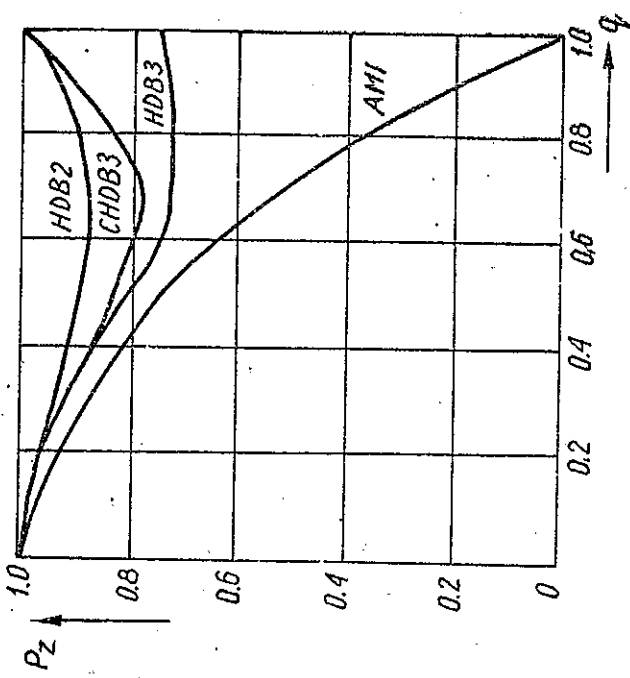
Rys. 8. Znormalizowane widmo mocy kodu HDB2



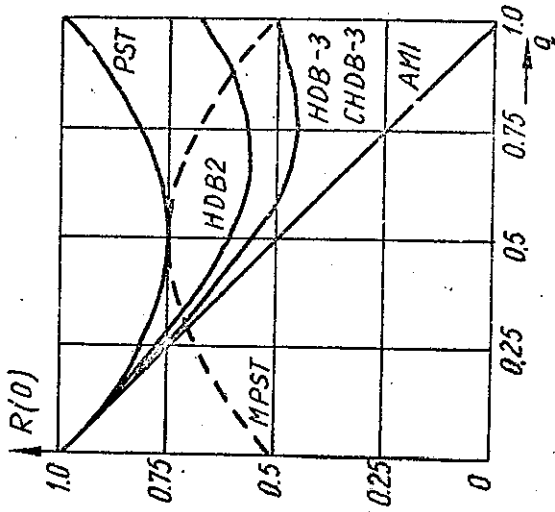
Rys. 10. Znormalizowane widmo mocy kodu CHDB3



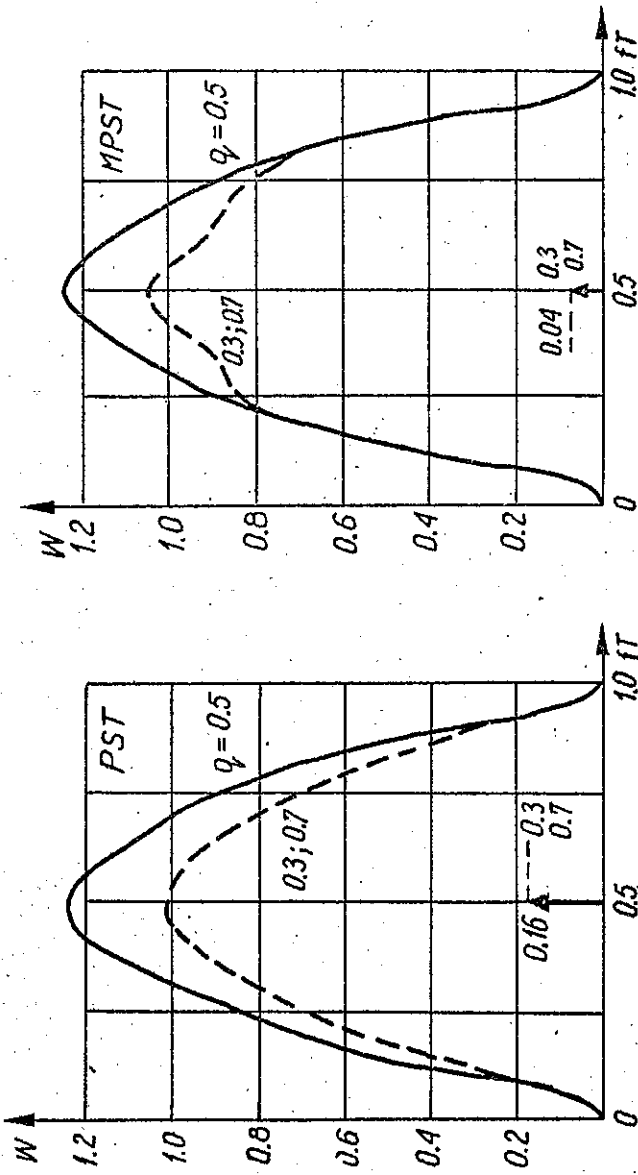
Rys. 9. Znormalizowane widmo mocy kodu HDB3



