

ZJEDNOCZENIE PRZEMYSŁU
AUTOMATYKI I APARATURY POMIAROWEJ
„MERA“



P. 3057/73

ELEKTRONICZNA TECHNIKA OBLICZENIOWA

NOWOŚCI

4/1973

**INSTYTUT MASZYN MATEMATYCZNYCH
BRANŻOWY OŚRODEK INTE**



P. 3057/73

ELEKTRONICZNA TECHNIKA OBLICZENIOWA
NOWOŚCI
KWARTALNIK

Rok XI

Nr 4

1973

S p i s t r e ś c i

	str.
Mgr Roman KRZEMIENI: Tworzenie i adresowanie tablic. Metody rozpraszania	3
Mgr inż. Henryk RICHTER: Niektóre zastosowania wielomaszynowych systemów liczących	35
Mgr inż. Barbara KOMOR: Przegląd urządzeń do cyfrowego przetwarzania informacji graficznych	81
Dr inż. Stefan PARVI: Pamięci dyskowe i jednostki sterujące JS 5555 produkowane w NRD	91
KRÓTKIE INFORMACJE	
Ze świata	99
Z kraju	105

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

Mgr Roman KRZEMIEN
Instytut Maszyn Matematycznych

681.322.06

TWORZENIE I ADRESOWANIE TABLIC. METODY ROZPRASZANIA

OD REDAKCJI

W poprzednim numerze "ETO Nowości" pod tytułem "Analiza leksykalna" rozpoczęliśmy cykl artykułów na temat metod translacji języków programowania. Chcielibyśmy w tym cyklu przedstawić Czytelnikom główne kierunki badań w zakresie metod i teorii translacji oraz najważniejsze wyniki tych badań. Porządek, w jakim będą się ukazywały poszczególne artykuły z tego cyklu jest określony modnym obecnie podziałem tłumacza na następujące funkcje:

	funkcje tłumacza	aparatury teoretycznej
1	wstępna obróbka tekstu programu, tworzenie tablic symboli	języki regularne; automaty skończone; wyrażenia regularne; metody rozpraszania (hash) i przeszukiwania tablic
2	rozbior składniowy i tworzenie drzewa wyводу programu	języki bezkontekstowe; automaty ze stosem; metody redukcyjne (bottom-up) i generacyjne (top-down) rozbioru składniowego
3	analiza semantyczna programu; generowanie kodu	metody opisu semantyki; akcje semantyczne; opis struktury danych; obiekty abstrakcyjne, W-gramatyki
	optymalizacja kodu; tworzenie programu roboczego	równoważnościowe przekształcenia programów, teoria grafów

Wszystkie artykuły z omawianego cyklu pisane są na podstawie materiałów stałego seminarium, które odbywa się w Zakładzie Teorii Translatorów Instytutu Maszyn Matematycznych w Warszawie. Ze względu na program "Nowości" artykuły te zostały maksymalnie uproszczone, nie zawierają na przykład dowodów twierdzeń, liczba twierdzeń jest znacznie zredukowana, każdą omawianą metodę ilustrujemy przykładami.

Artykuły z naszego cyklu omawiają jeden z wielu problemów, z którymi stykają się konstruktorzy oprogramowania maszyn; mimo to wydaje się, że prezentowane w nich algorytmy i teoria mogą być interesujące nie tylko dla specjalistów, lecz także dla tych, którzy chcieliby poznać "od wewnątrz" jak działają translatory, w szczególności - dla uczestników różnych kursów z zakresu informatyki, a także studentów wyższych uczelni studiujących się z programowaniem i zagadnieniami oprogramowania maszyn.

(JB)

I. WSTĘP

1. Definicja systemów adresowania

Załóżmy, że mamy dany zbiór elementów oraz zbiór wolnych miejsc pamięci. Przez system adresowania będziemy rozumieli algorytm pozwalający zapamiętać (lub odszukać) dany element w pamięci. System adresowania powinien spełniać następujące kryteria efektywności:

- 1) jak najkrótszy czas zapamiętywania (odszukiwania) elementu,
- 2) łatwość aktualizacji (wykreślanie niepotrzebnych elementów i dodawanie nowych),
- 3) minimalizacja używanych miejsc pamięci.

2. Zastosowania systemów adresowania

a) Adresowanie pamięci losowej

Załóżmy, że mamy zbiór dokumentów. Z kolei każdy dokument składa się z kilku pozycji, z których co najmniej jedna jest wyróżniona w celu identyfikacji dokumentu (tak zwany klucz). Klucz może się składać częściowo lub całkowicie ze znaków alfabetycznych, jednakże zawsze może być przetłumaczony na liczbę. Jeżeli wszystkie klucze są przydzielone dokumentom, to sam klucz (być może po pewnych modyfikacjach) może służyć jako adres dokumentu w pamięci. Np. jeżeli kluczami trzysłownych dokumentów są liczby od 0 do 1000, a wolne miejsca pamięci mają adresy

5000 - 8000, to adres A konkretnego dokumentu można łatwo wyliczyć z wzoru $A = 3K + 5000$; gdzie K oznacza klucz.

Trudniejsza jest sytuacja wówczas, gdy używa się tylko niektórych spośród wszystkich możliwych kluczy, a ponadto są one wybierane zupełnie przypadkowo. Można wtedy, tak jak poprzednio, każdemu możliwemu kluczowi przydzielić pewien adres w pamięci. System taki może być optymalny ze względu na kryterium 1, ale zupełnie nieopłacalny ze względu na kryterium 3, gdyż tylko mała część zarezerwowanej pamięci będzie wykorzystana.

Inną możliwością jest po prostu umieszczanie dokumentów w kolejnych miejscach pamięci. Z kolei taki system jest optymalny ze względu na wykorzystanie pamięci, ale czas poszukiwania dokumentu znacznie wzrasta.

Stosowane w praktyce systemy są na ogół kompromisem między dwiema powyższymi skrajnościami; znaczy to, że ustala się pewną odpowiedniość między kluczami a adresami, ale nie eliminuje się zupełnie przeszukiwania.

b) Adresowanie tablic

Ogólna postać tablic jest następująca:

	argument klucz	wartość
pozycja 1		
pozycja 2		
•		
•		
•		
pozycja N		

W szczególnym przypadku (który interesuje nas przede wszystkim) w translatorze, argumentami tablicy (zwanej słownikiem symboli) są identyfikatory, a wartościami ich atrybuty.

W chwili, gdy translator rozpoczyna tłumaczenie programu źródłowego, słownik symboli jest pusty lub zawiera kilka słów zastrzeżonych.

Podczas tłumaczenia programu nowy element umieszcza się w tablicy tylko dla każdego nowego identyfikatora, ale tablica jest przeglądana

przy każdym napotkaniu identyfikatora. Stąd około 20% czasu pracy kompilatora (w przypadku assemblera jeszcze więcej) zajmuje przeglądanie tablicy. Sprawia to, że problem optymalności systemu adresowania staje się bardzo ważny.

Ponieważ tablice są w gruncie rzeczy "skróconymi" zbiorami, więc systemy adresowania zbiorów i tablic będą identyczne, chociaż ze względu na różnicę wielkości inna będzie ocena ich efektywności oraz kryteria wyboru odpowiedniego systemu.

W dalszym ciągu artykułu system adresowania będziemy interpretowali następująco:

- mamy daną tablicę $T = \{T[0], \dots, T[N-1]\}$, pozycja $T[i]$ w tablicy T może być pusta (oznaczamy to przez \emptyset) lub zawierać obiekt δ ;
- przez system adresowania będziemy rozumieli algorytm, który dla każdego obiektu δ (np. dla każdego identyfikatora w programie) podaje adres tego obiektu w tablicy T lub umieszcza δ w T .

c) Metoda rozpraszania

Rozróżniamy dwa główne rodzaje systemów adresowania: przeglądanie i rozpraszanie.

Przeglądanie (scanning) polega na kolejnych porównaniach argumentu δ z elementami tablicy T , które są wybierane albo sekwencyjnie, albo w kolejności określonej poprzednim porównaniem. Metody przeglądania są na ogół dobrze znane i nie będziemy się dalej nimi zajmować.

Rozpraszanie (scattering, hash coding, randomizing, key transformation) polega na wyliczaniu adresu w tablicy jako wartości pewnej funkcji od argumentu δ . Będziemy zakładali, że pewne "źródło" (np. L-analizator w translatorze) podaje ciąg obiektów $\delta_1, \dots, \delta_m, \dots$, które muszą być umieszczone (lub odszukane) w tablicy $T = \{T[0], \dots, T[N-1]\}$ (dla uproszczenia założymy, że każda pozycja tablicy ma długość jednego słowa). Funkcję χ przekształcającą obiekty w liczby całkowite z przedziału $\langle 0, N-1 \rangle$ będziemy nazywali funkcją rozpraszającą. Elementy δ_1, δ_2 takie, że $\chi(\delta_1) = \chi(\delta_2)$ będziemy nazywali synonimami.

Przez α będziemy oznaczać stopień zajętości tablicy, tzn. stosunek liczby miejsc zajętych do liczby wszystkich miejsc w tablicy, np. jeżeli w tablicy o długości N znajduje się K elementów, to $\alpha = K/N$. $E(\alpha)$ będzie oznaczać średnią ilość prób potrzebną do ustalenia, że $T(\alpha)$ nie zawiera danego obiektu δ , zaś $Q(\alpha)$ średnią ilość prób potrzebną do znalezienia obiektu δ w tablicy $T(\alpha)$. Prawdziwy jest więc wzór:

$$Q(\alpha) = \frac{1}{k} \sum_{i=1}^K E\left(\frac{i}{N}\right)$$

Z rachunku prawdopodobieństwa wiadomo, że minimalnymi wartościami dla $E(\alpha)$ oraz $Q(\alpha)$ są odpowiednio $E_{\min}(\alpha) = 1/1-\alpha$ i $Q_{\min}(\alpha) = -1/\alpha \ln(1-\alpha)$.

Z tymi wartościami będziemy porównywać wartości $E(\alpha)$ oraz $Q(\alpha)$ uzyskiwane dla poszczególnych metod.

Proces umieszczania (odszukiwania) w tablicy elementu δ metodą rozpraszania przebiega w sposób następujący: obliczamy wartość $i_0 = \chi(\delta)$; jeżeli $T[i_0] = \delta$ (lub $T[i_0] = \emptyset$) to zadanie jest skończone, jeżeli jednak $T[i_0]$ jest zajęte przez inny obiekt, to porównujemy δ z nowym elementem $T[i_j]$, gdzie $i_j = \chi_j(\delta)$ $j = 1, 2, \dots$

Ogólny algorytm umieszczania elementu w tablicy, można zapisać w pseudo-Algolu, następująco:

```
begin
  integer i, j ;
  array T [0:N-1];
  j:=0;
  i:=  $\chi(\delta)$ ;
L: if j > N-1 then ERROR else
  if T[i] =  $\emptyset$  then T[i]:=  $\delta$  else
  if T[i]  $\neq$   $\delta$  then
    begin
      i:=  $\chi_j(\delta)$ ;
      j:= j+1 ;
      goto L
    end
end;

```

Algorytm odszukiwania jest bardzo podobny:

```
begin
integer i, j;
array T [0:N-1];
j:=0;
i:=  $\chi(\delta)$ ;
L: if (j > N-1  $\vee$  T[i] =  $\emptyset$ ) then ERROR else
   if T[i]  $\neq$   $\delta$  then
     begin
       i:=  $\chi_j(\delta)$ ;
       j:=j+1
     goto L
   end;
   else out (i)
end;
```

Podstawowymi problemami metody są: wybranie jak najprostszej funkcji rozpraszającej (pkt III) oraz metody postępowania, gdy wyliczony adres jest już zajęty, tzw. kolizja (pkt II). Inne zagadnienia, jak na przykład aktualizacja tablicy lub stosowanie metod rozpraszania dla słów języka o strukturze blokowej opisano w pkt IV. W pkt V podano dodatkowe zastosowania metod rozpraszania.

II. METODY USUWANIA KOLIZJI

1. Metoda iteracyjna [35]

W metodzie iteracyjnej przyjmuje się:

$$\begin{aligned} \chi_0(\delta) &= \chi(\delta), \\ \chi_j(\delta) &= \chi(\chi_{j-1}(\delta)) \quad \text{dla } j \geq 1. \end{aligned}$$

Zaletą metody jest szybkie wyliczanie kolejnych wartości $\chi_j(\delta)$, jednakże jej poważnym brakiem jest możliwość powtórzeń $\chi_j(\delta) = \chi_{j'}(\delta)$ dla $j \neq j'$, co powoduje, że często nie będziemy mogli przeszukać całej tablicy.

Metoda ta została zastosowana w translatorze PUFFT, w którym po wykonaniu 100 iteracji przeszukuje się tablicę sekwencyjnie. Trudno jest

ocenić efektywność tej metody; autorzy stwierdzają, że jest ona duża, jeżeli tablica nie jest zbyt pełna.

2. Metoda liniowa [22], [33], [37]

Jest to najstarsza ze znanych metod rozpraszania. Opisana została po raz pierwszy w nieopublikowanym sprawozdaniu H.P. Luhna i A.D. Lina w 1953 r., a praktycznie zastosowana w 1954 r. w assemblerze dla IBM 701.

W metodzie tej $x_0(\delta) = x(\delta)$,
 $x_{j+1}(\delta) = (x_j(\delta) + 1) \pmod{N}$; $N-2 \gg j \gg 0$; N jest wielkością tablicy. Znaczy to, że w przypadku, gdy $T[x(\delta)] \neq \emptyset$ (przy umieszczaniu δ w tablicy) lub $T[x(\delta)] \neq \delta$ (przy szukaniu δ) przeglądamy kolejne elementy tablicy począwszy od $T[x(\delta)]$ aż do napotkania \emptyset (lub δ). Metoda ta jest łatwa do zaprogramowania, jednak okazała się najmniej efektywna ze wszystkich metod rozpraszania.

Dla metody tej

$$Q(\alpha) = \frac{2 - \alpha}{2 - 2\alpha} \quad (1)$$

Zauważmy, że średni czas dostępu nie zależy od wielkości tablicy, lecz tylko od stopnia jej zajętości.

Tabela 1 przedstawia wartości $Q(\alpha)$ wyliczone na podstawie powyższego wzoru oraz praktyczne wyniki uzyskane przez Petersona na maszynie IBM 704.

Tab. 1

α	Peterson	teoretyczny
0.1	1.053	1.056
0.2	1.137	1.125
0.5	1.541	1.500
0.7	2.260	2.167
0.8	3.223	3.000
0.9	5.526	5.550
1.0	16.914	

Nieefektywność metody liniowej wynika stąd, że w przypadku kolizji powstałej w miejscu $T[i]$ prawdopodobieństwo wystąpienia kolizji w miejscu $T[i+1]$ jest większe niż średnie prawdopodobieństwo kolizji dla całej tablicy (tworzą się tak zwane plastry). Poza tym metoda liniowa ma bardzo duży rozrzut. Nawet przy $\alpha = 0.5$ mogą zdarzyć się przypadki wymagające kilkuset prób. Liczba plastrów w metodzie liniowej może być zmniejszana przez zastosowanie wzoru:

$$\chi_{j+1}(\delta) = (\chi_j(\delta) + L) \pmod{N};$$

gdzie $2 \leq L \leq N$; L, N są względnie pierwsze.

Powoduje to jednak tylko nieznaczny wzrost efektywności. Dlatego też, metodę tę stosuje się tylko przy dużych bukietach (pkt IV, 1) lub przy tablicach, tak krótko przechowywanych w pamięci, że nie opłaca się korzystać z bardziej skomplikowanych metod. Stosuje się również w pamięciach niejednorodnych (przez pamięć niejednorodną rozumiemy pamięć, w której czas wykonania dwóch kolejnych prób jest zależny od położenia obu miejsc w tablicy, np. dysk magnetyczny, pamięć stronicowana).

3. Metoda losowa [30], [31]

W metodzie tej przyjmujemy:

$$\begin{aligned} \chi_0(\delta) &= \chi(\delta), \\ \chi_{j+1}(\delta) &= (\chi_0(\delta) + ix_j) \pmod{N}; \quad j \geq 0, \end{aligned}$$

gdzie x_j jest j -tą liczbą generowaną przez odpowiedni generator liczb pseudolosowych.

Metoda losowa jest dużo efektywniejsza od metody liniowej, gdyż eliminuje tzw. pierwotne plastry tzn.: jeżeli $\chi_i(\delta) = \chi_j(\delta)$, dla $i \neq j$, to ciągi $\{\chi_{i+L}(\delta)\}_{L=1, 2, \dots}$ oraz $\{\chi_{j+L}(\delta)\}_{L=1, 2, \dots}$ nie są identyczne (nie pokrywają tych samych miejsc). W metodzie tej

$$\begin{aligned} E'(\alpha) &= - \frac{\ln(1-\alpha)}{\alpha} (\alpha - (1 - e^{-\alpha})), \\ Q'(\alpha) &= \int_0^\alpha E(x) dx \end{aligned}$$

gdzie E' , Q' są kosztami wtórnych plastrów. W związku z tym

$$Q(\alpha) = -1/\alpha \ln(1 - \alpha) + Q'(\alpha)$$

Poniższa tabela przedstawia wartości $Q(\alpha)$ dla różnych wartości α .

Tab. 2

α	$Q(\alpha)$
0.5	1.44
0.7	1.84
0.8	2.18
0.9	2.79

Metoda losowa została po raz pierwszy zastosowana przez Vysotsky'ego na maszynie IBM 7090. Kolejne funkcje rozpraszające wyliczał bardzo prosto z pierwszej. Mianowicie przetwarzał dany obiekt δ na ciąg n bitów, z którego tylko m pierwszych bitów służyło jako adres. Następne, kolejne adresy były wyliczane przez cykliczne przesunięcie. Po n próbach, w przypadku niepowodzenia, tablica była przeszukiwana liniowo.

4. Metoda addytywna [13], [23]

W metodzie tej kolejno sprawdzamy adresy: $\bar{x}(\delta)$, $2\bar{x}(\delta)$, $3\bar{x}(\delta)$, ..., to znaczy przyjmujemy:

$$\bar{x}_0(\delta) = \bar{x}(\delta),$$

$$\bar{x}_{j+1}(\delta) = (\bar{x}_j(\delta) + \bar{x}(\delta)) \pmod{N}; j \geq 0.$$

Metoda ta ma parametry efektywności zbliżone do metody losowej, jednak wydaje się, że wyliczanie następnego kroku jest łatwiejsze.

Wadą metody jest to, że działa ona prawidłowo tylko w przypadku, gdy N jest liczbą pierwszą, inaczej ciąg $\bar{x}_0, \bar{x}_1, \dots, \bar{x}_{N-1}$ nie będzie pokrywał wszystkich miejsc tablicy. Poza tym w metodzie tej musimy brać jako \bar{x}_j liczby od $1, \dots, N$ zamiast $0, \dots, N-1$.

5. Zmodyfikowana metoda addytywna [23]

$$\text{Przyjmujac } \underline{x}_0(\delta) = (2x(\delta) + 1) \pmod{N}$$

$$\underline{x}_{j+1}(\delta) = (\underline{x}_j(\delta) + 2x_j(\delta) + 1) \pmod{N}$$

otrzymujemy metode analogiczną do poprzedniej, którą można stosować w przypadku, gdy N jest potęgą dwójki.

6. Metoda kwadratowa [2], [29]

Przyjmujemy:

$$\underline{x}'_0(\delta) = x(\delta) ,$$

$$\underline{x}'_j(\delta) = (aj^2 + bj + c) \pmod{N}$$

gdzie $j > 0$; a, b, c – dowolne stałe (wybór stałych a, b i c jest zależny od maszyny).

W przypadku, gdy wymiar tablicy jest potęgą dwójki, to liczba miejsc tablicy przeszukiwana metodą kwadratową jest mała (patrz uwaga), natomiast, gdy N jest liczbą pierwszą, metoda ta pokrywa połowę tablicy ($\frac{N+1}{2}$ miejsc) . W wielu przypadkach jest to wystarczające i po przeszukaniu połowy tablicy będziemy kończyli pracę.

Oznaczając $R \stackrel{df}{=} a+b$; $Q \stackrel{df}{=} 2b$ otrzymamy bardzo prosty algorytm na przeszukiwanie metodą kwadratową:

begin

integer i, j;

real R, Q, P.

array T [0:N-1];

i := $\frac{N-1}{2}$;

j := x(δ) ;

P := R;

L: if T [j] = ∅ then T[j] := δ else

if T [j] ≠ δ then

begin

j := j+P;

P := P+Q;

```
      i:=i-1;  
      if i < 0 then goto L else ERROR  
    end  
  end;
```

Uwaga

Jeżeli N jest potęgą dwójki, to przyjmując $Q = 1$ możemy przeszukać $N-R+1$ miejsc tablicy, a w szczególnym przypadku, gdy $R = 1$ całą tablicę. Dodatkowym ułatwieniem jest fakt, że możemy zakończyć przeszukiwanie, gdy dwa kolejne wyliczone adresy będą takie same.

Jest to oczywiście pewne ograniczenie, jednak w maszynie dziesiętnej zarówno średnia liczba prób, jak i czas wykonywania każdej próby są trochę mniejsze (w maszynie dwójkowej porównanie modulo 2^K jest dużo szybsze niż modulo p , gdzie p jest liczbą pierwszą).

7. Podwójna metoda kwadratowa [9], [34]

Koszt dalszego ograniczenia nałożonego na wymiar tablicy możemy metodą kwadratową przeszukiwać całą tablicę. Jeżeli założymy, że N jest liczbą pierwszą postaci $4K+3$ (tzn. $\frac{N-1}{2}$ jest nieparzyste), to przyjmując $a=1$, $b=1$, $c=\chi(\delta)$, a następnie $a=-1$, $b=0$, $c=\chi(\delta)$ możemy przeszukać całą tablicę, gdyż zbiory $\{\chi_i(\delta) = (i^2 + \chi(\delta)) \pmod{N}\}$ oraz $\{[\chi_j(\delta)] = \chi(\delta) - j^2 \pmod{N}\}$ $i, j=1, 2, \dots, \frac{N-1}{2}$ pokrywają całą tablicę (poza punktem $\chi(\delta)$). Poniżej podany jest prosty algorytm (wg [9]) przeszukujący tablicę według tej metody:

```
begin  
  integer i, j;  
  array T[0:N-1];  
  i:=-N;  
  j:=  $\chi(\delta)$  ;  
L: if T[j] =  $\emptyset$  then T[j] :=  $\delta$  else  
   if T[j]  $\neq \delta$  then  
     begin  
       i:=i+2;  
       j:= -(j + |i|) [mod N];
```

if $i < N$ then goto L else ERROR
end

end;

8. Metoda kwadratowa eliminująca wtórne plastry [2], [24]

Wszystkie dotychczas opisane metody (poza liniową) eliminowały pierwotne plastry, jednak pozostawiały plastry wtórne tzn.:

jeżeli $x_i(\delta) = x_i(\delta')$, to również $x_{i+L}(\delta) = x_{i+L}(\delta')$; $L = 1, 2, 3, \dots$

W szczególnym przypadku, dwa klucze początkowo rozproszone w to samo miejsce, były dalej również rozpraszane w to samo miejsce. Oczywiście pierwotne plastry implikują wtórne plastry, ale nie odwrotnie.

Przyjmując:

$$x_0(\delta) = x(\delta),$$

$$x_i(\delta) = x'(\delta') \quad i^2 + ai + x_0(\delta) \quad [\text{mod } N]; \quad i \geq 1, \quad a - \text{stała},$$

x' - dodatkowa funkcja rozpraszająca

eliminujemy również wtórne plastry.

Koszt obliczania $x'(\delta)$ jest znikomy. Jeżeli np. $x(\delta)$ jest resztą z dzielenia δ/N , to za $x'(\delta)$ można przyjąć część całkowitą z tego dzielenia.

Wadą tej metody jest to, że chociaż kolejne wartości $x_i(\delta)$ pokrywają $\frac{N+1}{2}$ miejsc tablicy, nie uzyskuje się tego w $\frac{N+1}{2}$ próbach, gdyż niektóre x_i mogą się powtarzać. Dlatego też trzeba wykonywać L prób ($\frac{N+1}{2} \leq L \leq N$), dopóki $x_L(\delta) \neq x_0(\delta)$. Jeżeli przyjmiemy $a = 0 \pmod{N}$, to możemy pokryć $\frac{N+1}{2}$ miejsc w $\frac{N+1}{2}$ próbach; jednak pociąga to poważne trudności podczas realizacji tej metody. Poza tym, jeżeli $x'(\delta) \equiv 0 \pmod{N}$, to metoda sprowadza się do metody liniowej.

Efektywność metody (abstrahując od powyższych ograniczeń) jest dużo wyższa od poprzednich; mianowicie prawdziwy jest wzór:

$$Q(\alpha) = -1/\alpha \ln(1-\alpha)$$

Dla różnych wartości α wzór powyższy daje następujące wyniki:

Tab. 3

α	$Q(\alpha)$
0.1	1.054
0.2	1.116
0.5	1.386
0.7	1.720
0.8	2.012
0.9	2.558
1.0	5.792

Porównując tabelę 3 z tabelami 1 i 2 widzimy dużą przewagę metody powyższej nad pozostałymi metodami.

Bell [2] robił praktyczne porównania metody kwadratowej i metody eliminującej wtórne plastry; w żadnej z wykonywanych prób metoda kwadratowa nie okazała się lepsza.

9. Metoda liniowa eliminująca wtórne plastry [3]

W metodzie tej przyjmujemy:

$$x_0(\delta) = x(\delta),$$

$$x_{j+1}(\delta) = (x_j(\delta) + x'(\delta)) \pmod{N}; \quad j=0, \dots, N-2; \quad x' \text{ jest dodatkową funkcją rozpraszającą.}$$

Przyjmując, jak poprzednio, za $x'(\delta)$ część całkowitą z dzielenia δ/N otrzymamy bardzo łatwą do zaprogramowania metodę. Przypadek, gdy $x'(\delta) \equiv 0 \pmod{N}$ usuwamy przyjmując $x' = 1$. Można również zamiast $x'(\delta)$ brać $(x'(\delta) \wedge \text{MASK}) + 1$, gdzie MASK jest postaci $2^M - 1$ i jest mniejsze od N . Wtedy $x'(\delta) \not\equiv 0 \pmod{N}$. Poza tym kolejne x_j są zawsze mniejsze od $2N$, w związku z czym redukcja modulo N wykonuje się łatwo przez odejmowanie. Wydaje się, że metoda ta jest najlepszą ze wszystkich znanych metod. Jest ona przede wszystkim bardzo prosta. Różni się od metody liniowej tylko tym, że odstęp między kolejnymi próbami jest zmienny, a nie stały. W związku z tym czas wykonywania jednej próby jest mały. Poza tym pokrywa całą tablicę (gdy N jest liczbą pierwszą).

Średni czas dostępu nie został teoretycznie oceniony, ale wydaje się, że powinien być mniejszy niż w metodzie losowej (bo eliminuje się wtórne plastry) i nieznacznie gorszy niż w metodzie kwadratowej.

Bell przeprowadził praktyczne próby w translatorze języka COBOL dla PDP-10. Odszukiwał 10988 elementów (w tym 735 różnych) w tablicy o długości 1009. Ogólna liczba prób metodą kwadratową bez wtórnych plastrów była równa 14869, a metodą liniową bez wtórnych plastrów - 15320. Jednak czas wykonywania jednej próby w drugim przypadku był o 10% mniejszy, czyli po odjęciu około 3% czasu zużytego na dodatkowe próby otrzymał zysk czasowy około 7%.

10. Zmodyfikowana metoda liniowa eliminująca wtórne plastry [23]

Przyjmując:

$$x_0(\delta) = x(\delta),$$

$x_{j+1}(\delta) = (x_j(\delta) + 2x'(\delta) + 1) \pmod{N}$, otrzymujemy metodę analogiczną do poprzedniej, działającą w przypadku, gdy N jest potęgą dwójki.

11. Metoda dodatkowych tablic [6], [19]

Elementy synonimowe można pamiętać w jednej lub w kilku dodatkowych tablicach. Wielkość tych tablic można ocenić na podstawie tabeli 6 zachowując pewien margines bezpieczeństwa. Metoda ta nie jest nigdy lepsza od metod poprzednich; jej wadą jest nieoszczędne wykorzystanie pamięci: na ogół pozostaną jeszcze wolne miejsca w tablicy "głównej" wówczas, gdy używane będą tablice dodatkowe.

12. Metoda łańcuchowa [12], [21]

Jeżeli nie mamy ścisłych ograniczeń nałożonych na wielkość tablicy możemy, kosztem dodania do każdego słowa tablicy jednego wskaźnika, znacznie przyspieszyć czas przeszukiwania tablicy łącząc elementy syno-

nimowe w łańcuch. W metodzie tej $Q(\alpha) = 1 + \alpha/2$ (oczywiście tylko dla odśzukiwania elementów w tablicy).

Tab. 4

α	$Q(\alpha)$
0.1	1.05
0.2	1.10
0.5	1.25
0.7	1.35
0.8	1.40
0.9	1.45
1.0	<u>1.50</u>
1.5	1.75
2.0	2.0

W tabeli 4 występują wartości α większe od 1.0, gdyż możemy połączyć metodę łańcuchową z metodą dodatkowych tablic i nie jesteśmy wtedy ograniczeni wymiarem tablicy.

Przyjmując, że w metodzie łańcuchowej każdy element zajmuje w tablicy q bitów (z tego p bitów zajmuje wskaźnik) możemy porównać metodę łańcuchową z innymi.

