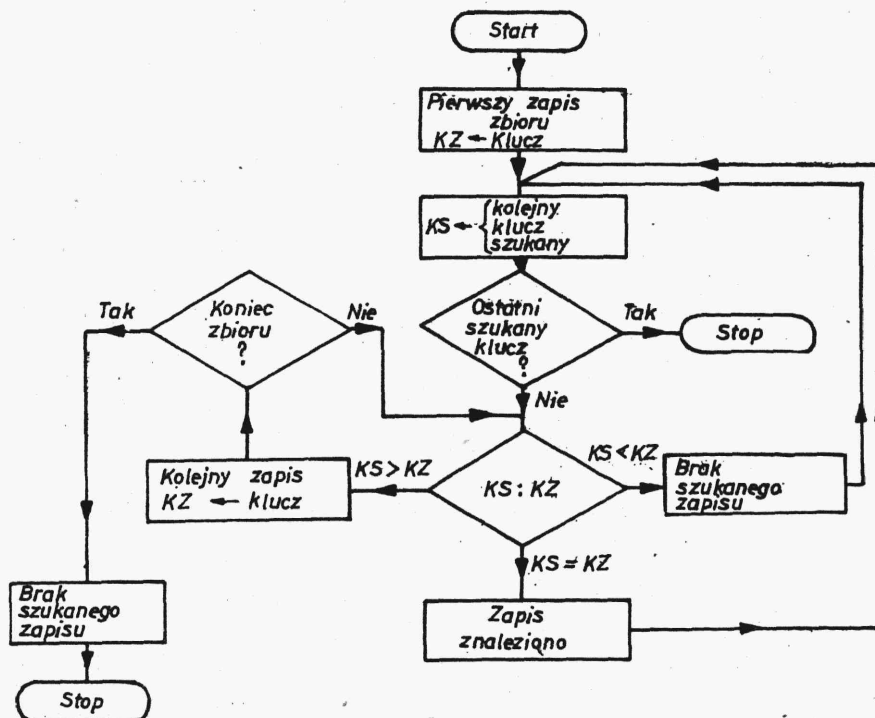


do określenia w zbiorach inwersyjnych adresów zapisów na podstawie listy wartości klucza pierwotnego.

10.2. Zbiory o organizacji sekwencyjnej

Przy przetwarzaniu zbiorów sekwencyjnych porównywane są klucze kolejnych zapisów zbioru z wartością klucza zapisu szukanego, aż do napotkania zapisu z kluczem równym lub większym (w sensie uporządkowania leksykograficznego) od klucza szukanego. W pierwszym przypadku zapis szukany został znaleziony, w drugim przypadku stwierdzono brak zapisu szukanego w zbiorze. Jeśli zbiór szukanych zapisów i zbiór przeszukiwany są uporządkowane w ten sam sposób, wtedy dostęp sekwencyjny dla kolejnego zapisu szukanego rozpoczynamy od zapisu, który przetwarzaliśmy poprzednio. Jest to główna zasada sekwencyjnego przetwarzania zbiorów taśmowych i dyskowych o organizacji sekwencyjnej (rys.10.6). Jeśli natomiast uporządkowa-



Rys.10.6. Schemat blokowy wyszukiwania zapisów w zbiorze sekwencyjnym

nie zbioru żądań i zbioru głównego nie jest jednakowe, wtedy musimy rozpoczynać przeszukiwanie zbioru głównego zawsze od pierwszego zapisu. Metoda ta jest bardzo czasochłonna i dlatego stosowana jest tylko dla niewielkich zbiorów.

Przykład 10.1

Oszacowana zostanie różnica czasów przetwarzania tych samych zbiorów przy wykorzystaniu obu opisanych powyżej metod. Zaprojektowano program obliczający należności za wyroby zamówione przez klientów pewnego przedsiębiorstwa. Zbiór zawierający 1000 zapisów (dla każdego wyrobu produkowanego przez przedsiębiorstwo zbiór-cennik zawierał jeden zapis z kodem wyrobu i jego ceną) przechowywany był w pamięci operacyjnej. Zbiór ten został uporządkowany wg kodu wyrobu. Pozycje w zamówieniach poszczególnych klientów zostały także posortowane wg kodu wyrobu. Program obliczający należność za zamówione wyroby stosował dostęp sekwencyjny, przy czym dla każdego zakupionego wyrobu (omyłkowo) rozpoczynał przeszukiwanie cennika wyrobów od początku. Czas przebiegu programu wynosił średnio 30 min. Program napisany po wykryciu przeoczenia rozpoczynał kolejne przeszukiwanie cennika dla danego zamówienia od ostatniego zakupionego wyrobu, dla którego już została obliczona należność. Średni czas przebiegu programu zmniejszył się do 10 min. Oszczędność tę można łatwo oszacować, rozważając, np. zamówienie na 10 wyrobów równomiernie "rozłożonych" w zbiorze cen. Mianowicie dostęp "z przeoczeniem" wymaga (średnio) $10 \cdot 1000/2$, czyli 5000 porównań kluczy, zaś dostęp "po poprawce" - nie więcej niż 1000 porównań.

