

ZJEDNOCZENIE PRZEMYSŁU
AUTOMATYKI I APARATURY POMIAROWEJ
„M E R A”



ELEKTRONICZNA TECHNIKA OBLICZENIOWA



P. 3057/73

NOWOŚCI

3/1973

INSTYTUT MASZYN MATEMATYCZNYCH
BRANŻOWY OŚRODEK INTE



P. 3057/73

ELEKTRONICZNA TECHNIKA OBLICZENIOWA

NOWOŚCI

Rok XII

Nr 3

1973

S p i s t r e ś c i

	str.
Dr Adam HUCULAK: Konto magnetyczne	3
Mgr Michał IGLEWSKI, mgr Roman KRZEMIEN: Analiza leksykalna	37
Mgr Robert PODGÓRSKI: Taśmowe pamięci kasetowe	77
Krótkie informacje	
ze świata	91
Przegląd Dokumentacyjny	103

Wydaje

INSTYTUT MASZYN MATEMATYCZNYCH

Branżowy Ośrodek Informacji Naukowo-Technicznej
i Ekonomicznej

KOMITET REDAKCYJNY

Jerzy Dańda (red. nacz.), Hanna Drozdowska (sekr. red.),
Antoni Kwiatkowski, Ryszard Patryn,
Dorota Prawdzic (zast. red. nacz.), Zbigniew Świątkowski

Adres Redakcji: Warszawa, ul. Krzywickiego 34,
tel. 28-37-29 lub 21-84-41 wewn. 431

Dr Adam HUCULAK

Instytut Maszyn Matematycznych

KONTO MAGNETYCZNE

1. Geneza konta magnetycznego¹

Technika księgowości już w swoich średniowiecznych początkach włoskich (Luca Pacioli), współczesnych Mikołajowi Kopernikowi, dla rejestrowania stanów i zmian zachodzących w składnikach majątkowych i kapitałowych w przedsiębiorstwie, zakłada w księgach handlowych dla poszczególnych składników oddzielne konto czyli rachunek. Konto w ogólnym zarysie w niezmięnionej postaci przetrwało do naszych czasów. Na koncie określonego składnika majątkowego dokonujemy zapisów w sposób ciągły. Konto przez obejmowanie transakcji dotyczących tego składnika charakteryzuje jego zmiany. Najpierw zapisujemy stan początkowy, później kolejne zwiększenia i zmniejszenia, wreszcie wyprowadzamy stan końcowy. Konto każdego składnika dzieli się na dwie części, tj. na dwie równoległe strony, dwie obok siebie położone kolumny. Każda z kolumn konta ma inne znaczenie. Po jednej stronie zapisujemy zwiększenia (winien), po drugiej stronie zmniejszenia (ma) stanu na kontach składników majątkowych. Dla prowadzenia kont w księgowości używać można różnorodnych form.

Konta mogą być prowadzone bądź w księgach trwale oprawionych, bądź w rejestrach składających się z luźnych arkuszy, bądź też na luźnych kartach o znormalizowanych wymiarach składających się na kartotekę.

Wśród form kont dużą popularność zyskała forma kolumnowa lub wielokolumnowa.

¹ Dane szczegółowe do całości opracowania zaczerpnięto z pracy L.J. Heinricha "Mittlere Datentechnik" Hardware, Software und Anwendung tastaturorientierter Computer". Köln 1972, wyd. 3.

Rys. 1 przedstawia nam konto w postaci luźnej karty, która jest częścią całej kartoteki, prowadzonej w formie kolumnowej.

Przy tej formie, konto danego składnika majątkowego lub kapitałowego prowadzone jest w dwóch kolumnach obok siebie. Pozostałe kolumny wykorzystujemy na wyprowadzanie okresowych obrotów i sald.

Konto spełnia dwie funkcje. Jedną z nich jest funkcja czysto rachunkowa lub licząca, drugą jest funkcja wyjaśniająca lub opowiadająca. Pierwsza funkcja znajduje swój wyraz w wyprowadzaniu i przenoszeniu salda, ponieważ saldo przez jedną liczbę odzwierciedla wartości licznych pojedynczych transakcji. Druga funkcja wyraża się objaśnieniem o powstaniu transakcji i rozwoju ruchu oraz wielkości transakcji z kontrahentem.

Na saldo podane na koncie składa się wiele pojedynczych pozycji, które były sukcesywnie zapisywane.

Decydującą przesłanką do zastosowania maszyn w księgowości było odłączenie konta ze związanej książki, czyli przyjęcie zasady księgowości w formie luźnych kart. Klasyczna maszyna do księgowania ma swoje techniczne źródło w maszynach do pisania i w prostych maszynach liczących.

Do rozwoju maszyn księgujących dochodzi przy końcu XIX stulecia, tj. po wyposażeniu maszyn do pisania w tabulatory.

Zastosowanie bardzo prostych maszyn księgujących do prowadzenia księgowości, nawet bez chwilowej integracji tych czynności z innymi pracami obrachunkowymi, wykazuje w porównaniu z ręcznym wykonawstwem znaczne korzyści. Wynikają one przede wszystkim z tego, że czynności liczenia i pisania nie są już względem siebie niezależne, lecz dokonujemy ich równocześnie.

Na kontach wyprowadzamy również salda. Salda na kontach podnoszą ich siłę informującą i nadają im większą gotowość do zamknięć okresowych. Uzyskujemy również możliwość zrobienia w dowolnym punkcie czasowym zestawienia bilansu brutto (sald).

Przy stosowaniu maszyn do księgowania sporo kłopotów przysparza przenoszenie sum i sald. Przy ciągniętej metodzie prowadzenia ewidencji, systematyczne przepisywanie sum i sald jest konieczne. W praktyce musi się

0/1/2/3/4/5/6/7/8/9/0/1/2/3/4/5/6/7/8/9/0/1/2/3/4/5/6/7/8/9		Konto:		Strona:											
Strona dzielniki	Data	Numer dokum.	Treść	Konta precluz.	Wzrost	Ma	Wzrost	Ma	Wzrost	Ma	Wzrost	Ma	Wzrost	Ma	✓
1															
2															
3															
4															
5															
6															
7															
8															
9															
10															
11															
12															
13															
14															
15															
16															
17															
18															
19															
Karta kontowej finansowej															Do przeniesienia

Rys. 1. Karta kontowa

poprzednie saldo (sumę) ręcznie podać, zapisać i skontrolować. Absorbuje to wiele czasu i jest bardzo poważnym źródłem błędów.

Rodzi się konieczność walki z błędami. W jej wyniku rozwinęły się różne metody kontroli przenoszonych sald.

Metody te można ująć w dwie następujące grupy:

- grupa posługująca się rachunkiem kontrolnym,
- grupa kontroli wizualnej.

W zakresie metod posługujących się rachunkiem kontrolnym wyodrębniamy:

- metodę liczb kontrolnych oraz
- metodę dodawania sald i obrotów.

W zakresie metod wizualnych wyodrębniamy:

- wizualną kontrolę sald przez ich wpisywanie obok pod kolumną zapisów, oraz
- automatyczną kontrolę sald, przy której salda drukujemy dwoma różnymi kolorami, z tym, że przy zgodności sald drukujemy jednym kolorem (tzw. kongruencja drukowania).

Przy stosowaniu obydwu metod, salda jeszcze podajemy ręcznie. Dopiero metoda automatycznej kontroli przenoszenia sald eliminuje ręczne podawanie salda.

Na automatyczną kontrolę składają się następujące czynności:

- dziurkowanie,
- fotoelektryczne odczytywanie,
- magnetyzowanie.

Postępowanie ostatnie z biegiem czasu nabrało największego znaczenia.

Kartę kontową zaopatrujemy w pewnym miejscu, najczęściej w formie kolumny, w pasek powleczony farbą o właściwościach magnetycznych.

Na pasku magnetycznym przechowujemy magnetycznie zapisane informacje o numerze konta i każdorazowym ostatnim jego stanie. W miarę potrzeby stan ten jest kasowany względnie może być przepisywany.

Dotychczas rozpatrywano konto jako pojęcie abstrakcyjne. W dalszym ciągu przechodzimy do omawiania pewnego pojęcia materialnego, zwanego też kontem, które umożliwi dokonywanie zapisu treści. Konto, w tym rozumieniu, lub inaczej karta kontowa, jest zrobione z kartonu i służy do zapisywania treści kolejnych transakcji.

Pierwotna, wyłącznie tylko kontrolna, funkcja paska magnetycznego na koncie z czasem się rozszerza przez zapisywanie na pasku również innych danych np. wielkości obrotów itp.

Karta kontowa zaopatrzona w pasek magnetyczny (jeden lub kilka), dostosowana do chronologicznych zapisów określonych transakcji (w praktyce najczęściej bywają to transakcje finansowo-księgowe) nosi nazwę "konta magnetycznego". W dalszym ciągu naszych rozważań będziemy stosować dla określenia konta magnetycznego skróconą nazwę "konto".

Rys. 2 przedstawia konto służące do ewidencji pojazdów, w formie dziś stosowanej.

Data		Kierow-	Stan km na		Przeje-	Dostar-	hl/km
d.	m.	ca	początku	końcu	chane km	czone hl	

Rys. 2. Karta kontowa pojazdu służąca do obliczania przejechanych kilometrów i przewiezionych towarów (tonokilometry)

Konto pojazdu wskazuje, że pomimo księgowego rodowodu pojęcia konta, jest ono dziś kategorią szerszej stosowaną. Posługujemy się nią przy ewidencji na kartach, na których stosujemy formę kolumnowego zapisu. Konto pojazdu jest formą dokumentacji pierwotnej, wykorzystującej, niezależnie od zapisu tradycyjnego, zapis na pasku magnetycznym, biegnącym wzdłuż lewej krawędzi karty.

Dla lepszego zilustrowania zagadnienia przedstawiamy jeszcze konto magnetyczne firmy "Triumph" (rys. 3) służące do ewidencji rozliczeń finansowych. Konto to posiada dwa małe paski magnetyczne, widoczne u dołu karty z jej lewej strony.

2. Funkcje konta magnetycznego

Konta magnetyczne ułatwiające kontrolę prawidłowości przenoszenia sald były już znane przed pojawieniem się pierwszych komputerów klawiaturowych (automatów obrachunkowych). Konto z paskiem magnetycznym w pewnej mierze urzeczywistniało pragnienie pracowników księgowości odnośnie automatycznego przenoszenia sald, sum dotyczących transakcji i numerów kont. Do zaspokojenia tych potrzeb wystarczało 20 + 30 maszynowo odczytywalnych miejsc pamięci w postaci paska magnetycznego na karcie kontowej.

Przy komputerach wyposażonych w pamięci, stosuje się jako pamięci zewnętrzne dla danych taśmy magnetyczne. Znaczenie taśm wzrosło od kiedy zaistniała możliwość bezpośredniego zapisywania na taśmach magnetycznych bez konieczności korzystania z taśmy papierowej. Zaczęto wówczas na taśmy wprowadzać nie tylko dane podstawowe i dane o stanach, lecz również dane zmienne, podlegające przetwarzaniu.

Jeśli uwzględni się korzyści płynące z posługiwania się poprzednio opisanymi kartami kontowymi, szczególnie w aspekcie rozliczeń z kontrahentami, przez dostarczanie dokładnych i czytelnych wiadomości o rozwoju zapisów na koncie i bliższych informacji o dowodach transakcji odnoszących się do danego konta, staje się zrozumiała myśl o kombinacji przymiotów taśmy magnetycznej jako pamięci danych, z kontem-kartoteką jako nośnikiem wizualnie czytelnych informacji.

Konto magnetyczne nie mogło w pełni przejąć wszystkich przymiotów taśmy magnetycznej. Wymagałoby to znacznego zwiększenia pojemności pa-

Data	Strona dzien- nika	Księgo- wość - rodzaj	Konto przeciw- stawne	Numer dowodu	Treść zapisu	Rabat / podatek	Winien	Ma	Saldo

Paski
magnetyczne

Rys.3. Karta kontowa z paskami magnetycznymi firmy Triumph

mięci. Stawiałyby to jednak przed urządzeniami używanymi do przetwarzania danych warunkiem wystarczająco dużej pamięci wewnętrznej, którego spełnienie napotyka na trudności.

Przy koncie magnetycznym, pamięć typu taśmy magnetycznej redukuje się do paska. Paski te są różnej długości i pojemności, ale w każdym razie konta magnetyczne z pamięcią aż do około 1000 miejsc nie stanowią już wyjątku (Nixdorf 820/25, Ruf Praetor 70/72).

Konto magnetyczne posiada przymiot swobodnego ręcznego dostępu do pojedynczych pozycji danych na koncie, czego nie mamy przy posługiwaniu się pamięcią na taśmie magnetycznej. Ponadto dochodzi przymiot wizualnej czytelności i chronologicznego zapisu na jednej karcie.

Oczywiście, konto magnetyczne posiada również przymiot maszynowej czytelności.

Z podstawowych przymiotów konta magnetycznego wynikają jego funkcje, które są następujące przy komputerach klawiaturowych:

- informowanie przez zapis wizualnie czytelny o wszystkich transakcjach dotyczących konta, które zapisano chronologicznie,
- informowanie przez zapis wizualnie czytelny o danych źródłowych i o każdorazowo aktualnych stanach,
- podawanie do przetwarzania z pamięci maszynowo odczytywalnych danych źródłowych i danych o stanach.
- automatyczne zapisywanie w pamięci danych o stanach kont po ich przetworzeniu,
- pamiętanie i wprowadzanie za jego pomocą programów i podprogramów oraz ich modyfikowanie.

Z kont magnetycznych można zestawić podręczną bibliotekę programów. Konta magnetyczne mogą zawierać rozkazy lub całe ich sekwencje, za pomocą których można modyfikować program przetwarzania.

3. Struktura konta magnetycznego

Różnorodność funkcji konta magnetycznego powoduje wyłanianie się specyficznych trudności. Trudności te są spotęgowane specjalnymi żądaniami stawianymi przed kontem. Od konta magnetycznego żądamy, by nadawało się ono do zastosowania tak jak konwencjonalna karta kontowa. Chcemy też, aby służyło ono jako pamięć magnetyczna dla danych przy maszynowym ich przetwarzaniu. Ponadto trzeba również uwzględnić ciągle wzrastające żądanie zwiększenia pojemności i zapewnienia niezawodności. Żądania te inspirują podejmowanie prac badawczych i wdrożeniowych, które w wyniku dają wiele różnorodnych rozwiązań technicznych. Producent sprzętu wykazuje tendencję do późniejszego dostosowania konta magnetycznego do możliwości (a szczególnie pojemności danej jednostki centralnej) i do jednostki przetwarzania kont magnetycznych. Sytuacja ta jest dalszym uzasadnieniem bardzo dużej różnorodności rozwiązań. Stąd też trudno znaleźć możliwość wymienności pamięci kont magnetycznych.

Przeprowadzając porównania używanych kont magnetycznych dla komputerów klawiaturowych, szczególnie zwracają uwagę częste i istotne różnice w następujących cechach:

- format konta,
jakość kartonu,
sposób ujmowania danych na pasku magnetycznym, a w szczególności różne kody, liczby ścieżek i długości słowa,
- położenie, rodzaj, liczba, szerokość i długość pasków magnetycznych,
- pojemność konta, zarówno jeśli chodzi o dane zapamiętywane maszynowo, jak również drukowane,
- sposób sterowania urządzeniem do wciągania konta i rodzaj tego urządzenia oraz sposób prowadzenia konta,
- sposób wyszukiwania wierszy,
- przystosowanie do opisywania nagłówka konta.

Cechy wyżej podane w sposób istotny wywierają wpływ na strukturę (układ) i wygląd konta magnetycznego.

4. Techniczne aspekty konta magnetycznego

Przez techniczne aspekty konta magnetycznego rozumiemy:

- cechy materiałów podstawowych,
- charakterystykę warstwy magnetycznej,
- metody nakładania pasków magnetycznych,
- położenie, liczbę i szerokość paska magnetycznego na koncie,
- pojemność konta (odczytywaną wizualnie i maszynowo).

4.1. C e c h y m a t e r i a ł ó w p o d s t a w o w y c h

Materiałami podstawowymi przy produkcji kont magnetycznych są: karton i farba magnetyczna (atrament, tusz, farba drukarska).

O wyborze kartonu decydują:

- sztywność,
- grubość,
- powierzchnia,
- chłonność,
- barwa.

Fakt ręcznego manipulowania kontami uzasadnia potrzebę stosowania na konta kartonu o określonej sztywności. Dostateczna sztywność zapobiega przyspieszonemu wiotczeniu i załamywaniu się kont, co mogłoby uszkodzić paski magnetyczne.

Tym niemniej, konto nie może być zbyt sztywne, ponieważ jednostka do przetwarzania kont magnetycznych przeprowadza je przez kółka zwrotne, z tego wynika wymaganie pewnej elastyczności.

Karton nie może być zbyt gruby, gdyż przy stosowaniu drukarki równoległej zachodziłaby obawa odbijania sąsiednich czcionek. Dodatkową wadą kartonu grubego jest zajmowanie dużej ilości miejsca na przechowywanie kont magnetycznych w magazynie, jak również poważne utrudnienia odczytywania całego zbioru kont przy maszynowym odczycie.

Karton służący do produkcji kont magnetycznych powinien mieć gładką powierzchnię, która pozwala uzyskać lepszy obraz druku i zapobiega za-

tarcia kartonu. Zatarcie kartonu i znajdujące się w miejscu zatarcia ziarenka pyłów mogą uszkodzić głowicę czytająco-piszącą lub zanieczyścić drukarkę. W przypadku kont magnetycznych, w których warstwa magnetyczna paska leży bezpośrednio na papierze, chropowatość powierzchni kartonu utrudnia nałożenie warstwy równomiernej grubości. Niezależnie od wymagania gładkiej powierzchni, współczynnik tarcia kartonu musi być tak dobrany, żeby nie występował poślizg przy wciąganiu konta za pomocą rolek.

Wymagana jest ponadto określona chłonność wilgoci kartonu. Dostateczna chłonność powoduje, że późniejszy obraz druku nie zaciera się. Chłonność może powodować również pewne niepożądane następstwa. Pojawia się to szczególnie przy kontaktach magnetycznych z naklejonym paskiem z taśmy magnetycznej, kiedy pod wpływem chłonięcia wilgoci karton rozciąga się (pęcznieje).

Przejrzystość (przepuszczalność światła) karty kontowej nie powinna przekraczać 30%. W celu uzyskania kontrastowego obrazu drukarskiego zaleca się stosowanie kart o barwach pastelowych z dominacją barw jasnych. Zróznicowanie barw umożliwia wizualnie łatwy do stwierdzenia podział zbioru kont według określonych cech grupowania.

Farby magnetyczne pozwalają nanosić praktycznie na dowolne podłoże trwałe znaki. Podstawowym składnikiem tych farb są drobnoziarniste proszki o właściwościach magnetycznych, takie jak: odpowiednio ferryty, magnetyt, gamma tlenek żelazowy, żelazo-karbonylkowe itp. Obok doboru proszków ferromagnetycznych, ważny jest właściwy dobór środków powierzchniowo czynnych, które adsorbując się na powierzchni ziarenek proszku przeciwdziałają ich aglomeracji i ułatwiają proces jednorodnego rozprowadzania zawiesiny. Substancja spoiwowa powinna mieć odpowiednio dużą odporność na ścieranie i uszkodzenia mechaniczne podczas wielokrotnego stykania się z głowicą magnetyczną. Farby magnetyczne charakteryzuje siła koercji (Hc) i pozostałość magnetyczna (Br) [1].

4.2. C h a r a k t e r y s t y k a w a r s t w y m a g n e t y c z - n e j

Warunkiem koniecznym uzyskania dobrego konta magnetycznego jest dysponowanie jakościowo dobrym kartonem i właściwą farbą magnetyczną. Tym

niemniej, spełnienie tylko tego warunku nie zapewnia uzyskania kont magnetycznych najwyższej jakości.

Obok zapewnienia dobrych materiałów - decydujące znaczenie dla późniejszej oceny kont magnetycznych ma jakość pasków magnetycznych.

O jakości pasków magnetycznych decydują:

- . zdolność przylegania paska do kartonu,
- . trwałość warstwy paska,
- . równomierność warstwy magnetycznej,
- . właściwości magnetyczne,
- . chropowatość zewnętrznej powierzchni,
- . jednorodność warstwy.

Konta magnetyczne są wielokrotnie przetwarzane ręcznie. W czasie transportu kont do urządzeń czytająco-piszących paski magnetyczne podlegają silnym naprężeniom mechanicznym. Sprzyja to odpadaniu części pasków lub powoduje ich uszkodzenia. Zadraśnięcia pasków magnetycznych, a tym bardziej braki warstwy magnetycznej mogą uszkodzić informacje już zapisane. W pewnych skrajnych przypadkach, przy niedostatecznej przyczepności do podłoża, pasek np. pod wpływem niesprzyjających warunków atmosferycznych może się zupełnie odkleić. Stąd duże znaczenie przyczepności paska do kartonu oraz trwałości jego warstwy magnetycznej.

Mała trwałość warstwy magnetycznej decyduje nie tylko o mniejszej wytrzymałości samego konta magnetycznego, lecz wywiera również skutki uboczne. Wykruszające się drobiny warstwy magnetycznej skracają przede wszystkim trwałość głowicy czytająco-piszącej. Oderwane cząstki zapyłają trwale głowicę, co w konsekwencji prowadzi do zmniejszenia szybkości czytania i pisania.

Gromadzenie się pyłu w szczelinie głowicy magnetycznej prowadzi do szybszego jej ścierania i rozszerzania się szczeliny, przez co zmieniają się warunki zapisu i odczytu prowadząc do błędów.

Impulsy magnetyczne przy czytaniu niwelują się, tracą ostrość oraz zmniejsza się ich amplituda. Wreszcie odłamki warstwy magnetycznej mogą nawet wbijać się w szczelinę stanowiąc stałe źródło błędów.

Warstwę magnetyczną musi cechować równomierna grubość, ponieważ przy różnicach grubości warstwy pojawiają się wahania namagnesowania. Przy zróżnicowanej intensywności namagnesowania, dokładne odczytywanie i różnicowanie sygnałów jest utrudnione lub wręcz niemożliwe. Stąd duże znaczenie przydaje się równomierności rozprowadzenia warstwy, która zależy istotnie od metody wprowadzania paska na karton, jak również od jakości papieru.

Chropowatość papieru utrudnia, a niekiedy uniemożliwia uzyskanie warstwy równomiernej i o dużej trwałości. Ponadto zbyt duża chropowatość warstwy magnetycznej prowadzi do odrywania się jej cząstek i do trwałego zapylenia głowicy, co z kolei powoduje błędy. Producenci kont magnetycznych, w celu uniknięcia późniejszych przekłamań, dążą do odpowiedniego wyrównania powierzchni paska magnetycznego.

Wyrównanie paska następuje przez nakładanie warstwy sztucznego tworzywa lub warstwy wosku. Okres życia głowic czytająco-piszących wielokrotnia się przy odpowiednio gładkich powierzchniach paska.

Właściwości magnetyczne, jednorodność warstwy magnetycznej, przyjęty system zapisu i odczytu wraz z innymi czynnikami fizycznymi określają maksymalną gęstość zapisu (w bitach) i ponadto dają pewność nie popełniania błędów.

Na jakość konta magnetycznego decydująco wpływa, obok właściwości używanych materiałów, metoda nakładania warstwy magnetycznej.

4.3. M e t o d y n a k ł a d a n i a p a s k ó w m a g n e t y c z n y c h

Paski magnetyczne mogą być nakładane na karty za pomocą:

- konwencjonalnych przyrządów do pisania (pędzle, wałki itp.),
- natryskiwania,
- nadruku,
- naprasowywania,
- naklejenia taśmy magnetycznej.

Istotna różnica między czterema pierwszymi typami wymienionych pasków i ostatnim polega na tym, że przy paskach z taśmy magnetycznej, naklejonych, występuje dodatkowe podłoże między kartonem i warstwą magnetyczną w postaci taśmy plastikowej (mylarowej), na którą warstwa magnetyczna jest bezpośrednio nałożona.

Metoda pisania pasków magnetycznych, ze względu na małą dokładność i nierównomierność dozowania tuszu magnetycznego jest obecnie nader rzadko stosowana.

Przy metodzie natryskiwania rozróżnia się dwie techniki wykonania:

- wyciska się rowki w kartonie i do nich wlewa się farbę magnetyczną; dla każdej ścieżki stosuje się odrębny pasek; tym sposobem uzyskuje się stosunkowo małą gęstość zapisu; warstwa magnetyczna jest na ogół krucha i łamliwa; konta można podawać wyłącznie płasko; nie nadają się one do transportu w urządzeniu przetwarzającym poprzez wałki;
- warstwę magnetyczną natrykuje się przez wąskie dysze na papier; krzepnącą warstwę wyrównuje się. Wykonany tą metodą pasek umożliwia uzyskiwanie większej gęstości zapisu.

Przy drukowaniu pasków magnetycznych wyłania się trudny problem dozowania farby. Warstwa powinna mieć odpowiednią grubość i trwałość po wyschnięciu. Nie może przy tym wsiąkać zbyt głęboko w karton a także rozpływać się na boki. Pośrednie miejsce między paskami dotychczas opisanymi, a naklejonymi paskami taśmy magnetycznej zajmują paski magnetyczne naprasowywane na gorąco.

Pasek uzyskuje się z taśmy magnetycznej, z której pod wpływem gorącego stempla odchodzi warstwa magnetyczna. Można też odcinki taśmy magnetycznej przymocowywać do kartonu za pomocą kleju. Paski takie są niezawodne i można osiągać na nich dużą gęstość zapisu. Pomimo cienkiej warstwy pasek jest bardzo odporny na uszkodzenia mechaniczne.

Stosunkowo duże trudności stwarza przymocowywanie taśm magnetycznych do kartonu. Szczególnie wahania wilgotności i temperatury mogą obniżać przyczepność taśmy do kartonu.

Do przyklejania taśm magnetycznych stosuje się kleje ciekłe. Taśmy przykleja się wzdłuż włókien kartonu, ponieważ przy wchłanianiu wilgoci rozszerzają się one w kierunku poprzecznym.

4.4. I l o ś ć , s z e r o k o ś ć i p o ł o ż e n i e p a s k a m a g n e t y c z n e g o

Informacje na pasku magnetycznym zapisuje się podobnie jak na taśmie dziurkowanej. Załóżmy, że jednostka do przetwarzania kont magnetycznych jest wyposażona w 9 głowic, z których osiem wykorzystuje się do odczytu i zapisu informacji, a głowicę dziewiątą - do kontroli metodą parzystości. Na pasku magnetycznym rolę dziurek spełniają punkty o zmiennym stanie namagnesowania. Jeśli przyjmiemy umownie, że poszczególne punkty przemagnesowanej powierzchni paska oznaczymy za pomocą czarnej gwiazdki, to sposób zapisu informacji na pasku magnetycznym będzie taki jak na rys. 4.

Rzędy namagnesowanych punktów biegnące wzdłuż paska nazywamy ścieżkami.

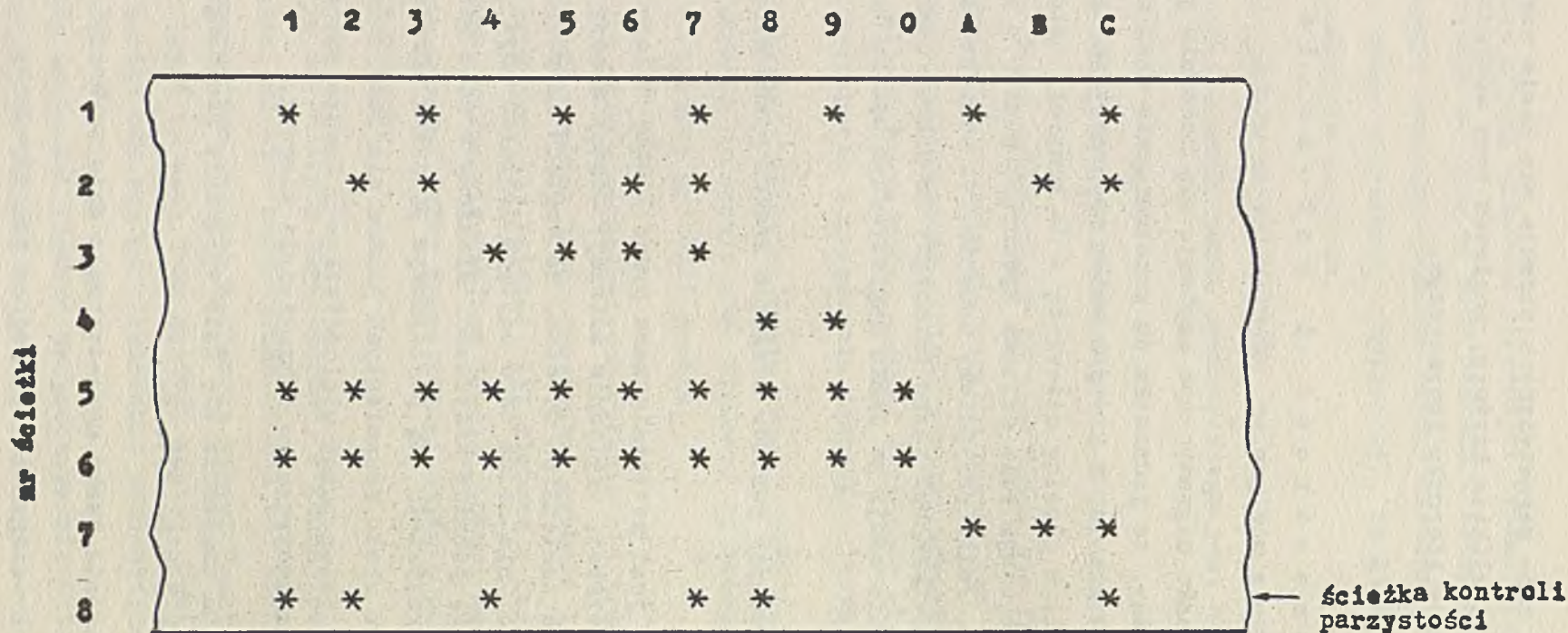
Szerokość paska jest zdeterminowana przez liczbę ścieżek i odstęp między sąsiednimi ścieżkami, względnie ściślej: odstęp między środkowymi liniami każdych dwóch sąsiednich ścieżek. Ze względu na pewność dobrego zapisu (rozdzielność) nie można tego odstępu dobrać zbyt ciasno, ponieważ ścieżki mogą się później krzyżować. Niekiedy w celu niedopuszczenia do tego zjawiska przydziela się pojedynczym ścieżkom odrębne paski. Ponieważ umieszczanie wielu równoległych pasków nie jest rzeczą łatwą, z reguły spotyka się jeden pasek wielościeżkowy. Często natomiast wyodrębnia się pasek do automatycznego odszukiwania wierszy.

Paski magnetyczne umieszcza się dziś wyłącznie równolegle do bocznej krawędzi karty, tak jak na rys. 2.

Takie rozmieszczenie paska magnetycznego daje tę korzyść, że

- równocześnie z wciąganiem ma miejsce odczytywanie,
- podczas wyrzucania kont następuje zapisywanie,
- to samo urządzenie przesuwając karty przy ich odczytywaniu, zapisywaniu i drukowaniu.