Dla metody eliminującej wtórne plastry $Q(\alpha) = -1/\alpha \ln(1 - \alpha)$, dla metody łańcuchowej zaś $Q'(\alpha) = 1 + \alpha/2$.

Przyjmując $R = \frac{p}{q-p}$ możemy zastąpić α przez α' , gdyż $\alpha' = \alpha(1+R)$.

Zysk z metody łańcuchowej jest wtedy równy A , gdzie $A = Q - Q' = \left[-1/\alpha \ln(1 - \alpha) - 1 - \frac{\alpha(1+R)}{2} \right]$.

Analiza zmiany A w zależności od α oraz R ([42]) wykazuje, że dla $R > 0.7$ nie opłaca się na ogół stosować metody łańcuchowej.

13. Podsumowanie

Zdecydowanie najszybsza jest metoda łańcuchowa, która jednak wymaga zwiększonego obszaru pamięci.

Z innych metod najlepsze są metody liniowe eliminujące wtórne plastry, a w pamięciach niejednorodnych zwykła metoda liniowa. Również w przypadku bukietów (pkt IV, 1) o wymiarze większym niż 10 metoda liniowa jest najwygodniejsza.

Jeżeli pewne obiekty są używane częściej od innych (np. słowa zastrzeżone języka) to średni czas dostępu może być skrócony przez wcześniejsze umieszczenie ich w tablicy. Np. stosując metodę liniową dla słownika symboli w translatorze otrzymujemy $Q(\alpha) = 5.526$ dla $N = 1000$ i $\alpha = 0.9$. Jeżeli jednak mamy 200 słów zastrzeżonych i umieścimy je w tablicy na początku, to dla nich średni czas dostępu będzie taki, jak przy $\alpha = 0.2$ ($Q(\alpha) = 1.137$), gdyż następne identyfikatory nie mają wpływu na czas dostępu do poprzednio zapamiętanych. (Średni czas dostępu dla pozostałych 700 słów może być wyliczony z równania $200 * 1.137 + 700x = 900 * 5.526$; skąd $x = 6.8$).

III. METODY TWORZENIA FUNKCJI ROZPRASZAJĄCEJ

1. Wstęp

Proces przekształcania obiektu na adres składa się z dwóch etapów:

- obiekt jest przekształcany do postaci odpowiedniej dla działań arytmetycznych,
- liczba odpowiadająca obiektowi (tzw. klucz) jest redukowana do przedziału odpowiedniego dla adresu.

W rozdziale tym zajmiemy się tylko etapem drugim, zakładając, że obiekt ma już postać numeryczną.

Podstawowym kryterium wyboru funkcji rozpraszającej będzie stopień równomierności rozkładu adresów (oczywiście idealnie równomierny rozkład tzn. $P\{\lambda(\delta) = i\} = 1/N$, dla $i = 1, \dots, N$ nigdy nie będzie osiągnięty). Jednak trzeba zwrócić również uwagę na czas obliczania funkcji. Na ogół opłaca się wybrać funkcję rozpraszającą trochę gorszą pod względem równomierności rozkładu adresów, jeżeli można dużo szybciej obliczać jej wartości, z wyjątkiem przypadków, gdy tablica jest umieszczona w pamięci pomocniczej, do której czas dostępu jest duży.

2. Metoda analizy obiektu

W pewnych przypadkach można badać poszczególne pozycje klucza i usuwać te, które powtarzają się w innych kluczach. Oczywiście ze wszystkich kluczy muszą być usuwane te same pozycje. Metoda ta ma bardzo wąskie zastosowanie praktyczne, chociaż w niektórych przypadkach jej efektywność jest bardzo wysoka.

3. Obcięcie lub ekstrakcja

Metoda obcięcia polega po prostu na przyjęciu na adres, N pierwszych cyfr klucza. Jest to równoważne wzięciu reszty z dzielenia klucza przez 10^N (lub 2^N). Metoda ta jest prosta i szybka, jednak nie daje na ogół równomiernego rozkładu adresów.

Ekstrakcja polega na przyjęciu za adres pewnej liczby znaków ze środka klucza. Jest również niedobra w wielu przypadkach, np. przy identyfikatorach jednoliterowych.

4. Dzielenie

Jeżeli liczba dostępnych adresów jest równa N , to klucz K można przekształcić na adres biorąc resztę z dzielenia K/N . Jeżeli jednak dużo kluczy przystaje do siebie modulo L i dzielnik jest wielokrotnością L , to wszystkie te klucze zostaną przekształcone w ten sam adres. Dobrze jest więc przyjąć za dzielnik liczbę pierwszą.

W praktyce wybiera się na ogół jako dzielnik liczbę pierwszą nieznaną nie mniejszą od liczby dostępnych adresów. Np. jeżeli $N = 10000$, to możemy przyjąć za dzielnik 9973; jednak pozostaje wówczas 27 miejsc nieużywanych.

5. Podnoszenie do kwadratu lub mnożenie

W metodzie tej wartość klucza podnosimy do kwadratu (lub mnożymy kilka części klucza przez siebie) i do wyniku stosujemy obcięcie lub ekstrakcję. Metoda ta jest lepsza niż samo obcięcie (ekstrakcja) gdyż przy wyznaczaniu adresu biorą udział wszystkie cyfry klucza. Jeżeli jednak w kluczu

występują dłuższe ciągi zer, to przy mnożeniu liczba zer na ogół powiększa się, co wypacza rozkład adresów.

6. Składanie

Składanie polega na dzieleniu klucza na kilka części i dodawaniu ich do siebie. Często używa się składania w połączeniu z dzieleniem.

Jeżeli w maszynie dzielna ma ograniczoną długość, mniejszą od długości klucza, wykonujemy najpierw składanie, a potem dzielenie (nie jest to jednak tak dobre jak dzielenie wieloprecyzyjne). Na przykład w kompilatorze PL/I (F) stosuje się następującą funkcję rozprasającą:

- dodaj kolejne 4-znakowe sekcje identyfikatora,
- podziel wynik przez 211 i weź resztę R,
- użyj 2R jako adresu tablicy złożonej z 211 bukietów (każdy bukiet ma długość dwóch bajtów).

7. Metoda przekształcania podstawy (metoda Lina) [25]

W metodzie tej klucz jest przedstawiony jako liczba przy podstawie p i wynik jest brany modulo q^m , gdzie liczby p, q są względnie pierwsze, $m > 0$ jest liczbą całkowitą. Dla uproszczenia wyboru p, q, m na ogół przyjmuje się, że $p = q + 1$, m zaś wybiera się tak, aby q^m było równe liczbie dostępnych adresów. Np. klucze dziesiętne można interpretować w systemie jedenastkowym. Następnie tak interpretowaną liczbę z powrotem przekształca się do podstawy 10, jeżeli szukany jest adres dziesiętny (lub do podstawy 2 - dla adresu binarnego) i przez dzielenie przez q^m wybiera się z niej odpowiednią liczbę cyfr. Np. sześciocyfrowy klucz 400083 może być przekształcony na trzycyfrowy adres 295 przez wyliczenie $4 * 11^5 + 8 * 11^1 + 3 = 644295$ i wzięcie reszty z dzielenia przez 10^3 ($p = 11, q = 1, m = 3$). Ponieważ $11 = 10 + 1$, więc przekształcenie z podstawy 11 na podstawę 10 można otrzymać bez mnożenia i dzielenia, a tylko za pomocą wykonania odpowiedniej liczby dziesiętnych dodawań i przesunięć.

Okazuje się jednak (tab. 5), że dodatkowe przekształcanie podstawy raczej pogarsza, niż polepsza ostateczny rozkład adresów.

8. Metoda algebraiczna [14], [36]

W metodach tych każdą cyfrę klucza traktuje się jako współczynnik pewnego wielomianu. Tak otrzymany wielomian jest dzielony przez inny wielomian (identyczny dla wszystkich kluczy w zbiorze), a ostateczny adres tworzą współczynniki wielomianu będącego resztą z tego dzielenia.

Wobec trudności z dobraniem odpowiednich wielomianów, metod tych nie stosuje się w praktyce i nie będziemy ich opisywać dokładnie.

9. Porównanie metod [7], [27], [28]

Tabela 5 ([27]) zawiera obliczony praktycznie średni czas dostępu dla wyżej wymienionych metod przy usuwaniu kolizji metodą liniową i łańcuchową ($\alpha = 0.5, 0.9$; $N_B = 1$ oraz 5, gdzie N_B jest wymiarem bukietu) (pkt IV, 1).

Z tabeli tej wynika, że metoda dzielenia daje najlepsze rezultaty. W połączeniu z metodą łańcuchową można osiągnąć (podobnie jak w metodzie algebraicznej) wyniki lepsze od ocen teoretycznych.

Przy liniowym traktowaniu nadmiaru metoda algebraiczna jest jednak nieodpowiednia; najlepsze rezultaty daje dzielenie i podnoszenie do kwadratu. Z pozostałych metod metoda Lina daje najgorsze wyniki; składanie i analiza cyfr mają bardzo duży rozrzut.

W ogóle rozrzut wszystkich metod jest duży. Dla pewnych zbiorów dana metoda może być efektywna, dla innych zupełnie nie do przyjęcia. Jeżeli na początku tworzenia tablicy umieszczamy w niej słowa najczęściej używane, to warto sprawdzić, czy występuje w niej dużo synonimów. Funkcja rozpraszająca może być bowiem teoretycznie bardzo dobra, ale może się zdarzyć, że połowę słów zastrzeżonych przekształca na ten sam adres.

Tab. 5

		$\alpha = 0.5$				$\alpha = 0.9$			
		$N_B = 1$		$N_B = 5$		$N_B = 1$		$N_B = 5$	
		meto- da łań- cuchowa	meto- da li- niowa	meto- da łań- cuchowa	meto- da li- niowa	meto- da łań- cuchowa	meto- da li- niowa	meto- da łań- cuchowa	meto- da li- niowa
1	analiza znaków	1.35	4.55	1.08	1.08	1.52	89.20	1.25	3.86
2	dziele- nie	1.19	4.52	1.02	1.02	1.38	22.42	1.24	1.94
3	podnosze- nie do kwadratu	1.26	1.73	1.03	1.03	1.45	27.14	1.27	1.81
4	składanie	1.36	22.36	1.05	1.07	1.50	79.32	1.23	4.55
5	metoda Lina	1.42	5.15	1.06	1.06	1.80	28.69	1.44	3.81
6	metoda algebra- iczna	1.25	4.00	1.03	1.03	1.46	218.47	1.23	2.71
7	Peterson (tabela 1)	-	1.54	-	1.04	-	5.50	-	1.76
8	teoretycz- ny (tabe- la 7)	1.25	-	1.04	-	1.45	-	1.27	-

IV. INNE PROBLEMY DOTYCZĄCE METOD ROZPRASZANIA

1. Bukiety [7], [15]

Liczbę nadmiarowych elementów tablicy można znacznie zmniejszyć przez przydzielenie dla każdej możliwej wartości $\chi(\delta)$ nie jednego słowa pamięci, lecz bukietu B składającego się z N_B kolejnych słów.

Tab. 6 podaje średnią liczbę elementów nadmiarowych (w procentach) w zależności od stopnia zajętości pamięci i wielkości bukietu (przy założeniu równomierności rozkładu).

Tab. 6

$N_B \backslash \alpha$	0.1	0.2	0.5	0.7	0.8	0.9	1.0
1	4.84	9.37	21.31	28.08	31.17	34.06	36.79
2	0.60	2.19	10.36	17.03	20.43	23.79	27.07
5	0.00	0.02	2.48	7.11	10.26	13.78	17.55
10	0.00	0.00	0.44	2.88	5.32	8.59	12.51
50	0.00	0.00	0.00	0.05	0.45	2.04	5.63
100	0.00	0.00	0.00	0.00	0.06	0.83	3.99

Wraz ze zmniejszaniem się liczby elementów nadmiarowych równocześnie zmniejsza się średni czas dostępu, co ilustrują tabele 7 (ocena teoretyczna metody łańcuchowej) i 8 (wyniki praktyczne metody liniowej obliczone przez Petersona na maszynie IBM 704).

Tab. 7

$N_B \backslash \alpha$	0.5	0.8	0.9	0.95
1	1.25	1.40	1.45	1.48
2	1.13	1.30	1.36	1.40
5	1.04	1.19	1.27	1.32
10	1.01	1.12	1.21	1.27
50	1.00	1.01	1.08	1.16

Tab. 8

$N_B \backslash \alpha$	0.4	0.8	0.9	0.99	1.00
1	1.336	3.223	5.526	-	16.914
2	1.113	1.927	3.148	-	11.389
5	1.015	1.280	1.762	4.950	6.870
10	1.001	1.111	1.330	3.272	4.889
50	1.000	1.005	1.034	1.585	2.102

Liczby podane w tabelach 7 i 8 są jednak czasami dostępu do bukietu. Chcąc otrzymać adres konkretnego elementu musimy jeszcze odszukać go w bukiecie. Stosując na przykład zwykłą metodę przeglądania wewnątrz bukietu i oznaczając przez E_o oraz E_B odpowiednio średni czas szukania obiektu i bukietu, otrzymujemy wzór: $E_o = (E_B - 1) N_B + \frac{N_B + 1}{2}$ (gdyż $E_B - 1$ bukietów przeglądamy w całości, a ostatni średnio do połowy).

Np. przyjmując $\alpha = 0.9$ otrzymamy dla metody liniowej:

Tab. 9

N_B	E_B	E_o
1	5.526	5.526
2	3.148	5.796
5	1.762	6.810
10	1.330	8.830
50	1.094	27.20

Jak wynika z tabeli 9, najbardziej efektywne są jak najmniejsze bukiety. Jednak w wielu pamięciach losowych istnieją naturalne bukiety pamięci, jak np. ścieżka na bębnie czy dysku. W takich wypadkach nie odnosi się korzyści ze zmniejszenia bukietu, ale nie opłaca się również używać bukietu większego.

Wyjątkami od reguły wybierania jak najmniejszego bukietu są przypadki, gdy odnosimy dużą korzyść ze zmniejszenia obliczonego adresu lub gdy statystyczne własności obiektu są takie, że czas dostępu będzie krótszy przy większym bukiecie.

Korzystne jest również stosowanie większych bukietów w przypadku, gdy czas czytania kolejnych elementów wewnątrz bukietu jest dużo krótszy od czasu przejścia od bukietu do bukietu.

2. Aktualizacja tablicy [33]

Dołączanie nowych elementów do tablicy nie nastręcza większych trudności, natomiast przy usuwaniu z niej elementów już niepotrzebnych nie można oznaczyć miejsca po takim elemencie jako pustego, gdyż wtedy dalsze synonimy byłyby niedostępne. Na ogół oznacza się takie miejsca specjalnym zna-

kiem, co jednak nie powoduje zmniejszenia czasu dostępu, a tylko oszczędność pamięci.

Przy często występujących aktualizacjach średni czas dostępu rośnie, co jest intuicyjnie oczywiste, gdyż aktualizacja wypacza całkowicie ideę rozpraszania.

Peterson robił próby symulacyjne na maszynie IBM 704. Okazało się, że funkcja $E(\alpha)$ rośnie nieznacznie przy $\alpha \leq 0.9$, natomiast przy $\alpha > 0.97$ rośnie już bardzo szybko.

Na rys. 1,2 przedstawione są wykresy ([33]), ilustrujące zależność $E(\alpha)$ od wymiaru bukietu, stopnia zajętości pamięci oraz liczby cykli aktualizacji (przez cykl aktualizacji rozumiemy usunięcie jednego elementu i wpisanie nowego).

3. Nadmiar tablicy [18], [43]

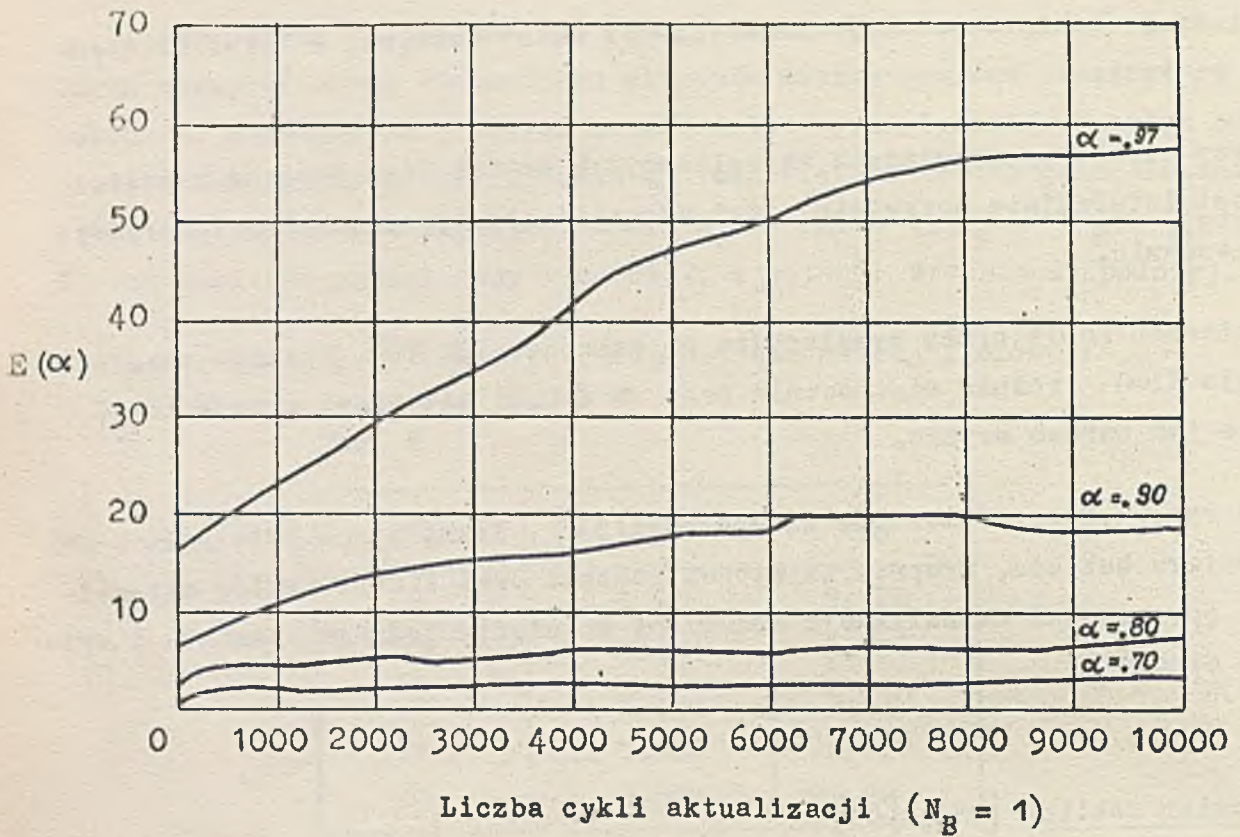
Jednym z głównych problemów jest sposób postępowania w przypadku zapełnienia całej tablicy. Najprościej wtedy zdefiniować nową większą tablicę i powtórnie rozproszyć wszystkie elementy. Musimy powziąć dwie decyzje:

- od jakiej wartości α rozpocząć powtórne rozpraszanie,
- jak ustalić wymiar nowej tablicy.

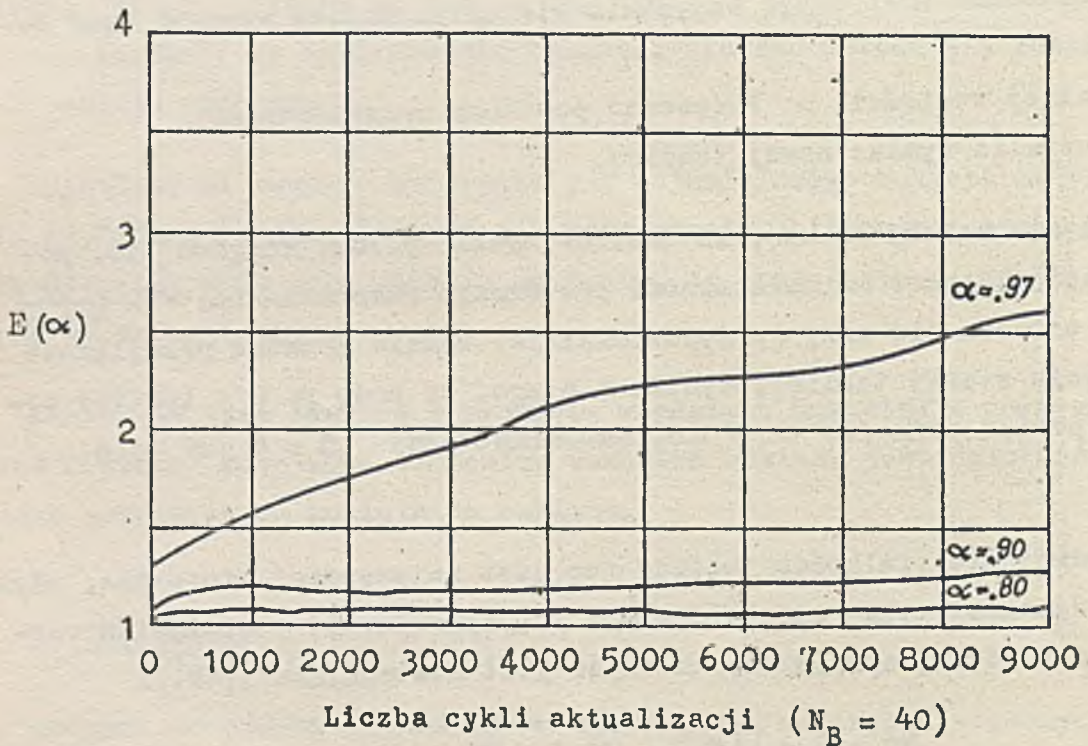
Na ogół nie należy czekać, aż tablica będzie pełna. Hopgood [18] podaje następujący wzór na opłacalność powtórnego rozpraszania: $\alpha > \frac{84}{4 + \beta}$ gdzie β oznacza ile razy (przypuszczalnie) będzie jeszcze przeglądana każda pozycja starej tablicy. Wynika z niego, że przy $\beta = 1$ tablica powinna być powiększona dla $\alpha > 0.8$, natomiast przy $\beta = 6$ już dla $\alpha > 0.4$.

Przy podwajaniu wielkości tablicy (co jest najczęściej stosowane, gdyż wymaga nieznacznej tylko zmiany funkcji rozpraszającej) minimalna wartość α , dla której opłaca się to robić jest następująca ([18]):

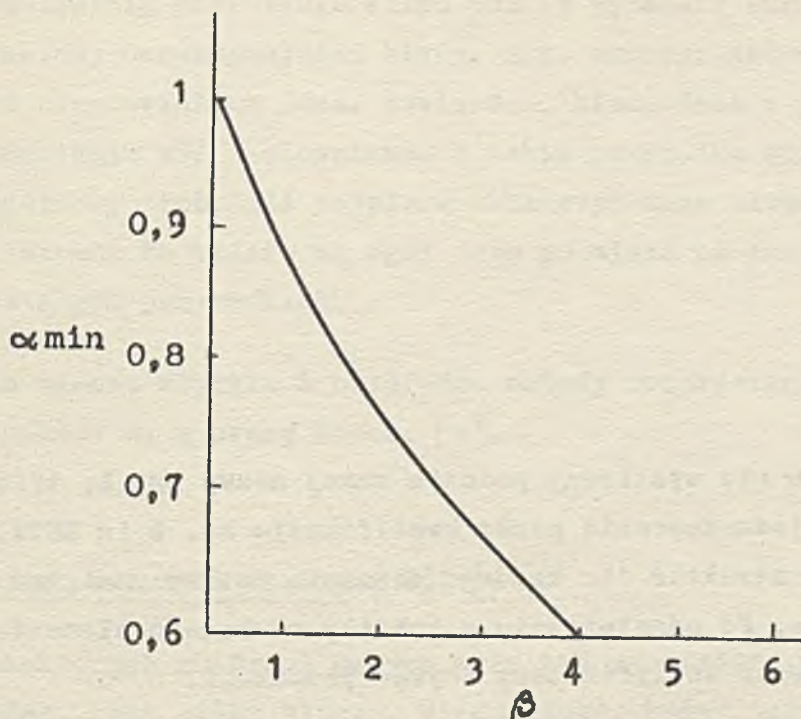
$$\alpha_{\min} = \frac{11 + \beta - \sqrt{\beta^2 + 22\beta + 25}}{6} .$$



Rys. 1.



Rys. 2.



Rys. 3.

Rys. 3 pokazuje, jak minimalna wartość α zmienia się w zależności od β . Np. jeśli spodziewana wartość $\beta = 3$, to wystarczy zapisać tablicę w dwóch trzecich. Jednak w wielu przypadkach ważny jest nie tylko czas dostępu, ale również liczba zajętych miejsc pamięci. Dlatego też nie opłaca się zwiększać tablicy dopóty, dopóki czas dostępu nie jest zbyt duży i nie mamy pewności, że tablica zostanie wypełniona.

Z tabel 1 ÷ 4 widać, że czas dostępu gwałtownie rośnie przy $\alpha > 0.8$; z kolei z rysunku 3 wynika, że opłaca się zwiększać tablicę przy $\alpha = 0.8$, jeżeli $\beta = 1.4$. To sugeruje, że tablica powinna być wypełniana w 80 - 85% i dopiero potem powiększana dwukrotnie.

Takie postępowanie nie zwiększy specjalnie czasu dostępu, a jednocześnie nie powiększymy tablicy zbyt wcześnie.

4. Rozpraszanie w przypadku struktury hierarchicznej

Przypuśćmy, że w tłumaczonym programie (np. w języku COBOL) występuje następująca struktura danych:

FD ALFA

01 A

02 B

02 C

⋮

FD BETA

01 A

02 B

02 C

W takim przypadku nie wystarczy podanie samej nazwy np. B; trzeba jeszcze wskazać ją jednoznacznie przez kwalifikacje np. B in BETA. Przy tablicowaniu takich struktur dla każdego elementu należy pamiętać również adres jego ojca. Po odnalezieniu w tablicy szukanego elementu δ trzeba jeszcze porównać kwalifikatory z jego przodkami.

Gdy mamy do czynienia z identyfikatorami w programach o strukturze blokowej można numerować kolejne początki bloków i używać tych numerów jako kwalifikatorów. Problem jest tu o tyle prostszy, że spośród obiektów o tej samej nazwie, aktualny jest zawsze najbardziej wewnętrzny. Dlatego też po odszukaniu obiektu nie trzeba sprawdzać kwalifikacji.

V. INNE ZASTOSOWANIA METOD ROZPRASZANIA

1. Rozpraszanie z dopuszczalnymi błędami

W pewnych szczególnych zastosowaniach metod rozpraszania chcemy tylko uzyskać wynik negatywny, tzn. stwierdzić, że danego elementu w tablicy nie ma.

Załóżmy np., że tłumaczymy na wartości liczbowe kody symboliczne rozkazów; przy czym tylko 10% rozkazów wymaga korzystania ze słownika, a pozostałe 90% przekodowuje się bardzo łatwo (np. przez obliczenie wartości pewnej funkcji). W takim przypadku umieszczamy w pamięci słownik tylko dla tych 10% słów, a tłumaczenie składa się z dwóch etapów: w pierwszym sprawdzamy, czy danego słowa nie ma w słowniku, a dopiero w drugim - tłumaczymy je różnymi metodami, w zależności od uzyskanego w poprzednim etapie wyniku.

Czas trwania pierwszego etapu możemy wydatnie skrócić przez zastosowanie metody dopuszczającej błędy, tzn. metody, która czasami da nam odpowiedź nieprawidłową (tzn. stwierdzi, niezgodnie z prawdą, że szukane słowo znajduje się w słowniku). W takim przypadku stracimy trochę czasu, gdyż będziemy próbowali najpierw tłumaczyć dane słowo za pomocą słownika, jednak strata ta będzie na ogół dużo mniejsza od czasu zaoszczędzonego pozostałych przypadkach.

Dwie bardzo szybkie i oszczędne metody rozpraszania dopuszczające błędy podane są w pracy Blooma [4]. -

2. Analiza wtórnych kluczy [16], [21]

W niektórych zbiorach danych może być wyróżniony w każdym dokumencie nie jeden, lecz kilka kluczy. Wtedy klucz, który jest najczęściej stosowany, nazywamy pierwotnym, pozostałe zaś - kluczami wtórnymi. Korzystając z metody łańcuchowej można kosztem dołączania dodatkowego słowa adresowego (dla każdego elementu) przeszukiwać tablicę według kluczy pierwotnych i wtórnych.

Założmy na przykład, że mamy następujący zbiór dokumentów:

Lp.	Klucz pierwotny	Klucz wtórny
1	Miller	Franciszek
2	Makarczyk	Bernard
3	Domańska	Felicja
4	Grabowska	Henryka
5	Emler	Izydor
6	Tyszkiewicz	Gustaw
7	Ebert	Danuta
8	Szymański	Bogusław
9	Kacperska	Celina
10	Izydorzycyk	Bolesław

Przyjmijmy, że wartość funkcji χ od klucza będzie równa kolejnemu numerowi w alfabecie pierwszej litery klucza. Założmy też, że klucze pierwotne są w tablicy uporządkowane w kolejności leksykograficznej.

Klucze wtórne zapiszemy metodą łańcuchową, w której każdy element będzie traktowany jako nadmiarowy. Wartością funkcji nie będzie *explicite* adres klucza, lecz miejsce w tablicy, w którym jest ten adres zapisany.

