

INSTYTUT ŁĄCZNOŚCI
WARSZAWA - MIEDZESZYN

BIBLIOTEKA
Instytutu Łączności

PROBLEMY

ŁĄCZNOŚCI

100

1973

MINISTERSTWO ŁĄCZNOŚCI

BIBLIOTEKA
Instytutu Łączności

No. _____

PROBLEMY ŁĄCZNOŚCI

ROK 13

WARSZAWA 1973

NR 100

INSTYTUT ŁĄCZNOŚCI

Branżowy Ośrodek
Informacji Naukowo-Technicznej i Ekonomicznej

Redakcja Problemów Łączności

Redaktor Naczelny - mgr inż. Jerzy Rutkowski

Redaktorzy działów:

mgr inż. Władysław Cetner, mgr inż. Adam Montuszko,

mgr inż. Józef Możejko

Adres Redakcji:

Instytut Łączności

Branżowy Ośrodek

Informacji Naukowo-Technicznej i Ekonomicznej

Warszawa-Miedzeszyn, ul. Szachowa 1

NA PRAWACH RĘKOPISU - DO UŻYTKU SŁUŻBOWEGO

Redaktor: J. Borkowska

Montaż tekstu: B. Drabik

Dział Wydawniczy Instytutu Łączności
Format B5. Nakład 665. Wpłynęło do
Działu Wydawniczego 17.05.1973 r.
Druk ukończono w lipcu 1973 r.

PROBLEMY ŁĄCZNOŚCI

Piotr Ostrowski - Naumoff

WYKRYWANIE I KORYGOWANIE BŁĘDÓW W SYSTEMACH TRANSMISJI DANYCH

SPIS TREŚCI.

	Str.
Wstęp	1
1. Łańcuch teleprzetwarzania	3
2. Źródła błędów	4
2.1. Dane źródłowe	4
2.2. Operator	5
2.3. Urządzenia	7
2.4. Drogi przesyłowe	10
3. Wykrywanie i korygowanie błędów pełnego łańcucha teleprzetwarzania	13
3.1. Wiadomości o błędach	15
3.2. Rodzaje kontroli	17
4. Kontrola danych na stykach między urządzeniami	21
5. Binarny kanał transmisyjny - Model błędów	28
6. Metody detekcji błędów transmisji	35
6.1. Metody analogowe	36
6.2. Element parzystościowy znaku	40
6.3. Kod parzystościowy dwuwymiarowy	42

	Str.
6.4. Kod cykliczny	47
7. Metody korekcji błędów transmisji	55
7.1. Schemat działania systemu korekcyjnego ze sprzężeniem zwrotnym decyzji	57
7.2. Systemy korekcyjne z naprzemienną transmisją danych i decyzji	62
7.3. Systemy korekcyjne z jednoczesną transmisją danych i decyzji	73
8. Efektywna szybkość transmisji	78
Wykaz literatury	82

WYKRYWANIE I KORYGOWANIE BŁĘDÓW W SYSTEMACH TRANSMISJI DANYCH

WSTĘP

Współczesne pojęcie systemu informatycznego kojarzy się ściśle z działaniem przestrzennie rozległego zespołu powiązanych środków automatycznego przetwarzania informacji.

W systemie takim występują łańcuchy urządzeń, łączące źródła i ujęcia informacji z ośrodkami ich przetwarzania, które również, coraz częściej, mają formę przestrzennych sieci powiązanych ze sobą komputerów.

Równocześnie z nadawaniem systemowi informatycznemu charakteru przestrzennego włącza się w niego elementy telekomunikacyjne - łącza transmisji danych.

Maksymalna efektywność systemów uzyskuje się zapewniając im działanie w "czasie realnym" /można to pojęcie rozumieć tu tak, że system dostarcza wyniki przetwarzania w czasie i miejscu odpowiednim dla działania organizmu, któremu system służy. Niekiedy oznacza to, że system może wprowadzać opóźnienia między "pytaniem" a "odpowiedzią" rzędu milisekund, na przykład przy sterowaniu procesem technologicznym; niekiedy mogą to być opóźnienia rzędu godzin czy dni, czy też "odpowieź" jest dostarczana dopiero na specjalne żądanie, na przykład w systemach zarządzania, systemach informacyjnych itp./.

Warunkiem pracy w czasie realnym jest wyeliminowanie roli człowieka jako pośrednika w przepływie danych w łańcuchach przetwarzania.

Likwidowane jest przede wszystkim pośrednictwo personelu ośrodka przetwarzania w wprowadzeniu danych dostarczonych w formie nośników z urządzeń transmisji danych "off-line" przez stosowanie urządzeń komunikacyjnych /multiplexerów itp./, umożliwiających jednoczesną i bezpośrednią pracę komputera z wieloma stacjami zdalnymi "on-line".

Łatwe dawniej do określenia, w systemach transmisji danych "off-line", granice występowania zagadnień telekomutacyjnych są w systemach on-line, pracujących w "czasie realnym" trudne do wyodrębnienia - przenikają w różnym stopniu do wszystkich elementów urządzeń i programowych.

Także zagadnienia błędów powstających w procesie transmisji sygnałów danych w kanałach telekomunikacyjnych muszą być rozpatrywane w powiązaniu z całością organizacji systemu informacyjnego.

Zagadnienia eliminacji błędów w systemach przestrzennych "czasu realnego" komplikują dodatkowo takie czynniki, jak:

- fakt wprowadzenia danych przez wielu operatorów działających samodzielnie i nie podlegających bezpośredniemu nadzorowi;
- trudności lub brak możliwości stosowania wielu tradycyjnych systemów kontroli, jak weryfikacja nośników, sumy kontrolne itp.;
- uszkodzenia linii łączności, stacji końcowych itp. dają często początek błędom operatorów.

Z drugiej strony systemy czasu realnego dają możliwość zaprojektowania dialogu tak, by ogromna większość błędów była wychwycona i skorygowana natychmiast po ich wystąpieniu. W tym też kierunku powinny być skierowane wysiłki projektantów urządzeń, oprogramowania i organizacji systemu.

Problem zabezpieczenia przed błędami transmisji elektrycznych sygnałów danych jest jedynie fragmentem całości problemu eliminacji błędów w teleprzetwarzaniu.

Nadrzędnym i podstawowym problemem jest zapewnienie bezbłędności całego procesu przetwarzania. Dla różnych zadań i organizacji systemu różnie należy dobierać środki techniczne, programowe i organizacyjne, zawsze mając na uwadze optymalne działanie całości systemu, osiąganę w najekonomiczniejszy sposób.

Ponieważ problematyka szerokiego wachlarza zagadnień walki z błędami w transmisji danych, zarówno teoretycznych jak i technicznych, była już przedmiotem wielu publikacji, w tym artykule omówione będą tylko te metody, które są reprezentatywne dla systemów współczesnych, dla najpowszechniejszych urządzeń abonenckich małej i średniej szybkości pracy. Położony będzie nacisk na określenie użytkowych cech tych systemów, w aspekcie ściśle określonym tytułem artykułu.

1. ŁAŃCUCH TELEPRZETWARZANIA

Dla wyraźnego przedstawienia elementów, biorących udział w procesie teleprzetwarzania, przedstawione zostaną dwie przykładowe postaci łańcuchów teleprzetwarzania.

Rysunek 1 przedstawia łańcuch teleprzetwarzania bezpośredniego /"on-line"/. Stację końcową tego łańcucha będziemy nazywać stacją abonencką systemu informatycznego.

Stacja abonencka może tu służyć do pracy konwersacyjnej /posiadając w wyposażeniu maszynę do pisania lub monitor ekranowy z klawiaturą/ lub do przetwarzania partowego /posiadając urządzenia do odczytu nośników - taśmy lub kart perforowanych, taśmy magnetycznej itp. /, a może także umożliwiać również procesy lokalne /wpisywanie w pamięć własną dla sprawdzenia tekstu przed transmisją, nanoszenie informacji na nośniki i inne/.

Rysunek 2 przedstawia łańcuch teleprzetwarzania pośredniego /"off-line"/. Segment telekomunikacyjny służy tu do przesłania nośników danych przygotowanych na stacjach końcowych.

Szersze omówienie struktur łańcuchów teleprzetwarzania i ich elementów można znaleźć w literaturze [1], [2], [3].

2. ŹRÓDŁA BŁĘDÓW

2.1. Dane źródłowe

Informacje wprowadzane do systemu przetwarzania w ich pierwotnej formie mogą zawierać błędy. Zależnie od rodzaju danych źródłowych i sposobu ich przygotowania można oczekiwać różnej ich wiarygodności.

Można przyjąć, że obciążone największą liczbą błędów będą dane przekazywane ustnie operatorowi stacji przetwarzania, na przykład w systemach rezerwacji miejsc, w czasie kontroli zapasów magazynowych "z natury" itp. Podobna sytuacja ma miejsce,

gdy sam operator stacji przetwarzania formułuje dane źródłowe, na przykład nadzorując proces przemysłowy i korzystając z pomocy komputera przy podejmowaniu decyzji.

Za najpewniejsze można uważać dane odczytywane automatycznie, na przykład pochodzące z czujników przekształcających wielkości mierzone w poszczególnych punktach instalacji technologicznej na kodowe sygnały elektryczne wprowadzane do komputera. Jednak i tu możliwe są błędy, wynikające z uszkodzeń urządzeń czy też ich niedokładności założonej. Podobnie za najpewniejsze można uznawać dane odczytywane z uprzednio sprawdzonych nośników mechanicznych /kart perforowanych itp./. W tym ostatnim jednak przypadku możliwe są istotne błędy polegające np. na wprowadzeniu niewłaściwej karty.

Dane źródłowe mające formę tekstu, tabel itp. , sporządzane przez ludzi, w zasadzie już w procesie przetwarzania nie automatycznego informacji bardziej pierwotnych zajmują miejsce pośrednie. Oczywiście jest, że mogą one zawierać błędy w stopniu zależnym od środków zabezpieczających, przyjętych przy wstępnym przetwarzaniu.

2.2. Operator

Operator może popełniać różnorodne błędy zniekształcające dane wprowadzane do przetwarzania zarówno bezpośredniego /on-line, w "czasie realnym"/, jak i pośredniego /przy nanoszeniu danych na nośniki maszynowe/.

Błędy te mogą polegać między innymi na:

- błędnym operowaniu na klawiaturze /opuszczenie znaku czy fragmentu tekstu, przestawienie kolejności znaków, wpisanie niewłaściwego znaku itp./,
- zniekształceniu treści wiadomości np. podawanej mu słownie w innym układzie logicznym niż układ wymagany w sformalizowanej formie danych wprowadzanych,
- uchybieniach w strukturze formalnej wiadomości,
- zamianie części lub całości pakietu danych,
- niewłaściwym operowaniu elementami sterującymi urządzeń.

Charakterystyczne jest, że błędy operatora jak i błędy danych źródłowych prowadzą do tworzenia poprawnych, z punktu widzenia urządzeń transmisyjnych, sekwencji sygnałów. Wychwycenie ich i korekcja musi być prowadzona przez nadrzędne środki oprogramowania systemu przetwarzania.

Ponieważ rodzaj błędów powstałych w procesie transmisji jest podobny do niektórych błędów operatora /np. zmiana znaczenia znaków, opuszczenia znaków/, jest już widoczne, że istniejące w systemie środki obejmują także ogniwo transmisji.

Powyższe przykłady uzmysławiają jasno konieczność istnienia w każdym systemie przetwarzania, niezależnie od tego czy zawiera on elementy teletransmisyjne czy nie, pętli kontroli danych źródłowych.

Na rysunkach 1 i 2 pętla te odniesiono symbolicznie do operatorów stacji. Pętla, obejmując wszystkie elementy łańcucha przetwarzania, przyczynia się do korygowania błędów pochodzących ze wszystkich jej elementów. Każde to analizować wpływ błędów

z wewnętrznych elementów łańcucha i działanie cząstkowych pętli korekcyjnych w racjonalnych proporcjach do liczby błędów i skuteczności metod korekcji odnoszonych do źródła danych.

2.3. Urządzenia

Urządzenia wchodzące w skład łańcucha przetwarzania danych, a szczególnie urządzenia wejściowe i wyjściowe stacji końcowej stanowią potencjalne źródło różnorodnych błędów przekazywanych danych.

Zanalizujemy krótko rodzaje najczęściej występujących błędów w najpopularniejszych urządzeniach wejściowych i wyjściowych, a więc w klawiaturach, drukarkach alfanumerycznych, czytnikach i dziurkarkach: taśm i kart.

2.3.1. Klawiatura

Błędy pochodzące z pracy klawiatury /oczywiście wykluczając przypadki jej uszkodzenia/ są ściśle związane z pracą operatora i trudno często określić, czy winę za nie ponosi urządzenie czy człowiek. Niemniej, właściwa konstrukcja klawiatury pozwala na znaczne ułatwienie operowania nią i może zapobiec wielu błędom. Należy tu zwrócić uwagę na takie jej cechy, jak:

- typowość układu znaków,
- skok i wymaganą siłę nacisku na klawisz,
- wrażenia dotykowe i akustyczne odnoszone przez piszącego,
- warunki panujące przy blokadzie klawiatury /przy przekraczaniu chwilowym dopuszczalnej szybkości manipulacji, w czasie

przerw na np. odbiór akceptacji bloku tekstu lub w wyniku wykrycia błędu/,

- możliwość jednoczesnego naciśnięcia dwóch klawiszy.

Ponadto istotne jest, by wydruk kontrolny wprowadzanego tekstu uzyskiwany był z niewyczuwalnym opóźnieniem /poniżej 0,2 s/.

Konsekwencje niewłaściwych rozwiązań klawiatury są na tyle oczywiste, że wymienienie ich pominiemy, tym bardziej że rozważania o charakterze ergonomicznym wykraczają poza zakres artykułu.

W klawiaturach o kodowaniu elektromechanicznym możliwe jest chwilowe nieprawidłowe zadziałanie jednego lub kilku elementów kodujących i w efekcie wystawienie niewłaściwej kombinacji kodowej.

2.3.2. Drukarka

Drukarki jako urządzenia elektromechaniczne wykazują chwilowe niedokładności w działaniu najczęściej w postaci:

- opuszczenia znaku,
- dwukrotnego odbicia tego samego znaku,
- niewłaściwego wykonania funkcji formatowych,
- wydrukowania niewłaściwego znaku,
- braku wydruku /np. z powodu wyczerpania się barwnika, braku lub zerwania papieru/.

Wykrycie błędów wydruku w większości przypadków jest możliwe dopiero przy ich czytaniu /przez operatora czy użytkownika/, nie podlegają więc korekcji automatycznej.

Przeważnie przyjmuje się, że nieprawidłowe zadziałanie drukarki występuje nie częściej niż 1 na 10^6 . Wiele urządzeń nie spełnia jednak tych warunków /szczególnie elektryczne maszyny do pisania, często stosowane w stacjach dialogowych/.

2.3.3. Czytniki i dziurkarki

Są to z zasady urządzenia elektromechaniczne przeważnie pracujące w nadzwyczaj trudnych, granicznych warunkach dynamicznych. Cechuje je, a szczególnie szybkie dziurkarki, krótki czas międzyawaryjny /np. dla dziurkarek szybkich D102 produkcji krajowej czy FACIT 100 podawany jest średni czas międzyawaryjny wynoszący 50 godzin/.

Urządzenia te powodują szczególnie błędy w rodzaju:

- pominięcia lub dwukrotnego wprowadzania znaku lub szeregu znaków,
- zniekształcenia kombinacji kodowej /przez np. niewydzierkowanie jednego lub kilku bitów/ ,
- zniszczenia części lub całości wiadomości /przez np. przerwę w dziurkowaniu lub czytaniu wynikłą z zerwania ścieżki transportowej, zerwania taśmy itp./.

Dla urządzeń tych, z racji błędów pierwszego i drugiego z wymienionych rodzajów, przyjmuje się, że przekłamaný jest nie więcej jak 1 na 10^5 + 10^7 znaków.

2.3.4. Elektroniczne urządzenia sterujące i transmisyjne

O jednej z możliwości błędnej pracy wspomniano omawiając błędy operatora. Poza tym w zasadzie można uważać, że praca urządzeń czysto elektronicznych nie wprowadza istotnej, w porównaniu z innymi ogniwami łańcucha przetwarzania, liczby błędów. Niemniej i te, tak niezawodne w zasadzie urządzenia, wykazują niekiedy uszkodzenia powodujące błędy i zakłócenia procesu transmisji, nie różniące się, w długich okresach czasu, od błędów, pochodzących z łączy telekomunikacyjnych.

Źródłem tych błędów mogą być na przykład niepewne styki złączy pakietowych czy kablowych, "zimne" lutowania, praca elementów półprzewodnikowych na granicy awarii, a także efekty działania pól zakłócających czy zakłóceń w sieci zasilającej.

Brak jest jakichkolwiek ocen ilościowych tego typu błędów. Jest rzeczą oczywistą, że zależą one w istotnej mierze od jakości urządzeń i ich podzespołów, staranności konserwacji i od warunków instalacji i eksploatacji.

Niesprawności takie w wielu przypadkach nie są sygnalizowane przez wewnętrzną kontrolę urządzeń, nie są objęte układami detekcji kodowej. Są więc uchwytnie tylko na podobnych zasadach jak błędy w źródle danych czy błędy operatora.

2.4. Drogi przesyłowe

W systemach teleprzetwarzania ważnym źródłem błędów okazują się drogi przesyłowe, którymi przekazywane są elektryczne sygnały danych.

Na skutek oddziaływania zakłóceń i zmian parametrów dróg przesyłanych sygnał docierający do punktu przeznaczenia może odbiegać od formy pierwotnej w sposób uniemożliwiający prawidłowe i pełne odtworzenie przesyłanej informacji.

Pliżej charakterystyką błędów w kanałach telekomunikacyjnych zajmiemy się w rozdz. 5, tu zwrócimy jedynie uwagę na ogólną charakterystykę tych błędów z punktu widzenia procesu przetwarzania, a więc na zmiany w formie i treści danych.

Mechanizm powstawania błędów transmisji danych był już przedmiotem wielu publikacji krajowych i nie będziemy tu go omawiali.

Dane przesyłane są z zasady, mającej nieliczne i nieistotne tu wyjątki, w postaci znaków kodowych kodu równomiernego. Błędy powstające w transmisji przybierają formę zmiany wartości poszczególnych elementów /bitów/ kombinacji kodowej, prowadzi to więc do zmiany znaczenia odbieranego znaku.