Cyfra lub litera zakodowana



Rys. 4. Sposób zapisu informacji na pasku magnetycznym przy kodzie 8-ścieżkowym

Przy większości kont pasek magnetyczny znajduje się bezpośrednio przy krawędzi karty. Zmniejsza to niebezpieczeństwo uszkodzenia paska przez drukarkę. Niewskazane jest drukowanie po odwrotnej stronie paska, szczególnie znaków o małej powierzchni (kropki, przecinki).

Nieistotne natomiast jest zagadnienie położenia paska magnetycznego na przedniej lub odwrotnej stronie konta. Zależy to wyłącznie od konstrukcji urządzenia odczytującego-piszącego.

4.5. P o j e m n o ś ć k o n t a m a g n e t y c z n e g o

Mówiąc o pojemności konta magnetycznego sensu largo, jest rzeczą konieczną zdać sobie sprawę z istnienia dwóch różnych zagadnień ściśle z tym pojęciem związanych. Istnieją bowiem dwie pojemności. Jedną z nich określa sama karta kontowa, drugą - pojemność paska magnetycznego.

Przez pojemność paska magnetycznego rozumiemy maksymalną możliwość zapisania znaków. Liczba ta, przy obecnych urządzeniach waha się w przedziale 64 - 1040 znaków numerycznych względnie 32 - 768 znaków alfanumerycznych.

Tabl. 1 daje orientacyjny przegląd pojemności pasków magnetycznych kont komputerów klawiaturowych.

Przez pojemność karty kontowej rozumiemy liczbę czytelnych znaków dających się na niej wydrukować. Pojemność tę określają wymiary konta i ograniczenia obszaru drukowania. Do elementów ograniczających obszar drukowania zalicza się główkę konta, szerokość paska magnetycznego wraz z tolerancją druku oraz dolny margines konta.

Właściwe światło na różnice między powierzchnią karty kontowej, a powierzchnią nadającą się do zadrukowania, rzuci poniższy przykład liczbowy.

Maksymalny wymiar standardowy karty kontowej, przy urządzeniu NCR 500, wynosi 40,64 cm x 38,1 cm. Powierzchnia wynosi 1548,4 cm². Jeśli uwzględnimy zalecany górny margines (główkę) 4,23 cm, dolny margines 6,77 cm oraz pole zajęte pod pasek szerokości 4,06 cm, jak również pole pod paskiem na odwrocie karty, to wówczas wymiary powierzchni, którą dysponujemy, redukują się do $38,1 - 4,23 - 6,77 = 27,1$ cm oraz $40,64 - 2 \times 4,06 =$

= 32,52 cm. Powierzchnia przeznaczona do zadrukowania wynosi wówczas (32,52 x 27,1) 881,3 cm², co stanowi zaledwie około 57% powierzchni karty.

Tablica 1. Pojemności pasków magnetycznych przy maksymalnych wymiarach kont [2]

Typ urządzenia	Liczba znaków	
	numerycznych	alfanumerycznych
ADS 2100	1040	480
Nixdorf 820/25, 820/35, Ruf Praetor 70/72	1024	768
Philips P 359	672	336
Melcolm 84	520	260
Hohner 8000	512	306
Log Abax 3200, Philips Data 8000	512	256
NCR 500	480	480
Ascota 700/750	420	-
Kienzle 6000	400	400
Friden 5800.	400	200
Burroughs L 5000	352	176
Philips P 358	336	168
Olivetti Auditronic 770	300	150
Burroughs E 4000/E6000, NCR 400	260	130
Computata 500, Eldata, Log Abax 4200	256	128
Kienzle 4800	170	85
Nixdorf 820/15, Ruf Praetor 70/71	160	80
Philips P 353, Triumph-Adler 100/2+3	64	32

Pojemność arkusza konta zależy ponadto od zastosowanej drukarki. Z tego względu pojemność konta można określić przez liczbę wierszy druku i liczbę znaków drukarskich w każdym wierszu. Dla porównania podajemy charakterystykę pojemności urządzeń.

Urządzenia	liczba wierszy	znaków w wierszu	Razem pojemność w znakach
Serii Data	41	104	4264
ADS 2100	54	155	8370
Kienzle 6000	54	100	5400
Nixdorf 820/35	71	131	9301

Ograniczenie pojemności obszaru drukowania zmusza do oszczędnego gospodarowania przez stosowanie mnemotechnicznych skrótów, unikanie zbędnych spacji, kropek itp.

Oceniając rzecz z punktu widzenia funkcji konta magnetycznego, znacznie większe znaczenie ma pojemność paska magnetycznego niż pojemność obszaru drukowania i dlatego z reguły pod pojęciem "pojemność konta magnetycznego" rozumie się tylko pojemność paska magnetycznego (pojemność sensu stricto).

Tak rozumiana pojemność konta magnetycznego zależy od:

- gęstości bitów,
- liczby ścieżek oraz
- długości pasków.

Gęstość bitów definiuje się jako liczbę wyróżnionych stanów magnetycznych powierzchni warstwy wzdłuż 1 mm paska magnetycznego. Osiągalną gęstość bitów wyznaczają:

- odległość pola magnetycznego przy kontakcie z głowicą czytającą,
- siła warstwy magnetycznej oraz
- jednorodność warstwy.

Zagęszczenie bitów przy kontaktach magnetycznych wynosi od 3 do 8, większe zagęszczanie bitów powoduje nieproporcjonalny przyrost kosztów produkcji kont magnetycznych.

Pojemność paska wzrasta w miarę zwiększania liczby ścieżek na pasku. Z zasady znaki na pasku przedstawia się w postaci układu bitów na kilku

równoległych ścieżkach. Pojemność konta wielościeżkowego "caeteris paribus" jest większa niż pojemność konta jednościeżkowego.

Ostatnim sposobem zróżnicowania pojemności konta magnetycznego jest zmienianie długości paska. Istotnym ograniczeniem w tej mierze, poza poręcznością, jest pojemność jednostki centralnej.

Ponieważ całą zawartość paska magnetycznego przenosi się do jednostki centralnej, dlatego ta ostatnia limituje pojemność paska. Stąd wynikają trudności z rozpoczęciem przetwarzania kont magnetycznych lub przejściem na większą pojemność paska magnetycznego na niektórych urządzeniach do czasu rozbudowy ich jednostki centralnej.

5. Technologiczne aspekty konta magnetycznego

Przed omówieniem aspektów technologicznych konta magnetycznego należy podkreślić, że konta magnetyczne przetwarza się wyłącznie na komputerach klawiaturowych. Nie wszystkie jednak komputery klawiaturowe dostosowane są do przetwarzania kont magnetycznych. Możliwość przetwarzania kont magnetycznych na komputerach klawiaturowych jest uwarunkowana wyposażeniem ich w jednostki do przetwarzania kont. W zależności od posiadania takiej jednostki, komputery klawiaturowe dzieli się na dwie klasy. Jedną stanowią komputery klawiaturowe zwyczajne, drugą komputery klawiaturowe z jednostkami do przetwarzania kont magnetycznych.

W hierarchii sprzętu komputerowego te ostatnie zaliczają się do wyższej klasy niż komputery klawiaturowe zwykle. Przymiot wyższości komputerów dostosowanych do przetwarzania kont magnetycznych wynika z możliwości zwiększania poprzez konta magnetyczne pamięci zewnętrznej. Na technologię kont magnetycznych można patrzeć z dwóch punktów widzenia: z punktu widzenia sprzętu, który określa technologię i z punktu widzenia samego konta magnetycznego, które w pewnej mierze technologię ułatwia.

5.1. S p e c j a l n y s p r z ę t t e c h n o l o g i c z n y

Specjalnym sprzętem technologicznym są jednostki do przetwarzania kont magnetycznych.

Jednostka do przetwarzania kont magnetycznych raz występuje jako urządzenie wejścia, innym razem jako urządzenie wyjścia.

Komponentami takiej jednostki są:

- . urządzenia do wciągania kont magnetycznych,
- . głowice czytająco-piszące wraz z kanałem łączącym je z pamięcią wewnętrzną,
- . drukarka oraz
- . urządzenia do wyrzucania kont.

Ponadto należy wyodrębnić takie urządzenia elementarne, jak:

- . rozdzielacze kont,
- . przytrzymywacze kont,
- . transportery kont między urządzeniami do wciągania i do odkładania,
- . pojemniki do odkładania.

Rozróżnia się dwa sposoby powiązania jednostki do przetwarzania kont magnetycznych z komputerem klawiaturowym:

- . przysposobienie jednostki do przetwarzania kont magnetycznych jako części związanej trwale z konsolą,
- . traktowanie jej jako urządzenia peryferyjnego (Auditronic 770).

Dla ułatwienia wciągania stosuje się szyby dla kont. Niektóre urządzenia posiadają nawet dwa szyby, w których przechowuje się dwa różne zbiory kont.

Liczba jednostek głowic czytająco-piszących jest dostosowana do struktury bitowej pamięci wewnętrznej i konta magnetycznego.

Jednostka do przetwarzania kont magnetycznych, jako urządzenie wejścia, pobiera konta magnetyczne ze zbioru, odczytuje dane zapisane na pasku magnetycznym i przenosi te dane do pamięci wewnętrznej. Natomiast jako urządzenie wyjściowe, jednostka ta przenosi dane z pamięci wewnętrznej i zapisuje je na pasku magnetycznym, zadrukowuje konta magnetyczne i wyrzuca lub automatycznie odkłada konta do pojemników.

5.2. K o n t o m a g n e t y c z n e a t e c h n o l o g i a j e g o p r z e t w a r z a n i a

Przy czytaniu i pisaniu ruch konta musi być jednostajny. Wymaga to automatyzacji czynności wciągania i wyrzucania. Czynnościami tymi

steruje mikroprogram. Czasem stosuje się system wałków przyciskowych. Bywają też stosowane systemy transportu filmowego. Konta mają wówczas odpowiednie dziurkowanie na krawędziach (rys. 2).

Transport filmowy przeciwdziała przechyleniu się karty i zakłóceniom przy odczytywaniu lub zapisywaniu.

Koncepcja przetwarzania kont magnetycznych wymaga również automatycznego wyszukiwania wierszy. Wyszukiwaniem kolejnego wolnego wiersza steruje mikroprogram na podstawie informacji zawartych na samym koncie. Może to być dodatkowy pasek lub ścieżka w głównym pasku. Najprostszym sposobem przechowywania takich informacji może być też system dziurkowania lub wcięć na krawędzi karty.

6. Organizacyjne aspekty konta magnetycznego

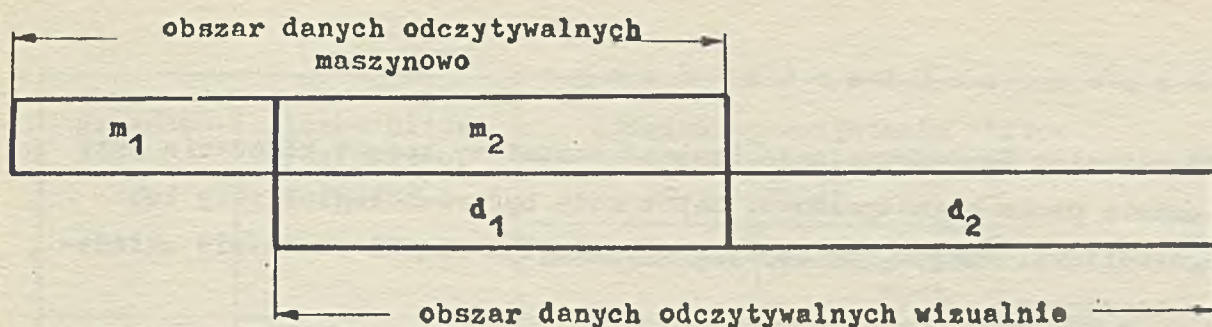
6.1. Z w i ą z e k o b s z a r u d a n y c h o d c z y t y w a l - n y c h w i z u a l n i e z o b s z a r e m d a n y c h o d c z y t y w a l n y c h m a s z y n o w o

Jak wspomnieliśmy uprzednio konto magnetyczne jest pamięcią danych odczytywalnych wizualnie i maszynowo. Nie oznacza to wszakże, aby dane wydrukowane były w każdym przypadku identyczne z danymi zawartymi na pasku magnetycznym.

Z reguły dane jednego obszaru częściowo nakładają się na dane z drugiego obszaru. W zakresie obszaru druku należy przeprowadzić wyraźne rozgraniczenie między główką konta a wierszami służącymi do ewidencji wyników bieżącego przetwarzania.

W główce umieszcza się dane źródłowe przy zakładaniu konta. Dane te potrzebne są przy ręcznym dostępie i przy posługiwaniu się kontami do celów zarządzania.

Rys. 5 pokazuje zasadniczy związek między "danymi magnetycznymi" (m) na pasku i "danymi drukowanymi" (d). Brak identyczności obu obszarów ma swoje uzasadnienie rzeczowe i czasowe.



Rys. 5. Zależność między obszarem danych konta magnetycznego czytelnym wizualnie i maszynowo

Dane magnetyczne obejmują pola m_1 i m_2 , drukowane dane pola d_1 i d_2 . Tylko $m_2 = d_1$.

Na pasku pamięta się również dane dodatkowe (m_1), których nie drukuje się, ale są one potrzebne ze względu na przetwarzanie. Z reguły będą to liczniki wierszy, ale mogą to być również jakieś przejściowe sumy (obroty w danym okresie, sumy kontrolne itp.).

Pola m_2 i d_1 obejmują dane wspólne, takie jak numer konta, saldo itp. Dane te potrzebne są przy przetwarzaniu (identyfikacja) i przy dyspozycjach. Pole d_2 obejmuje dane tylko drukowane, takie jak symbol transakcji, numer konta przeciwstawnego, data obrotu, numer i symbol dokumentu itp., które służą wyłącznie do zarządzania. Rzeczowe różnice wynikają stąd, że z reguły pewne dane tylko zapamiętywano na pasku magnetycznym albo tylko zapisywano na obszarze zadrukowywanym.

Różnice czasowe między danymi dwóch podanych rodzajów polegają na tym, że wykorzystywanie danych do automatycznego przetwarzania zawsze wyprzedza wykorzystanie ich do zarządzania.

Przykładowo można podać, że w ciągu miesiąca na paskach magnetycznych prowadzi się kontrolę obrotów, której rezultat drukuje się raz na miesiąc. Tego typu kontrole uwalniają szczupły obszar druku od zbędnych zapisów. Ponadto zwalnia się od zbędnej pracy stosunkowo najwolniej pracujący element komputerów klawiaturowych, którym jest drukarka. Taki układ współpracy paska z polem do drukowania podnosi zdolność komunikatywności bieżącej konta magnetycznego i wskazuje na możliwości sprzętowe komputerów klawiaturowych, wyposażonych w jednostki do przetwarzania kont magnetycznych.

6.2. P r z e d s t a w i a n i e d a n y c h

Pod pojęciem "przedstawianie danych" rozumiemy sposób kodowania przy zapisywaniu paska magnetycznego. Zapis może być równoległobitowy lub szeregowobitowy. Nawet przy zapisie równoległym rządki na taśmie układają się szeregowo.

Najczęściej spotykamy zapis z czterema równoległymi ścieżkami. Rzadziej spotyka się zapis z sześcioma ścieżkami lub mieszany, który jest połączeniem obu poprzednich. Kod dla danych numerycznych ma postać 8 - 4 - 2 - 1.

Przy zapisie znaków alfanumerycznych przechodzi się zawsze na strukturę 6-bitową. Przy zapisie czterościeżkowym na znak alfanumeryczny przeznacza się dwa kolejne numeryczne rządki. Z danych o pojemności (patrz tabl. 1) łatwo stwierdzić jaką strukturę ma urządzenie, ponieważ przy strukturze:

- 4-bitowej - można zmieścić tylko połowę znaków alfanumerycznych zapamiętywanej liczby znaków numerycznych (Log Abax, NCR 400, Auditronic 770),
- 6-bitowej - liczby obu rodzajów znaków są sobie równe (NCR 500, Kienzle 6000),
- mieszanej - liczba dających się zapamiętać znaków alfanumerycznych równa się 0,75-krotności znaków numerycznych (Nixdorf 820/25, Ruf Praetor 70/72).

Poniżej przeprowadzamy porównawczą ocenę przewidywanego stopnia wykorzystania paska magnetycznego w zależności od jego struktury.

Przy równomiernym wykorzystywaniu pamięci do zapisów numerycznych i alfanumerycznych, stosunkowo najlepszy wskaźnik wykorzystania pamięci paska magnetycznego rokuje struktura mieszana (wskaźnik 1), drugi, kolejny, struktura 4-bitowa (wskaźnik 0,87) i najniższy 0,83 struktura 6-bitowa.

Urządzenie	Liczba bitów będących do dyspozycji	Stopień wykorzystania bitów		
		przy znakach		średni
		numerycznych	alfanumerycznych	
Log Abax 4200	1024	$\frac{256 \times 4}{1024} = 1$	$\frac{128 \times 6}{1024} = 0,75$	$\frac{1,75}{2} = 0,87$
NCR 500	2880	$\frac{480 \times 4}{2880} = 0,66$	$\frac{480 \times 6}{2880} = 1$	$\frac{1,66}{2} = 0,83$
Nixdorf 820/35	4086	$\frac{1024 \times 4}{4086} = 1$	$\frac{768 \times 6}{4086} = 1$	$\frac{2}{2} = 1$

6.3. Zabiegi organizacyjne wpływające na pojemność konta

W zależności od tego czy mamy na myśli pojemność paska magnetycznego, czy też pojemność samego arkusza konta, rozróżniamy dwa typy wpływów organizacyjnych.

Podstawową jednostką pamięci paska magnetycznego jest słowo. Słowo składa się ze znaków, które są kombinacją bitów. Komputery klawiaturowe są maszynami słowowymi, dlatego pojemność pamięci komputerów klawiaturowych oznacza się w słowach. Np. urządzenie:

- ADS 2100 ma do 4000 słów po 12 + 1 miejsc po 4 bity,
- Litton ABS do 2000 słów (dodat.) po 11 + 1 miejsc po 4 bity,
- Log Abax 3200 do 256 słów (robocza) po 15 + 1 miejsc po 4 bity,
- Nixdorf 820/35 do 1024 słów (robocza) po 15 + 1 miejsc po 4 lub 6 bitów.

Przy ocenie pojemności paska magnetycznego ma decydujące znaczenie, czy słowo danych na pasku można "dowolnie rozбивać", tzn. czy można adresować do mniejszych jednostek (miejsc). Jeśli można dowolnie rozбивać, oznacza to, że elementarną jednostką pamięci jest jedno jej miejsce, którym można się posługiwać.

W związku z trudnościami wynikającymi ze stosunkowo niedużej pojemności paska magnetycznego, poniżej podajemy najbardziej typowe przyczyny ewentualnego pojawiania się tych trudności.

- Nadmierne wymagania dotyczące integracji dziedzin zastosowań (łączenie w jeden kompleks wyprowadzania stanów z wydawaniem dyspozycji zakupów, albo fakturowania wyrobów z księgowaniem odbiorców i wyrobów gotowych).
- Nadmierne żądania integracji kompleksów przetwarzania danych (przy prowadzeniu obrachunku żądanie analizy lub danych operacyjnych i planistycznych itp.).

Organizacyjnie można zwiększać pojemność kont magnetycznych przez:

- koncentrację pojemności pasków magnetycznych dwóch stron karty w jeden komplet,
- koncentrację pojemności pasków magnetycznych kilku kont w jeden komplet.

Wszystkie te zabiegi są jednak tylko półśrodkami, a nie rozwiązaniami idealnymi.

Pojemność arkusza do zadrukowania nie zawsze może być właściwie wykorzystana.

W normalnym trybie każda transakcja powinna być zapisana w odrębnym wierszu, jako oddzielny zapis (rekord). Jeśli stosunek kompletu danych do pojemności wiersza jest ułamkiem, wówczas można umieścić w jednym wierszu obok siebie odpowiednią krotkość kompletu danych. W praktyce ma to jednak nikielne szanse zastosowania. Dodatkową trudność stanowi tu nieodzowność zasady chronologii zapisu.

Odwrotny przypadek zachodzi wówczas, kiedy zestaw danych dla jednej transakcji przekracza pojemność wiersza. Wypełnia się wówczas dwa lub więcej wierszy dla jednej transakcji. Koszty zapamiętywania tego typu transakcji są jednak już znacznie większe w stosunku do przypadku normalnego.

Przy występowaniu wąskiego gardła przy koncie magnetycznym, należy pamiętać, że istnieje jeszcze możliwość zmiany formatu konta (na przy-

kład Log Abax 4200 oferuje 210 x 338, 297 x 338, 330 x 338) lub odstępów wierszy i znaków. Są to przedsięwzięcia organizatorskie, które nie zmieniają zasadniczych ram lecz jedynie łagodzą nieco dotychczasowe warunki ograniczające.

6.4. Ś r o d k i z a b e z p i e c z a j ą c e k o n t a m a g n e t y c z n e

Przy przetwarzaniu kont magnetycznych rozróżnia się następujące środki zabezpieczające:

- . środki zabezpieczające konta,
- . środki zabezpieczające przy wciąganiu lub wyrzucaniu konta oraz
- . środki zabezpieczające odczytywanie i zapisywanie.

Konta magnetyczne zabezpieczamy przez właściwe ich przechowywanie w skrzynkach; zabezpieczamy również paski magnetyczne przed kurzem.

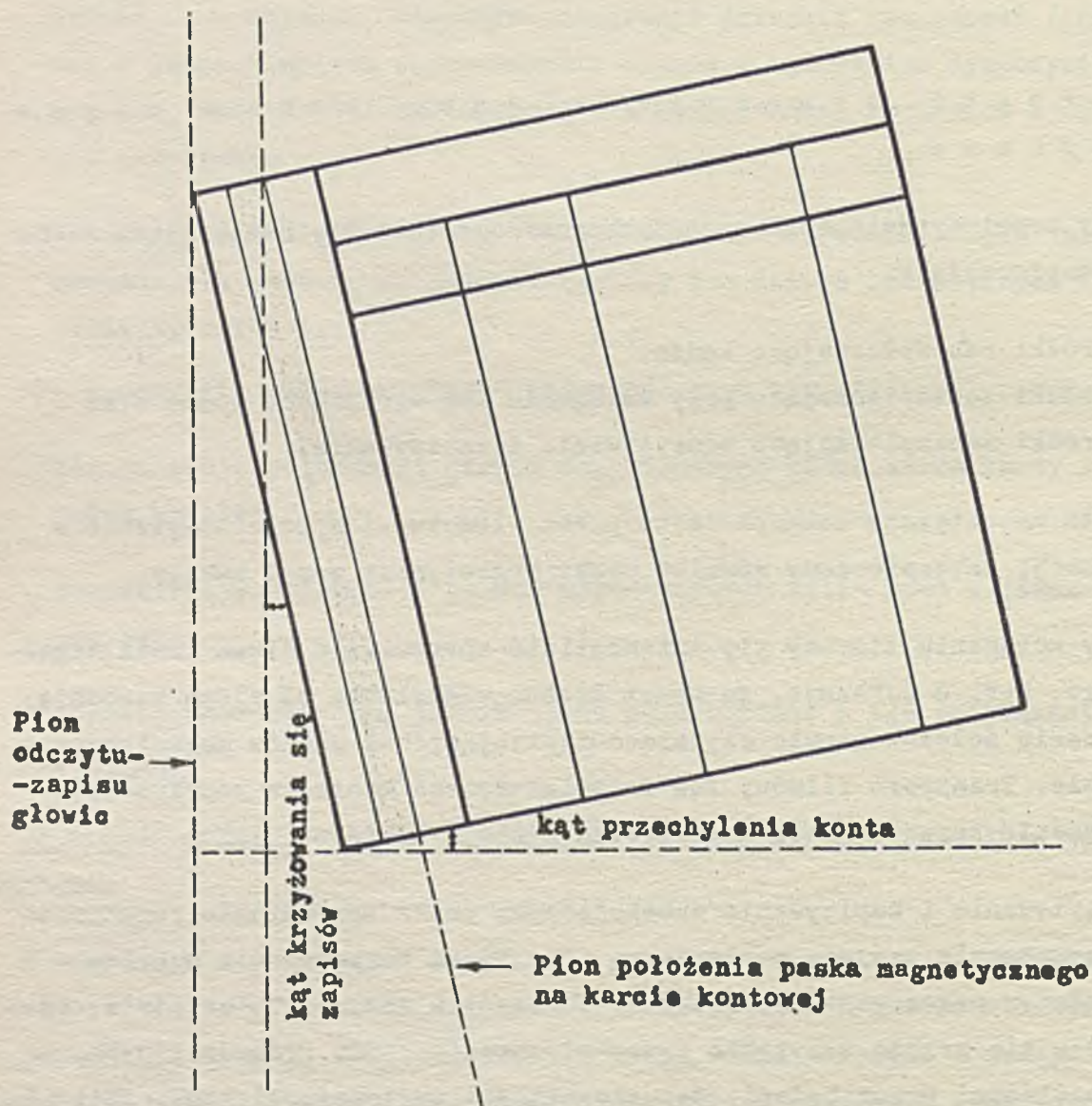
Przy wciąganiu staramy się uniemożliwić skrzywienie pionu konta magnetycznego. Rys. 6 pokazuje, że nawet drobne odchylenia od pionu powodują zachodzenie ścieżek głowic czytająco-zapisujących i pasków magnetycznych na siebie. Transport filmowy lub fotoelektryczna kontrola poprawności wprowadzania przeciwdziałają skrzywieniu pionu konta.

Odczytywanie i zapisywanie zabezpieczamy przez sprawdzanie funkcjonowania urządzenia czytająco-piszącego oraz przez bezpośrednią ochronę przed błędem przeczytanych, względnie zapisanych danych. Te ostatnie zabezpiecza się przede wszystkim przez stosowanie kodów redundacyjnych, a w szczególności przez badanie dopuszczalności występującej kombinacji bitów i przeprowadzanie kontroli parzystości ilości bitów. Zestawy danych kontroluje się przez sumy kontrolne.

Stosuje się czasem podwójne zapisywanie danych, z tym, że kontrola taka może przebiegać jako zapis równoległy (rys. 7), o czym jest mowa w pracy [3] lub zapis z odbiciem lustrzanym (rys. 7b).

Rys. 7 pokazuje wycinek wymienionych zapisów danych. Po wczytaniu danych z paska konta magnetycznego następuje porównanie podwójnie zapisanych danych. Najczęściej porównuje się przez dwukrotne odczytywanie da-

nych. Przy powtórny czytaniu porównuje się je z danymi poprzednio już umieszczonymi w pamięci wewnętrznej.



6. Przechylenie konta magnetycznego przy wciąganiu

Przy przetwarzaniu kont magnetycznych musi być stosowany cały kompleks środków zabezpieczających. Wybór stosowanych środków jest uzależniony od wyposażenia komputera klawiaturowego. Wraz ze wzrostem pojemności paska i gęstości bitów oraz integracji zastosowań, rośnie znaczenie środków zabezpieczających niezawodność pracy, szczególnie czynności czytania i zapisywania.

1	2	3	4	5	6	7	8
a	b	c	d				
1	2	3	4	5	6	7	8
a	b	c	d				
=							
określenie bitów							
=							
wartościowość							
=							
1 2 3 4 5 6 7 8							

Początek pusty	Zapis podwójny											
	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	
	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	0	0
	0	0	1	1	0	0	1	1	1	1	0	0
	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1

Znak = odstęp skoku

1 słowo = 12 znaków

Długość słowa może być różna zależnie od typu urządzeń

a) Zapis podwójny równoległy

1	2	3	4	5	6	7	8
a	b	c	d	a	b	c	d

0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1
0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	0	0
0	0	1	1	0	0	1	1	1	1	0	0
0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1

Zapis podwójny

0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1
0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	0	0
0	0	1	1	0	0	1	1	1	1	0	0
0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1

Zapis pierwotny

b) Zapis podwójny z lustrzanym odbiciem

1	2	3	4	5	6	7	8
a	b	c	d	c	b	a	

0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1
0	0	1	1	0	0	1	1	1	1	0	0
0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1

Zapis podwójny

0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1
0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	0	0
0	0	1	1	0	0	1	1	1	1	0	0
0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1

Zapis pierwotny

Rys. 7. Zabezpieczenie danych przez podwójny zapis

7. Zbiór kont magnetycznych

Dotychczasowe nasze rozważania obracały się wyłącznie wokół pojedynczego konta. Natomiast w tym punkcie omówimy pewną liczbę kont, uporządkowanych według określonej zasady. Taką uporządkowaną liczbę kont nazywamy zbiorem kont magnetycznych.

Zbiór kont magnetycznych jest pamięcią zewnętrzną, charakterystyczną dla komputerów klawiaturowych.

Istnieją pewne podobieństwa między zbiorem kont magnetycznych i zbiorem kart dziurkowanych lub kart obrzeźnie dziurkowanych. Obydwa typy nośników zawierają pojedyncze zapisy danych, które indywidualnie wprowadza się do pamięci wewnętrznej. Przy kontach magnetycznych, pojedyncze zapisy są większe niż przy pozostałych wymienionych nośnikach.

Przy kolejnych dalszych zapisach stanów, zachowuje się niezmienione medium w postaci tego samego konta magnetycznego, natomiast każdy kolejny zapis wymaga nowej karty dziurkowanej.

Karty dziurkowane są bardziej dostosowane do sortowania niż konta magnetyczne, gdyż urządzenia komputerów klawiaturowych dysponują maksimum dwoma pojemnikami do odkładania kont magnetycznych. Przy kontach magnetycznych na ogół brak jest jednolitości (kiedy rozpatrujemy konta różnych urządzeń), którą posiadają w stopniu doskonałym karty dziurkowane. Normalizacja umożliwiła powszechne zautomatyzowanie wprowadzania i rozdzielania kart dziurkowanych.

Posiadanie wizualnie czytelnego opisu na kontach magnetycznych stawia je wyżej niż karty dziurkowane, nawet gdyby te ostatnie były opisane piśmem czytelnym, gdyż mały format ogranicza ten opis.

Zakładając, że droższe konto magnetyczne można wykorzystywać wielokrotnie, a kartę dziurkowaną tylko jednorazowo, dochodzimy do wniosku, że koszty przetwarzania jednego zapisu przy obu technikach są bardzo zbliżone.

Tablica 2. Kryteria oceny zbiorów danych na kartach dziurkowanych i na kontach magnetycznych

Kryteria	Zbiór na kartach dziurkowanych	Zbiór na kontach magnetycznych
wymiar	znormalizowany	w pewnych granicach zróżnicowany
pojemność w znakach odczytywanych maszynowo	80 numerycznych lub alfanumerycznych	32... 768 alfanumerycznych
pojemność w znakach odczytywanych wizualnie	80	bardzo wysoka, zależna od wymiaru znaków w wierszu i liczby wierszy
przydatność zbioru kart do zarządzania	ograniczona	bardzo dobra
zdolność do maszynowego sortowania	bardzo dobra	ograniczona
zdolność do ręcznego sortowania	ograniczona	dobra
wydajność wczytywania znaków/s	15... 400	120... 400 alfanumerycznych
wydajność wyprowadzania znaków/s	15... 50	50... 92 alfanumerycznych

Wydajność czytania zbioru kont magnetycznych wynosi 120 - 400 znaków/s alfanumerycznych. Wydajność czytników kart dziurkowanych przy komputerach klawiaturowych wynosi 15 - 400 kart/min, czyli 15-400 znaków/s przy średnim wydziurkowaniu 60 dziurek/kartę. Wydajności czytania są zbieżne. Zbieżność ta, z pozoru niekorzystna dla kont magnetycznych, ma swoje uzasadnienie w szybkości rozdzielania ze zbioru i transportu dość nieporęcznego konta w jednostce przetwarzającej.