Otrzymamy zatem następującą tablicę:

adres	klucz 1	klucz 2	wskaź- nik 1	wskaź- nik 2	χ (klucz 2)
1	Domańska	Felicja	*		6
2	Ebert	Danuta	*	9	4
3	Emler	Izydor	*	6	9
4	Grabowska	Henryka	*	2	8
5	Izydorczyk	Bolesław	*		2
6	Kacperska	Celina	*	8	3
7	Makarczyk	Bernard	5	10	2
8	Miller	Franciszek	1	4	6
9	Szymański	Bogusław	7	3	2
10	Tyszkiewicz	Gustaw	*		7

Przypuśćmy, że szukamy elementu o kluczu wtórnym: Bolesław. Ponieważ χ (Bolesław) = 2, więc szukamy pod adresem 2 i tam w rubryce "wskaźnik 2" mamy liczbę 9. Jest to właśnie adres klucza, dla którego wartość $\chi = 2$. Ale pod adresem 9 znajduje się nie szukany przez nas element, lecz element o kluczu - Bogusław. Jednakże w rubryce "wskaźnik 1" mamy dalszy ciąg łańcucha, według którego posuwamy się aż do napotkania elementu o adresie 5, gdzie znajduje się szukany przez nas element. Symbole "*" umieszczone zamiast adresów w rubryce "wskaźnik 1" oznaczają koniec łańcucha synonimów.

Ponieważ w klasycznej metodzie łańcuchowej $E(\alpha) = 1 + \alpha/2$, więc tutaj $E(\alpha) = 2 + \alpha/2$. Metoda ta może być stosowana w połączeniu z dowolną metodą adresowania kluczy pierwotnych; ma ona również tę zaletę, że aktualizacja tablicy nie jest skomplikowana, wystarczy na ogół zmiana jednego wskaźnika.

Literatura

- [1] BATSON A.: The Organization of Symbol Tables. CACM, 1965, t. 8, nr 2, s. 111-112.
- [2] BELL J.R.: The Quadratic Quotient Method: a Hash Code Eliminating Secondary Clustering. CACM, 1970, t. 13, nr 2, s. 107-109.
- [3] BELL J.R., KAMAN C.H.: The Linear Quotient Hash Code. CACM, 1970, t. 13, nr 11, s. 675-677.
- [4] BLOOM B.H.: Space/Time Trade-offs in Hash Coding with Allowable Errors. CACM, 1970, t. 13, nr 7, s. 442-426.
- [5] BOWLDEN H.J.: A Symbol Table with Scope Recognition for the B-6500 ALGOL 68 Implementation. Amsterdam 1971, North-Holland.
- [6] BROOKS F., Jr., IVERSON K.E.: Automatic Data Processing. New York 1963, J. Wiley and Sons.
- [7] BUCHHOLZ W.: File Organization and Addressing. IBMSJ, 1963, nr 6, s. 86-111.
- [8] BUSAM V.A.: On the Structure of Dictionaries for Compilers. Sicplan notices, 1971, t. 6, nr 2, s. 287-305.
- [9] COLIN DAY A.: Full Table Quadratic Searching for Scatter Storage. CACM, 1970, t. 13, nr 8, s. 481-482.
- [10] FERGUSON D.E.: Fibonacci Searching. CACM, 1960, t. 3, nr 9, s. 648.
- [11] FREDKIN E.: Trie Memory. CACM, 1960, t. 3, nr 9, s. 490-499.
- [12] GOTLIEB C.C.: General-purpose Programming for Business Applications. Advances in Computers, t. 1, New York 1960, s. 1-42.
- [13] GRIES D.: Compiler Construction for Digital Computers. New York 1971, John Wiley and Sons.
- [14] HANAN M., PALERMO F.P.: An Application of Coding Theory to a File Address Problem. IBMJRD, 1963, t. 7, nr 2, s. 127-129.
- [15] HEISING W.P.: Note on Random Addressing Techniques. IBMSJ, 1963, nr 6, s. 112-116.
- [16] HELLERMAN H.: Digital Computer System Principles. New York 1967, McGraw-Hill.
- [17] HIBBARD T.N.: Some Combinatorial Properties of Certain Trees with Applications to Searching and Sorting. JACM, 1962, t. 9, nr 1, s. 13-28.
- [18] HOPGOOD F.R.A.: A Solution to the Table Overflow Problem for Hash Tables. CB, 1968, t. 11, nr 4, s. 297-300.
- [19] HOPGOOD F.R.A.: Compiling Techniques. New York 1969, Elsevier Publishing Company.
- [20] IVERSON K.E.: A Programming Language. New York 1962.
- [21] JOHNSON L.R.: An Indirect Chaining Method for Addressing on Secondary Keys. CACM, 1961, t. 4, nr 5, s. 218-222.
- [22] KRAL J.: Some Properties on the Scatter Storage Technique with Linear Probing. CJ, 1971, t. 14, nr 2, s. 145-149.

- [23] KRAL J.: Statistical Properties of Some Hash Methods. Praca nieopublikowana, 1971.
- [24] LAMPORT L.: Comment on Bell's Quadratic Quotient Method for Hash Code Searching. CACM, 1970, t. 13, nr 9, s. 573-574.
- [25] LIN A.D.: Key Addressing of Random Access Memories by Radix Transformation. AFIPS Conf. Proceedings, 1963, t. 23, Spring Joint Comp Conf., s. 355-366.
- [26] LUCCIO F.: Weighted Increment Linear Search for Scatter Tables. CACM, 1972, t. 15, nr 12, s. 1045-1047.
- [27] LUM V.Y., YUEN P.S.T., DODD M.: Key-to-Address Transform Techniques: a Fundamental Performance Study on Large Existing Formatted Files. CACM, 1971, t. 14, nr 4, s. 228-239.
- [28] LUM V.Y., YUEN P.S.T.: Additional Results on Key-to-Address Transform Techniques: A Fundamental Performance Study on Large Existing Formatted Files. CACM, 1972, t. 15, nr 11, s. 996-997.
- [29] MAURER W.D.: An Improved Hash Code for Scatter Storage. CACM, 1968, t. 11, nr 1, s. 35-38.
- [30] ILROY M.D.Mc: A Variant Method of File Searching. CACM, 1963, t.6, nr 3, s. 101.
- [31] MORRIS R.: Scatter Storage Techniques. CACM, 1968, t. 11, nr 1, s. 38-44.
- [32] MULLIN J.K.: An Improved Index Sequential Access Method Using Hashed Overflow. CACM, 1972, t. 15, nr 5, s. 301-307.
- [33] PETERSON W.W.: Addressing for Random-access Storage, IBMJRD, 1957, t. 1, nr 2, s. 130-146.
- [34] RADKE C.E.: The Use of Quadratic Residue Research. CACM, 1970, t. 13, nr 2, s. 103-105.
- [35] ROSEN S.; SPURGEON R.A., DONNELLY J.K.: PUFFT - The Purdue University Fast Fortran Translator. CACM, 1965, t. 8, nr 11, s. 651-666.
- [36] SCHAY G., RAVEN N.: A Method for Key-to-address Transformation. IBMJRD, 1963, t. 7, nr 2, s. 121-126.
- [37] SCHAY G., SPRUTH W.S.: Analysis of a File Addressing Method. CACM, 1962, t. 5, nr 8, s. 459-462.
- [38] TAINITIER M.: Addressing for Random-Access Storage with Multiple Bucket Capacities. JACM, 1963, t. 10, nr 3, s. 307-315.
- [39] TURSKI W.M.: Struktury danych. Warszawa 1971, WNT.
- [40] ULLMAN J.D.: A Note on the Efficiency of Hashing Functions. JACM, 1972, t. 19, nr 3, s. 569-575.
- [41] WILLIAMS J.G.: Storage Utilization in a Memory Hierarchy When Storage Assignment Is Performed by a Hashing Algorithm. CACM, 1971, t. 14, nr 3, s. 172-175.
- [42] BAYS C.: A Note on When to Chain Overflow Items within a Direct-access Table. CACM, 1973, t. 15, nr 1, s. 46-47.
- [43] BAYS C.: The Reallocation of Hash-coded Tables. CACM, 1973, t. 16, nr 1, s. 11-14.

- [44] HOPGOOD F.R.A., DAVENPORT J.: The Quadratic Hash Method When the Table Size Is a Power of 2. CJ, 1973, t. 15, nr 4, s. 314-315.
- [45] BAYS C.: Some Techniques for Structuring Chained Hash Tables. CJ, 1973, t. 16, nr 2, s. 126-132.
- [46] BRENT R.P.: Reducing the Retrieval Time of Scatter Storage Techniques. CACM, 1973, t. 16, nr 2, s. 105-108.

NIEKTÓRE ZASTOSOWANIA WIELOMASZYNOWYCH SYSTEMÓW LICZĄCYCH

I. Wstęp

Na przestrzeni ostatnich kilku lat znacznie wzrosło zastosowanie wielomaszynowych systemów liczących (WSL). Liczba zainstalowanych i pracujących w Europie i Ameryce Północnej takich systemów wynosi obecnie około 5000. Same tylko zakłady Télémécanique w Paryżu zainstalowały w ciągu kilku ostatnich lat 3500 systemów liczących do automatyzacji i sterowania procesami. Wiele z nich należy do kategorii WSL.

Przedstawiony przegląd ilustruje główne kierunki zastosowań takich systemów.

Informacje o systemach WSL, w zestawieniu z natężeniem prac w tej dziedzinie, pojawiają się w prasie fachowej sporadycznie: z jednej strony dlatego, że szczegóły zastosowań tych systemów oraz ich parametry techniczne stanowią część tajemnicy technologicznej użytkownika, z drugiej zaś - ponieważ dość często zastosowanie jest powtórzeniem podobnych, już wcześniej opisanych koncepcji i zdaniem potencjalnych autorów "nie ma o czym mówić".

Celowo nie podjęto w tej pracy próby zdefiniowania pojęcia WSL. Przy przygotowaniu materiałów starano się jedynie wyłączyć zastosowania zespołów maszyn cyfrowych tworzących, z intencji zleceńodawców lub autorów systemu użytkowego, sieć komputerową oraz zastosowania instalacji liczących o charakterze (według skali ocen 1973 r.) superkomputerów, takich jak ILLIAC IV, TI ASC, PEPE itp.

Zasadniczymi powodami, którymi kierowano się przy podejmowaniu decyzji o wyborze WSL, a nie maszyny cyfrowej pojedynczej, jak można wnioskować na podstawie literatury przedmiotu, były:

możliwość uzyskania nieprzerwanej gotowości do pracy przez

- czyste nadmiarowanie,
- takie koncyptowanie struktury systemu, aby w razie awarii jednego elementu, czy części jego elementów składowych, można było dokonać rekonfiguracji i nadal mieć do dyspozycji zestaw zdolny do pracy, choć oczywiście o zmniejszonej mocy przetwarzania,
- . możliwość zwiększenia mocy obliczeniowej z jednoczesnym zwiększeniem pewności ciągłości dysponowania możliwością dokonywania obliczeń, uzyskaną na ogół przez dodatkowe zabiegi organizacyjne,
- . dostosowanie struktury systemu liczącego do struktury zbioru zadań przetwarzania, do wykonania których przewidywano go wykorzystać,
- . możliwość określenia momentu wystąpienia awarii jednej z jednostek centralnych przez równoległe dokonywanie obliczeń; stwierdzenie faktu wystąpienia uszkodzenia można wykorzystać do inicjowania pracy programów diagnostycznych, alarmowania obsługi technicznej itp. Czynniki ten traci na znaczeniu w miarę wzrostu niezawodności elementów logicznych stosowanych do budowy jednostek centralnych, a także wprowadzenia specjalnych, o wysokim stopniu niezawodności, jednostek diagnostycznych sprawdzających w sposób ciągły poprawność pracy jednostek centralnych na poziomie mikroprogramów.

W opracowaniu przedstawimy każdy z opisanych systemów w dwóch zasadniczych aspektach:

- . przeznaczenie i funkcja WSL na tle środowiska, w którym pracuje,
- . środki techniczne zastosowane w systemie.

Dostępne materiały nie zawsze pozwoliły na takie ujęcie tematu. Z drugiej strony problematyka systemów wielomaszynowych jest bardzo obszerna. Stąd w kilku miejscach opracowania uznano za uzasadnione wyjść poza te punkty widzenia i w kilku zdaniach naświetlić również pewne inne aspekty związane z zastosowaniem WSL.

Zagadnienia

- . systematyki i terminologii WSL,
- . architektury i idei rozwiązań specyficznych dla WSL w odróżnieniu od pojedynczych maszyn cyfrowych,

- organizacji opracowania, wdrożenia i rozwoju systemów API opartych w eksploatacji na WSL,

wymagają zdaniem autora odrębnego przedstawienia.

II. Zastosowanie WSL w ośrodkach badań fizycznych

W ośrodkach badań fizycznych maszyny cyfrowe znajdują zastosowanie do gromadzenia, przechowywania i opracowywania informacji pomiarowej, wykonywania złożonych obliczeń numerycznych i sterowania aparaturą wykonawczą i pomiarową obiektów doświadczalnych oraz do komunikacji człowiek - maszyna. Z punktu widzenia efektywności przeprowadzenia eksperymentu najlepiej jest gdy wymienione funkcje są wykonywane w miarę potrzeb występujących podczas jego trwania. Dodatkowo wymaga się na ogół, aby czas ich realizacji był dostatecznie krótki w stosunku do czasu trwania obserwowanego procesu, ponieważ istnieje wtedy możliwość bieżącej kontroli poprawności uzyskanych wyników i oddziaływania na jego przebieg.

Częstokroć zastosowanie komputera jest warunkiem umożliwiającym przeprowadzenie eksperymentu. Wynika to z następujących podstawowych wymagań narzuconych przez specyfikę prac doświadczalnych w fizyce współczesnej:

- potrzeba szybkiej, przekraczającej możliwości człowieka, a przy tym elastycznej reakcji na przebieg procesu (np. doświadczenia z procesami reaktorowymi, badanie przestrzeni kosmicznej),
- konieczność dokonywania szybkiej analizy lub co najmniej kompresji danych uzyskanych w czasie eksperymentu, gdy danych tych jest bardzo dużo (np. doświadczenia z zakresu rezonansu jądrowego),
- gdy dany typ eksperymentu z trochę zmienionymi parametrami musi być przeprowadzony wielokrotnie i przy ręcznym sterowaniu nimi jeden cykl doświadczeń trwałby może nawet latami, nie wspominając o czasie potrzebnym na opracowanie zgromadzonych wyników (przykładem może być strukturalna analiza rentgenowska).

W każdym większym ośrodku jednocześnie trwają prace doświadczalne nad co najmniej kilkoma procesami. Każdy z nich wymaga stosowania maszyny cyfrowej. Jeśli do dyspozycji jest mniej maszyn niż jednocześnie pro-

wadzonych prac, istnieją zasadniczo następujące możliwości zapewnienia pracom współdziałania z maszyną:

- ustalenie kolejności przeprowadzanych eksperymentów i przyporządkowanie maszyny na zaplanowany okres czasu jednemu określone mu eksperymentowi,
- umożliwienie wykorzystania maszyny jednocześnie przez kilka zespołów badawczych w reżimie pracy wielodostępnej.

Żadne z tych rozwiązań nie jest zadowalające. W pierwszym bowiem przypadku w każdej chwili jeden zespół badawczy ma do dyspozycji moc przetwarzania wystarczającą dla swoich potrzeb, jednocześnie jednak wszystkie pozostałe muszą na jakiś czas przerwać pracę. W drugim przypadku może okazać się, że moc przetwarzania jest niewystarczająca dla obsługi wszystkich zespołów badawczych. W skrajnym przypadku sytuacja taka może być przyczyną zniszczenia unikalnej aparatury lub obiektu doświadczeń. Mniej groźnym w następstwie, chociaż równie niepożądanym skutkiem będzie zawsze zwolnienie tempa prac. Dodatkowo należy mieć na uwadze fakt, że przygotowania do przeprowadzenia badań doświadczalnych trwają miesiącami, a nawet latami. Jeśli w doświadczeniu ma być zastosowana maszyna cyfrowa, niepoślednim elementem przygotowań jest określenie jej roli i zadań w doświadczeniu oraz wykonanie prac układowych (hardware) i przygotowania programów pracy (software) umożliwiających jej wykonanie założonych zadań [3].

Koncepcja sprzężenia eksperymentu i maszyny cyfrowej do współpracy z zastosowanymi układami pomiarowymi i wykonawczymi musi spełniać dwa podstawowe wymagania:

- kanał sprzężenia powinien składać się z wymiennalnych elementów niezależnych od specyficznych własności kanałów wejścia-wyjścia konkretnej maszyny cyfrowej i łatwo poddawać się rozbudowie tzn. zmianom i rozszerzeniu postulowanej w okresie przygotowań lub nawet już zrealizowanej koncepcji współdziałania maszyny z obiektem doświadczalnym,
- dla użytkownika-eksperymentatora kanał sprzężenia powinien być dostępny za pośrednictwem elementów języków programowania wyższych poziomów realizowanych przez wszechstronnie wytestowane procedury systemowe.

Jednym z podstawowych problemów wyłaniających się przy projektowaniu systemu sterowania przebiegiem procesu fizycznego eksperymentu jest wobec tego zagadnienie złącza (interface) między procesem obserwowanym, urządzeniem bezpośrednio nim sterującym, jednostką centralną zastosowanej maszyny cyfrowej, jej systemem operacyjnym i programami użytkowymi eksperymentu. Zrozumiałym dążeniem każdego zespołu badawczego jest, aby na podobieństwo innych urządzeń przez okres przygotowań i przeprowadzania eksperymentu mógł dysponować "swoją" maszyną. Dla uzyskania pełnego obrazu sytuacji należy z powyższymi problemami typu organizacyjnego zestawieć istniejące zawsze, choć różne dla różnych ośrodków i w różnych okresach czasu, ograniczenia finansowe.

Rozwiązaniem, stanowiącym kompromis między potrzebami i możliwościami ich zaspokojenia (w tym także możliwościami technologicznymi i produkcyjnymi wytwórców maszyn cyfrowych) stały się wielomaszynowe systemy liczące.

Najbardziej rozwinięte z istniejących czy planowanych WSL mają strukturę trójpoziomową (rys. 1). O ile organizacja dwupoziomowa WSL, tj. połączenie z sobą małej maszyny cyfrowej na stanowisku doświadczalnym z dużą maszyną cyfrową w centrum obliczeniowym ośrodka, jest dość logicznym rozwiązaniem kompromisowym między potrzebą udostępniania pojedynczemu stanowisku doświadczalnemu dużej mocy przetwarzania i niezależności dokonywania wstępnych obliczeń od innych użytkowników, o tyle celowość wprowadzenia między te maszyny pośrednika w postaci maszyny cyfrowej grupy stanowisk nie jest na pierwszy rzut oka równie oczywista. Zdecydowały o tym względy, które nakreślimy krótko na przykładzie szwajcarskiego ośrodka CERN [1].

Eksploatowano tam początkowo system dwupoziomowy, w którym maszyną centralną była CDC 6600, współpracująca z maszynami SDS 920 i IBM 1800, obsługującymi bezpośrednio stanowiska doświadczalne (razem około 30 maszyn cyfrowych).

Stwierdzono, że system operacyjny CDC 6600 jest nieefektywny przy pracy w czasie rzeczywistym w konkretnych warunkach ośrodka, bowiem

- . jeśli do maszyny centralnej jest dołączonych kilka maszyn małych z pracującymi obiektami doświadczalnymi, dość często występują sytuacje, że maszyna centralna nie nadąża z wykonywaniem żądań usłu-

gowych, czego następstwem jest utrata danych pomiarowych; jest to między innymi wynikiem znacznego w tych okolicznościach wzrostu zapotrzebowania na czas pracy jednostki centralnej na wykonanie zadań typu "housekeeping" dla całego systemu liczącego,

- jeśli maszyna centralna pracuje tylko na jedną maszynę stanowiskową, jednostka centralna jest wykorzystana zaledwie w kilku procentach.

Z takich generalnych spostrzeżeń wysnuto wniosek, że wprowadzenie między istniejące dwa poziomy środków liczących poziomu "buforowego", pozwoli zarówno na pełniejsze wykorzystanie maszyny centralnej, jak i lepszą obsługę obliczeniową stanowisk doświadczalnych.

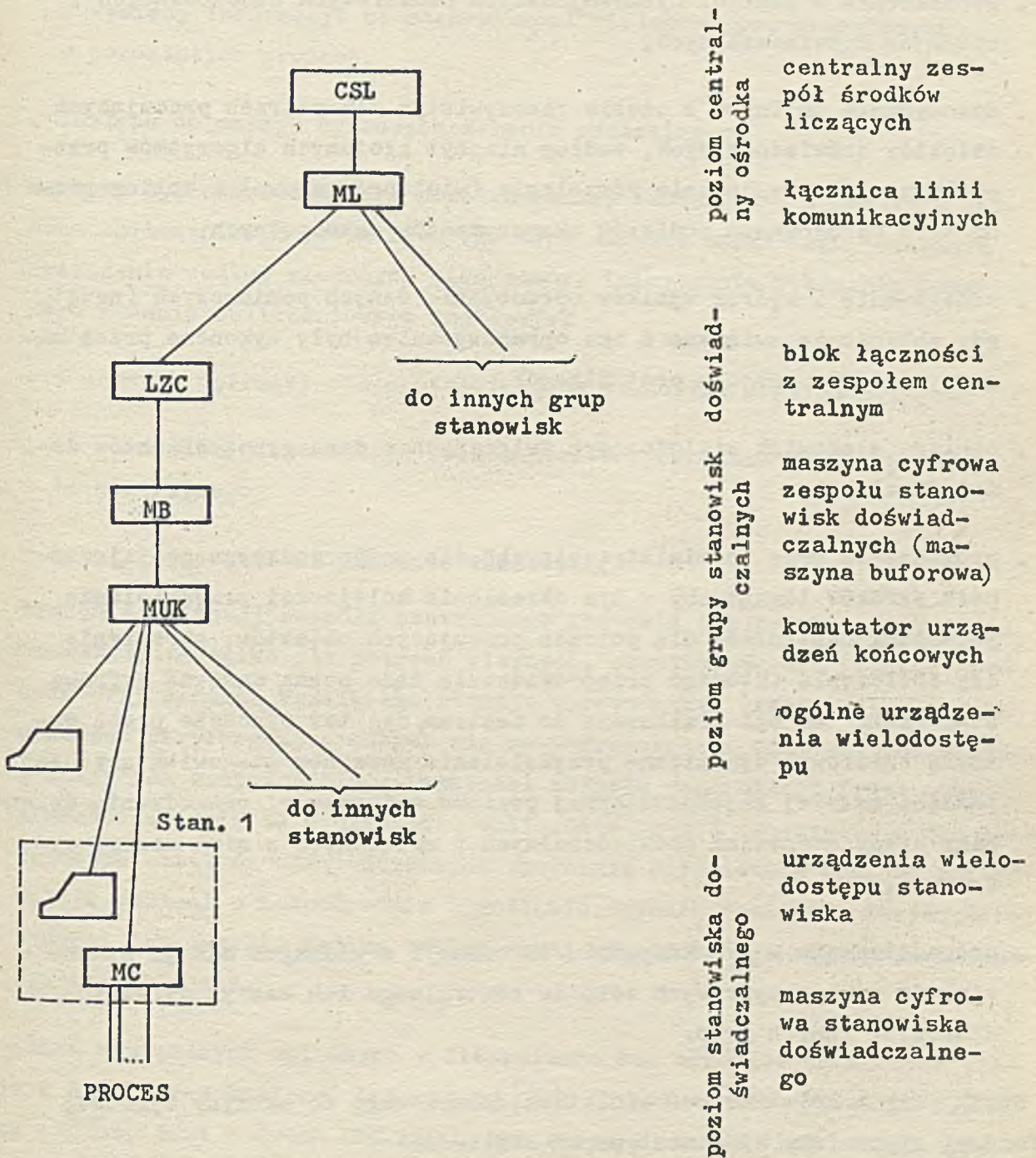
W Genewie jako maszynę cyfrową buforową zastosowano CDC 3100. Pracuje ona z jednej strony z maszynami CDC 6600 i CDC 6500 centralnego ośrodka obliczeniowego, a z drugiej - z mniejszymi maszynami cyfrowymi stanowisk oraz urządzeniami końcowymi wielodostępu rozmieszczonymi między innymi również na stanowiskach doświadczalnych. Do CDC 3100 może być dołączonych jednocześnie do 20 maszyn cyfrowych stanowiskowych. Przewidziano możliwość doprowadzenia do maszyny buforowej strumienia informacji o gęstości do 10^6 12-bitowych znaków/s (szybkość maksymalna kanału wejścia-wyjścia CDC 3100 wynosi jednak tylko 10^5 zn/s). Utworzonemu według tej koncepcji wielomaszynowemu systemowi liczącemu nadano nazwę FOKUS.

Rozdział zadań obliczeniowych (przetwarzania informacji) między maszyny cyfrowe poszczególnych poziomów jest mniej więcej następujący:

- 1) maszyna cyfrowa stanowiska doświadczalnego dokonuje wstępnego przetwarzania - głównie o charakterze analizy lub redukcji - danych pomiarowych i steruje przebiegiem obserwowanego procesu według zadanego programu badań. Dane służące podejmowaniu decyzji dotyczących sterowania przebiegiem eksperymentu pochodzą z oprzyrządowania pomiarowego obiektu i po przetworzeniu ich w maszynie cyfrowej stanowiska, buforowej¹ lub zespołu centralnego są wykorzystane przez oso-

¹ Bezpośrednio - dane, których przetwarzanie wymaga przeprowadzenia niezbyt czasochłonných obliczeń; jeśli wyznaczenie parametru pochodnego wymaga bardziej złożonych obliczeń, żądanie dokonania takiego obliczenia włącznie z niezbędnymi danymi z maszyny buforowej jest automatycznie przekazane do maszyn cyfrowych zespołu centralnego, a wyniki obliczeń kierowane do maszyny cyfrowej stanowiska.

by nadzorujące przebieg eksperymentu (zwłaszcza w sytuacjach nie przewidzianych w programie przebiegu doświadczenia).



Rys.1. Trójpoziomowa struktura WSL.

2) Zadania maszyny cyfrowej grupy stanowisk (buforowej) obejmują:

- gromadzenie w pamięci dyskowej danych pomiarowych nadchodzących z obiektów doświadczalnych,
- dokonywanie obliczeń w czasie rzeczywistym dla potrzeb pracujących obiektów doświadczalnych, według niezbyt złożonych algorytmów przeprowadzonych ewentualnie równoległe (wieloprogramowo) z obliczeniami typu opracowania pomiarów eksperymentów zakończonych,
- redagowanie i wydruk wyników opracowania danych pomiarowych (nawet, gdy obliczenia związane z ich opracowywaniem były wykonane przez maszyny cyfrowe zespołu centralnego),
- obsługę stanowisk wielodostępu związanych z daną grupą obiektów doświadczalnych,
- prowadzenie prac "administracyjnych" dla podporządkowanego jej zespołu środków liczących, w tym określenie kolejności przydzielania jednostki centralnej dla potrzeb pracujących obiektów, określenie czy obliczenie (którego przeprowadzenia żąda pewna maszyna cyfrowa stanowiska) ma być przekazane do centrum, czy też wykonane przez maszynę buforową, dynamiczne przydzielanie maszynom stanowisk urządzeń pamięci masowej szybkodostępnej poziomu buforowego, prowadzenie dziennika pracy stanowisk doświadczalnych i związanych z nimi maszyn cyfrowych,
- pośredniczenie w przekazywaniu informacji z własnych maszyn stanowisk do maszyn cyfrowych zespołu centralnego lub maszyn cyfrowych stanowisk innych grup.

Użytkownik z kolei, za pośrednictwem dołączonego do maszyny cyfrowej buforowej stanowiska wielodostępu, ma możliwość:

- utworzenia w jej pamięci masowej zbiorów danych, wprowadzenia do nich zmian i inicjowania ich przetwarzania przez programy oddane pod zarządek systemu operacyjnego,
- uruchamiania nowych programów przetwarzania informacji pomiarowej i programów obliczeniowych,

- uzyskania (oczywiście z zachowaniem wszelkich praw ich autorów) dostępu do zbiorów danych innych niż macierzysta grup stanowisk i wymiany informacji ze stanowiskami wielodostępu, pracującymi w pozostałych grupach,
 - dostępu do maszyn cyfrowych zespołu centralnego.
- 3) Maszyny cyfrowe dużej mocy przetwarzania, instalowane z reguły w centrum obliczeniowym rozpatrywanego typu ośrodka badawczego, wykonują obliczenia według złożonych algorytmów. Inicjowanie wykonania konkretnego zadania obliczeniowego następuje:
- z maszyny cyfrowej obsługującej grupę stanowisk doświadczalnych,
 - ze stanowisk wielodostępu dołączonych bezpośrednio do maszyn zespołu centralnego,
 - lokalnie, w postaci obliczeń wsadowych.

Maszynie cyfrowej zespołu centralnego zostawia się przetwarzanie typu "housekeeping" tylko dla potrzeb własnych, ewentualnie dla potrzeb zespołu centralnego. Wszelkiego rodzaju wprowadzanie informacji z wolnych urządzeń peryferyjnych odbywa się za pośrednictwem oddzielnych, współpracujących bezpośrednio z maszynami zespołu centralnego front - end procesorów (rolę tę w przypadku obliczeń w czasie rzeczywistym dla pracujących obiektów doświadczalnych spełniają odpowiednio maszyny buforowe) i pamięci o bezpośrednim i możliwie szybkim dostępie (najczęściej pamięci dyskowych). Według takiej samej zasady odbywa się wyprowadzenie wyników obliczeń.