Analizując tabelę kodową kodu ISO nr 7 zauważymy, że zawiera ona:

94 /74%/ znaki alfanumeryczne

7 /6%/ znaków formatowych

26 /20%/ znaków sterujących

W konkretnych systemach często pewna grupa znaków alfanumerycznych jest niewykorzystana /np. małe litery/. Podobnie wykorzystuje się tylko część znaków sterujących. Wprowadzimy więc dodatkowo klasę "znaków niewykorzystanych".

Błędy transmisji prowadzą więc do zmian znaczenia znaków wewnątrz klas - z częstością proporcjonalną do względnej objętości klasy lub do zmian między klasami - z częstością proporcjonalną do stosunków objętości klas.

W konsekwencji błędy transmisji mogą prowadzić do:

- zmian treści informacji /przy zachowanym formacie/ ,
- zmian formatu /co często bezpośrednio powoduje poważne zmiany treści/ ,
- zmian w procedurze wymiany danych i przetwarzania,
- straty danych.

Błędy transmisji, polegające na przykład na czasowej niesprawności kanału, prowadzą w głównej mierze do straty danych. Nieprawidłowości w przebiegu procedur automatycznej korekcji błędów transmisji, wynikające z błędów transmisji sygnałów akceptacji prowadzą dodatkowo np. do zbędnych powtórzeń bloków danych. Wpływa to na zmiany zarówno treści jak i formatu całej partii danych.

Z powyższego wyliczenia typów błędów wynika ważny wniosek:

- Błędy powstające w procesie transmisji prowadzą do tych samych konsekwencji co błędy w danych źródłowych, błędy operatora i błędy w urządzeniach wejściowych, wyjściowych i sterujących.

Wniosek ten pozwala na eliminację błędów transmisji metodami i środkami przewidzianymi w systemie przetwarzania dla eliminacji błędów danych źródłowych, operatora itp. , a więc środkami, które w każdym systemie z zasady muszą istnieć.

Szczególne środki dla eliminacji błędów transmisji powinny być stosowane wtedy, gdy ilościowy udział tych błędów w bilansie ogólnym staje się istotny i wpływa na sprawność działania systemu,

przede wszystkim w sensie proporcji czasu traconego na korygowanie błędów z transmisji i z pozostałych źródeł w pętli zamykanej do operatora.

Stawianie a priori wygórowanych wymagań na łącza transmisji danych, przy zaniedbaniu innych źródeł błędów i środków walki z nimi, stanowi częsty błąd niedoświadczonych projektantów i prowadzi w większości przypadków do nieprawidłowej i nieefektywnej pracy systemu, a nawet całkowitego załamania w jego funkcjonowaniu [2]. Nie należy dopuszczać również do sytuacji odwrotnej, w której znaczna liczba błędów w kanale łączności obciążać będzie w istotny sposób czas maszyny i operatora częstymi żądaniem korekty danych, obniżając efektywność systemu przetwarzania.

Prawidłowe zaprojektowanie systemu wymaga więc możliwie pełnej znajomości lub dobrego prognozowania liczby i charakteru błędów we wszystkich elementach łańcucha teleprzetwarzania oraz częstości czasochłonności i skuteczności metod kontroli i korekcji danych. Tylko na podstawie ilościowej analizy pracy całości łańcucha teleprzetwarzania konkretnego systemu można bowiem postawić racjonalne wymagania na łącze transmisji danych, stanowiące element tego łańcucha.

3. WYKRYWANIE I KORYGOWANIE BŁĘDÓW PEŁNEGO ŁAŃCUCHA TELEPRZETWARZANIA

Zagadnienia wykrywania i korygowania błędów pełnego łańcucha teleprzetwarzania ściśle wiążą się z problematyką kontroli całego procesu przetwarzania.

Omawianie tu całości tej problematyki byłoby niewłaściwe, ograniczymy się więc do niektórych metod, najistotniejszych przy przetwarzaniu w czasie realnym, w systemach wykorzystujących łącza transmisji danych. Omówienie tych metod, mimo że nie mają one charakteru ściśle technicznego, wydaje się konieczne z racji:

- stosowania tych metod dla zabezpieczenia systemu przed błędami z łączy transmisyjnych /jako jedynych lub uzupełniających metody techniczne/,
- rzutowania tych metod na algorytmy pracy urządzeń transmisji danych, ich wyposażenie, konstrukcję i funkcjonalność,
- analogii z metodami technicznymi.

Ogólniejsze omówienie zagadnień kontroli w systemach przetwarzania danych można znaleźć w literaturze [2], [18],

Rozwiązanie zabezpieczenia przed błędami systemu teleprzetwarzania w czasie realnym wymaga zrealizowania następujących wskazań:

1. Rozważania psychologiczne w projekcie dialogu i obsługi urządzeń zmierzają muszą do minimalizacji prawdopodobieństwa popełniania błędów przez ludzi.
2. Dialog musi być tak skonstruowany, by umożliwiał natychmiastowe wychwytywanie możliwie dużej liczby błędów.
3. System musi umożliwiać niezwłoczne korygowanie wychwyconych błędów.

4. Proces wykrywania błędów w czasie realnym musi być poprzedzony kontrolą pozaliniową danych i jeśli to możliwe, bilansowaniem partii danych.
5. Operacje samokontroli muszą być wbudowane zarówno w dialog w czasie realnym, jak i w powiązania dialogu z kontrolą partii danych.
6. Procedury kontroli muszą obejmować okresy awarii systemu i jego restytucji, tak by w okresach tych nie były wprowadzane błędy, lub aby błędy te były skutecznie ujawniane.
7. Obciążenie operatorów wprowadzających dane procedurami kontroli i korekcji błędów pochodzących z urządzeń i łączy transmisyjnych, a możliwych do zrealizowania automatycznego, powinno być sprowadzone do racjonalnego minimum.

3.1. Wiadomości o błędach

Pętla sprzężenia zwrotnego, obejmującego całość łańcucha teleprzetwarzania, zamyka się w rozpatrywanym przez nas zakresie struktur, przez operatora stacji końcowej /rys. 1 i 2/^{x/}. Nakłada to szereg wymagań na formę informacji o błędach wykrytych w procesie przetwarzania i stanowiących żądanie korekty.

Należy zapewnić operatorowi właściwe warunki psychologiczne, podając wiadomości o błędach:

- po zakończeniu okresu logicznego wprowadzanych danych /pełnej transakcji, wiersza tekstu itp./;

^{x/} Wszystkie rysunki są zamieszczone na końcu artykułu.

- po zwłoce wynoszącej około 2 do 4 sekund od wprowadzenia "okresu" zawierającego błąd;
- w postaci czytelnej dla operatora, jednoznacznej i precyzującej charakter błędu, zawierającej wszystkie dostępne komputerowi informacje pozwalające na zlokalizowanie i poprawienie błędu.

Błędy w danych powinny być w systemie rejestrowane i analizowane okresowo w celu zapobieżenia ich przyszłemu występowaniu. Brak takiej rejestracji może prowadzić do niedbałej pracy personelu ufającego, że wszystkie jego błędy zostaną i tak przez system poprawione.

W przypadku stosowania prostych stacji końcowych, nie posiadających drukarki czy monitora ekranowego, a także w systemach transmisji i przetwarzania "off-line" czy innych przypadkach szczególnych, w których bezpośrednio i natychmiastowe przekazanie informacji o błędzie jest niemożliwe, stosuje się metody pośrednie.

Metody te mogą opierać się na wykorzystaniu specjalnego stanowiska ze stacją końcową, przeznaczonego do korekcji błędów w danych, pochodzących od grupy stacji wprowadzających. Operator tego stanowiska organizować będzie procedurę korekcji, korzystając z wiedzy i dostępu do całości informacji systemu, z okrzężnej łączności z operatorami /np. telefonicznej/ lub z ruchomych kontrolerów-inspektorów /np. działających na obszarze hali produkcyjnej, w której zainstalowano na stanowiskach pracy proste stacje pozwalające tylko na wprowadzenie danych o wykonanych operacjach, niezbędnych materiałach, narzędziach itp./.

W podobny sposób organizować należy korektę danych w przypadku błędów ujawnionych w okresach późniejszych, nie natychmiast po wprowadzeniu.

W projekcie dialogu należy uwzględnić także możliwość docierania do operatora danych z błędami czy też zniekształconych wiadomości o jego błędach i w konsekwencji przewidzieć procedury przekazywania wiadomości o błędach w kierunku do komputera.

Źródłem błędów na kierunku od komputera do operatora będą przede wszystkim łącza transmisyjne, ale również błędy mogą wynikać z wcześniejszych błędów w danych wprowadzanych i z niewłaściwej pracy urządzeń.

3.2. Rodzaje kontroli

3.2.1. Kontrola weryfikacyjna

Kontrolę tę prowadzi się w celu wyeliminowania błędów przenoszenia informacji na nośniki maszynowe.

Kontrolę tę stosuje się w etapie wstępnym przygotowania nośników do transmisji. Może ona być realizowana na specjalnych urządzeniach - sprawdzarkach nośników lub też funkcje kontroli weryfikacyjnej mogą być realizowane przez urządzenia stacji abonenckiej transmisji danych. Kontrola ta może opierać się na:

- sporządzeniu wydruku kontrolnego z przygotowanego nośnika i wzrokowego przeglądu kompletności, formatu i treści danych;
- powtórny wprowadzeniu danych klawiaturą z jednoczesnym czytaniem nośnika i porównywaniem danych wbudowanym komparatorem.

Metoda ta pozwala wprawdzie uzyskać praktycznie bezbłędny i czysty /nie zawierający poprawek/ nośnik, lecz jest bardzo pracochłonna.

3.2.2. Kontrola pojedynczych transakcji

1. Numery z autokontrolą

Każdy numer np. konta, części, pozycji, może być tak zestawiony, by umożliwiał autokontrolę. Przede wszystkim numery te buduje się tak, by wykrywać częste przestawienia kolejności cyfr. Numer taki zawiera numer pierwotny i dodatkową cyfrę lub kilka cyfr stanowiących grupę kontrolną i związanych z numerem zależnością arytmetyczną [18]. Grupa kontrolna stanowi sprawdzian poprawności numeru we wszystkich przekrojach łańcucha przetwarzania.

Grupa kontrolna jak i suma bieżąca czy bilans okresowy stanowią analogi sekwencji kontrolnych bloku przy zabezpieczaniu łącza transmisji danych.

2. Potwierdzenie opisowe

Jeśli operator wprowadza dane w postaci symbolu mnemo-technicznego czy numeru, powinien otrzymać potwierdzenie w pełnym brzmieniu rozszyfrowujące treść użytego symbolu. W dialogu organizowanym na zasadzie wyboru z listy prezentowanej przez komputer /menu-selection/, szczególnie przy stosowaniu monitorów ekranowych, operator wprowadza tylko numer pozycji listy. W odpowiedzi powinien otrzymać powtórzenie tekstu wybranej pozycji. Tego typu dialog stwarza doskonale warunki dla pracy bezbłędnej, jednak wymaga szybkich łącz transmisyjnych wybitnie niesymetrycznie wykorzystywanych.

3. Kontrola formalna

Kontrola ta wykorzystuje fakt ścisłej formalizacji wprowadzanych danych - kolejności, liczebności i rodzaju znaków mogących występować na poszczególnych pozycjach. Każde wykroczenie poza przyjętą formę stanowi sygnał o błędzie formalnym. Kontrola ta obejmuje również badanie kompletności danych.

4. Kontrola logiczna

Kontrola logiczna wykorzystuje z zasady dane już poprzednio zgromadzone, np. uzupełniane aktualnie wprowadzoną transakcją. Można wyróżnić następujące elementy tej kontroli:

- sprawdzanie kompletności danych /jeśli kontrola formalna jest niewystarczająca lub niemożliwa do zastosowania/ ,
- sprawdzanie sekwencji transakcji w sensie kolejności wprowadzenia i przetwarzania, jak i występowania sprzeczności logicznych wewnątrz transakcji i między transakcjami,
- sprawdzanie przyporządkowania transakcji do zbioru danych /kartoteki/ i programu przetwarzania.

3.2.3. Kontrola grup transakcji i partii danych

Łatwiej, ekonomiczniej i skuteczniej można prowadzić kontrolę partii danych. Jeśli więc dane są przekazywane partiami, rola kontroli poszczególnych transakcji może być zredukowana do pomocniczej funkcji, ułatwiającej lokalizację błędu wykrytego przy kontroli partii.

1. Suma okresowa

Wszelkie dane liczbowe, zarówno numery jak i liczby czy symbole cyfrowe, mogą być sumowane w całej partii danych z podziałem na kategorie /kolumny tabeli/ i mogą stanowić sumy kontrolne całej partii danych, przekazywane wraz z danymi i służące do sprawdzenia ich przez komputer.

Istnieje tu analogia z numerem z autokontrolą, opisanym poprzednio, jak i ze stosowanym w księgowości saldem okresowym. Podobnie też jak w automatach dla księgowości sumy kontrolne mogą być uzyskiwane z wbudowanych sumatorów.

2. Suma bieżąca

Suma kontrolna może być sprawdzana nie tylko dla określonej z góry partii danych, lecz w bliżej nieokreślonych momentach przetwarzania, na przykład w końcu dnia lub w przypadku powstania wątpliwości co do poprawności pracy urządzeń - przerwie w połączeniu, licznych seriach błędów objawiających się częstymi powtórzeniami bloków danych przez urządzenia automatycznej korekcji transmisji itp.

3. Kontrola etapowa

Gdy operator wprowadza pojedyncze, powiązane ze sobą, pozycje i każda z nich wymaga dialogu wypracowującego decyzję, można w niektórych przypadkach dokonywać, na żądanie operatora, kontroli postępu procesu przetwarzania w dowolnym jego etapie. Charakter i cel tej kontroli jest identyczny jak przy stosowaniu sum kontrolnych. Stosowanie jednej lub drugiej metody uzależnione jest od rodzaju procesu przetwarzania i formy danych.

4. Kontrola formalna i logiczna

Oba te rodzaje kontroli, opisane dla pojedynczych transakcji, mają również pełne zastosowanie dla ich grup. Szczególnie kontrola formalna może być rozszerzana o dodatkowe elementy struktury formatu danych.

Przedstawione powyżej zagadnienia kontroli i korekcji błędów w systemie przetwarzania wymagają około 10% zwiększenia oprogramowania, obciążenia komputerów i operatorów. Często dla właściwej pracy systemu konieczne są jeszcze większe nakłady. Niemniej, z doświadczeń eksploatacyjnych współczesnych systemów wynika, że nakłady te są niezbędne [2]; konsekwencje bowiem wynikające z błędnej pracy systemu w pojedynczych i rzadkich nawet przypadkach miewają ogromne konsekwencje ekonomiczne, a często i pozaekonomiczne.

4. KONTROLA DANYCH NA STYKACH MIĘDZY URZĄDZENIAMI

Wewnątrz urządzeń łańcucha teleprzetwarzania i na stykach między tymi urządzeniami dane przybierają formę binarnych sygnałów kodowych. W formie kodowej występują one również na maszynowych nośnikach danych /kartach dziurkowanych, taśmie dziurkowanej, taśmie i kartach magnetycznych itd./.

Najpowszechniejszą formą sygnałów danych jest forma znaków kodu systematycznego 7 lub 8-bitowego, typu kodu ISO-7 /ISO/ /S646/ i podobnych, np. KOI-7 /JSEMC/, USASCII, EBCDIC, CCITT Nr 5 /V.3/, opisanych między innymi w [19].

Na tej formie sygnałów oprzemy zarówno zagadnienie kontroli danych na stykach między urządzeniami, jak i szczególnym przypadku tego styku - na łączach telekomunikacyjnych.

Jak już wspomniano w rozdziale 2.3., urządzenia, a szczególnie urządzenia elektromechaniczne wejściowe i wyjściowe są potencjalnym źródłem błędów.

Aby umożliwić wykrywanie tych błędów, stosuje się szereg różnych metod. Podstawową i stanowiącą praktycznie regułę przy wykorzystywaniu kodów 7-elementowych jest metoda parzystości znakowej.

Każdy znak kodu, złożony z siedmiu elementów /bitów/ stanowiących jego część informacyjną i przyjmujących wartości logiczne 1 lub 0, zaopatrywany jest w ósmy element /bit/, stanowiący element kontrolny i będący sumą modulo dwa bitów części informacyjnej.

Dla przykładu kombinacja kodowa ma postać sekwencji:

0100101

element kontrolny będzie miał wartość 1.

Łączna suma elementów o wartości logicznej 1 pełnego znaku wraz z elementem kontrolnym będzie parzysta:

<u>0100101</u>	<u>1</u>
część informacyjna	część kontrolna

Suma modulo dwa elementów tak utworzonego znaku będzie zawsze równa 0.

Oczywiście dla znaku np. 0101101 element kontrolny będzie miał wartość 0.

Niekiedy bywa stosowana zasada odwrotna /tzw. parzystości nieparzystej/, przy niej suma modulo dwa elementów informacyjnych i kontrolnego znaku będzie równa 1. Różnice między tymi zasadami są tu dla nas nieistotne.

Jasne jest już, że kryterium poprawności znaku będzie suma modulo dwa wartości jego elementów.

Warto bliżej zanalizować skuteczność metody elementu parzystościowego. Stosowanie jej zarówno przy zabezpieczaniu informacji na nośnikach, na stykach międzyurządzeniowych jak i w łączach telekomunikacyjnych jest podstawowym, powszechnym i najprostszym środkiem zabezpieczenia przed błędami.

Z reguły tworzenia elementu kontrolnego wynika, że wszystkie błędy o krotnościach nieparzystych będą wykrywane. Bowiem gdy np. w znaku 01001110 o sumie modulo dwa 0 /zasada parzystości/ przesłany będzie jeden błędny element, np. drugi, otrzymamy znak 00001110 o sumie modulo dwa równej 1 - niezgodnej z regułą.

Natomiast wszystkie błędy o krotnościach parzystych pozostaną niewykryte, nie wpłyną bowiem na sumę modulo dwa wszystkich elementów.

Aby ocenić skuteczność zdolności wykrywania błędów przez kod parzystościowy, trzeba znać prawdopodobieństwa występowania błędów wielokrotnych.

Dla urządzeń, w przeciwieństwie do kanałów telekomunikacyjnych, o których będzie mowa dalej, przyjmuje się że czynniki wpływające na powstanie błędu w poszczególnych elementach są wzajemnie niezależne. Na przykład przekłamanie pierwszego elementu nie rzutuje na prawdopodobieństwo przekłamania innych o-

raz że prawdopodobieństwo przekłamania wartości znaku 1 na 0 jest takie samo jak 0 na 1.