Porównanie między zbiorem kont magnetycznych i zbiorem kart dziurkowanych ma uzasadnienie z punktu widzenia technologicznych efektów przetwarzania. Należy zdać sobie sprawę, że rodzaj rozwiązania wybierać należy w zależności od konkretnych potrzeb. Decydującym kryterium jest tu możliwość opisu transakcji w celu wizualnego odczytu i chronologicznego zapisywania. Istotne są tu dziedziny zastosowań i potrzeby.

Obok porównania zbioru kont magnetycznych ze zbiorem kart dziurkowanych należy również przeprowadzić pewne porównania z pamięciami dużych maszyn ze względu na sposób zapisu, np. pamięć na taśmie magnetycznej, na bębnie i na dyskach. Decydującym kryterium porównawczym jest rozpatrzenie problemu istnienia swobodnego, względnie sekwencyjnego dostępu do pamięci.

Za uznaniem zbioru kont magnetycznych za pamięć sekwencyjną przemawiają następujące jego cechy:

- . z reguły brak maszynowego dostępu do całego zbioru (możliwości ingerencji),
- . określenie kolejności przez zbiór, przy podawaniu automatycznym, pomimo maszynowego dostępu do całego zbioru,
- . wczytywanie całego zapisu konta; brak dostępu do pojedynczych słów lub znaków.

Za uznaniem zbioru kont magnetycznych za pamięć z dostępem swobodnym przemawia fakt, że przy dobrym przystosowaniu kont można dojść do pojedynczego zapisu. Pojedyncze zapisy są więc "adresowalne". Jest to możliwe tylko przy powiązaniu techniki ręcznej z maszynową.

Dostęp do zapisu - jeśli nie przerabia się całego zbioru - następuje w dwóch krokach:

- . ręczny, swobodny do pojedynczego zapisu (rekordu);
- . maszynowy, sekwencyjny odczyt pojedynczych znaków zapisu (rekordu).

Z punktu widzenia maszynowego przetwarzania, zbiór kont magnetycznych jest pamięcią zewnętrzną z dostępem sekwencyjnym z tym, że dostęp sekwencyjny można ograniczyć do pojedynczego zapisu.

Wyposażenie komputerów klawiaturowych w jednostki do przetwarzania kont magnetycznych stwarza nowe możliwości, ale łączy się z poważnymi nakładami. Zarówno możliwości, jak i nakłady zbliżają je do dużych EMC i tym samym nakazują ostrożność przy ich wprowadzaniu. Mają one olbrzymią przewagę psychologiczną, polegającą na tym, że nie zmuszają do zrywania z dotychczasowymi przyzwyczajeniami, a wprowadzają równocześnie technologię nowoczesną, do której stopniowo można przyzwyczaić się i

nabrać zaufania. Ponadto stwarzają stosunkowo duże możliwości w zakresie pamięci zewnętrznej.

Literatura

- [1] Opis patentowy 62469 opublikowany 20.04.71
- [2] HEINRICH L.J.: "Mittlere Datentechnik" Hardware, Software und Anwendung tastaturorientierter Computer.
- [3] WALCZAK T.: Maszyny liczące. Mechanizacja i automatyzacja przetwarzania danych, Warszawa 1971, PWE.

Mgr Michał IGLEWSKI

Centrum Obliczeniowe PAN

Mgr Roman KRZEMIENI

Instytut Maszyn Matematycznych

ANALIZA LEKSYKALNA

Wstęp

Translator może być podzielony na kilka części wykonujących specyficzne zadania.

Każda z tych części może mieć inny zbiór danych wejściowych i wyjściowych, może także być traktowana jako oddzielny podprogram.

Typowy podział translatora wygląda następująco:

- I analiza leksykalna,
- II analiza syntaktyczna,
- III generowanie kodu wynikowego.

Program wykonujący analizę leksykalną (zw. dalej L-analizatorem) jest częścią translatora, która czyta tekst języka źródłowego, rozumiany jako ciąg znaków, i tłumaczy go na ciąg słów (reprezentujący oczywiście tę samą informację ale w bardziej zwartej formie), stanowiący wejście dla następnej części translatora, dokonującej analizy syntaktycznej.

Ponieważ fragmenty języka przetwarzane przez L-analizator dają się opisać przez gramatyki regularne, możemy L-analizator zaprogramować jako automat skończenie stanowy. Pozwala to również na automatyczne generowanie L-analizatorów, przy czym dane dla programu generującego mają postać wyrażeń regularnych opisujących fragmenty języka.

W pierwszej części pracy podany jest materiał teoretyczny, na którym opierają się metody programowania L-analizatora zaprezentowane w części drugiej, począwszy od pkt 4.

1. Wstępne informacje z lingwistyki matematycznej

Definicja:

Alfabetem nazywamy niepusty, skończony zbiór (elementy alfabetu nazywamy symbolami).

Słowem nad danym alfabetem nazywamy skończony ciąg symboli z tego alfabetu.

Słowo puste oznaczamy przez ξ .

Zbiory słów będziemy oznaczali dużymi literami, natomiast słowa małymi literami końcowymi alfabetu łacińskiego.

Oznaczenia

$$AB = \{ xy : x \in A, y \in B \}$$

$$A^0 = \{ \xi \}$$

$$A^1 = A$$

$$A^n = A^{n-1} A$$

$$A^+ = \bigcup_{i=1}^{\infty} A^i$$

$$A^* = A^0 \cup A^+$$

Definicja

Gramatyką typu 0 (inaczej gramatyką kombinatoryczną lub gramatyką struktur frazowych) nazywamy uporządkowaną czwórkę $G = \langle V_N, V_T, P, Z \rangle$,

gdzie

V_N, V_T - rozłączne alfabetów zwane odpowiednio alfabetem pomocniczym i końcowym (elementy V_N będziemy nazywali nieterminalnymi lub zmiennymi, a elementy z V_T - terminalnymi).

$Z \in V_N$ - wyróżniony symbol z V_N zwany symbolem początkowym (in. aksjomatem).

$P \subseteq V^+ \times V^*$, gdzie $V = V_N \cup V_T$

P zawiera skończoną ilość elementów zwanych produkcjami, przy czym jeśli $(\varphi, \psi) \in P$, to φ zawiera co najmniej jeden symbol nieterminalny.

Oznaczenia

Parę $(\varphi, \psi) \in P$ będziemy zapisywali też jako $\varphi ::= \psi$. Elementy z V_T^* będziemy oznaczali małymi literami, elementy z V^* - literami greckimi, elementy z V_N - dużymi literami.

Definicja

Gramatyką typu 1 (inaczej kontekstową) nazywamy gramatykę, której produkcje mają postać:

$$\alpha U \beta ::= \alpha \Psi \beta \quad \text{gdzie} \quad U \in V_N, \alpha, \beta \in V^*, \Psi \in V^+$$

Definicja

Gramatyką typu 2 (inaczej bezkontekstową lub CF gramatyką) nazywamy gramatykę, której produkcje mają postać:

$$U ::= \alpha \quad \text{gdzie} \quad U \in V_N, \alpha \in V^*$$

Definicja

Gramatyką typu 3 (inaczej regularną) nazywamy gramatykę o produkcjach:

$$U ::= u$$

lub
$$U ::= W u$$

gdzie
$$u \in V_T, U, W \in V_N.$$

Definicja:

Słowo $\alpha = \alpha_1 \Psi \alpha_2$ wyprowadza bezpośrednio w gramatyce G słowo $\beta = \alpha_1 \Psi \alpha_2$ (co będziemy zapisywać $\alpha \Rightarrow \beta$), jeżeli $(\Psi, \Psi) \in P$, gdzie P jest zbiorem produkcji gramatyki G.

Definicja

Słowo α wyprowadza słowo β , co oznaczamy $\alpha \xrightarrow{+} \beta$, jeżeli istnieje ciąg $\gamma_1, \dots, \gamma_n$ ($n > 1$) taki, że

$$\alpha = \gamma_1 \Rightarrow \gamma_2 \Rightarrow \gamma_3 \Rightarrow \dots \Rightarrow \gamma_n = \beta$$

ciąg $\gamma_1, \dots, \gamma_n$ nazywamy wyprowadzeniem o długości n.

Definicja:

$$\alpha \xrightarrow{*} \beta \iff (\alpha \xrightarrow{+} \beta \vee \alpha = \beta)$$

Definicja

Niech G będzie gramatyką, Z - symbolem początkowym G. Słowo α nazywamy formą zdaniową, jeżeli $Z \xrightarrow{*} \alpha$; Słowo x nazywamy zdaniem, jeśli $Z \xrightarrow{*} x$ i $x \in V_T^*$.

Definicja

Językiem gramatyki G albo językiem opisanym przez gramatykę G nazywamy zbiór $L(G) = \{x: Z \xrightarrow{*} x \text{ i } x \in V_T^*\}$.

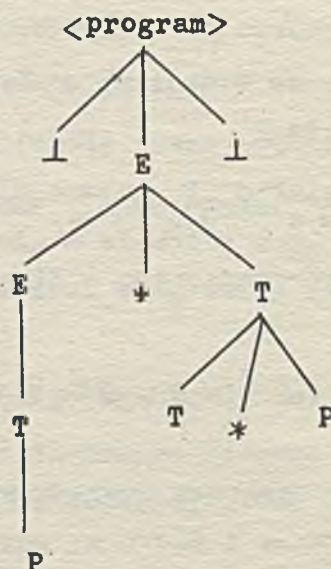
Twierdzenie 1

Klasa języków typu i (tzn. definiowanych przez gramatyki typu i) jest właściwą podklasą klasy języków typu $i-1$ (dla $i = 3, 2, 1$).

Z każdą formą zdaniową związane jest drzewo wyvodu. Wierzchołek tego drzewa jest oznaczony symbolem początkowym, a pozostałe węzły odpowiadają symbolom pojawiającym się w wyprowadzeniu tej formy, przy czym dla każdego rozgałęzienia w drzewie istnieje reguła w gramatyce o lewej stronie stanowiącej punkt rozgałęzienia i prawej stronie będącej słowem złożonym z węzłów tego rozgałęzienia, np. dla zbioru produkcji

$\langle \text{program} \rangle ::= \perp E \perp$
 $E ::= T$
 $E ::= E + T$
 $T ::= P$
 $T ::= T * P$
 $P ::= (E)$
 $P ::= I$

formie zdaniowej $\perp P + T * P \perp$ odpowiada drzewo wyvodu przedstawione na rys. 1a.



Rys. 1a

Definicja

Niech $\alpha = \alpha_1 \beta \alpha_2$ będzie formą zdaniową gramatyki G .

β nazywamy frazą formy α , jeżeli istnieje $U \in V_N$ takie, że $Z \xrightarrow{*} \alpha_1 U \alpha_2$ i $U \Rightarrow \beta$ (tzn. frazą dowolnej formy zdaniowej będzie zbiór końcowych wierzchołków pewnego poddrzewa drzewa wyvodu formy α).

β nazywamy frazą prostą formy α , jeżeli istnieje $U \in V_N$ takie, że $Z \xrightarrow{*} \alpha_1 U \alpha_2$ i $U \Rightarrow \beta$.

β nazywamy uchwytem formy α , jeżeli istnieje drzewo wyvodu formy α takie, że β jest pierwszą z lewej frazą prostą w tym drzewie, np. forma zdaniowa $\perp P + T * P \perp$ z rys. 1a ma cztery frazy: $P, T * P, P + T * P, \perp P + T * P \perp$; jej uchwytem jest P .

Twierdzenie 2

- a) dla każdego drzewa wyvodu istnieje co najmniej jedno wyprowadzenie;
- b) dla każdego wyprowadzenia istnieje odpowiadające mu drzewo wyvodu (ale różne wyprowadzenia mogą mieć takie samo drzewo).

Definicja

Zdanie (formę) nazywamy niejednoznaczny, jeżeli istnieją co najmniej dwa różne drzewa wyvodu tego zdania (formy) w danej gramatyce. Gramatykę nazywamy niejednoznaczną, jeżeli zawiera zdanie niejednoznaczne.

Uwaga

Jeżeli forma zdaniowa jest niejednoznaczna, to ma ona więcej niż jeden uchwyt.

Przykład

$\langle E \rangle ::= \langle E \rangle + \langle E \rangle$

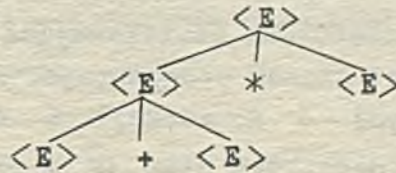
$\langle E \rangle ::= \langle E \rangle * \langle E \rangle$

$\langle E \rangle ::= (\langle E \rangle)$

forma zdaniowa $\langle E \rangle + \langle E \rangle * \langle E \rangle$ ma drzewa wyvodu:



Rys. 1b



Rys. 1c

Dla drzewa na rys. 1b uchwytem jest $\langle E \rangle * \langle E \rangle$

Dla drzewa na rys. 1c uchwytem jest $\langle E \rangle + \langle E \rangle$.

Definicja:

Rozbiorem formy zdaniowej będziemy nazywali proces konstrukcji jej drzewa wywodu.

Program dokonujący rozbioru będziemy nazywali S-analizatorem albo parserem.

Tab. 1 podaje rozstrzygalność trzech problemów dotyczących gramatyk istotnych dla konstrukcji S-analizatora.

Tab. 1

typ gramatyki problem	gramatyka typu 3	gramatyka typu 2	gramatyka typu 1	gramatyka typu 0
czy G jest niejednoznaczna	R	N	N	N
czy $x \in L(G)$	R	R	R	N
czy $L(G)$ jest regularny	R	N	N	N

Symbol R oznacza, że problem jest rozstrzygalny,

N oznacza, że problem jest nierozstrzygalny.

2. Automaty skończenie stanowe i ich związek z gramatykami regularnymi

a/ Automaty deterministyczne

Definicja

Deterministycznym automatem skończenie stanowym M nad alfabetem Σ nazywamy piątkę $\langle K, \Sigma, \delta', q_0, F \rangle$, gdzie: K jest skończonym, niepustym zbiorem elementów zwanych stanami; Σ jest skończonym, niepustym zbiorem zwany alfabetem wejściowym albo zbiorem symboli wejściowych; δ' jest funkcją częściową odwzorowującą elementy z $K \times \Sigma$ w K ($\delta' : K \times \Sigma \rightarrow K$); $q_0 \in K$ jest stanem początkowym, $F \neq \emptyset$, $F \subseteq K$ - zbiór stanów końcowych; rozszerzymy δ' do funkcji δ'' określonej na całym zbiorze $K \times \Sigma$, wprowadzając dodatkowy stan φ' i przyjmując, że $\delta''(q, a) = \delta'(q, a)$, jeżeli $\delta'(q, a)$ jest określone oraz, że $\delta''(q, a) = \varphi'$, jeżeli $\delta'(q, a)$ było nieokreślone, oraz $\delta''(\varphi', a) = \varphi'$ dla każdego $a \in \Sigma$.

Interpretacja zapisu $\delta''(q, a) = p$ dla $q, p \in K$, $a \in \Sigma$ jest następująca: automat M napotkawszy w stanie q symbol a pobiera kolejny symbol wejściowy i przechodzi do stanu p.

Odwzorowanie δ'' rozszerzymy na dziedzinę $K \times \Sigma^*$ następująco:

$$\delta(q, \epsilon) = q$$

$$\delta(q, xa) = \delta'(\delta(q, x), a) \quad \text{dla każdego } x \in \Sigma^*, a \in \Sigma.$$

Interpretacja zapisu $\delta(q, x) = p$ jest następująca: M startując ze stanu q przechodzi do stanu p po przetworzeniu całego ciągu symboli stanowiących x .

Definicja

Mówimy, że słowo x jest akceptowane przez automat M , jeśli istnieje $p \in F$ takie, że $\delta(q_0, x) = p$.

Zbiór wszystkich słów akceptowanych przez M będziemy oznaczali przez $T(M)$, tj. $T(M) = \{x : \delta(q_0, x) \in F\}$.

Twierdzenie 3

Dla każdej gramatyki regularnej $G = \langle V_N, V_T, P, Z \rangle$, w której prawe strony produkcji są różne, istnieje deterministyczny automat skończony $M = (K, \Sigma, \delta, q_0, F)$ taki, że $T(M) = L(G)$.

Automat M konstruujemy następująco:

Stanami automatu M będą zmienne gramatyki G oraz dodatkowe stany S, φ nie należące do V_N , tj. $K = V_N \cup \{S\} \cup \{\varphi\}$

$\Sigma = V_T$, $q_0 = S$, $F = \{Z\}$, a funkcję δ definiujemy następująco:

$$\delta(S, a) = A \quad \text{jeżeli w } G \text{ istnieje produkcja } A ::= a;$$

$$\delta(B, a) = A \quad \text{jeżeli w } G \text{ istnieje produkcja } A ::= Ba;$$

$$\delta(S, a) = \varphi \quad \text{jeżeli dla każdego } A \in V_N \text{ produkcja } A ::= a \notin P;$$

$$\delta(B, a) = \varphi \quad \text{jeżeli dla każdego } A \in V_N \text{ produkcja } A ::= B a \notin P;$$

$$\delta(\varphi, a) = \varphi \quad \text{dla każdego } a \in V_T.$$

Dowód, że $T(M) = L(G)$ można znaleźć w [12].

Twierdzenie 4

Dla każdego automatu skończonego M istnieje gramatyka regularna G , taka że $L(G) = T(M)$. Dowód można znaleźć w pracy [12].

Przykład na twierdzenie 3.

Rozpatrzmy gramatykę $G = \langle V_N, V_T, P, Z \rangle$, gdzie $V_N = \{U, V, Z\}$,
 $V_T = \{0, 1\}$.

W skład zbioru P wchodzi produkcje:

$$Z ::= U0|V1,$$

$$U ::= Z1|1,$$

$$V ::= Z0|0.$$

Mamy:

$$L(G) = \{01|10\}^n$$

Odpowiadający tej gramatyce automat jest następujący:

$$M = (K, \Sigma, \delta, q_0, F), \text{ gdzie}$$

$$K = \{S, Z, U, V, \varphi\},$$

$$\Sigma = \{0, 1\},$$

$$q_0 = \{S\},$$

$$F = \{Z\},$$

a δ jest zdefiniowane następująco:

$$\delta(S, 0) = V \qquad \delta(S, 1) = U$$

$$\delta(V, 0) = \varphi \qquad \delta(V, 1) = Z$$

$$\delta(U, 0) = Z \qquad \delta(U, 1) = \varphi$$

$$\delta(Z, 0) = V \qquad \delta(Z, 1) = U$$

$$\delta(\varphi, 0) = \varphi \qquad \delta(\varphi, 1) = \varphi$$

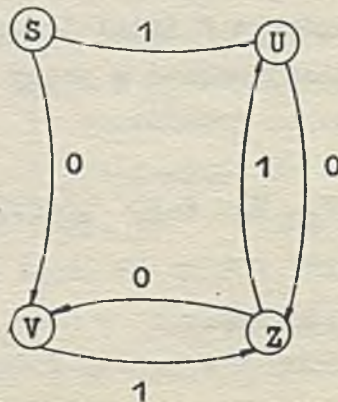
Diagram automatu M , odpowiadającego gramatyce G przedstawiony jest na rys. 2a.

Każdą zmienną z G reprezentuje wierzchołek diagramu (stan), ponadto w diagramie występuje stan początkowy S .

Dla każdej produkcji $Q ::= t$ z G rysuje się łuk, oznaczony t , prowadzący od stanu początkowego S do stanu Q .

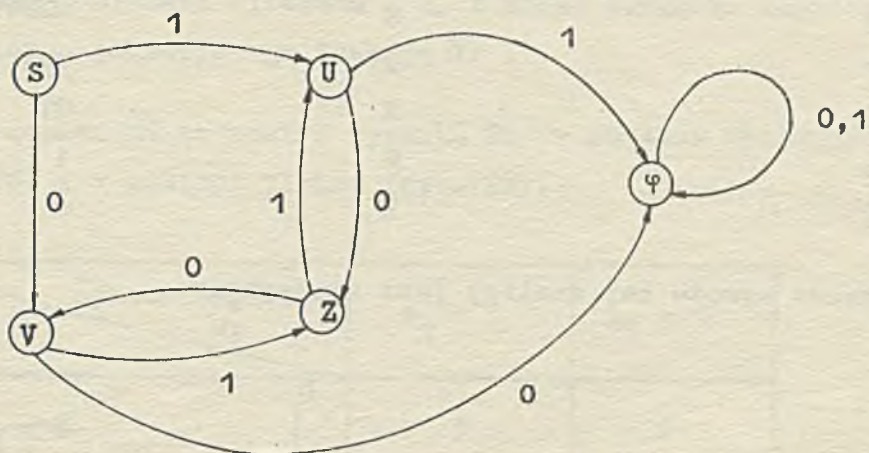
Dla każdej produkcji $Q ::= Rt$ z G rysuje się łuk, oznaczony t , prowadzący ze stanu R do stanu Q .

W ten sposób otrzymamy następujący diagram:



Rys. 2a

Zgodnie z konstrukcją podaną w tw. 3. uzupełniamy diagram dodatkowym stanem φ .



Rys. 2b

Odpowiadający gramatyce regularnej G automat skończony pozwala dla dowolnego zdania stwierdzić, że zdanie to nie należy do $L(G)$ lub dokonać jego rozbioru.

Powyższego diagramu będziemy używali do rozpoznania słowa x w sposób następujący:

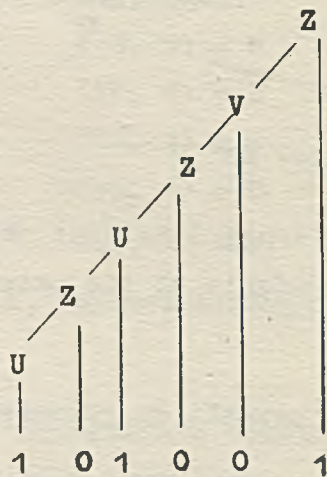
- a) zaczynamy od stanu początkowego S , mając dany pierwszy z lewej znak słowa x ; będziemy wykonywać krok b tak długo, aż zostanie napotkany koniec słowa x ,
- b) wczytujemy następny znak słowa x ; przesuujemy się wzdłuż łuku oznaczonego tym znakiem do następnego stanu. Jeśli napotkamy koniec słowa x , to $x \in L(G)$ wtedy i tylko wtedy jeśli ostatnim osiągniętym stanem jest stan Z .

W każdym kroku analizy (poza pierwszym) uchwyt jest nazwa bieżącego stanu i symbol wejściowy. Pierwszy krok pracy automatu redukuje pierwszy symbol słowa wejściowego x do symbolu nieterminalnego. Każdy następny krok redukuje pierwsze dwa symbole Ut (uchwyt) formy zdaniowej $Ut\alpha$ do symbolu nieterminalnego V używając reguł postaci $V ::= Ut$. Ponieważ prawe strony produkcji są jednoznaczne, symbol otrzymany po redukcji jest również wyznaczony jednoznacznie.

Jako przykład zanalizujemy słowo 101001

krok	bieżący stan	słowo wejściowe
1	S	101001
2	U	01001
3	Z	1001
4	U	001
5	Z	01
6	V	1
7	Z	-

Drzewo wyvodu tej analizy jest następujące:



Rys. 2c

Drzewa wyvodu dla zdań języka regularnego mają zawsze taki kształt jak powyżej.

b/ Reprezentacja automatu skończonego w maszynie

Automat $M = (K, \Sigma, \delta, q_0, F)$, w którym $K = \{S_1, \dots, S_n\}$, $\Sigma = \{t_1, \dots, t_m\}$ może być przedstawiony jako macierz $B [1:n, 1:m]$, gdzie element $B [i,j]$ zawiera liczbę k taką, że $\delta(S_i, t_j) = S_k$.

Na ogół przyjmujemy, że S_1 jest stanem początkowym, a zbiór stanów końcowych F jest przechowywany w osobnym wektorze. Macierz taka nazywa się macierzą przejścia (ang. transition matrix).

W części II niniejszej pracy zakłada się, że automaty zapisywane są w postaci macierzy przejścia.

Innym sposobem reprezentacji automatu jest pleks, w którym każdy stan z k wyjściami (na diagramie) jest reprezentowany przez $2 \cdot k + 2$ słów pamięci. Pierwsze słowo zawiera nazwę stanu, drugie wartość k , a każda z następnych k par - element alfabetu Σ i adres początku reprezentacji następnego stanu (określonego funkcją δ).

Dla przykładu zapiszemy automat z rysunku 2b w postaci macierzy przejścia (rys. 2d) i w postaci pleksu (rys. 2e).

stan \ symbol wejściowy	$t_1 = 0$	$t_2 = 1$
$S_1 = S$	3	2
$S_2 = U$	4	5
$S_3 = V$	5	4
$S_4 = Z$	3	2
$S_5 = \varphi$	5	5

Rys. 2d

S
2
0
ADR V
1
ADR U

U
1
0
ADR Z

V
1
1
ADR Z

Z
2
0
ADR V
1
ADR U

Rys. 2e

Rys. 2e odpowiada rys. 2a, gdyż w reprezentacji pleksowej nie ma potrzeby pamiętania stanu φ .

c/ Automaty niedeterministyczne

Jeżeli gramatyka regularna G zawiera dwie produkcje o takich samych prawych stronach (np. $V ::= Ut, W ::= Ut$), to konstrukcji podanej w twierdzeniu 3. nie możemy zastosować, gdyż powstałyby wtedy dwa łuki oznaczone tą samą literą t , wychodzące z U . Taki niejednoznaczny automat będziemy nazywali niedeterministycznym automatem skończonym.

Definicja

Niedeterministycznym automatem skończonym nazywamy piątkę $(K, \Sigma, \delta', q_0, F)$, gdzie K, Σ, q_0, F określone są jak dla automatu skończonego, a δ' jest odwzorowaniem $K \times \Sigma$ w zbiór podzbiorów K , tj. $\delta' : K \times \Sigma \rightarrow 2^K$.

Zatem różnica między automatem niedeterministycznym a deterministycznym jest taka, że $\delta(q, a)$ jest zbiorem stanów (być może pustym), a nie pojedynczym stanem.

Interpretacja $\delta'(q, a) = \{p_1, \dots, p_k\}$ jest następująca: automat M , będąc w stanie q i mając na wejściu symbol a pobiera następny z prawej symbol wejściowy i przechodzi do dowolnego ze stanów p_1, p_2, \dots, p_k .

Podobnie jak w definicji automatu skończonego rozszerzymy δ' na dziedzinę $K \times \Sigma^*$ następująco:

$$\begin{aligned} \delta(q, \xi) &= q \quad \text{oraz} \\ \delta(q, xa) &= \bigcup_{p \in \delta(q, x)} \delta(p, a) \quad \text{dla każdego } x \in \Sigma^* \text{ i } a \in \Sigma \end{aligned}$$

Słowo x jest akceptowane przez automat M jeśli istnieje stan $p \in F$ taki, że $p \in \delta(q_0, x)$.

Zbiór wszystkich słów akceptowanych przez automat M będziemy oznaczali przez $T(M)$.

Przykład

Rozpatrzmy gramatykę $G = \langle V_N, V_T, P, Z \rangle$, gdzie

$$V_N = \{U, V, Q, Z\}, V_T = \{0, 1\},$$

$$P : Z ::= U1|V0|Z0|Z1$$

$$U ::= Q1|1$$

$$V ::= Q0|0$$

$$Q ::= Q0|Q1|0|1$$

$L(G)$ jest zbiorem wszystkich ciągów zer i jedynek zawierających co najmniej dwa kolejne wystąpienia zera lub dwa kolejne wystąpienia jedynki.

Automat odpowiadający tej gramatyce jest następujący

$$M = (K, \Sigma, \delta, q_0, F),$$

gdzie

$$K = \{S, Q, V, U, Z, \varphi\}$$

$$\Sigma = \{0, 1\}$$

$$q_0 = \{S\}$$

$$F = \{Z\}$$

a δ jest określone następująco:

$$\delta(S, 0) = \{V, Q\},$$

$$\delta(S, 1) = \{U, Q\},$$

$$\delta(V, 0) = \{Z\},$$

$$\delta(V, 1) = \{\varphi\}$$

$$\delta(Q, 0) = \{V, Q\},$$

$$\delta(Q, 1) = \{U, Q\},$$

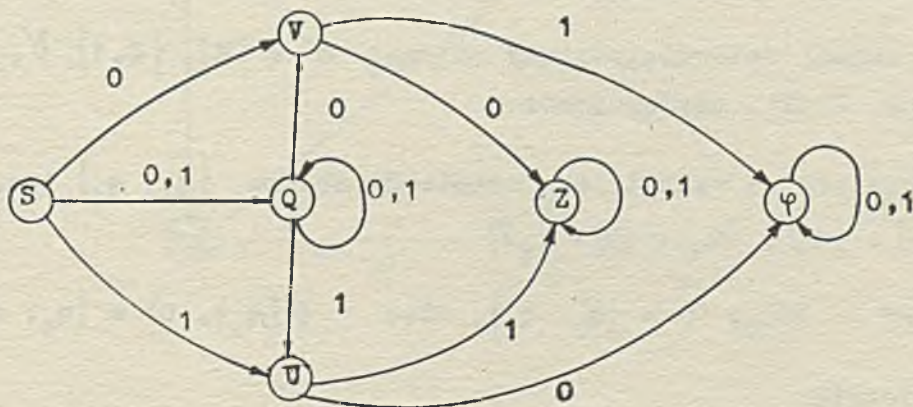
$$\delta(U, 0) = \{\varphi\}$$

$$\delta(U, 1) = \{Z\},$$

$$\delta(Z, 0) = \{Z\},$$

$$\delta(Z, 1) = \{Z\}.$$

Diagram tego automatu jest przedstawiony na rys. 2f.



Rys. 2f

Twierdzenie 5.

Jeżeli język L jest akceptowany przez niedeterministyczny automat skończony, to istnieje deterministyczny automat skończony akceptujący L.

Dowód

podamy tylko konstrukcję automatu, (pełny dowód można znaleźć np. w [10]).

Niech $M = (K, \Sigma, \delta, q_0, F)$ będzie automatem niedeterministycznym akceptującym język L.

Zdefiniujemy automat deterministyczny $M' = (K', \Sigma, \delta', q'_0, F')$ akceptujący L następująco:

stanami M' są wszystkie podzbiory zbioru stanów automatu M, tzn. $K' = 2^K$; F' jest zbiorem tych wszystkich stanów z K' , które zawierają stan należący do F;

elementy z K' będziemy oznaczali przez $[q_1, q_2, \dots, q_i]$, gdzie q_1, q_2, \dots, q_i są elementami z K;

$$q'_0 = [q_0]$$

$$\delta'([q_1, q_2, \dots, q_i], a) = [p_1, \dots, p_j] \iff \delta(\{q_1, q_2, \dots, q_i\}, a) = \{p_1, \dots, p_j\}$$

Przykład

Niech $M = (\{q_0, q_1\}, \{0, 1\}, \delta, q_0, \{q_1\})$ będzie niedeterministycznym automatem skończonym, w którym δ jest określona następująco:

$$\begin{aligned} \delta(q_0, 0) &= \{q_0, q_1\} & \delta(q_0, 1) &= \{q_1\} \\ \delta(q_1, 0) &= \{\} & \delta(q_1, 1) &= \{q_0, q_1\} \end{aligned}$$

gdzie przez $\{\}$ będziemy oznaczać zbiór pusty.