Jeden z większych opisanych w literaturze WSL ośrodków badawczych pracuje w Brookhaven National Laboratory [1]. Zespół centralny maszyn cyfrowych złożony jest z dwóch CDC 6600, pracujących na wspólną pamięć typu rozszerzonej pamięci operacyjnej (extended core storage - [2]) o pojemności 10^6 słów. Do jednej z nich dołączone są maszyny cyfrowe obsługujące grupy stanowisk doświadczalnych (maszyny cyfrowe buforowe wg powyższej terminologii, choć stopień autonomiczności tych maszyn jest bardzo różny dla różnych grup stanowisk). Konfiguracja WSL, w sensie rozlokowania mocy obliczeniowej instalowanej na poziomie grupy stanowisk i pojedynczych stanowisk pomiarowych, została dostosowana do faktycznych potrzeb tych

obiektów i w znacznym stopniu może być przemieszczona lub rozbudowana stosownie do zmian tych potrzeb. I tak - do maszyny grupy stanowisk pomiarowych niskich energii (SIGMA 7 z PAO o pojemności 32 K słów 32-bitowych) dołączone są:

- . monitory ekranowe alfanumeryczne i graficzne,
- . kompletne stacje transmisji danych pracujące na papierowych nośnikach informacji,
- . zespoły analizatorów amplitudowych,
- . maszyny cyfrowe małej mocy obliczeniowej,

natomiast 9 stanowisk pomiarowych synchrotronu obsługiwanych jest każde przez jedną PDP-8 lub PDP-9, które są dołączone bezpośrednio do zespołu grupowego złożonego z pracujących na wspólną pamięć operacyjną o pojemności 128 K 36-bitowych słów jednej PDP-6 i jednej PDP-10. Dokładnej liczby maszyn cyfrowych wchodzących w skład zespołu ośrodka BNL nie można ustalić na podstawie dostępnej literatury. Wynika to prawdopodobnie również stąd, że system ten jest w stałym rozwoju. Przymuszcza się, że w nim obecnie ponad 20 maszyn.

Przykładami rozważań metodologicznych z zakresu stosowania maszyn cyfrowych w fizykalnych badaniach doświadczalnych są prace [4] i [5].

Do omawianej grupy zastosowań zaliczyć należy system wieloprosesorowy CDC 6500 (2 procesory centralne, 10 procesorów peryferyjnych) pracujący w zakładach VFW FOKKER [6].

Zakłady zajmują się konstrukcją aparatów i urządzeń dla potrzeb lotnictwa i kosmonautyki. System liczący znajduje tam zastosowanie do obliczeń konstrukcyjnych realizowanych przez:

- . klasyczne przetwarzanie wsadowe,
- . inicjowanie ich z urządzeń wielodostępu rozmieszczonych w laboratoriach i biurach projektowych zakładów,
- . realizację pracujących w czasie rzeczywistym programów sprzężonych z kilkoma maszynami analogowymi.

III. Niektóre zastosowania wojskowe i w kierowaniu ruchem lotniczym

Specyfika wojskowych systemów kierowania (systemów dowodzenia) polega na istnieniu wysokoefektywnej hierarchicznej struktury podejmowania decyzji. Wykształciła się ona w wyniku odbywającego się od setek lat, i oczywiście trwającego nadal, procesu ewolucyjnego przystosowywania się wszystkich szczebli dowodzenia do zmieniających się warunków wykonywania obowiązków. Struktura ta na pewno nie jest doskonała. Każda próba jej ulepszenia musi jednak uwzględniać szczególne miejsce i znaczenie wojska wśród instytucji zapewniających normalną działalność państwa i społeczeństwa. Doświadczenia uzyskane w czasie dotychczasowych prac nad systemami automatyzacji dowodzenia pozwoliły na sformułowanie pewnych, w dużej mierze mających uniwersalne znaczenie, zasad projektowania i realizacji dużych systemów człowiek-maszyna. Najogólniej można ująć je następująco:

- 1) rozwój systemu powinien być ewolucyjny i ewolucja ta musi być dostosowana do obiektywnych potrzeb każdego szczebla dowodzenia; wobec tego projekt systemu powinien przewidzieć możliwość modyfikacji i rozszerzenia systemu dla uwzględnienia nieprzewidzianych merytorycznych nowych wymagań i sprostania zwiększonemu obciążeniu ilościowemu,
- 2) we wszystkich fazach opracowania systemu niezbędny jest udział bezpośredniego użytkownika,
- 3) bardzo duże znaczenie ma dążenie do zapewnienia odpowiedniości (compatibility) między wszystkimi systemami cząstkowymi składającymi się na ogólnopaństwowy system dowodzenia. Osiągnięcie jej w pełni jest praktycznie niemożliwe. Wynika to z zasadniczej rozbieżności między ciągłym rozwojem istniejących systemów, a koniecznością "zamrożenia" osiągniętego stanu w pewnym momencie procesu projektowania dla przystąpienia do realizacji projektu oraz związanej z tym niemożności określenia wszystkich celów szczegółowych. Ważne wobec tego są możliwie wiarygodne przewidywania tendencji rozwoju i uwzględnienie ich w projekcie nowego systemu oraz systematyczność tzw. "konserwacji" systemu po przekazaniu go do eksploatacji.

Zasady powyższe dotyczą systemu dowodzenia jako całości, a więc jego struktury organizacyjnej, procedur przetwarzania i realizujących je środków technicznych.

W ramach niniejszego opracowania nie można oczywiście pokazać rozwoju przedstawionych systemów. W celu poznania tego zagadnienia należy sięgnąć do opracowań bardziej szczegółowych, np. [8], [9].

W 1959 r. dowództwo marynarki wojennej USA doszło do wniosku, że dla potrzeb dowodzenia flotą i bezpośrednio z nią współdziałających służb niezbędne jest utworzenie zintegrowanego wielomaszynowego systemu przetwarzania informacji [8]. Podstawowe założenia funkcjonalne dla tego systemu sformułowano ostatecznie następująco:

- RODZAJ OBLICZEŃ - system jest potrzebny dla różnorodnych zadań, których rozwiązanie wymaga szerokiego zakresu możliwości sensu stricto obliczeniowych i przetwarzania nienumerycznego; system powinien więc być wielomaszynowy i składać się z maszyn cyfrowych dużej mocy przetwarzania do wykonania zadań pracochłonnych oraz z maszyn cyfrowych małej mocy do wykonania zadań prostszych;
- ZBIORY INFORMACJI - składowe elementy liczące systemu muszą mieć dostęp do bardzo dużego zbioru danych; częstotliwość dostępu do różnych podzbiorów danych waha się od kilku na sekundę do jednego w ciągu kilku tygodni; w systemie powinny więc być zastosowane pamięć dyskowa i pamięć na taśmie magnetycznej;
- WPROWADZANIE/WYPROWADZANIE INFORMACJI - urządzenia peryferyjne powinny być różnorodne i dostosowane do potrzeb komórek decyzyjnych systemu; niezbędne jest dokonywanie zarówno operacji typu on-line dla komunikacji człowiek-maszyna, odbywające się w czasie rzeczywistym systemu, jak i operacji typu off-line; nośnikami informacji powinny być taśmy magnetyczne, dyski magnetyczne, karty papierowe, taśma papierowa i papier drukarkowy dla wydruków uzyskanych na drukarkach wierszowych; należy przewidzieć odpowiednio wyposażone w środki techniczne centralne stanowisko operatorskie, które umożliwiłyby śledzenie przebiegu pracy systemu liczącego i sterowania nim;
- INTEGRACJA SYSTEMU LICZĄCEGO - główne części składowe systemu muszą harmonijnie współpracować; musi istnieć możliwość jednoczesnego wykonywania niezależnych zadań, a w każdym stanie pracy musi istnieć możliwość centralnego sterowania systemem przez operatora;

- PODSYSTEMY LICZĄCE - dla zapewnienia ciągłości działania systemu, potrzeb profilaktyki, uruchamiania i testowania programów oraz innych, należy przewidzieć możliwość podziału systemu na kilka podsystemów pracujących niezależnie od siebie;
- DOSTĘPNOŚĆ URZĄDZEŃ - urządzenia składowe powinny umożliwić ciągłe działanie systemu liczącego; musi istnieć możliwość całkowitego odizolowania dowolnej grupy urządzeń od reszty systemu dla celów zarówno obsługi technicznej jak i innych wyłaniających się nieprzewidzianie w trakcie jego eksploatacji;
- ROZBUDOWA SYSTEMU - projekt systemu liczącego powinien przewidywać możliwość rozszerzenia zakresu działania systemu w przyszłości. Należy przeto przewidzieć możliwość dołączenia do niego dalszych urządzeń typów zastosowanych w okresie jego inicjowania, a także typów zupełnie nowych.

System jest eksploatowany od 1964 r. Podstawą systemu jest mający wyjątkową łatwość rekonfiguracji zespół środków technicznych. Główne części tego zespołu to:

- 4 maszyny cyfrowe CDC 1604 A - do wykonywania głównych zadań przetwarzania informacji,
- 5 maszyn cyfrowych CDC 160 A - do wykonywania pomocniczych zadań przetwarzania informacji,
- zespół około 100 klasycznych urządzeń peryferyjnych - do wprowadzania i wyprowadzania informacji; pamięć pomocnicza,
- przełącznik główny - do zestawienia różnych konfiguracji liczących zespołu,
- przełącznik urządzeń wydzielonego podsystemu liczącego - do zestawienia konfiguracji liczących dla zadań specjalnych,
- centralne stanowisko dyspozycyjno-kontrolne - do ogólnego nadzoru nad pracą zespołu liczącego z możliwością daleko idącej interwencji w sensie rekonfiguracji zespołu i inicjowania zadań przetwarzania.

Automatyczną pracą zespołu steruje system operacyjny. Znajduje się on w jednej z maszyn cyfrowych typu 160 A wyznaczonej przez dyspozytora jako maszynę - "szefa" (master-computer). Pozostałe - z wyjątkiem jednej wydzielonej 160 A - mogą pracować jako jeden system wielokomputerowy, wykonujący jedno wspólne zadanie albo też, będąc zestawione w mniejsze grupy maszyn, wykonywać grupami oddzielne zadania. Zestawienie pojedynczych maszyn i urządzeń peryferyjnych w podsystemy liczące odbywa się za pośrednictwem przełącznika głównego. Do części jego szyn zwanych poziomymi, dołączone są kanały wejścia-wyjścia jednostek centralnych, a do innych szyn, zwanych pionowymi - urządzenia peryferyjne. Dowolne urządzenia peryferyjne mogą w ten sposób być dołączone do dowolnej jednostki centralnej. Połączenia tego dokonuje automatycznie maszyna - "szef" na podstawie przekazanego przez dyspozytora polecenia. Wspomniana wydzielona maszyna jest przeznaczona do wykonywania zadań specjalnych bez wsparcia ze strony systemu operacyjnego zespołu.

Podobny do powyższego, choć w zamyśle przeznaczony do potrzeb dowodzenia taktycznego lotnictwem na terenach objętych działaniami wojennymi jest system TACS [10]. Podstawowymi jego zadaniami są:

- zebranie informacji o sytuacji w obszarze powietrznym znajdującym się w zasięgu działania systemu, o stanie i działalności własnych sił i środków bojowych itp.,
- analiza i filtracja zebranych informacji oraz aktualizacja zbiorów systemu w sposób ciągły, szybki, wiarygodny i możliwie kompletny,
- przekazywanie informacji poszczególnym organom dowodzenia, ośrodkom i posterunkom, podległym jednostkom lotnictwa taktycznego, sztabom i oddziałom współpracujących wojsk itp.,
- wykonywanie przetwarzania informacji, uwzględniającego szczególnie charakter i przeznaczenie środków bojowych wchodzących w skład zorganizowanego systemu dowodzenia lotnictwem taktycznym na obszarze danego terenu działań wojennych.

Prace nad systemem rozpoczęły się w 1963 r.

Zasady pracy pierwszego pracującego do dzisiaj systemu ochrony obszaru powietrznego o nazwie SAGE przedstawiono w pracy H. Sackmana [9]

Realizację systemu - początkowo jeszcze ręcznego - rozpoczęto pod koniec lat czterdziestych. W 1958 r. rozpoczęła pracę pierwsza w systemie stacja wykorzystująca maszynę cyfrową. W połowie lat sześćdziesiątych pracowały w nim urządzenia zbierania informacji - głównie stacje radarowe dalekiego zasięgu - w liczbie kilku tysięcy, maszyny cyfrowe w liczbie kilkudziesięciu zestawów oraz urządzenia łączności. Łączna wartość zainstalowanych urządzeń wynosiła wówczas ponad 8 miliardów dolarów USA. Obsługa systemu liczyła około 100 tysięcy osób. Poszczególne jego części składowe rozmieszczono na obszarze od Islandii do zachodniego krańca Aleutów i na terenie Kanady oraz USA. Są one połączone między sobą łączami telekomunikacyjnymi długości ok. 2 milionów mil. Roczne koszty eksploatacji systemu dochodzą do 1 miliarda dolarów USA. System jest w ciągłym rozwoju - zmieniają się koncepcje jego funkcjonowania, następuje rozszerzenie zakresu pracy i współpracy z innymi instytucjami wojskowymi oraz wymiana i uzupełnienie parku urządzeń.

Nie ma przesady w stwierdzeniu, że system SAGE jest największym z działających obecnie systemów informatycznych. W czasie jego realizacji zebrano bogate doświadczenie w zakresie planowania, projektowania, realizacji, wdrażania i eksploatacji dużych wielomaszynowych systemów liczących. Każdy z wymienionych aspektów jest wart odrębnego uważnego przestudiowania. Dlatego odstąpiono w niniejszym opracowaniu od bardziej szczegółowego omówienia tego systemu.

Obecnie trwają przygotowania do budowy systemu o przeznaczeniu takim samym jak SAGE w Europie Zachodniej [11]. Nadano mu nazwę NADGE. Koszt jego ocenia się na ok. 300 mln dolarów USA. Główne elementy systemu to - według przytoczonej notatki - silne stacje radarowe, pracujące on-line z "bardzo szybkimi" maszynami cyfrowymi.

W miarę rozwoju lotnictwa cywilnego narasta konieczność wprowadzenia skrupulatnej kontroli i regulacji ruchu lotniczego.

Zadania systemów kierowania cywilnym ruchem lotniczym w części dotyczącej obserwacji obszaru powietrznego i maszynowego przetwarzania informacji uzyskanej z urządzeń radarowych pokrywają się z zadaniami i ich rozwiązaniami, systemów obrony obszaru powietrznego.

Zasadniczymi celami działania systemu kierowania ruchem lotnictwa cywilnego są [12]:

- dokładne rozpoznanie sytuacji ruchowej w danym obszarze; dane odebrane przy każdym obrocie anteny radarowej zostają w maszynie cyfrowej zamienione na współrzędne i skojarzone z danymi z poprzednich obrotów; pozwala to automatycznie śledzić trajektorie ruchu samolotów i wykorzystać je do przewidywania sytuacji kolizyjnych i im zapobiegać; ocenia się, że dokładna, tj. w granicach błędu pomiaru radarowego, znajomość położenia każdego samolotu pozwala na około 10-krotne zmniejszenie obecnie stosowanych odstępów bezpieczeństwa między samolotami;
- uzyskanie kompletnej i ciągłej kontroli radarowej nad wszystkimi latającymi obiektami; za pomocą pojedynczych stacji radarowych jest to nie zawsze możliwe ze względu na obszary "ślepe" oraz zjawiska interferencyjne;
- automatyczna identyfikacja obiektów i ich prowadzenie; pełna kontrola ruchu w obszarze powietrznym jest możliwa wtedy, gdy istnieje możliwość identyfikacji pojedynczego samolotu na całej trasie jego ruchu i tym samym wywoływania go oraz skierowania do niego poleceń, instrukcji itp.; przy nieautomatycznej identyfikacji sprawa ta jest bardzo utrudniona;
- nadzorowanie ruchu poszczególnych samolotów w każdej fazie lotu; poza regulacją ruchu na odcinkach między lotniskami można oddziaływać również na ruch samolotów oczekujących zezwolenia na start lub na lądowanie.

Osiągnięcie tych celów może nastąpić za pomocą stacji radarowych o zachodzących na siebie obszarach obserwacji. Każda stacja wyposażona jest we własną maszynę cyfrową do analizy i redukcji danych przed wysyłką ich do systemu liczącego w ośrodku dyspozycyjnym, odpowiadającym za bezpieczeństwo i sprawność przebiegu ruchu w sektorze obszaru powietrznego poddanego jego kontroli.

Na wyposażenie ośrodka kontroli ruchu lotniczego w Karlsruhe - system KARLDAP - sieci EUROCONTROL, zamówiono automatyczny system przetwarzania i wyświetlania danych [13]. Koszt systemu wyniesie 40 milionów marek. Trzon jego stanowią cztery maszyny cyfrowe TR 86 zakładów AEG - Telefunken. Poza tym w ośrodku zostaną zainstalowane specjalne urządzenia prze-

tworzenia danych radarowych i urządzenia syntetycznego przedstawienia lotniczej sytuacji ruchowej dla 70 stanowisk dyspozycyjno-kontrolnych. Część z nich będzie wykorzystana jako stanowiska szkoleniowe.

System KARLDAP zaprojektowano do jednoczesnego przetwarzania danych o ruchu maksymalnie 300 samolotów poruszających się w 250 kanałach przelotowych.

Konieczność wykorzystywania WSL przy realizacji wypraw kosmicznych nie budzi wątpliwości. Zastosowane tutaj systemy można podzielić na systemy o przeznaczeniu ogólnym, np. system śledzenia sztucznych satelitów Ziemi i systemy misyjne, tj. czynnie współdziałające z wystrzelonymi z powierzchni Ziemi obiektami kosmicznymi w celu ich wspomagania [7]. Pierwsze systemy misyjne w USA zorganizowano dla lotów bezzałogowych statków kosmicznych. Systemy te rozbudowano następnie tak, aby można było część już zainstalowanych środków technicznych wykorzystać również przy lotach załogowych w przestrzeni okołozemskiej i wreszcie do lotów na Księżyc.

Zadania systemu wsparcia programu Apollo można z grubsza sformułować następująco:

- automatyczny odbiór w czasie rzeczywistym wszystkich danych nadchodzących ze statku kosmicznego oraz przekształcenia ich na postać wymaganą do dalszego przetwarzania,
- realizacja w czasie rzeczywistym (czas reakcji - w granicach kilku milisekund) pewnej liczby programów przetwarzania danych, np. programu sterowania startem,
- realizacja programów przetwarzania danych nie w czasie rzeczywistym (czas reakcji w granicach 15 minut), np. programy wyznaczenia parametrów orbity, korekcji kursu, analizy wskazań przyrządów pokładowych,
- rozdział danych źródłowych i przetworzonych między trzy ośrodki obliczeniowe systemu i ośrodek kontroli lotów,
- przechowywanie danych zgromadzonych w czasie lotu dla późniejszej analizy,
- obsługa stanowisk wielodostępu.

Podstawowa moc obliczeniowa systemu znajduje się w Space Flight Operations Facility w Passadenie (Kalifornia). Zainstalowany tam WSL składa się:

- z dwóch jednostek centralnych IBM 7054,
- z dwóch jednostek centralnych IBM 7040,
- z pamięci dyskowej o pojemności nieco ponad 100 mln znaków, do której dostęp ma każda z wymienionych jednostek centralnych,
- z układu bezpośredniej wymiany informacji między pamięciami operacyjnymi wszystkich czterech jednostek centralnych,
- z maszyny IBM 1401 przeznaczonej do dokonywania operacji wyprowadzenia informacji w postaci wydruków, mikrofilmów i na monitorach ekranowych,
- z systemu odbioru informacji z łączy telekomunikacyjnych i wstępnej jej obróbki.

Należy zwrócić uwagę, że stacje śledzenia statku kosmicznego i utrzymywania z nim łączności rozmieszczone są w Ameryce, Europie, Australii i na wyspach Oceanu Spokojnego. Informacja pochodząca z tych stacji jest przetwarzana za pomocą WSL w Passadenie.

Przewidziano cztery, dostosowane do różnych warunków pracy kompleksu wyznaczonych przez poszczególne etapy lotu statku, standardowe sposoby jego rekonfiguracji.

WSL programu Apollo również zasługuje na znacznie głębsze potraktowanie niż to było możliwe w ramach niniejszego opracowania.

Interesujący jest projekt usprawnienia łączności między statkami handlowymi na morzu a centralą dyspozycyjną na lądzie [14]. Obecnie jeszcze około 93% całości informacji wymienianej między statkami a centralą przesyłana jest alfabetem Morse'a. Czas przekazywania jednej wiadomości dochodzi do 6 godzin, a koszt przesyłania jednego słowa kształtuje się średnio na poziomie 38 centów. Projekt przewiduje wykorzystanie dla celów tej łączności satelitów Ziemi. Umożliwi to dostęp o większej niż obecnie niezawodności do dowolnego statku znajdującego się w dowolnym

punkcie kuli ziemskiej oraz szybką wymianę informacji. Koszt przesyłania jednego słowa ma być zredukowany do 6 centów. Przewiduje się, że system obejmuje ok. 4500 dużych statków handlowych.

System ma rozpocząć pracę w 1980 r. Nadano mu nazwę MARSAT. Koszt jego realizacji określa się na 256 mln dolarów USA, a czas realizacji na 7 lat. Przewiduje się zainstalowanie na każdym statku objętym systemem automatycznie nakierowującej się anteny nadawczo-odbiorczej oraz maszyny cyfrowej.

Podobny projekt istnieje też w odniesieniu do ruchu lotniczego (AEROSAT). Istnieją także propozycje połączenia tych systemów w jeden.

IV. Zastosowanie w zarządzaniu systemami transportu

Wszystkie systemy masowego transportu osobowego i towarowego w coraz szerszym stopniu stosują planowanie przemieszczenia pasażerów i masy towarowej za pośrednictwem maszyn cyfrowych. Jednym z elementów, na których opiera się owo planowanie, jest informacja o tym kiedy, w jakich relacjach i w jakich terminach trzeba będzie przewozić ile jakiego towaru. W zakresie przewozu osób najbardziej operatywną formą zdobycia tych informacji dla towarzystw transportowych jest system rezerwacji miejsc. Ponieważ maszyny cyfrowe pracujące w tych systemach w czasie otwarcia placówek rezerwacji (na ogół 14 godzin na dobę) muszą być ciągle gotowe do pracy, stosuje się dublowanie maszyn.

Typowym systemem rezerwacji miejsc dysponują północno-amerykańskie Eastern Airlines. W ośrodku obliczeniowym towarzystwa do potrzeb systemu rezerwacji są zainstalowane dwie maszyny IBM System/360 model 195 (pracują od jesieni 1971 r., przedtem ten sam zakres zadań wykonywały dwie IBM/360 model 65). W normalnych warunkach on-line z urządzeniami końcowymi pracuje jedna z tych maszyn. Ma ona podsystem pamięci pomocniczych umożliwiający przyjęcie rezerwacji dla 60 milionów pasażerów rocznie. W przypadku awarii pierwszej maszyny cyfrowej do pracy w systemie rezerwacji zostaje włączona druga. Gdy wszystko przebiega normalnie ta ostatnia pracuje lokalnie w reżymie obliczeń wsadowych na rzecz innych potrzeb przetwarzania. Niezależnie od obu IBM 360 model 195, pracuje w ośrodku off-line maszyna IBM/360 model 65. Wartość zainstalowanych maszyn wynosi 31 mln dolarów USA [15].

Podobny system oparty na maszynie UNIVAC 1100 eksploatuje towarzystwo Air Canada. Do centralnej maszyny cyfrowej dołączonych jest przeszło 1800 urządzeń końcowych. W okresach szczytu system ten przetwarza obecnie ok. 65 tysięcy transakcji rezerwowania na godzinę [16].

Poza systemami rezerwacji należącymi do poszczególnych towarzystw istnieje sieć rezerwacji miejsc lotniczych utrzymywana przez wszystkie zachodnie towarzystwa lotnicze. Sieć ta nosi nazwę SITA i zasięg jej obejmuje "cały świat" (?!) [15].

Dane z systemów rezerwacji miejsc oraz informacje z systemów śledzenia ruchu lotniczego w obszarze powietrznym są wykorzystane przez zarządy dużych lotnisk do automatyzacji swoich podstawowych funkcji takich jak:

- regulacja ruchu samolotów odlatujących i przylatujących,
- kierowanie strumieniami pasażerów,
- kierowanie strumieniami bagażu i towarów,
- sprawowanie naziemnej obsługi technicznej samolotów i całej związanej z tym problematyki przetwarzania danych,
- rozliczanie z towarzystwami lotniczymi korzystającymi z urządzeń lotniska.

Na ogół jeszcze w systemie takim na jednym lotnisku pracuje pojedyncza maszyna cyfrowa lub kilka maszyn nie powiązanych między sobą. Tendencja do stosowania WSL i w tej dziedzinie jest jednak wyraźna, widać to na przykładzie lotnisk we Frankfurcie nad Menem, w Londynie czy w porcie lotniczym im. J. Kennedy'ego [49].

System wdrożony do eksploatacji w ciągu 1973 r. na lotnisku frankfurckim wykorzystuje dwie maszyny cyfrowe UNIVAC 494 każda z pamięcią operacyjną o pojemności 192K słów 30-bitowych. Pamięć zewnętrzną o bezpośrednim dostępie stanowią bębny o sumarycznej pojemności 800 milionów znaków. Przyjęto zasadę dublowania zapisu każdej informacji przechowywanej w systemie. Wprowadzanie i wyprowadzanie informacji odbywa się za pośrednictwem dwóch komputerów UNIVAC 9300 II. Przewidywano, że w ciągu 1973 r. zostanie dołączonych do systemu około 1250 alfaskopów rozmieszczonych w 19 miastach NRF, w niektórych metropoliach Europy Zachodniej oraz w Nowym Yorku. Do 1975 r. liczba pracujących w systemie urządzeń końcowych ma wzrosnąć do 1600 alfaskopów i 330 dalekopisów. Urządzenia końcowe pracują z szybkością przesyłania 4800 bit/s.

Pracę nad systemem podjęto w celu utworzenia w pełni zintegrowanego systemu przetwarzania, który opierając się na jednolitej bazie danych zautomatyzowałby liczne dziedziny kierowania pracą lotniska. Jako główne z nich wymienia się:

- . łączność,
- . informację dla pasażerów,
- . odprawę pasażerów,
- . rezerwację miejsc,
- . sterowanie ruchem samolotów na lotnisku i nad lotniskiem,
- . planowanie dróg przelotów.

W zakresie rezerwacji miejsc przewidziano współpracę z podobnymi systemami towarzystw lotniczych w sensie przekazywania i przejmowania rezerwacji. Początek prac sięga 1968 r. W ciągu ostatnich czterech lat przy realizacji systemu pracowało średnio 100 osób [50].

W kwietniu 1972 r. Lufthansa zainicjowała lotnicze przewozy towarowe z Frankfurtu nad Menem do Nowego Yorku [51]. W ciągu pierwszego roku istnienia linii przewieziono obsługującym ją Boeingiem 747F prawie 30 tysięcy ton towarów i przesyłek pocztowych. W latach 1976/1977 wielkość przewozu rocznego ma osiągnąć ok. 72 tysięcy ton. Dla sprawnego odbioru i dalszego wysyłania przesyłek wybudowano w Nowym Yorku specjalne centrum przeładunkowe. Docelowa zdolność przeładunkowa centrum wynosi 270 tysięcy ton/rok. W pierwszym etapie realizacji centrum przygotowano je do przyjęcia masy towarowej planowanej na lata 1976/1977.

Podstawowe czynności wykonane w centrum przeładunkowym, to:

- . wyladunek kontenerów z samolotu,
- . międzyoperacyjne składowanie kontenerów w wysokościowym magazynie paletowym,
- . rozpakowywanie kontenerów i zmagazynowanie poszczególnych przesyłek,
- . wysyłanie transportem samochodowym przesyłek do bezpośrednich odbiorców.

Wyladunek samolotu, włącznie ze składowaniem kontenerów w magazynie paletowym, odbywa się całkowicie samoczynnie za pomocą odpowiednich mechanizmów o sterowaniu lokalnym pod nadzorem jednego pracownika. Nad-

rzędne sterowanie pracą tych urządzeń oraz ewidencję aktualnego stanu w zakresie rozmieszczenia kontenerów, zapelnienia poszczególnych stanowisk składowania, zaawansowania opróżnienia kontenerów, kompletowania ładunków w poszczególnych kierunkach transportu lądowego itp. sprawują dwa komputery do sterowania procesami technologicznymi. Identyfikacja kontenerów i przesyłek dla potrzeb tej ewidencji odbywa się na podstawie ich numerów. Treść listów przewozowych przesyłek znajduje się w pamięci maszyny cyfrowej towarzystwa w Nowym Jorku. Zespół komputerów centrum przeładunkowego ma dostęp do komputera filii, w każdej chwili operator w centrum może dowiedzieć się gdzie w magazynie znajduje się przesyłka dla konkretnego odbiorcy.