Innymi słowy rozkład błędów opisuje rozkład Bernoulliego. Prawdopodobieństwo wystąpienia błędów o krotności i wyniesie:

$$P_i = \binom{n}{i} q^i (1 - q)^{n-i}$$

gdzie: n - liczba elementów w znaku,

q - elementowa stopa błędów.

Dla wygody posłużymy się postacią znormalizowaną funkcji rozkładu, czyli:

$$P_i = \frac{P_i}{\sum_{i=1}^n P_i}$$

W tabelicy 1 przedstawione zostały wartości P_i dla kodu o znakach $n = 8$ elementowych i dla $q_1 = 10^{-6}$, a więc wartości typowej dla elektromechanicznych urządzeń peryferyjnych, oraz dla $q_2 = 10^{-3}$, a więc wartości typowej dla niskiej jakości łączy telekomunikacyjnych.

Ponieważ wszystkie błędy pojedyncze, potrójne itd. będą wykryte, dla przeciętnej jakości urządzeń wejściowych i wyjściowych o $q = 10^{-6}$, pozostanie niewykrytych niespełna 0,3% powstałych błędów. Można więc powiedzieć, że stopa błędów niewykrytych wyniesie co najwyżej:

$$q_{1r} = q_1 \cdot (P_2 + P_4 + P_6 + P_8) \approx 0,3 \cdot 10^{-9}$$

Zysk będzie więc znaczny.

Tablica 1

i	1	2	3	4	5	6	7	8
q								
10^{-6}	0,9977	$2,3 \cdot 10^{-3}$	$1,7 \cdot 10^{-9}$	$2,2 \cdot 10^{-15}$	$0,8 \cdot 10^{-21}$	$1,3 \cdot 10^{-28}$	$7 \cdot 10^{-36}$	$1,3 \cdot 10^{-41}$
P_i								
10^{-3}	0,8162	0,183	$1,7 \cdot 10^{-3}$	$2,2 \cdot 10^{-6}$	$0,8 \cdot 10^{-9}$	$1,3 \cdot 10^{-13}$	$7 \cdot 10^{-18}$	$1,3 \cdot 10^{-20}$

Przeciwnie, dla łączy telekomunikacyjnych niskiej jakości efekt stosowania kontroli parzystości znaków jest niewielki, otrzymamy jedynie $q_{2r} \approx 0,18$ $q_2 \approx 0,18 \cdot 10^{-3}$. Dla warunków realnych efekt ten będzie jeszcze mniejszy /patrz rozdz. 6.3/.

Drugą znacznie rzadziej stosowaną metodą kontroli urządzeń elektromechanicznych wejściowych i wyjściowych jest metoda kontroli prawidłowości wykonania funkcji przez porównanie rozkazu i wykonania. Omówimy ją na dwóch przykładach.

Przykład 1. W maszynie do pisania sterowanej elektrycznie, kodowo, firmy FACIT, model 3851, po wprowadzeniu kombinacji kodowej stanowiącej rozkaz wydruku znaku uruchamiana jest dźwignia czcionkowa tego znaku. Dźwignia ta tuż przed polem druku przechodzi przez czytnik fotoelektryczny odczytujący właściwą jej kombinację kodową. Porównując kombinację rozkazu i odczytu kontrolnego można stwierdzić, czy są one identyczne, a więc czy maszyna prawidłowo zadziałała.

Przykład 2. Niektóre dziurkarki taśmy po wydziurkowaniu taśmy, w jednym z następnych kroków dokonują odczytu naniesionej kombinacji. Umożliwiają w ten sposób kontrolę porównawczą rozkazu i jego wykonania. Niekiedy, aby wyeliminować konieczność pamiętania rozkazów do czasu ich sprawdzenia, dokonuje się odczytu stanu elementów mechanicznych odpowiedzialnych za wykonanie dziurkowania jeszcze przed samym dziurkowaniem.

Metody powyższe pozwalają na wybitne obniżenie stopy błędów niewykrytych. Stopa błędów niewykrytych q_r będzie bowiem, przy modelu błędów niezależnych, równa iloczynowi stopy błędów wykonania q_w i odczytu kontrolnego.

Np. dla $q_w = 10^{-6}$ i $q_o = 10^{-6}$

$$q_r = q_w \cdot q_o = 10^{-12}$$

Ponadto metoda porównywania obejmuje swym działaniem przypadki pominięcia znaku lub ich ciągu /gdy nie są identyczne/, tego typu błędy nie są oczywiście objęte kontrolą parzystości znaku.

Praktyczne stosowanie metody kontroli porównawczej ograniczone jest do urządzeń szczególnie odpowiedzialnych, pracujących w sytuacjach, kiedy nie jest możliwe zastosowanie innej mniej kosztownej metody kontroli. Czasem, jak we wspomnianej maszynie FACIT, możliwość jej stosowania jest wtórną cechą konstrukcji.

Niezależnie od metody, jaką wykryto błąd, niezbędne jest przedsięwzięcie akcji, zmierzającej do jego wyeliminowania. Najczęściej wstrzymuje się pracę urządzeń i przywołuje obsługę, sygnalizując miejsce wykrycia błędu. Jest to niestety konieczne, gdyż błąd np. na nośniku danych wyjściowych nie może już być wyeliminowany bez zmiany formy końcowej nośnika. Podobnie na przykład czytnik danych wejściowych, nie posiadając możliwości ruchu powrotnego, nie może ponowić próby odczytu nośnika, błąd może zresztą istnieć na samym nośniku i w ogóle nie może już być wyeliminowany środkami czysto technicznymi.

W niektórych przypadkach błędne znaki zastępowane są specjalnym znakiem błędności /o prawidłowej parzystości bitów/. W kodzie ISO-7 jest to znak CAN, powoduje on drukowanie znaku w postaci kwadratu lub czasem np. znaku zapytania w kolorze czerwonym lub innych umownie wybranych symboli.

Proces przesyłania danych nie jest wtedy przerywany, a brakujące dane są uzupełniane innym trybem, przewidzianym algorytmem wymiany danych.

5. BINARNY KANAŁ TRANSMISYJNY - MODEL BŁĘDÓW

W tym i w dalszych rozdziałach artykułu zajmować się będziemy wyłącznie zagadnieniami błędów powstających w binarnym kanale transmisyjnym.

Nie będziemy omawiać budowy takiego kanału ani przyczyn powstawania błędów, sprawy te były już przedmiotem wielu publikacji /np. [3] i zawarta tam literatura/. Skupimy się na omówieniu przeciętnych właściwości kanału binarnego jako źródła błędów transmisji w takim ujęciu, jakie mogło być skonfrontowane z materiałem pomiarowym i jakie będzie użyteczne przy uproszczonej analizie najbardziej typowych metod detekcji i korekcji błędów transmisji.

Omawiane własności kanałów binarnych dotyczyć będą kanałów utworzonych na łączach telegraficznych i telefonicznych, wyposażonych w modemy. Nie będą uwzględniane cechy łączy szerokopasmowych, radiowych i satelitarnych, które stawiają pewne dodatkowe szczególne wymagania, lecz ich zastosowania dla transmisji danych są w aktualnych warunkach krajowych do pominięcia.

Właściwości te przedstawimy w postaci modelu statystycznego błędów.

Model statystyczny błędów

Najprymitywniejszy model statystyczny błędów podany został w rozdz. 4. Był to model oparty o schemat Bernoulliego, w skrócie zwany modelem błędów niezależnych.

Model ten odnosi się do kanałów transmisyjnych, w których przyczyną błędów jest obecność szumu białego. Charakterystyczną cechą tego modelu jest równomierne /w sensie statystycznym/ rozłożenie błędów w czasie. Występowanie długich serii błędów jest bardzo mało prawdopodobne.

Niestety, łącza telekomunikacyjne mają zupełnie inne właściwości. Charakterystyczne jest dla nich występowanie błędów w seriach. Parametry statystyczne tych serii decydują o doborze i optymalizacji środków do ich wykrywania i korygowania oraz są niezbędne dla analizy właściwości konkretnych systemów walki z błędami. Wyniki analizy np. zdolności detekcyjnej kodu opartej o model błędów niezależnych bywają o kilka rzędów wielkości bardziej optymistyczne niż wyniki badań na łączach rzeczywistych lub wyniki analizy opartej o bliższy prawdzie model błędów.

Badania nad modelami statystycznymi błędów w kanałach łączności są bardzo zaawansowane, szczególnie badania teoretyczne. Istnieje i jest dostępna obfita literatura tego zagadnienia, godną polecenia jest monograficzne opracowanie Błocha, Popowa i Lurina [4]. Dla nadania pełnej praktycznej wartości tym pracom niezbędne jest dysponowanie materiałem pomiarowym reprezentatywnym pod względem rodzajów kanałów i warunków ich wykorzystywania, pod względem mierzonych cech ciągu błędów, jak i pod względem liczby zarejestrowanych zdarzeń.

Niestety dotychczasowe publikacje dostarczają wprawdzie dość obfitego materiału, lecz są zupełnie niejednolite metodycznie.

Usprawiedliwieniem tej sytuacji jest z jednej strony ogromny koszt i długotrwałość reprezentatywnych statystycznie badań modelu błędów, z drugiej strony konieczność stosowania jednolitych metod zabezpieczenia przed błędami dla szerokiej klasy kanałów. Wykluczona jest więc praktycznie możliwość pełnej optymalizacji metod zabezpieczenia przed błędami. Sytuację pogarsza jeszcze fakt, że wprowadzanie nowych metod transmisji i w ogóle rozbudowa i modernizacja sieci telekomunikacyjnej, a także wzrost jej obciążenia czy zmiany w charakterze przekazywanych sygnałów powodują ciągle zmiany w warunkach transmisji i modelu błędów.

Tak więc obecnie dokonywane weryfikacje metod zabezpieczenia przed błędami muszą być opierane na stosunkowo prymitywnych modelach błędów - zbudowanych na dysponowanym materiale pomiarowym.

Wyniki prac teoretycznych dają wskazania dla prowadzenia dalszych pomiarów i pozwalają na analizę porównawczą różnych metod zabezpieczenia /np. [9]/.

Z racji charakteru i założonego na wstępie celu tego artykułu wprowadzony zostanie model błędów w kanale oparty na dostępnych krajowych i zagranicznych wynikach pomiarów łączy telefonicznych i telegraficznych, komutowanych i trwałych. Pominięty będzie całkowicie etap formalizacji matematycznej tego modelu. Będzie to więc model "warunków przeciętnych". Należy tu jednak zaznaczyć, że wykorzystane dla modelu cechy kanałów mają stosunkowo niewielki rozrzut liczbowy. Model nasz oprzemy na następujących założeniach:

1. Kanał jest kanałem binarnym symetrycznym /prawdopodobieństwo przekłamania sygnału o wartości logicznej 0 na 1 jest takie samo jak z 1 na 0/.
2. Blokowa stopa błędów q_b związana jest z elementową stopą błędów q zależnością:

$$q_b = n \cdot q \cdot d/q/$$

Funkcja $d/q/$ jest funkcją empiryczną /patrz pkt. 5.1.3/, dla warunków przeciętnych przyjmujemy, że:

$$d/q/ = 0,3.$$

3. Względna częstość P_i występowania serii błędów o liczbie błędów i określona jest zależnością empiryczną, ujętą wykresem z rys. 3.
4. Wszystkie położenia i błędów w bloku o n elementach są równoprawdopodobne.

Słuszność założenia 1 uwarunkowana jest z jednej strony realizacją kanału, z drugiej symetrią w przeciętnej liczbie stanów 1 i 0 występujących w sygnale. Praktycznie pewne odchylenia od symetrii kanału mogą mieć miejsce dla systemów transmisyjnych z modulacją amplitudy, w systemach FM odchyień takich się nie obserwuje.

Z analizy danych pomiarowych szeregu krajów zauważono systematyczny związek wartości funkcji $d/q/$ od elementowej stopy błędów [20]. Związek ten ilustruje rys. 3. Naniesiono na nim także funkcję aproksymującą wyniki pomiarów, zaproponowaną w dokumencie CCITT [21] i mającą następującą postać:

$$d/q/ = \begin{cases} q^{-0,33} \cdot 10^{-2} & \text{gdy } q \geq 10^{-5} \\ 1 & \text{gdy } q < 10^{-5} \end{cases}$$

Proponowana w założeniu 2 dla warunków przeciętnych wartość funkcji $d/q/ = 0,3$ wynika z faktu, że taką właśnie wartość otrzymano dla łącznie potraktowanych wszystkich wyników pomiarów łączy telefonicznych w sieci polskiej. Podobny rezultat otrzymano również w badaniach prowadzonych na Węgrzech.

Z wykresu przedstawionego na rys. 3 można również wyznaczyć średnią liczbę błędów w bloku:

$$\bar{i} = \frac{\sum_{i=1}^n P_i \cdot i}{\sum_{i=1}^n P_i} \approx 3$$

Ponieważ:

$$q = \frac{\bar{i} \cdot Nb}{n \cdot N}$$

gdzie: Nb - liczba bloków błędnych

N - liczba bloków nadanych

przy czym $q_b = \frac{Nb}{N}$

więc: $q = \frac{\bar{i}}{n} q_b$.

Z analogii budowy tego równania i równania z punktu 2 modelu błędów wynika sens fizyczny funkcji $d/q/$, mianowicie

$$d/q/ = \frac{1}{3} = 0,3$$

Wartość liczbowa 0,3 odnosi się oczywiście także do warunków przeciętnych, dla których skonstruowany został wykres $P_i / 1/$.

Krzywa na wykresie z rys. 3 została wykreślona zgodnie z propozycją zawartą w [16]. Dodatkowo dla porównania naniesiono na wykres punkty z różnorodnych pomiarów sieci telefonicznej i telegraficznej w Polsce i w innych krajach /NRD, NRF/. Warto zaznaczyć jest fakt, że na ten sam wykres nanoszono wyniki pomiarów wykonywanych przy różnych długościach bloków. Krzywa na tym wykresie odnosi się do bloków długich. Można z niej korzystać jednak już dla bloków mających co najmniej 20 elementów.

Dla bloków krótkich /znaków 8 elementowych/ należy posługiwać się tablicą 2. Wartości P_i w tej tablicy spełniają warunek $d = 0,37$ oraz:

$$\sum_{i=1}^{n=8} P_i = 100\%$$

T a b l i c a 2

i	1	2	3	4	5	6	7	8
$P_i, \%$	45	19	12	7,5	6	4,5	3,5	2,5

Założenie 4 modelu błędów można zweryfikować na podstawie wyników badań, zamieszczonych w [15], tabela Vb, dotyczących rozkładu długości serii błędów. Badania te były przeprowadzone przy definicji długości serii jako równej odstępowi między pierwszym i

ostatnim elementem błędnym w bloku. Przeprowadzono je przy blokach 200 elementowych. Wyniki te zestawimy w tabelicy 3, w sposób umożliwiający łatwą orientację w rozkładzie długości serii.

T a b l i c a 3

Przedział długości serii		Procent obserwowanych serii	
		4 ± 100	101 ± 200
Przedział liczby błędów w serii	4 ± 10	60 %	40 %
	11 ± 110	46 %	54 %
	4 ± 100	58 %	42 %

Z tabelicy tej wynika wniosek potwierdzający tezę o równomiernym rozmieszczeniu błędów w bloku. Nawet w przypadku małych liczb błędów /4-10/ uprzywilejowanie krótkich serii jest nieznaczne.

Przedstawiony poglądowy sposób weryfikacji założenia 4 jest z pewnością niedostateczny i nieściśły. Samo założenie jest także znacznym uproszczeniem stanu faktycznego. Brak jest jednak dostatecznego materiału pomiarowego dla rozbudowy tego założenia.

Ponadto skomplikowanie modelu błędów znacznie utrudniłoby analizę metod zabezpieczenia przed błędami, uniemożliwiając poglądowe i przystępne jej przedstawienie bez operowania rozbudowanym aparatem matematycznym.

6. METODY DETEKCYJ BŁĘDÓW TRANSMISJI

Wszelkie metody detekcji błędów oparte są na istniejącym lub wprowadzonym do przekazywanego sygnału nadmiarze informacji. Informacje przekazywane za pomocą kodu systematycznego typu alfabetu ISO-7, z racji wykorzystania wszystkich /lub prawie wszystkich/ kombinacji kodowych dla znaków informacyjnych nie mają w zasadzie nadmiaru, na którym można by oprzeć działanie systemu detekcji.

Pozostaje jednak szereg ubocznych możliwości, wynikających ze struktury fizycznej transmitowanego sygnału i sposobu działania odbiornika, a pozwalających na określenie obszarów zwiększonego prawdopodobieństwa wystąpienia błędów. Będą one opisane pokrótce w rozdz. 6.1.

Podstawową metodą detekcji błędów jest stosowanie kodów detekcyjnych. Istotą tej metody jest uzupełnienie ciągu informacyjnego dodatkowymi elementami kodowymi tak, by utworzony ciąg, zwany ciągiem kodowym, mógł być wyróżniony z innych ciągów, dla których reguła uzupełniania nie jest zachowana, a więc które nie są ciągami kodowymi. Ciąg może przestać być ciągiem kodowym w wyniku sumowania /modulo dwa/ z ciągiem błędów.

W rozdziałach 6.2 i 6.3 omówimy dwa przykłady kodów detekcyjnych, najczęściej stosowanych w systemach transmisji danych małej i średniej szybkości.

Kompleksowe omówienie zagadnień kodów można znaleźć w licznej literaturze podręcznikowej np.: [5], [6], [7].

6.1. Metody analogowe

Analogowe metody detekcji błędów wykorzystując informacje czerpane z formy i parametrów sygnału w kanale łączności w większej mierze należą do problematyki modemów i wymagają głębszego wniknięcia w właściwości zarówno kanałów analogowych jak i systemów modulacji i demodulacji, używanych do utworzenia kanału binarnego. W tym artykule omówimy więc: tylko parę przykładów.