Rys. 12. Krzywe średniej częstości zmian poziomów w funkcji prawdopodobieństwa zera w ciągu wejściowym

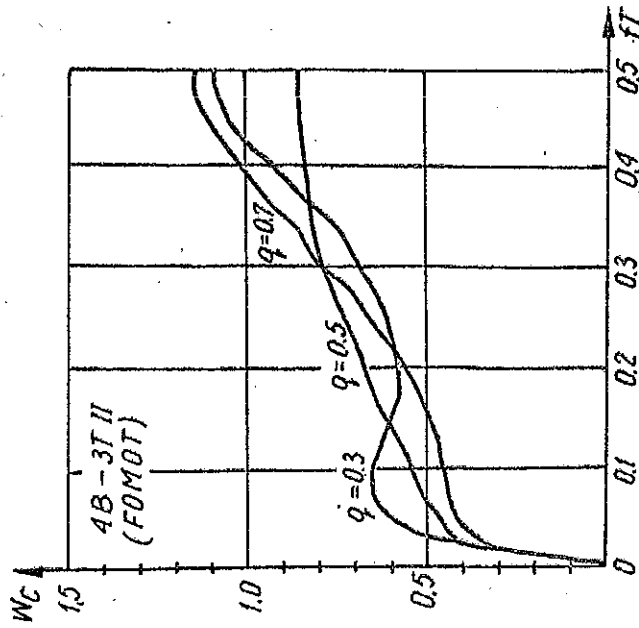


Rys. 11. Krzywe znormalizowanej mocy średniej w funkcji prawdopodobieństwa zera w ciągu wejściowym

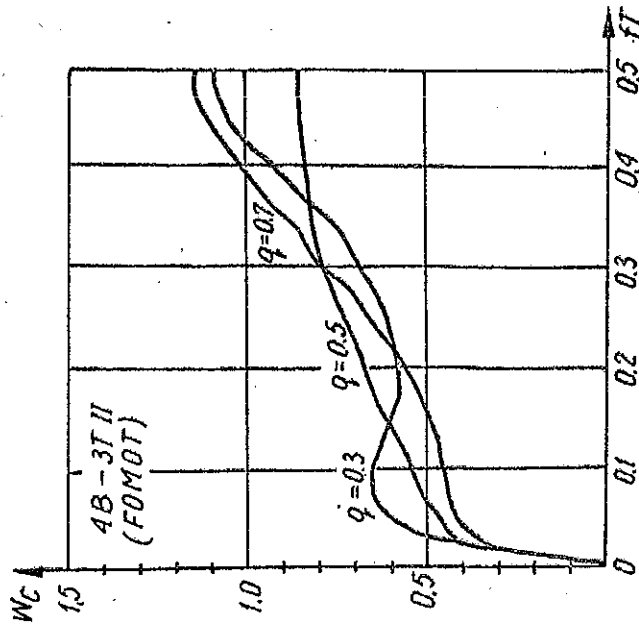


Rys. 13. Znormalizowane widmo mocy kodu PST.

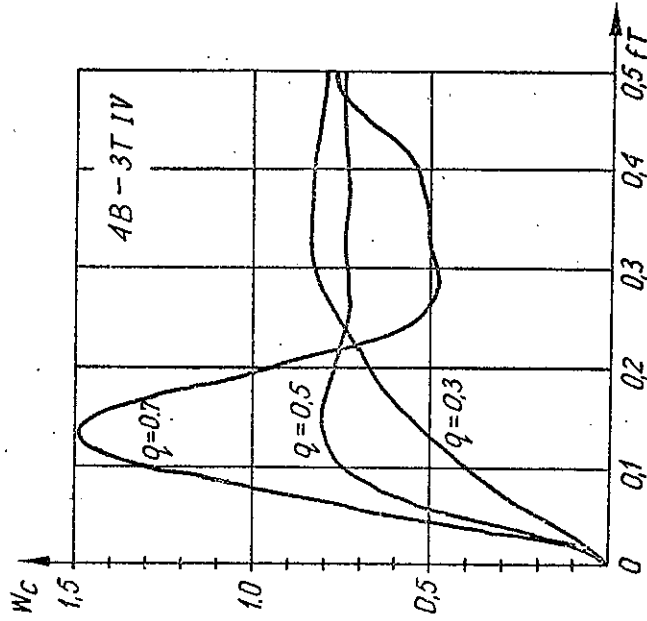
Rys. 14. Znormalizowane widmo mocy kodu MPST.