System rezerwacji miejsc w pociągach zastosowano np. we włoskich kolejach państwowych [15]. Za pośrednictwem tego systemu dokonuje się obecnie 70% wszystkich rezerwacji miejsc w przejazdach kolejowych we Włoszech, tj. około 6000 dziennie. Średni czas trwania jednej operacji rezerwowania miejsca wynosi 1,5 s. Z tego 0,3 s przypada na operacje przetwarzania w ośrodku obliczeniowym. Ośrodek ten jest wyposażony w dwie maszyny Siemens 4004/45 (każda z PAO 256 K znaków), dwa multipleksory komunikacyjne, dwie niezależne grupy pamięci dyskowej - każda złożona z czterech jednostek napędowych z wymiennymi pakietami 7,5 mln znaków, dwie niezależne grupy z dwóch jednostek napędowych pamięci taśmowej oraz odpowiednią liczbę wolnych urządzeń peryferyjnych. Każde z urządzeń peryferyjnych może być przełączone między obu jednostkami centralnymi. Urządzeń końcowych wielodostępu systemu pracuje obecnie 37. Są one rozmieszczone w pięciu miastach Włoch i połączone z maszyną cyfrową w ośrodku obliczeniowym łączami pracującymi z szybkością przesyłania 75 bit/s.

Stany rezerwacji dla ok. 25 pociągów są zapisane w pamięci dyskowej. Aby zapobiec utracie aktualności zbioru jest on zapisany podwójnie - oddzielnie w każdej z dwóch grup tej pamięci. W tymże celu stosuje się codzienne archiwowanie aktualnego stanu zbioru w pamięci taśmowej i bieżący (real-time) zapis każdej operacji rezerwowania dodatkowo również w pamięci taśmowej.

Okresowo odbywa się sortowanie danych wszystkich pociągów ze szczególnością do pojedynczego miejsca włącznie, według odcinków szlakowych na trasie biegu każdego pociągu, w ramach których możliwe jest dokonywanie rezerwacji. Na podstawie tego uporządkowania, maszyna cyfrowa w ośrod-

ku obliczeniowym sporządza i wydrukowuje na stacjach formowania pociągów zestawienia przeglądowe i listy zajętych miejsc.

Przykładem bardzo zaawansowanego systemu sterowania kolejowym transportem towarowym jest system francuskich kolei państwowych SNCF [25], [26]. Centralny oddział EPD kolei francuskich i centralny ośrodek obliczeniowy znajdują się w gmachu dyrekcji transportu towarowego SNCF w Paryżu. Przy końcu 1971 r. pracowały w tym ośrodku maszyny cyfrowe:

- jedna IBM/360 model 165 do rezerwacji miejsc,
- jedna Honeywell Bull 6000 do gospodarki materiałowej,
- dwie UNIVAC 1108 wykorzystane wyłącznie do sterowania strumieniami informacji wchodzącymi do i wychodzącymi z ośrodka,
- dwie UNIVAC 1108 - duplex przeznaczone już bezpośrednio do przetwarzania danych potrzebnego do sterowania i kontroli przewozów towarowych.

System pracuje od 1970 r. Zainstalowano wówczas dla jego potrzeb ok. 400 urządzeń końcowych produkcji zakładów Olivetti. We wrześniu 1971 r. zamówiono dalszych 1100 urządzeń końcowych typu TE 318 również z zakładów Olivetti.

Według danych użytkownika, po około rocznym okresie eksploatacji systemu osiągnięto skrócenie czasu obiegu wagonów towarowych o 25%.

Dotychczas osiągnięty stan jest początkiem ambitnego, zaplanowanego na wiele lat i niewątpliwie największego w swoim rodzaju w Europie, przedsięwzięcia SNCF zmierzającego do pełnej automatyzacji wszystkich procedur przetwarzania informacji we własnej zintegrowanej sieci komputerów [27].

Podobne systemy pracują także w Belgii i Holandii. Tam również zastosowano pary maszyn cyfrowych Siemens 304 i Siemens 404/6 do sterowania automatycznym zestawieniem pociągów [25].

Na kolejowej stacji rozrządowej w Zürich-Limmattal pracują m.in. dwie górki rozrządowe - sterowane przez dupleksowy zespół maszyn cyfrowych do sterowania procesami, zaopatrzone w 90 hamulców torowych z lokalnymi urządzeniami radarowymi [28].

W transporcie morskim system rezerwacji zastosowało fińskie towarzystwo żeglugowe SILJA [17]. W systemie pracują dwie maszyny UNIVAC 9400, każda z PAO 98 K znaków, wyposażone w sześć jednostek pamięci dyskowej i sześć jednostek pamięci taśmowej. Maszyny są zainstalowane w Turku. Za pośrednictwem trzech linii telekomunikacyjnych pracujących z szybkością 2400 bit/s dołączonych jest do nich 30 urządzeń końcowych rozmieszczonych w Sztokholmie, Helsinkach i Turku. System jest zaprojektowany do planowania rocznego przewozu:

- . 1,2 mln pasażerów,
- . 40 tys. samochodów ciężarowych,
- . 125 tys. samochodów osobowych.

"Ręczna" rezerwacja miejsc na promach samochodowych istnieje w Danii od 1964 r. Do końca 1973 r. przewidziano zastąpienie go systemem skomputeryzowanym, który począwszy od 1974 r. przejmie także rezerwowanie miejsc w pociągach kolei państwowych w Danii [18].

W perspektywie najbliższych lat przewidziane jest bezpośrednie połączenie systemu duńskiego z systemem rezerwacji miejsc w pociągach na terenie NRF; centrala systemu znajduje się we Frankfurcie nad Menem.

Od jesieni 1971 r. w NRF pracuje automatyczny system informacji o połączeniach kolejowych. W systemie pracuje jedna maszyna Siemens 4004/45 i jedna 4004 S. Dojście do systemu odbywa się z 30 urządzeń końcowych rozmieszczonych na ważniejszych dworcach NRF. System udziela informacji o połączeniach kolejowych do ok. 1300 miejscowości docelowych leżących przy szlakach kolejowych [19].

Przedsiębiorstwo Régie Autonome des Transports Parisiens (RATP) zajmuje się transportem pasażerskim między śródmieściem Paryża i miejscowościami podstołecznymi. Przewóz około 6 milionów pasażerów dziennie dokonuje 549 pociągów metra, 49 pociągów ekspresowych ruchu lokalnego oraz 3660 autobusów. Do końca bieżącego dziesięciolecia sieć lokalnego transportu osobowego Paryża ma być całkowicie skomputeryzowana. Zasadniczymi zamierzonymi efektami końcowymi zastosowania elektronicznej techniki obliczeniowej w przedsiębiorstwie są: uzyskanie możliwości śledzenia on-line ruchu każdego pojazdu i optymalizacji dysponowania parkiem pojazdów w zależności od liczby pasażerów [20], [21]. Już obecnie pracują

doświadczalne odcinki komunikacji autobusowej i ekspresowej, którymi steruje 56 minikomputerów. W 1974 r. ma wejść do eksploatacji wielomaszynowy system sterowania ruchem pociągów metra złożony z 15 maszyn cyfrowych CII 10020. Pod koniec 1971 r. w centralnym ośrodku obliczeniowym RATP zainstalowano dwuprocesorową maszynę cyfrową Honeywell Bull 6050 (do 4 milionów operacji/s) o pojemności PAO 256 K słów 32-bitowych. Pamięć zewnętrzna instalacji składa się z 16 jednostek pamięci taśmowej (1600 bpi) i 16 jednostek pamięci dyskowej o łącznej pojemności $2 \cdot 10^9$ znaków. W 1973 r. system liczący 6050 pracował na dwie zmiany, średnio po 350 godzin miesięcznie. Przez 80% tego czasu wykonywał typowe przetwarzanie danych dla bieżących potrzeb zarządzania przedsiębiorstwem. Reszta czasu pracy była wykorzystana na studia symulacyjne systemu docelowego oraz uruchamianie programów, które za parę lat będą pracować w tym systemie.

W 1971 r. rozpoczęto pracę nad systemem komunikacji miejskiej Tokio sterowanym przez zespół komputerów [22]. Transport osób w tym systemie ma odbywać się pojazdami jeżdżącymi po torach umieszczonych nad ulicami. Potencjalny pasażer, przez podanie automatowi przystankowemu miejsca docelowego oraz opłacenie kosztów przejazdu powoduje przywołanie wolnego pojazdu, który następnie dowozi pasażera bezpośrednio do podanego uprzednio punktu miasta. System ma pracować bez obsługi ludzkiej przez całą dobę. Początek eksploatacji planowany jest na 1985 r.

W jednym z miast Europy Zachodniej uruchomiono w 1973 r. doświadczalny odcinek podobnego automatycznego "systemu taksówkowego".

W Sztokholmie trwa budowa dojazdowej sieci kolejowej, w której ruch będzie sterowany przez zespół trzech komputerów. Łączna długość torów sieci wyniesie 500 km, a liczba przystanków 100. Wszystkie powtarzające się czynności związane z ruchem kursujących w sieci pociągów oraz bezpieczeństwem ruchu są sterowane przez komputery po odpowiednim przetworzeniu danych wejściowych. Dane te pochodzą z czujników umieszczonych bezpośrednio przy torach. Bieżąca sytuacja ruchowa jest ciągle podawana dyktarzem ruchu w Sztokholmie. Dwie z zastosowanych maszyn cyfrowych będą bezpośrednio sterować biegiem pociągów. Natomiast głównym zadaniem trzeciej jest ciągle śledzenie położenia pociągów w sieci i podawanie informacji pozostałym maszynom [22].

W śródmieściu Londynu znajduje się około 1700 skrzyżowań ulicznych zaopatrzonych w sygnalizację świetlną. Już przy końcu lat sześćdziesiątych sterowanie sygnalizacją na wszystkich skrzyżowaniach, przez umieszczone pod jezdniami zespoły czujników, było skojarzone z aktualnym natężeniem ruchu samochodowego na odcinkach dojazdowych do skrzyżowań. Brak jednak było koordynacji pracy urządzeń sygnalizacyjnych na sąsiadujących lub w ciągach sąsiadujących skrzyżowań. W marcu 1972 r. rozpoczął pracę system komputerowy, którego zadaniem miała być centralna koordynacja sygnalizacji świetlnej na 300 skrzyżowaniach w centrum miasta [23].

System składa się:

- z wyposażenia sygnalizacyjnego 300 skrzyżowań wraz z podzespołem autonomicznego sterowania lokalnego,
- z około 800 czujników jezdniowych,
- z zespołu dwóch komputerów do sterowania procesami technologicznymi Siemens 306,
- z podsystemu przekazywania z komputera dyspozycyjnego instrukcji do skrzyżowań oraz informacji o ruchu, tudzież o stanie pracy urządzeń zainstalowanych na ulicach, z powrotem do komputera
- z kilku graficznych monitorów ekranowych (grafoskopów), za pomocą których obsługa eksploatacyjna systemu (policja nadzorująca ruch uliczny, inżynierowie komunikacyjni zarządu miasta, obsługa techniczna komputerów i programiści uruchamiający dalsze oprogramowanie systemu) przekazuje swoje instrukcje komputerom i otrzymuje od nich meldunki o sytuacji ruchowej i in.

Pierwszy z komputerów (K1) ma PAO 48K słów 24-bitowych oraz pamięć dyskową o pojemności 1,8 milionów słów. Drugi komputer (K2) zespołu posiada PAO o pojemności 32K słów. Przełączalne między obu procesorami są: druga pamięć dyskowa o pojemności jw., drukarka wierszowa, czytnik kart, jednostka wejścia-wyjścia z-na taśmę papierową, jednostka sterująca grupą monitorów. Również podsystem czujnikowo-transmisyjny jest przełączalny między komputerami.

W normalnych warunkach procesem-ruchem kieruje K1. Drugi z komputerów pracuje wtedy jako rezerwowy, obciążony głównie testowaniem, lecz w

każdej chwili jest gotowy do przejęcia pracy od K1. Stosunkowo wysokie wymagania dyspozycyjności systemu spowodowały, że każdy jego składnik został zaprojektowany tak, aby uszkodzenie w systemie nie spowodowało zakłóceń w ruchu ulicznym, np. na wypadek uszkodzenia w podsystemie transmisji informacji sterującej przewidziano samoczynne odłączenie się urządzeń na skrzyżowaniach od linii telekomunikacyjnej i samodzielne, oczywiście już nie koordynowane, kierowanie ruchem na poszczególnych skrzyżowaniach według ostatniej, odebranej w całości instrukcji z komputera. Równie starannie przemyślano problemy związane z ponownym przejęciem przez komputer kontroli nad ruchem po przerwie spowodowanej awarią.

Interprovincial Pipe Line Co., Kanada, eksploatuje największy w państwach zachodnich rurociągowy system transportu ropy naftowej. Trójprzewodowy rurociąg ma swój początek na polach naftowych Edmonton (Alberta), a kończy się w pobliżu Toronto (długość rurociągu ok. 3 tys. km). Rurociąg jest wyposażony w przeszło 100 różnej pojemności zbiorników ropy i 71 stacji pomp z zainstalowanymi w nich 230 jednostkami pompującymi o napędzie elektrycznym lub spalinowym. Stacje pracują bez obsługi ludzkiej. Praca tego kompleksu urządzeń technicznych jest nadzorowana przez 46 komputerów - 2 z nich tworzą centralny zespół kontrolny, a pozostałe, zwane zdalnymi, są rozmieszczone po jednym w niektórych stacjach pomp obsługując jedną lub kilka z nich. Komunikacja między maszynami cyfrowymi odbywa się za pośrednictwem linii telekomunikacyjnych używanych do rozmów telefonicznych [24].

Zdalny komputer:

- systematycznie próbkuje punkty pomiarowe w swoim rejonie i przekazuje do zespołu centralnego informacje o stwierdzonych odchyleniach od normy, a w pewnych okolicznościach samodzielnie ingeruje w proces transportu ropy na nadzorowanym odcinku,
- steruje rozruchem i zatrzymywaniem jednostek pompujących w nadzorowanym rejonie,
- wykonuje instrukcje przekazane z centralnego zespołu kontrolnego.

Do wykonywania zadań komputerów zdalnych zastosowano PDP-8/S.

Centralny zespół kontrolny składa się z jednej maszyny cyfrowej DEC SYSTEM 1050 (PAO 96K 36-bitowych słów, wymienna pamięć dyskowa, pamięć taśmowa, multipleksor komunikacyjny, 11 alfaskopów oraz zestaw tradycyjnych urządzeń wejścia-wyjścia) działającej jako podstawowy komputer zespołu i jednej PDP-8/I o PAO 12K 12-bitowych słów i pamięci dyskowej o pojemności 32 tysiące słów. Komputer PDP-8 pracuje bezpośrednio na system rurociągowy tylko w przypadku wyłączenia z normalnej pracy komputera podstawowego, wykonując wtedy oczywiście zmniejszony zakres zadań.

Podstawowymi funkcjami zespołu centralnego są:

- wymiana informacji z komputerami zdalnymi, kontrola ich pracy,
- wykonywanie poleceń przekazanych z pulpity operatorów systemu rurociągów (cztery stanowiska o wyłączających się zakresach obowiązków) oraz podawanie na nie różnych operatywnych informacji,
- przetwarzanie danych dla potrzeb towarzystwa.

Poza tym na obu maszynach zespołu odbywa się testowanie nowo opracowywanego oprogramowania.

W systemie - nie licząc jednostek pompujących - nieprzerwanie dokonywane są pomiary wielkości nieelektrycznych w ok. 400 punktach, odbywa się zadawanie potrzebnych wartości ciśnienia dla 85 regulatorów tej wielkości, obsługiwanych jest około 2300 różnych indykatorów stanu pracy i sygnałów alarmowych. Każdy zdalny komputer dwukrotnie w ciągu minuty przesyła do zespołu centralnego meldunek o stanie pracy nadzorowanych przez niego urządzeń. Bieżące dane o stanie pracy systemu rurociągowego są przechowywane w pamięci dyskowej. W pamięci taśmowej natomiast chronologicznie rejestrowane są wszystkie istotne zdarzenia mające miejsce w systemie.

Opracowanie komputerowego systemu nadzoru transportu ropy naftowej IPL rozpoczęto w 1966 r. W niniejszej pracy przedstawiono stan rozwoju systemu z marca 1972 r.

V. Zastosowanie komputerów w sterowaniu procesami wytwarzania

Znanych jest wiele zastosowań pojedynczych maszyn cyfrowych do sterowania procesami technologicznymi. Wydaje się, że obecnie automatyzacja w przemyśle wytwórczych znajduje się u progu wykorzystania do tych celów wielomaszynowych systemów liczących. Wiąże się to także z narastaniem potrzeby - jeśli nie wręcz konieczności - integracji poszczególnych istniejących w przedsiębiorstwach przemysłowych podstawowych podsystemów automatycznego przetwarzania informacji:

- projektowo-konstrukcyjnego,
- technicznego przygotowania i planowania produkcji,
- sterowania lub/i kontroli pracy urządzeń wytwórczych,
- zarządzania.

Najwcześniejszy z opisanych w literaturze tego typu systemów - półautomatyczny - pracuje od połowy 1965 r. w zakładach IBM w Sindelfingen [32]. Przedmiotem produkcji są pakiety układów logicznych i kasety dla jednostek centralnych i urządzeń peryferyjnych.

Celem systemu jest umożliwienie zakładom:

- znacznego - w stosunku do metod tradycyjnych - skrócenia czasu opracowań projektowo-konstrukcyjnych w zakresie urządzeń cyfrowych,
- opracowania systemów urządzeń cyfrowych przystosowanych do indywidualnych potrzeb kontrahentów ("massgeschneiderte Produkte"),
- szybkiego przystosowania produkcji do zmian w realizowanych zamówieniach.

Wszystkie urządzenia produkcyjne zakładów są albo:

- sterowane numerycznie danymi otrzymanymi bezpośrednio z maszyny cyfrowej sterującej przebiegiem produkcji (automaty wiertarskie, do cięcia płyt, okablowywania kasety, do sprawdzenia poprawności zrealizowanych połączeń elektrycznych), albo też
- procesy odbywające się w nich (impregnacja, laminowanie, miedziowanie, fotolitografia) są regulowane on-line przez sterującą maszynę cyfrową.

Cały system składa się z następujących części:

- z bardzo efektywnego systemu wspomagającego funkcjonalne projektowanie układów logicznych urządzeń oraz jego konstrukcyjną, elektryczną i mechaniczną realizację; system ten jest wykonany jako iteracyjny proces optymalizacyjny współpracy człowiek-maszyna cyfrowa,
- z systemu zautomatyzowanego przygotowania produkcji pracującego w fazach
 - dokumentowania i archiwowania wszystkich pakietów i kaset przekazanych przez zespoły projektowe do realizacji produkcyjnej oraz zmian wniesionych do ich pierwotnych wersji (w tym zakresie odstąpiono całkowicie od techniki mikrofilmowej i nastawiono się na korzystanie z pamięci dyskowej i taśmowej),
 - planowania produkcji,
 - przygotowania danych dla bezpośredniego sterowania urządzeniami ciągu wytwarzania;podstawę pracy systemu, poza danymi konstrukcyjnymi, stanowią informacje o parametrach technicznych i bieżącym stanie automatów linii produkcyjnej, a także dane o zleceniach; wynikiem pracy systemu są indywidualne programy pracy poszczególnych urządzeń produkcyjnych linii, zapisane w pamięci dyskowej,
- z systemu bezpośredniego sterowania procesami wytwarzania; programy pracy urządzeń są pobierane z pamięci dyskowej przez sterującą maszynę cyfrową i stosownymi porcjami przekazane do układów sterujących poszczególnych urządzeń sterowanych numerycznie lub też zużytkowane bezpośrednio przez maszynę sterującą dla kierowania przebiegiem technologicznych procesów chemicznych.

Wszystkie wymienione systemy są powiązane z systemem przetwarzania informacji : urządzeńowych i administracyjnych zakładów.

W każdym systemie pracuje osobna maszyna cyfrowa:

- w systemie projektowania - IBM 7090
- w systemie przygotowania produkcji - IBM 7010

- w systemie sterowania produkcją - IBM 1710
- w systemie zarządzania - maszyna, której typu nie udało się ustalić.

Automatyczna komunikacja między maszynami odbywa się za pośrednictwem pamięci masowych (tutaj - dyskowej). Środkami komunikacji człowiek-maszyna są monitory ekranowe.

Przedstawiony system w chwili rozpoczęcia jego eksploatacji, był niewątpliwie najbardziej zaawansowanym i zintegrowanym systemem zautomatyzowanego przetwarzania informacji pracującym dla potrzeb zakładu przemysłowego. W związku z oddaniem do użytku na początku 1972 r. obiektów nowej siedziby IBM w NRF, należy spodziewać się, że zainstalowano w nich, do celów podobnych do opisanych, zespół systemów automatyzacji prac zakładu wyprzedzający obecny średni poziom zakładów przemysłowych w tej dziedzinie, w stopniu mniej więcej takim samym, jak to miało miejsce z systemem z Sindelfingen. Na razie jednak na ten temat brak informacji w literaturze.

W koncernie ITALSIDER SA, największym włoskim producencie stali, trwają prace nad uruchomieniem drugiego etapu realizacji wielomaszynowego systemu sterowania produkcją [30]. Od końca br. pracować w nim będzie sześć maszyn cyfrowych:

- 1) dwie UNIVAC 490 real-time (rozpoczęły prace w pierwszym etapie uruchomienia systemu),
- 2) dwie UNIVAC 418-II real-time (każda z PAO 32 K 16-bitowych słów, 6 jednostkami pamięci taśmowej, 4 jednostkami masowej pamięci dyskowej),
- 3) jedna UNIVAC 1106 (zestaw dwuprocessorowy, 256 K 36-bitowych słów, z pamięcią pomocniczą jak UNIVAC 418),
- 4) jedna UNIVAC 9300.

Maszyny wymienione w pkt 1, 3 i 4 znajdują się w centrum obliczeniowym koncernu, natomiast maszyny z pkt 2 w walcowni zimnej blach. Odległość między tymi ośrodkami wynosi ok. 100 km. Pracujące w nich maszyny cyfrowe są połączone między sobą liniami telekomunikacyjnymi.

Zadania systemu:

- sterowanie i kontrola przebiegu produkcji,
- przetwarzanie danych związanych z zamówieniami i wysyłką wyrobów hutniczych,
- gospodarka magazynowa,
- rozliczenie kosztów płac¹,
- informacyjne i informatyczne wspomaganie kierownictwa koncernu w podejmowaniu decyzji operatywnych i w planowaniu długookresowym.

W Scunthorps brytyjska Agencja Stali buduje nową walcownię o docelowej produkcji 3 mln ton wyrobów walcowanych rocznie. Bezpośrednio do sterowania linią walcowniczą zostanie wykorzystanych 3 maszyny cyfrowych GEC - ELLIOT AUTOMATION [31]. Koszt całej inwestycji wyniesie 230 mln funtów szterlingów, w tym koszt elektronicznego wyposażenia napędu i sterowania głównego ciągu walcowniczego - 7,5 mln funtów szterlingów.

Przeznaczenie maszyn:

- jedna steruje cięciem blachy za ostatnią parą walców (szybkość wstęgi blachy w tym miejscu - ok. 100 km/godz., wymagane cięcie z dokładnością 1 cm/8 m) z zadaniem minimalizacji odpadów,
- trzy maszyny sterują nastawami walców tak, aby w każdym stadium procesu walcowania uzyskać wymagany przekrój wstęgi (30 kontrolowanych nastaw przy 10 parach walców),
- ostatnia maszyna nadzoruje przebieg całego procesu; na podstawie analizy zamówień udziela pozostałym maszynom instrukcji dla poszczególnych etapów walcowania; śledzi postępy walcowania poszczególnych bloków stali tak, że w każdej chwili wiadomo, w którym miejscu ciągu walcowniczego "znajduje się" określone zamówienie.

Mobil Oil AG zastosowała w rafinerii ropy naftowej położonej nad Renem w pobliżu Karlsruhe dupleksowy zespół maszyn cyfrowych serii Siemens 300 do sterowania procesami. Każda z maszyn ma PAO o pojemności 16 K słów oraz pamięć bębnową - jedna z nich modelu 304, o pojemności 64 K słów, a druga, model 305, o pojemności 265 K słów [34].

¹ Na rzecz wyżej wymienionych zadań pracują w zasadzie tylko maszyny z p. 1; natomiast do pozostałych zadań przeznaczono maszyny z pkt. 2, 3, 4.

Zasadniczym przeznaczeniem zespołu jest sterowanie pracą instalacji rafineryjnej jako całości. Zdaniem autora notatki [34] jest to pierwszy w Europie Zachodniej przypadek tak kompleksowego rozwiązania problemu sterowania rafinerią. Zadaniem maszyny 304 jest odczytywanie wartości z 800 punktów pomiarowych i bezpośrednia regulacja cyfrowa (technika DDC) około 200 obwodów regulacyjnych. Druga maszyna pracuje jako urządzenie sterująco-optimalizujące. Trzy pulpity operatorów instalacji są dołączone do komputera 304. W przypadku awarii cyfrowego układu sterowania, aby zapewnić ciągłość pracy rafinerii przewidziano samoczynne "miękkie" przełączenie sterowania na stosowany zwykle analogowy system regulacyjny. System ten w czasie normalnej pracy układu cyfrowego przebywa w stanie gotowości do przejścia sterowania rafinerią.

W pracy H. Amrehna [35] dość wyczerpująco naświetlono zagadnienia wiążące się z zastosowaniem sterowania komputerowego w przemyśle chemicznym.

VI. Różne zastosowania WSL

Poszczególne konkurencje sportowe igrzysk olimpijskich w 1972 r. rozegrano w 31 miejscowościach między Kilonią a Monachium. Przy igrzyskach akredytowanych było ok. 4000 sprawozdawców. W celu dostarczenia im możliwie szybko aktualnych wiadomości o uzyskanych wynikach sportowych, a także innych informacji potrzebnych do pełnego informowania agencji przez nich reprezentowanych, zorganizowano w Monachium centrum informacyjne, w którym pracował WSL złożony z trzech bezpośrednio współpracujących maszyn SIEMENS 4004/45. Każda z maszyn miała PAO o pojemności 256 K znaków, a na urządzenia peryferyjne tego WSL złożyły się:

- cztery pamięci bębnowe,
- sześć podwójnych jednostek pamięci taśmowych,
- piętnaście jednostek pamięci dyskowej,
- trzy czytniki kart i trzy drukarki wierszowe,
- sześć multiplesorów komunikacyjnych,
- 300 dalekopisowych urządzeń końcowych, w tym 48 urządzeń dla zdecentralizowanego ujmowania danych bezpośrednio na miejscach rozgrywania konkurencji; podsystem komunikacyjny pracował z szybkościami 100 bit/s i 1200 bit/s.

Dodatkowo do wymienionych wyżej trzech jednostek centralnych przeznaczono jedną jednostkę centralną rezerwową. Jednostka ta była zainstalowana w jednym z zakładów koncernu Siemens na terenie Monachium.

Szczegółowe zadania systemu informacyjnego (o nazwie GOLYM, który był przystosowaną do potrzeb olimpiady modyfikacją systemu GOLEM) sformułowano następująco:

- wprowadzenie nowych wyników, kontrola ich poprawności,
- dialogowe udzielanie informacji na tematy związane z bieżącą olimpiadą i wszystkimi poprzednimi oraz uczestniczącymi w nich sportowcami,
- automatyczne rozpowszechnianie bieżącej informacji dla agencji prasowych.

Prace analityczno-projektowe rozpoczęto na początku 1970 r. Po ok. półrocznej pracy była gotowa dokumentacja projektowa systemu (o objętości 3000 stron). Nad realizacją projektu pracował następnie przez ok. 1,5 roku zespół ponad 100 informatyków koncernu [29].

Przedsiębiorstwo sprzedaży wysyłkowej O. Versand w Hamburgu od 1963 r. eksploatuje dla swoich potrzeb maszyny cyfrowe [36]. Pierwszą zainstalowaną była jedna UNIVAC III. Dwie dalsze zainstalowano w latach 1966 i 1969. Główne zadania tych trzech maszyn to:

- sterowanie strumieniami towarów od chwili odbioru do ekspedycji,
- prowadzenie gospodarki magazynowej,
- akceptacja (w sensie kredytowania) zamówień i skierowania ich do realizacji,
- prowadzenie rozliczeń z klientami,
- wyliczenie ciężarów i objętości przesyłek oraz opłat pocztowych,
- sporządzenie i wydruk wykazów wysyłkowych, adresów do zamocowania na przesyłkach oraz rachunków.

W marcu 1971 r. przejęto do pracy UNIVAC 1108 MP. Na system składają się:

- dwie jednostki centralne i jedna jednostka diagnostyczno-rekonfiguracyjna (tzw. ACU) pracująca na wspólną, o modularnej organizacji pa-

mięć operacyjną o pojemności 192 K słów 36-bitowych i czasie cyklu 750 s,

- 3 jednostki pamięci bębnowej o łącznej pojemności 6 mln słów,
- 8 jednostek pamięci dyskowej o łącznej pojemności 196 mln słów,
- 12 jednostek pamięci taśmowej,
- odpowiednia liczba wolnych urządzeń peryferyjnych,
- sieć komunikacji komputerowej składająca się z 270 monitorów ekranowych pracujących z szybkością 9600 bit/s (bez modemów) po 14 duplexowych łączach telekomunikacyjnych.

Jednostka ACU jest obsługiwana przez oddzielne stanowisko operatorskie. W czasie normalnej pracy jednostek centralnych umożliwia ona dokonywanie rekonfiguracji systemu bieżącej dostosowującej go optymalnie do warunków zapotrzebowania na usługi przetwarzania ze strony użytkowników i dostępności urządzeń składowych systemu. Nastawy i zmiany dokonywane w systemie liczącym przez ACU są automatycznie rozpoznawane przez system operacyjny i uwzględnione przy realizacji pracujących w tym czasie programów przetwarzania.