1. Wykorzystanie struktury sygnału przy transmisji arytmicznej do wykrywania błędów

Przy transmisji arytmicznej /start-stop/ sygnał znaku ma postać pokazaną na rys. 5. Sekwencja takich sygnałów znakowych tworzy blok. Możliwe jest, że na skutek przekłamania jednego z elementów rozruchowych od pewnego momentu rolę rozruchową przyjmują elementy informacyjne. Rozpoczyna się seria błędnie interpretowanych przez odbiornik znaków. Jeżeli jednak kontrolować występowanie stanu zatrzymowego w prawidłowym czasie po rozruchu każdego znaku /np. przy 8 elementach informacyjnych - w środku 9 kolejnego elementu/, to dla jednego znaku, przy liczbie równej średnio liczbie 0 i 1 w ciągu informacyjnym, przy nieprawidłowym starcie istnieje prawdopodobieństwo wystąpienia stanu 1 w momencie oczekiwania na element zatrzymowy, równe 0,5. Prawdopodobieństwo dwóch pozytywnych wyników kontroli dwóch znaków wyniesie już tylko $0,5 \cdot 0,5 = 0,25$. Dla N znaków będzie ono równe

$$P = 0,5^N$$

Jeszcze efektywniejszą kontrolę można uzyskać przy wykorzystaniu dla rozruchu co N-tego elementu rozruchowego. Pozostałe N-1 elementów rozruchowych, wykorzystując dla kontroli prawidłowości synchronizacji. Wtedy

$$P = 0,5^{2N-1}$$

Metoda ta może być stosowana tylko przy transmisji ciągłej w ramach bloku /np. z taśmy perforowanej czy pamięci buforowej/.

Transmisja z dowolną długością elementu zatrzymowego jest przy niej niemożliwa.

Stosowanie kontroli struktury arytmicznej znaków jest wysoce wskazane, gdyż dobrze zabezpiecza system przed skutkami długich, a więc słabiej wykrywanych przez kod detekcyjny serii błędów, wynikających z utraty synchronizacji.

2. Badanie położenia momentów charakterystycznych w sygnale

Praktycznie regułą jest stosowanie rozeznawania stanu elementów sygnału w nominalnym środku elementu. Momenty zmian stanu /momenty charakterystyczne/ mogą więc wahać się dowolnie w obszarze między momentami rozeznawania. Innymi słowy dopuszcza się znaczne zniekształcenia telegraficzne sygnału - często do 48%.

Ponieważ łącze i urządzenia modulacyjne i demodulacyjne w normalnych warunkach wprowadzają zniekształcenia mniejsze, np. 25%, pozostały obszar marży może być wykorzystany do wytworzenia informacji o pogorszeniu warunków transmisji i zwiększonej możliwości występowania błędów. Istotne jest, aby właściwie dobrać próg zniekształceń, uznany za sygnał możliwych błędów. Je-

śli np. próg ten zostanie ustalony przy zbyt małej wartości zniekształceń, spadnie efektywność transmisji na skutek zbyt częstych żądań powtarzania niepewnych danych. Przy zbyt dużych zaś zniekształceniach dopuszczalnych wzrośnie liczba błędów nie wykrytych.

Skuteczność tej metody jest niewielka. Zakładając, że zakłócenia transmisji wprowadzają momenty charakterystyczne w przypadkowych, nieskorelowanych z sygnałem chwilach, oraz że obszar dozwolonych zniekształceń sygnału wynosi $\pm 25\%$, to: 50% momentów charakterystycznych pochodzących od zakłóceń wypada w obszarze dopuszczalnym i tylko pozostałe 50% może być wykryte. Brak jest w literaturze gruntowniejszej analizy tej metody.

3. Detektor jakości sygnału [14]

Metoda wykrywania obszarów o zwiększonym prawdopodobieństwie błędów, która będzie tu opisana, może być wykorzystana w modemach z modulacją częstotliwości, np. opartych na zaleceniach CCITT V.21, V.23.

Metoda opiera się na sprawdzeniu czy amplituda sygnału wyjściowego dyskriminatora modemu /odbiornika/ zawiera się w przyjętym przedziale wartości, pokazanym na rys. 6a w postaci pól nie zakreskowanych. Kontroli amplitudy dokonuje się w nominalnej połowie czasu trwania elementu sygnału, ściślej, w przedziale:

$$t_i \pm \frac{\Delta t}{2} .$$

Modemy nie mają w przeważającej liczbie przypadków bloków odtworzenia elementowej podstawy czasu. Próbkowanie sygnału de-

tektora jakości, który to sygnał ma postać pokazaną na rys. 6b, jest dokonywane w urządzeniu detekcji i korekcji błędów. Przeważnie stanowiąc dodatkowe, poza kontrolą kodową, kryterium błędów transmisji.

Aby przedstawić efektywność działania detektora jakości, wprowadzimy cztery następujące współczynniki:

$$R = \frac{\text{liczba nie wykrytych elementów błędnych}}{\text{liczba elementów błędnych}} ;$$

$$r = \frac{\text{liczba elementów sygnalizowanych jako błędne, a będących prawidłowymi}}{\text{liczba elementów przekazanych}} ;$$

$$R_b = \frac{\text{liczba błędnych bloków nie wykrytych}}{\text{liczba błędnych bloków}} ;$$

$$r_b = \frac{\text{liczba bloków sygnalizowanych jako błędne, a będących prawidłowymi}}{\text{liczba bloków przekazanych}}$$

Współczynniki R i R_b wskazują odpowiednio, jaki procent elementów błędnych i bloków błędnych nie zostanie wykrytych. Współczynnik r_b wskazuje, jaki procent bloków bezbłędnych zostanie zakwestionowany i przez powtórny transmisję wpłynie na obniżenie szybkości efektywnej.

Wartości współczynników są funkcjami szerokości przedziału prawidłowej amplitudy. Szerokość tego przedziału określimy współczynnikiem S , przy warunku symetrii przedziałów obu polaryzacji:

$$S = \frac{S_1}{a_0} - 1 = 1 - \frac{S_3}{a_0} = \frac{S_2}{a_0} - 1 = 1 - \frac{S_4}{a_0}$$

oznaczenia wyjaśnia rys. 6.

Zależność R/r oraz R/S podano na rys. 7a i b. Uzyskano je w wyniku pomiarów na zakłóconym łączu telefonicznym, przy szybkości modulacji 1200 bodów i przy poziomie odbiorczym - 30 dBm. Ponieważ kontrolę jakości wykorzystuje się praktycznie zawsze dla podejmowania decyzji o prawidłowości bloków, na rys. 8a,b pokazane są zależności $R_b/s, n/$, $r_b/s, n/$, gdzie: n - liczba elementów w bloku.

Jak z wykresów tych widać, możliwe jest osiągnięcie bardzo efektywnej kontroli; obniżenie blokowej stopy błędów nie wykrytych o parę rzędów wielkości, przy nieznacznym, paroprocentowym obniżeniu szybkości efektywnej.

Zaznaczyć jednak należy, że sprawne działanie detektora jakości uzależnione jest od wielu cech modemu. Zapewnienie powtarzalności i stabilności tych cech jest bardzo trudne. W efekcie zarówno w produkcji jak i eksploatacji modemu trudno jest gwarantować zachowanie założonych współczynników wykrywalności błędów.

6.2. Element parzystościowy znaku

Zasada tworzenia znaków z elementem parzystościowym i zdolności detekcyjne tak uzyskane dla modelu błędów niezależnych były omówione w rozdz. 4. Przeprowadzimy tu tylko weryfikację zdolności detekcyjnych na modelu błędów opisanym w rozdz. 5.

Wprowadzimy współczynnik niewykrywalności błędów i -krotnych f_i określony jako:

$$f_i = \frac{Z_i}{N_i}$$

gdzie: Z_i - liczba bloków /znaków/ błędnych nie wykrytych z błędami o krotności i ;

N_i - liczba bloków /znaków/ z błędami o krotności i .

Dla znaków z 7 elementami informacyjnymi i ósmym parzystościowym otrzymamy:

1	1	2	3	4	5	6	7	8
f_i	0	1	0	1	0	1	0	1

Ocena prawidłowości odebranego sygnału następuje po skompletowaniu bloku /znaku/. Interesuje nas więc w efekcie jedynie liczba bloków /znaków/ o nie wykrytych błędach. Określimy więc współczynnik redukcji blokowej /znakowej/ stopy błędów:

$$R_b = \frac{\text{liczba bloków /znaków/ błędnych nie wykrytych}}{\text{liczba bloków /znaków/ błędnych}}$$

Współczynnik ten można obliczyć z poniższego równania, wynikającego bezpośrednio z definicji R_b i f_i oraz P_i :

$$R_b = \sum_{i=1}^n P_i \cdot f_i$$

Dla wartości P_i określonych tablicą 2 otrzymamy $R_b = 0,335$. Wykrytych będzie więc niespełna 70% znaków błędnych.

6.3. Kod parzystościowy dwuwymiarowy

Zasadę budowy tego kodu określa tabl. 4.

T a b l i c a 4

Q_{11}	...	Q_{1p}	...	Q_{1k-1}	Q_{1k}
Q_{21}	...	Q_{2p}	...	Q_{2k-1}	Q_{2k}
.....					
Q_{s1}	...	Q_{sp}	...	Q_{sk-1}	Q_{sk}
.....					
Q_{m1}	...	Q_{mp}	...	Q_{mk-1}	Q_{mk}

Każdy wiersz tablicy odpowiada znakowi. Elementy Q_{sk} są elementami parzystościowymi znaków, czyli dla każdej wartości s od 1 do m :

$$Q_{sk} = \sum_{p=1}^{k-1} Q_{sp} \quad / \text{suma modulo dwa}/$$

Elementy Q_{mp} są elementami znaku kontrolnego parzystości podłużnej, czyli dla każdej wartości p od 1 do k określa je równanie:

$$Q_{mp} = \sum_{s=1}^{m-1} Q_{sp}$$

Element Q_{mk} może być wyznaczony z pierwszego lub drugiego równania bez wpływu na jego wartość.

Bezpośrednio z zasady budowy kodu wynika, że wykrywane będą:

- wszystkie błędy o nieparzystej krotności;
- wszystkie błędy podwójne.

Nie wykrywane będą natomiast takie konfiguracje błędów, przy których zarówno w wierszach jak i kolumnach tabl. 4 sumowania po ustalonych odpowiednio s lub p obejmować będą parzyste liczby błędów.

Dla błędu poczwórnego błędne będą elementy o indeksach $s_1 p_1$; $s_1 p_2$ oraz $s_2 p_1$, $s_2 p_2$.

Dla błędu sześciokrotnego: $s_1 p_1$; $s_1 p_2$ oraz $s_2 p_1$, $s_2 p_3$ oraz $s_3 p_2$, $s_3 p_3$.

Obliczymy więc współczynniki f_1 dla błędów o parzystych krotnościach większych od 2.

Błędy czterokrotne $l = 4$

Liczba możliwych kombinacji położeń pary błędów w wierszu / znaku/ wynosi:

$$\binom{k}{2}$$

dla każdej takiej pary istnieje odpowiednia jej para w innym wierszu. Liczba możliwych kombinacji par wierszy wynosi:

$$\binom{m}{2}$$

Liczba możliwych konfiguracji niewykrywalnych wyniesie więc:

$$\binom{k}{2} \cdot \binom{m}{2}$$

Ponieważ liczba wszystkich możliwych konfiguracji 4 błędów wynosi:

$$\binom{n}{4}, \text{ gdzie } n = m \cdot k,$$

więc:

$$f_4 = \frac{\binom{k}{2} \cdot \binom{m}{2}}{\binom{n}{4}} = \frac{6(k-1)(m-1)}{(n-1)(n-2)(n-3)}.$$

Błędy sześciokrotne $i = 6$.

Pominiemy bardziej złożone rozumowanie i rachunek kombinatoryczny i przytoczymy wynik ostateczny 8 :

$$f_6 = \frac{120(k-1)(k-2)(m-1)(m-2)}{(n-1)(n-2)(n-3)(n-4)(n-5)}$$

Wartość współczynników f_i dla $i = 4, 6, 8, 10$ przy $k = 8$, w funkcji n , podano na wykresie z rys. 9.

Wartościami współczynnika redukcji blokowej stopy błędów R_b będą oczywiście również funkcje n . Obliczono je na podstawie wykresu z rys. 3 i 9 i przedstawiono na wykresie z rys. 10. Wartości liczbowe R_b wskazują, że kod parzystościowy dwuwymiarowy pozwala na znaczne poprawienie wierności transmisji. Zdolności detekcyjne tego kodu wzrastają z długością bloku, lecz nawet dla bloków 200-elementowych już tylko 1 na 100000 bloków błędnych pozostanie nie wykryty.

Z punktu widzenia użytkowego szczególnie interesujące jest wyznaczenie wynikowej stopy błędów, blokowej i znakowej, w oparciu o podstawowy parametr jakościowy kanału binarnego, jakim

jest elementowa stopa błędów. Założymy tu, że wszystkie bloki, w których wykryto błędy nie wchodzi do analizy /np. zostały skorygowane/.

Wynikową blokową stopą błędów q_{br} możemy wyznaczyć wprost z 2 założenia modelu błędów:

$$q_{br} = q_b \cdot R_b = n \cdot R_b \cdot q \cdot d(q).$$

Wyznaczenie wynikowej znakowej stopy błędów q_z wymaga odtworzenia modelu błędów w blokach o błędach niewykrywalnych. Model ten jest modelem wg założenia 3 i 4 /rozd. 5.1/, "przefiltrowanym" przez zdolności detekcyjne kodu, czyli:

$$P'_i = f_i(n) \cdot P_i$$

Dla $n = 256$ model ten określa tabl. 5.

Tablica 5

i	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11-256
P'_i %	0	0	0	96,2	0	3,4	0	0,3	0	0,005	$1 \cdot 10^{-4}$

Praktycznie wystarczy więc rozpatrzyć przypadki błędów 4 i 6-krotnych, obejmujące łącznie 99,6% błędnych bloków.

Przy takim uproszczeniu zanika również zależność P'_i od n . Błąd 4-krotny może być nie wykryty tylko wtedy, gdy elementy błędne wystąpią w dwóch znakach, a błędy 6-krotne, gdy elementy błędne wystąpią w trzech znakach. Otrzymamy więc:

$$q_z = \frac{q_{br}}{m} \cdot (2 \cdot 0,962 + 3 \cdot 0,034) \approx 2 \frac{q_{br}}{m}$$

Po podstawieniu wartości q_{br} i uwzględnieniu że $n/m = k$ otrzymamy:

$$q_z = 2k \cdot R_b \cdot q \cdot d(q).$$

Na przykład dla $n = 480$, $k = 8$, $q = 10^{-3}$ i założeniu $d(q) = 0,3$ uzyskamy:

$$q_z = 6,4 \cdot 10^{-9}$$

czyli znak nie wykryty występować będzie średnio co ponad 2 tysiące godzin transmisji z szybkością 20 zn/s / 200 bit/s/. Tak wysoka wartość $q = 10^{-3}$ występuje praktycznie dla łączy szczególnie złej jakości. Przebieg zależności $q_2(n, q)$ dla $k = 8$ i $d(q) = \text{const.} = 0,3$ podano na rys. 11.

Na zakończenie zwrócimy jeszcze uwagę na zdolności wykrywania pojedynczych serii błędów w bloku.

Jak łatwo zauważyć, wszystkie serie błędów o długości /od pierwszego do ostatniego elementu błędnego w bloku/ nie większej od $k+1$ będą wykrywane, w każdym przypadku co najmniej przez kontrolę podłużną.

Dla dłuższych serii odpowiednie współczynniki niewykrywalności h_b wyznaczono drogą obliczeń kombinatorycznych w [8], podamy je tu w postaci tabl. 6, dla $k = 8$ i $m \geq 20$ / $b =$ długość serii/,

T a b l i c a 6

b	1-9	10	11	12	13	14	15	16	32	48
$h_b \cdot 10^3$	0	3,4	1,5	1,3	1,2	1,1	0,98	0,85	0,22	0,05

Występowanie dwóch i większej liczby serii w bloku jest niebezpieczne, bo stwarza duże prawdopodobieństwo wystąpienia układów niewykrywalnych, w szczególności typu czworobocznego.

6.4. Kod cykliczny

Zajmiemy się teraz omówieniem właściwości jednego tylko kodu cyklicznego, mianowicie kodu zaleconego przez CCITT /zalecenie V.41, Biała Księga, tom VIII/. Zainteresowanych szerzej zagadnieniem teorii kodów polecić można obfitą i dostępną literaturę np.: [6], [5], [7] i inne cytowane w niej opracowania monograficzne i źródłowe.

Ciąg binarny o długości n

$$\bar{s} = (s_{n-1}, s_{n-2}, \dots, s_1, s_0)$$

można zapisać w postaci wielomianu:

$$s(X) = s_{n-1} X^{n-1} \oplus s_{n-2} X^{n-2} \oplus \dots \oplus s_1 X \oplus s_0$$

gdzie: \oplus - sumowanie modulo dwa.

Na przykład ciąg 1001011 można zapisać w postaci wielomianu:

$$X^6 + X^3 + X + 1$$

Interesujący nas kod cykliczny jest kodem systematycznym, w którym ciąg informacyjny i ciąg kontrolny umieszczone są jeden za drugim. Ciąg kodowy określony jest następującym równaniem:

$$s(X) = x(X) \cdot X^h + r(X)$$

gdzie: $r(X)$ - reszta dzielenia: $\frac{x(X) \cdot X^h}{g(X)}$;

$g(X)$ - wielomian generacyjny kodu, stopnia h .

Wyrażenie $x(X) \cdot X^h$ przedstawia wielomian informacyjny przesunięty do najwyższych potęg wielomianu kodowego. Niezerowe współczynniki tego wyrażenia mogą wystąpić tylko przy potęgach X zawierających się w przedziale od h do $/n-1/$.

Reszta $r(X)$ nie może być wyższego stopnia niż $/h-1/$.

Reguła decyzyjna dekodowania opiera się na podzielności wielomianu $s(X)$ przez $g(X)$, bez reszty:

$$\begin{aligned} \frac{s(X)}{g(X)} &= \frac{x(X) \cdot X^h \oplus r(X)}{g(X)} = \frac{x(X) \cdot X^h}{g(X)} \oplus \frac{r(X)}{g(X)} = \\ &= a(X) \oplus \frac{r(X)}{g(X)} \oplus \frac{r(X)}{g(X)} = a(X); \end{aligned}$$

gdzie: $a(X)$ - pewien wielomian stanowiący wynik dzielenia.

Reguła ta będzie następująca:

- Jeśli wielomian odebrany $y(X)$ dzieli się bez reszty przez wielomian generacyjny $g(X)$, to uznajemy odebraną wiadomość za prawidłową;
- Jeśli $y(X)$ nie dzieli się bez reszty przez $g(X)$, to odebraną wiadomość uznajemy za błędną.

Wiadomość odbieraną stanowi pierwsze $/n-h/$ elementów ciągu kodowego, pozostałe h elementów stanowi ciąg kontrolny /resztę wielomianu/.

Kody cykliczne zawdzięczają swoje szerokie zastosowanie wysokim zdolnościom detekcyjnym i prostej realizacji układowej operacji arytmetycznych związanych z kodowaniem i dekodowaniem. Znajdują zresztą, z tychże powodów, zastosowanie jako kody korekcyjne, czym jednak obecnie nie będziemy się zajmować.