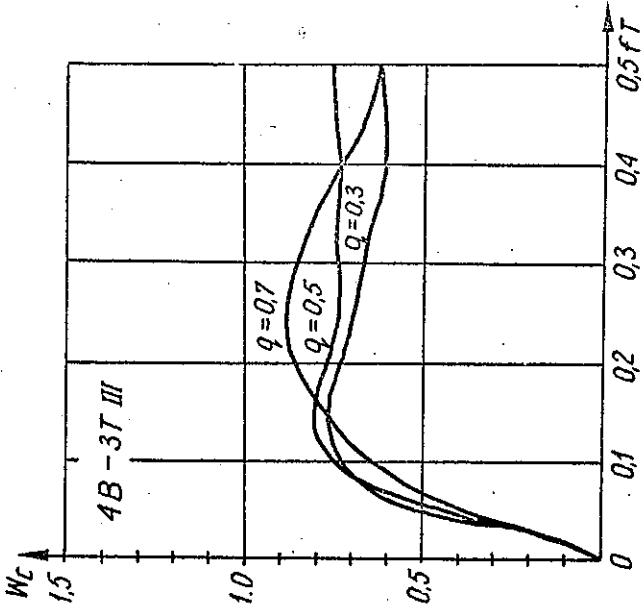
Rys. 15. Składowa ciężka znormalizowanego widma mocy kodu 4B-3T1 /MS43/



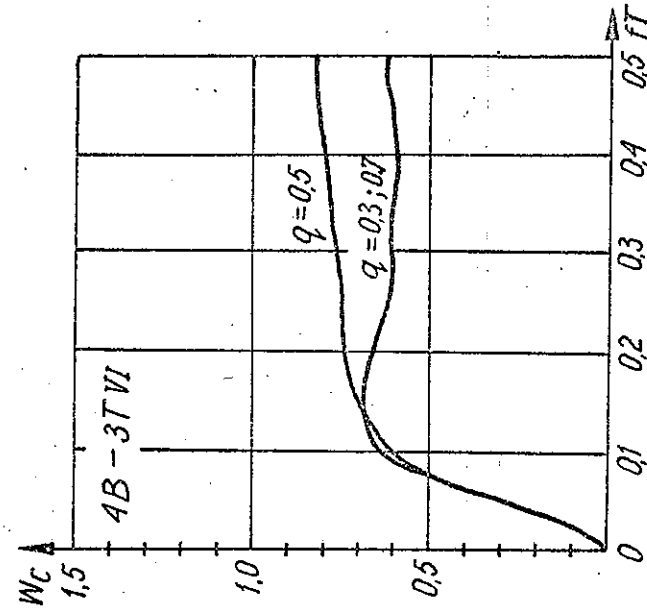
Rys. 16. Składowa ciężka znormalizowanego widma mocy kodu 4B-3T II /FOMOT/



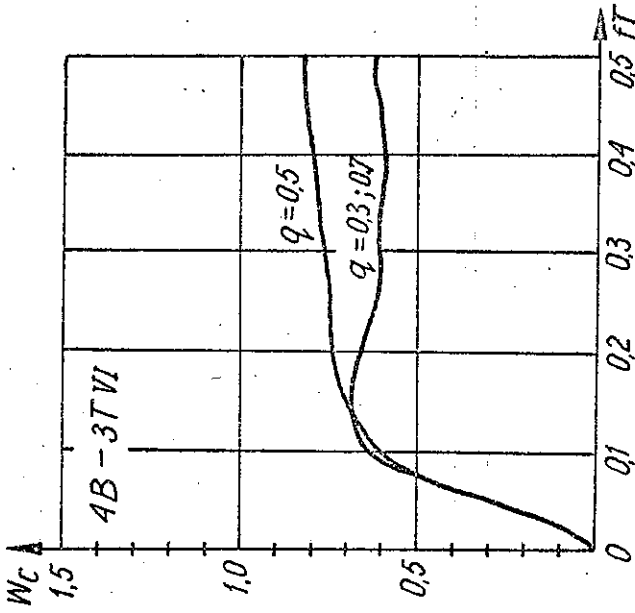
Rys. 18. Składowa cięgiła znormalizowanego
widma mocy kodu 48-3T IV



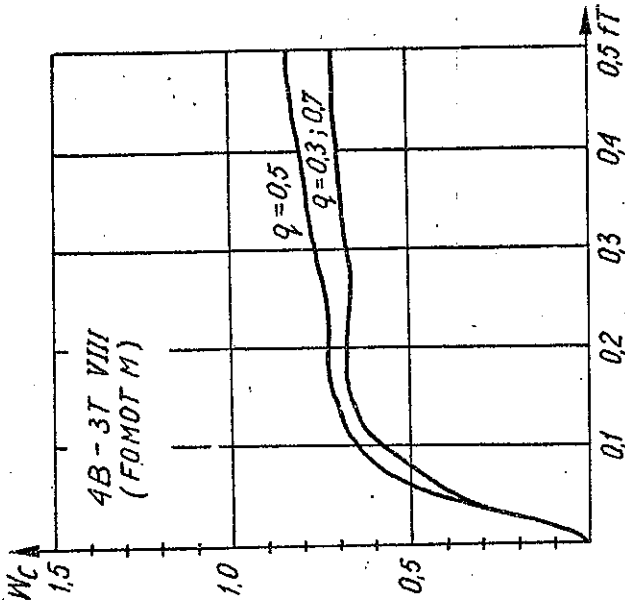
Rys. 17. Składowa cięgiła znormalizowanego
widma mocy kodu 48-3T III