Aktualizacja zbiorów sekwencyjnych na taśmach magnetycznych realizowana jest przez przepisywanie ich z jednej jednostki taśmy na drugą, przy czym zapisy nie zmienione są po prostu kopiowane. A więc w wyniku stosowania takiej procedury otrzymujemy ze zbiorów tzw. starej generacji - zbiory tzw. nowej generacji (p.9.7). Aktualizacja zbiorów sekwencyjnych w pamięciach dyskowych (oraz innych typach pamięci z bezpośrednim dostępem) nie musi pociągać za sobą kopiowania zbiorów.

rów na inny pakiet dysków lub do innego obszaru tego samego pakietu, jeśli tylko długość zapisów nie ulega zmianie. Zmienione zapisy zapisywane są w miejsce starych, przy czym istnienie zapisów zablokowanych wiąże się z przepisaniem całego bloku wielozapisowego.

Ze względu na konieczność zabezpieczenia danych przed zniszczeniem zachowywane jest kilka kolejnych generacji zbiorów głównych (najczęściej trzy generacje) wraz z odpowiednimi danymi aktualizującymi, w celu odtworzenia zbiorów zniszczonych w jakikolwiek sposób. W tym samym celu zbiory główne w pamięciach dyskowych są kopiowane w pewnych określonych przedziałach czasu na taśmę magnetyczną i przechowywane wraz z danymi aktualizującymi.

10.2.1. Projektowanie sekwencyjnych zbiorów taśmowych

Projektując zbiory sekwencyjne w pamięciach taśmowych należy pamiętać, że na ogół blok zawiera całkowitą liczbę zapisów. Jeśli zbiór składa się z zapisów stałej długości, to wielkość bloku przyjmujemy jako wielokrotność wielkości zapisu. Jeśli natomiast zbiór składa się z zapisów zmiennej długości (np. $l_{zsr} = 200 \text{ zn}$, $l_{zmax} = 500 \text{ zn}$), wtedy wielkość bloku powinna przekraczać maksymalną długość zapisu i być wielokrotnością długości średniej (np. długość bloku l_b dla podanego przykładu może wynosić $l_b = 600 \text{ zn}$ lub 1000 zn).

Podstawowymi parametrami, jakie należy określić dla zbiorów taśmowych, jest długość taśmy (liczba krążków) niezbędna do zapisania rozważanego zbioru danych oraz czas przetwarzania tego zbioru.

Rozważmy zbiór danych składający się z n_z zapisów stałej długości l_z . Poniższy algorytm [7], [8], [22] pozwala określić długość taśmy potrzebną do przechowania tego zbioru.

Algorytm STM

1. Przyjmujemy, że długość bloku wynosi l_b znaków. Długość bloku podaną w znakach można przeliczyć na długość bloku w rzędkach^{*)} l_{brz} :

$$l_{brz} = \left\lceil \frac{l_b \cdot n_{bit}}{n_{sc} - 1} \right\rceil^{**)},$$

gdzie:

n_{bit} - długość znaku w bitach,

n_{sc} - liczba ścieżek.

Liczba zapisów w bloku określona jest wzorem:

$$n_{zb} = \left\lfloor \frac{l_b}{l_z} \right\rfloor^{**)}$$

2. Określamy liczbę bloków n_b , zawierających wszystkie zapisy rozważanego zbioru danych:

$$n_b = \left\lceil \frac{n_z}{n_{zb}} \right\rceil.$$

3. Określamy długość taśmy, l_{tb} potrzebną do zapisania jednego bloku danych:

$$l_{tb} = \frac{l_{brz}}{g} ; [mm] ,$$

gdzie g - gęstość zapisu taśmy magnetycznej (rzędk/mm).

*) Dla komputerów m.in. ODRA 1300 lub ICL 1900 wyposażonych w pamięci 9-ścieżkowe (w tym jedna ścieżka parzystości) słowo 24-bitowe (czyli cztery znaki 6-bitowe) zapisywane jest za pomocą 3 rzędków.

**) Symbole $\lceil x \rceil$ ($\lfloor x \rfloor$) oznaczają, odpowiednio, najmniejszą (największą) liczbę całkowitą nie mniejszą (nie większą) od liczby x . Na przykład $\lceil 1,2 \rceil = 2$;
 $\lfloor 1,2 \rfloor = 1$; $\lceil 1 \rceil = \lfloor 1 \rfloor = 1$.

4. Określamy całkowitą długość taśmy l_t potrzebną do zapisania zbioru:

$$l_t = n_b \cdot (l_{tb} + l_{pmb}) \cdot 10^{-3}; [m]$$

oraz liczbę krążków n_k :

$$n_k = \left\lceil \frac{l_t}{l_{tk}} \right\rceil,$$

gdzie:

l_{pmb} - długość przerwy międzyblokowej,

l_{tk} - długość krążka taśmy magnetycznej.