Dalej zajmować się będziemy kodem cyklicznym o wielomianie generacyjnym w postaci:

$$X^{16} + X^{12} + X^5 + 1$$

Funkcję tworzenia ciągu kodowego kodu cyklicznego o powyższym wielomianie realizować można w układzie jak na rys. 12.

Przed rozpoczęciem kodowania rejestr przesuwany zostaje wyzerowany i klucze A i B zostają zwarte, klucz C jest rozwarty. W takim stanie wprowadza się na wejście układu ciąg informacyjny, taktując rejestr. Po zakończeniu ciągu informacyjnego klucze A i B rozwierają się, a zwiera się klucz C. Z rejestru w miarę taktowania następnymi 16 okresami zegara wyprowadza się do wyjścia ciąg kontrolny. W tym czasie na wejście nie mogą być wprowadzane dalsze elementy informacyjne. Po wyprowadzeniu ciągu kontrolnego proces może rozpocząć się na nowo, dla następnego bloku.

Dekodowanie realizuje układ z rys. 13. Przed rozpoczęciem odbioru rejestr należy wyzerować, a klucz B zewrzeć. Po przejściu liczby okresów odpowiadającej liczbie elementów odebranego ciągu kodowego /elementów informacyjnych i kontrolnych/, klucz B rozwiera się i przez taktowanie rejestru szesnastoma okresami wyprowadza się jego zawartość. Zawartość ta powinna być zerowa. Nie zerowa zawartość wskazuje na błędność odebranego cią-

gu. W czasie sprawdzania zawartości rejestru elementy następnego ciągu nie mogą być wprowadzane.

Sprawdzenie zawartości rejestru może być wykonane również za pomocą układu iloczynowego, którego argumentami są stany wszystkich elementów rejestru.

Opisane układy wykorzystuje się również po wprowadzeniu dodatkowych kluczy do wytwarzania i rozpoznawania ciągów synchronizacyjnych. Łatwo również na bazie jednego rejestru zrealizować układ uniwersalny - dla kodowania, dekodowania i synchronizacji. /Patrz zał. CCITT V.41/.

Właściwości detekcyjne przedstawione zostaną, z braku miejsca, bez szerszego uzasadnienia /patrz wyżej wskazana literatura/.

1. Odległość Hamminga wynosi 4.

Wykrywane są więc wszystkie błędy o krotności mniejszej i równej 3.

2. Wykrywane są wszystkie błędy o krotności nieparzystej.

3. Dla określenia współczynników f_i dla $i \geq 4$ wykorzystamy wyniki testu symulowanego na maszynie cyfrowej, przy rozkładzie krotności błędów wg krzywej z rys. 3 [17] - /brak bowiem w literaturze wyników uzyskanych w bezpośredniej analizie interesującego nas kodu/.

W czasie testu zanalizowano 222034 bloki z błędami. Blok zawierał 240 elementów informacyjnych i 16 kontrolnych, $q_b = 0,01$.

Przeliczone z wyników testu współczynniki f_i zestawiono w tabl. 7.

T a b l i c a 7

1	4	6	8	10	12	14
liczba bloków zawierających i błędów	96112	53603	30898	17796	10212	13313
liczba bloków nie wykrytych	12	1	2	0	1	0
$f_1 \cdot 10^{-4}$	1,25	0,19	0,65	0	1	0

Jak z tablicy 7 widać, uzyskane liczby nie wykrytych bloków błędnych są małe, a więc i dokładność wyznaczenia f_1 mała.

Przykład tego testu uzmysławia jak trudne, praktycznie wręcz niemożliwe jest badanie zdolności detekcyjnych dobrych kodów w warunkach rzeczywistych. Test ten odpowiada transmisji ciągłej z szybkością 1200 bit/s przez około 1 rok.

4. Kod wykrywa wszystkie pojedyncze serie błędów o długości do 16 elementów.
5. Prawdopodobieństwo niewykrycia serii dłuższych od $h = 16$ elementów wynosi w przybliżeniu:

$$P_r = P \frac{1}{2^h}$$

gdzie: P - prawdopodobieństwo wystąpienia serii o długości większej od 16 elementów.

6. Kod wykrywa wszystkie podwójne serie błędów o długości 2 elementów.

Współczynnik regulacji R_b zostanie obliczony analogicznie jak zostało to dokonane dla kodu parzystościowego, przy wykorzystaniu wartości f_i z cechy 3 rozpatrywanego kodu cyklicznego. Otrzyma-

$$R_b = \sum_{i=4}^{12} P_i \cdot f_i = 1 \cdot 10^{-5}$$

Ponieważ interesujące praktycznie długości bloków spełniają nierówność:

$$2^{k-1} > n \gg h$$

gdzie: 2^{k-1} - długość naturalna kodu

oraz ponieważ na mocy cechy 5 kodu i założenia 4 modelu błędów można wnioskować o niezależności współczynnika R_b od długości kodu; przy braku ściślejszej analizy właściwości rozpatrywanego kodu przyjmijmy więc, że:

- dla bloków o długości od 100 do 22528 elementów $R_b = \text{const.} = 1 \cdot 10^{-5}$
- dla bloków o mniejszej długości: $R_b \leq 1 \cdot 10^{-5}$.

Potwierdzenie tego wniosku, niestety dla kodów o innych wielomianach generacyjnych, można znaleźć w pracy [12].

Wynikową blokową stopę błędów, jak poprzednio wyznaczymy wprost z 2 założenia modelu błędów:

$$q_{br} = q_b \cdot R_b = n \cdot R_b \cdot q \cdot d(q) \approx 0,3 \cdot 10^{-5} \cdot n \cdot q$$

Model błędów w blokach błędnych nie wykrytych $P'_i = f_i \cdot P_i$ za-

warty jest w tabl. 8. Wartości liczbowe są tu równie niedokładne jak w tabl. 7.

T a b l i c a 8

i	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	12
$P'_i \%$	0	0	0	73	0	6	0	14	0	0	0	7	0

Z racji cechy 4 kodu błędy o krotności mniejszej od 17 mogą występować tylko w co najmniej dwu znakach 8-elementowych i to nie bezpośrednio po sobie występujących. Brak jest natomiast podstaw do oszacowania górnej granicy liczby znaków, niższej niż i . Przyjmiemy więc do obliczeń q_z średnie liczby błędnych znaków:

$$\bar{z}_i = \frac{2+i}{2}$$

więc:

$$q_z = \frac{q_{br} \cdot k}{n} \cdot \sum_i \bar{z}_i \cdot P'_i = 3,6 \cdot \frac{q_{br} \cdot k}{n}$$

dla $i = 4, 6, 8, 12$.

Po podstawieniu q_{br} z założenia 2 modelu błędów otrzymamy:

$$q_z = 3,6 \cdot k \cdot R_b \cdot q \cdot d(q)$$

Dla obliczonej poprzednio wartości R_b oraz dla $k = 8$, $d(q) = 0,3$ otrzymamy

$$q_z = 8,7 \cdot 10^{-7} \cdot q$$

Zależność tę naniesiono na rys. 11 linią przerywaną.

Z porównania obu rozpatrzonych kodów wiadać, że pod względem q_z są one porównywalne, lecz tylko, gdy w kodzie parzystościowym dwuwymiarowym pracuje się długimi blokami /powyżej około 700 elementów/. Dla krótszych bloków lepszy jest kod cykliczny. Dla kodu cyklicznego można oczekiwać, że q_z będzie jeszcze niższe niż tu obliczono, gdy pracować będzie się blokami poniżej około 100 elementów.

Należy tu podkreślić, że kod cykliczny jest bardziej ekonomiczny, gdyż stosunek elementów nadmiarowych do informacyjnych e_{kc} jest dla niego w praktycznych warunkach niższy niż dla kodu parzystościowego e_{kp}

$$e_{kc} = \frac{h}{n-h} ; \quad e_{kp} = \frac{k + \frac{n}{k} - 1}{n-k}$$

Przykład $n = 256$, $k = 8$, $h = 16$ otrzymamy:

$$e_{kc} = 0,067, \quad e_{kp} = 0,157 .$$

Przewaga ta jednak zanika, gdy przesyłane są znaki z własnymi elementami parzystości /7+1/, co w praktyce ma miejsce w ogromnej większości przypadków. Wtedy, gdy praca urządzeń zabezpieczających przed błędami nie ma charakteru niezależnego od struktury ciągu informacyjnego, przy stosowaniu kodu cyklicznego istniejące w informacji elementy parzystościowe nie są wykorzystane. Wykorzystanie czasu transmisji na czystą transmisję elementów informacyjnych staje się gorsze niż dla kodu parzystościowego dwuwymiarowego; wtedy dla warunków z poprzedniego przykładu otrzymamy:

$$e_{kc} = \frac{h + \frac{n-h}{k}}{n-h - \frac{n-h}{k}} = 0,22 .$$

Do zagadnienia efektywnej szybkości transmisji, dla której to wymienione składniki e_k stanowią jedynie wartości górnej granicy, powrócimy w końcowym rozdziale artykułu.

7. METODY KOREKCJI BŁĘDÓW TRANSMISJI

Dysponujemy trzema rodzajami metod uzyskania w punkcie odbioru wiadomości o mniejszym prawdopodobieństwie wystąpienia błędu, niż to wynika z właściwości kanału transmisyjnego.

1. System jednokierunkowy, w którym wiadomość przesyłana jest wraz z nadmiarem pozwalającym na korekcję błędów transmisji.

System taki ogólnie wykorzystuje kod korekcyjny [5], [6], [7].

2. System sprzężenia zwrotnego decyzji.

Wiadomość przesyłana jest od źródła do odbiornika z nadmiarem pozwalającym na wykrycie błędów transmisji. Odbiornik transmitując w kierunku przeciwnym sygnały akceptacji - w przypadku niewykrycia błędu i żądania powtórzenia - w przypadku wykrycia błędów.

W efekcie błędne wiadomości są powtórnie przekazywane.

3. System sprzężenia zwrotnego informacji.

Przez kanał podstawowy /od nadajnika do odbiornika/ przesyłana jest wiadomość lub sygnał "wymaż". Po otrzymaniu sygna-

lu "wymaż" odbiornik wymazuje z pamięci odebraną wiadomość - - została ona uznana za błędną. Przez kanał zwrotny przesyłane są do nadajnika pewne cechy odebranej wiadomości - może to być w szczególnym przypadku sama wiadomość. Na podstawie wysłanej wiadomości zanotowanej w pamięci nadajnika i informacji zwrotnej, nadajnik decyduje o prawidłowości transmisji i powtarza wiadomość poprzedzając ją sygnałem "wymaż" lub nadaje wiadomość następną [10], [11], [5].

W szeregu szczególnych przypadków łączy się w jednym systemie różne metody korekcji błędów. Dominujące jednak znaczenie dla współczesnych systemów transmisji danych wykorzystujących łącza telefoniczne ma system korekcji, wykorzystujący sprzężenie zwrotne decyzji. Okazał się on bowiem najlepszy z racji:

- efektywności procesu korekcji,
- lepszego wykorzystania kanałów łączności,
- ceny urządzeń,
- elastyczności funkcjonalnej.

Zastosowania kodów korekcyjnych ograniczają się do przypadków konieczności pracy na kanałach wyłącznie jednokierunkowych. Stosuje się je także jako pomocnicze dla urządzeń transmisji szybkiej, gdyż pozwalają na oszczędność czasu traconego przy odwróceniu kierunku transmisji w celu uzyskania kanału zwrotnego. Typowym przykładem może być stosowanie kodu korekcyjnego dla modemów do transmisji z szybkością na przykład 9600 bit/s po łączach telefonicznych. Bardzo mała odporność tych modemów na zakłócenia w linii prowadzi do wysokiej stopy błędów uzyskanego

za ich pomocą kanału binarnego. Modem taki nie ma kanału zwrotnego - informacje zwrotne przekazywano po przełączeniu kierunku transmisji, ponownej synchronizacji, upłynięciu czasu propagacji sygnałów w pętli itp. Wysoka stopa błędów zmusza do pracy krótkimi blokami - przy częstych przełączeniach. W efekcie szybkość przekazywania informacji maleje do np. 50% wartości nominalnej. Zastosowanie kodu korekcyjnego pozwala na kilkunastoprocentowy wzrost tej szybkości.

7.1. Schemat działania systemu korekcyjnego ze sprzężeniem zwrotnym decyzji

Działanie systemu korekcji błędów, opartego o sprzężenie zwrotne decyzji, zanalizowane zostanie najpierw w sposób uogólniony. Pozwoli to na wyszukanie elementów procesu działania, mogących prowadzić do powstania błędów w odbieranej informacji.

Graf podstawowych stanów systemu podano na rys. 14. Wyróżnimy w nim 4 stany podstawowe i jeden stan pomocniczy [s]. Określimy poniżej procesy zachodzące w poszczególnych stanach.

Stany nadajnika

S - stan spoczynkowy. Nadajnik przechodzi do tego stanu w wyniku zakończenia transmisji lub w wyniku odebrania niezrozumiałej decyzji /nie we wszystkich systemach niezrozumiałe decyzje są możliwe/.

P - stan pierwszego nadawania ciągu /bloku/ danych. Ciąg ten może być pierwszym ciągiem w transmisji lub n-tym ciągiem nadawanym po otrzymaniu akceptacji.

R - stan retransmisji ciągu po otrzymaniu żądania powtórzenia.

Stany odbiornika

A - wysyłanie akceptacji po odebraniu ciągu, w którym nie wykryto błędu. Odebrane dane przekazywane są do ujścia.

N - wysyłanie żądania powtórzenia po odebraniu ciągu, w którym wykryto błąd. Odebrane dane są kasowane.

Przejścia z jednego stanu do drugiego oznaczono symbolami, którym przyporządkowano następujący sens:

start - uruchomienie procesu transmisji /działania systemu/ dla określonej partii danych,

p - transmisja ciągu /bloku/ danych, w której nie wykryto błędu,

\bar{p} - transmisja ciągu /bloku/ danych, w której wykryto błąd,

r - retransmisja, w której nie wykryto błędu,

\bar{r} - retransmisja, w której wykryto błąd,

a - transmisja bezbłędna decyzji akceptacji,

\bar{a} - transmisja błędna decyzji a, w której a przechodzi w n,

n - transmisja bezbłędna decyzji żądania powtórzenia,

\bar{n} - transmisja błędna decyzji n, w której n przechodzi w a,

x - błędna transmisja decyzji a lub n, w wyniku której decyzja staje się niezrozumiała dla nadajnika,

koniec - koniec partii danych.

Proces transmisji każdego ciągu /bloku/ danych zaczyna się i kończy w stanie P.

Procesy te można zanalizować, wyróżniając elementarne cykle przejść między stanami; cykle te nazwiemy pętlami. Pętla elementarna może przechodzić tylko raz przez jeden stan. Można znaleźć 4 pętle główne, które przechodzą przez stan P, mogą więc one wystąpić tylko jeden raz w czasie transmisji określonego ciągu /bloku/ danych. Istnieją jeszcze 2 pętle poboczne, nie przechodzące przez stan P. Dla uproszczenia analizy pominiemy tu pętle zaczynające się od przejścia x , w grafie z rys. 14; nie są one zresztą pętlami, gdyż brak w nich przejść "żądania powtórzenia decyzji". Do zagadnienia tego powrócimy przy omawianiu konkretnych algorytmów pracy systemów korekcyjnych.

Pętle główne

1. P-p-A-a-P

Pętla ta odpowiada transmisji bezbłędnej.

2. P-p-A- \bar{a} -R-r-N- \bar{n} -P

W procesie wystąpił błąd w transmisji decyzji akceptacji / $a \rightarrow n$ /, w retransmisji /zbędnej/ i w transmisji decyzji żądania powtórnej retransmisji /również zbędnej/.

3. P- \bar{p} -N-n-R-r-A-aP

Proces, w którym wystąpił błąd przy pierwszej transmisji bloku danych skorygowany drogą retransmisji.

4. P- \bar{p} -N- \bar{n} -P

Wystąpił błąd w transmisji bloku danych i w decyzji żądania powtórzenia / $n \rightarrow a$ /.

Pętle poboczne

5. A-a-R-r-A

Wystąpił błąd w transmisji decyzji akceptacji /a → n/.

6. N-n-R-r-N

Proces wielokrotnej retransmisji na skutek błędów w retransmitowanym bloku danych.

Proces transmisji ciągu może składać się z jednej pętli głównej i dowolnej liczby pętli pobocznych, z tym że do pętli głównej:

- 1 może włączyć się pętla 5 w stanie A
- 2 może włączyć się pętla 5 w stanie R
- 2 może włączyć się pętla 6 w stanie N
- 3 może włączyć się pętla 5 w stanie A
- 3 może włączyć się pętla 6 w stanie R
- 4 może włączyć się pętla 6 w stanie N
- 5 może włączyć się pętla 6 w stanie R
- 6 może włączyć się pętla 5 w stanie R

Z opisów pętli wynikają jasno rodzaje błędów, jakie mogą w nich wystąpić, mianowicie:

Pętla 1 może dać błąd w danych, w wyniku niewykrycia błędu transmisji przez kod detekcyjny.

Pętla 2 jak 1; wystąpi dodatkowa strata czasu na zbędną retransmisję ciągu, który nie zostanie zakwalifikowany jako ciąg kodowy /bezbłędny/.

Pętla 3 jak 1 /przy retransmisji/.

Pętla 4 daje stratę bloku danych /nie wykonano retransmisji, nadajnik przeszedł do nadawania następnego bloku/.

Pętla 5 jak 1 oraz daje dodatkowy ciąg /stanowiący powtórzenie już odebranego i zakwalifikowanego jako prawidłowy/.

Pętla 6 nie daje błędów, powoduje jedynie stratę czasu na zbędną retransmisję.

Przejścia x powodują zatrzymanie pracy systemu.

Pomijając dodatkowe efekty pracy systemu korekcyjnego prowadzące do zwolnienia transmisji, lecz nie powodujące bezpośrednio błędów w danych, można określić prawdopodobieństwo wystąpienia błędów w pętlach 1,2,3 i częściowo 5, na podstawie wyników uzyskanych w rozdz. 6.

Błędy polegające na zmianie długości wiadomości w wyniku straty bloku lub wprowadzenia dodatkowego bloku /pętla 4 i 5/ są istotnymi błędami, wprowadzanymi przez system korekcji. W efekcie wynikowa stopa błędów systemu korekcyjnego będzie niższa niż stopa błędów nie wykrytych w systemie detekcyjnym.