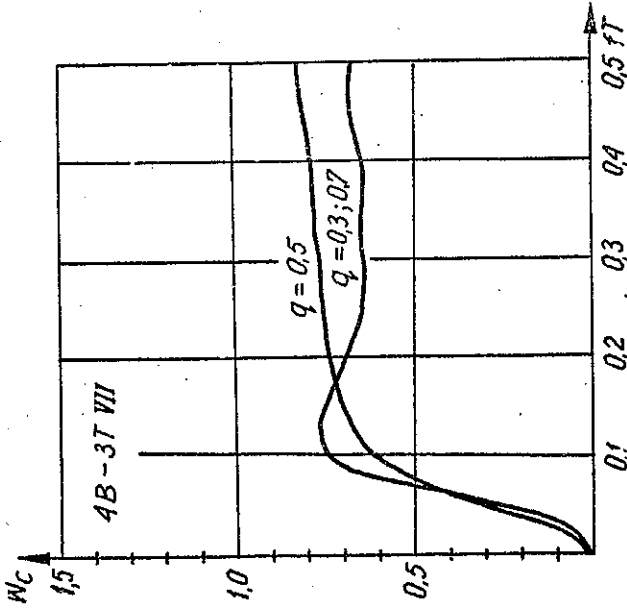
Rys. 19. Składowa cięta znormalizowanego
widna mocy kodu 4B-3T V



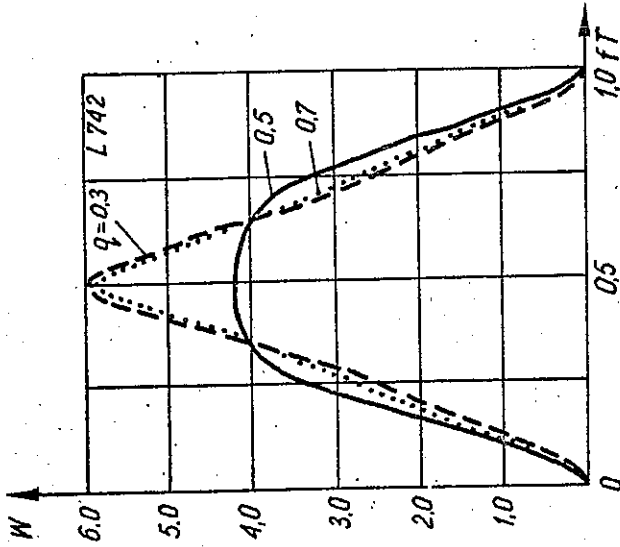
Rys. 20. Składowa cięta znormalizowanego
widna mocy kodu 4B-3T VI



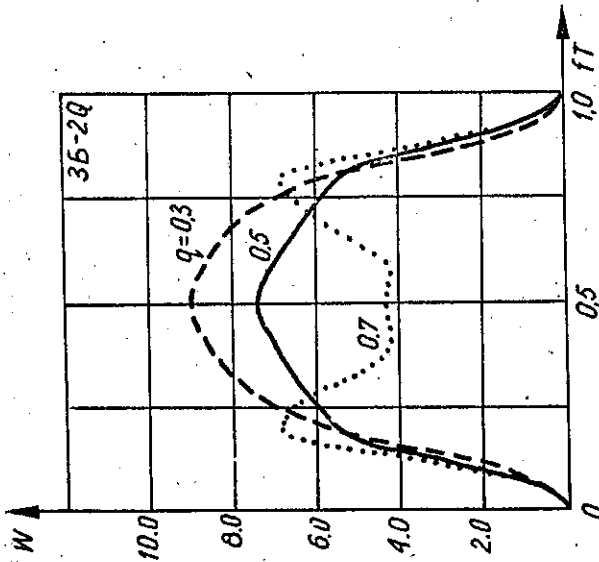
Rys. 22. Składowa cięgiła znormalizowanego
widma mocy kodu 4B-3T VIII



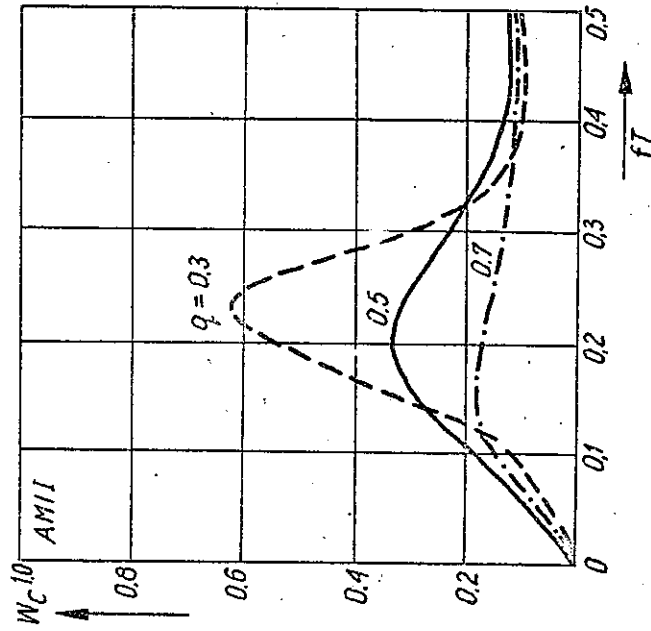
Rys. 21. Składowa cięgiła znormalizowanego
widma mocy kodu 4B-3T VII