Skonstruujemy deterministyczny automat $M' = (K', \{0, 1\}, \delta', [q_0], F')$, akceptujący T(M), następująco:

K' składa się ze wszystkich podzbiorów zbioru $\{q_0, q_1\}$ tzn.:

$$K' = \{[\], [q_0], [q_1], [q_0, q_1]\}$$

Ponieważ $\delta(q_0, 0) = \{q_0, q_1\}$, więc $\delta'([q_0], 0) = [q_0, q_1]$.

Analogicznie:

$$\delta'([q_0], 1) = [q_1],$$

$$\delta'([q_1], 0) = [] \text{ oraz } \delta'([q_1], 1) = [q_0, q_1],$$

$$\delta'([], 0) = \delta'([], 1) = [];$$

$$\delta'([q_0, q_1], 0) = [q_0, q_1] \text{ ponieważ}$$

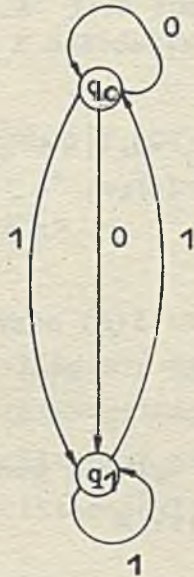
$$\delta(\{q_0, q_1\}, 0) = \delta(q_0, 0) \cup \delta(q_1, 0) = \{q_0, q_1\} \cup \{ \} = \{q_0, q_1\},$$

$$\text{a } \delta'([q_0, q_1], 1) = [q_0, q_1] \text{ ponieważ}$$

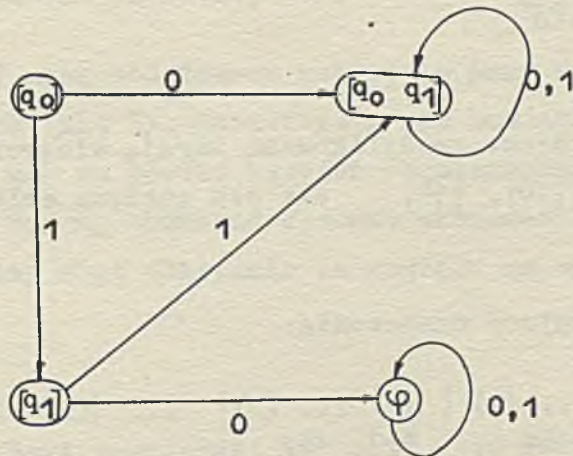
$$\delta(\{q_0, q_1\}, 1) = \delta(q_0, 1) \cup \delta(q_1, 1) = \{q_1\} \cup \{q_0, q_1\} = \{q_0, q_1\}$$

$$F' = ([q_1], [q_0, q_1]).$$

Diagramy dla powyższych automatów podane są na rysunkach 2g i 2h.



Rys. 2g



Rys. 2h

Z powyższej konstrukcji widać, że automat deterministyczny odpowiadający automatu niedeterministycznemu ma więcej stanów. Teoretycznie ma on 2^n stanów (gdzie n liczba stanów automatu niedeterministycznego) jednak wiele stanów jest zbędnych i istnieją algorytmy dla ich redukcji [11].

3. Wyrażenia regularne

Definicja

Przez wyrażenia regularne nad alfabetem $A = \{a_1, \dots, a_n\}$ będziemy rozumieć skończone formuły opisujące zbiory słów.

Zbiór $R(A)$ wyrażeń regularnych nad alfabetem A zdefiniujemy następująco:

- $\varphi, \xi, a_1, \dots, a_n \in R(A)$.
- Jeżeli $P, Q \in R(A)$ to $(P), \{P\}_0^\infty, (PQ), P|Q \in R(A)$.
- Nic ponadto nie należy do zbioru $R(A)$.

Definicja

Interpretacją wyrażenia regularnego $P: i(P)$ nazywamy funkcję odwzorowującą wyrażenia regularne w zbiory słów tzn. $i: R(A) \longrightarrow 2^{A^*}$ oraz

1. $i(\varphi) = \emptyset$ (pusty zbiór)
2. $i(\xi) = \{\xi\}$ (zbiór złożony tylko z pustego symbolu)
3. $i(a_i) = \{a_i\}$ dla $i = 1, \dots, n$
4. $i((P)) = i(P)$
5. $i(PQ) = i(P) i(Q) = \{xy : x \in i(P), y \in i(Q)\}$
6. $i(P|Q) = i(P) \cup i(Q)$
7. $i(\{P\}_0^\infty) = (i(P))^*$

Uwaga

Definicja ta jest nieco zmodyfikowaną wersją klasycznej definicji wyrażenia regularnego [10], [14] ale dla naszych celów jest zupełnie wystarczająca.

Wprowadzimy następujące oznaczenia:

$$\{P\}_m^n \stackrel{\text{def}}{=} \underbrace{(P) \dots (P)}_{m \text{ razy}} | \underbrace{(P) \dots (P)}_{n+1 \text{ razy}} | \dots | \underbrace{(P) \dots (P)}_{n \text{ razy}}$$

$$\{P\}_n \stackrel{\text{def}}{=} \{P\}_0^n$$

$$\{P\} \stackrel{\text{def}}{=} \{P\}_0^\infty \quad \{P\}_0^0 \stackrel{\text{def}}{=} \xi$$

Wyrażenia regularne są bardzo wygodnym narzędziem do opisu prostych jednostek syntaktycznych języka np. definicję identyfikatora możemy zapisać w postaci:

$$\langle \text{identyfikator} \rangle ::= \text{litera} \{ \text{litera} \mid \text{cyfra} \} 5.$$

Możemy również, korzystając z dwóch poniższych twierdzeń, przejść z postaci BNF do postaci wyrażenia regularnego (o ile oczywiście produkcje BNF są regularne).

Twierdzenie 6 (dowód [14])

Jeżeli $S \subset A^*$, $B \subset A^*$, to $R \subset A^*$ jest rozwiązaniem równania $R = SR \cup B$ wtedy i tylko wtedy, gdy $R = S^*B$.

Twierdzenie 7 (dowód [14])

Jeżeli $S \subset A^*$, $B \subset A^*$, to $R \subset A^*$ jest rozwiązaniem równania $R = RS \cup B$ wtedy i tylko wtedy, gdy $R = B S^*$.

Przykład

- (1) $\langle \text{identyfikator} \rangle ::= \langle \text{litera} \rangle \mid \langle \text{identyfikator} \rangle \langle \text{litera} \rangle \mid \langle \text{identyfikator} \rangle \langle \text{cyfra} \rangle$
- (2) $\langle \text{identyfikator} \rangle ::= \langle \text{litera} \rangle \mid \langle \text{identyfikator} \rangle (\langle \text{litera} \rangle \mid \langle \text{cyfra} \rangle)$
- (3) $\langle \text{identyfikator} \rangle ::= \langle \text{litera} \rangle \{ \langle \text{litera} \rangle \mid \langle \text{cyfra} \rangle \}$

Na podstawie tw. 7 produkcja (1) jest równoważna produkcji (2), a produkcja (2) produkcji (3), ponieważ zbiory słów opisywane przez prawe strony obu tych produkcji są identyczne.

Twierdzenia 6 i 7 mają podstawowe znaczenie przy automatycznej konstrukcji L-analizatora (pkt 5). Umożliwiają one bowiem automatyczne przechodzenie z postaci BNF na postać wyrażeń regularnych, dla których w myśl twierdzenia 8, możemy zbudować automat skończenie stanowy [6], [13]. Nie omawiamy ich tutaj zbyt dokładnie ze względu na wyczerpującą monografię [14].

Twierdzenie 8

Język dowolnej gramatyki regularnej G może być zdefiniowany przez wyrażenie regularne i odwrotnie. Pełny dowód twierdzenia można znaleźć w [14]. Tutaj pokażemy jedynie jak dla danego wyrażenia regularnego P skonstruować odpowiadający mu automat skończony.

a) Niech $P = \varphi$

$M = (K, \Sigma, \delta, q_0, F)$, gdzie $K = \{S, Z\}, \Sigma = A,$

$q_0 = \{S\}, F = \{Z\}$

$\delta(S, t) = S$

$\delta(Z, t) = Z$

Diagram tego automatu wygląda następująco:



Rys. 3a

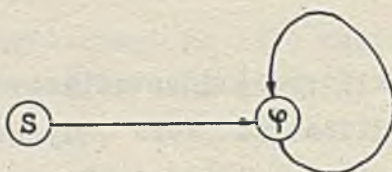
b) Niech $P = \xi$.

$M = (K, \Sigma, \delta, q_0, F)$, gdzie

$K = \{S, \varphi\}, \Sigma = A, q_0 = \{S\}, F = \{S\}$

$\delta(S, t) = \varphi$
 $\delta(\varphi, t) = \varphi$ } dla każdego $t \in A$

Diagram



Rys. 3b

c) Niech $P = a_1$.

$M = (K, \Sigma, \delta, q_0, F)$, gdzie

$K = \{S, Z, \varphi\}, \Sigma = A, q_0 = \{S\}, F = \{Z\},$

$\delta(S, a_1) = Z$

$\delta(S, t) = \varphi$, dla każdego $t \neq a_1$

$\delta(\varphi, t) = \varphi$, dla każdego $t,$

$\delta(Z, t) = \varphi$, dla każdego $t.$



Rys. 3c

d) Niech $P = (P)$.

Wtedy automat dla (P) jest taki sam jak dla P .

e) Niech $P = R \mid Q$

$$M_1 = \langle K_1, \Sigma_1, \delta_1, q_{01}, F_1 \rangle$$

$$M_2 = \langle K_2, \Sigma_2, \delta_2, q_{02}, F_2 \rangle$$

i niech

oraz

będzie automatem dla R , a

automatem dla Q

$$K_1 \cap K_2 = \emptyset$$

Automatem akceptującym P jest $M = \langle K, \Sigma, \delta, q_0, F \rangle$, gdzie

$$K = K_1 \cup K_2 \cup \{q_0\}$$

$$q_0 \notin K_1 \cup K_2,$$

$$\Sigma = \Sigma_1 = \Sigma_2 = A,$$

$$F = \begin{cases} F_1 \cup F_2, & \text{jeżeli } q_{0i} \in F_i, \text{ dla } i = 1, 2 \\ F_1 \cup F_2 \cup \{q_0\}, & \text{w przeciwnym przypadku} \end{cases}$$

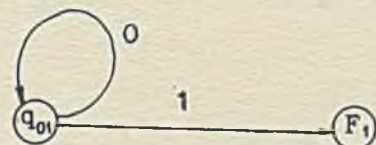
$$\delta(q, t) = \delta_1(q, t) \quad \text{dla } q \in K_1 \text{ i każdego } t$$

$$\delta(q, t) = \delta_2(q, t) \quad \text{dla } q \in K_2 \text{ i każdego } t$$

$$\delta(q, t) = \delta_1(q_{01}, t) \cup \delta_2(q_{02}, t) \quad \text{dla każdego } t$$

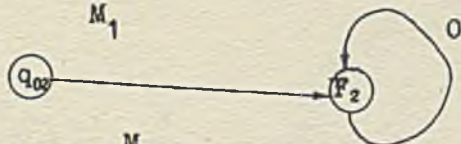
Jeżeli dla któregoś q_{0i} ($i = 1, 2$) zachodzi $\delta(q, t) \neq q_{0i}$ dla każdego $q \in K, t \in A$, to stan q_{0i} można wykreślić.

Przykłady



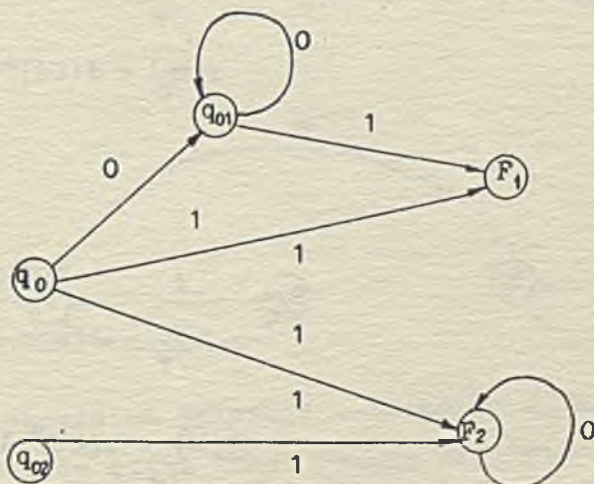
M_1

$$T(M_1) = 0^*1$$



M_2

$$T(M_2) = 10^*$$



M

$$T(M) = (0^*1) \mid (10^*)$$

Rys. 3d

Jak widać z rysunku stan q_{02} można wykreślić.

f) Niech $P = QR$ oraz

$M_1 = \langle K_1, \Sigma_1, \delta_1, q_{01}, F_1 \rangle$ będzie automatem dla Q ,

$M_2 = \langle K_2, \Sigma_2, \delta_2, q_{02}, F_2 \rangle$ będzie automatem dla R i $K_1 \cap K_2 = \emptyset$

Automatem dla P będzie $M = \langle K, \Sigma, \delta, q_0, F \rangle$, gdzie

$$K = K_1 \cup K_2,$$

$$\Sigma = \Sigma_1 = \Sigma_2 = A,$$

$$q_0 = q_{01},$$

$$F = \begin{cases} F_2, & \text{jeżeli } q_{02} \notin F_2, \\ F_1 \cup F_2 & \text{w przeciwnym wypadku,} \end{cases}$$

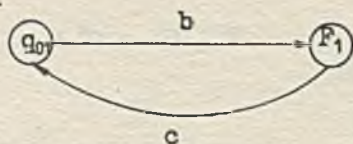
$\delta(q, t) = \delta_1(q, t)$ - dla każdego $q \in K_1 - F_1$ i dla każdego t ;

$\delta(q, t) = \delta_2(q, t)$ - dla każdego $q \in K_2$ i dla każdego t ;

$\delta(q, t) = \delta_1(q, t) \cup \delta_2(q_{02}, t)$ - dla każdego $q \in F_1$ i dla każdego t ;

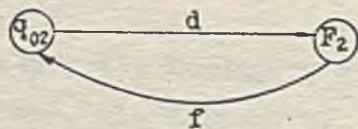
Jeżeli $\delta(q, t) \neq q_{02}$ dla każdego $q \in K, t \in A$, to q_{02} możemy wykreślić.

Przykłady



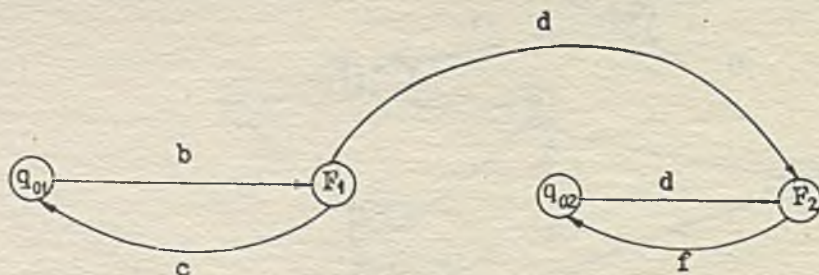
M_1

$$T(M_1) = b(cb)^*$$



M_2

$$T(M_2) = d(fd)^*$$



M

$$T(M) = b(cb)^* d(fd)^*$$

g) Niech $P = \{Q\}$ oraz

$M_1 = \langle K_1, \Sigma_1, \delta_1, q_{01}, F_1 \rangle$ jest automatem dla Q . Automatem dla P będzie $M = \langle K, \Sigma, \delta, q_0, F \rangle$, gdzie

$$K = K_1,$$

$$\Sigma = \Sigma_1 = A,$$

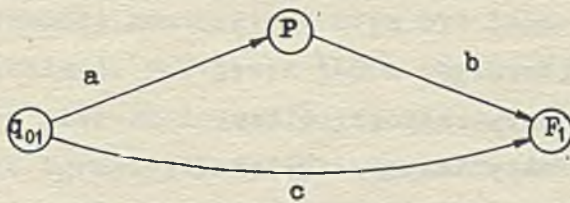
$$q_0 = q_{01},$$

$$F = F_1 \cup \{q_0\} \quad (\text{bo do } P \text{ należy słowo puste}),$$

$$\delta(q, t) = \delta_1(q, t) - \text{dla każdego } q \notin F_1 \text{ i dla każdego } t,$$

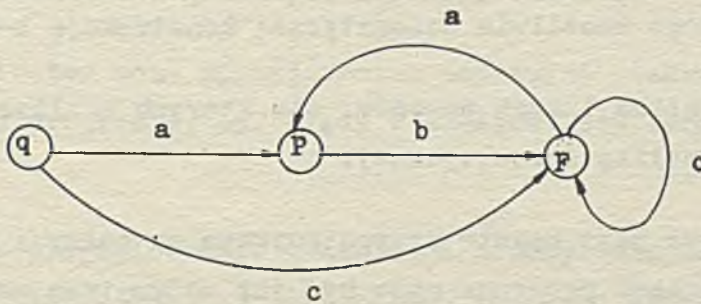
$$\delta(q, t) = \delta_1(q, t) \cup \delta_1(q_{01}, t) - \text{dla } q \in F_1 \text{ i dla każdego } t.$$

Przykłady



M_1

$$T(M_1) = ab|c$$



M

$$T(M) = (ab|c)^*$$

Rys. 3f

4. L- analizator

a) Zadania L-analizatora

Analiza leksykalna dokonuje w zasadzie wstępnej analizy syntaktycznej, a mianowicie czyta tekst języka źródłowego rozumiany jako ciąg znaków, dzieli go na grupy znaków (zwane dalej atomami leksykalnymi)

i przyporządkowuje im pewne elementarne jednostki syntaktyczne zwane dalej typami leksykalnymi.

Program wykonujący analizę leksykalną, zwany L-analizatorem, wykorzystuje jednak znacznie prostszy i efektywniejszy aparat lingwistyczny niż program wykonujący analizę syntaktyczną, zwany S-analizatorem.

Typowe atomy leksykalne występujące w językach programowania to: identyfikatory, liczby (zmiennoprzecinkowe i całkowite), słowa zastrzeżone, stałe (po przeliczeniu na ich numeryczną wartość), symbole pojedyncze i złożone (**, +, := i inne) i komentarze .

Składnię tego typu atomów opisać możemy za pomocą gramatyki regularnej, np.:

```
<identyfikator> ::= litera  
<identyfikator> ::= <identyfikator> litera  
<identyfikator> ::= <identyfikator> cyfra
```

gdzie przyjmujemy, że litera i cyfra są symbolami terminalnymi. Wobec tego automat skończenie stanowy może być wykorzystany do rozbioru tych atomów, co znacznie przyspiesza analizę. Łatwość zaprogramowania automatu skończenie stanowego umożliwia automatyczną konstrukcję L-analizatora.

Istnieje jeszcze kilka innych powodów, dla których analiza leksykalna oddzielona jest od analizy syntaktycznej.

- 1) Program źródłowy jest często przygotowywany na różnych urządzeniach zewnętrznych, część programu może być już we wnętrzu maszyny, dopuszczalne są pewne symbole "uczytelniające" program źródłowy, na przykład: spacje, nowe linie itp. Dopuszczalne są również różne reprezentacje dla tego samego języka, np. w niektórych reprezentacjach ALGOL-u słowa zastrzeżone są ograniczone apostrofami, a spacje są kompletnie ignorowane. W innych implementacjach słowa zastrzeżone nie mogą być używane jako identyfikatory, a spacje są używane jako ograniczniki. Po oddzieleniu od siebie obu analiz możemy napisać jeden S-analizator i kilka L-analizatorów znacznie prostszych i łatwiejszych do napisania - po jednym dla każdej reprezentacji języka i urządzenia wejścia. Każdy L-analizator tłumaczy program do takiej samej postaci wewnętrznej stanowiącej wejście dla S-analizatora [5]. Ponadto ten

sam L-analizator możemy wykorzystać w procesie analizy leksykalnej dla różnych języków programowania.

- 2) Znaczna część czasu zajętego przez tłumaczenie programu przeznaczona jest na badanie poszczególnych jego znaków. Oddzielenie analiz umożliwia przyspieszenie tego procesu, np. przez zaprogramowanie części lub całego L-analizatora w języku wewnętrznym.
- 3) Skrócenie tekstu programu źródłowego przez L-analizator pozwala na oszczędność zarówno miejsca jak i czasu. Jest to bardzo istotne przy translatorze wieloprzebiegowym, gdzie program jest wielokrotnie przesyłany między pamięcią operacyjną i pomocniczą.
- 4) Pewne zależności kontekstowe mogą być łatwo wykryte na etapie analizy leksykalnej. Np. język ALGOL mógłby być zdefiniowany przez gramatykę z pierwszeństwem gdyby nie dwuznaczne wystąpienia symbolu ":" jako ogranicznika etykiety lub w deklaracji tablicy. Na etapie analizy leksykalnej możemy zupełnie łatwo zamienić dwukropkę na dwa różne symbole - zależnie od miejsca występowania w programie, a wobec tego S-analizator ALGOL-u może stosować metody rozbioru przewidziane dla gramatyki z pierwszeństwem.
- 5) a. L-analizator może sprawdzać lub poprawiać niektóre trywialne błędy w programie, np. błędy w stałych, złą liczbę nawiasów itp.;
- b. znaczne przyspieszenie translacji możemy osiągnąć przez usunięcie na etapie analizy leksykalnej zbędnych spacji, znaków kontynuacji, komentarzy itp. lub przez klasyfikowanie instrukcji według typów (dla FORTRAN-u IV - ANSI Standard - ta ostatnia operacja może być wykonywana przez automat skończenie stanowy);
- 6) Często kilka symboli pojawia się w tym samym kontekście w opisie składni, np. +, - są używane w ten sam sposób, symbole REAL, INTEGER mogą pojawić się w tym samym miejscu.
L-analizator może przydzielić jeden symbol dla każdej grupy takich symboli. Np. założmy, że gramatyka języka źródłowego zawiera następujące reguły:

```
<type> ::= REAL | INTEGER | BOOLEAN  
<declar> ::= type <id. list>  
<E> ::= <T> | <E> + <T> | <E> - <T>
```

Gramatyka wejściowa dla S-analizatora będzie miała postać prostszą, a mianowicie:

```
<decl> ::= TYPE <id. list>  
<E> ::= <T> | <E> PM <T>
```

gdzie TYPE oraz PM są traktowane przez S-analizator jako symbole terminalne.

b) Realizacja L-analizatora

L-analizator możemy zrealizować jako oddzielny przebieg dostarczający dane S-analizatorowi lub jako podprogram wywoływany przez S-analizator w celu otrzymania nowego symbolu potrzebnego do analizy. Ten drugi wariant jest ekonomiczniejszy, gdyż nie musimy trzymać całego programu źródłowego w pamięci, co umożliwia zaoszczędzenie miejsca.

W większości przypadków L-analizator jest programowany ręcznie dla danego języka źródłowego. Istnieją jednak metody automatycznej konstrukcji L-analizatora [6], [8].

W opisie dowolnego języka programowania możemy wydzielić pewne proste klasy syntaktyczne, zwane przez nas leksykalnymi typami.

Akcje semantyczne, wykonywane przy konstrukcji odpowiadających im atomów są stosunkowo łatwe do wykonywania i nie wymagają specjalnych operacji, np. w ALGOL-u 60 syntaktyczny typ <number> nie może być traktowany jako leksykalny typ, ponieważ takie wyrażenia jak "-3" muszą być analizowane różnie, w zależności od tego czy występują one w wyrażeniu typu "A-3" gdzie -3 jest złożeniem operatora "-" z całkowitą "3", czy też w instrukcji podstawienia $A := -3$. Oczywiście bardziej złożony L-analizator mógłby rozpoznać tę różnicę, ale wygodniej jest zrobić to na etapie analizy syntaktycznej.

Zakładając, że program źródłowy znajduje się w całości wewnątrz maszyny,

L-analizator potrzebuje dwóch wskaźników:

- SP (scan pointer), który wskazuje następny symbol ciągu wejściowego.
- WBP (word beginning pointer), który wskazuje początek słowa aktualnie konstruowanego.

Po wykryciu końca danego słowa L-analizator wstawia znacznik końca do ciągu wyjściowego i przesuwa wskaźnik WBP za słowo już skonstruowane.

Proces analizy leksykalnej jest normalnie wykonywany przez automat skończonego stanu, którego funkcja przejścia zależy jednoznacznie od aktualnego stanu i następnego symbolu wejściowego.

Typ konstruowanego słowa może być częściowo bądź całkowicie znany w trakcie jego analizy, np. w ALGOL-u po wczytaniu znaków 123 wiadomo, że słowo to będzie albo stałą całkowitą albo stałą zmiennoprzecinkową. Później, po wczytaniu np. 123.45 ta leksykalna dwuznaczność zostaje usunięta i wiadomo już, że dane słowo jest stałą typu zmiennoprzecinkowego. Podczas konstrukcji słowa będziemy przesuwać tylko wskaźnik SP. W związku z tym po zakończeniu konstrukcji wskaźniki WBP, SP definiują nam początek i koniec słowa, co pozwala nam załadować je do słownika symboli i przesunąć WBP do bieżącej pozycji SP.

L-analizator będziemy zapisywali w postaci macierzy przejść oraz dodatkowych akcji semantycznych. Macierz przejść zbudujemy następująco:

- wiersze tablicy będą reprezentowały możliwe stany automatu (każdy typ leksykalny oraz każda możliwa wieloznaczność będzie odpowiadała jednemu stanowi);
- kolumny tablicy będą odpowiadały różnym leksykalnym klasom znaków pojawiających się na wejściu; dwa różne znaki należą do tej samej leksykalnej klasy, jeżeli spełniają identyczną rolę podczas konstrukcji słowa, np. w FORTRAN-ie wszystkie litery, z wyjątkiem "H", należą do tej samej leksykalnej klasy; litera "H" należy do innej klasy, ponieważ oznacza ona stałą typu Holleritha ;
- elementami tablicy będą nazwy akcji semantycznych wykonywanych w danym kroku L-analizy.

Najczęściej używanymi akcjami są: "KONT" (kontynuuj) , która powoduje przesunięcie o jedno miejsce wskaźnika SP oraz "KONIEC", która oznacza koniec słowa, ładuje je do słownika symboli i zaznacza jego typ leksykalny, zależnie od aktualnego stanu automatu.

Uwaga. Leksykalne typy jednoznakowe (np. różne ograniczniki) możemy usunąć z macierzy przejść, ale musimy dla nich podać akcję semantyczną (zob. poniższy przykład).

Przykład

Rozpatrzmy język z następującymi typami leksykalnymi:

- . liczba całkowita - dowolny ciąg cyfr (mogą być oddzielone spacjami), np. 127, 0359, 0 359 782
- . liczba zmiennoprzecinkowa - liczba całkowita, poprzedzająca kropkę i liczbę całkowitą, np. 37.0, 37.83 0, 3 789 . 10 2
- . identyfikator - dowolny ciąg liter i cyfr zaczynający się od litery np. A, A23, A23LFA
- . symbol specjalny - dowolny znak nie będący literą, cyfrą, spacją, kropką, np. *,), (...
- . symbol zastrzeżony - identyfikator ograniczony z obu stron kropkami, np. .LESS., .AND., .BEGIN.
- . stała Holleritha - dowolny ciąg cyfr poprzedzający literę H, poprzedzającą dowolny ciąg znaków o długości wyznaczonej przez liczbę poprzedzającą H.

Macierz przejść dla naszego języka przedstawiona jest w tab. 4a.

Stany automatu skończonego akceptującego ten język będą odpowiadały powyższym typom, oprócz tego dodamy stan wejściowy (10) (stan początkowy dla każdej kolejnej jednostki leksykalnej) oraz trzy stany leksykalnej dwuznaczności tzn.:

- 12 liczba całkowita czy zmiennoprzecinkowa,
- 126 liczba całkowita, zmiennoprzecinkowa czy stała Holleritha (jeżeli pierwszym znakiem jest cyfra),
- 25 koniec ułamka czy początek słowa zastrzeżonego np. IF (30.GE.31.0)

Tab. 4a.

klasy znaków		litera ≠ H	H	cyfra	specj.	kropka	spacja	koniec ciągu wejścio- wego
stany leksykalne								
2	liczba zmiennoprzecinkowa	KONIEC	KONIEC	KONT	KONIEC	KONIEC	KONT	KONIEC
3	identyfikator	KONT	KONT	KONT	KONIEC	KONIEC	KONIEC	KONIEC
5	symbol zastrzeżony	KONT	KONT	KONT	KONIEC	KONIEC1	KONIEC	KONIEC
12	całkowita czy zmiennoprzecinkowa	KONIEC	KONIEC	KONT	KONIEC	SK025	KONT	KONIEC
126	całkowita, zmiennoprzecinkowa czy Holleritha	KONIEC	HOLL	KONT	KONIEC	SK025	SK012	KONIEC
25	zmiennoprzecinkowa czy symbol zastrzeżony	KONIEC2	KONIEC2	SK02	KONIEC	KONIEC	SK02	KONIEC
10	początek nowej jednostki	SK03	SK03	SK0126	KONIEC1	SK05	OMIŃ	WYJDŹ

Akcje semantyczne związane z tą tablicą realizują następujące zadania:

- KONIEC : Załaduj blok znaków między WBP a SP do słownika symboli (wylizczając wewnętrzną reprezentację bloku, jeżeli to jest potrzebne); zaznacz, że typ danego słowa jest liczbą zmiennoprzecinkową - jeżeli stan = 2 lub 25, liczbą całkowitą - jeżeli stan = 12 lub 126, symbolem specjalnym - jeżeli stan = 10; identyfikatorem - jeżeli stan = 3.
Umieść typ danego słowa oraz aktualny adres słownika symboli w buforze wyjściowym; ustaw stan na 10 (będziemy to oznaczać stan := 10); przesuń wskaźnik WBP do bieżącej pozycji SP (WBP := SP); analizuj dalej tablicę:
- KONT : Przesuń SP o 1 (SP:=SP+1); analizuj dalej tablicę;
- KONIEC1 : SP:=SP+1; go to KONIEC;
- KONIEC2 : SP:=SP-1 ; stan:=12 ; go to KONIEC;
- SK025 : stan:=25 ; go to KONT;
- SK012 : stan:=12 ; go to KONT;
- SK02 : stan:=2 ; go to KONT;
- SK03 : stan:=3 ; go to KONT;
- SK0126 : stan:=126 ; go to KONT;
- SK05 : stan:=5 ; go to KONT;
- OMIŃ : WBP:= WBP+1 ; go to KONT;
- WYJDŹ : wstaw znacznik końca programu do bufora wyjściowego i zakończ pracę L-analizatora;
- HOLL : Przetłumacz blok znaków zawarty między WBP a SP na jego wartość liczbową; przesuń SP o tę liczbę; załaduj blok znaków zawartych między WBP a SP do słownika symboli zaznaczając, że jest to stała Holleritha; stan:=10; WBP:=SP+1; go to KONT,

Uwaga

Gdy program nie znajduje się w całości w pamięci, a wczytujemy go po znaku, wówczas potrzebne są następujące dodatkowe rejestry i podprogramy:

- . rejestr, w którym przechowujemy aktualny znak (odpowiada on wskaźnikowi SP);
- . rejestr, w którym przechowujemy dotychczas wczytane znaki słowa (odpowiada znakom między WBP a SP);

- . procedura GETCHAR, wczytująca kolejny znak ($SP:=SP+1$) (może być też pomocnicza procedura GETNOBLANK, która wczytuje pierwszy znak różny od spacji).