Wynikowa stopa błędów systemu korekcyjnego ze sprzężeniem zwrotnym decyzji będzie więc uzależniona od prawdopodobieństwa przekłamań decyzji typu: $a \rightarrow n$, $n \rightarrow a$. Prawdopodobieństwo to uzależnione jest od stopy błędów kanału zwrotnego, struktury sygnałów decyzyjnych, które mogą mieć formę sygnałów kodowych oraz reguły rozeznawania sygnałów decyzyjnych. Zachowanie kompletności danych i wykrycie zbędnych bloków może być uzyskane również drogą opatrywania bloków numerami kolejnymi lub cyklicznymi i sprawdzania tych numerów przez odbiornik. Na przykładach

konkretnych algorytmów pracy systemów korekcyjnych omówimy i zanalizujemy te metody walki z błędami procesu korekcji.

7.2. Systemy korekcyjne z naprzemienną transmisją danych i decyzji

Ogólną cechą systemów, jakie tu omówimy, będzie przesyłanie na przemian sygnałów danych i sygnałów decyzyjnych.

Jeśli istnieją stale kanały transmisyjne: główny /do przesyłania danych od nadajnika do odbiornika/ i zwrotny /do przesyłania decyzji od odbiornika do nadajnika/ będą one wykorzystane na przemian. Sytuacja taka może mieć miejsce na przykład dla łączy telegraficznych dwutorowych lub łączy telefonicznych jednotorowych z modemami 200 bit/s /wg zał. CCITT V.21/ czy innymi modemami w wykonaniu duplexowym na łączach dwutorowych.

Jeśli oba kanały nie są dostępne jednocześnie, uzyskuje się je przez przełączanie kierunku transmisji.

Istotnym założeniem jest dla analizy ilościowej, że oba kanały mają w zasadzie identyczne parametry, w szczególności przepustowość i stopę błędów.

1. System z decyzjami kodowymi dwuwartościowymi, bez numeracji bloków

Przeanalizujemy system o następujących cechach:

Struktura pierwszego bloku tekstu:

STX, TEKST DANYCH, ETB, ZKB

Dalsze bloki tekstu nie zawierają znaku STX.

Sygnały decyzyjne:

a = ACK lub STX, gdzie akceptacja jest jednocześnie rozkazem zmiany kierunku przepływu danych;

n = NAK,

Sygnal końca transmisji: EOT

gdzie: STX, ETB, ACK, NAK, EOT - znaki sterujące kodu ISO-7,

przy czym: STX - start tekstu

ETB - koniec bloku

ZKB - ciąg kontrolny bloku.

W systemie obowiązują ponadto dwa czasy oczekiwania.

T_d - czas oczekiwania na decyzję /2 s/

T_f - czas oczekiwania na dane /20 s/

Jeśli uplynie któryś z tych czasów, system przechodzi w stan spoczynku. Działanie systemu można prześledzić na rys. 15.

Podany tu algorytm pracy i wynikający z niego system korekcji jest jednym z najprostszych systemów, stosowanych w stacjach abonentkich transmisji i zdalnego przetwarzania danych, szczególnie dla małych szybkości pracy i transmisji arytmicznej.

Dla detekcji błędów wykorzystuje się w nim /niemal z zasady/ kod parzystościowy dwuwymiarowy. W takim przypadku znak ZKB jest znakiem parzystości podłużnej pełnego bloku tekstu wraz ze znakami służbowymi. Nie ma jednak przeszkód, by w tym, jak i innych dalej opisywanych modyfikacjach tego systemu stosować kod cykliczny. Stosowanie w analizie kodu parzystościowego należy więc uważać tylko za przykład.

System taki wykorzystuje się między innymi w stacjach /terminalach/ IBM 1050 oraz 2470 oraz punktach abonenckich Jednolitego Systemu EMC typu AP-1 i AP-70; mieści się on również w wymaganiach standardu ISO DIS 2629.

Oszacujemy zdolności korekcyjne powyższego systemu, analizując prawdopodobieństwo wystąpienia pętli 4 i 5 procesu korekcji.

Opisany system nie ma żadnych środków zabezpieczających przed konsekwencjami wystąpienia tych pętli - nie potrafi stwierdzić, czy blok został opuszczony, ani odróżnić blok zbędnie retransmitowany od bloku transmitowanego pierwszy raz.

a. Prawdopodobieństwo straty bloku /pętla 4/

Blok może być stracony, jeśli po odebraniu go z wykryciem błędu

- żądanie powtórzenia /NAK/ zostanie przekłamane w akceptację /ACK/,
- przed odebraniem właściwej decyzji wytworzona zostanie w łączu seria zakłóceń /błędów/, mająca formę sygnału akceptacji.

Nie uwzględniono tu przekłamań NAK w STX, gdyż w tym przypadku znak STX objęty będzie kontrolą blokową i prawdopodobieństwo niewykrycia błędu będzie znikome.

Oba przypadki prowadzą do konieczności wystąpienia określonej w tabl. 9 serii błędów w znaku /suma modulo dwa znaku i serii błędów daje znak wynikowy/:

T a b l i c a 9

	start	1	2	3	4	5	6	7	8	stop	określenie
a	0	1	1	0	0	1	0	0	1	1	seria zmieniająca NAK w ACK
b	0	1	1	1	0	1	0	0	0	1	seria zmieniająca NAK w STX
c	1	1	0	0	1	1	1	1	1	0	seria symulująca AC

Uwaga. Przyjęto, że stan tłowy kanału odpowiada stanowi 1 oraz, że znaki decyzyjne opatrzone są elementem kontroli parzystości /element 8/.

Prawdopodobieństwo straty bloku przekłamanego P_s będzie równe prawdopodobieństwu zajścia jednego z przypadków a, b, c:

$$P_s = P_a + P_b + P_c$$

Szukane wartości wyznaczmy dzieląc prawdopodobieństwo P_x wystąpienia serii błędów o krotności i w bloku 10-elementowym przez liczbę możliwych kombinacji k serii o tej krotności na $n = 10$ pozycjach, tj. $k_x = \binom{n}{i} = \binom{10}{i}$.

Według modelu błędów z rozdziału 4:

$$q_b = n \cdot q \cdot d(q) = 3 \cdot q \quad /dla n = 10, d = 0,3/$$

$$P_x = P_i \cdot q_b$$

$$P_{a,b,c} = P_x / \binom{n}{i} = \frac{3 \cdot P_i \cdot q}{\binom{n}{i}}$$

Oznaczając $\frac{3 P_i}{\binom{n}{i}}$ przez $W_{a,b,c}$

otrzymamy:

$$W_a = 6 \cdot 10^{-4} \qquad W_c = 7 \cdot 10^{-4}$$

$$W_b = 6 \cdot 10^{-4}$$

Ostatecznie:

$$P_s = 2 \cdot 10^{-3} q$$

b. Prawdopodobieństwo zbędnego powtórzenia P_b /pętla 5/.

Zbędne powtórzenie może mieć miejsce, gdy

- decyzja akceptacji /ACK/ zostanie przekłamana w żądanie powtórzenia /NAK/
- przed odebraniem właściwej decyzji wytworzona zostanie w łączu seria zakłóceń /błędów/, mająca formę sygnału żądania powtórzenia.

Sytuację można uważać za symetryczną do poprzedniej i przyjąć, że $P_p = P_s$.

Prawdopodobieństwo zmiany długości wiadomości wyniesie

$$P_z = q_b \cdot P_s + /1 - q_b/ P_b$$

gdzie: q_b - blokowa stopa błędów dla bloków danych.

Ponieważ $P_p = P_s$, a $q_b \ll 1$, można uważać, że decydujący wpływ na wynikową stopę błędów będzie miała tylko pętla 5 oraz że $P_z \approx P_p$.

Występują więc praktycznie przypadki zbędnych powtórzeń bloku. Przy interpretacji tekstu danych przez człowieka przypadki te są mniej groźne, gdyż łatwo je wychwycić wzrokowo. Dla wymienionych typów stacji jest to zawsze wiersz tekstu. Niemniej warto oszacować powiększenie liczby błędów, nie uwzględniając tej, nie zawsze istniejącej możliwości ubocznej. Liczba bloków zbędnie powtórzonych w transmisji N bloków wyniesie przy powyższych założeniach $N \cdot P_p$, a liczba zbędnych znaków w tych blokach $m \cdot N P_p$. Znakowa stopa błędów będzie więc równa:

$$q'_z = \frac{N \cdot m \cdot P_p}{N \cdot m} = P_p$$

Wynikowa znakowa stopa błędów systemu po obliczeniu błędów detekcji wyniesie

$$q_{zw} \approx q_z + q'_z$$

korzystając ze wzoru wyprowadzonego w rozdz. 6.2.

$$q_z = 2k \cdot R_b \cdot q \cdot d(q),$$

dla $k = 8$ i $d(q) = 0,3$ otrzymamy

$$q_z = 4,8 \cdot R_b \cdot q.$$

Na przykład dla najgorszych warunków ujętych wykresem z rys. 10, dla $n = 200$ $R_b = 10^{-5}$, więc $q_z = 4,8 \cdot 10^{-5} q$, /dla dłuższych bloków wartości będą mniejsze/, natomiast q'_z jak wyżej obliczono wynosi $2 \cdot 10^{-3} q$. Wyływa stąd wniosek, że rozpatrzony system

korekcji podwyższa niemal o dwa rzędy wielkości liczbę błędnych znaków w stosunku do liczby nie wykrytych znaków błędnych. W efekcie $q_{zw} \approx q'_z$ i jest praktycznie niezależne od długości bloku. Określając znakową stopę błędów systemu transmisji bez detekcji i korekcji błędów za równą /wg założenia 2 modelu błędów/: $q_{zo} = n \cdot q \cdot d(q)$, przy założeniu, że długość znaku $k = n = 10$ elementów i $d(q) = 0,3$, otrzymamy $q_{zo} = 3 \cdot q$. Efekt więc stosowania omówionego systemu wyrazi się stosunkiem:

$$\frac{q_{zo}}{q_{zw}} = 1,5 \cdot 10^3$$

Wynikowa znakowa stopa błędów transmisji zostanie więc zredukowana 1500 razy, co dla wielu zastosowań jest całkowicie wystarczające. Niemniej zdolność detekcyjna kodu nie została w pełni wykorzystana, gdyż potencjalnie kod ten umożliwia uzyskanie wyników o parę rzędów wielkości lepszych.

Dalej opiszemy trzy systemy o usprawnionym procesie korekcji, zapewniającym pełniejsze wykorzystanie zdolności kodu detekcyjnego.

2. System z decyzjami kodowymi dwuwartościowymi, z oznaczaniem bloków retransmitowanych

Wprowadźmy do opisanego wyżej algorytmu pracy systemu następującą regułę: "każdy blok nadawany po przyjęciu żądania powtórzenia, a więc nadawany powtórnie, zaopatrywany jest w dodatkowy znak służbowy /prefiks PX/, wchodzący w skład bloku i objęty działaniem kodu detekcyjnego".

Odbiornik systemu będzie działał następująco:

- po wysłaniu decyzji ACK - będzie ignorował bloki z prefiksem PX;
- po wysłaniu decyzji NAK - bloki bez prefiksu będą traktowane jako błędne;
- wykrycie błędu drogą kontroli kodowej w każdym przypadku będzie powodować wysłanie żądania powtórzenia /NAK/;
- praca systemu zostaje wstrzymana po n retransmisjach /odbior-
nik przechodzi w stan s/.

Obecnie blok zbędnie powtórzony może być wyprowadzony do ujęcia tylko wtedy, gdy wystąpi błąd w prefiksie PX i błąd ten nie zostanie wykryty przez kod detekcyjny.

Prawdopodobieństwo wystąpienia nie wykrytego błędu prefiksu PX w zbędnie powtórzonym bloku będzie iloczynem prawdopodobieństw

- wystąpienia zbędnego powtórzenia / $P_p = q'_z /$
- niewykrycia błędnego bloku / $q_b \cdot R_b /$
- błędności konkretnego znaku w bloku błędnym, przy średniej licz-
bie błędnych znaków w bloku, o błędzie nie wykrytym, równej 2
/patrz rozdz. 7.3/ $\left(\frac{2}{m}\right)$.

Λ więc:

$$P_{px} = \frac{2}{m} \cdot q_b \cdot R_b \cdot q'_z \cdot$$

Jak poprzednio $q''_z = P_{px}$

oraz: $q_{zw} = q_z + q''_z \cdot$

Podstawiając poprzednio uzyskane zależności otrzymaną

$$q_{zw} = 4,8 \cdot R_b \cdot q + 9,6 \cdot 10^{-3} R_b \cdot q^2$$

Drugi człon, odpowiadający za błędy procesu korekcji w pętli 5, jest o wiele rzędów wielkości mniejszy od pierwszego. Strata bloku /pętla 4/ jest, jak poprzednio jeszcze mniej prawdopodobna.

Można więc uznać, że możliwości kodu detekcyjnego zostały w pełni wykorzystane i że praktycznie wszystkie błędy wykryte zostaną skorygowane /lub transmisja zostanie wstrzymana/.

3. System z decyzjami kodowymi dwuwartościowymi, z numeracją bloków

Na gruncie rozumowania z poprzedniego punktu łatwo stwierdzić że identyczne konsekwencje będzie miała następująca zasada: "bloki nadawane mają numery kolejne, odbiornik po odebraniu prawidłowego bloku o numerze N oczekuje bloku o numerze N+1, ignorując bloki o numerze N. Po odebraniu błędnego bloku o oczekiwanym numerze N odbiornik żąda powtórzenia i nadal oczekuje na blok N, jeśli otrzymuje blok N+1, wstrzymuje transmisję". Dla systemu z naprzemiennym nadawaniem danych i decyzji wystarczy cykliczna numeracja do dwóch /bloki "parzyste" i "nieparzyste"/.

4. System z numeracją decyzji akceptacji

Wprowadźmy do algorytmu podstawowego systemu korekcji, opisanego w punkcie 1, w miejsce jednego typu sygnału akceptacji /ACK/ dwa typy sygnałów ACK0 i ACK1 /stosuje się tu sekwencje dwóch znaków alfabetu ISO-7; ACK0 = DLE, 0; ACK1 = DLE, 1/.

Nadajnik liczy kolejne numery nadanych i prawidłowo potwierdzonych bloków w cyklu dwójkowym $/0,1, 0,1, \dots/$. Odbiornik podobnie liczy kolejność bezbłędnie odebranych bloków i według tej kolejności numeruje decyzje. Numery bloków nie są transmitowane.

Nadajnik przyjmuje za prawidłową tylko akceptację o numerze zgodnym z numerem ostatnio nadanego bloku. Numer bloku przy retransmisjach nie ulega zmianie /pozostaje w pamięci nadajnika nie zmieniony od pierwszego nadawania tego bloku do prawidłowej akceptacji/, podobnie blok przyjęty z wykrytym błędem nie jest zliczony przez licznik numeru decyzji odbiornika.

W tablicy 10 przedstawiono możliwe przypadki przekłamań decyzji. Z analizy tej tablicy wynika natomiast, że jeśli decyzja następną po przekłamaanej będzie nie przekłamana /lub będzie zawierała błąd, czyli nie będzie miała postaci sygnału decyzyjnego - o czym niżej/ to nadajnik wykryje zawsze to przekłamanie. Ponieważ prawdopodobieństwo przekłamania decyzji dwuznakowej w inną decyzję dwuznakową jest znacznie mniejsze niż przekłamania decyzji jednoznakowych i obliczane jak poprzednio, wynosi około $4 \cdot 10^{-6} q$. Prawdopodobieństwo przekłamania dwóch kolejnych decyzji będzie więc rzędu $10^{-11} q^2$. Konsekwencje tak nadzwyczaj mało prawdopodobnych sytuacji będą więc pomijalne w stosunku do błędów nie wykrytych analizowanymi kodami. Należy zaznaczyć, że w dodatku tylko część sytuacji wynikłych z przekłamań decyzji wymaga wyjaśnienia w drugim cyklu /patrz tabl. 10/. Także więc i ten system pozwala na praktycznie pełne wykorzystanie zdolności detekcyjnych kodu.

Opisany wyżej system numeracji decyzji stosowany jest między innymi w urządzeniach IBM 2770 i innych urządzeniach transmisji

T a b l i c a 10

Nadajnik nadał blok nr:	Odbiornik wysłał decyzję	Nadajnik przyjął decyzję	Określenie przebiegu cyklu
0	ACKO	ACKO	bezbłędny
		ACK1	nadajnik wykrywa błąd decyzji
		NAK	a
	NAK	ACKO	b
		ACK1	nadajnik wykrywa błąd decyzji
		NAK	?
1	ACK1	ACKO	nadajnik wykrywa błąd decyzji
		ACK1	bezbłędny
		NAK	b
	NAK	ACKO	nadajnik wykrywa błąd decyzji
		ACK1	a
		NAK	?

Objaśnienia określeń przebiegu cyklu.

? - Sytuację wyjaśni następny cykl, nie zagraża wystąpienie błędu, bo zarówno odbiornik jak i nadajnik zachowują w pamięci nie zmienione w tym cyklu numery bloku;

a - Nadajnik wykryje błąd w następnym cyklu, będzie bowiem oczekiwać na ACKO, a odbiornik wyśle ACK1. Jeśli odbiornik wyśle NAK - patrz "?";

b - Nadajnik wykryje błąd w następnym cyklu, będzie bowiem oczekiwać na ACK1, a odbiornik wyśle ACKO. Jeśli odbiornik wyśle NAK - patrz "?".

danych dostosowanych do współpracy z systemem komputerowym IBM 370 /np. firmy Singer/.

Na marginesie powyższych rozważań wynikały niejednokrotnie sytuacje powodowane błędami w przebiegu algorytmu, szczególnie w przypadku przekłamań decyzji, prowadzące do zatrzymania transmisji. W rzeczywistych systemach stosuje się szereg dodatkowych procedur automatycznych, mających na celu wyjaśnienie sytuacji i odtworzenie warunków dla dalszej bezbłędnej kontynuacji transmisji. W ostatnio opisanym systemie, na przykład w przypadku błędu w decyzji /sygnał otrzymany zamiast decyzji nie ma postaci żadnej z decyzji/, zamiast bloku tekstu przesyłany jest sygnał zapytania o decyzję /ENQ/. To i wiele innych zagadnień wynika wprawdzie z istnienia błędów w łączach /i nie tylko w łączach/ i systemów walki z nimi, lecz ponieważ wykracza poza temat i objętość założoną dla tego artykułu, autor zmuszony jest je pominąć.

Zagadnienia restytucji zdolności transmisyjnych systemu w przypadku zakłócenia jego cyklu pracy jak i wpływ samych środków i procedur dla detekcji i korekcji błędów na czas transmisji wymagają odrębnego opracowania.