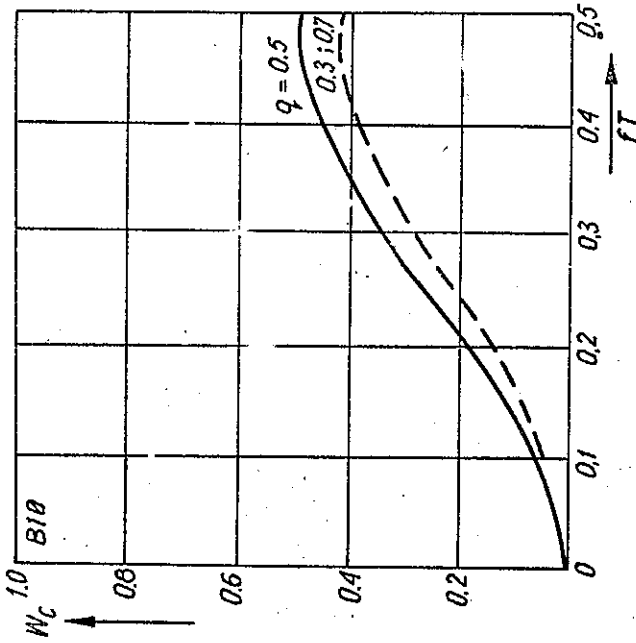
Rys. 24. Znormalizowane widmo mocy kodu L742



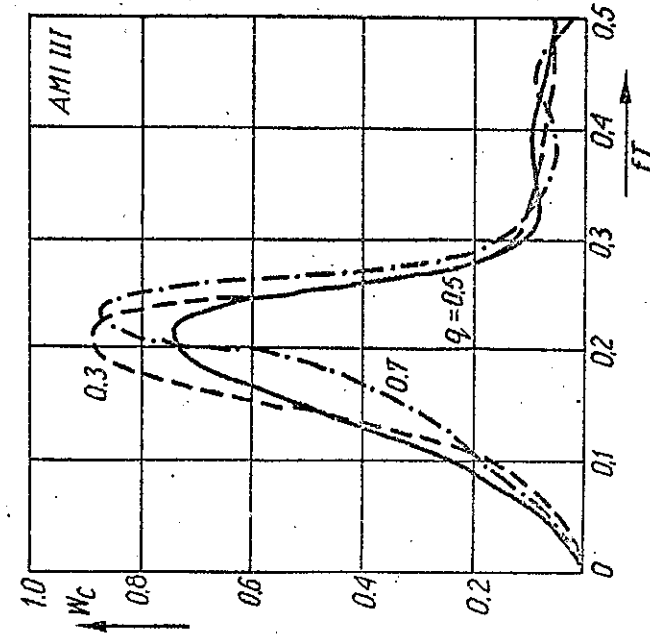
Rys. 23. Znormalizowane widmo mocy kodu 3B-2Q



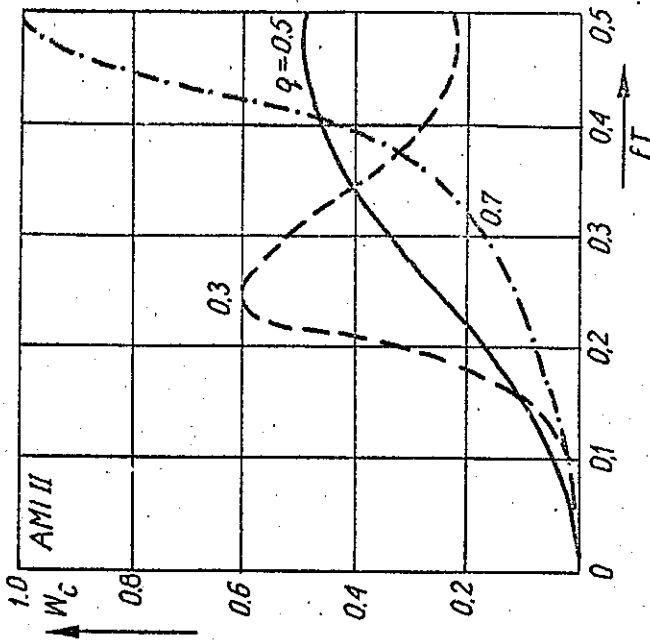
Rys. 26. Składowa cięga znormalizowanego widma mocy kodu AMI I