Typ leksykalny dla wszystkich identyfikatorów jest oczywiście taki sam. To samo dotyczy liczb. Wynika stąd, że identyfikator lub liczba są symbolami terminalnymi dla S-analizatora, zaś fakt jaki to jest identyfikator albo jaka to jest liczba nie ma na tym etapie zupełnie znaczenia. Jednakże sam identyfikator oraz liczba są potrzebne przy generowaniu kodu wynikowego, w związku z czym muszą one być gdzieś pamiętane. Dlatego też dla każdego słowa L-analizator generuje dwie wartości:

- . numer typu leksykalnego,
- . adres, gdzie dane słowo jest pamiętane w słowniku symboli.

Przyporządkowujemy poszczególnym leksykalnym typom następujące numery:

nie zdefiniowany	0
identyfikator	1
liczba całkowita	2
.BEGIN., .IF.	3
.END.	4
liczba zmiennoprzecinkowa	5
/ , *	6
+ , - ,	7
inny typ leksykalny	8

Jako przykład rozpatrzmy fragment programu:

```
.BEGIN. A+B/C + BEGIN -11 .END.
```

Etapy pracy L-analizatora wyglądają następująco:

Tab. 4b.

krok	wyjście	słownik symboli												
		1	2	3	4	5	6	7	8	9	10			
1	3,1	.BEGIN.												
2	1,2	.BEGIN.	A											
3	7,3	.BEGIN.	A	+										
4	1,4	.BEGIN.	A	+	B									
5	6,5	.BEGIN.	A	+	B	/								
6	1,6	.BEGIN.	A	+	B	/	C							
7	7,3	.BEGIN.	A	+	B	/	C							
8	1,7	.BEGIN.	A	+	B	/	C	BEGIN						
9	7,8	.BEGIN.	A	+	B	/	C	BEGIN	-					
10	2,9	.BEGIN.	A	+	B	/	C	BEGIN	-	11				
11	4,10	.BEGIN.	A	+	B	/	C	BEGIN	-	11	.END.			

Na wyjściu L-analizatora ukaże się następujący ciąg znaków: 3,1 ; 1,2 ; 7,3 ; 1,4 ; 6,5 ; 1,6 ; 7,3; 1,7 ; 7,8 ; 2,9 ; 4,10. Pierwsza liczba z każdej pary oznacza numer typu leksykalnego słowa, a druga jego adres w słowniku symboli.

Język może oczywiście dopuszczać dużo więcej leksykalnych atomów (np. rozmaite formy stałych Holleritha, stałe oktalne, szesnastkowe itp. ...); L-analizator będzie wtedy odpowiednio bardziej rozbudowany.

Jednym z najciekawszych procesów możliwych do włączenia do L-analizatora jest proces przetwarzania prostych makrodefinicji. Załóżmy na przykład, że w języku opisanym w przykładzie na str.62 ciąg znaków //identyfikator = ciąg znaków // oznacza, że każde następne wystąpienie danego identyfikatora ma być zastępowane ciągiem znaków występujących po prawej stronie znaku równości. Jest to zatem makrodefinicja. Załóżmy też, że ciąg znaków // identyfikator // wymazuje tę definicję. Na przykład ciąg znaków // POLE = 3,1416*PROMIEN**2 // oznacza, że każde wystąpienie identyfikatora POLE będziemy zamieniać w ciągu wyjściowym na 3.1416* PROMIEN **2, aż do napotkania ciągu znaków //POLE//.

L-analizator będzie to realizował w sposób następujący: po napotkaniu pary // i identyfikatora, identyfikator jest ładowany do słownika symboli z zaznaczeniem, że jest on makronazwą. Ciąg znaków na prawo od znaku równości (tzw. ciało makrodefinicji) jest normalnie przetwarzany przez L-analizator, ale podawany nie na wyjście a do specjalnego bufora parametrów. Teraz, jeżeli L-analizator napotka dowolny identyfikator, to sprawdza w słowniku symboli, czy jest on nazwą makro i jeżeli tak - to wysyła na wyjście jego ciało z bufora parametrów. Proces ten realizuje macierz przejść przedstawiona w tab. 4c oraz związane z tą macierzą akcje. Opisane są tylko te akcje, które bądź nie występowały w tab. 4a, bądź spełniają teraz nowe funkcje.

Akcje związane z tą tablicą są następujące:

KONIEC Załaduj blok znaków między WBP a SP do słownika symboli; jeżeli w słowniku jest zaznaczone, że dany symbol jest nazwą makro, to wykonaj akcję PODSTAW, inaczej zaznacz, że typ danego słowa jest

- liczbą zmiennoprzecinkową - jeżeli stan = 2 lub 25,
- liczbą całkowitą - jeżeli stan = 12 lub 126,
- symbolem zastrzeżonym - jeżeli stan = 5,
- znakiem specjalnym - jeżeli stan = 10 lub 78,
- identyfikatorem - jeżeli stan = 3

umieść typ danego słowa oraz jego adres w słowniku symboli w buforze wyjściowym - jeżeli makrozwrotnica = 0, lub w buforze parametrów - jeżeli makrozwrotnica = 1;
stan := 10; WBP := SP ;
analizuj dalej tablicę.

KONIEC3 Załaduj blok znaków zawarty między WBP a SP do słownika symboli zaznaczając, że jest on makronazwą; makrozwrotnica := 1;

stan := 10 ;
WBP := SP + 1 ; go to KONT.

KONIEC4: BŁĄD : ZŁA POSTAĆ MAKRODEFINICJI

KASUJ Znajdź blok znaków zawartych między WBP a SP w słowniku symboli i wykreśl oznaczenie, że jest on makronazwą;
Stan := 10; WBP := SP := SP + 2 ; analizuj dalej tablicę.

Tabl. 4c.

klasy znaków		litera ≠ H	H	cyfra	specj. ≠ /, =	kropka	/	=	spacja	koniec ciągu wejściowego
stany leksykalne										
2	liczba zmiennoprzecinkowa	KONIEC	KONIEC	KONT	KONIEC	KONIEC	KONIEC	KONIEC	KONT	KONIEC
3	identyfikator	KONT	KONT	KONT	KONIEC	KONIEC	KONIEC	KONIEC	KONIEC	KONIEC
5	symbol zastrzeżony	KONT	KONT	KONT	KONIEC	KONIEC1	KONIEC	KONIEC	KONIEC	KONIEC
12	liczba całkowita czy zmiennoprzecinkowa	KONIEC	KONIEC	KONT	KONIEC	SK025	KONIEC	KONIEC	KONT	KONIEC
126	liczba całkowita zmiennoprzecinkowa czy HOLLERITHA	KONIEC	HOLL	KONT	KONIEC	SK025	KONIEC	KONIEC	SK012	KONIEC
25	liczba zmiennoprzecinkowa czy słowo zastrzeżone	KONIEC2	KONIEC2	SK02	KONIEC	KONIEC	KONIEC	KONIEC	SK012	KONIEC
78	symbol specjalny czy makroznacznik	KONIEC	KONIEC	KONIEC	KONIEC	KONIEC	MAKRO KONIEC	KONIEC	KONIEC	KONIEC
8	makrodefinicja	KONT	KONT	KONT	KONIEC4	KONIEC4	KASUJ	KONIEC3	KONIEC4	KONIEC
10	początek nowej jednostki leksykalnej	SK03	SK03	SK0126	KONIEC	SK05	SK078	KONIEC1	OMIŃ	WYJDŹ

MAKRO WBP := WBP + 2 ;
 jeżeli makrozwrotnica = 1, to makrozwrotnica := 0 ;
 stan := 10 ; go to KONT;
 jeżeli makrozwrotnica = 0 (początkowo = 0) to stan := 8;
 go to KONT.

PODSTAW Skopiuj ciąg z bufora parametrów do bufora wyjściowego;
 stan := 10 ; WBP := SP ; analizuj dalej tablicę.

Z przykładu tego widać, że L-analizatorowi jest czasem potrzebny dodatkowy aparat jak wewnętrzne liczniki (np. do liczenia nawiasów) lub wewnętrzne zwrotnice (np. jeżeli wiersze macierzy przejść, odpowiadające dwóm lub więcej typom leksykalnym, różnią się tylko na kilku pozycjach, tj. na tych pozycjach wywoływane są różne akcje. W takich pozycjach możemy wpisać jedną wspólną akcję, która jednak będzie musiała zawierać zwrotnice do badania dla jakiego typu leksykalnego jest ona wykonywana, po czym połączyć te wiersze w jeden - na przykład możemy połączyć stany 2 i 12 lub 3 i 5).

Podane tutaj metody programowania L-analizatora są metodami "ręcznymi", zakładającymi dokładną znajomość tłumaczonego języka. W następnym punkcie podamy metody automatycznej konstrukcji L-analizatora.

Uwaga

Inną metodą ręcznego programowania L-analizatora jest metoda podana w pracy [15] opierająca się na gramatykach z pierwszeństwem. Pozwala ona na stosowanie tego samego programu do analizy leksykalnej i syntaktycznej; jest jednakże bardzo kosztowna i czasochłonna.

5. Analiza leksykalna w metatranslatorze

Większość metatranslatorów nie posiadała pierwotnie fazy analizy leksykalnej co powodowało nieefektywność S-analizatora. Dlatego też nowe wersje istniejących już metatranslatorów (np. Brookera-Morrisa) pozwalają użytkownikowi zaprogramować i dołączyć L-analizator. Takie rozwiązanie jest jednak zaprzeczeniem samej idei metatranslatora, w którym L-analizator powinien być generowany automatycznie na podstawie zbioru produkcji zadanej gramatyki [8]. Jest to jednak zadanie bardzo trudne i praktycznie jeszcze nigdzie nie zrealizowane.

Najnowszym rozwiązaniem w dziedzinie automatycznej konstrukcji L-analizatora jest system AED RWORD [6], który opisujemy poniżej.

System AED RWORD (read a word) jest częścią systemu AED, którego celem jest generowanie kompilatorów, interpreterów, systemów operacyjnych itd. System AED RWORD wykorzystywany jest nie tylko do celów analizy leksykalnej, uniwersalność systemu powoduje, że jest on mniej efektywny. I tak, L-analizator skonstruowany przez RWORD na maszynie 7094 przetwarzał 3000 znaków/s, podczas gdy L-analizator zakodowany ręcznie przetwarzał 8000 znaków/s.

Dane wejściowe do systemu mają następującą postać:

```
BEGIN { <opis klasy znaków> } END
BEGIN { <opis typu leksykalnego> } END
FINI
```

Opis klasy znaków

Klasę znaków możemy zdefiniować na dwa sposoby: pierwszy wymienia znaki explicite, drugi podaje ich wewnętrzną reprezentację w kodzie EBCDIC, np.

```
LET = /ABC .... YZ/
PUNCTUATION = A.,;+==/A
```

Pierwszy znak następujący po znaku "=" i różny od spacji jest ogranicznikiem klasy znaków.

Klasa LET składa się ze wszystkich liter, a klasa PUNCTUATION ze znaków .,;+== oraz /

Przykład:

```
xx = $ 21,11,25 $
```

Klasa xx składa się ze znaków o reprezentacji wewnętrznej 21, 22, 25. Użycie znaku \$ jako ogranicznika oznacza, że definiujemy klasę przez podanie reprezentacji znaków w kodzie EBCDIC. Nazwa klasy musi być różna od BEGIN, END, FINI. Nazwa IGNORE jest używana do zdefiniowania klasy znaków ignorowanych przez L-analizator.

Opis typu leksykalnego

Opis typu leksykalnego ma następującą postać:

$\langle \text{identyfikator} \rangle (\langle \text{integer} \rangle) = \langle \text{wyrażenie regularne} \rangle \$,$ gdzie zmiennymi wyrażenia regularnego mogą być:

- dowolne znaki kodu EBCDIC różne od /, (,), ', \$ i znaku spacji,
- puste słowo ξ ,
- nazwy klas znaków,
- znak apostrofu z następującym po nim dowolnym znakiem (kodu EBCDIC) różnym od spacji; wartością takiej pary jest znak następujący po apostrofie (jest to jedyna możliwość używania znaków niedopuszczalnych w punkcie a).

Przykłady

$\text{PUNCT (5)} = \text{PUNCTUATION } \$$

Klasa leksykalnych typów PUNCT składa się ze znaków z klasy PUNCTUATION; elementy z tej klasy mają numer typu 5.

$\text{BEG (3)} = \text{'BEGIN'} \$$

oznacza, że słowo 'BEGIN' ma numer typu leksykalnego 3,

$\text{ID (1)} = \text{LET } \{ \text{LET } | \text{DIGIT} \} 5 \$$

oznacza, że słowo złożone z co najwyżej sześciu liter i cyfr, zaczynające się od litery ma numer typu leksykalnego 1.

Specjalną klasą jest klasa IGNORE. Każde słowo z tej klasy jest ignorowane.

Ponieważ numer leksykalny nie jest potrzebny, definicja tej klasy ma następującą postać:

$\text{IGNORE} = \langle \text{wyrażenie regularne} \rangle \$$

Zauważmy różnicę pomiędzy klasą znaków IGNORE i klasą typów leksykalnych IGNORE, np.

```
BEGIN  IGNORE = / /           LET = /AB/           END
BEGIN  ID (1) = LET { LET } $           END
FINI
```

Słowo AB A będzie traktowane jako identyfikator ABA, bo znak spacji jest ignorowany. Natomiast przy następującej definicji:

```
BEGIN SPACE = / /          LET = /AB/          END
BEGIN IGNORE = SPACE §     ID (1) = LET { LET } § END
FINI
```

Słowo AB A będzie traktowane jako dwa identyfikatory AB i A.

Klasę typów leksykalnych możemy również zadeklarować w następujący sposób:

```
<identyfikator> (<integer>, <sub name>) = <wyrażenie regularne> §
```

Wtedy każdorazowo po skonstruowaniu słowa z klasy <identyfikator> zostaje wywołana procedura <sub name> .

W wielu wypadkach jest możliwy rozbiór wejściowego ciągu znaków na kilka sposobów. RWORD wykrywa wszystkie takie wieloznaczności i podejmuje jedną z następujących akcji:

- podejmuje decyzję usunięcia wieloznaczności, np. w FORTRAN-ie ciąg znaków AB może oznaczać identyfikator AB, jak też dwa identyfikatory A i B; RWORD konstruuje wtedy najdłuższe możliwe słowo i przechodzi do dalszej analizy;
- podejmuje decyzję usunięcia wieloznaczności, komunikując o tym operatorowi, np. X123 może być traktowane jako identyfikator lub też jako identyfikator X oraz liczba całkowita 123; w takim przypadku RWORD też konstruuje najdłuższe słowo;
- komunikuje, że wieloznaczność jest zbyt skomplikowana (wymagająca analizy kontekstu) i kończy pracę (np. instrukcja FORTRAN-u DO10I = 1.20, której pierwsza część mogłaby zostać potraktowana jako identyfikator).

Poniższy przykład pokazuje jak mógłby być zaprogramowany L-analizator ze strony

```
BEGIN SPACE = / /
      LET   = /ABCDEFGHJKLMNOPQRSTUVWXYZ/
      DIG   = /0123456789/
END
```

```
BEGIN ID (1,LOOKUP) = LET {LET | DIG} $
INT (2,CONVERTI) = DIG {DIG} $
BEG (3) = .BEGIN. $
EN (4) = .END. $
REAL (5,CONVERTR) = DIG {DIG} . {DIG} $
SL (6) = '/' $
AOP (7) = (+ | -) $
IGNORE = SPACE $

END FINI
```

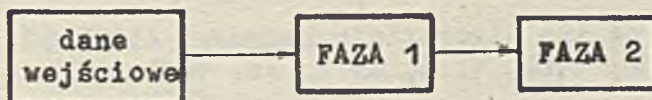
Procedura LOOKUP będzie ładowała identyfikator do słownika symboli, a procedury CONVERTI, CONVERTR obliczały wartość numeryczną liczby.

Niektóre języki programowania mogą być podzielone na kilka części, w których mogą być zupełnie inne reguły tworzenia słów (np. w ALGOL-u spacje mają znaczenie wewnątrz tekstów, a poza nimi są zupełnie ignorowane). W takim przypadku dobrze jest mieć kilka różnych L-analizatorów, po jednym dla każdej części języka oraz aparat pozwalający przechodzić od jednego L-analizatora do drugiego, np. jeżeli w powyższym L-analizatorze założymy, że komentarz zaczyna się i kończy znakiem / możemy zmienić definicję SL(6) = '/' \$ na SL (6, COMMENT) = '/' \$, gdzie procedura COMMENT wywołuje inny L-analizator, podany poniżej, który przeskoczy przez komentarz i wróci do poprzedniego L-analizatora. L-analizator akceptujący komentarz wygląda następująco:

```
BEGIN IGNCHAR = $ 00,01,..., 77$ (WSZYSTKIE ZNAKI POZA/)
END
BEGIN IGNORE = IGNCHAR $
TERMIN (1, ENDCOMMENT) = '/' $
END FINI
```

gdzie procedura ENDCOMMENT wraca do "głównego" L-analizatora.

RWORD system składa się z dwóch części. Pierwszą z nich możemy opisać następującym diagramem:



Faza 1 tworzy automaty niedeterministyczne (po jednym dla każdego wyrażenia regularnego) zapisane w postaci pleksów. Faza 2 łączy te automaty niedeterministyczne i tworzy jeden automat deterministyczny, który jest zapisany w języku AED-0 i składa się z wywołań procedur i tablic skonstruowanych w obydwu fazach. Zadaniem części drugiej systemu RWORD jest optymalizacja wyprodukowanego programu ze względu na czas i pamięć. Wyjście RWORD-u zapisane jest w postaci makrowołań, co umożliwia pewną niezależność wyprodukowanego L-analizatora od maszyny.

Wydaje się, że system AED RWORD niepotrzebnie zakłada definicje w postaci wyrażeń regularnych, skoro można ją podać w postaci BNF.

Jednakże jest to pierwszy (pracuje od 1966 r.) system, który stosuje formalną teorię automatów skończonych do analizy leksykalnej.

Literatura

- [1] COCKE J., SCHWARTZ J.T.: Programming Languages and Their Compilers. Preliminary Notes. Courant Institute of Mathematical Sciences; New York University 1970.
- [2] FELDMAN J., GRIES D.: Translator Writing Systems. Communications of the ACM 1968, nr 2, ss. 77-113.
- [3] GRIES D.: Compiler Construction for Digital Computers. New York 1971, John Wiley and Sons.
- [4] HOPGOOD F.R.A.: Compiling Techniques. New York 1969. American Elsevier Publishing Company, Inc.
- [5] HOPGOOD F.R.A., BELL A.G.: The ATLAS ALGOL Preprocessor for non Standard Dialects. Computer Journal, 1967, t. 9, nr 4, ss. 360-364.
- [6] JOHNSON W.L., PORTER J.H., ACKLEY S.I.: Automatic Generation of Efficient Lexical Processors Using Finite State Techniques, Communications of the ACM, 1968, t. 11, nr 12, ss. 805-813.
- [7] KONCEWICZ J.: Preliminary Analysis of ALGOL-60 Source Programs for ZAM Computers. Algorytmy, 1969, t. 5, nr 10, ss. 77-88.
- [8] LYNCH W.C., PIERSON H.L.: A Finite State Transducer Model for Compiler Lexical Scanners. Amsterdam 1969, Information Processing 68, North-Holland Publishing Company.
- [9] Revised Report on the Algorithmic Language ALGOL-60. Communications of the ACM, 1962, t. 6, nr 1, ss. 1-17.
- [10] BLIKLE A.: Automaty i gramatyki. Wstęp do lingwistyki matematycznej. Warszawa 1971, PWN.

- [11] HOPCROFT J.: An $N \log N$ Algorithm for Minimising States in a Finite Automaton. STAN-CS-71-190. 1971.
- [12] HOPCROFT J.E., ULLMAN J.D.: Formal Languages and Their Relation to Automata. New York 1969, Addison - Wesley Publishing Company, Inc.
- [13] JOHANSEN P.: Construction of Recognition Devices for Regular Languages from their BACKUS NORMAL FORM Definition. BIT, 1966, t.6, s. 294 - 309.
- [14] WALIGÓRSKI S.: Algebraiczna teoria automatów. Algorytmy 1969, t. VI, nr 11.
- [15] SQUIRES B.E.: Lexical Analysis by a Precedence Grammar, University Illinois Dept. Computer Science Report 1966.

Mgr inż. Robert PODGÓRSKI

Zakłady Wytwórcze Przyrządów Pomiarowych "ERA"

TAŚMOWE PAMIĘCI KASETOWE

1. Wstęp

Opanowanie produkcji magnetofonów kasetowych i przyjęcie międzynarodowej normy na kasetę typu Compact wg projektu firmy Philips stworzyło nowe możliwości w zakresie konstrukcji małych i stosunkowo tanich pamięci z zapisem na taśmie 1/8 cala.

Początkowo w pamięciach tych stosowano wyłącznie kasety wykonane specjalnie do zapisu cyfrowego, wzmocnione mechanicznie i wyposażone w taśmę tzw. cyfrową. W miarę podnoszenia jakości wykonania kaset do zapisu fonicznego, wiele firm dopuszcza stosowanie ich w pamięciach wprowadzając jedynie wstępne certyfikowanie ze względu na równomierność pokrycia magnetycznego ("drop out"). Zdarzają się również systemy wykorzystujące taśmy powszechnego użytku, w których gwarancja prawidłowego odczytu informacji uzyskiwana jest przez wielokrotny zapis szeregowy.

Kasety typu compact zostały zaprojektowane do stosowania w magnetofonach o małej prędkości przesuwu taśmy i do niewielkich przeciążeń taśmy przy starcie. Od pamięci taśmowej wymaga się z kolei uzyskiwania możliwie krótkich przerw międzyblokowych, co wiąże się z krótkimi czasami startu i stopu i dużymi przyspieszeniami, zwłaszcza że prędkość taśmy przy zapisie cyfrowym jest znacznie większa od prędkości przy zapisie fonicznym. Stąd wynikają ulepszenia konstrukcji kaset, prowadzone w kierunku zwiększenia wytrzymałości mechanicznej kasety bez zmiany określonych normą wymagań, lepszego prowadzenia taśmy, wytlumienia drgań szpul itp. Ponieważ zakres stosowania kaset typu compact jest ograniczony, wiele firm podjęło produkcję pamięci opartych na kasetach specjalnie skonstruowanych dla zapisu cyfrowego, umożliwiających większe przeciążenia taś-

my, zapewniających dokładniejsze prowadzenie taśmy i lepszą współpracę taśmy z głowicą.

Kasety różniące się konstrukcyjnie od kaset typu compact noszą w języku angielskim nazwę "cartridge". Nazwa "cassette" została zarezerwowana dla kasety typu compact.

Kasety typu "cartridge" w wielu wypadkach zawierają taśmę 1/4 cala a do ciekawszych konstrukcji należy model produkowany przez firmę 3M (Minnesota, Mining, Manufacturing).

Niewielkie wymiary pamięci kasetowych pozwalają na wbudowanie ich do różnego typu urządzeń, w których zachodzi potrzeba zapisu informacji. Stosunkowo duża pojemność kaset (powyżej 800.000 bitów) predestynuje te pamięci do stosowania:

- w systemach minikomputerowych,
- kalkulatorach stołowych,
- maszynach fakturujących,
- kasach rejestrujących,
- urządzeniach do rejestracji danych,
- urządzeniach transmisji danych.

W wielu przypadkach zastosowanie pamięci kasetowej eliminuje taśmę papierową, przy czym kasetę można uważać za ekwiwalent krążka papierowego, znacznie wygodniejszy w użyciu i pozwalający na wielokrotne wykorzystanie go przy zapisie informacji.

Wyposażenie maszyny do pisania w pamięć kasetową, spełniającą funkcję bufora, pozwala na uzyskanie efektywnej końcówki monitorowej (np. Cassette Communication Terminal firmy Memorex).

2. Konstrukcja pamięci kasetowych

2.1. Parametry kasety

Kasety cyfrowe stosowane w pamięciach mają następujące parametry:

- kaseta - typ compact zgodna ze standardem ECMA,
- konstrukcja - kaseta wyposażona w metalową ramkę z pokrywami polistyrenowymi lub metalowymi,

- prowadzenie taśmy - ulepszone przez zastosowanie stabilizacji położenia szpul,
- identyfikacja stron A i B - wycięciami w obudowie,
- ochrona zapisu - wycięciami w obudowie,
- waga - ok. 15 g.

Parametry taśmy magnetycznej:

- taśma podkładowa - poliestrowa o grubości $12,1 \mu\text{m} \pm 1 \mu\text{m}$,
- grubość warstwy magnetycznej - $6,1 \mu\text{m}$,
- grubość całkowita taśmy - $17,8 \mu\text{m} \pm 1,2 \mu\text{m}$,
- szerokość taśmy - $3,81 \text{ mm} \begin{matrix} +0 \\ -0,05 \end{matrix} \text{ mm}$,
- długość - $86 \text{ m} \begin{matrix} +4 \\ -0 \end{matrix}$,
- przezroczystość - mniej niż 1%,
- koercja magnetyczna - 225 - 310 Oe,
- remanencja - 1200 Gaussów,
- współczynnik prostokątności - 0,8,
- oporność elektryczna powierzchniowa - $10^7 \text{ M}\Omega$,
- "drop out" (przy 64 przemagnesowaniach/mm 50% amplitudy) - brak.

Parametry taśmy rozbiegowej:

- długość od 300 do 500 mm,
- grubość od 30 do 38 μm ,
- przezroczystość - lepsza niż 15%,
- znaczniki BOT, EOT - otwory w taśmie magnetycznej $0,6 \text{ mm} \pm 0,05 \text{ m}$ w odległości $450 \text{ m} \pm 30$ od obu końców, dokładność centrowania otworów - 0,1 mm,
- zalecany moment na szpuli zwijającej - $3 \times 10^{-3} \text{ Nm}$
- moment tarcia na pełnej szpuli - mniej niż $2 \times 10^{-3} \text{ Nm}$

Warunki pracy:

- temperatura - $0^\circ\text{C} - 50^\circ\text{C}$
- wilgotność - 20% - 80%

2.2. Układ przesuwu taśmy w pamięciach kasetowych

Układ przesuwu taśmy w pamięci kasetowej ma do spełnienia podobną rolę jak w pamięci z taśmą półcalową:

- . nadawanie taśmie ruchu roboczego z określoną prędkością i równomiernością (zwykle w obu kierunkach),
- . zapewnienie stałych i odpowiednio małych czasów startu i stopu, co wiąże się z wielkością przerwy międzyblokowej,
- . szybkie przewijanie w obu kierunkach.

Stosowanie taśmy 1/8 cala umieszczonej w kasecie stwarza specyficzne problemy konstrukcyjne, a konieczność czytania wstecz zmusza do stosowania rozwiązań odmiennych od przyjętych w magnetofonach kasetowych.

W chwili obecnej stosuje się najczęściej:

- . system sterowanych szpul (reel to reel),
- . system sterowanej rolki (pinch roller-capstan).

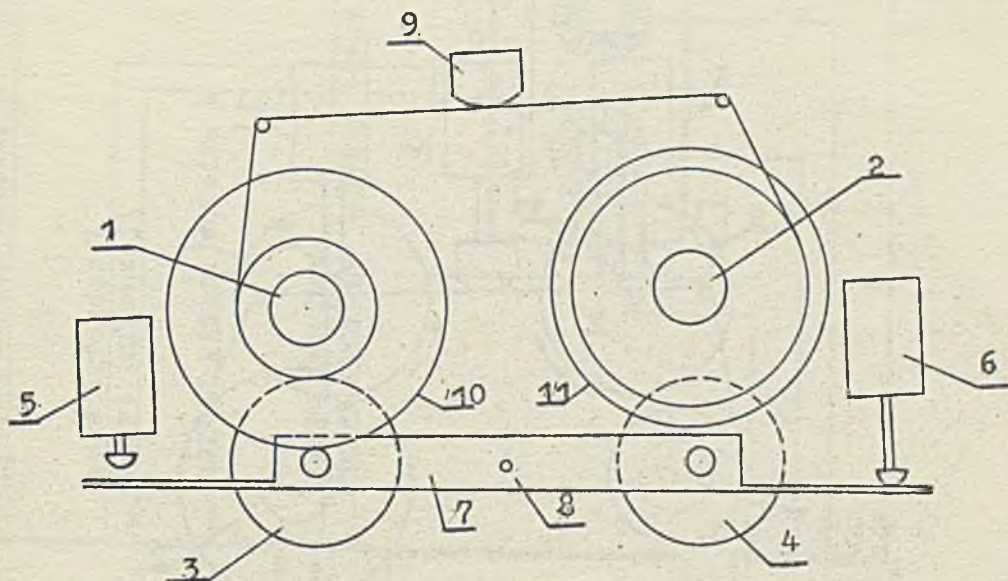
2.2.1. System sterowanych szpul

System sterowanych szpul jest systemem najprostszym i najtańszym, pozwalającym na uzyskanie czasu startu i stopu ok. 10 ms, przy nierównomierności transmisji w granicach $\pm 10\%$.

W systemie tym dwa silniki o małym momencie bezwładności wirnika sprzężone są za pośrednictwem przekładni ciernych z trzpieniami wchodzącymi w otwory szpul. Silniki pracują w układach servo zapewniających stałość obrotów. W związku z tym prędkość przesuwu taśmy zależy od średnicy zwiniętej taśmy na szpuli aktywnej i zmienia się w czasie przewijania w stosunku $1 \div 2,5$. Schemat pracy układu przesuwu pokazany jest na rys. 1. Silniki umieszczone są na dwóch końcach sterowanej elektromagnetycznie dźwigni, przy czym zadziałanie elektromagnesu A powoduje sprzężenie z tarczą sprzęgłową silnika B.

Z tarczami tymi, które spełniają zarazem rolę przekładni sprzężone są w niektórych przypadkach obrotowe przetworniki impulsowe, które włączone do układów servo pozwalają na poprawienie równomierności obrotów. Schemat blokowy pamięci tego typu pokazany jest na rys. 3. Kaseeta w tym systemie umieszczona jest zwykle w odchylanym pojemniku, który spełnia jednocześnie funkcję wieczka. Na dnie pojemnika znajduje się głowica i zespół czujników początku (BOT) i końca (EOT) taśmy. Głowica jest nieruchoma i styka się z taśmą przez cały czas pozostawiania kasety w pojem-

niku. Zamknięcie wieczka powoduje sprzężenie szpul z trzpieniami napędowymi.