Nowy system liczący jest wykorzystany do:

- ujmowania danych operatywnych dotyczących
 - nowych zamówień,
 - uiszczania należności,
 - zwrotów,
 - wpłynięcia nowych partii towarów,
- automatycznego udostępniania informacji w zakresie
 - stanów kont klientów i danych o klientach,
 - stanów magazynowych w różnych przekrojach i poziomach szczegółowości,
 - innych danych istotnych dla kierowania przedsiębiorstwem,
- wprowadzenia zmian do zbiorów podstawowych systemów przetwarzania, tj.
 - zbiorów dotyczących klientów (zbiór danych o klientach, zablokowanie kont i zwolnienie ich do obiegu, wydruk standardowych pism skierowanych do klientów itp.),

- zbiorów dotyczących towarów.

Liczba dziennie załatwianych transakcji handlowych wynosi średnio 500 tysięcy, przy długości pozycji jednej transakcji równej 128 znaków.

Zastosowanie systemu liczącego UNIVAC 1108 pozwoliło urzeczywistnić następujące cele funkcjonalne organizacji pracy w przedsiębiorstwie:

- w zakresie ujmowania danych

- całkowitą likwidację stosunkowo kosztownego wstępnego sprawdzania poprawności dokumentów źródłowych i sporządzania maszynowych nośników informacji,
- całkowitą eliminację błędów występujących w tradycyjnych systemach wprowadzania danych,
- wykrywanie błędów i niepełnych danych w dokumentach źródłowych; w pierwszym przypadku zostaje zainicjowana przez odpowiedni podprogram, a dokonana w dialogu z operatorem stanowiska ujmowania danych korekcja błędu, zaś w drugim - uzupełnienie brakujących danych,
- uproszczenie systemu zapewnienia poprawności wprowadzenia danych,

- w zakresie udostępnienia informacji

- całkowitą eliminację kartotek tradycyjnych,
- całkowitą eliminację systemu dokumentowania kartotek i pism,
- wszystkie potrzebne informacje z aktualnymi danymi znajdują się w czasie rzeczywistym do dyspozycji wszystkich komórek organizacyjnych przedsiębiorstwa.

Zauważalnym dla klientów wynikiem zastosowania systemu było znaczne skrócenie czasu między momentem wpłynięcia zamówienia i momentu wysyłki odpowiadających mu towarów. Dwa inne przykłady tego typu zastosowań podano w pracach [37] i [38].

Wykorzystanie WSL z wielodostępem we wszelkiego rodzaju towarzystwach ubezpieczeniowych jest szczególnie uzasadnione dwoma względami:

- . operatywna działalność pracowników odbywa się w sposób zdecentralizowany na dużych obszarach geograficznych (co najmniej na terenie jednego państwa),
- . niezbędne jest bezwzględne zabezpieczenie zbiorów danych przed utratą (nie wyłączając pewnych przypadków force majeure), przypadkową czy celową dezaktualizacją, dostępem osób niepowołanych.

Towarzystwo ubezpieczeniowe Forsakring AB Trafik Bore (Szwecja) zajmujące się głównie ubezpieczaniem pojazdów samochodowych, eksploatuje dwie maszyny cyfrowe SIEMENS 4004/45 i 4004/150 [39]. Do systemu jest dołączonych kilkadziesiąt monitorów ekranowych przeznaczonych do wprowadzenia zmian w zbiorach podstawowych. Warto podkreślić, że zakres działania towarzystwa jest raczej skromny, bo obejmuje obecnie zaledwie 400 tysięcy umów.

Na znacznie większą skalę działalności jest zakrojony system NASDAQ przeznaczony do świadczenia usług informatycznych agentom ubezpieczeniowym i maklerom giełdowym [40]. Pracują w nim dwie maszyny UNIVAC 1108, objęte łączną nazwą Central Processor Complex, zainstalowane w stanie Connecticut. Współpracująca z CPC sieć łączy telekomunikacyjnych ma długość około 30 tysięcy mil. Za jej pośrednictwem dostęp do CPC ma 1200 monitorów ekranowych rozmieszczonych w 800 punktach na terenie USA. Stosowana szybkość modulacji wynosi 7200 bit/s. Wyjątek od tej zasady stanowi obszar New York City generujący ok. 40% ruchu danych w sieci; tutaj stosowana jest szybkość 50 tysięcy bit/s.

W charakterze koncentratorów łączy są wykorzystane maszyny HONEYWELL 516. Wymagania dotyczące niezawodności CPC określono następująco: suma przerw w sprawności eksploatacyjnej CPC nie może przekroczyć 10 minut na tydzień lub trzech godzin na rok (w warunkach ciągłej pracy systemu). Podobnie zabezpieczenie zbiorów musi spełniać wysokie wymagania.

Prace nad realizacją całego systemu, tj. opracowanie projektów przetwarzania i programów, zakup, instalacja i rozruch wszystkich środków technicznych CPC, uzyskanie potrzebnych połączeń telekomunikacyjnych rozpoczęto w 1969 r. Pełne wdrożenie systemu zakończono w grudniu 1970 r. Nie podano wielkości nakładów pracy włożonej w zrealizowanie systemu.

Liczba dostępów do systemu od października 1971 r. przekracza jeden milion dziennie.

Podobny system opisano w pracy W.P. Rogersa [41].

Ministerstwo Finansów Holandii zamówiło dupleksowy zestaw maszyn cyfrowych Honeywell Bull 6080 z PAO o pojemności 2 mln znaków. W skład konfiguracji wchodzi m.in.: 18 jednostek pamięci taśmowej, 32 jednostki pamięci dyskowej (o łącznej, jednocześnie dostępnej pojemności $4 \cdot 10^9$ znaków), dwa procesory komunikacyjne DATANET 355, pięć drukarek wierszowych i kilka czytników kart. Instalowanie systemu rozpocznie się w połowie 1974 r. Koszt zakupu instalacji wynosi 29 milionów DM [42].

Société Générale, trzeci co do wielkości bank Francji, zamówił w 1973 r. dwa dupleksowe zespoły maszyn cyfrowych Honeywell Bull 6060 i Honeywell Bull 6080 [43].

Problematykę zastosowania APD w bankowości szczegółowo przedstawia praca W. Otta [44].

We wrześniu 1971 r. w Datenzentrale Schleswig-Holstein (odpowiednik urzędu statystycznego) przyjęto do eksploatacji maszynę Siemens 4004/45. Maszyna jest wyposażona w osiem jednostek pamięci dyskowej i sześć jednostek pamięci taśmowej. Jest ona piątą maszyną cyfrową zainstalowaną w tym urzędzie [45]. Wszystkie pozostałe są produkcji IBM. Zamierzeniem urzędu jest praktyczne wypróbowanie wielomaszynowego systemu liczącego złożonego z urządzeń różnych typów i producentów.

Przyrost ludności w Turynie (Włochy) w ciągu ostatnich dwudziestu lat przekracza rocznie 5%, głównie w wyniku imigracji ludności wiejskiej. Tendencja ta utrzymuje się nadal. W 1970 r. liczba mieszkańców miasta wynosiła 1,2 miliona osób. W tej sytuacji urząd meldunkowy był zmuszony całkowicie zmienić stosowane do niedawna tradycyjne metody pracy [46]. Postanowiono zastosować maszyny cyfrowe. Z ich pomocą zamierzano osiągnąć:

- 1) jakościową poprawę pracy na styku urząd - obywatel,
- 2) decentralizację zarządzania,
- 3) reorganizację i uproszczenie tradycyjnych powiązań przebiegu pracy wewnątrz urzędu,

- 4) integrację świadczonych usług,
- 5) szybszą korekcję danych archiwalnych,
- 6) automatyzację prac często powtarzających się (np. wystawianie zaświadczeń),
- 7) podwyższenie poziomu kwalifikacji personelu i zmniejszenie zatrudnienia w urzędzie,
- 8) faktyczną kontrolę ruchu ludności,
- 9) automatyzację sporządzania zestawień statystycznych.

Prace nad systemem rozpoczęto we wrześniu 1969 r. W czerwcu 1971 r. oficjalnie rozpoczął pracę ośrodek obliczeniowy urzędu. Zainstalowano w nim WSL złożony z dwóch maszyn Siemens 4004/35, każda z PAO o pojemności 64 K znaków. Z ważniejszych urządzeń peryferyjnych należy wymienić:

- 1) dwie jednostki pamięci kartowej o pojemności 2x537 mln znaków,
- 2) dwie jednostki pamięci dyskowej o pojemności 2x14,5 mln znaków,
- 3) cztery jednostki pamięci taśmowej,
- 4) dwa multipleksory komunikacyjne,
- 5) urządzenia wielodostępu - 48 urządzeń typu automat piszący, 4 monitory ekranowe.

Dane każdego mieszkańca są zapisane w pozycji długości 341 znaków.

Nie podano w jakim stopniu udało się osiągnąć w pracującym systemie pierwotnie wyznaczone cele.

W zautomatyzowanej w pełni sieci teleksowej NRF obsługującej 80.000 abonentów krajowych, informacja o numerach stacji abonenckich udzielana jest dotychczas ręcznie. Zapadła jednak już decyzja o zautomatyzowaniu również tej usługi. W projektowanym systemie informującym pracować będą dwie maszyny cyfrowe TR 86, każda wyposażona w PAO 64 K słów 24-bitową dyskową pamięć masową do przechowywania danych o abonentach, pamięć dyskową dla systemu operacyjnego i programów użytkowych oraz inne klasyczne urządzenia peryferyjne. Jeden z komputerów stale udziela informacji o numerach, drugi zaś normalnie jest wykorzystany do prac off-line a przechodzi do informowania w przypadku uszkodzenia pierwszego. Abonenci mają dostęp do systemu przez 25 kanałów wejściowych [47].

System jest także wykorzystany do automatycznego sporządzenia spisu numerów abonentów teleksowych z terenu NRF, wydawanego raz w roku. Do

tego celu opracowano specjalny program redagująco-wydawniczy i nową metodę składu fotograficznego.

Dla praktycznej użyteczności systemu telefonicznego duże znaczenie na sprawność służby usuwania uszkodzeń występujących w centralach automatycznych, sieci linii telekomunikacyjnych i w telefonicznych urządzeniach końcowych. Do wykonywania zadań tej służby niezbędne jest prowadzenie kartoteki wszystkich urządzeń pracujących w systemie. W przypadku, gdy liczba abonentów systemu przekracza pewną granicę (zależną od struktury sieci telekomunikacyjnej, warunków geograficznych obszaru działalności systemu, wymagań i przyzwyczajzeń abonentów itp.) - prowadzenie tej kartoteki metodami tradycyjnymi jest niemożliwe. Stwierdzono, że w warunkach szwajcarskiej sieci telefonicznej, próg ten występuje przy 250 tysiącach abonentów obsługiwanych przez jedną placówkę usuwania uszkodzeń. W Zurychu liczba abonentów zbliża się do tej granicy. Zaczęto więc szukać ekonomicznych sposobów wyjścia z trudnej sytuacji i ostatecznie postanowiono wykorzystać możliwości maszyn cyfrowych. Szwajcarski urząd telekomunikacyjny od pewnego czasu eksploatuje system automatycznego przekazywania telegramów ATECO wykorzystujący tripleksowy system WSL. Część jego mocy przetwarzania była niewykorzystana. Wprężnięto go więc do pracy na rzecz służby usuwania uszkodzeń. Ok. 50% dyskowej pamięci masowej WSL ATECO udało się przeznaczyć na potrzeby banku danych tej służby, co z kolei okazało się wystarczające nawet dla planowanej rozbudowy sieci telefonicznej miasta do 600 tysięcy abonentów [48].

Dotychczas podjęte próby zastosowania komputerów do usprawnienia działalności szpitali nigdy nie obejmowały całokształtu zadań tych placówek. Specjaliści dochodzą obecnie do wniosku, że kompleksowe wsparcie komputerowe pracy szpitali, tj. obejmujące zarówno dziedzinę administracyjną jak i dziedziny medyczno-leczniczą i medyczno-badawczą, może być zrealizowane jedynie pod warunkiem stosowania wielomaszynowych hierarchicznych systemów komputerowych [52].

Związek Lekarzy Publicznej Służby Zdrowia Bawarii zainstalował dupleksowy zespół maszyn cyfrowych Siemens 4004/150 i Siemens 4004/127. Do zespołu dołączonych jest 130 alfaskopów do bezpośredniego ujmowania danych. System jest przeznaczony do gromadzenia, sprawdzania, przetwarzania i rozliczania zgłoszonych przez lekarzy żądań w zakresie honorariów za wy-

konane w ramach ubezpieczeń społecznych świadczenia lecznicze. Koszt zespołu maszyn wynosi około 9 milionów DM [53].

W połowie 1971 r. w ośrodku obliczeniowym im. Leibniza Bawarskiej Akademii Nauk pracował komputer AEG-Telefunken TR 440. Rok później zainstalowano w nim drugi procesor oraz ferrytową pamięć masową. Już latem 1971 r. do maszyny było dołączonych 46 końcówek zdalnego dostępu. Inicjowano z nich około 10% wszystkich zadań (średnio około 3800 na tydzień) wykonanych przez komputer. Przez prawie 10% nominalnego czasu pracy maszyna była niedostępna z powodu konserwacji profilaktycznej lub uszkodzenia.

Obecnie z pracy tego WSL korzystają pracownicy 400 różnych instytutów naukowych [54].

Rejonowy ośrodek obliczeniowy w Hanowerze obsługuje systemem abonentkim wyższe uczelnie, instytuty naukowo-badawcze i placówki badawcze niektórych przedsiębiorstw Dolnej Saksonii. W ośrodku w 1973 r. zainstalowano dupleksowy system liczący złożony z komputerów CYBER 76 i CYBER 73 o łącznej mocy obliczeniowej 16 milionów operacji/s. Pojemność pamięci operacyjnej wynosi 81 K słów 60-bitowych, a pamięci pomocniczej szybkiego dostępu - 375 K słów. Zainstalowana jest ponadto pamięć masowa o pojemności $1,2 \cdot 10^9$ znaków. W pierwszej fazie realizacji systemu pracować będzie 7 stacji wprowadzania danych (czytnik kart, drukarka wierszowa, alfaskop) o dużej zdolności transmisyjnej i 15 autonomicznych alfaskopów. Przewidziana jest możliwość dołączenia do 32 końcówek dalekopisowych [55].

Poza ośrodkiem hanowerskim pracują obecnie w Europie trzy systemy CYBER tej klasy - w CERN Genewa oraz na uniwersytetach w Manchesterze i Londynie [56].

Podobny do opisanego rejonowy ośrodek obliczeniowy z WSL działającym z maszyną TR 440 powstaje na uniwersytecie Kaiserslautern [57].

Na końcu 1973 r. zaplanowano rozpoczęcie eksploatacji zautomatyzowanej oczyszczalni ścieków w Detroit. Dupleksowy zestaw maszyn cyfrowych Control Data SC 1700 śledzi przebieg oczyszczania, a niektóre z procesów składowych są sterowane bezpośrednio przez system. Zastosowanie sterowania komputerowego ma dać poważną obniżkę zużycia energii elektrycznej, szczególną kontrolę krytycznych sytuacji, optymalizację procesu oczyszczania.

nia, poprawę jakości ścieków odprowadzonych z oczyszczalni oraz możliwość pracy obiektu z mniejszą liczebnie obsługą ludzką [58].

Literatura

- [1] ZABIJAKIN G.I., POLJAKOV W.N.: Sistemy vyčislitel'nyh mašin fizičeskich issledovatel'skich centrov. Pribory i Technika Eksperimenta, 1971, nr 11-12, s. 5-19.
- [2] FUCHEL K., HELLER S.: Considerations in the Design of a Multiple Computer System with Extended Core Store. Com. ACM, 1968, nr 5, s. 334-340.
- [3] PHILIPP D., CHRPA E.: Experiment - Rechner Kopplung im Forschungsbereich. Elektronische Datenverarbeitung, 1970, nr 10, s. 455-458.
- [4] LAZAK D.: Auswertung der Blaskammeraufnahmen. Elektronische Datenverarbeitung. T. 1 - Das Kinematikprogramm GRIND, 1969, nr 8, s. 367-378, T. 2 - Das Kinematiknachfolgeprogramm SLICE, 1970, nr 1, s. 28-35.
- [5] SEED M.C., BEDDOES R.L.: Evolution of the Computer-Controlled Four-Circle Diffractometer. Elektronische Datenverarbeitung, 1969, nr 9, s. 433-437.
- [6] CDC 6500 bei VFM Fokker, ZfD, 1971, nr 2, s. 72.
- [7] GOLUBEV-NOVOŽILOV J.S.: Mnogomašinnye komplekxy vyčislitel'nyh sredstv. Sovetskoe Radio, 1967, s. 424.
- [8] WILKINSON W.: Computing in a Strategic Command Environment. W.J. Karplus, On-line Computing. 1967, McGraw Hill, s. 336.
- [9] SACKMAN H.: General Characteristics of SAGE. Recent Studies in SAGE Recent studies in SAGE Real-time System Testing w: "Computers, System Science and Evolving Society", 1967, J. Wiley, s. 106-166, 254-300.
- [10] NOWAK J.: Automatyzacja dowodzenia lotnictwem taktycznym na przykładzie systemu TACS. Wojskowy Przegląd Lotniczy, 1971, nr 6, s. 51-58.
- [11] EUTRONIC - ein internationales Konsortium für die Deckung des Luftverteidigungsbedarfs der NATO. ZfD, 1971, nr 2, s. 66.
- [12] GALLREIN D., GRUENEWALD W., HOCHNERLICH H. i in.: MULTI-RADAR - Ein Radarverbundsystem zur automatischen Luftraumkontrolle. Elektronische Datenverarbeitung, 1968, nr 5, s. 213-220.
- [13] EUROCONTROL - 4 Rechner-System für die Luftverkehrskontrolle. CP, 1973, nr 3, s. 75-76.
- [14] ARNOLD W.: Ship-satellite System Sought. Ecs, 1972, s. 68-69.
- [15] EGE A.: Platzbuchung im Realzeitbetrieb. Ek, 1972, nr 2, s. 61-64.
- [16] Auftr. für die Serie UNIVAC 1100. CP, 1973, nr 8, s. 245.
- [17] Platzbuchungssystem für Ostsee - Linienschiffahrt. ZfD, 1971, nr 2, s. 70.

- [18] Dänemark erweitert sein Platzreservierungssystem. CP, 1973, nr 4, s. 113.
- [19] Auskunftssystem der Bundesbahn. ZfD, 1971, nr 2, s. 70.
- [20] Die RATP stattet das Stadtnetz der Pariser Untergrundbahn mit einem automatischen Fahrkartensystem aus. Ang. Inf., 1971, nr 6, s. 299.
- [21] R.A.T.P. Paris. ZfD, 1973, nr 9, s. 580-581.
- [22] 1. Rechnergesteuertes Verkehrssystem für Tokio. 2. Züge ferngesteuert. RT/DV, 1973, nr 4, s. 2, 3.
- [23] JASPER L., WIENAND K.: Technische und programmtechnische Struktur des Siemens-Verkehrsrechner-Systems in London. El. Rech., 1973, nr 2, s. 81-87.
- [24] SPEERS G.: Monitoring/control by Distributed Computing, Dat., 1973, lipiec, s. 47-49.
- [25] ZfD, 1972, nr 2, s. 128.
- [26] SNCF realisiert optimales Frachtverkehrssystem. ZfD, 1972, nr 3, s. 246.
- [27] MAURER G.: Französische Staatseisenbahnen: Grossrechner-Mix und 2300 Terminals. ZfD, 1973, nr 6, s. 414-415.
- [28] Wzmianka o wyposażeniu stacji rozrządowej w Zürich - Limmattal. CP, 1973, nr 3, s. 77.
- [29] Datenverarbeitung hinter den olympischen Ringen. ZfD, 1972, nr 2, s. 120-122.
- [30] Managementsystem mit sechs UNIVAC-Computern. Ing. Inf., 1971, nr 6, s. 298.
- [31] Computergesteuerte Stahlproduktion. Elektronische Datenverarbeitung, 1970, nr 10, s. 466.
- [32] GOLDAMMER W.: Steuerung und Überwachung von Fertigungsprozessen im Werk Sindelfingen der IBM Deutschland. El. Rech., 1969, nr 2, s. 74-81.
- [33] LOSKUTOV: Primenenie mnogomašinnyh vyčislitel'nyh kompleksov v upravlenii. Mechanizacija i Avtomatizacija Proizvodstva, 1970, nr 12, s. 45-46.
- [34] Prozessrechner-Doppelsystem zur Raffinerie-Automatisierung. Ang. Inf., 1972, nr 6, s. 295.
- [35] AMREHN H.: Prozessrechner in der Chemie. CP, 1973, nr 8, s. 229-240.
- [36] HOSTORBE G.: Real-Time-Verarbeitung im Grossversandhaus Otto Versand, Hamburg, CP, 1972, nr 1, s. 7-11.
- [37] WITHYCOMBE W.: Real-life Teleprocessing. Data Processing, 1972, nr 1/2, s. 60-61.
- [38] SCHRAMM H.: On-line System für Cash und Carry. CP, 1972, nr 1, s. 12-13.
- [39] Schwedischer Sachversicherer mit neuer DVA, Nag. Inf., 1971, nr 6, s. 300.

- [40] GOODYEAR F.: The Birth of NASDAQ. Dat., 1972, marzec, s. 42-45.
- [41] ROGERS W.P.: Instant Financial Information. Dat., 1973, luty, s. 65-68.
- [42] Modell 6080 für holländisches Finanzministerium. CP, 1973, nr 7, s. 214.
- [43] Honeywell Bull erhält Grossaufträge von Banken. Ang. Inf., 1973, nr 9, s. 406 zob. też CP, 1973, nr 7, 213 .
- [44] ÖTT W.: Elektronische Datenbearbeitung bei der Banca Nazionale del Lavoro in Rom. CP, 1973, nr 1, s. 1-7.
- [45] Rechenzentrum der Datenzentrale Schleswig-Holstein - fünfter Rechner. ZfD, 1971, nr 2, s. 66.
- [46] In Turin praktiziert: Direktzugriff zur Einwohnerdatei. ZfD, 1972, nr 3, s. 242-243.
- [47] Automatische Telexauskunft der Deutschen Bundespost. CP, 1973, nr 3, s. 84.
- [48] BUEHRER P.: Einsatz der elektronischen Datenverarbeitung im Störungsdienstamt Zürich. PTT Technische Mitteilungen, 1972, nr 5, s. 187-197.
- [49] LUI R., NANDA R., BROWNE J.: International Passenger and Baggage Processing at J.F. Kennedy International Airport. IEEE Trans.-SMC, 1972, nr 2, s. 221-225.
- [50] Die Deutsche Lufthansa besitzt Europas modernstes Flugbuchungssystem. CP, 1973, nr 4, s. 106-109.
- [51] Mehr Container im Luftverkehr, VDI-Nachrichten, 1973, sierpień, s. 8.
- [52] BAUKNECHT K.: Komputerunterstützte Informationssystem im Spitalbetrieb. Industrielle Organization, 1973, nr 9, s. 407-410.
- [53] Siemens-Doppelrechner für kassenärztliche Vereinigung. CP, 1973, nr 4, s. 128 zob. też ZfD, 1973, nr 5, s. 376 .
- [54] Leibnitz-Rechenzentrum München stellt seine Grossrechenanlage vor. El. Rech., 1971, nr 4, s. 154 zob. także CP, 1973, nr 4, s. 124 .
- [55] Doppelsystem CYBER für TU Hannover. ZfD, 1972, nr 6, s. 693.
- [56] Control Data GmbH erhält Auftrag für ein Hochleistungs-Computersystem. ZfD, 1972, nr 7, s. 339.
- [57] Rechnerverbundnetz für Rheinland-Pfalz geplant. CP, 1973, nr 1, s. 18.
- [58] Wastewater Treatment Plant Will Have Dual Computer Control. Computer Design, 1973, luty, s. 36-37.

Przyjęte skróty tytułów czasopism

Ang. Inf. - Angewandte Informatik
Com. ACM - Communications of the ACM
CP - Computer Praxis

Dat.	-- Datamation
Ecs	- Electronics
Ek	- Elektronik
El. Rech.	- Elektronische Rechenanlagen
RT/DV	- Rechentchnik Datenverarbeitung
ZfD	- Zeitschrift für Datenverarbeitung

Mgr inż. Barbara KOMOR
Instytut Maszyn Matematycznych

681.53:681.12:744.12

PRZEGLĄD URZĄDZEŃ DO CYFROWEGO PRZETWARZANIA INFORMACJI GRAFICZNYCH

1. Wstęp

W ostatnich latach coraz więcej firm zajmujących się produkcją urządzeń informatyki podejmuje prace związane z przetwarzaniem informacji mających w swojej fazie początkowej lub końcowej postać graficzną. Na przykład informacja początkowa może mieć formę planu lub mapy i na podstawie zawartych tam danych mają być wykonywane obliczenia projektowe itp.

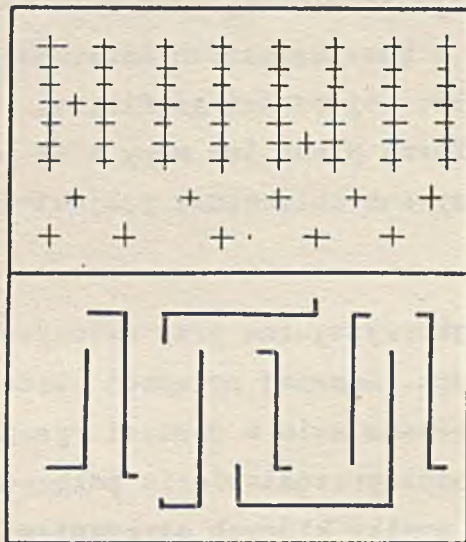
Innym przykładem może być urządzenie wykorzystywane przy wykonywaniu matryc płytek drukowanych urządzeń cyfrowych. Schemat połączeń między układami scalonymi (kostkami) projektant przedstawia w postaci rysunku odręcznego. Urządzenie ma za zadanie dokładne przedstawienie połączeń między nóżkami kostek w sposób cyfrowy, w wyniku których otrzymujemy schemat będący wielowarstwowym grafem z węzłami - punktami lutowniczymi i gałęziami - przewodami łączącymi (ścieżkami). Przykładem, w którym informacja graficzna stanowi zarówno element wyjściowy przetwarzania danych, jak i wynik przetwarzania, może być automatyczne odtwarzanie planów w zmienionej skali. Naszkicowanym wyżej skrótowo funkcjom odpowiada w praktyce dwa typy urządzeń: pierwszy stanowią kodery, a drugi kordinatografy.

Celem niniejszego artykułu jest ogólne omówienie cech tych urządzeń, tak aby łatwiejsze i bardziej zrozumiałe było porównanie konkretnych rozwiązań opracowanych przez różne firmy. Druga część artykułu zawiera krótki przegląd urządzeń przetwarzania informacji graficznych wykonanych przez przemysł.

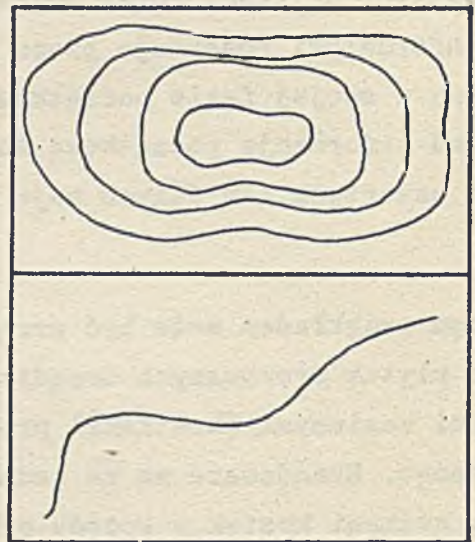
2. Rodzaje koderów informacji graficznych

Na budowę kodera, w istotny sposób wpływa rodzaj analizowanych figur geometrycznych. Pierwszy typ rysunków - to figury składające się z odcinków linii prostych, a do ich odtworzenia potrzebne są punkty początkowe i końcowe poszczególnych odcinków, np. do wykonania matrycy lub negatywu dla płytek drukowanych są potrzebne współrzędne punktów końcowych i punktów załamań. Niekiedy mogą być istotne wręcz same punkty, których współrzędne należy określić - ma to zastosowanie np. przy wierceniu otworów w płytkach.

Drugi typ rysunków stanowią figury o liniach krzywych np. poziomic na mapie, profil frezowanego przedmiotu itp.



Rysunki typu I



Rysunki typu II

Rys. 1. Rodzaje rysunków wykonywanych przez urządzenie do przetwarzania informacji graficznych

Budowa i organizacja pracy kodera wykonującego rysunki wg wariantu pierwszego jest prostsza, natomiast rysunki wg wariantu drugiego są trudniejsze do zrealizowania, występuje tu bowiem problem kwantyzacji krzywej, np. linię gładką można aproksymować linią łamaną o stałych lub zmiennych długościach odcinków prostych - kwantach; do określenia tej linii potrzebne są tylko współrzędne punktów załamań.

3. Budowa kodera

W zależności od rodzaju rysunków kodowanych, wielkości tych rysunków, wymaganych dokładności itp. budowa kodera jest różna. W skład każdego kodera wchodzi następujące zasadnicze części:

- stół pomiarowy z przetwornikami położenia na napięcie lub sygnał cyfrowy jemu odpowiadający oraz pulpit sterujący,
- urządzenie elektroniczne kodujące,
- urządzenie peryferyjne (przygotowujące nośniki informacji).