Jeśli otrzymana długość taśmy jest zbyt duża, można zwiększyć wielkość bloku, czyli wrócić do kroku 1. Podstawowym ograniczeniem wielkości bloku jest konieczność zarezerwowania specjalnego obszaru pamięci operacyjnej, zwanego buforem (p.9.2) o długości równej długości bloku.

Przykład 10.2

Rozważmy zbiór składający się z 200 000 zapisów 200-znakowych (1 znak = 8 bitów na taśmie magnetycznej 9-sieczkowej o parametrach identycznych z PT-3) przedstawiony w tablicy 9.1. Należy określić długość taśmy oraz ilość krążków potrzebnych do zapisania rozważanego zbioru dla następujących długości bloku:

$l_b = 200, 400, 600, 800, 1000, 2000, 10\ 000$ znaków.

Dane:

$$l_z = 200 \text{ zn}; n_z = 200\ 000;$$

$$l_{brz} = l_b; l_{pmb} = 15 \text{ mm}; g = 32 \text{ rządki/mm}; l_{tk} = 750 \text{ m}.$$

Określimy długość taśmy i ilość krążków dla bloku o długości $l_b = 200$ zn. Liczba zapisów w bloku: $n_{zb} = 1$.

Całkowita liczba bloków zawierających rozważany zbiór:

$$n_b = n_z = 200\ 000.$$

Długość taśmy potrzebna do zapisania jednego bloku danych:

$$l_{tb} = 6,25 \text{ mm, czyli } l_{tb} < l_{pmb}.$$

Całkowita długość taśmy:

$$l_t = 200000 \cdot (6,25 + 15) 10^{-3} = 4250 \text{ m}.$$

Liczba krążków taśmy:

$$n_k = \lceil 4250/750 \rceil = \lceil 5,67 \rceil = 6.$$

Wielkości określone dla pozostałych długości bloków podane są w tablicy 10.1.

Tablica 10.1

l_b [zn]	200	400	600	800	1000	2000	10 000
n_{zb}	1	2	3	4	5	10	50
n_b	$2 \cdot 10^5$	10^5	66667	$5 \cdot 10^4$	$4 \cdot 10^4$	$2 \cdot 10^4$	$4 \cdot 10^3$
l_{tb} [mm]	6,25	12,5	18,75	25	31,25	62,5	312,5
l_t [m]	4250	2750	2250	2000	1800	1550	1310
n_k	6	4	3	3	3	3	2
t_{trb} [ms]	2,08	4,17	6,25	8,33	10,42	20,83	104,17
t_{cTM} [s]	1817	1117	883	766	697	557	445

W celu oszacowania czasu przetwarzania taśmowego zbioru należy przede wszystkim określić czas przetwarzania pojedynczego bloku danych t_b , który składają się *): czas startu/stopu,

*) W powyższych i dalszych rozważaniach pominięty został czas, rozpoczęcia i zakończenia transmisji (czyli czas obsługi transmisji) oraz czas przetwarzania bloku danych w pamięci operacyjnej. Czasy te bardzo często są mniejsze od pozostałych składników czasu przetwarzania bloku całkowitego oraz są trudne do oszacowania (dotyczy to zwłaszcza czasu przetwarzania w pamięci operacyjnej).

t_{ss} (czyli czas rozpędzania i hamowania taśmy magnetycznej) oraz czas transmisji danych zawartych w bloku t_{trb} . A więc całkowity czas przetwarzania całego zbioru określony jest wzorem:

$$t_{cTM} = n_b \cdot t_b \cdot 10^{-3} = n_b \cdot (t_{ss} + t_{trb}) \cdot 10^{-3}; [s]$$

przy czym czas transmisji t_{trb} wynosi:

$$t_{trb} = \frac{l_{brz}}{v}; [ms]$$

Przykład 10.3

Poniżej określimy zależność czasu odczytania zbioru danych z przykładu 10.2 (blok za blokiem) od wielkości bloku.

$$t_{ss} = 7 \text{ ms}; \quad v = 96 \text{ Krządków/s};$$

$$l_b = 200 \text{ zn}; \quad n_b = n_z = 200 \text{ 000}; \quad l_{brz} = l_b;$$

$$t_{trb} = 200/96 = 2,1 \text{ ms};$$

$$t_{cTM} = 200 \text{ 000} \cdot (7 + 2,1) \cdot 10^{-3} = 1817 \text{ s.}$$

Czasy przetwarzania rozważanego zbioru dla pozostałych długości bloku podane są w tablicy 10.1. Przy obliczaniu czasu przetwarzania całego zbioru pominięto czasy zakładania i zdejmowania krążków taśmy (zbiór jest wielokrążkowy). Operacje związane z przygotowaniem nowego krążka do przetwarzania mogą być wykonywane w czasie przetwarzania krążka poprzedniego.

10.2.2. Projektowanie sekwencyjnych zbiorów dyskowych

W procesie projektowania zbiorów danych w pamięciach dyskowych musimy określić ilość cylindrów i ewentualnie ilość pakietów niezbędnych do przechowywania rozważanego zbioru. Planowanie zajętości powierzchni dysku dla danego zbioru odnosi się do jednej ścieżki, przy czym dążymy do maksymalnego