Rys. 1. Układ przesuwu taśmy w pamięci kasetowej z "napędem szpul"

1 - szpula A, 2 - szpula B, 3 - silnik A, 4 - silnik B,
5 - elektromagnes A, 6 - elektromagnes B, 7 - ruchoma dźwignia, 8 - oś obrotu, 9 - głowica, 10, 11 - tarcze napędowe

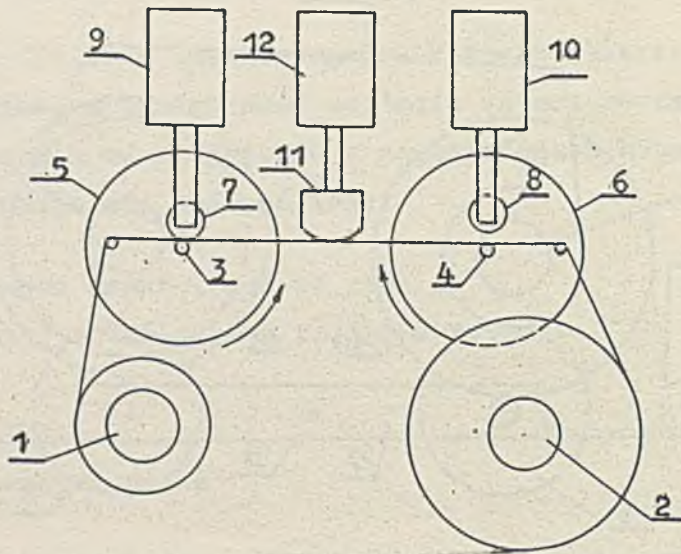
2.2.2. System sterowanej rolki

System sterowanej rolki zapewnia większą równomierność transmisji (ok. $\pm 5\%$) i czasy startu i stopu ok. 30 ms, jest jednak bardziej skomplikowany i kosztowniejszy od systemu sterowanych szpul.

Schemat działania mechanizmu tego typu przedstawiony jest na rys. 2. Jest on wyposażony w dwa wałki napędowe obracające się w przeciwnych kierunkach. Z wałkami współpracują sterowane elektromagnetycznie rolki. Docisnięcie rolki do wałka powoduje nadanie ruchu znajdującej się między nimi taśmie. Obroty wałków napędowych stabilizowane są kołami zamachowymi napędzanymi silnikiem pracującym zwykle w układzie servo z przetwornikiem mierzącym prędkość obrotową. Taśma zwijana jest na szpulach za pomocą dwóch silników dodatkowych. Kierunek ruchu taśmy określony jest przez wybór i docisnięcie rolki.

Głowica w tym systemie może przyjmować dwa położenia:

- . robocze przy zapisie i odczycie (ewentualnie przy poszukiwaniu),
- . spoczynkowe; w tej pozycji zachodzi również szybkie przewijanie taśmy.



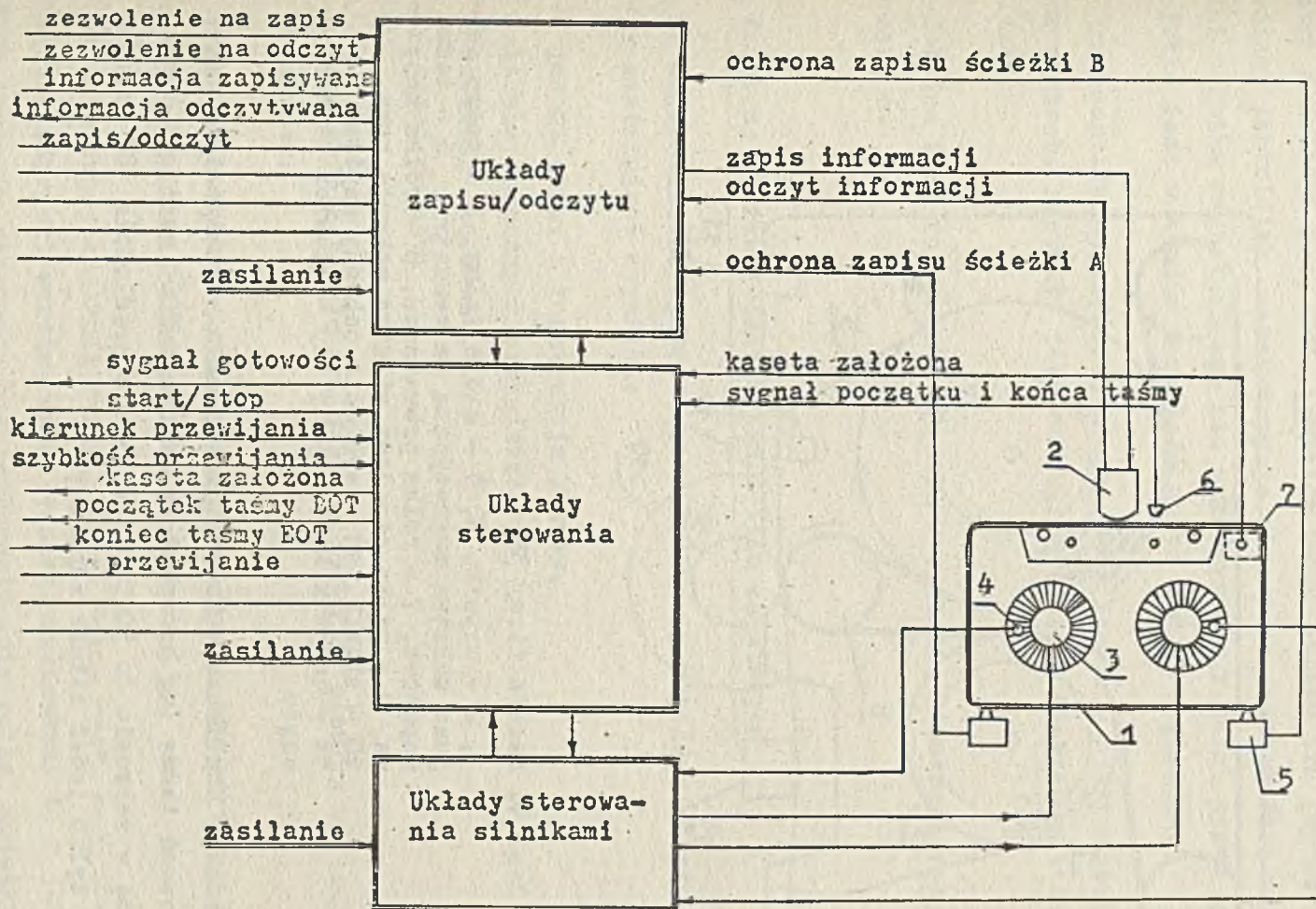
Rys. 2. Układ przesuwu taśmy w pamięci kasetowej z "napędem rolek"

1, 2 - szpule z taśmą, 3, 4 - wałki napędowe, 5, 6 - koła zamachowe, 7, 8 - rolki napędowe, 9, 10 - elektromagnesy rolek, 11 - głowice, 12 - elektromagnes dosuwu głowicy

3. System 3M

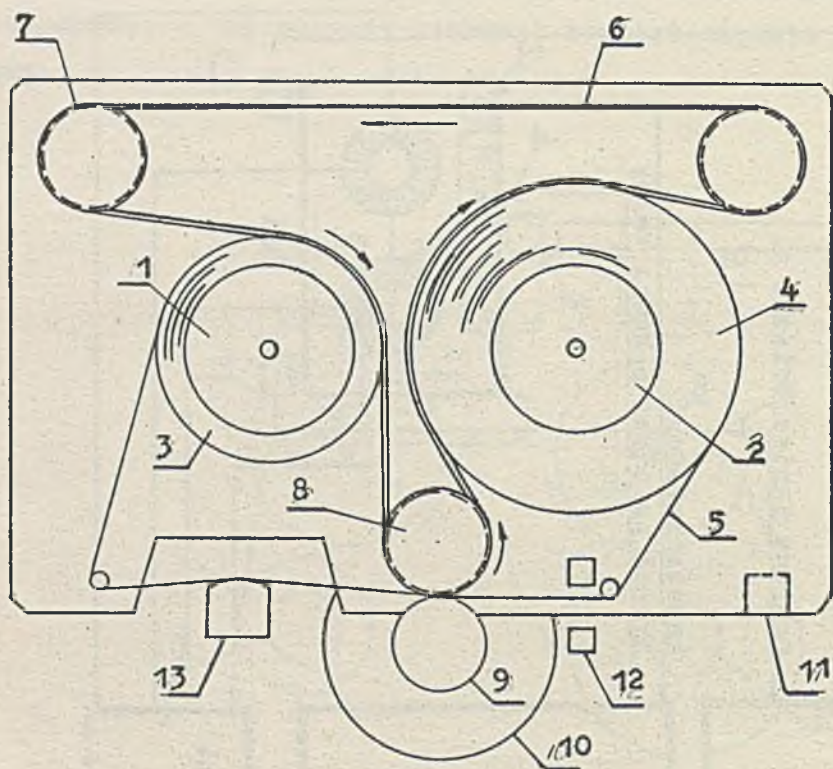
System 3M wykorzystuje specjalnie skonstruowaną dla zapisu cyfrowego kasetę zawierającą ok. 90 m taśmy 1/4 cala. Budowa i schemat działania urządzenia tego typu przedstawione są na rys. 4.

Elementem nośnym tego typu kasety jest płyta metalowa, tworząca z przezroczystą obudową pyłoszczelne pudełko. Na płycie, wewnątrz obudowy umocowane są osie dwóch szpul z taśmą, prowadnice taśmy oraz dodatkowe rolki do prowadzenia specjalnej taśmy służącej do napędu szpul. Taśma magnetyczna wprowadzona jest w ruch za pomocą zewnętrznej rolki napędowej. W momencie wkładania taśmy do pamięci otwiera się automatycznie okienko, pozwalające na zetknięcie się taśmy z głowicą. Kasetę wyposażono w specjalne lustro przeznaczone do współpracy z fotoelektrycznym układem BOT i EOT oraz w nastawiony za pomocą wkrętaka element mechaniczny służący do blokowania zapisu. Taśma magnetyczna nie wymaga dodatkowego prowadzenia



Rys. 3. Uproszczony schemat pamięci kasetowej z napędem szpul

1 - kasetę, 2 - głowica dwuszczelinowa, 3 - silnik napędowy szpuli, 4 - czujnik prędkości obrotowej szpuli, 5 - czujnik wycięcia chroniącego zapis, 6 - czujnik początku i końca taśmy, 7 - czujnik położenia kasety



Rys. 4. Kasetę firmy 3M

1, 2 - szpule, 3, 4 - zwoje taśmy, 5 - taśma zwi-
jana warstwą magnetyczną na zewnątrz, 6 - taśma
napędowa, 7 - rolka prowadząca, 8 - rolka napędo-
wa, 9 - rolka napędowa silnika pokryta gumą,
10 - silnik, 11 - wycięcie ochrony zapisu,
12 - czujnik końca taśmy, 13 - głowica zapisu/od-
czytu

na zewnątrz obudowy. Konstrukcja kasety 3M zapewnia uzyskiwanie bardzo dużych przyspieszeń taśmy (wg prospektu producenta 2000 cali/s^2) oraz prawidłową pracę w zakresie do 5000 przewinięć z prędkością 180 cali/s. Pamięć zawiera tylko jeden silnik napędowy.

4. Systemy i organizacja zapisu

Z małej szerokości taśmy w pamięciach kasetowych wynika zapis szeregowy, przy czym w zależności od przyjętego systemu wykorzystuje się jednocześnie jedną lub dwie ścieżki¹. Zasady zapisu magnetycznego na taśmie

¹ W pamięci produkcji NRD zapis dokonywany jest równoległe na trzech ścieżkach

w różnych systemach ilustruje rys. 5. Do najczęściej stosowanych należy system modulacji fazy PM i system NRZ1. System STR (speed tolerant recording) jakkolwiek charakteryzuje się wysoką odpornością na zmiany prędkości nośnika magnetycznego nie wykorzystuje w pełni pasma częstotliwości jakie jest w stanie przenieść układ nośnik - głowica.

Przy zapisie najczęściej stosuje się kontrolę parzystości w poszczególnych znakach. Niekiedy jest ona uzupełniana w blokach metodą kodów cyklicznych.

Kolejne fazy formowania sygnału w systemie modulacji fazy pokazane są na rys. 6. .

5. Problemy niezawodności w pamięciach kasetowych

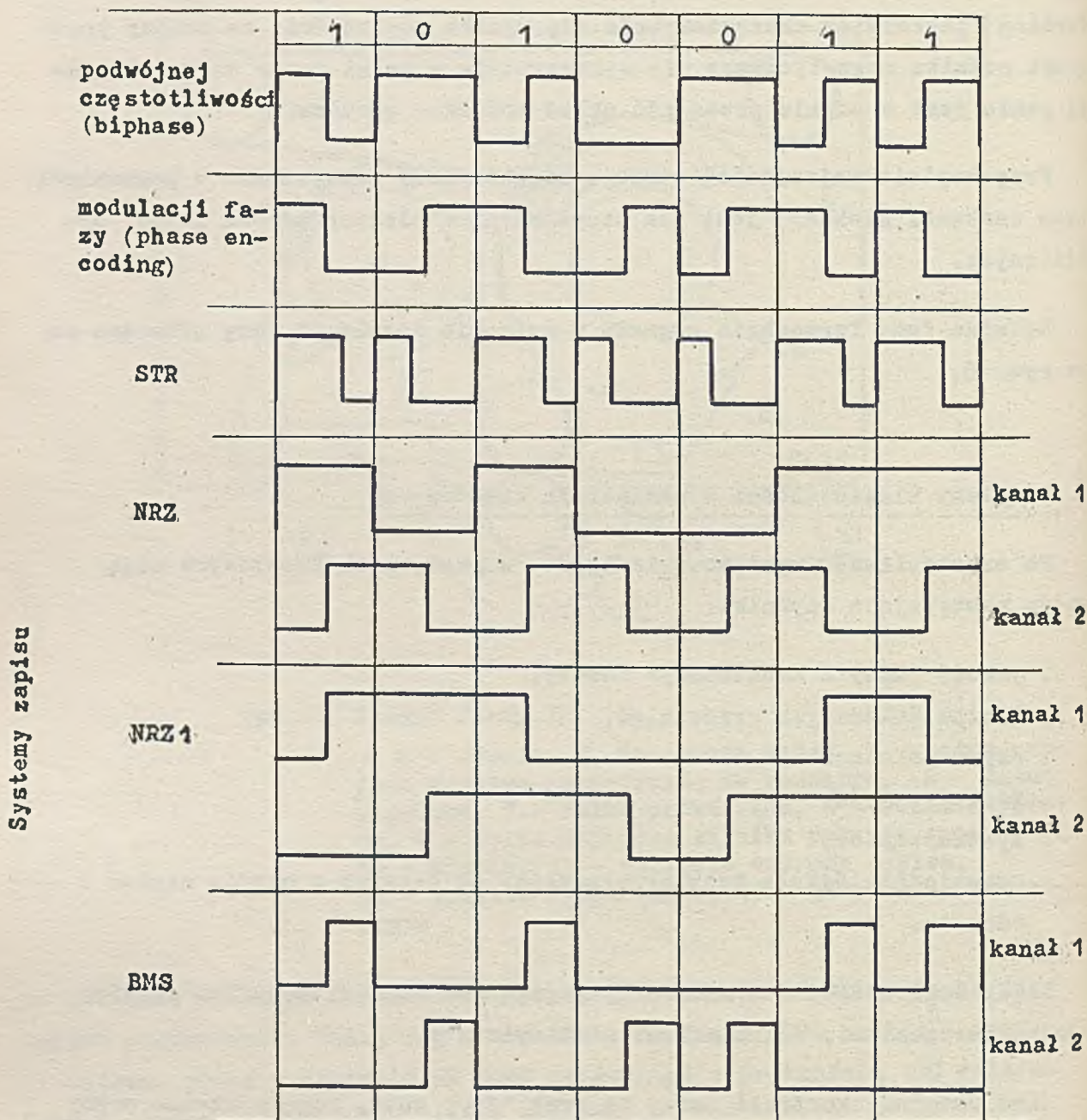
Na częstotliwość występowania błędów w pamięciach kasetowych mają wpływ następujące czynniki:

- . jakość taśmy i konstrukcja kasety,
- . liczba dokonanych przewinień,
- . czystość otoczenia,
- . rodzaj napędu,
- . system zapisu,
- . odpowiednio ściśle przyleganie taśmy do głowicy w czasie zapisu i odczytu.

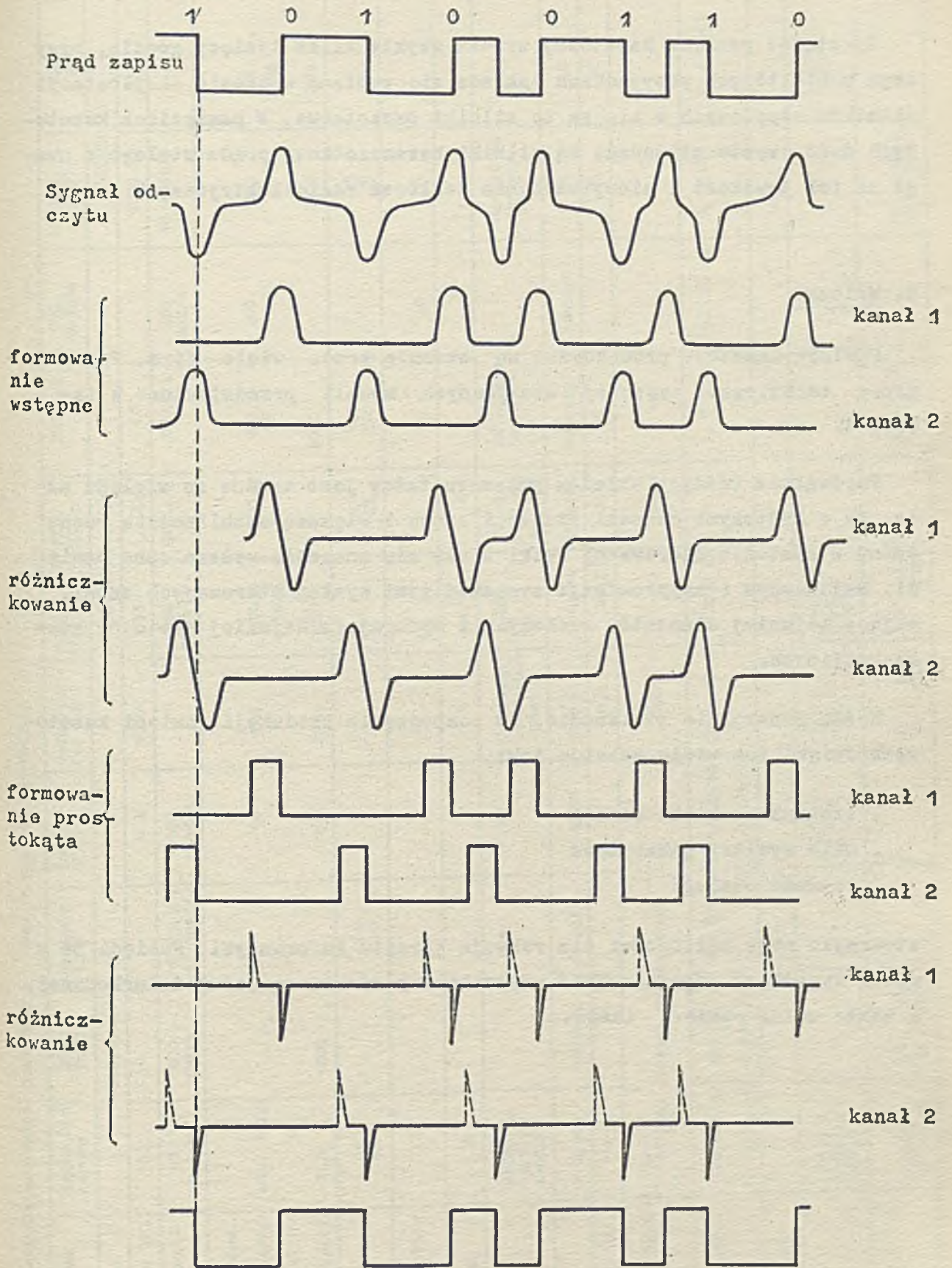
Błędy mogą być spowodowane przyklejającymi się do taśmy lub głowicy zanieczyszczeniami, zmarszczkami na taśmie itp.

Mimo wstępnej kontroli taśmy na brak "drop out", mogą w czasie pracy powstawać odpryski warstwy magnetycznej, zwłaszcza, że w jednym ze stosowanych systemów sterowana elektromagnetycznie rolka, działając jak młotek, uderza w taśmę ułożoną na wałku o bardzo małej średnicy.

Przyjmuje się, że w pamięciach kasetowych błędy "twarde" tzn. nie dające się usunąć przy kilkakrotnym odczytywaniu taśmy występują rzadziej niż 1 na 10^6 bitów. Niektórzy producenci stwierdzili występowanie błędów twardych: 1 błąd na 10^7 bitów po 3600 czynnych przesunięciach taśmy pod głowicą. Zwiększenie pewności zapisu wpływa na stosowany dość często system odczytu po zapisie wymagający użycia podwójnej głowicy.



Rys. 5. Najczęściej spotykane systemy kodowania informacji przy zapisie na ruchomym nośniku magnetycznym



Rys. 6. Kolejne etapy formowania sygnału odczytu z głowicy w systemie modulacji fazy

Żywotność pamięci kasetowej wynosi zwykle kilka tysięcy godzin, przy czym w niektórych przypadkach zakłada się wymianę w czasie eksploatacji silników napędowych o ile są to silniki szczotkowe. W pamięciach kasetowych dość często stosowane są silniki bezszczotkowe prądu stałego z uwagi na ich trwałość i niewytwarzanie zakłóceń radioelektrycznych.

6. Wnioski

Pamięci kasetowe produkowane są obecnie przez wiele firm. Parametry techniczne częściej spotykanych modeli przedstawiono w tabeli 1.

Porównanie różnych układów przesuwu taśmy jest trudne ze względu na to, że z krótszymi czasami startu i stopu i większą stabilnością ruchu taśmy w systemie sterowanej rolki wiąże się znacznie wyższa cena pamięci. Najtańszym i najprostszym systemem jest system sterowanych szpul, mający najmniej elementów ruchomych i wymagający najmniej zabiegów konserwacyjnych.

Można generalnie stwierdzić, że rozpoczęcie produkcji pamięci kasetowych dzięki ich wielu zaletom jak:

- . stosunkowo niska cena
- . małe wymiary gabarytowe
- . łatwość obsługi

stworzyło nowe możliwości dla rozwoju sprzętu informatyki. Pamięci te w wielu wypadkach mogą zastąpić czytniki i perforatory taśmy dziurkowanej, a także wolne pamięci taśmowe.

Tabela 1. Porównanie parametrów produkowanych obecnie pamięci kasetowych

Pamięć kasetowa	Racal Discorder	ICP 3000	Memorex 1280	Facit 4202	Compu/corder 100	Wang 09	TEAC MF6	PHILIPS	BRG EC5094	MDS 2021	DRI 5042	
System napędu	Sterowanie szpul			Sterowanie rolki					SYSTEM 3M			
Gęstość zapisu BPI	500			400	1000	533	800	800		1600	800	
Szybkość transmisji	300 znak/s	400 znak/s	10,15,30,60 znak/s	168 znak/s		384 znak/s	6kbit/s	6kbit/s	200 znak/s	48 kbit/s		
Prędkość przesuwu taśmy (mm/s)												
a) przy zapisie/odczyt	min. 152,4			95	126	190,5	190,5	190,5	200	162	162	
b) przy poszukiwaniu						190,5		95			2236	
c) przy przewijaniu	1000	1800		1100	2400	2280		2000		2200	4512	
Czas startu (ms)	75		75				25	10		25	30	
stopu	60		60				25	20		20	30	
Przerwa międzyblokowa (mm)								9	30	26		
Liczba ścieżek	2			2	2	2	2			1, 2, 4		
System zapisu	NRZ1, odczyt po zapisie		BMS	FM	podwójnej częstotliwości	NRZ	PM odczyt po zapisie	PM odczyt po zapisie		odczyt po zapisie		
Typ kasety	compact	compact	compact	compact	compact	compact	compact	compact	compact	3M	3M	
Długość taśmy (m)	91,4			86	91,4	45,72	86	86		86	90	
Tolerancja prędkości przesyłania danych	±5% ±10% przy różnych przewijakach					±2%		±3%				
Pojemność kasety (max) znaków	120 000 znak 10 bit/znak	120 000 znak 9 bit/znak	180 000 znak	147 000 znak 8 bit/znak	360 000 znak	91 000 znak	6 Mbit	5, 6 Mbit	60 000 znak	5, 6 Mbit	5, 6 Mbit	
Szerokość taśmy	1/8"									1/4"		
Wymiary (mm)	533,4 x 355,6 x 161,9			217 x 150 x 391	178 x 208 x 490	152 x 356 x 406					190 x 156 x 125	
Warunki pracy temperatura	0,55°C	5° - 55°C			8° - 38°C	10° - 40°C		0° - 50°C		8° - 38°C		
wilgotność	20 - 80%	20 - 90%			20 - 90%	20 - 80%		5 - 90%		20° - 80%		

KRÓTKIE INFORMACJE

ZE ŚWIATA

• INFORMATYKA W UCZELNIACH RADZIECKICH

• W Moskwie odbyła się konferencja naukowa na temat wykładania w uczelniach przedmiotu "Analiza ekonomiczna działalności przedsiębiorstw".

Między innymi postawiono wniosek o obowiązkowym wprowadzeniu do nau czania takich problemów jak: systemowe podejście do badania obiektów, metody matematyczne i sposoby ich stosowania do mikroanalizy, zasady i praktyka organizacji analizy w warunkach zautomatyzowanego systemu zarząd zania przedsiębiorstwem.

W dyskusji podkreślano konieczność rozszerzenia aparatu matematycz nego w analizie ekonomicznej. Prof. G. Tacij z Moskiewskiego Instytutu Finansów stwierdził, że rozwój stosowania metod matematycznych jest zahamowany wskutek niedostatecznego przygotowania ekonomicznego wykła dowców matematyki wyższej oraz słabego przygotowania specjalistów ana lizy ekonomicznej do wykorzystywania metod matematycznych w badaniach zjawisk gospodarczych.

• W Leningradzkim Instytucie Finansowo-Ekonomicznym przygotowuje się studentów do wykorzystywania komputerów w badaniach działalności gos podarczej przedsiębiorstw. Zaznajamia się ich teoretycznie z organi zacyjnymi założeniami stosowania komputerów, a następnie wykonują oni na komputerze praktyczne zadania.

• W konkursie organizowanym co roku dla studentów radzieckich jedno z wyróżnień zdobyła grupa studentów Białoruskiego Instytutu Politech nicznego za pracę na temat: "Obliczanie optymalnej partii detali mon tażowych w zautomatyzowanym systemie zarządzania przedsiębiorstwem". Praca ta zawiera również uzasadnienie teoretyczne oraz metodę układa nia programów na maszynę MINSK-22.

• W Moskiewskim Instytucie Ekonomiczno-Statystycznym wprowadzono następujące specjalizacje: "Cybernetyka ekonomiczna", "Zautomatyzowane systemy zarządzania", "Matematyka stosowana". Przygotowuje się specjalistów umiejących posługiwać się metodami optymalizacji i modelowania ekonomiczno-matematycznego wraz z umiejętnością realizacji modeli na komputerach w pracach ośrodków obliczeniowych branż, instytutów naukowo-badawczych, biur projektowych i konstrukcyjnych.

Absolwenci uczelni ze specjalnością "Zautomatyzowane systemy zarządzania" mogą pracować jako projektanci systemów informatycznych przedsiębiorstw, ministerstw i urzędów oraz są przygotowani do prac związanych z eksploatacją systemów.

Istnieje też duże zapotrzebowanie na absolwentów ze specjalnością "Matematyka stosowana", których przygotowuje się do prac w zakresie oprogramowania komputerów i systemów informatycznych.

Uczelnia dysponuje sześcioma komputerami, w tym jedną maszyną Jednolitego Systemu EC-1020. Każdemu ze studentów udostępnia się na ćwiczenia po 40 godzin czasu pracy maszyny. Ponadto uczelnia posiada kalkulatory elektroniczne, maszyny analityczne oraz urządzenia do przygotowania danych. Wszystkie audytoria mają łączność telewizyjną z punktem dyspozytorskim pionu dydaktycznego oraz z rektoratem.

• Moskiewski Instytut Gospodarki Narodowej ma wielu kandydatów, między innymi na specjalizację "Cybernetyka Ekonomiczna". W roku bieżącym zorganizowano katedrę ekonomiki i organizacji zautomatyzowanych systemów zarządzania.

Ekonomičeskaja Gazeta, 1973, nr 34 i 35

(dp)

• SYSTEM FREZER

Zakłady narzędziowe FREZER im. M.I. Kalinina w Moskwie były jednym z pierwszych przedsiębiorstw w ZSRR stosujących zautomatyzowane systemy zarządzania. Eksploatację systemu w Zakładach FREZER rozpoczęto w 1967 r. przy pomocy placówek naukowych, w tym Moskiewskiego Instytutu Inżynieryjno-Ekonomicznego im. S. Ordżonikidze, Orgstankinpromu i innych.

Obecnie Zakłady FREZER rozporządzają dużym ośrodkiem obliczeniowym, który prowadzi zmechanizowane i zautomatyzowane obliczenia w zakresie technicznego przygotowania produkcji, planowania zakładowego, zaopatrze-

nia technicznego, zbytu wyrobów gotowych itp. Zmechanizowano również księgowość. Za pomocą komputera otrzymuje się dane konstrukcyjne i technologiczne, wykazy wyrobów, dane montażu i kompletowania zespołów, normy zużycia, karty technologiczne na operacje obróbki mechanicznej itd. Sporządza się plany produkcji, zatrudnienia i płac oraz kosztów produkcji itd. Doświadczenia wdrożenia i eksploatacji systemu zarządzania w tych zakładach opisano szczegółowo w książce Rudnika i Libermana pt. "ASU - sistema "FREZER", wydanej w Moskwie w 1972 r.

Mech. i Avtom. Proizv. 1973, nr 5

(dp)

● NASI KONTRAHENCI ZAGRANICZNI

Francuska firma LOGABAX, specjalizująca się w urządzeniach peryferyjnych, notuje jako swój poważny sukces nawiązanie współpracy z polskim przemysłem sprzętu informatyki. Zakłady Mechaniczno-Precyzyjne MERA-BŁONIE bowiem uruchamiają produkcję drukarek znakowych mozaikowych DZM 180 opartych na drukarkach firmy LOGABAX, znanych pod nazwą LX180. Jednocześnie firma LOGABAX ogłasza, że podobne porozumienie zawarła z amerykańską firmą SYCOR, a przygotowuje się trzecie porozumienie z firmą japońską.

Niżej podajemy dane dotyczące firmy LOGABAX. Rozporządza ona kapitałem w wysokości 14,2 mln Ffr. Zatrudnia obecnie 1100 osób i dysponuje zakładem produkcyjnym w Arcueil, o powierzchni 10259 m². Produkcja drukarek LX180 przekroczyła 600 jednostek w 1972 r., a w 1973 r. ma być wyprodukowanych ponad 3000 szt. Ponadto firma produkuje inne urządzenia informatyki takie jak: komputery biurowe serii 4000, maszyny fakturujące serii 2000 oraz inne komputerowe urządzenia peryferyjne. Sieć handlowa firmy LOGABAX obejmuje 22 punkty regionalne, 6 filii zagranicznych oraz 14 agentów w Europie, Afryce i Azji. Wartość zamówień ulokowanych w tej firmie powiększyła się z 25,4 mln Ffr. w końcu 1971 r. do 46,9 mln Ffr. w końcu 1972 r.