Stoły pomiarowe

Stoły pomiarowe są to zazwyczaj zmodyfikowane deski kreślarskie umieszczone na ruchomych stojakach o zmienianym położeniu (istnieje wtedy możliwość regulacji deski) lub duże, sztywne stoły ustawione poziomo dla dużych dokładności. Bardzo ważnymi parametrami są wymiary stołów. Rozmiary stołów nie są znormalizowane i zależą od założonej wielkości rysunków kodowanych (największe wymiary spotykanych stołów 1000 x 1500 mm). Przy każdym stole jest umieszczony zespół przetworników (dla współrzędnych X i Y) analogowo-cyfrowych, za pomocą których realizuje się elektryczny pomiar współrzędnych. Możliwe są najrozmaitsze rodzaje przetworników (chronione najczęściej patentami), a więc oporowe, pojemnościowe, indukcyjne, optyczne. Pojęciowo najprostszym przetwornikiem analogowo-cyfrowym jest układ składający się z potencjometrów o charakterystykach liniowych, sprzężonych mechanicznie z głowicą kodera i dołączonych do nich woltomierzy cyfrowych.

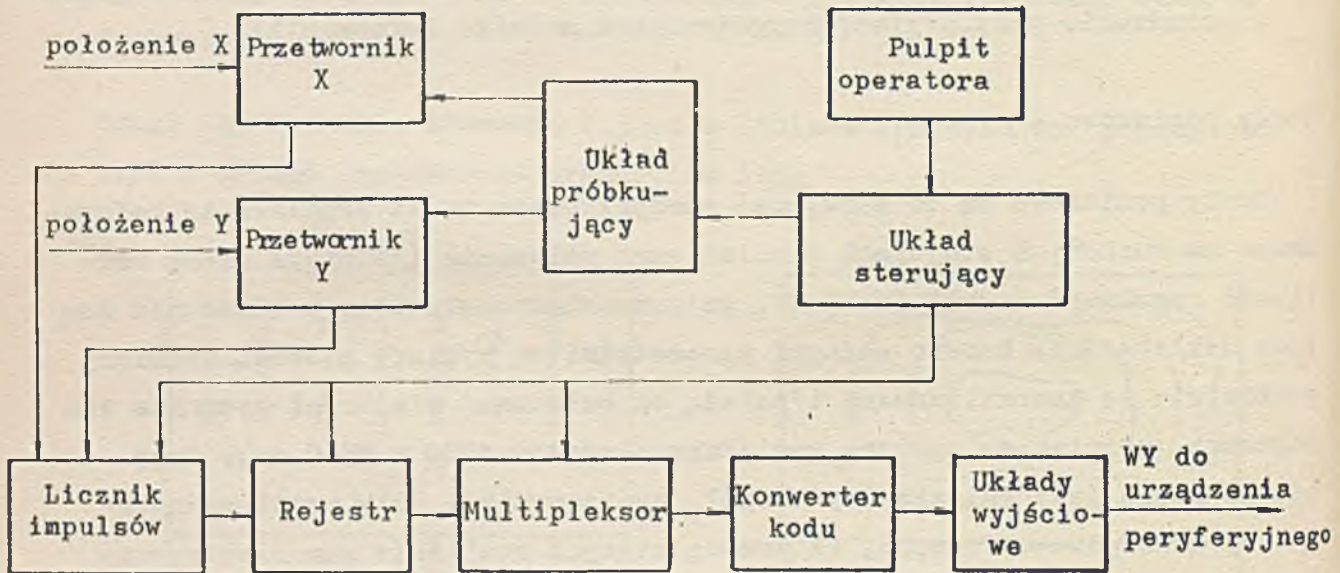
Wielkością charakterystyczną dla każdego stołu pomiarowego jest działka elementarna; określa ona możliwości rozdzielcze stołu. Od wielkości działki elementarnej zależy dokładność kodowania rysunków. Zawiera się ona w granicach $10 \mu\text{m} \pm 5 \text{mm}$, a jest uwarunkowana rodzajem użytego przetwornika i przekładni napędów głowicy we współrzędnych X i Y.

Pulpit sterujący połączony kablem z urządzeniem elektronicznym jest umieszczony przy stole pomiarowym dla wygodniejszej obsługi. Na pulpicie znajdują się klawisze, za pomocą których wybiera się poszczególne rodzaje pracy np. zapis współrzędnych, przesuw taśmy, uruchomienie lub zatrzymanie perforatora itp. W niektórych rozwiązaniach sygnał do zapisu współ-

rzędnej jest uruchamiany podalem, aby obsługujący głowicę kodera nie musiał odrywać rąk od pulpitu.

Urządzenie elektroniczne kodujące

Budowa urządzenia elektronicznego zależy przede wszystkim, jak wspomniano wyżej, od typów analizowanych rysunków. Schemat blokowy można przedstawić w następujący sposób:



Rys. 2. Schemat blokowy kodera

Obecnie urządzenia elektroniczne są budowane w technice scalonej. Układ próbkujący jest potrzebny tylko przy rysunkach typu II. Sygnał do próbkowania jest wysyłany z generatora impulsów, a więc w założonych odstępach czasowych, może też być wysyłany w zależności od przesunięcia głowicy pomiarowej, mierzonego za pomocą przetworników analogowo-cyfrowych. Impulsy pochodzące z przetworników są wyprowadzane na liczniki rewersyjne. Zawartości liczników określają w odpowiedniej skali współrzędne punktu. Liczniki te połączone są zazwyczaj ze wskaźnikami X i Y. Współrzędne mogą być określane przyrostowo lub w skali bezwzględnej. Uruchomienie układu sterującego na pulpicie powoduje przeniesienie zawartości licznika do rejestru. Multipleksor spowoduje wyselekcjonowanie poszczególnych liter, cyfr i znaków rozkazowych. Konwerter kodu zamienia wewnętrzny język kodera na kod żądany. Układy wyjściowe dopasowują sygnały wyjściowe do standardów urządzeń peryferyjnych. W poszczególnych roz-

wiązaniach może nie być pewnych bloków, np. w koderach typu I nie ma rejestru, przy współpracy kodera z dziurkarką kart nie ma multipleksora, a jeśli współpracującą z koderem dziurkarkę taśmy można wysterować za pomocą układów logicznych, to nie ma układów wyjściowych.

Urządzenia peryferyjne

W zależności od rodzaju wejścia koordynatografu spotyka się określony typ urządzeń peryferyjnych kodera np. jeśli zakłada się wejście koordynatografu w postaci czytnika taśmy dziurkowanej, to na wyjściu kodera należy stosować dziurkarkę taśmy lub dalekopis. Często spotykanym urządzeniem współpracującym z koderem jest dalekopis ASR33 firmy Data Dynamic. Nośnikiem informacji jest 8-ścieżkowa taśma dziurkowana zapisująca w kodzie ASCII. Równocześnie na papierze zostaje zapisany program.

Spotyka się również jako urządzenie współpracujące z koderem dziurkarkę taśmy firmy FACIT. Bywają też używane pamięci magnetyczne - otrzymuje się wówczas zapis na taśmie magnetycznej. Z koderami mogą współpracować jeszcze inne urządzenia peryferyjne, np. dziurkarka kart, maszyna do pisanania, ale są one rzadziej stosowane.

4. Sposób pomiaru

Pomiar współrzędnych X i Y wykonuje się przez naprowadzenie głowicy pomiarowej na zadany punkt. Głowica optyczna zawiera wizjer z krzyżem nici pajęczych. Po naprowadzeniu jej na punkt naciska się odpowiedni klawisz na pulpicie sterującym; klawisz powoduje zapis współrzędnych i odpowiednich rozkazów (np. określających ruch wrzeciona wiertarki w danym punkcie). Inny rodzaj głowicy ma formę pisaka, którym dociska się papier do stołu w punktach, których współrzędne chcemy określić.

Przetwarzanie krzywych w cyfrowych urządzeniach kodujących drugiego rodzaju przeprowadza się w ten sposób, że środek wizjera ustawia się na początku krzywej, a następnie naciska się klawisz na pulpicie sterującym - od tego momentu zaczyna się kodowanie. Od tej chwili środek wizjera należy prowadzić dokładnie po krzywej (w tym czasie następuje próbkowanie krzywej), a na końcu krzywej nacisnąć znowu klawisz (zatrzymać próbkowanie).

5. Przegląd koderów

Przegląd poniższy będzie dotyczył przede wszystkim urządzeń do przetwarzania informacji graficznych firm, biorących udział w wystawie Intermasz 73 w Moskwie w kwietniu b.r. Kodery były wystawione w dwóch stoiskach przez następujące firmy: Quest Automation Ltd - Anglia, Aristo - NRF.

Również inne firmy nie pokazujące swoich urządzeń na wystawie - opracowały ciekawe rozwiązania. Niektóre z nich będą krótko omówione.

Fred i Freda firmy Quest Automation Ltd

Fred i Freda - były to najbardziej uniwersalne i technicznie rozwinięte urządzenia. Wymiary stołu Fred do kodowania wynoszą 1199,5x894,5 mm (48 x 36 cali). Przetwornik zbudowany jest w ten sposób, że w elastycznym podłożu stołu znajdują się dwie warstwy przewodów w odstępach 5 mm (0,2 cala) w warstwie. Przewody w obu warstwach są do siebie prostopadłe, czyli w rzucie przewody te tworzą siatkę. Na stole rozpina się rysunek. Punkty zaznacza się specjalnym ołówkiem (sondą), co powoduje zwarcie przewodów z dwu warstw ze sobą. Zwarcie to dekodowane jest na współrzędne danego punktu. Współrzędne ostatniego punktu wyświetlane są na lampach "Nixi" i jednocześnie dziurkowane na taśmie papierowej 8-ścieżkowej lub zapisywane na taśmie magnetycznej 7- lub 9-ścieżkowej. Zapis może być w następujących kodach: EIA, ISO, ASCII!

Urządzenie wyposażone jest w ciekawy układ uniemożliwiający błędny wybór sąsiednich linii siatki (prześlizgiwanie się linii). Zakres tolerancji zaznaczania danego punktu wynosi 2,5 mm (0,1 cala). Przez naciśnięcie odpowiedniego klawisza można pięciokrotnie uczulić podstawową siatkę, tzn. można kodować punkty co 0,5 mm (0,02 cala).

Niewielkie przesunięcie rysunku względem siatki stołu może być automatycznie korygowane. Wszystkie klucze specjalnych funkcji zamontowane są na pulpicie, który może być ustawiony z lewej lub z prawej strony operatora. Klawisze uruchamiania podstawowych rozkazów sterujących pracą kodera są wydzielone w formie stacyjki sterowania ręcznego, luźno zawieszanej (położonej) na stole. Klawiszami można operować ręką. Urządzenie ma również wyłącznik nożny, spełniający rolę wyłącznika głównego. Fred

jest wyposażony w dzwonkową sygnalizację alarmową, uprzedzającą o niesprawności mechanizmu podawania taśmy. W przypadku naciśnięcia ołówkiem na punkt znajdujący się w tzw. martwej strefie (między liniami) działa sygnalizacja optyczna. Szybkość kodowania dla urządzenia Freda wynosi 4800 punktów na godzinę.

Freda

Freda jest bardziej udoskonalonym urządzeniem. Współrzędne mogą być określone przyrostowo i bezwzględnie ze skalą od 1 do 10. Szybkość odczytu wynosi 6000 punktów na godzinę. Pozostałe dane jak w urządzeniu Fred. Z punktu widzenia operatora obydwie kodery są bardzo podobne. Freda ma między innymi pamięć o pojemności odpowiadającej 40 punktom. Kodowanie odbywa się w dwóch cyklach. W pierwszym cyklu współrzędne są przechowywane w pamięci bez wyprowadzania na taśmę dziurkowaną. W drugim cyklu, po uruchomieniu specjalnego przycisku, następuje wydziurkowanie taśmy danymi odpowiadającymi całej zawartości pamięci. Umożliwia to większą szybkość kodowania przy niewiele większym nakładzie pracy operatora. Zaletą jest również to, że można przerwać pracę, a zauważone w czasie kodowania błędy można poprawić przed naniesieniem na taśmę. O wypełnieniu pamięci uprzedza wychodzący niewielki odcinek pustej taśmy. Freda posiada specjalny przełącznik, który zmienia przyrost przemieszczenia z 0,5 na 0,625 mm (0,02 na 0,025 cala), a więc łatwo umożliwia wybór kodowania w jednostkach metrycznych lub calowych.

Częstotliwość błędów dla Freda i Frede wynosi 1 na 1000 zakodowanych punktów. Całe urządzenie składa się z 3 części, które łatwo można rozmontować np. przy transporcie przez wąskie przejścia. Montaż powtórny i przygotowanie do pracy trwa około 15 min.

Aristogrid - firmy Aristo

Jednostka sterująca jest całkowicie elektroniczna. Służy do opracowywania danych dwuwymiarowych. Firma wykonuje stoły pomiarowe o wymiarach:

typ urządzenia	wielkość
8970-10	750 x 900 mm
8970-20	900 x 1200 mm
8970-30	1000 x 1500 mm

rozdzielczość	0,025 mm
czułość przetwornika	0,01 mm
dokładność całkowita	\pm 0,12 mm
prędkość przesuwu	7,5 m/s

Urządzenie to służy do kodowania rysunków pierwszego i drugiego rodzaju. Przetworniki analogowo-cyfrowe działają na zasadzie magnetycznej. Czujnik pomiarowy zbudowany jest w ten sposób, że dookoła wizjera jest umieszczony obwód drukowany metalowy, spełniający rolę cewki. Bliskość przedmiotów ferromagnetycznych zakłóca pracę czujnika, rysunek nie powinien być umieszczony na nośniku grubszym niż 3 mm. Nośnik ten nie może być wykonany z materiału ferromagnetycznego. Czujnik zawieszony jest swobodnie i odczytuje prawidłowo, niezależnie od skręcenia w płaszczyźnie rysunku. Podczas robienia pomiarów nie można odrywać go od stołu. Za pomocą klawiszy umieszczonych na pulpicie sterującym można

- . ustawić zero,
- . wybierać skalę rysunku (współczynnik danych geometrycznych i danych pomocniczych jest dowolnie zmienny),
- . liczyć i wskazywać liczbę przesunięć lub skoków,
- . automatycznie punktować.

Urządzenie powyższe może współpracować:

- . z dalekopisem Teletype ASR33,
- . maszyną do pisania,
- . dziurkarką taśmy 8-ścieżkową,
- . dziurkarką kart IBM,
- . pamięcią magnetyczną (na taśmie zapis jest 7- lub 9-ścieżkowy).

Datagrid Digitizer - firmy Bendix

System 80 - może być używany do przetwarzania danych dwuwymiarowych, pojedynczych punktów lub linii. W przypadku analizy linii współrzędne są automatycznie rejestrowane w elementarną jednostkę długości lub określony kwant czasu. Sposób kwantowania jest dowolny i wybiera go operator. Elementarna jednostka długości wynosi $0,001 \div 0,999$ cala i może być ustawiona wzdłuż danej linii lub wzdłuż osi X. Przedziały czasu mogą być od 1 s do granicy określonej przez maksymalną prędkość pamięci magnetycznej. Dane wyjściowe zostają zapisane w kodach BCD lub ASCII na taśmie magnetycznej. Firma produkuje kilka wizjerów:

- . uniwersalny, do precyzyjnego śledzenia z szerokim horyzontem,
- . wizjer ze znacznikiem,
- . wizjer do szybkiego śledzenia.

Zakres użytkowy stołu wynosi 42 x 60 cali. Można zmieniać skalę dla obydwu współrzędnych jednocześnie (mnożnik 1/10, 1/4, 1/2, 1) lub niezależnie dla każdej osi (mnożnik 0,00001 ÷ 1.00000). Sterowanie obrotem współrzędnych eliminuje uchyby wywołane skręceniem osi.

System 70 - służy tylko do obwodów drukowanych. Firma Bendix produkuje również system ADS (Automated Design System), umożliwiający przetwarzanie informacji graficznej: mogą być przetwarzane dane w trzech wymiarach (wybierane są odpowiednie rzuty dwuwymiarowe XY, XZ, YZ) według programów:

- . obliczanie pola powierzchni koła lub części koła,
- . pola powierzchni ograniczonej dowolną krzywą zamkniętą,
- . określanie promienia i środka łuku,
- . przesunięcie, obroty układów współrzędnych, jednokładność figur itp.

Digitizer 9864A - firmy Hewlett Packard może określać współrzędne punktów lub linii.

Powierzchnia stołu	17 x 17 cali (431,8 x 438,8 mm)
rozdzielczość	0,010 cala (0,254 mm)
dokładność	+0,015 cala (+ 0,38 mm) dla jednej osi (w zakresach temperatur 15°C ÷ 30°C) +0,030 cala (w zakresach temperatur 0°C ÷ 15°C, 30°C ÷ 50°C)

Maksymalna szybkość przesuwu czujnika magnetycznego 150 cali na sekundę.

Grid Programming Unit - firmy AEG ma przetwornik analogowo-cyfrowy złożony z 91 poziomych i 121 linii pionowych tworzących siatkę na powierzchni 450 x 600 mm. Punkty zaznacza się ołówkiem. Dane wyjściowe są na taśmie dziurkowanej w kodzie EIA. Urządzenie to jest przystosowane przede wszystkim do projektowania obwodów elektronicznych.

Zakończenie

Istniejące obecnie rozwiązania koderów, z których kilka zostało krótko omówionych, pozwalają sformułować kilka wniosków. Szczególne starania konstruktorów koderów zmierzają w kierunku zwiększania dokładności oraz niezawodności urządzeń, o której mówi się rzadko (wyjątek stanowi Freda, w opisie której znalazły się dość szczupłe informacje na ten temat) Ogólnie wszystkie znane konstrukcje koderów są podobne, różnią się dość znacznie rozwiązaniami urządzenia sterującego. Można mieć nadzieję, że bardziej przemyślane rozwiązania urządzenia sterującego, ułatwiające obsługę, będą terenem współzawodnictwa konkurujących firm. Wśród wykonawców koderów wyraźnie zaznacza się tendencja do przechodzenia na zapis magnetyczny.

Dr inż. Stefan PARVI
Instytut Maszyn Matematycznych

681.327.63

PAMIĘCI DYSKOWE I JEDNOSTKI STERUJĄCE JS 5555 PRODUKOWANE W NRD

1. Wstęp

W kwietniu b.r. Międzynarodowa Komisja Specjalistów przebadła i zaleciła do produkcji i stosowania w zestawach urządzeń Jednolitego Systemu Maszyn Cyfrowych Riad, opracowane w NRD przez Zakłady Robotron pamięci z 6-talerzowym wymiennym pakietem dysków o nazwie JS 5055 i jednostkę sterującą do tych pamięci JS 5555. Tak więc po Związku Radzieckim, Bułgarii i Węgrzech, NRD stała się czwartym producentem tego typu urządzeń w krajach członkowskich RWPG.

2. Budowa pamięci dyskowej

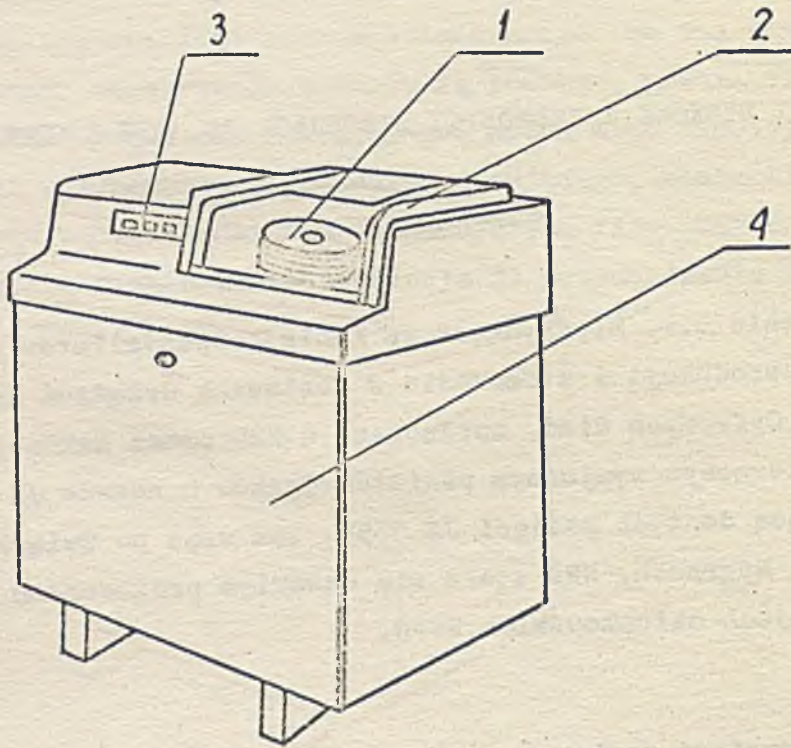
Pamięć dyskowa JS 5055 zbudowana jest w postaci wolnostojącej prostopadłościennej szafki (rys. 1). W górnej części pod przezroczystą osłoną znajduje się wymienny pakiet dysków a obok osłony - zestaw przycisków sterujących. W dolnej części szafki na uchylnych ramach rozmieszczone są kasety z układami elektronicznymi, we wnętrzu szafki natomiast - wrzeciono dysków wraz z mechanizmem napędowym i zespół hydrauliczny przesuwu głowic.

Pakiet dysków (rys. 2) wykonany jest z 6 pojedynczych dysków roboczych oraz 2 dysków pomocniczych umieszczonych od góry i dołu pakietu. Mają one grubość 2 mm i średnicę zewnętrzną 356 mm i wykonane są ze stopu lekkiego. Powierzchnie boczne dysków roboczych pokryte są metalicznym nośnikiem magnetycznym niklowo-kobaltowym o grubości 0,5 μ m i wypolerowanym w 14 klasie chropowatości. Nośnik ten charakteryzuje się następującymi parametrami magnetycznymi:

$$H_c = 500_{-40}^{+70} \text{ Oe} \quad \left(4 \cdot 10^4 \begin{matrix} +5600 \\ -3200 \end{matrix} \frac{\text{A}}{\text{m}} \right)$$

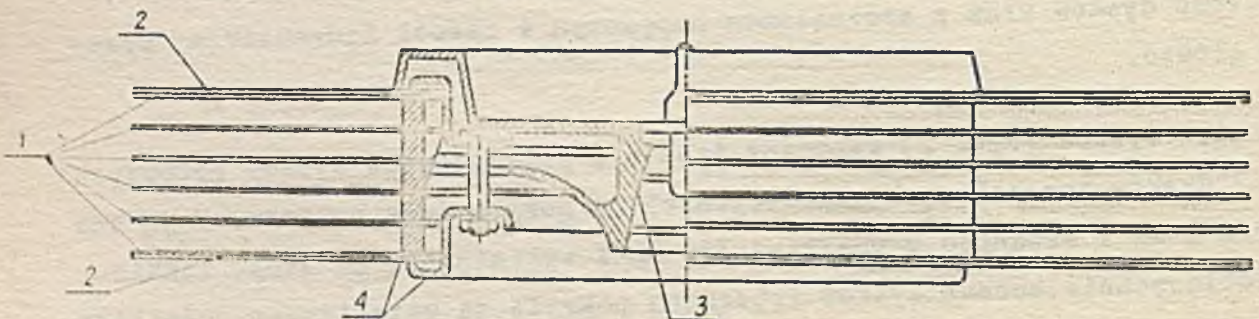
$$B_r = 9000 - 10000 \text{ Gauss} \quad \left(0,9 \div 1 \frac{W_0}{m^2} \right)$$

$$I_r = 0,56$$



Rys. 1. Pamięć dyskowa JS 5055

1 - wymienny pakiet dysków, 2 - przezroczysta zdejmowana osłona, 3 - przyciski sterujące, 4 - zewnętrzna zdejmowana osłona, pod którą umieszczona jest uchylna rama z kasetami



Rys. 2. Pakiet 6 dyskowy

1 - dyski robocze, 2 - dyski pomocnicze, 3 - stożkowe gniazdo do osadzania pakietu na wrzecionie, 4 - pierścienie mocujące

Wymiary pakietu dysków, a także jego parametry magnetyczne różnią się od powszechnie produkowanych pakietów (w tym także w ZSRR i Bułgarii), tak więc nie może on być stosowany w innych pamięciach dyskowych.

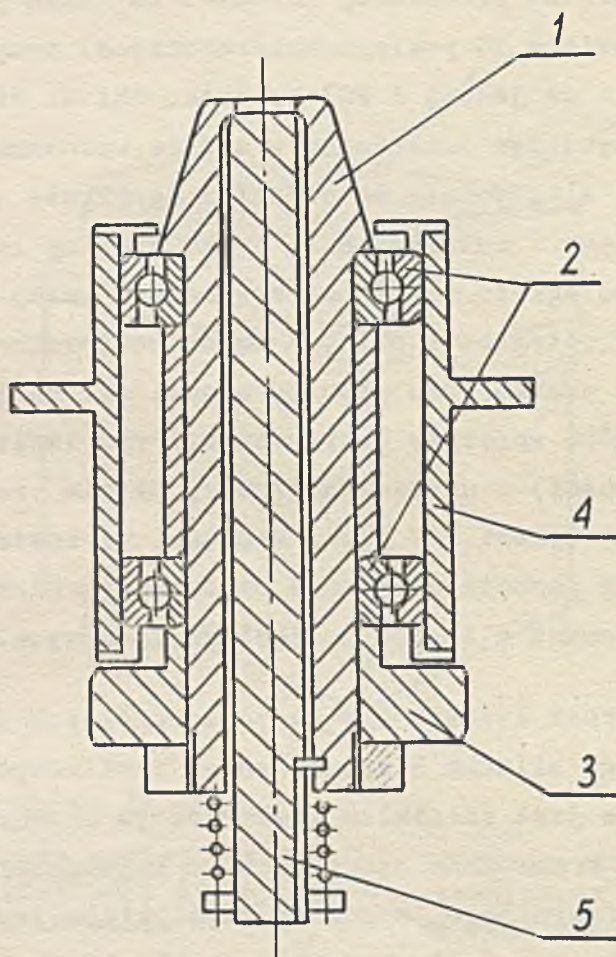
Zapisu i odczytu informacji na dysku dokonuje się głowicami magnetycznymi umieszczonymi na przesuwnej karecie. Na każdą powierzchnię roboczą dysku (pakiet zawiera 10 powierzchni roboczych) przypada jedna głowica ustawiana dowolnie na jednej z 203 ścieżek. Składa się ona z permalowego obwodu magnetycznego osadzonego w stopce wykonanej ze sztucznego rubinu i zamocowanej elastycznie na płaskiej sprężynie zakończonej zamkiem. W czasie rozruchu i zatrzymywania dysku głowice są odsunięte od powierzchni dysku na odległość ok. 2 mm, a w czasie pracy unoszą się na poduszce powietrznej w odległości ok. 0,5 μm od powierzchni. Siła nośna wytwarzana na stopce w czasie lotu głowicy wynosi ok. 50 g i jest równoważona wstępnym naciąganiem sprężyny zawieszenia. Przy zapisie (w systemie podwójnej częstotliwości) w uzwojeniu głowicy płynie prąd 100 mA, napięcie odczytu natomiast wynosi 1 - 5 mV. Ponieważ parametry elektryczne głowicy jak i wymiary geometryczne nie odpowiadają normie JSO, głowica ta nie może być stosowana w innych pamięciach dyskowych.

Kasetę z 10 głowicami ustawia się na poszczególnych ścieżkach na dysku za pomocą liniowego silnika hydraulicznego zasilanego z pompy zębatej. Pompa napędzana jest silnikiem elektrycznym służącym jednocześnie do napędu wrzeciona. W układzie hydraulicznym umieszczony jest filtr do oczyszczania oleju mineralnego. Budowa całego układu jest zbliżona do rozwiązań stosowanych w pamięciach dyskowych IBM 2311.

Pakiet dysków osadzony jest na stożkowo zakończonym wrzecionie (rys. 3) napędowym ułożyskowanym tocznie na 2 łożyskach skośnych. Obroty na wrzeciono przenoszone są przez przekładnię pasową z silnika asynchronicznego, indukcyjnego, 3-fazowego o prędkości ok. 3000 obr/min. Wrzeciono nie wymaga smarowania i odznacza się dużą precyzją pracy wyrażającą się biciem promieniowym ok. 1 μm i biciem osiowym ok. 2 μm .

Układy elektroniczne umieszczane są na 2 uchylnych ramach. Od strony przedniej znajdują się układy logiczne oraz tory zapisu i odczytu, od strony tylnej układy zasilania. Przedwzmacniacze odczytu umieszczone są natomiast w bezpośredniej bliskości głowic w górnej części szafki. Układy elektroniczne zrealizowane w większości w technice hybrydowej monto-

wana na płytach po jednej stronie, te natomiast w kasetach z łączówkami. Kasety od tylnej strony mają tzw. "plater". Połączenia między łączówkami wykonane są techniką owijania drutu na kołkach, natomiast połączenia między elementami stałymi i odchylanymi wykonane są za pomocą płaskich przewodów taśmowych.