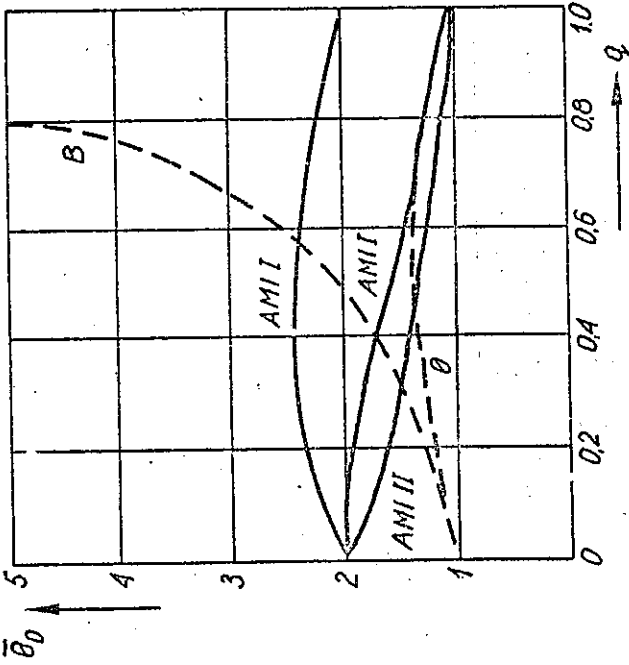
Rys. 25. Składowa cięga znormalizowanego widma mocy kodu BIQ



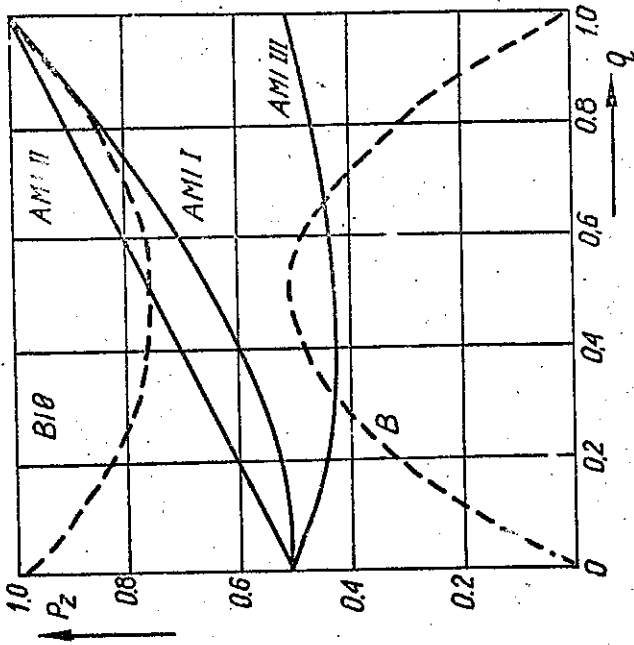
Rys. 28. Składowa cięta znormalizowanego widma mocy kodu AMI III



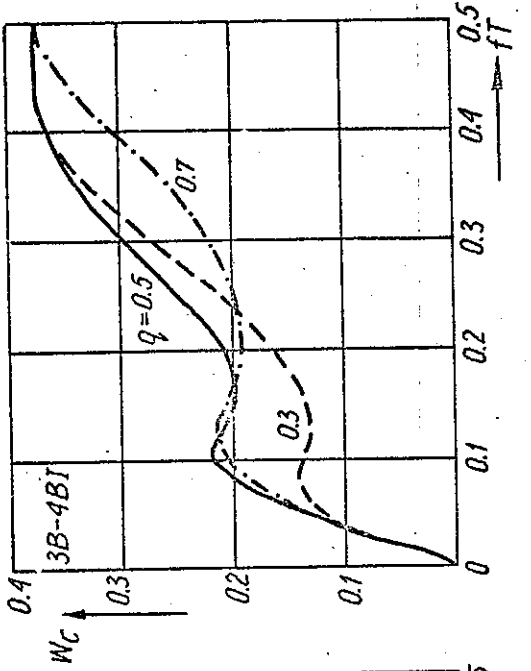
Rys. 27. Składowa cięta znormalizowanego widma mocy kodu AMI II



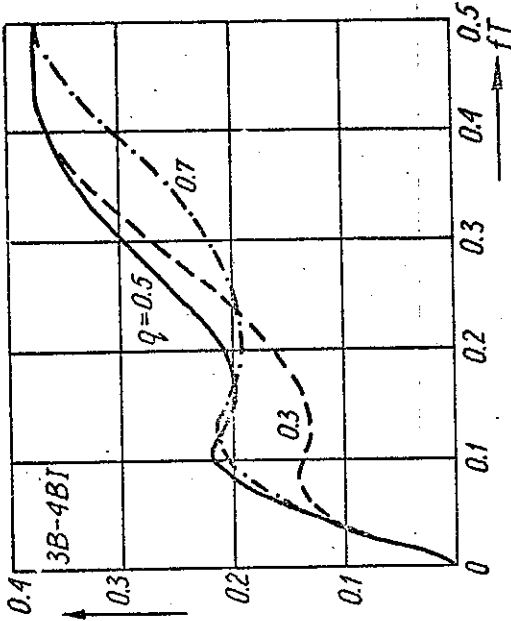
Rys. 30. Krzywe średnich długości serii kolejnych zer dla kodów typu 1B-2B w funkcji parametru q