7.3. Systemy korekcyjne z jednoczesną transmisją danych i decyzji

Opiszemy teraz pokrótce zasadę pracy systemu korekcyjnego ze sprzężeniem zwrotnym decyzji, wykorzystującego stale oba kierunki transmisji - od nadajnika do odbiornika i odwrotnie.

Dla działania tych systemów niezbędne jest więc istnienie zwrotnego, decyzyjnego kanału binarnego. Niemal z zasady kanał zwrot-

ny może mieć znacznie mniejszą przepustowość na przykład mode-
my wg zaleceń CCITT V.23 i V.26, mające możliwość transmisji
w kanale głównym z szybkościami, odpowiednio 1200 i 2400 bit/s,
tworzą kanał zwrotny 75 bit/s.

Załóżmy, że w kanale głównym dane przesyłane są w sposób nie
przerwany, tworząc sekwencję ciągów informacyjnych i ciągów
kontrolnych kodu detekcyjnego /rys. 16/. Odbiornik otrzymuje sy-
gnały z opóźnieniem Δt , wynikającym z czasu propagacji w kanale.
Może więc podjąć decyzję o prawidłowości odbioru bloku N w mo-
mencie $t_1 + \Delta t$. Załóżmy, że w tym samym momencie rozpoczyna na-
dawanie sygnału decyzyjnego, trwającego przez czas T . Po upły-
nięciu czasu $\Delta t'$ odbiornik odbiera i rozeznaje sygnał decyzyjny.
Dysponuje więc decyzją o bloku N w momencie $t_d = t_1 + 2\Delta t + T$.

Jeśli czas trwania T bloku - N jest większy od t_d , decyzja o ewen-
tualnym powtarzaniu bloku N może być podjęta przez odbiornik jesz-
cze w czasie trwania nadawania bloku N+1. Możliwa jest wtedy na-
stępująca reguła postępowania:

- blok, dla którego wysłano decyzję negatywną /żądanie powtórze-
nia/ i blok następny są uznawane przez odbiornik za błędne i nie
są wyprowadzane do ujścia danych
- nadajnik otrzymawszy decyzję negatywną w czasie transmisji blo-
ku N+1 powtarza blok poprzedni N i blok N+1.

Otrzymujemy więc dwublokowy cykl powtarzania.

Jeśli $t_d > T$, powstaje konieczność stosowania wieloblokowego
cyklu powtarzania.

Wszystkie poprzednie rozważania dotyczące błędów procesu ko-

rekcji i metod walki z nimi pozostają i tu słuszne, nie ma więc potrzeby ich powtarzania.

Dobrym przykładem systemu korekcyjnego tego typu jest, jedyny zresztą określony zaleceniami CCITT, system opisany w zaleceniu V.41 /White Book, tom VIII/.

Najistotniejszymi cechami tego systemu są:

- synchroniczna transmisja w kanale głównym,
- zastosowanie kodu detekcyjnego, cyklicznego o wielomianie generacyjnym /opisanym w rozdz. 6.4/:

$$g(X) = X^{16} + X^{12} + X^5 + 1 ;$$

- cykliczna numeracja bloków prefiksami kodowymi A, B, C, w postaci sekwencji kodowych czterobitowych, wchodzących w skład bloku i nadawanych na jego początku /patrz rozdz. 7.1-2/;
- praca ze stałą długością bloku;
- dwublokowy cykl powtarzania;
- sygnały decyzyjne binarne niekodowane:

sygnał 0 odpowiada akceptacji

sygnał 1 odpowiada żądaniu powtórzenia

Odbiornik rozeznaje sygnał decyzyjny w czasie ostatnich 45-50 ms trwania każdego bloku. Wystąpienie w tym czasie stanu 1 w sygnale decyzyjnym powoduje inwersję stanu ostatniego bitu nadawanego bloku, przez co staje się on błędny /będzie i tak powtórzony z racji dwublokowego cyklu/.

Zalecenie V.41 precyzuje pozostałe procedury niezbędne dla uzyskania i restytucji synchronizacji, funkcje i znaki sterujące procesem transmisji, styki urządzenia itp.

Należy zwrócić uwagę na zastosowany sposób redukcji możliwych błędów procesu korekcji, mianowicie:

- zastosowano niesymetryczną regułę interpretacji prostego sygnału decyzyjnego, preferującą w obecności zakłóceń kanału powrotnego decyzje negatywne, redukując prawdopodobieństwo pętli 4 /rozd. 7.1/ kosztem zwiększenia prawdopodobieństwa pętli 5. Wyrównano w ten sposób prawdopodobieństwa przekłamań obu tych pętli;
- zastosowano kodową numerację bloków, objętą detekcyjnym działaniem kodu cyklicznego, redukującą wpływ błędów w przebiegu procesu korekcji na wynikową stopę błędów, praktycznie do zera. Należy więc oczekiwać, że wynikowa stopa błędów systemu będzie niewiele mniejsza od stopy błędów nie wykrytych kodem detekcyjnym /rys. 11/.

Na zakończenie omówimy jeszcze krótko ograniczenia możliwości stosowania opisywanego systemu.

Jasne jest, że przy dwublokowym cyklu powtarzania system działa tylko, gdy $t_d \leq T$. Występuje więc uwarunkowanie zasięgu transmisji od czasu propagacji, długości bloku i szybkości transmisji. Pośrednio maksymalna długość bloku warunkowana jest stopą błędów kanału transmisyjnego /patrz rozdz. 8/. Uzyskujemy więc uzależnienie zasięgu od jakości kanałów. Dla orientacji maksymalne czasy propagacji w pętli transmisyjnej dla systemu wg zaleceń V.41 podano w tablicy 11.

Według zalecenia CCITT G.114 /Księga Błękitna, tom III/ prędkość propagacji powinna być nie mniejsza niż 160 km/ms dla li-

Czas propagacji w pętli, w [ms]

Szybkość transmisji [bit/s]	200	600	1200	2400	4800
Długość bloku [bit]					
260	1210	343	127	18	-
500	2410	743	327	118	14
980	4810	1543	727	318	114

nił lądowych. Dla bloku 260-bitowego i szybkości transmisji 1200 bit/s otrzymamy więc zasięg rzędu 10000 km. Innymi słowy w relacjach możliwych w dużych krajach stosowanie krótkich bloków i większych szybkości transmisji będzie niemożliwe.

Szczególne trudności występują w przypadku łączy satelitarnych wprowadzających opóźnienia rzędu 260 ms na jeden skok /przy wysokości 36000 km/.

Sytuacja jest nawet jeszcze trudniejsza, gdyż dalekie relacje wykazują znaczne stopy błędów i wymagają dla uzyskania zadowalającej szybkości efektywnej stosowania krótkich bloków, przy czym system ten nie może pracować ze zmienną długością bloku. Długość bloku może być co najwyżej przelączana przez obsługę obu stacji.

Oczywiste jest, że dla systemów z naprzemiennym nadawaniem danych i decyzji tego typu ostre ograniczenia nie występują. O długości bloków decyduje w nich tylko stacja nadawcza.

8. EFEKTYWNA SZYBKOŚĆ TRANSMISJI

Bezpośrednią konsekwencją wprowadzenia w ciąg sygnałów danych ciągów kontrolnych oraz występowania procedur retransmisji jest zmniejszenie czasu wykorzystania kanału na transmisję informacji użytecznej dla odbiorcy.

Pełne omówienie wpływu przyjętego systemu detekcji i korekcji błędów transmisji oraz warunków samej transmisji na stopień wykorzystania zdolności przepustowej kanału wymagałoby co najmniej podobnej objętości, jak przeznaczona tu na omówienie zagadnień wierności transmisji. Istnieją zresztą silne powiązania w ocenie i kryteriach porównawczych różnych systemów korekcji z warunkami wykorzystania ich w systemach teleprzetwarzania. Inaczej na przykład należy podchodzić do oceny efektywności wykorzystania czasu transmisji w systemie korekcyjnym z naprzemiennym nadawaniem danych i decyzji w systemach konwersacyjnych i w systemach przetwarzania partiowego. Występuje silnie maskujący wpływ czasu trwania operacji pomocniczych związanych z organizacją przetwarzania na efektywność systemów wyznaczaną w wyidealizowanych warunkach. Inaczej także przedstawia się aspekt ekonomiczny efektywnej szybkości transmisji przy pracy na łączach dzierżawionych /lub prywatnych/ i na sieci komutowanej, w której opłaty są proporcjonalne do czasu trwania transmisji [3].

Aby jednak dać najogólniejszą ilościową informację o wpływie stosowania systemów korekcyjnych na stopień wykorzystania kanałów, przedstawimy tu pewne wyniki /według niepublikowanych opracowań dr inż. Jerzego Drózdza/.

Efektywną szybkość transmisji V_{ef} można zdefiniować jako stosunek ilości informacji użytecznej I_T do czasu trwania transmisji t_T :

$$V_{ef} = \frac{I_T}{t_T} \text{ [bit/s]}$$

Dla warunków transmisji długich partii informacji, bez uwzględnienia czynności pomocniczych, stanów awaryjnych i zmian w statusie transmisji, można napisać:

$$V_{ef} = R_b \cdot R_k \cdot V_m$$

gdzie: R_b - współczynnik wykorzystania bloku,

R_k - współczynnik wykorzystania systemu korekcji

V_m - nominalna wartość przepływności binarnej kanału.

Przy czym:

$$R_b = \frac{i}{i+k+s}, \quad R_k = \frac{i+k+s}{V_m} \mathcal{V}_{NB}$$

gdzie: i - liczba elementów informacyjnych

k - liczba elementów kontrolnych

s - liczba elementów służbowych

\mathcal{V}_{NB} - częstość nadawania nowych bloków /będąca funkcją stopy błędów i organizacji systemu korekcji/.

Sprawność systemu najlepiej charakteryzuje więc stosunek:

$$X = \frac{V_{ef}}{V_m} = R_b \cdot R_k ;$$

określa on średnią ilość informacji przypadającą na element sygnału nadanego.

Na wykresie 17 przedstawiono zależność X od długości bloku n , przy elementowej stopie błędów q jako parametrze. Z braku miejsca i z racji rozbudowanego aparatu matematycznego niezbędnego dla ich wyznaczenia opuszczono etap wyprowadzenia funkcji, które wykres ten ilustruje.

Pierwsza rodzina krzywych /linie ciągle/ dotyczy systemu z naprzemiennym nadawaniem danych i decyzji /SN/, druga /linie przerywane/ dotyczy systemu z jednoczesnym nadawaniem danych i decyzji /SR/.

W obu przypadkach założono:

- transmisję synchroniczną,
- kod detekcyjny cykliczny, $k = 16$,
- pełny repertuar znaków służbowych i procedur przewidzianych przez system rzeczywisty: dla SN - wg CCITT V.41, dla SR - wg IBM 2770,
- czas propagacji w pętli $2\Delta t = 200$ ms.

Ponadto założono dla SN:

- czas przełączenia kierunku transmisji $t_p = 100$ ms,
- czas oczekiwania na decyzję $t_o = 3$ s,
- liczbę bitów służbowych i synchronizujących w bloku $s = 64$,
- szybkość modulacji $V_m = 1200$ bodów,
- stopy błędów kanału głównego i powrotnego równe q .

Dla SR: - $s = 4$,

- stopa błędów kanału głównego q ,
- stopa błędów kanału powrotnego o .

W celu lepszego porównania obu systemów na wykresie 18 przedstawiono stosunek X_{SN}/X_{SR} jako funkcję q przy parametrze $n = 1 + kt + s$, z zachowaniem wyżej podanych założeń.

Przedstawione wykresy potwierdzają oczekiwaną przewagę systemu SR nad SN w warunkach transmisji ciągłej. Niemniej, dla średnich jakości kanałów zaznacza się przewaga systemu SN wynikająca z faktu retransmisji tylko bloków błędnych, a nie dwubloków, jak ma to miejsce w SR.

Przy rozpatrywaniu wykresów trzeba mieć na uwadze dwa czynniki.

Po pierwsze, dla SR założono, że kanał powrotny nie wnosi błędów. Nie uwzględniono więc wpływu zbędnych powtórzeń wywołanych przekłamaniami akceptacji na żądanie powtórzenia. Przekłamania te są szczególnie prawdopodobne z uwagi na niesymetryczną regułę rozeznawania decyzji w systemie wg V.41, o czym była już zresztą mowa. W konsekwencji wartości X_{SR} dla dużych wartości q są zawyżone, a wpływ n na X_{SR} zredukowany. Należy oczekiwać, że w warunkach rzeczywistych X_{SR} będzie szybciej maleć ze wzrostem n .

Po drugie, porównanie dotyczy pracy na dalekich międzykontynentalnych relacjach $/2\Delta t = 200$ ms odpowiada odległości między stacjami rzędu 16 tysięcy km/. Na takich relacjach system SR przy szybkości 1200 bodów może w ogóle pracować tylko blokami dłuższymi od 320 elementów. Opóźnienia propagacji ujemnie wpływają na wartości liczbowe X_{SN} , szczególnie przy krótkich blokach. W realnych warunkach przeciętnych należy więc oczekiwać znacznie wyższych efektywności SN, niż podane na wykresach.

Podobnie istnieją możliwości redukcji czasu przełączania kierunku transmisji praktycznie do zera, przy stosowaniu modemów dwuplexowych /np. z reguły dwuplexowego modemu 200 bodów wg zal. V.21/. W konsekwencji można stwierdzić, że różnice w efektywności wykorzystania kanałów przez oba systemy w warunkach przeciętnych będą znacznie mniejsze niż w rozpatrywanym przykładzie, a obszar przewagi SN obejmuje zakres krótszych bloków, szczególnie dla łączy o przeciętnej jakości i na przeciętnie występujących odległościach.

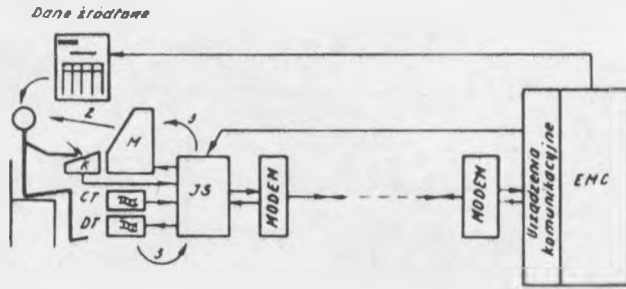
Całość zagadnienia efektywnej szybkości transmisji, jak już z tych fragmentarycznych rozważań widać, jest bardzo złożona i wymaga odrębnego opracowania.

WYKAZ LITERATURY

1. Martin I.: *Teleprocessing network organization*. Englewood Cliffs, N.I.: Prentice-Hall, Inc. 1970.
2. Martin I.: *Systems analysis for data transmission*. Englewood Cliffs, N.I.: Prentice-Hall, Inc. 1972.
3. Ostrowski N.P., Sochacki J.: *Zasady wyboru systemów transmisji danych*. *Problemy Łączności* 1972 t. 12 nr 79; s. 1-109.
4. Bloch E.L., Popov O.V., Turin V.I.: *Modeli istočnika šisibok v kanalach peredači cifrovoj informacii*. Moskva: svjaz 1971.
5. Seidler J.: *Systemy przesyłania informacji cyfrowych*. Warszawa: WNT 1972.

6. Seidler J.: Teoria kodów. Wrocław-Warszawa: PWN 1965.
7. Abramson N.: Teoria informacji i kodowania. Warszawa: PWN 1969.
8. Rowland R.: Error-detecting capabilities of two-co-ordinate parity codes. Electron. Eng. 1968 t. 40 nr 479, s.16-20.
9. Beukelman B.I.: The undetected-error probability of codes using two-coordinate parity check and of cyclical codes. Philips Telecomm. Rev. 1971 t. 29 nr 4, s. 188-204.
10. Karczmarewicz A.: Sprzężenie zwrotne informacji dla transmisji binarnej. Rozprawy Elektrotechniczne 1965 t. 11 nr 1, s. 95-136.
11. Karczmarewicz A.: Analiza binarnego systemu transmisyjnego ze sprzężeniem zwrotnym informacji. Rozprawy Elektrotechniczne 1966 t. 12 nr 1, s. 157-200.
12. Corr F.P.: Statystyczna ocena kodów cyklicznych wykrywających błędy przy ich wykorzystywaniu dla transmisji danych. IEEE Trans. on Comm. Syst. 1964 t. 12 nr 2, s. 211-216.
Zbiór przekładów pod red.: Samoilenko S.I.: Statistika oszibok pri peredacze cifrowoj informacii. Moskwa: Mir 1966, s. 304.
13. ISO: The use of longitudinal parity to detect errors in information messages. Genewa: ISO 1968 TC97 DR nr 1732, ss.3,4.
14. CCITT: Signal quality detector. White book. Genewa: UIT 1969 t. 8, Supplement 23, ss. 4.

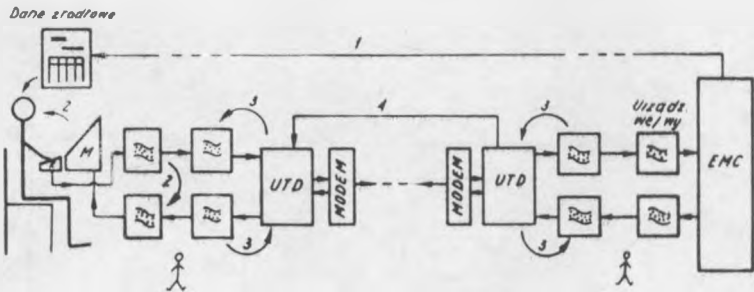
15. CCITT: Error control in the telephone network. White book. Geneva: UIT 1969 t. 8, Supplement 22, ss. 8.
16. CCITT: Comparison of error protection methods for data transmission on telephone channels. White book. Geneva: UIT 1969 t. 8, Supplement 26, ss. 19.
17. CCITT: Cyclic code polynomial. White book. Geneva: UIT 1969 t. 8, Supplement 25, ss. 3.
18. Targowski A.: Automatyizacja przetwarzania danych. Warszawa: PWE 1970.
19. Stefański H.: Współczesny stan rozwoju aparatów dalekopisowych. Problemy Łączności 1972 nr 83, s. 1-114.
20. CCITT: Rapport du Groupe de Travail par correspondance charge d'etudier l'avis V.41. Geneva: CCITT 1972. Comm. Sp. A. Nr 194.