O1 hebdo-informatique, 1973, nr 241

(dp)

● STAN I PERSPEKTYWY ROZWOJU PARKU MASZYNOWEGO WE FRANCJI

We Francji opublikowano wyniki ankiety COTTI (Komisja Przetwarzania i Przesyłania Informacji - instytucja powołana przez zrzeszenia producentów sprzętu informatyki i elektroniki) wykonanej we współpracy z Delegatem Rządu Francuskiego ds Informatyki oraz ze stałą Komisją Planu Elektroniki - COPEP, która uruchomiła bank danych zawierający informacje dostarczane przez wytwórców.

Ankieta wykazuje, że na dzień 1 stycznia 1973 r. we Francji było zainstalowanych ponad 9000 systemów komputerowych i ok. 20 tysięcy komputerów biurowych. Łączna wartość tych zainstalowanych urządzeń wynosiła około 18 mld Ffr. Wymienione urządzenia nie obejmują kalkulatorów i urządzeń obrachunkowych. Ankieta uwzględnia - obok sprzętu dostarczanego odbiorcom przez producentów - również sprzęt zainstalowany we własnych ośrodkach producentów i w ich przedsiębiorstwach usługowych.

W ciągu 1972 r. nastąpił wzrost liczby zainstalowanych systemów komputerowych o 14%, w tym minikomputerów - o 36%; wzrost liczby komputerów biurowych wyniósł 33%.

W podanej tabeli wprowadzono podział systemów komputerowych według ich średniej ceny jednostkowej, mianowicie:

- do 0,25 mln Ffr.
- od 0,25 do 1,4 mln Ffr.
- od 1,4 do 7 mln Ffr.
- powyżej 7 mln Ffr.

Komputery biurowe określono jako urządzenia wymagające prawie stałej pracy operatorskiej.

W tabeli podano wg stanu na 1 stycznia w latach od 1970 do 1973, obok liczby zainstalowanych systemów komputerowych i komputerów biurowych - również wartości obu grup zainstalowanych urządzeń w mln Ffr.

Przewiduje się, że do 1978 r. liczba zainstalowanych systemów komputerowych podwoi się w stosunku do stanu r. 1973, wzrastając rocznie o 20%. Liczba komputerów biurowych wzrośnie w tym okresie trzykrotnie.

(dp)

Stan i przewidywania wzrostu parku komputerowego we Francji (ankieta COTTI)

Grupy urządzeń	1970 r.	1971 r.	1972 r.	1973 r.	Przewidywania			
					1974 r.	1975 r.	1976 r.	1977 r.
	Liczba zainstalowanych urządzeń na dzień 1 stycznia w sztukach							
Systemy komputerowe								
a) w podziale na 4 wielkości określone ceną jednostkową w mln Ffr.:								
1) do 0,25	.	.	.	1645	2310	3120	4050	5260
2) 0,25 do 1,4	.	.	.	5262	6320	7480	8820	10400
3) 1,4 do 7,0	.	.	.	1797	1890	2060	2310	2660
4) powyżej 7,0	.	.	.	424	520	630	740	860
b) razem	5198	6741	7978	9128	11040	13290	15920	19180
Komputery biurowe	7215	11923	15098	20107	28200	38000	49500	64500
	Wartość zainstalowanych urządzeń na dzień 1 stycznia w mln Ffr.							
Systemy komputerowe	9580	11710	13420	15620
Komputery biurowe	800	1320	1690	2200

• WYNIKI FINANSOWE NIEKTÓRYCH FIRM FRANCUSKICH W 1972 R.

• Compagnie Internationale pour l'Informatique

Obroty w stosunku do 1971 r. wzrosły o 25% i wyniosły w 1972 r. 820 mln Ffr. (bez podatków). Wzrost ten był oparty głównie na wzroście dostaw cywilnych, przede wszystkim dla prywatnych przedsiębiorstw przemysłowych.

• Logabax

Obroty w stosunku do 1971 r. wzrosły o 24,3% i wyniosły w 1972 r. 111,3 mln Ffr. (bez podatków), w tym w dziedzinie sprzętu informatyki - 98,6 mln Ffr. (wzrost o 27,2% w stosunku do 1971 r.).

Firma Logabax wprowadziła w 1972 r. na rynek nowe urządzenia końcowe, szybką drukarkę LX180 i system KSR 180.

• Memorex France SA

Obroty w stosunku do 1971 r. wzrosły o 26% i wyniosły 39,8 mln Ffr. (bez podatków). Firma jednakże ma trudności z wprowadzeniem na rynek swoich systemów komputerowych MRX40 i 50. Natomiast wzrasta sprzedaż pamięci taśmowych i dyskowych.

Informatique, 1973, nr 40

01 Hebdoinformatique, 1973, nr 244

(dp)

• OBNIŻKA CEN URZĄDZEŃ IBM

Firma IBM - France ogłosiła z dniem 1 kwietnia 1973 r. obniżkę od 3 do 6% - cen na niektóre urządzenia, mianowicie:

- na większość jednostek centralnych Systemu 370 i na niektóre urządzenia tego Systemu;
- na jednostki centralne i urządzenia zewnętrzne Systemu 3;
- na komputery do sterowania IBM System 7;
- na komputery IBM 1130;
- na systemy rejestracji danych IBM 3740.

Przykładowo, średni zestaw komputera IBM 370/125 będzie kosztował o 3,9% mniej niż dotychczas.

L'Informatique, 1973, nr 40

(dp)

● MODEL 115 - NAJMNIJSZY W SYSTEMIE IBM 370

Nowy wieloprocesorowy model 115 Systemu IBM 370 będzie produkowany w Stanach Zjednoczonych, we Włoszech i Japonii; pierwsze dostawy są zapowiedziane na marzec 1974 r. Jest on przeznaczony głównie dla małych i średnich przedsiębiorstw i ma możliwość rozszerzenia konfiguracji podstawowej.

Pamięć operacyjną na technice MOSFET (każdy płat mieści 2048 bitów informacji) dostarcza się w dwóch wariantach: 64 i 96 k bajtów. Zastosowanie koncepcji pamięci wirtualnej i DOS/VS praktycznie zwiększa pojemność tej pamięci.

Oferuje się - dostawa na żądanie - wbudowany emulator dla dotychczasowych użytkowników komputerów IBM 360/20.

Na nowym komputerze IBM 370/115 można stosować programy użytkowe napisane w językach GAP-II, COBOL i FORTRAN, co zaspokaja potrzeby dotychczasowych użytkowników komputerów IBM System 3.

Do jednostki centralnej IBM 370/115 można przyłączać wiele urządzeń IBM bez autonomicznych kanałów i specjalnych jednostek sterujących.

Ponadto - na życzenie oferuje się możliwość przyłączania zdalnych urządzeń końcowych za pośrednictwem 12 łącz telekomunikacyjnych.

Komputer IBM 370/115 współpracuje z najnowszymi pamięciami dyskowymi IBM 3340; można do niego przyłączyć dwie, trzy lub cztery jednostki pamięci dyskowej. Również można bezpośrednio przyłączyć najnowszą drukarkę wierszową IBM model 3203 (600 lub 1200 wierszy na minutę) albo powolniejszą drukarkę - IBM (300 wierszy na minutę).

L'Informatique, 1973, nr 40

(dp)

● PAMIĘCI OPTYCZNE - DALSZY KROK W DZIEDZINIE PRZECHOWYWANIA
INFORMACJI

Narastająca złożoność problemów współczesnej cywilizacji i dążenie do coraz dokładniejszego ich modelowania stwarza potrzebę zwiększania mocy obliczeniowej systemów informatycznych, służących ich rozwiązywaniu. Zasadniczym czynnikiem wzrostu mocy obliczeniowej jest powiększanie objętości masywów informacji przechowywanych w systemie oraz wzrost szybkości z jaką uzyskuje się dostęp do dowolnie wybranego ich fragmentu. Sytuacja taka w sposób trwały stymuluje poszukiwanie i badania pod-

stawowe w dziedzinie nowych nośników informacji jak również programy badawcze nastawione na pozyskanie systemów pamięciowych o większej sprawności. Pracom tym poświęcają wiele uwagi wszystkie czołowe firmy sprzętu informatycznego.

Jednym z bardzo intensywnie rozwijanych kierunków są pamięci optyczne¹. Ostatnio opublikowano pewne szczegóły dotyczące eksperymentalnych systemów pamięci optycznych do zastosowań archiwalnych opracowywanych w Japonii².

Informacje te pozwalają zapoznać się z kierunkiem prowadzonych prac, zakresem osiągalnych parametrów i obszarem zastosowań przyszłych systemów. Wszystkie te prace wykorzystują holograficzną metodę zapisu.

Firma Fujitsu pracuje nad systemem pamięciowym o pojemności docelowej 10^{12} bitów. Jest to pamięć stała, w której zapis odbywa się przy użyciu lasera argonowego.

Hologram tworzony jest na płycie fotograficznej, przy czym na powierzchni $1,5 \times 1,7$ mm przechowywanych jest 4.600 bitów.

Pojemność pełnego hologramu wynosi 10 milionów bitów. Odczyt realizowany jest przez fototranzystorowe układy scalone o dużej czułości. Firma twierdzi, że system ten "daleki jest jeszcze od praktycznego zastosowania" niemniej jednak utrzymuje, że będzie w stanie zaoferować systemy o pojemności 10^{12} bitów przy poziomie kosztów za bit dziesięć razy niższym niż dla pamięci dyskowych. Czas dostępu w tych pamięciach określany jest na 1 μ s.

Firma Hitachi realizuje z kolei program badawczy, którego zadaniem jest opracowanie uniwersalnego systemu pamięciowego. Przeznaczony jest on do przechowywania danych o dużej pojemności, fotografii, wykresów i dokumentów. Obraz informacji do zapamiętania zostaje zmniejszony a następnie zapisany na płycie fotograficznej. Źródłem światła jest również laser, a informacja przechowywana jest w formie hologramu. Stronica dokumentu o formacie A4 zajmuje powierzchnię o średnicy 1 mm. Przy odczytywaniu, światło lasera kierowane jest na hologram i otrzymuje się bezpośrednio obraz informacji pierwotnej. W metodzie tej nie ma potrzeby stosowania takich

¹ Z. Wrzeszcz: Kierunki realizacji pamięci optycznych swobodnego dostępu. ETO Nowości 1972, nr 1, s. 3.

² Holograph memories move ahead. Computer Weekly, 1972, nr 317, s. 39.

dotychczasowych elementów optycznych jak soczewki, co czyni układ prostszym niż przy konwencjonalnej metodzie mikrofilmowej.

Firma Denden Kosha pracuje nad systemem przeznaczonym dla tych zastosowań, gdzie istotne znaczenie ma szybkie wyszukiwanie poszczególnych pozycji z dużych masywów informacji, np. wyszukiwanie informacji patentowej, literatury naukowej czy też precedensów prawniczych.

W systemie tej pamięci źródłem światła jest laser helowo-neonowy. Nośnikiem informacji jest taśma filmowa 35 mm. Jedna klatka mieści 41 000 bitów.

Pamięci japońskie nie stanowią zapowiedzi pierwszych archiwalnych pamięci optycznych. Pierwsze rezultaty praktyczne uzyskane zostały przez firmę amerykańską Precision Instruments Company. Opracowała ona jednostkę pamięciową UNICON o pojemności 10^{12} bitów. Nośnikiem informacji w tym systemie są taśmy poliestrowe z cienką warstwą rodu. Zapis informacji w tym systemie polega na wypalaniu otworów strumieniem lasera (średnica otworu 5 μ). Do odczytu służy drugi laser o mniejszej mocy. 1 taśma przechowuje 2,5 miliardów bitów ($2,5 \cdot 10^9$).

System pamięci zawiera 400 pasków, a więc całkowita pojemność systemu wynosi bilion bitów (10^{12}). Czas dostępu do jednego z 400 masywów informacji (2,5 bilionowych) wynosi 5 s. W obrębie danego masywu czas dostępu wynosi 200 ms.

Już z tej krótkiej informacji wynika, że pamięci optyczne rzeczywiście stanowią poważny krok naprzód w dziedzinie przechowywania informacji. Postęp ten jest funkcją uzyskiwanych tu gęstości zapisu.

Dla pamięci masowych uzyskiwane gęstości mają stałą tendencję rosnącą i tak w pamięciach taśmowych średnio 30 b/mm, w pamięciach bębnowych 50 b/mm, dyskowych 240 b/mm, a w pamięciach optycznych gęstość zapisu kształtować się będzie w granicach od 300 do 1000 b/mm.

Nasuwa się pytanie, czy można oczekiwać dalszego wzrostu gęstości zapisu informacji i czy będą czynione dalsze poszukiwania nowych sposobów przechowywania informacji. Interesująca byłaby odpowiedź na pytanie, czy istnieje wartość graniczna gęstości zapisu, której nigdy nie będzie można w warunkach fizycznych kuli ziemskiej przekroczyć. Prawdopodobnie granicę taką stanowią może gęstość informacji zapisanej w samej strukturze budowy cząstek materii. Pewne wzory podpowiada nam natura. Przykładem takiego zapisu może być informacja genetyczna sterująca rozwojem organizmów żywych. Informacja zapisana jest tutaj właśnie w biochemicznej strukturze łańcucha kwasu dezoksyrybonukleinowego DNA.

Dla wskazania występujących tu gęstości zapisu informacji możemy się posłużyć budową cząsteczki immunoglobuliny IgG, której część zmienna wykazuje pojemność informacyjną 2^{40} czyli bilion bitów (10^{12}) na długości 100 \AA , co daje gęstość 100 miliardów bitów na mm (10^{17} b/mm). Odpowiedź na postawione wyżej pytanie jest jednoznaczna. Śledząc uzyskiwane w kolejnych technologiach gęstości 50, 100, 1000 b/mm po stwierdzeniu, że pamięci optyczne stanowiąc będą poważny krok naprzód w dziedzinie pamięci archiwalnych możemy śmiało powiedzieć, że dalsze wysiłki w tym kierunku będą podejmowane i że jesteśmy dopiero na początku tej drogi.

(bw)

● PAMIĘCI DYSKOWE

Ogólnie biorąc, w skład dyskowego systemu pamięciowego wchodzi jednostka sterująca i jeden lub kilka zespołów napędowych, z których każdy zawiera wymienne lub niewymienne dyski (zespół napędowy wraz z dyskami nazywa się powszechnie pamięcią dyskową). Zadanie jednostki sterującej polega na odwoływaniu się do odpowiedniego zespołu napędowego i kontrolowaniu jego działania.

Nowoczesne zespoły napędowe pamięci dyskowych są zwykle niezależnie połączone z jednostką sterującą i są w ten sposób wzajemnie zastępowalne. Umożliwia to poddanie jednego z nich konserwacji lub naprawie bez wpływu na pracę pozostałych zespołów i całego systemu pamięciowego.

W pierwszych konstrukcjach pamięci tego typu dyski były umieszczone na stałe. Miały one tylko jedną głowicę zapisująco-czytającą, przemieszczaną wzdłuż pakietu dysków, a następnie wsuwaną pomiędzy dyski nad zadaną ścieżką. W późniejszych konstrukcjach pamięci każdą powierzchnię dysku obsługiwała co najmniej jedna głowica, przez co znacznie zmalał czas dostępu. Współcześnie niewymienne dyski o stosunkowo niewielkich rozmiarach wyposaża się w głowice umieszczone nad każdą ścieżką. Oczywiście zaletą takiej konstrukcji jest dalsze skrócenie czasu dostępu - średnio do połowy wartości czasu obrotu. Pamięci te stosuje się do przechowywania niewielkich ilości, często uaktualnionych informacji.

Na ogół jednak wymienialność nośników informacji w urządzeniach zewnętrznych posiada podstawowe znaczenie i większość użytkowników woli wymienne pakiety dysków. Dostęp do nich zapewniają ruchome głowice zapisująco-czytające umieszczone po obu stronach każdego dysku na mechanizmie przesuwającym typu grzebieniowego. Naprowadzanie mechanizmu na zadany

punkt odbywa się najczęściej metodami elektrycznymi, jako znacznie wygodniejszymi od metod mechanicznych.

Pamięć z wymiennym pakietem dysków pojawiła się w 1961 r. (IBM 1311). Jej udoskonalona wersja (IBM 2311), produkowana pod różnymi nazwami przez kilkanaście firm, jest dzisiaj najpopularniejszym urządzeniem wśród pamięci zewnętrznych. Wymienny pakiet tej pamięci składa się z 6 dysków i można na nim zarejestrować 58 milionów bitów. Należy się spodziewać, że popularność uzyska produkowana już od kilku lat pamięć typu IBM 2314 z pakietem 11-dyskowym, w którym dzięki dwukrotnemu zwiększeniu gęstości zapisu można zmagazynować ok. 230 milionów bitów. Konstrukcja ta znalazła również wielu naśladowców. Jej produkcję podjęły już niemal wszystkie firmy wytwarzające pamięć typu IBM 2311.

W 1970 r. wraz z maszynami Systemu 370 firma IBM wprowadziła na rynek pamięć IBM 2319, będącą zmodyfikowaną wersją pamięci IBM 2314. Modyfikacja polegała na wbudowaniu części jednostki sterującej do szafy zespołu napędowego i połączeniu pozostałej części tej jednostki (pod nazwą Integrated File Adapter) bezpośrednio z procesorem. Taka konstrukcja wg IBM ma być tańsza od dotychczasowych rozwiązań, według zaś konkurentów tej firmy jest to próba zdystansowania niezależnych producentów pamięci dyskowych. Odpowiedź tych ostatnich była zresztą bardzo szybka, bo np. firma BASF już w kwietniu 1972 r. wprowadziła na rynek pamięć 6219, całkowicie zamienną z pamięcią IBM 2313.

Najnowszym osiągnięciem w dziedzinie wymiennych pamięci dyskowych jest pamięć IBM 3330, zaprojektowana również dla maszyn Systemu 370. Nowy pakiet dysków IBM 3336, zastosowany w tej pamięci, ma pojemność ponad 800 milionów bitów. Składa się on z 12 dysków, z których dwa zewnętrzne są dyskami zabezpieczającymi, na pozostałych zaś znajduje się 19 powierzchni roboczych i jedna ze ścieżkami sterującymi. Na każdej powierzchni są 404 ścieżki (plus 7 zapasowych), a więc ich gęstość zwiększono dwukrotnie w stosunku do pakietów 6- i 11-dyskowego. Zwiększono również do 162 bitów/mm gęstość zapisu, tzn. blisko dwa razy więcej niż w pakiecie 11-dyskowym i blisko cztery razy więcej niż w pakiecie 6-dyskowym. Przy podwyższonej do 3600 obr/min (w poprzednich pamięciach 2400 obr/min) prędkości obrotowej pakietu przesyłanie informacji odbywa się z szybkością 6.4 milionów bitów/s.

Pamięci dyskowe IBM 3330 współpracują z maszyną za pośrednictwem jednostki sterującej IBM 3830. Dotychczasowe doświadczenia z eksploatacji

tego systemu pamięciowego w pełni potwierdzają jego wysokie parametry techniczne, a przede wszystkim dużą niezawodność i łatwość obsługi. W tym przypadku nie potwierdziły się wcześniejsze obserwacje, że wprowadzenie nowych urządzeń o lepszych parametrach związane jest zwykle ze zwiększoną częstością awarii. Istota większej niezawodności tego systemu leży zarówno w wykorzystaniu jednej powierzchni dysku (tzw. serwopowierzchni) do sterowania przesuwem głowic i ustawiania ich zawsze w położeniu, w którym jest odczytywany ze ścieżki sygnał o maksymalnej amplitudzie, jak i w poważnym ulepszeniu procedur korekcji błędów. Korekcję błędów przeprowadza jednostka sterująca w sposób automatyczny, bez udziału procesora. Stosuje się do tego celu odpowiedni kod korekcyjny, a jeżeli to jest nieskuteczne, dokonuje się kilkakrotnego powtórzenia operacji odczytu. Gdy i to zawodzi, wówczas jest uruchamiany układ śledzenia ścieżki, powodujący odczyt sygnałów na jednym bądź drugim brzegu ścieżki.

Data Systems, 1972, nr 4

(mm)

PRZEGLĄD DOKUMENTACYJNY

539.231 Fizyka cienkich błon, nakładanie ELWRO
w próżni ang.
621.382.323 Tranzystory z efektem polowym

Riegert R. P., Clarke P.: The sputtergun: an automated deposition system for high volume thin films. Urządzenie do napyłania: zautomatyzowany system nanoszenia cienkich warstw przy produkcji masowej. Electron. Pack. and Prod. 1973 nr 2, s. 85-90, rys. 2.

Opisano automatyczną aparaturę służącą do nakładania cienkich warstw metalicznych metodą napyłania katodowego w stałym polu elektrycznym. Aparatura przystosowana jest do produkcji na dużą skalę. Nadaje się do wykonywania układów MOS na podłożach krzemowych.

Treter A.

ETO NOWOŚCI Nr 3/1973

Na podstawie kart dokumentacyjnych nadesłanych przez ELWRO i MERAMAT - opracował Jerzy Klamborowski

621.3.049.75 Połączenia drukowane ELWRO
621.382.049.7-181.4 Układy scalone ang.

621.3.049.75 Połączenia drukowane ELWRO
ang.

Peel M.: Selecting the optimum circuit-board package. Wybór optymalnego typu płytki drukowanej (dla montażu). Electronics 1973 nr 6, s. 115-117, rys. 4, tab. 2.

Ertel A., Maus J. R.: Etching PC boards sandwich eliminates discrete resistors. Trawione rezystory na jednej z warstw płytki drukowanej eliminują potrzebę stosowania konwencjonalnych rezystorów. Electronics 1973 nr 10, s. 109-113, rys. 4.

Dokonano krytycznego porównania różnych technik montażu płyt z układami scalonymi. Uwzględniono technikę połączeń owijanych, technikę płyt wtykowych na szpilkach oraz technikę montażu cokołów dla układów scalonych. Uwzględniono różne aspekty techniczno-eksploatacyjne poszczególnych technik oraz położono nacisk na stronę ekonomiczną zagadnienia.

Opisano nową technikę montażu na wielowarstwowym płytce drukowanych. Zastosowano laminat, w którym między podłożem izolacyjnym konwencjonalnego typu i folią miedzianą zastosowano folię ze stopu metalicznego. Rezystory niezbędne w układzie mogą być wytwarzane metodami chemigraficznymi na płytce zamiast dołączania ich w postaci elementów wymiennych. Technika ta pozwala na znaczne zwiększenie gęstości montażu. Omówiono szeroki zakres zagadnień konstrukcyjnych.

Treter A.

Treter A.

621.3.049.75 Połączenia drukowane ELWRO
621.315.68 Łączenia przewodów i kabli ang.

Goldberg R. L.: Focus on connectors for PCs and substrates. Złącza dla obwodów drukowanych i podłoża. Electron Des. 1973 nr 5, s. 50-64, rys. 22.

Dokonano obszernego przeglądu wszelkich stosowanych i będących w opracowaniu typów złącz stosowanych w obwodach drukowanych. Uwzględniono zarówno techniczne jak i ekonomiczne aspekty poszczególnych rozwiązań. Załączono listę głównych amerykańskich producentów.

Treter A.

621.382.049.7-181.4 Układy scalone ELWRO
681.325.65 Układy funkcyjnych logicznych ang.

Kalin W. F.: CMOS logic elements interface easily. Elementy logiczne CMOS ułatwiają połączenia (między układami). Electron Des. 1973 nr 5, s. 66-70, rys. 7.

Opisano charakterystyki układów scalonych typu CMOS. Rozpatrzone ich łączenie z elementami CMOS, PMOS, DTL i TTL, HTL i ECL. Pokazano przykłady układów.

Treter A.

621.382.049.7-181.4 Układy scalone ELWRO
ang.

Grossman S. E.: Leadless, pluggable IC packages reduce fabrication and repair costs. Układy scalone bezszpilkowe ale nadające się do wtykania pozwolą zmniejszyć koszty produkcji i naprawy. Electronics 1973 nr 3, s. 83-89, rys.6, tab. 2, bibliogr., poz.4.

Dokonano przeglądu aktualnego stanu zaawansowania techniki stosowania układów scalonych pozbawionych "szpilek" służących do wtykania w otwory metalizowane w wielowarstwowych płytkach drukowanych. Likwidacja wyprowadzeń szpilkowych stanowi znaczne ulepszenie technologiczne ze względu na koszt i niezawodność. Zastąpienie ich bocznymi kontaktami stwarza jednak problem trwałości powierzchni stykowej, zwłaszcza przy wielokrotnym wtykaniu i wyjmowaniu. Układy wtykane są do gniazd umieszczonych na płytkach wielowarstwowych.

Treter A.

621.382.049.7-181.4 Układy scalone ELWRO
621.315.68 Łączenie przewodów i kabli ang.

Berger M. A., Bylander E. G.: Flat, flexible cable makes excellent IC interface. Płaski giętki kabel jest idealnym "pośrednikiem" dla układów scalonych. Electronics 1973 nr 7, s. 86-91, rys. 8, tabl.2, bibliogr., poz. 4.

Opisano technologię wykonywania giętkich płaskich kabli oraz technikę ich łączenia z wielowarstwowymi lub pojedynczymi układami elektronicznymi. Podano charakterystyki kabli dla różnych typów wykonywanych z różnych materiałów.

Treter A.

681.325.67 Urządzenia do sortowania
i wybierania

MIERAMAT
ang.

681.325.34 Konwertery funkcji dwójkowych

ELWRO
ang.

Furnanz L.: Multiplexer technique solves X-out-of-Y bit pattern recognition. Zastosowanie techniki multipleksorowej do wyboru próbki X bitów ze zbioru Y. Electron. Des. 1973 nr 2, s. 70, rys. 1.

Beougher W. C.: A method for high speed BCD to binary conversion. Szybka metoda konwersji kodów w układzie dziesiętnym kodowanym dwójkowo na dwójkowe. Computer Des. 1973 nr 3, s. 53-59, rys. 6, tabl. 2, bibliogr., poz. 11.

Rozwiązanie zagadnienia wyboru próbki X bitów o wartości logicznej "1" ze zbioru Y bitów za pomocą multipleksora cyfrowego. Przedstawiono schemat układu dla wyboru 3 bitów o wartości logicznej "1" ze zbioru 6 bitów zrealizowany na multipleksorach cyfrowych.

Przedstawiono szybki konwerter liczb dziesiętnych kodowanych dwójkowo na liczby dwójkowe. Konwerter ten umożliwia konwersję 8-cyfrowej liczby w czasie 60 ns. Układ wykonano techniką układów scalonych TTL - Schottky'ego oraz średniej integracji. Podano algorytm postępowania oraz blokowe układy funkcjonalne.

Kawa M.

Urbanek A.

681.325.3 Konwertery
621.3.087.92 Przetworniki pomiarowe

ELWRO
ang.

681.325.3
621.382.049.7-181.4
621.3.087.92

Konwertery
Układy scalone
Przetworniki pomiarowe.
Przetworniki cyfrowo-analogowe

ELWRO
ang.

- 105 -

Jackson K.: A-D and D-A converters for high speed data acquisition applications. Przetworniki analogowo-cyfrowe i cyfrowo-analogowe dla szybkiej rejestracji danych. Computer Des. 1973 nr 4, s. 57-64, rys.10.

Schade O. H.: C-MOS for low power D-A converters. Zastosowanie techniki C-MOS dla konstrukcji przetworników cyfrowo-analogowych o małej mocy. Computer Des. 1973 nr 4, s. 90-96, rys. 4, tabl. 1.

Przedstawiono kilka typowych rozwiązań konwerterów analogowo-cyfrowych i cyfrowo-analogowych. Podano parametry techniczne, zakresy pomiarowe, konfiguracje z urządzeniami zewnętrznymi, metodę przełączania między poszczególnymi punktami pomiarowymi, budowę wzmacniaczy oraz praktyczne zasady przesyłania sygnałów.

Opisano działanie konwerterów analogowo-cyfrowych o małej mocy wykonanych w technice C-MOS. Są to 9-bitowe bipolarne konwertery o dużej oporności wejściowej, małym poziomie szumów własnych oraz regulowanej charakterystyce przełączania. Podano wykresy funkcyjne, schematy blokowe połączeń, parametry techniczne oraz zakresy poprawnej pracy.

Urbanek A.

Urbanek A.

621.3.087.92 Przetworniki pomiarowe. Przetwornik analogowo-cyfrowy MERAMAT ang.

Barnes J.: Improve single-slope a/d accuracy. Przetwornik analogowo-cyfrowy o zwiększonej dokładności przetwarzania. Electron. Des. 1973 nr 2, s. 58-62, rys. 6.

Przetwornik analogowo-cyfrowy o dokładności przetwarzania 0,01% działający na zasadzie porównania napięcia mierzonego z napięciem pikokształtnym. W dodatkowym cyklu kalibracyjnym następuje pomiar znanego napięcia wzorcowego w celu przeprowadzenia korekty błędów w cyklu pomiarowym. Przedstawiono praktyczny schemat przetwornika zbudowanego przy wykorzystaniu układów scalonych i tranzystorów oraz omówiono zasadę jego pracy ze szczególnym uwzględnieniem obwodów, które decydują o dokładności przetwarzania.

Kawa M.

681.322-181.4.004.14 Elektroniczne maszyny cyfrowe małe, zastosowanie ELWRO ang.

Riley W. B.: Minicomputer go into action in a myriad of applications. Problemy zastosowania mini EMC. Electronics 1973 nr 7, s. 72-81, rys. 9.

Artykuł dotyczy pewnych aspektów technicznych ale przede wszystkim możliwości zastosowań mini EMC. Uwzględniono aspekty ekonomiczne i handlowe zastosowania mini EMC w różnych dziedzinach.

Treter A.

621.3.087.92 Przetworniki pomiarowe. Przetwornik cyfrowo-analogowy MERAMAT ang.

Turino J. I.: Design versatile d/a converters. Projektowanie uniwersalnych przetworników cyfrowo-analogowych. Electron. Des. 1973 nr 2, s. 66-68, rys. 4.

Projektowanie uniwersalnych przetworników cyfrowo-analogowych pracujących na zasadzie sumowania prądów. Omówiono szczegółowo zasady projektowania źródeł prądowych wykorzystujących tranzystory polowe (FET). Przedstawiono praktyczny układ przetwornika dwucyfrowego w kodzie dziesiętnym kodowanym dwójkowo z wykorzystaniem wzmacniaczy operacyjnych 741 i tranzystorów polowych 2N5458. Podstawowe parametry przetwornika: przesunięcie zera mniejsze od 0,1 mV w zakresie temperatur 15+50°C, nieliniowość mniejsza od 0,5%, czas przetwarzania poniżej 50 mikrosekund.

Kawa M.

681.323 Specjalizowane maszyny cyfrowe ELWRO
681.327.8.001.13 Urządzenia do transmisji danych ang.
cyfrowych, projekt

Starks J. P.: Functional systems approach to remote message concentrator design. Projekt koncentratora zdalnych wiadomości. Computer Des. 1973 nr 3, s. 61-64, rys. 4.

Nowe ujęcie problemu koncentratorów zdalnych wiadomości współpracujących z EMC. Podano koncepcję systemu programowego przesyłania i odbierania wiadomości, schematy blokowe współpracy koncentratorów z EMC oraz korektę i ocenę błędnych informacji.

Urbanek A.

681.326.3 Urządzenia sterujące i programujące ELWRO
681.326.7 Urządzenia kontrolne ang.

Cook R. W. i in.: Design of a self-checking microprogram control. Projekt samosprawdzającego się mikroprogramowanego układu sterującego. IEEE Trans. Comp. 1973 nr 3, s. 255-262, rys. 12, bibliogr., poz. 19.