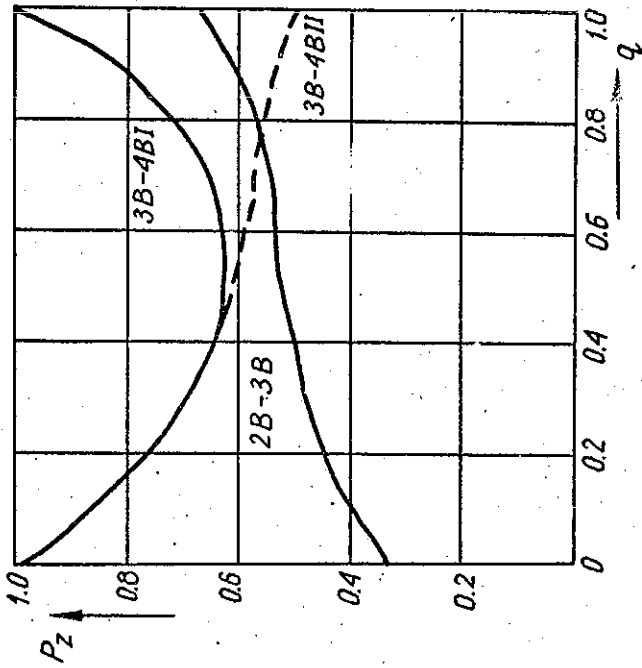
Rys. 29. Krzywe średniej częstości zmian noziorów kodów typu 1B-2B w funkcji parametru q



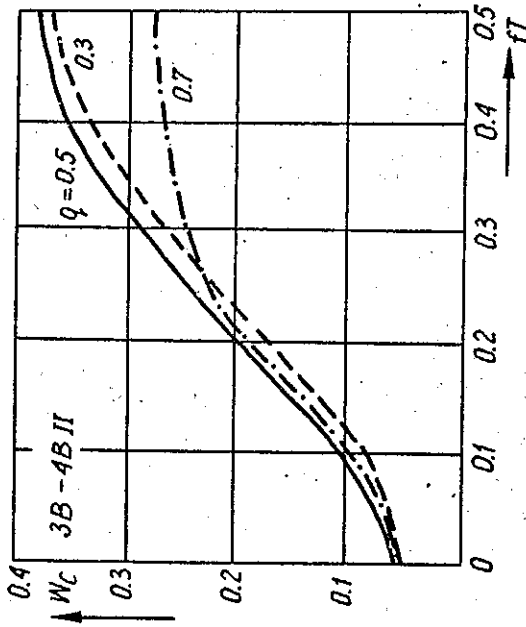
Rys. 31. Składowa cięgiła znormalizowanego widma mocy kodu 2B-3B



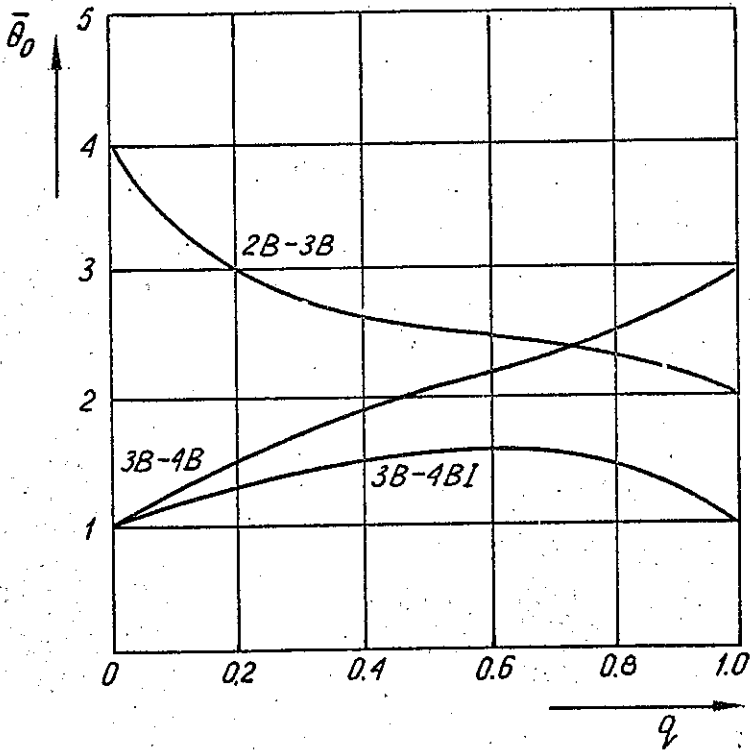
Rys. 32. Składowa cięgiła znormalizowanego widma mocy kodu 3B-4B I