Rys. 1. Łańcuch teleprzetwarzania bezpośredniego /on-line/

K - klawiatura, M - monitor /drukarka/, CT - czytnik nośnika maszynowego, DT - urządzenie nanoszenia danych na nośnik maszynowy, JS - jednostka sterująca transmisją i urządzeniami wejścia/wyjścia

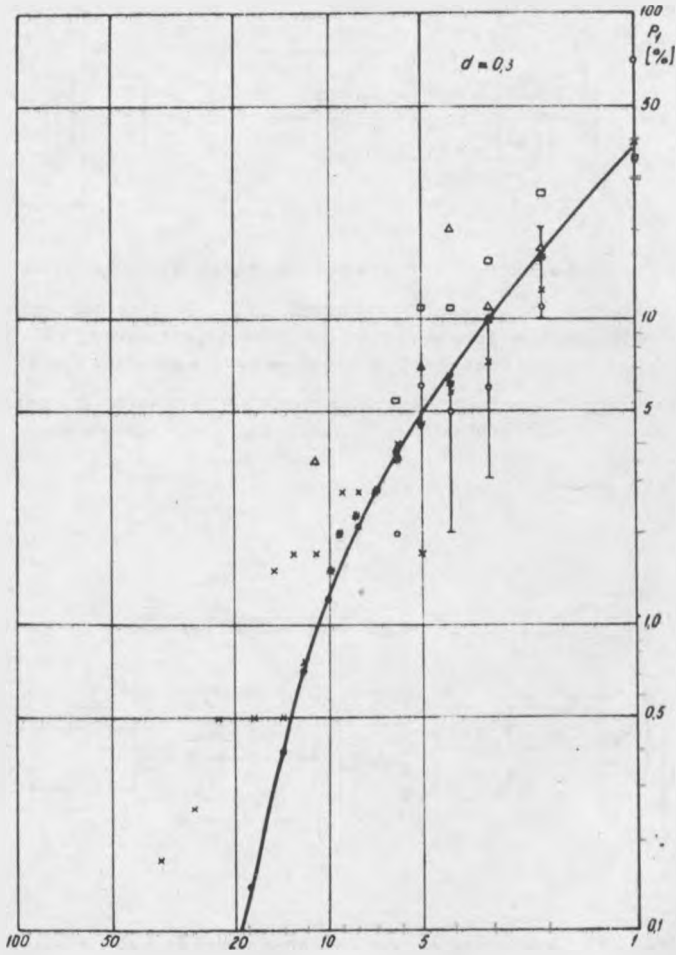
Pętle kontroli: 1 - pełnego łańcucha teleprzetwarzania, 2 - operatora, 3 - styków między urządzeniami, 4 - transmisji



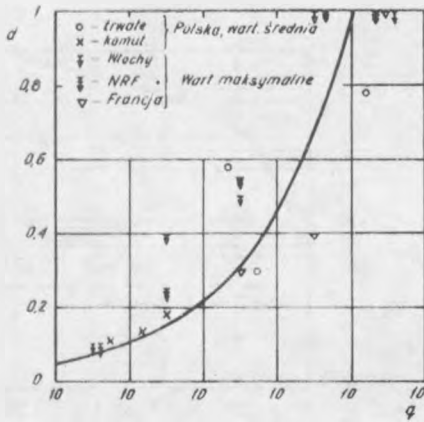
Rys. 2. Łańcuch teleprzetwarzania pośredniego /off-line/

K - klawiatura, M - monitor /drukarka/, CT - czytnik nośnika maszynowego, DT - urządzenie nanoszenia danych na nośnik maszynowy, JS - jednostka sterująca transmisją i urządzeniami wejścia/wyjścia

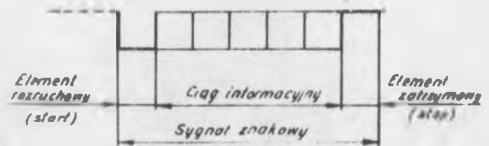
Pętle kontroli: 1 - pełnego łańcucha teleprzetwarzania, 2 - operatora, 3 - styków między urządzeniami, 4 - transmisji



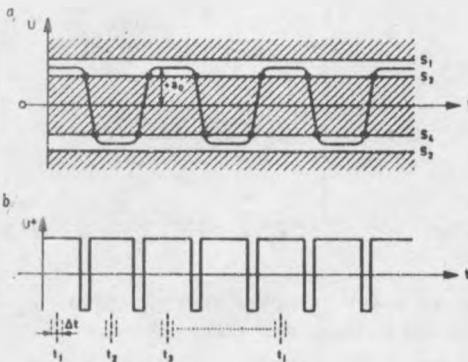
Rys. 3. Rozkład częstości występowania błędów wielokrotnych



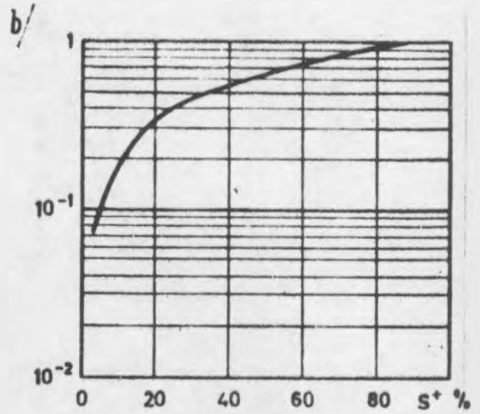
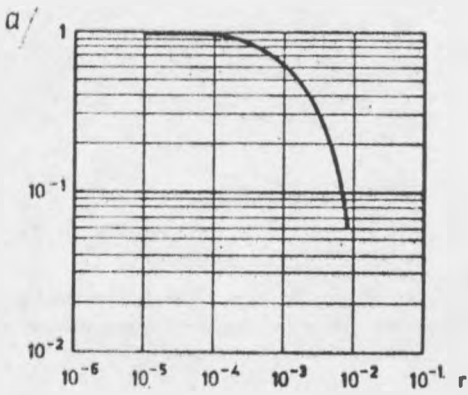
Rys. 4. Zależność współczynnika liczby błędów w bloku od elementowej stopy błędów



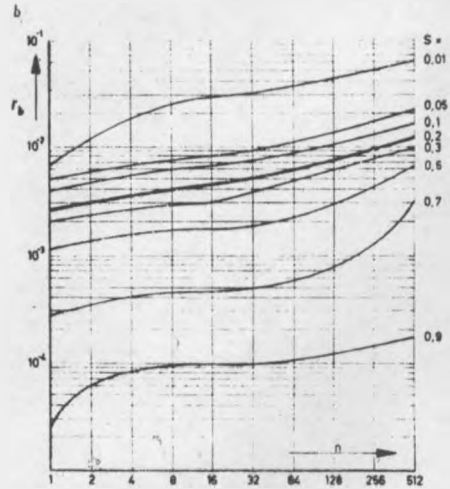
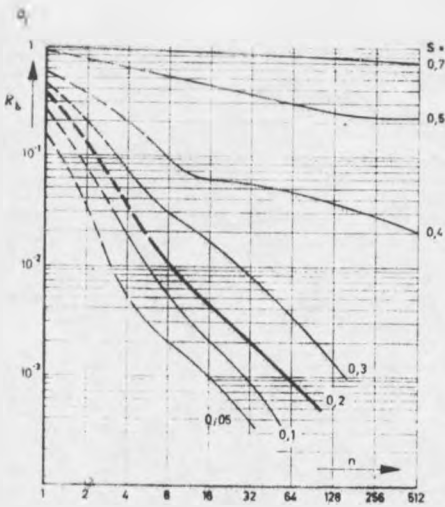
Rys. 5. Struktura sygnału arytmicznego



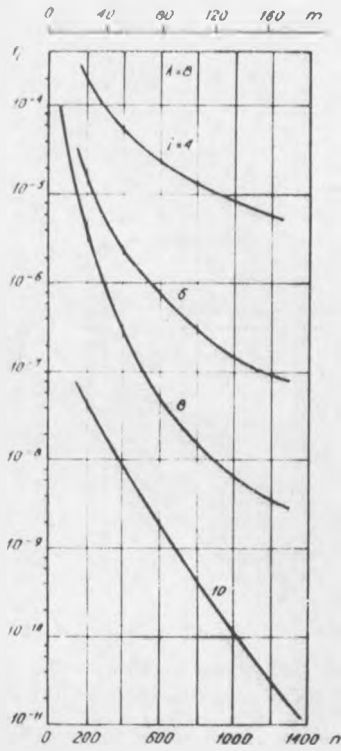
Rys. 6a. Amplitudowe progi działania detektora jakości;
 b. Sygnał detektora jakości / przebieg bezbłądny/



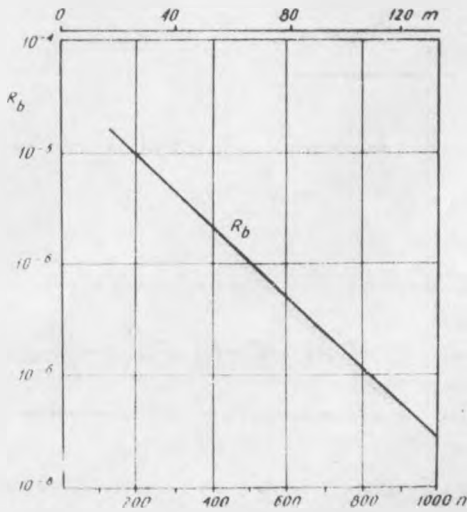
Rys. 7a. Zależność współczynnika R od nadmiaru n dla detektora jakości sygnału;
 b. Zależność współczynnika R od przedziału kontroli amplitudy S



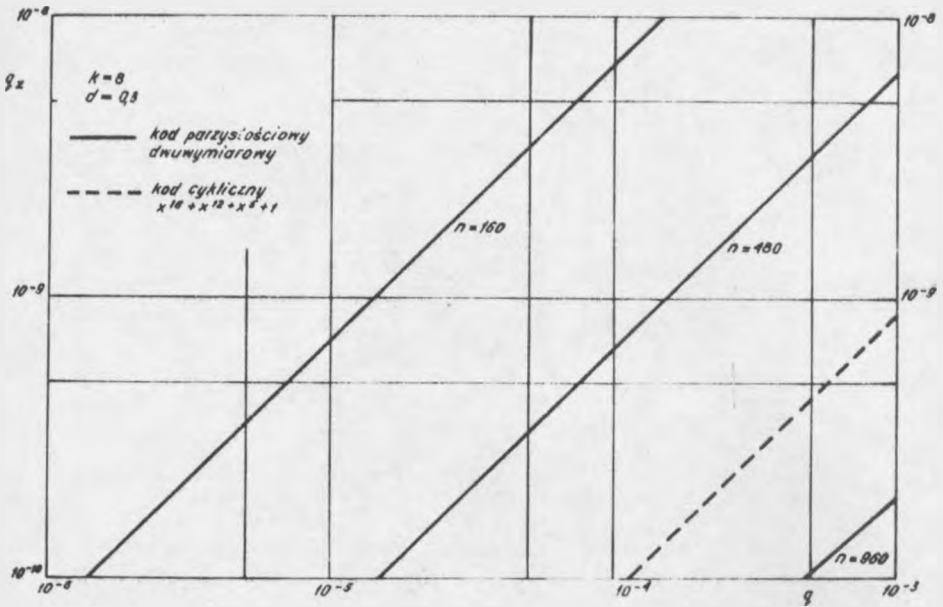
Rys. 8a. Zależność współczynnika redukcji blokowej stopy błędów R_b od długości bloku i przedziału kontroli detektora jakości;
 b. Zależność nadmiaru blokowego od długości bloku i przedziału kontroli detektora jakości



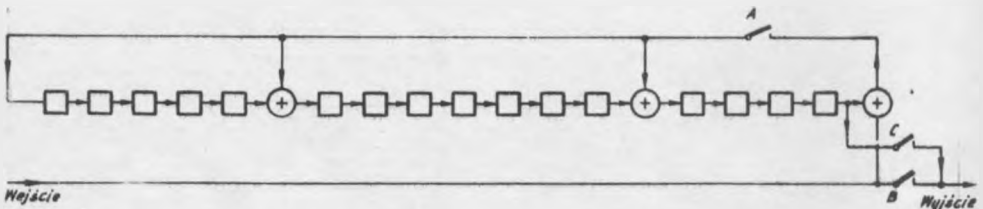
Rys. 9. Współczynniki niewykrywalności błędów wielokrotnych dla kodu parzystościowego dwuwymiarowego



Rys. 10. Współczynnik redukcji blokowej stopy błędów w funkcji długości bloku

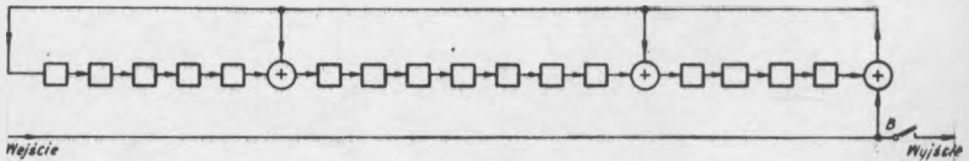


Rys. 11. Wynikowa znakowa stopa błędów dla kodu detekcyjnego parzystościowego dwuwymiarowego i kodu cyklicznego



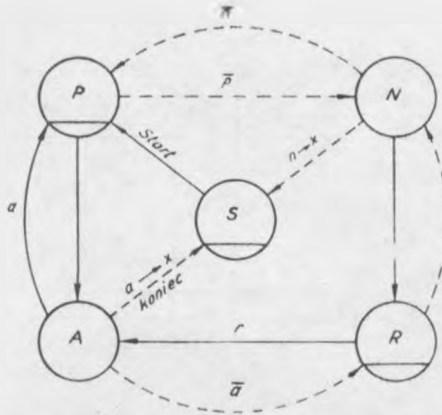
Rys. 12. Koder kodu cyklicznego o wielomianie generacyjnym

$$X^{16} + X^{12} + X^5 + 1$$




Rys. 13. Dekoder kodu cyklicznego o wielomianie generacyjnym

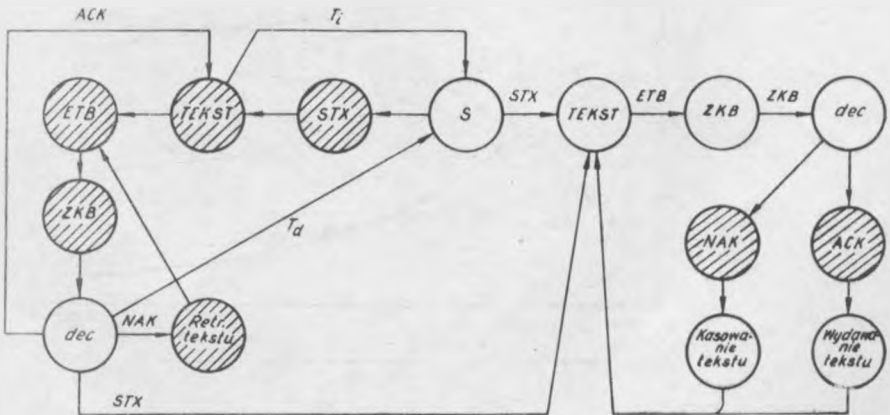
$$X^{16} + X^{12} + X^5 + 1$$



Rys. 14. Graf stanów i przejść systemu korekcyjnego ze sprzężeniem zwrotnym decyzji

 stany nadajnika

 stany odbiornika

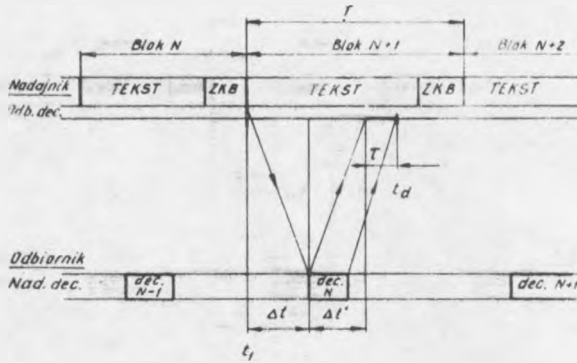


Rys. 15. Graf stanów przykładowego systemu korekcyjnego z naprzemienną transmisją danych i decyzji

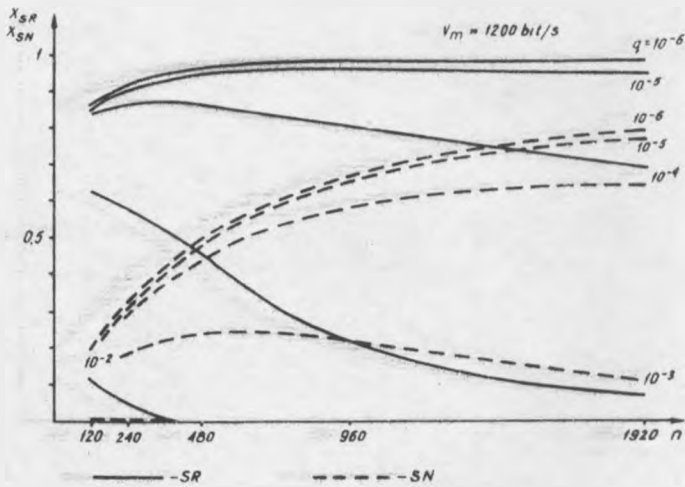
 nadawanie ETB

 STX/T/ odbiór STX /upływanie czasu T/

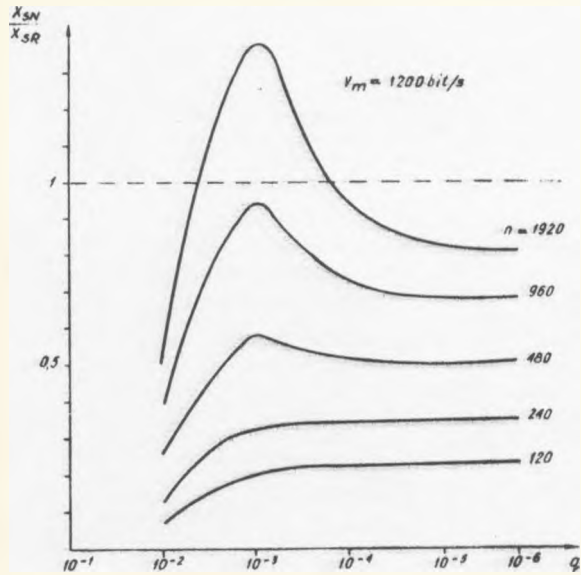
 TEKST oczekiwanie na tekst



Rys. 16. Zależności czasowe w systemie korekcyjnym z jednoczesną transmisją danych i decyzji



Rys. 17. Stopień wykorzystania nominalnej szybkości transmisji przez system korekcyjny wg V.41 /SR/ i IBM 2770 /SN/



Rys. 18. Porównanie stopnia wykorzystania nominalnej szybkości transmisji przez system SR i SN