Problem mikroprogramowanego sterowania maszyną cyfrową. Podano schematy blokowe procesora oraz mikroprogramowanego sterowania jednostką centralną. Przedstawiono technikę detekcji błędów w sterowaniu przez kontrolę sekwencji, mikrorozkazów oraz kontrolę informacji za pomocą układów redundancyjnych. Omówiono zalety tego typu sterowania.

Urbanek A.

681.322.06.004.14 Elektroniczne maszyny cyfrowe, MERAMAT
programy i programowanie, zas- ang.
tosowanie
681.325.65.001.42 Układy funkcyjów logicznych,
próby robocze

Marlett R. A.: Check your behaviour with automatic test generation. Automatyczna generacja testów kontrolnych (dla sieci logicznych). Electron. Eng. 1973 nr 540, s. 76-77, bibliogr., poz. 8.

Rozważania na temat programu do testowania układów logicznych ze wskazaniem błędu wewnątrz układu logicznego ze szczególnym uwzględnieniem układów sekwencyjnych. Testowanie oparte jest na programowym symulatorze układu logicznego, który sygnalizuje kolejno wszystkie błędy. Wykrywanie błędów polega na porównaniu wygenerowanych sygnałów z sygnałami otrzymywanymi z układu rzeczywistego.

Kawa M.

681.322.004.14 Elektroniczne maszyny cyfrowe, MERAMAT
programy i programowanie, zas- ang.
tosowanie
681.32.001.5 Cyfrowe układy, maszyny, urządze-
nia, badania naukowo-techniczne

Innis G. R., Pawlowski E. J.: Digital simulator for on-line development testing. Symulator do testowania urządzeń w trakcie projektowania. Computer Des. 1972 nr 12, s. 59-63, rys. 5.

Przedstawiono program diagnostyczny umożliwiający trzy rodzaje pracy z ELMC sygnalizujący stany urządzenia zewnętrznego. Przy pracy z urządzeniami zewnętrznymi symulator służy jako układ zadawania rozkazów oraz jako układ przejściowy symulujący zadania jednostki sterującej. Symulator ten pomaga konstruktorom i programistom przy wykrywaniu błędów powstałych w fazie projektowania urządzeń cyfrowych.

Kawa M.

621.373.43 Generatory drgań niesinusoidalnych MERAMAT
621.385.832 Lampy elektrono-promieniowe ang.
681.3.048 Systemy alfanumeryczne

Stephenson C. J., Whitehead D. G.: Low cost programmable character generator. Tani programowany generator znaków. Electron. Eng. 1973 nr 539, s. 16-17, rys. 5.

Opisano sposób wyświetlania znaków alfanumerycznych lampy oscyloskopowej, generowanie napięć odchylenia poziomego i odchylenia pionowego. Podano schemat blokowy i schemat ideowy układu napięcia odchylenia pionowego dla generatora wyświetlającego znak w ciągu 1,28 m s.

Kawa M.

681.325.36 Generowanie liczb losowych

ELWRO
ang.

Krishnayer R., Donovan J. C.: Shift register generation of pseudo-random binary sequences. Generowanie pseudolosowych liczb dwójkowych za pomoca rejestru przesuwnego. Computer Des. 1973 nr 4, s. 69-74, rys. 3, tabl. 2, bibliogr., poz. 9.

Opisano algorytm generowania pseudolosowych liczb dwójkowych za pomoca prostego układu sumującego, generatora impulsów oraz rejestru przesuwnego. Oszacowano pseudolosowość tej metody przez stosowanie n-stopniowego generatora wraz z praktycznymi przykładami.

Urbanek A.

681.327.54*11 Drukarki wierszowe
681.612.8 Tabulatory

MERAMAT
ang.

Smiley Ch.: Speed your serial printer with this automatic remotely set tabulating system. Przyspieszenie pracy drukarki za pomoca automatycznego, zdalnie sterowanego tabulatora. Electron. Des. 1973 nr 3, s. 54-59, rys. 6, bibliogr., poz. 1.

Elektroniczny zdalnie sterowany tabulator do drukarki umożliwiający przesyłanie grupy kodowej określającej liczbę spacji zamiast szeregu znaków spacji. Podano schemat blokowy i logiczny tabulatora oraz opis pracy.

Kawa M.

681.327.54*11 Drukarki

MERAMAT
ang.

Sidney D.: Printer selection factors. Kryteria wyboru drukarek (cyfrowych). Computer Des. 1972 nr 12, s. 45-57, rys. 11, tabl. 4.

Kryteria wyboru drukarek cyfrowych ze względu na zastosowane rozwiązanie mechanizmu drukującego. Omówienie ograniczeń prędkości drukowania w drukarkach mechanicznych, elektrostatycznych, elektromagnetycznych, termicznych i piezoelektrycznych. Przegląd parametrów charakteryzujących drukarki. Wykaz firm produkujących drukarki oraz ich podstawowe parametry.

Kawa M.

681.325.54 Liczniki
621.372.54 Filtry
621.382.049.7-181.4 Układy scalone

ELWRO
ang.

Zohar S.: New hardware realizations of nonrecursive digital filters. Realizacja techniczna nierekursywnych filtrów cyfrowych. IEEE Trans. Comp. 1973 nr 4, s. 328-338, rys. 9, bibliogr., poz. 6.

Podano analizę działania filtrów cyfrowych, nierekursywnych oraz ich realizację techniczną za pomocą techniki układów scalonych. Przedstawiono dwa typy filtrów: szybki o wysokim koszcie realizacji oraz wolny o niskiej cenie. Filtry operują na danych cyfrowych podanych w reprezentacji stałego lub zmiennego przecinka na liczbach binarnych, całkowitych.

Urbanek A.

681.325.57 Układy mnożące ELWRO
621.382.049.7-181.4 Układy scalone ang.

Swartzlander E. E.: The quasi-serial multiplier. Pseudo-szeregowy układ mnożący. IEEE Trans. Comp. 1973 nr 4, s. 317-321, rys. 4, tabl. 2, bibliogr., poz. 12.

Podano algorytm pseudo-szeregowego układu mnożącego dla liczb dwójkowych. Przedstawiono schemat blokowy układu mnożącego, jego realizację techniczną na elementach scalonych techniki TTL oraz porównanie pracy układu mnożącego z innymi znanymi technikami mnożenia liczb dwójkowych.

Urbanek A.

681.327 Urządzenia pomocnicze (cyfrowe), ELWRO
pamięci, wejście i wyjście ang.
681.327.18 Urządzenia manipulacyjne
681.61.065.1 Klawiatura

Davis S.: Keyswitch and keyboard selection for computer peripherals. Dobór przełączników klawiszowych i klawiatury dla urządzeń zewnętrznych EMC. Computer Des. 1973 nr 3, s. 67-77, rys.4, tabl.4.

Analiza obecnie stosowanych typów przełączników niskoprądowych i klawiatur stosowanych w EMC. Prognozy w tym kierunku, dalsza miniaturyzacja elementów, stosowanie innych technik realizacji oraz wzrost niezawodności.

Urbanek A.

681.325.63 Dekodery ELWRO
681.61.065.1 Klawiatury ang.
681.327.18 Urządzenia manipulacyjne

Volpe J. W.: Matrix scanning logic for a capacitive switching keyboard. Matryca logiczna dla klawiatury o pojemnościowym przełączaniu. Computer Des. 1973 nr 1, s. 84-88, rys. 3.

Podano prosty przykład klawiatury o pojemnościowym przełączaniu. Matryca zbudowana jest na układach logicznych wykonanych w technice MOS z przełączaniem pojemnościowym. Podano wykresy czasowe generowania sygnałów, opisano przewagę tego systemu sterowania nad konwencjonalnym.

Urbanek A.

681.327.13 Urządzenia zapisująco-odczytujące ELWRO
621.385.832 Lampy elektrono-promieniowe ang.
681.327.12 Urządzenia odczytujące

Griffith A. K.: Edge detection in simple scenes using a priori information. Detekcja konturów w nieskomplikowanych obrazach na ekranie monitora przy stosowaniu informacji "a priori". IEEE Trans. Comp. 1973 nr 4, s. 371-381, rys. 11, bibliogr., poz.24.

Przedstawiono metodę przetwarzania informacji cyfrowych za pomocą monitora ekranowego w celu uzyskania właściwych konturów obrazów dowolnych prostych brył geometrycznych. Przeprowadzono analizę błędów i korektę informacji dla kilku praktycznych brył geometrycznych uwzględniając różne metody przekształceń.

Urbanek A.

681.327.13 Urządzenia zapisująco-odczytujące ELWRO
681.385.832 Lampy elektrono-promieniowe ang.

Weitzman C.: Current and future graphic displays for military systems. Stan obecny i rozwój grafoskopów dla systemów wojskowych. Computer Des. 1973 nr 2, s. 65-72, rys. 2, tabl. 4, bibliogr., poz. 5.

Przykłady zastosowań oraz prognozy rozwoju grafoskopów w systemach wojskowych. Podano schematy blokowe istniejących grafoskopów oraz wpływ nowej techniki lamp elektrono-promieniowych na rozwój tego typu urządzeń. Opisano parametry techniczne znanych monitorów oraz przybliżony kierunek rozwoju zmniejszający gabaryty urządzeń oraz ocenę zawodności urządzenia.

Urbanek A.

681.327.1.54'11 Drukarki ELWRO
772.93 Kserografia ang.

Dowd P. G. i in.: STARE 2A graphical hard-copy system. System STARE 2A umożliwiający graficzne kopiowanie informacji na papierze. IEEE Trans. Comp. 1973 nr 4, s. 359-367, rys. 9, tabl. 1, bibliogr., poz. 4.

Przedstawiono organizację systemu STARE 2A umożliwiającego automatyczne kopiowanie na papierze informacji przekazywanej z EMC IBM 370/165. Urządzenie posiada elektrograficzny mechanizm kopiujący firmy Gould-Clevite umożliwiający druk znaków, liter i dowolnych figur na papierze 11x17 cali z szybkością 2000 bodów. Podano schematy blokowe, algorytm wydruku, działanie mechanizmu drukującego oraz zastosowania.

Urbanek A.

681.327.57 Mikrofilmy ELWR
ang.

Franson P.: Computer microfilm pushes forward. Rozwój techniki mikrofilmowej w EMC. Electronics 1973 nr 12, s. 69-70, rys. 4.

Przegląd rozwoju techniki mikrofilmowej oraz jej zastosowanie w EMC. Ocena kosztów wytwarzania pamięci mikrofilmowych, prognozy rozwojowe oraz zastosowanie systemu bezpośredniego i pośredniego dla celów gromadzenia informacji.

Urbanek A.

681.322.06.004.14 Elektroniczne maszyny cyfrowe, ELWRO
programy, zastosowanie ang.
621.38.049.001.24 Elektronika, obwody elektryczne,
obliczanie

Letheren J. R.: Computer programme derives circuit values from large initial errors. Program EMC pozwala obliczyć wartości parametrów układu z danych o dużych błędach początkowych. Electron. Eng. 1973 nr 542, s. 62-64, rys. 4, tab. 1, bibliogr., poz. 2.

Opisano program pozwalający obliczyć parametry układu o ustalonej topologii i bez elementów nadmiarowych. Algorytm pozwala na optymalizację układu przy każdej określonej częstotliwości przez znajdowanie stosunku największych błędów. Algorytm ten nie ma ograniczenia polegającego na zmianie tylko po jednym parametrze obwodu.

Treter A.

681.322.06.004.14 Elektroniczne maszyny cyfrowe, ELWRO
programy, zastosowanie ang.
681.325.65.001.42 Układy funkcyjnych logicznych,
próby robocze

681.322.06.004.14 Elektroniczne maszyny cyfrowe, ELWRO
programy, zastosowanie ang.
681.325.65.001.42 Układy funkcyjnych logicznych,
próby robocze

Clegg F. W.: Use of SPOOF's in the analysis of faulty logic networks. Wykorzystanie systemu SPOOF do analizy błędów w sieciach logicznych. IEEE Trans. Comp. 1973 nr 3, s. 229-234, rys. 1, bibliogr., poz. 6.

Du M. W., Weiss C. D.: Multiple fault detection in combinational circuits: algorithms and computational results. Detekcja błędów wielokrotnych w sieciach kombinacyjnych: algorytm i obliczenia. IEEE Trans. Comp. 1973 nr 3, s. 235-240, rys. 4, tabl. 1, bibliogr., poz. 20.

Podano zasady badania poprawności sieci logicznych stosowanych w EMC. Nowa metoda SPOOF (Structure-and Parity-Observing Output Function) polega na badaniu funkcji wyjściowych dowolnej, złożonej sieci logicznej, której funkcja daje się opisać za pomocą algebry Boole'a. Podano kilka przykładów rozwiązań, matematyczny dowód poprawności metody oraz zastosowania.

Przedstawiono metodę wykrywania błędów wielokrotnych w sieciach logicznych stosowanych w EMC. Podano definicje błędnej sieci logicznej oraz detekcję tych błędów za pomocą metod: zbioru testów weryfikacyjnych oraz zbioru testów detekcyjnych. Ocena wykrywalności błędów wielokrotnych w obydwu metodach, podano przykłady obliczeń w języku FORTRAN dla obydwu metod diagnostycznych.

Urbanek A.

Urbanek A.

681.322.004.14 Elektroniczne maszyny cyfrowe, ELWRO
zastosowanie ang.
681.327.13.004.14 Urządzenia zapisująco-odczytujące,
zastosowanie
621.385.832.004.14 Lampy elektrono-promieniowe,
zastosowanie
621.3.049.001.57 Elektrotechnika, obwody elektryczne,
modelowanie
681.32.001.57 Cyfrowe układy, maszyny i urządzenia,
modelowanie

681.322.06.004.14 Elektroniczne maszyny cyfrowe, ELWRO
programy, zastosowanie ang.
681.32.001.42 Cyfrowe układy, maszyny i urządzenia,
próby robocze
519.281 Teoria błędów

Morse S. P.: Interactive graphic system for modeling symbolic networks. Wideograficzny system konwersacyjny dla modelowania symbolicznych sieci. Computer Des. 1973 nr 2, s. 75-79, rys. bibliogr., poz. 9.

Brener M. A.: Testing for intermittent faults in digital circuits. Detekcja błędów okresowych w układach cyfrowych. IEEE Trans. Comp. 1973 nr 3, s. 241-246, rys. 6, bibliogr., poz. 6.

Przedstawiono przykłady takich sieci: układy elektryczne, modele systemów ciągłych, sieci przełączające, wykresy operacyjne. Podano zasadę działania konwersacyjnego systemu SNAP umożliwiającego pracę w zakresie symulacji systemów ciągłych, redukcję wyrażenia Boole'a, analizy obwodów elektrycznych oraz symulacji obwodów logicznych. Podano również schematy blokowe tego systemu.

Opisano metody wykrywania błędów okresowych zachodzących w układach cyfrowych stosowanych w EMC. Podano definicje i rodzaje błędów okresowych oraz statyczne metody ich wykrywania. Uzasadnienie matematyczne poparto kilkoma praktycznymi przykładami ilustrującymi zastosowanie metody do konkretnych układów cyfrowych.

Urbanek A.

Urbanek A.

681.322.06.004.14 Elektroniczne maszyny cyfrowe, programy, zastosowanie MERAMAT ang.
681.32.001.13 Cyfrowe układy, maszyny i urządzenia, projekt

681.325.54.004.14 Liczniki, zastosowanie ELWRO ang.
517.512.2 Szereg Fouriera

Clark R. A., Farr W.: Performance optimization procedure for digital systems. Algorytm optymalizacji systemów cyfrowych. Computer Des. 1972 nr 12, s. 65-70, rys. 5, bibliogr., poz. 2.

Zohar S.: Fast hardware Fourier transformation through counting. Szybka techniczna realizacja transformacji Fouriera za pomocą układów liczących. IEEE Trans. Comp. 1973 nr 5, s. 433-441, rys. 10, bibliogr., poz. 8.

Przedstawiony algorytm dostarcza informacji o obszarze operacyjnym stopni swobody przy wyborze wartości systemu zmiennych wymuszeń, które podlegają optymalizacji oraz system wykonawczy. Może być również stosowany jako kryterium jakości przy wyborze testów do badania efektywności różnych projektów, typów obwodów i topologii lub jako dokument określający poprawność istniejących projektów. Przykład optymalizacji koordynatora kanałów w EMC.

Opisano algorytm transformacji Fouriera oraz jego techniczną realizację za pomocą techniki TTL. Matematyczne podstawy realizacji, schemat funkcjonalny układu technicznego za pomocą rejestrów i liczników oraz porównanie z dotychczasową metodą obliczania szeregów Fouriera za pomocą macierzy wielowymiarowych.

Kawa M.

Urbanek A.

681.327 Pamięci ELWRO
536.4.48 Zjawiska fizyczne w niskich temperaturach ang.

681.327 Pamięci ELWRO
681.32 Cyfrowe układy, maszyny i urządzenia ang.
621.382.3 Tranzystory

Fulton T. A., Dynes R. C., Anderson P. W.: The flux shuttle - A Josephson shift register employing single flux quanta. Wahanie strumienia - rejestr przesuwny ze złączem Josephsona i wykorzystaniem kwantów pojedynczego strumienia. Proc. IEEE 1973 nr 1, s. 28-35, rys. 6, tab. 2, bibliogr., poz. 25.

Tiemann J. J. i in.: A surface-charge shift register with digital refresh. Rejestr przesuwny z ładunkiem powierzchniowym i cyfrowym odtwarzaniem. IEEE J. of Solid St. Circuits 1973 nr 2, s. 146-151, rys. 13, bibliogr., poz. 20.

Opisano rejestr przesuwny wykorzystujący jako bity informacyjne wiry pojawiające się w materiale nadprzewodzącym przy złączu Josephsona o rozłożonych wymiarach. Sterowanie ruchem wirów uzyskano przez odpowiednią geometrię obwodu oraz przez zastosowanie odpowiednich prądów i pól magnetycznych. Czas potrzebny na zmianę pozycji wiru jest zbliżony do okresu oscylacji plazmy Josephsona i wynosi ok. 10 ps. Typowa moc wynosi 10⁻¹⁸ Joula na przesuw.

Opisano układ rejestru przesuwego działającego na zasadzie ładunku powierzchniowego (surface charge transistor). Opisano i omówiono wyniki pomiarów układu eksperymentalnego.

Treter A.

Treter A.

681.327.66.042.15.023 Urządzenia pamięci ze stałym nośnikiem informacji, rdzenie wewnętrzne ELWRO ang.
681.327.17 Urządzenia kontrolujące i sprawdzające

Vanhan M. J.: Technical and economic aspects of core plane testing. Techniczne i ekonomiczne aspekty testowania ramek pamięci rdzeniowej (ferrytowej). Computer Des. 1973 nr 1, s. 79-82, rys. 3.

Poruszono problemy związane ze sprawdzaniem poprawności działania ramek pamięci operacyjnej. Zwrócono uwagę na metodę testowania parametrów technicznych, prądów odczytu X i Y, symetryczność wzmacniaczy, poziom zakłóceń, efekt magnetostrykcyjny itp. Podano metody pomiarowe do zbadania niektórych problemów.

Urbanek A.

681.327.66 Urządzenia pamięci ze stałym nośnikiem informacji ELWRO ang.
621.318.132-416 Folie z materiałów ferromagnetycznych

Gilder J. H.: Bubble memory developed in lab, and it appears to be a success. Pamięć na domenach cylindrycznych zbudowana w laboratorium okazała się sukcesem. Electron. Des. 1973 nr 9, s. 40, rys. 1.

Informacja o zbudowaniu w laboratorium Bella (USA) pierwszego modelu pamięci o pojemności 1,15 Mbitów. Pamięć złożona jest z mikromodulów zawierających po 20 k bitów, o czasie zapisu jednego mikromodułu przy częstotliwości podstawowej 100 kHz. Czas odczytu wynosi 5,8 ms.

Treter A.

681.327.66.001.13 Urządzenia pamięci ze stałym nośnikiem informacji, projekt ELWRO ang.
621.318.132-416 Folie z materiałów ferromagnetycznych

Bouricins W. G. i in.: Modeling of a bubble-memory organization with self-checking translators to achieve high reliability. Modelowanie organizacji pamięci na domenach cylindrycznych z samosprawdzającymi się translatorami w celu osiągnięcia dużej niezawodności. IEEE Trans Comp. 1973 nr 3, s. 269-275, rys. 4. bibliogr., poz. 7.

Podano organizację pamięci na domenach cylindrycznych współpracującej z EMC z możliwością korekcji informacji. Algorytm korekcji zapewnia wykrywanie i poprawę wszystkich błędów pojedynczych oraz detekcję 90% błędów podwójnych. Podano organizację układów detekcji i układów korekcji oraz współpracę tych układów z translatorem umożliwiającym poprawę informacji wejściowej.

Urbanek A.

681.327.66.001.42 Urządzenia pamięci ze stałym nośnikiem informacji, próby robocze ELWRO ang.
621.382 Przyrządy półprzewodnikowe
681.327.17 Urządzenia kontrolujące i sprawdzające

Anderson K.: Device manufacturers test problems. Problemy kontroli przez producenta urządzeń. Solid St. Technol. 1973 nr 3, s. 39-40, 44, rys. 3.

Problem odbioru i testowania pamięci półprzewodnikowych, produkowanych przez fabryki półprzewodników, przez producentów sprzętu. Uwzględniono testowanie samej płytki krzemowej i odbudowanego układu oraz testy temperaturowe i niezawodnościowe.

Treter A.

681.327.66 Urządzenia pamięci ze stałym ELWRO
nośnikiem informacji ang.
621.318.132-416.001.11 Folie z materiałów ferromagne-
tycznych, teoria

Almasi G. S.: Bubble domain propagation and sensing. Przesuw i odczytywanie ruchu domen cylindrycznych. Proc. IEEE 1973 nr 4, s. 438-444, rys. 12, bibliogr., poz. 58.

Podano w formie przeglądowej aktualny stan wiedzy na temat wzajemnego oddziaływania cylindrycznych domen magnetycznych i ich otoczenia magnetycznego. Brak dotąd jednolitej teorii opisującej to zjawisko. Podano opis określonych zjawisk znanych doświadczalnie i wskazano na możliwości opisywanej techniki, t.j. uzyskanie domen submikronowych i gęstości ok. 100 mln bitów na cal².

Treter A.

681.327.66.023.001.42 Urządzenia pamięci ze stałym ELWRO
nośnikiem informacji, próby robocze ang.
621.382 Przystrojony półprzewodnikowe
681.327.17 Urządzenia kontrolujące i spraw-
dzające

Mitchell T., Kane G.: A bipolar control storage memory design considerations and test problems. Zasady przekształcania i problemy testowania bipolarnej pamięci stałej. Solid. St. Technol. 1973 nr 3, s. 41-44, rys. 2, tab.1.

Opisano pamięć stałą maszyny cyfrowej UNIVAC 9700. Pamięć ta nie ma charakteru klasycznej pamięci stałej (ROM) lecz jest właściwie klasyczną pamięcią z natychmiastowym dostępem (RAM), wykonaną w wersji półprzewodnikowej bipolarnej. Opisano konstrukcję i układ pamięci, niezawodność, testowanie oraz przedyskutowano zagadnienia związane z testowaniem.

Treter A.

681.327.66.023.001.13.001.36 Urządzenia pamięci ze ELWRO
stałym nośnikiem infor- ang.
macji, wewnętrzne, pro-
jekt, porównawczy punkt
widzenia
621.382.049.7-181.4 Układy scalone
621.318.132 Materiały ferromagnetyczne

Sideris G.: The MOS memory that defied cores. Zalety pamięci MOS w porównaniu z pamięcią ferrytową. Electronics 1973 nr 3, s. 108-113, rys. 3.

Przedstawiono praktyczne rozwiązanie pamięci operacyjnej wykonanej techniką MOS, koszty produkcji w stosunku do znanych i stosowanych pamięci ferrytowych, podstawowe rozwiązania układów logicznych, wykresy czasowe oraz realizację techniczną na wielowarstwowych pakietach logicznych. Ww rozwiązania zastosowano w EMC IBM 370/155, IBM 370/165 oraz wielu znanych firmach komputerowych.

Urbanek A.

681.327.66.023.001.13 Urządzenia pamięci ze stałym ELWRO
nośnikiem informacji, wewnętrzne ang.
projekt
621.382.049.7-181.4 Układy scalone

Baker W. D. i in.: Oxide isolation brings high density to production bipolar memories. Izolacja tlenkowa pozwala na zwiększenie gęstości przy produkcji pamięci bipolarnych. Electronics 1973 nr 7, s. 65-70, rys. 7, tab. 3.

Opisano technologię procesu "isoplanarnego" oraz konsekwencje jego zastosowania przy produkcji bipolarnych układów scalonych. Proces pozwala na znaczną poprawę gęstości upakowania tranzystorów na płycie krzemowej, co też wykorzystano przy konstrukcji pamięci z natychmiastowym dostępem. Omówiono też zastosowanie procesu "isoplanarnego" w produkcji układów MOS.

Treter A.

681.327.66.023.001.13 Urządzenia pamięci ze stałym ELWRO
nośnikiem informacji, wewnętrzne, projekt ang.

681.327.66.023.001.13 Urządzenia pamięci ze stałym noś- ELWRO
nikiem informacji, wewnętrzne, ang.
projekt
621.382.049.7-181.4 Układy scalone

Townsend J. F.: Overlaid memory simplifies programs. Wykorzystanie pamięci "nakładkowej" dla uproszczeń programów. Electronics 1973 nr 9, s. 116-119, rys. 6.

Walther T. R.: Dynamic N-MOS RAM with simplified refresh. Pamięć dynamiczna w technice N-MOS z uproszczonym układem do odtwarzania informacji. Computer Des. 1973 nr 2, s. 53-58, rys. 11.

Podano metodę wykorzystania pamięci stałych ROM oraz pamięci typowych jako pamięci operacyjnej EMC. Opisano podział pamięci operacyjnej na obszary pamięci stałej i pamięci typowych, technikę optymalnego podziału oraz praktyczną realizację systemu. Opis poparto praktycznymi uwagami zaczerpniętymi z systemu EMC HONEYWELL 700.

Podano zasadę działania pamięci dynamicznej wykonanej w technice N-MOS o dostępie natychmiastowym. Podano technologię wykonywania mikromodułu, organizację pamięci modułowej, metodę odtwarzania informacji dla techniki MOS, wykresy czasowe i rozwiązanie techniczne wybierania informacji.

Urbanek A.

Urbanek A.

681.327.66.023 Urządzenia pamięci ze stałym MERAMAT
nośnikiem informacji, wewnętrzne, projekt ang.
621.382.049.7-181.4 Układy scalone

681.327.64 Urządzenia pamięci magnetycznej taśmowej MERAMAT
681.327.13 Urządzenia zapisująco-odczytujące ang.

How to use a 1024 - bit r.a.m. Metody zastosowania scalonej pamięci 1024-bitowej o dostępie natychmiastowym. Electron. Eng. 1973 nr 539 s. 14-16, rys. 6.

Wolf E.: Ratio recording for lower cassette recorder cost. Metoda zapisu z modulacją szerokości impulsów dla pamięci kasetowej o zmniejszonym koszcie. Computer Des. 1972 nr 12, s. 76, rys. 1.

Sposoby sterowania i łączenia w grupy scalonej pamięci Signetic 2602 o natychmiastowym dostępie i pojemności 1024 bitów. Opis cyklu odczytu, cyklu zapisu, harmonogramy czasowe.

Metoda rejestracji przeznaczona dla pamięci kasetowej polegająca na przesunięciu przemagnesowań informacyjnych o 1/3 okresu w celu rozróżniania "1" i "0" przy czym przemagnesowania bitów informacji odbywają się zawsze w tym samym kierunku. Opisano analogowy i cyfrowy sposób odczytu "1" i "0". Metoda obniża koszty pamięci kasetowej.

Kawa M.

Kawa M.



WYDAWNICTWA PRZEMYSŁU MASZYNOWEGO "WEMA"
oferują usługi wydawnicze

Od 5 lat działa w Warszawie specjalne wydawnictwo resortowe powołane do świadczenia usług wydawniczych na rzecz jednostek organizacyjnych resortu przemysłu maszynowego.

Do szczególnych zadań Wydawnictw Przemysłu Maszynowego "WEMA" należy:

- prowadzenie działalności wydawniczej zgodnie z potrzebami resortu,
- koordynacja działalności wydawniczej w jednostkach organizacyjnych resortu,
- koordynacja i nadzór nad prawidłowym wykorzystaniem maszyn i urządzeń poligraficznych,
- prowadzenie własnego ośrodka poligraficznego,
- prowadzenie ośrodka informacji wydawniczej.

Od ubiegłego roku Wydawnictwo znacznie rozszerzyło zakres usług i obecnie wydaje:

- katalogi branżowe i karty katalogowe

oraz na zlecenie przedsiębiorstw przemysłowych różnego rodzaju literaturę firmową, jak:

- katalogi zakładowe,
- katalogi części wymiennych,
- informatory techniczno-handlowe,
- dokumentacje techniczno-ruchowe, instrukcje obsługi i instrukcje naprawcze,
- dokumentacje techniczne kapitalnych remontów,
- wydawnictwo reklamowe, jak prospekty, foldery, ulotki itp.

Katalogi branżowe wydaje się w porozumieniu i we współpracy z właściwymi gestyjnie zjednoczeniami.

Sprzedazą katalogów WPM "WEMA" zajmują się następujące księgarnie:
Księgarnie "WSPÓLNEJ SPRAWY":

Warszawa, ul. Marszałkowska 28, tel. 21-66-60

Warszawa, ul. Marchlewskiego 35, tel. 20-49-69

"DOM KSIĄŻKI":

Główna Księgarnia Techniczna, Warszawa, ul. Świętokrzyska 14,
tel. 26-63-38.

Księgarnie te prowadzą sprzedaż odręczną i wysyłkową.

Literaturę firmową WPM "WEMA" wykonują na konkretne zamówienie przedsiębiorstw przemysłowych.

WPM "WEMA" znacznie skróciły cykle wydawnicze i zapewniają obecnie terminową realizację zamówień.

Wszelkich informacji na temat warunków przyjmowania i realizacji zamówień wydawniczych udziela Sekretariat Wydawnictwa, Warszawa, ul. Daniłowiczowska 18, pokój nr 7, tel. 27-49-47, skr. poczt. 90.

Warunki prenumeraty

Cena prenumeraty krajowej:

rocznie - zł 240,-

Prenumerata przyjmowana jest do dnia 10 grudnia na rok następny.

Prenumeratę krajową dla czytelników indywidualnych przyjmują urzędy pocztowe oraz listonosze.

Czytelnicy indywidualni mogą dokonywać wpłat również na konto PKO Nr 1-6-100020 - Centrala Kolportażu Prasy i Wydawnictw "Ruch" Warszawa, ul. Wronia 23.

Wszystkie instytucje państwowe i społeczne mogą zamawiać prenumeratę wyłącznie za pośrednictwem Oddziałów i Delegatur "Ruch".

Prenumeratę ze zleceniem wysyłki za granicę, która jest o 40% droższa od krajowej, przyjmuje Biuro Kolportażu Wydawnictw Zagranicznych "Ruch" Warszawa, ul. Wronia 23 konto PKO Nr 1-6-100024 tel.20-46-88.

Cena zł 60,-