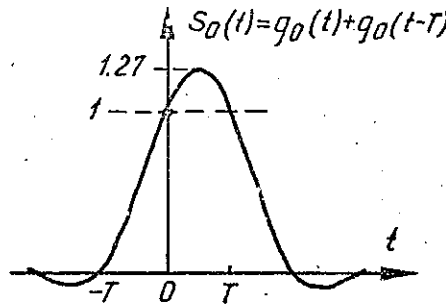
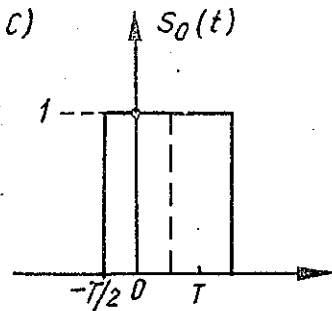
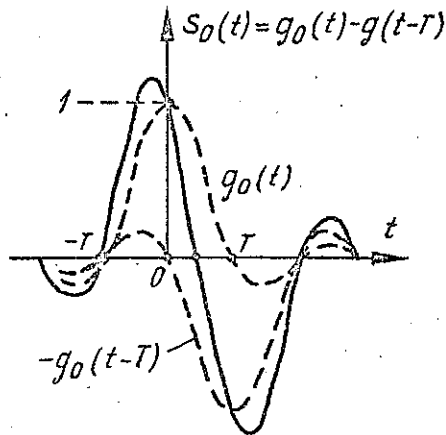
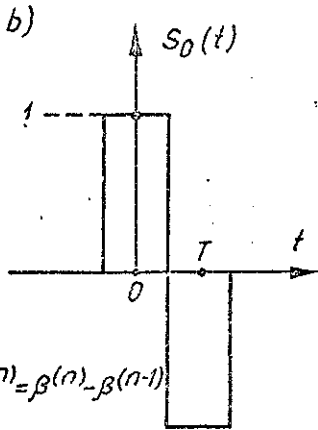
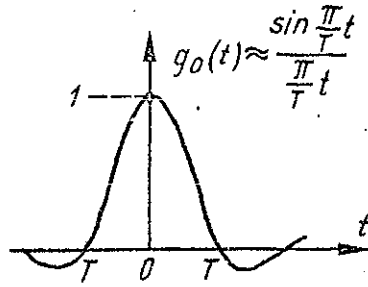
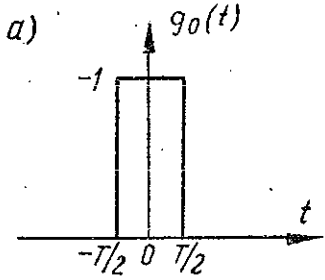
Rys. 34. Krzywe średniej częstości zmian parametrów kodów typów: 2B-3B i 3B-4B w funkcji parametru q



Rys. 33. Składowa, ciągła, znormalizowanego widma mocy kodu 3B-4B II



Rys. 35. Krzywe średnich długości serii kolejnych zer w funkcji parametru q



$$\alpha^{(n)} = \beta^{(n)} + \beta^{(n-1)}$$

Rys. 36. Przykłady postaci impulsów wyjściowych kodera

a/ kształty impulsów elementarnych;

b/ odpowiedzi na sygnał jednostkowy kodera kodu dykodowego

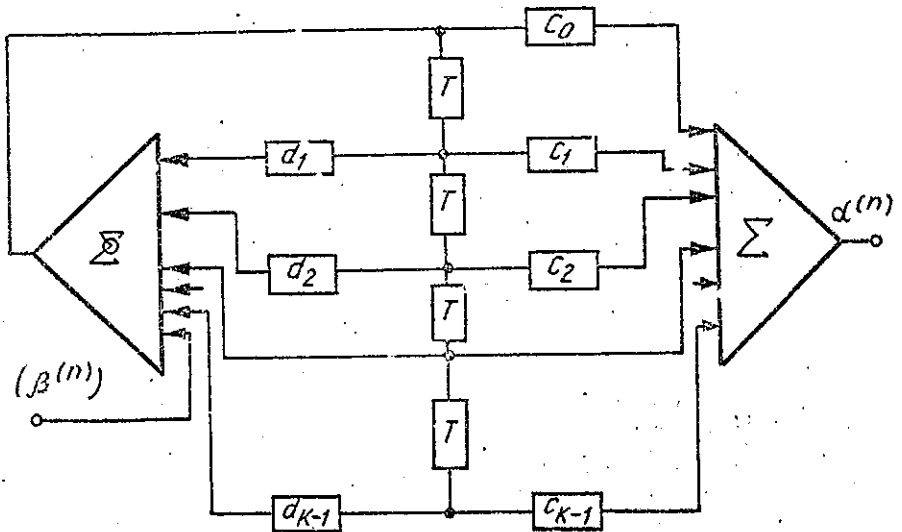
o równaniu $\alpha^{(n)} = \beta^{(n)} - \beta^{(n-1)}$;

c/ odpowiedzi na sygnał jednostkowy kodera kodu duobinarnego

o równaniu $\alpha^{(n)} = \beta^{(n)} + \beta^{(n-1)}$



Rys. 37. Kóder kodu liniarnego z kodowaniem wstępnym



Rys. 38. Ogólny schemat ideowy kodera kodu liniarnego z kodowaniem wstępnym

T - opóźnienie o jeden element, \oplus - sumator modulo 2, Σ - sumator