Rys. 3. Wrzeciono napędowe dysków

1 - stożek do mocowania pakietu dysków, 2 - toczne łożysko skośne, 3 - koło pasowe, 4 - obudowa wrzeciona, 5 - zespół sygnalizacji położenia pakietu dysków

Układ interface pamięci dyskowej został zbudowany zgodnie ze standardami Jednolitego Systemu dotyczącymi "Interface - wejście/wyjście" i zapewnia współpracę z maszyną cyfrową Robotron R21 i R40 za pośrednictwem jednostki sterującej JS 5555. Pamięć dyskowa może pracować również w innych systemach, które zostały zbudowane zgodnie ze standardami JS. Układ interface JS-5055 jest odpowiednikiem układu interface pamięci dyskowej IBM-2311.

3. Dane techniczne i eksploatacyjne pamięci JS-5055

• napięcie sieci	3x220V/380V ^{+10%} _{-15%}
• częstotliwość sieci	50 Hz \pm 1 Hz
• prędkość obrotowa pakietu dysków	2400 obr/min
• wymiary gabarytowe	
wysokość	1050 mm
szerokość	890 mm
głębokość	670 mm
• waga	190 kg
• system zapisu	z podwójną częstotliwością
• system odczytu	szeregowy
• minimalny czas dostępu	30 ms
• maksymalny czas dostępu	130 ms
• szybkość transmisji	1,25 Mbit/s
• pojemność pakietu dysków	7,25 Mbajt
• średni czas pracy urządzenia	10.000 godzin
• stopa błędów	10 ⁹
• temperatura pracy	+15°C - +35°C
• temperatura transportu	-40°C - +50°C
• odporność na przeciążenia w opakowaniu	15 g

4. Dane konstrukcyjne dysku

• średnica dysku	∅ 356 mm
• grubość dysku	2 mm
• liczba ścieżek na dysku	2 x 203
• szerokość ścieżki	0,13 mm

5. Budowa jednostki sterującej JS-5555

Jednostka sterująca JS-5555 przeznaczona jest do współpracy z pamięciami dyskowymi JS 5052, 5055, 5056 i 5058 w ramach systemów JS EMC R20, R21, R40, R50 i R60. Połączenie i współdziałanie jednostki sterującej z kanałem wejścia i wyjścia jednostki centralnej opiera się na wymaganiach Jednolitego Systemu zawartych w odpowiednich normach OCT.

Jednostka sterująca wyposażona jest w układ kontroli przekazywanych informacji i układ kontroli napięć zasilających. Przy pracy "off-line"

możliwa jest kontrola zasadniczych funkcji zespołu "jednostka sterująca - pamięć dyskowa".

JS-5555 zawiera własny zasilacz, przy czym napięcia mogą być włączone lokalnie z panelu sterowania i centralnie z jednostki centralnej.

W układach elektronicznych wykonanych na pakietach o wymiarach 130x130 mm wykorzystano elementy hybrydowe. Pakiety osadzone są w kasetach podobnie jak w pamięci dyskowej. Połączenia na platerze wykonane są metodą owijania drutu na kołkach, a połączenia między złączami i platerem - za pomocą przewodów taśmowych. Napięcia zasilania doprowadzane są do kaset oddzielnymi przewodami tzw. "szynami". Chłodzenie jednostki odbywa się za pomocą 9 wentylatorów.

6. Dane techniczne i eksploatacyjne jednostki JS 5555

• liczba kanałów wejścia/wyjścia	2
• liczba dołączanych pamięci dyskowych	1 ÷ 8
• napięcie zasilania	380/220V $\begin{matrix} +10\% \\ -15\% \end{matrix}$
• częstotliwość sieci	50 Hz \pm 1 Hz
• moc zasilania	$1,7 \cdot 10^3$ VA
• napięcie wewnętrzne stabilizowane	+6V +3V -3V +12V -12V
niestabilizowane	+7V
• wymiary gabarytowe: wysokość	1791 mm
szerość	990 mm
głębokość	670 mm
• ciężar	360 kg
• współdziałanie jednostki JS 5555 z kanałem wejścia/wyjścia wg normy OCT.4-304.000	
• połączenie jednostki z kanałem wejścia-wyjścia wg normy OCT.4-306.00.1	
• format zapisu ścieżki wg normy OCT.4-306.002	
• stopa błędu	10^9
• temperatura pracy	+15°C do +35°C
• temperatura transportu	-40°C do +50°C
• odporność na przeciążenia w opakowaniu	15 g

7. Wnioski

Opisana pamięć jest w dużym stopniu wzorowana na amerykańskiej pamięci IBM 2311 produkowanej od 1963 r. Ma ona jednak liczne mankamenty:

nietypowy pakiet dysków i głowice, niejednorodną technikę realizacji układów logicznych (technika hybrydowa i elementy dyskretne). Wydaje się więc, że pamięci te nie znajdują szerszego zastosowania w zestawach Jednolitego Systemu poza maszynami produkowanymi w NRD.

Natomiast jednostka sterująca, ze względu na typowe rozwiązania konstrukcyjne i szerokie możliwości dołączenia do jednostek centralnych i pamięci dyskowych, znajdzie być może szersze zastosowanie także i w maszynach cyfrowych produkowanych w Polsce.

Opanowanie produkcji w NRD tak trudnych technicznie wyrobów jak pamięci dyskowe i jednostki sterujące jest dużym osiągnięciem i należy przypuszczać, że pozwoli na opracowanie i produkcję w niedalekiej przyszłości w NRD wielu nowych urządzeń dla Jednolitego Systemu.

KRÓTKIE INFORMACJE

ZE ŚWIATA

• URZĄDZENIA KOŃCOWE W PUNKTACH SPRZEDAŻY

Od kilku lat obserwuje się na świecie dążenie producentów sprzętu informatyki do skomputeryzowania tak wielkiej potencjalnie dziedziny, którą jest sfera dystrybucji, zwłaszcza handlu detalicznego.

Obecnie oferowane są elektroniczne urządzenia dla punktów sprzedaży detalicznej, przystosowane do współpracy z komputerem i przyłączone nawet do niego bezpośrednio. Są to kasowe urządzenia końcowe o różnych możliwościach i wyposażeniu, zależnym od form sprzedaży i operacji transakcyjnych. Jako przykład można wymienić sprzęt dostarczony przez takie firmy jak: ADREMA PITNEY BOWES - System Spice, LITTON BUSINESS System - Sweda 700, NCR 280, OLIVETTI System AR-600, SINGER System MDTs (Modular Data Transaction System).

Jednakże żaden z tych producentów nie oferuje dotąd kompletnego systemu przetwarzania danych w handlu detalicznym, systemu opartego na kasach rejestracyjnych pełniących zadania komputerowych urządzeń końcowych i zapewniającego ciągłość procesu, począwszy od zapisu kasowego aż do przetwarzania, wraz z przygotowaniem etykiet identyfikujących sprzedawane przedmioty.

22 sierpnia 1973 r. przedstawiciele firmy IBM - największego światowego potentata informatyki - poinformowali, że począwszy od 1974 r. IBM może dostarczać wielkim sklepom i domom towarowym kompletne systemy zawierające środki zbierania, przechowywania i przetwarzania danych łącznie z ich transmisją.

System IBM dla punktów sprzedaży nazwany systemem 3650 składa się z trzech głównych klasycznych elementów: kasa rejestracyjna, koncentrator danych i komputer przetwarzający.

Kasa rejestracyjna ujmuje wszystkie cechy wyróżniające akt sprzedaży detalicznej: znak kodowy artykułu, cenę, ilość, ewentualnie rabat, podatek itd. Jest zaopatrzona w logikę i sposób uproszczonego programowania, dający możliwość eliminowania błędu przy rejestracji kasowej. Jest przyłączona do koncentratora, ale może również pracować autonomicznie w przypadku przerwania tego połączenia; oczywiście później przenosi się zapisy na odpowiedni nośnik i przekazuje fizycznie do koncentratora.

Koncentrator jest przeznaczony do przechowywania zapisów transakcyjnych na dysku lub taśmie magnetycznej i umożliwia przeprowadzenie różnych czynności kontrolnych oraz wstępnego przetwarzania.

Ostatnim ogniwem procesu po dokonaniu zapisów danych sprzedaży, po przeprowadzeniu kontroli oraz zgromadzeniu danych w pamięci, jest przeniesienie danych do większego komputera (zdalnie lub za pomocą zwykłego transportu fizycznego taśmy) w celu wykonania czynności przetwarzania i uzyskania wyników potrzebnych do zarządzania domami towarowymi np. ustalanie obrotów wg nomenklatury wszystkich artykułów lub grup wyrobów, uzupełniania zapasów itd.

Obok tego zasadniczego schematu mogą istnieć różne warianty postępowania, zależne od potrzeb obsługiwanego obiektu i jego wyposażenia.

Koncepcja systemu IBM 3650 jest w zasadzie podobna do innych takich urządzeń dla punktów sprzedaży, z tym, że system ten ma wiele udogodnień technicznych, jest kompletny i - jak to ocenia prasa zachodnia - tańszy od innych obecnie oferowanych na rynku.

Podstawą systemu IBM 3650 jest elektroniczna kasa rejestracyjna model IBM 3653, funkcjonująca jako urządzenie końcowe.

Kasa rejestracyjna (podobnie jak i inne kasy) zaopatrzona jest w logikę sterowania (programowanie, cyfry-klucze, itd.), sumatory, szufladę-kasetę blokową, pulpit operatora-kasjera z 20 wskaźnikami świetlnymi sterowanymi programowo, ekran wyświetlający 8-pozycyjny dla znaków kodowych i cen a także w klawiaturę - 10 klawiszy numerycznych i 19 klawiszy funkcjonalnych. Końcowe urządzenie kasowe IBM zaopatrzone jest w drukarkę z trzema układami drukującymi (bony towarowe, raport dzienny, karty sprzedaży). Prędkość drukowania - 90 znaków na sekundę - jest trzykrotnie większa niż w dotychczas znanych kasach.

Użytkownik może wybrać jedno z dwóch rozwiązań: ręczne rejestrowanie cech każdej transakcji (znak kodowy wyrobu, cena) lub rejestrowanie automatyczne za pomocą czytnika etykiet magnetycznych, który firma IBM dostarcza na życzenie dla każdej kasy.

Zespół kas danego obiektu handlowego można przyłączyć on-line do komputera IBM 3651, który spełnia rolę koncentratora danych. Koncentrator ten kontroluje i rejestruje w pamięci dyskowej wszystkie transakcje przeprowadzone przez kasy typu 3653. Dzięki urządzeniu sterującemu typu IBM 3704 lub IBM 3705, koncentrator może współpracować z funkcjonującym w trybie wirtualnym komputerem IBM 370.

Urządzenia IBM 3704 lub IBM 3705 mogą sterować maksymalnie 191 urządzeniami końcowymi, w tym nie tylko kasami rejestrującymi lecz również innymi stacjami końcowymi jak np. IBM 3275 model 3 i IBM 3657. Stacja końcowa IBM 3275 wyposażona jest w monitor ekranowy (24 wiersze po 80 znaków) i w klawiaturę. Umożliwia ona wykonywanie przez system - poza operacjami ściśle związanymi ze sprzedażą - czynności związanych z zarządzaniem domem towarowym (np. zamówienia, rejestracja dostaw, cała działalność administracyjna). Do tej stacji może być przyłączona drukarka IBM 3284 (40 znaków na sekundę).

Stacja końcowa IBM 3657 jest przeznaczona wyłącznie do tworzenia etykiet magnetycznych, które umieszczone przy każdym artykule przekazywanym do sprzedaży, mogą być odczytywane przez specjalnie dobrane czytniki etykiet magnetycznych, proponowane przez IBM. Należy zaznaczyć, że IBM jest jedyną firmą proponującą rozwiązanie tego typu; inni producenci dostarczają wyłącznie dość kosztowne drukarki etykiet pracujące off-line np. Kimbal 331. Firma Singer nie dostarcza takich urządzeń i klienci muszą je oddzielnie kompletować.

Cena systemu IBM 3650 jest niższa od cen urządzeń oferowanych przez inne firmy (wg opublikowanego porównania). Np. kasa rejestracyjna IBM 3653 kosztuje 18.782 fr., natomiast firmy NCR - 30 tys. fr., zaś firmy Singer - 20 tys. fr.; czytnik etykiet magnetycznych IBM kosztuje 1830 fr., zaś innych firm od 6 do 9 tys. fr.

Zestaw IBM, który zawiera:

1 komputer - koncentrator

typu 3651

4 urządzenia końcowe ekranowe

typu 3275

2 drukarki	typu 3284
1 urządzenie do etykietowania	typu 3657
60 kas rejestracyjnych	typu 3653
50 czytników etykiet magnetycznych	

kosztuje 1 737 420 franków fr., co w przeliczeniu na jeden element sprzedaży wynosi 28 957 fr.

Na uwagę zasługuje fakt, że firma IBM wybrała dla swego systemu magnetyczną metodę kodowania etykiet (podobnie jak SWEDA i SINGER), podczas gdy inne firmy stosują metodę optyczną (NCR, ADREMA PITNEY BOWES). Dotychczas uważa się powszechnie, że najbardziej racjonalny sposób etykietowania, tzw. etykietowanie u źródła - czyli u wytwórcy towaru, jest możliwy do osiągnięcia za pomocą metody optycznej.

Kodowanie wyrobów przez wytwórcę wymaga przyjęcia znormalizowanego i ogólnie obowiązującego systemu kodowego oraz ujednoczenia nośników. Sprawą tą zajmują się w różnych krajach specjalne komisje.

Interesujące jest, że i inne firmy komputerowe jak np. UNIVAC, pracują nad systemami dla punktów sprzedaży i zapowiadają przedstawienie ofert w najbliższym czasie.

(dp)

"Les terminaux point de vente". O.1 informatique mensuel 1973, nr 65

"IBM a l'assant de la distribution". O,1 hebdo 1973, nr 250

"At the point of sale", Computing 1973, nr 6/9.

● KOMPUTERYZACJA SZKOŁY ONZ

Międzynarodowa szkoła ONZ, w której kształcą się słuchacze z 90 krajów, zamówiła w firmie Digital Equipment Corp. minikomputer "Edu-System-25" (cena 33500 dol. USA). Wspomaga on nauczanie matematyki, fizyki, chemii, biologii i ekonomii, a ponadto umożliwia rozwiązywanie różnych problemów numerycznych.

(dp)

Comp. and Autom. and People, 1973, nr 7

● SYSTEM INFORMACJI O CHOROBIE RAKA

Amerykańska służba zdrowia przystępuje do realizacji pierwszego w świecie systemu informatycznego, który będzie udostępniać pracownikom naukowym szybkie informacje o raku. Amerykański Instytut Raka zawarł odpowiednią umowę z firmą Informatics Inc. w Kalifornii. Firma ta ma opracować pierwszy etap tego systemu. W najbliższym czasie mają być przeprowadzone studia wstępne, obejmujące rozpoznanie istniejących źródeł danych o raku, potrzeb informacyjnych pracowników naukowych z tej dziedziny oraz możliwości szybkiego udostępniania informacji. W pierwszym etapie firma Informatics Inc. rozpocznie opracowanie takich elementów systemu jak: Międzynarodowy Bank Danych o Raku, informacje bibliograficzne łącznie z tłumaczeniami tekstów, informacje przeglądowe i syntetyczne. Przewiduje się współpracę z różnymi instytucjami, w szczególności z Biological Abstracts, Chemical Abstracts, Narodowa Biblioteka Medyczna w USA itd. System ma być udostępniany w skali międzynarodowej.

(dp)

Comp. and Autom. and People, 1973, nr 7

● KOMPUTERY CYBER 70 DLA NRF

NRF zakupiła dla uniwersyteckiego ośrodka obliczeniowego w Hanover dwa systemy komputerowe CD CYBER 70, modele 73 i 76. Są one przeznaczone do zapewnienia usług obliczeniowych niezbędnym uczelniom i placówkom naukowym w północnym regionie NRF.

(dp)

Comp. and Autom. and People, 1973, nr 7

Z KRAJU

• SZACOWANIE NIEZAWODNOŚCI URZĄDZEŃ ELEKTRONICZNYCH ZA POMOCĄ PROGRAMU "LAMBDA"

W Zakładzie Metod Oceny Jakości Systemów IMM opracowano algorytm szacowania niektórych parametrów niezawodnościowych urządzeń elektronicznych. Algorytm zaimplementowano w programie "LAMBDA" na emc ODRA 1305 i ODRA 1304.

Program "LAMBDA" pozwala na oszacowanie czasu bezawaryjnej pracy urządzenia na podstawie struktury urządzenia i współczynników intensywności uszkodzeń elementów podstawowych. W obliczeniach uwzględniane są również obciążenia poszczególnych elementów. Analizę niezawodnościową urządzeń ułatwia podawanie w wynikach obliczeń procentowych wskaźników udziału w intensywności uszkodzeń urządzenia poszczególnych podzespołów, pakietów i elementów. Algorytm programu nie ogranicza typów elementów i urządzeń, natomiast pozwala na uwidocznienie ich charakteru elektronicznego lub mechanicznego w identyfikujących je nazwach. Dzięki szybkości dokonywanych obliczeń program "LAMBDA" daje możliwość szybkiego oszacowania niezawodności kilku wersji projektowanego urządzenia lub jego fragmentu, pomagając w wyborze optymalnej ze względu na niezawodność. Omawiany program znalazł już kilkakrotne zastosowanie przy przeprowadzaniu analizy niezawodności kilku urządzeń produkcji polskiej, jak:

- pamięć bębnowa M-32/PB-7,
- dziurkarka taśmy papierowej JS-7024,
- czytnik taśmy papierowej JS-6022.

Program "LAMBDA" może być również wykorzystany do określenia zapotrzebowania na części zapasowe urządzeń.

Szersze omówienie programu wraz ze szczegółami algorytmu znajdzie się w jednym z najbliższych numerów Prac IMM w artykule pn. "Metoda szacowania i analizy parametrów niezawodnościowych za pomocą programu "LAMBDA".

(jd)

• JEDNOLITY SYSTEM EMC

W zeszytach nrnr 8, 9 i 10 1973 r. miesięcznika "Informatyka" ukazały się wyczerpujące informacje o sprzęcie JS EMC.

W zeszycie nr 8/73 omówiono Wystawę JS EMC-73, która odbyła się w maju - czerwcu b.r. w Moskwie.

Mgr J. Sobaniec przedstawia w obszernym artykule pt. "Środki techniczne JS EMC - Komputery Jednolitego Systemu", wszystkie modele tego systemu, produkowane przez 6 krajów socjalistycznych biorących udział we wspólnym przedsięwzięciu. Artykuł zawiera schematy blokowe tych modeli, wiele danych technicznych ogłoszonych przez producentów oraz liczne fotografie.

W. Klepacz omawia oprogramowanie JS EMC, zaś mgr J. Czajkowski wysuwa w artykule pt. "Kilka uwag o wystawie JS EMC w Moskwie" wnioski praktyczne wpływające z tego dla użytkowników sprzętu informatyki w Polsce.

W zeszycie nr 9/73 grupa autorów - J. Pelc, J. Sobaniec i F. Świderski - przedstawia na podstawie danych Wystawy JS EMC-73 urządzenia zewnętrzne Jednolitego Systemu, przekazując liczne dane techniczne pamięci zewnętrznych, urządzeń wprowadzania i wyprowadzania informacji oraz urządzeń bezpośredniej łączności operatora z maszyną.

W zeszycie nr 10/73 mgr T. Chełstowski i J. Sobaniec w dalszym ciągu przedstawiają urządzenia teleprzetwarzania i przygotowania danych JS EMC.

Należy stwierdzić, że jest to unikalny dotąd materiał o JS EMC opublikowany nie tylko u nas w kraju, lecz i w krajach partnerów.

Szybkie przygotowanie tak gruntownej informacji o sprzęcie JS EMC zawdzięczamy grupie autorów z Instytutu Maszyn Matematycznych.

(dp)

• II MIĘDZYNARODOWE SYMPOZJUM AUTOMATYZACJI
PROJEKTOWANIA BUDOWLANEGO

W dniach 22-27 października 1973 r. odbyło się w Sopocie II Międzynarodowe Sympozjum Automatyizacji Projektowania Budowlanego. Na Sympozjum przedstawiono 67 referatów z 7 krajów RWPG. Przeprowadzono obszerną dyskusję nad dotychczasowymi doświadczeniami w tej dziedzinie i perspektywami rozwoju.

Poniżej podajemy wykaz referatów.

Lp.	Autor	Kraj	Tytuł
1	2	3	4
1	Jenczewicz Bojedżijew Bakłow	LRB	Stan aktualny i przyszłe zadania w zakresie automatyzacji projektowania budowlanego w Bułgarii
2	Lukacs	WRL	Stan aktualny i tendencje rozwoju automatyzacji projektowania technicznego w budownictwie WRL
3	Mann Eras	NRD	Stan i kierunki rozwoju racjonalizacji technicznego projektowania budowlanego w budownictwie NRD
4	Bzymek	PRL	Stan aktualny i warunki rozwoju automatyzacji projektowania w PRL
5	Capatina Sandi Dogariu	SRR	Krajowy system programów dotyczących projektowania budowlanego stosowanych w SRR
6	Retynski	ZSRR	Zautomatyzowany system projektowania obiektów budowlanych (ASPOS) w ZSRR
7	Jelinek	CSRS	Aktualny stan automatyzacji projektowania w CSRS
8	Kalinay	CSRS	Ogólny schemat projektu systemu automatyzacji projektowania budowlanego
9	Kunath Rajchert	NRD	Opis systemu racjonalizacji i procesów projektowania za pomocą technologicznych podstawowych modeli projektowania budowlanego
10	Wolpe	PRL	Przegląd istniejących zintegrowanych systemów automatyzacji projektowania budowlanego

1	2	3	4
11	Zajiček	CSRS	Systemowe podejście do wykorzystywania EMC trzeciej generacji - system "SAPRO"
12	Popa Čápětině Kristen	SRR	Zabezpieczenie informacyjne zautomatyzowanego systemu projektowania w budownictwie
13	Mencer	CSRS	Strumień informacji i zabezpieczenie informacyjne w systemie zautomatyzowanego projektowania
14	Bašus	CSRS	Problematyka bazy danych, zbiorów danych i banku danych z punktu widzenia zastosowania w praktyce systemu klasyfikacji i kodowania
15	Tichy	CSRS	Znaczenie i rola klasyfikacji i kodowania dla automatyzacji projektowania budowlanego
16	Stopat Rajchert	NRD	Problemy opracowania i przenoszenia części systemu zautomatyzowanego projektowania do praktyki
17	Púll	CSRS	Problemy realizacji systemu zautomatyzowanego projektowania w CSRS
18	Kilian	WRL	System usług oferowany w zakresie obliczeń technicznych w węgierskim przemyśle budowlanym
19	Jěnikė	NRD	Ważne kroki na drodze rozwoju technologii projektowania ustalone w wyniku systematycznych analiz procesu
20	Thiele Stěckel	NRD	Doświadczenia i wnioski z rozwoju i zastosowania projektowania jednokondygnacyjnych budynków przeznaczenia ogólnego w oparciu o automaty
21	Weber Schitze	NRD	Doświadczenia ze stosowania linii technologicznej "Budynki wielokondygnacyjne o różnych przeznaczeniach" i jej podsystemów
22	Gusakov	ZSRR	Problemy oceny rozwiązań w zautomatyzowanych systemach projektowania budowlanego
23	Rajchert	NRD	Problemy wprowadzania EMC do projektowania budowlanego

1	2	3	4
24	Dušek	CSRS	Eksperymentalny podsystem "Wielokondygnacyjne budynki wielkopłyto- we"
25	Niedzialkow	LRB	Podsystem zautomatyzowanego projek- towania budynków o ścianach noś- nych
26	Botar	WRL	System programów dla obliczeń cen- tralnego ogrzewania
27	Irmer	NRD	Rozwój linii technologicznych do projektowania instalacji inżynie- ryjno-technicznych w budynkach
28	Koczyk Mirowski	PRL	Automatyzacja obliczania wodnych urządzeń centralnego ogrzewania
29	Machtel	PRL	Rodzina programów obliczeniowych do projektowania instalacji serii BYDGOSZCZ
30	Witakowski	PRL	Pakiet programów do obliczeń oświetlenia pomieszczeń przemysł- owych
31	Pietrow Michajłow	LRB	Automatyzacja projektowania zaopa- trzenia w energię elektryczną za- kładów przemysłowych
32	Nikołow Czołakowa	LRB	Zautomatyzowane sporządzanie doku- mentacji kosztorysowej
33	Jenczewicz Bakłow	LRB	Podsystem projektowania wielokon- dygnacyjnych budynków szkieleto- wych (konstrukcyjno-budowlana część projektu)
34	Takacs	WRL	Projektowanie widowni kina szeroko- ekranowego przy pomocy EMC
35	Neu	NRD	Opracowanie zautomatyzowanej linii projektowania fundamentów budowli
36	Leśniak Grodzki Jakubowski	PRL	OSY - System zautomatyzowanego projektowania i optymalizacji konstrukcji stalowych hal przemy- słowych
37	Leśniak Grodzki	PRL	ASY - System automatycznego projek- towania rzutów mieszkań i budynków oraz doboru optymalnego programu produkcji elementów konstrukcyj- nych

1	2	3	4
35	Căpățină Pop	SRR	Automatyzacja projektowania prefabrykowanych elementów żelbetowych
39	Căpățină	SRR	Modele matematyczne stosowane przy obliczeniach konstrukcji nośnych
40	Horvat	WRL	Obliczenia maszynowe konstrukcji nośnych
41	Holnapy	WRL	Obliczenia powłok membranowych wg metody elementów skończonych
42	Karger	NRD	Opracowanie pakietu programów do projektowania płaskich ustrojów prętowych
43	Gorłow	ZSRR	Podsystem zautomatyzowanego projektowania konstrukcji budowlanych
44	Aleksandrow	ZSRR	Zautomatyzowane projektowanie monolitycznych żelbetowych szkieletów ramowych
45	Bzymek	PRL	System analizy konstrukcji inżynierskich STRAINS-71
46	Paszkiwicz Sambura	PRL	Pakiet programów obliczeń konstrukcji inżynierskich PROBUS
47	Szmelter	PRL	Wykorzystanie metody elementów skończonych w procesie automatyzacji obliczeń inżynierskich
48	Jaszczołt- Zawrzykraj	PRL	Projektowanie konstrukcji nośnych budynków halowych i wielokondygnacyjnych z zastosowaniem maszyn cyfrowych
49	Bocheński Wolpe	PRL	System automatyzacji projektowania wysokich kominów żelbetowych
50	Kończakow	LRB	Podsystem automatyzacji projektowania mostów
51	Visarion Badescu	SRR	Wykorzystanie EMC do obliczeń statycznych i dynamicznych chłodni hiperbolicznych
52	Gesler	WRL	Projektowanie konstrukcji o minimalnym ciężarze
53	Szyocs	WRL	Podsystem rozwiązywania układu równań różniczkowych

1	2	3	4
54	Kisz	WRL	Określenie stabilności uogólnionego tworzenia operatora
55	Kretschmar	NRD	Konieczność i możliwość stosowania metod optymalizacji w projektowaniu
56	Orłowska	PRL	Rola modelu matematycznego w procesie automatyzacji projektowania
57	Goliński	PRL	Adaptacyjny system optymalizacji nieliniowej
58	Robew Złatanow	LRB	System informacyjny projektowania aglomeracji ludzkich w LRB
59	Jakowlew	ZSRR	Teoretyczne i praktyczne zagadnienia automatyzacji projektowania systemów transportowych dużych miast
60	Fauszt	WRL	Elektroniczna technika obliczeniowa w projektowaniu budowli inżynierskich
61	Kosmin	ZSRR	Opracowanie zautomatyzowanego systemu projektowania trasy nowych dróg
62	Bálványos	WRL	Zastosowanie małej EMC w jednym z biur projektów przemysłu budowlanego
63	Nyeki	WRL	Prace wykonywane za pomocą EMC w Instytucie Projektowania Budynków Przemysłowych (IPARTERW)
64	Szymczyk	PRL	Wprowadzenie modułowych wielodostępnych systemów minikomputerowych do praktyki biur projektów
65	Neie	NRD	Zasady dalszego opracowania pakietów programów
66	Weiland	NRD	Problemy racjonalizacji projektowania na etapie przygotowania inwestycji
67	Schindler	NRD	Podstawowy kierunek unifikacji bazy elektronicznej techniki obliczeniowej w budownictwie NRD w zakresie technicznego przygotowania produkcji

• CYFRONET DLA PLACÓWEK NAUKOWYCH

W Instytucie Badań Jądrowych w Świerku działa środowiskowe Centrum Obliczeniowe CYFRONET. Zainstalowano tam komputer o następujących parametrach technicznych:

- szybkość 900 tys. operacji na sekundę,
- pamięć operacyjna o pojemności 65 tys. słów 60-bitowych,
- pamięć dyskowa 180 mln znaków,
- 5 stacji taśm magnetycznych.

Urządzenia zewnętrzne stanowią:

- drukarka wierszowa 1200 wierszy na minutę,
- czytnik kart,
- pisak XY.

Urządzenia transmisji danych umożliwiają dostęp do komputera z urządzeń końcowych zainstalowanych w promieniu kilkudziesięciu kilometrów w uczelniach warszawskich i w niektórych placówkach naukowych Polskiej Akademii Nauk. Stacje abonenckie są wyposażone w urządzenia końcowe wolne (dalekopis z czytnikiem i perforatorem taśmy) lub średnioszybkie (czytnik kart, drukarka wierszowa i alfanumeryczny monitor ekranowy z klawiaturą).

Cały System Abonencki CYFRONET będzie rozbudowywany dla obsługi placówek naukowych i dydaktycznych Warszawy.

(dp)

BIBLIOTEKA GŁÓW
Politechniki Śląskiej

P3057 / 7